



HAL
open science

Méthodologies pour l'évaluation de performances d'architectures réseaux smart grids

Théo Docquier

► **To cite this version:**

Théo Docquier. Méthodologies pour l'évaluation de performances d'architectures réseaux smart grids. Réseaux et télécommunications [cs.NI]. Université de Lorraine, 2021. Français. NNT : 2021LORR0360 . tel-03572299

HAL Id: tel-03572299

<https://hal.science/tel-03572299v1>

Submitted on 14 Feb 2022

HAL is a multi-disciplinary open access archive for the deposit and dissemination of scientific research documents, whether they are published or not. The documents may come from teaching and research institutions in France or abroad, or from public or private research centers.

L'archive ouverte pluridisciplinaire **HAL**, est destinée au dépôt et à la diffusion de documents scientifiques de niveau recherche, publiés ou non, émanant des établissements d'enseignement et de recherche français ou étrangers, des laboratoires publics ou privés.

Méthodologies pour l'évaluation de performances d'architectures réseaux *smart grids*

THÈSE

présentée et soutenue publiquement le 15/11/2021

pour l'obtention du

Doctorat de l'Université de Lorraine

(mention informatique)

par

Théo Docquier

Composition du jury

Présidente : Maryline Chetto

Rapporteurs : Emmanuel Grolleau Professeur, Université de Poitiers, Poitiers
Jean-Luc Scharbarg Professeur, INP Toulouse, Toulouse

Examineurs : Abdelaziz Ahmed-Nacer Ingénieur R&D, SCLE SFE, Toulouse
Maryline Chetto Professeur, Université de Nantes, Nantes
Jean-Marc Thiriet Professeur, Université Grenoble Alpes, Grenoble

Directeurs de thèse : Ye-Qiong Song Professeur, Université de Lorraine, Nancy
Vincent Chevrier Professeur, Université de Lorraine, Nancy

Invité : Ludovic Pontnau Ingénieur R&D, SCLE SFE, Toulouse

Mis en page avec la classe thesul.

C'est l'avenir qui doit régner sur le passé ; c'est de lui que nous recevons les ordres de notre conduite, à l'égard de ce qui fût.

José Ortega y Gasset

Sommaire

Table des figures	ix
Liste des publications	xiii
Avant-propos	xv

Partie I Présentation générale du contexte	1
--	---

Chapitre 1

Les Réseaux électriques intelligents (*smart grids*)

1.1 Cadre historique	3
1.1.1 Les découvertes fondamentales	4
1.1.2 Les systèmes d'acheminement de l'énergie	5
1.2 Les <i>smart grids</i> aujourd'hui	6
1.2.1 Principales caractéristiques et apports	6
1.2.2 Le poste électrique : un composant du <i>smart grid</i>	7
1.3 Impacts dans nos sociétés contemporaines	10
1.3.1 Impact économique	11
1.3.2 Impact environnemental	13
1.3.3 Impact sociétal	14
1.4 Discussions	16

Chapitre 2

Le standard IEC 61850

2.1 Présentation générale de l'IEC 61850	19
2.2 Représentation et organisation des données pour l'interopérabilité	21
2.3 Configuration des équipements	23
2.4 Communication des données	24
2.4.1 La norme Ethernet	24

2.4.2	Les <i>process bus</i> et <i>station bus</i>	25
2.4.3	Les protocoles de communication	26
2.4.4	Topologie de l'architecture de communication	30
2.4.5	Évolutions futures : d'Ethernet commuté vers des architectures déterministes ?	32
2.5	Utilisation par le monde industriel	36
2.6	Discussions	37

Chapitre 3

Évaluation de performances : définition, caractérisation et application

3.1	Approche du problème d'évaluation de performances	39
3.1.1	Problème de la multiplicité de solutions	39
3.1.2	Besoins pour l'évaluation d'architectures réseaux IEC 61850	41
3.2	Méthodologies existantes pour l'évaluation de réseaux IEC 61850	42
3.2.1	Approche par simulation	43
3.2.2	Approche par modélisation analytique	45
3.2.3	Approche par expérimentations	46
3.3	Positionnement	48
3.4	Conclusion	50

Partie II Contributions

53

Chapitre 4

Modélisation et simulation pour l'évaluation de performances de réseaux IEC 61850

4.1	État de l'art	56
4.1.1	Simulation et évaluation de performances d'un poste global	56
4.1.2	Évaluation de performances pour le <i>process bus</i>	57
4.1.3	Architectures redondées	58
4.1.4	Positionnement	58
4.2	Le simulateur OMNeT++	60
4.3	Contributions	61
4.3.1	Intégration du standard IEC 61850 sous OMNeT++	61
4.3.2	Développement d'un outil logiciel pour l'évaluation de performances : STARS	67
4.4	Exemples de cas traités par STARS	68

4.4.1	Description des étapes de modélisation et évaluation de performances	69
4.4.2	Analyse comparative entre Ethernet commuté et Ethernet TAS	72
4.5	Conclusion	76

Chapitre 5

Analyse du délai par agrégation de flux pour Ethernet commuté

5.1	Rappels historiques et solutions proposées dans la littérature	80
5.1.1	Rappels historiques	80
5.1.2	Approches exactes	80
5.1.3	Approches simplifiées	81
5.2	Réflexions et positionnement	84
5.3	Détermination analytique du délai de pire cas par agrégation de flux	86
5.3.1	Formulation de notre problématique	86
5.3.2	Méthodologie	89
5.3.3	Cas d'application et discussions	93
5.4	Conclusion et perspectives	95

Chapitre 6

Extension de la modélisation analytique aux architectures Ethernet TAS

6.1	Mapping TAS/IEC 61850	97
6.1.1	Rappels sur les protocoles IEC 61850	98
6.1.2	Rappels de fonctionnement du TAS	98
6.1.3	Proposition de mapping	99
6.2	Analyse du délai de bout-en-bout du protocole GOOSE pour la classe 1A	101
6.2.1	Analyse des délais et hypothèses	101
6.2.2	Méthodologie	102
6.2.3	Applications et discussions	105
6.2.4	Discussions	110
6.3	Application de l'analyse par agrégation de flux à Ethernet TAS	110
6.3.1	Définitions des scénarios possibles	111
6.3.2	Scenario 1	112
6.3.3	Scenario 2	113
6.3.4	Scenario 3	115
6.3.5	Applications et discussions	119
6.4	Conclusion	124

Chapitre 7**Multi-modélisation et co-simulation pour l'évaluation de performances**

7.1	Multi-modélisation et co-simulation	127
7.2	Solutions existantes	129
7.2.1	Approches <i>ad hoc</i>	129
7.2.2	Frameworks de co-simulation	130
7.3	Positionnement	134
7.4	Scénario de co-simulation et problématique	136
7.4.1	Scénario de co-simulation	136
7.4.2	Identification des besoins	137
7.5	Contributions	139
7.5.1	Gestion pour l'intégration d'un modèle de communication numérique IEC 61850 à MECSYCO	139
7.5.2	Gestion pour l'intégration d'un modèle de contrôle-commande cyclique et évènementiel à MECSYCO	143
7.6	Co-simulation d'une architecture de poste électrique à l'aide de MECSYCO .	144
7.6.1	Configuration du modèle électrique	144
7.6.2	Configuration du modèle réseau	145
7.6.3	Configuration du modèle de contrôle-commande	146
7.6.4	Co-simulation de l'ensemble et discussions	146
7.7	Conclusion et perspectives	148

Conclusion générale et perspectives**Annexes****Annexe A****Démonstrations du chapitre 5**

A.1	Démonstration de l'inéquation 5.6	155
A.2	Démonstration de l'équation 5.7	156

Annexe B**Démonstrations du chapitre 6**

B.1	Démonstration de la proposition 6.1	159
B.2	Démonstration de la proposition 6.2	162
B.3	Démonstration de la proposition 6.3	166
B.4	Démonstration de la proposition 6.4	168

B.5	Démonstration de la proposition 6.5	170
B.6	Démonstration de la proposition 6.6	172
B.7	Démonstration de la proposition 6.7	174
B.8	Démonstration de la proposition 6.8	175
B.9	Démonstration de la proposition 6.9	177
B.10	Démonstration de la proposition 6.10	182
B.11	Démonstration de la proposition 6.11	187

Bibliographie

201

Table des figures

1.1	Architecture simplifiée d'un poste électrique. Reproduite et modifiée à partir de [112].	8
1.2	Corrélation entre PIB et consommation d'énergie à l'échelle mondiale. Repris depuis [121].	11
1.3	Consommation énergétique par source en France pour l'année 2019. Repris depuis [149]	12
1.4	Production mondiale d'électricité par sources depuis 1985. Reproduit à partir des données de [173].	14
1.5	Répartition de la consommation d'électricité pour les ménages français en 2021 ¹ . Reproduit à partir des données de [28].	15
2.1	Illustration des difficultés liées aux opérations de raccordement pour des systèmes de distribution d'électricité. Repris depuis [25]	20
2.2	Exemple de représentation hiérarchique d'un d'IED selon le paradigme DOM. Repris depuis [8].	22
2.3	Génération du fichier SCD à partir des spécifications systèmes	24
2.4	Les <i>proces</i> et <i>station bus</i>	26
2.5	Illustration du mécanisme de répétition GOOSE. Reproduit à partir de [115]	29
2.6	Illustration des architectures de redondance PRP et HSR	32
2.7	La norme <i>Time Sensitive Networking</i> (TSN). Repris depuis [23]	33
2.8	Rôle du TAS dans l'ordonnancement des trames	34
2.9	Adoption de l'IEC 61850 au niveau mondial. Repris depuis [80]	36
3.1	De l'architecture réseau IEC 61850 à l'évaluation de performances	41
3.2	Distribution de probabilité pour l'obtention du WCD en simulation. Graphe inspiré de [55]	45
4.1	Illustration du lien à établir entre architectures fonctionnelles et matérielles pour l'évaluation opérationnelle	56
4.2	Modèle d'IED développé pour notre bibliothèque IEC 61850	66
4.3	Diagramme d'activité de l'outil STARS	69
4.4	Fichier SCD contenant les spécifications fonctionnelles	70
4.5	Configuration de l'architecture matérielle	71
4.6	Résultats obtenus	72
4.7	Architecture matérielle étudiée pour la comparaison entre Ethernet commuté et Ethernet TAS	73
4.8	Évaluation de performances des protocoles IEC 61850 pour Ethernet Commuté	74
4.9	Évaluation de performances des protocoles IEC 61850 pour Ethernet TAS	75

5.1	Concepts de base du <i>Network Calculus</i>	82
5.2	Exemple de scénario où la trame d'étude (vert) ne peut en aucun cas être bloquée par toutes les trames concurrentes	85
5.3	Illustration d'un flux compact à T_{tr} constant	87
5.4	Flux principaux (F_m), concurrents (F_c) et de sortie F_o pour un chemin à n sommet(s)	88
5.5	Illustration de l'agrégation de flux	89
5.6	Illustration de l'offset de transmission pour chaque trame permettant l'obtention d'un flux compact	92
5.7	Architecture étudiée	94
6.1	Décalage d'une valeur Δ à prendre en compte en cas d'enchaînement de commutateurs	99
6.2	Délai de basse priorité dépendant de la durée T_{SMV} et T_{G1A}	104
6.3	Topologie réseau du poste électrique	105
6.4	Premières simulations de l'impact du TAS sur le trafic IEC 61850	108
6.5	Résultats de simulation pour les scénarios 1 à 4	109
6.6	Illustration des scénarios 1 à 3	111
6.7	Diagramme de flux pour l'obtention du WCD (cas 4)	119
6.8	Architecture réseau agrégée	121
6.9	Comparaison entre WCD calculé et simulé	124
7.1	Représentation dichotomique pour le choix du formalisme de modélisation. Repris depuis [171]	129
7.2	Description d'une architecture suivant la spécification HLA. Repris depuis [65]	131
7.3	Architecture physique du poste à co-simuler pour notre exemple	137
7.4	Architecture de communication numérique co-simulée	138
7.5	Architecture réseau et contrôle-commande <i>ad hoc</i> co-simulées	140
7.6	Bilan des délais obtenus pour l'architecture présentée Figure 7.5, avec Ethernet commuté	141
7.7	Bilan des délais obtenus pour l'architecture présentée Figure 7.5, avec Ethernet TAS	142
7.8	Bissection du modèle MATLAB en deux entités logicielles indépendantes à dynamiques différentes. La table de lecture correspond à l'espace des variables du logiciel.	144
7.9	Profil du courant $i(t)$ au cours de la co-simulation. Ce profil représente la partie électrique de l'architecture présentée Figure 7.3. Seul l'intervalle $[0, 400]$ est considéré afin de faciliter la lisibilité de la courbe.	145
7.10	Modèle de communication numérique sous OMNeT++. Cette architecture représente la partie communication numérique illustrée Figure 7.3.	146
7.11	Délai d'ouverture du disjoncteur après l'apparition d'un défaut sur la ligne.	147
B.1	Illustrations graphiques de la proposition 6.1	161
B.2	Illustrations graphiques de la proposition 6.2	167
B.3	Illustration de la rapidité de transmission de F_c par rapport à F_m . F_m transmet uniquement en période FT du fait d'un filtrage préalable en v_{i-1} , filtrage non subi par les F_c . Sur cette figure, F_c parvient à bloquer intégralement F_m , malgré la taille plus importante du premier par rapport au second	168
B.4	Illustrations graphiques de la proposition 6.4	171

B.5	Illustrations graphiques de la proposition 6.5	173
B.6	Illustration graphique de la proposition 6.6	174
B.7	Illustrations graphiques de la proposition 6.7	176
B.8	Illustrations graphiques de la proposition 6.8	178
B.9	Illustrations graphiques de la proposition 6.9	181
B.10	Illustrations graphiques des conditions C_A et $\neg C_A$	184
B.11	Illustration de la condition $C_A \wedge C_B$. Le flux E en dernière période (ζ) termine son arrivée durant un <i>slot</i> PW et avant le début d'arrivée du flux F_m (ϵ)	185
B.12	Illustrations graphiques de la condition $\neg C_A \wedge C_B$	186
B.13	Illustrations graphiques de la condition $\neg C_B$	186
B.14	Illustration du cas préliminaire	190
B.15	Illustrations graphiques des conditions $C1$ et $\neg C1$	191
B.16	Illustrations graphiques de l'impact de la condition $C2$	192
B.17	Illustrations graphiques de l'impact de la condition $C3$	194
B.18	Illustrations graphiques de l'impact de la condition $C4$	196
B.19	Illustrations graphiques de l'impact de la condition $C5$	197
B.20	Illustrations graphiques de l'impact de la condition $C6$	199

Liste des publications

Docquier, T., Song, Y. Q., Chevrier, V., Pontnau, L., Ahmed-Nacer, A. (2020, November). Determining a tight worst-case delay of switched Ethernet network in IEC 61850 architectures. In 2020 IEEE 45th Conference on Local Computer Networks (LCN) (pp. 184-194). IEEE.

Docquier, T., Song, Y. Q., Chevrier, V., Pontnau, L., Ahmed-Nacer, A. (2020, September). Iec 61850 over tsn : traffic mapping and delay analysis of goose traffic. In 2020 25th IEEE International Conference on Emerging Technologies and Factory Automation (ETFA) (Vol. 1, pp. 246-253). IEEE.

Docquier, T., Song, Y. Q., Chevrier, V., Pontnau, L., Ahmed-Nacer, A. (2019, November). Generating substation network simulations from substation configuration description files. In 13th Junior Researcher Workshop on Real-Time Computing (JRWRTC).

Avant-propos

Le présent manuscrit sanctionne trois années de travail, fruit d’une collaboration entre le *Laboratoire Lorrain de Recherche en Informatiques et ses Applications* (LORIA) — plus précisément au sein de l’équipe SIMBIOT, et la société Toulousaine SCLE SFE. Pour comprendre l’enjeu de cette odyssée triennale, nous interrogeons sans attendre le lecteur :

« *Avez-vous déjà pensé à vous passer d’électricité ?* »

Cette question, tout à fait surprenante pour la contemporanéité, semble faire l’écho d’une période révolue. Considérer l’ère pré-électrique comme lointaine, c’est pourtant oublier que sa démocratisation ne fut que récemment actée sur le plan historique, dès la seconde moitié du siècle dernier.

Si l’électrification est aujourd’hui largement opérationnelle au sein des pays développés, la possibilité de se retrouver momentanément abandonné par le *feu-du-ciel* reste réelle. Les dégâts causés par son absence sont le témoignage le plus saillant de son caractère perversif. Son emploi n’est pourtant pas miraculeux et n’est précédé que par seulement deux étapes : production et acheminement de l’énergie. La première est aujourd’hui marquée par le grand nombre de solutions aboutissant à sa mise en œuvre ; la seconde par l’effort à déployer pour son acheminement.

C’est dans cette optique qu’interviennent les réseaux électriques intelligents (*smart grids*). Leur rôle est d’assurer l’optimisation entre les étapes de production et d’acheminement, en vue d’apporter un niveau de qualité de service satisfaisant aux utilisateurs, en plus d’ouvrir la voie à de nouveaux services contractuels avantageux sur le plan économique [38]. En sus de cet apport, et par opposition aux *grids* traditionnels (ou *dumb grids*), les *smart grids* intègrent des sources de production hétéroclites, dont les énergies renouvelables sont les représentantes majeures. Ces dernières, utilisables à l’échelle de l’habitat ou de l’entreprise, permettent au consommateur de se revêtir du rôle de producteur, devenant un *prosommateur* [96]².

Considérés comme des systèmes complexes [38], les systèmes *smart grids* sont composés de nombreux éléments en interaction, parmi lesquels les postes électriques, aussi appelés *stations* dans la littérature anglo-saxonne. Les postes, éparpillés sur le territoire, ont pour tâche l’acheminement de l’énergie du point de production jusqu’à sa destination. Par analogie avec Internet, nous pouvons y voir une ressemblance avec les commutateurs et routeurs, transmettant leur flux de proche-en-proche tout le long du trajet jusqu’à destination. Les postes eux-mêmes sont considérés comme des systèmes complexes, composés d’équipements de contrôle-commande, nommés *Intelligent Electronic Devices* (IED), et interagissant par l’intermédiaire d’un réseau informatique. Le bon fonctionnement du poste est ainsi corrélé à la qualité des communications entre équipements : en situation dangereuse, les IEDs se chargeant de la supervision doivent informer les IEDs chargés de la sécurité pour préserver l’intégrité du poste ; autrement dit, l’intégrité du poste est fonction de leur capacité de réaction face aux situations dangereuses. Par capacité de réaction, nous entendons le **respect de contraintes temporelles** associées aux

2. La littérature anglophone emploie le mot-valise *prosumer*, contraction des termes *producer* et *consumer*

communications entre IEDs, imposées pour garantir le fonctionnement opérationnel des infrastructures informatiques et électriques. Par leur importance dans la transmission d'électricité et la sensibilité des postes aux défauts électriques, **la garantie du respect des contraintes constitue la principale problématique associée à notre étude.**

La Commission électrotechnique internationale (CEI)³ apporte des éléments de réponse avec le standard IEC 61850, employé pour le développement et le déploiement de postes électriques. Trois axes y sont mis en avant :

1. mise à disposition d'une syntaxe commune pour les données échangées entre IEDs ;
2. mise en œuvre de stratégies de configuration des IEDs ;
3. utilisation de la norme Ethernet pour les communications.

Le premier point procure la sémantique nécessaire aux données pour l'interopérabilité des équipements. Le deuxième point, reposant sur les éléments du premier, offre un cadre de configuration des équipements et du poste complet, facilitant l'élaboration des spécifications fonctionnelles. Le troisième point livre l'ensemble des outils pour la communication, Ethernet y prenant une part prépondérante. La norme *Time Sensitive Networking* (TSN), actuellement en cours de standardisation par les instances de l'*Institute of Electrical and Electronics Engineers* (IEEE), est une solution envisagée pour apporter la garantie du respect des contraintes temporelles [117]. L'IEC 61850 repose sur plusieurs protocoles de communication assurant la communication inter-IEDs, dont :

- *Manufacturing Message Specification* (MMS) : permet l'échange de données à faible criticité, e.g., fichiers ou données d'historique (*logs*) ;
- *Generic Object Oriented Substation Event* (GOOSE) : permet l'échange de données à forte criticité, e.g., commande d'ouverture/fermeture d'un organe de protection ;
- *Sampled Measured Value* (SMV) : permet l'échange de données analogiques numérisées, e.g., valeurs de tension ou de courant prélevées d'une ligne électrique.

Nonobstant les apports d'Ethernet, le standard n'apporte aucune réponse claire quant aux moyens pour garantir le respect des contraintes temporelles. Dans le cadre de cette thèse, le problème se pose particulièrement à l'entreprise SCLE SFE, par la difficulté d'évaluer les spécifications fonctionnelles d'un poste électrique une fois celles-ci implémentées sur le système réel. Pour fixer les idées, imaginons un ingénieur système dont l'objectif est la conception d'un poste sur le plan fonctionnel, i.e., de décrire « comment les équipements se comportent ». Par ses compétences, notre protagoniste peut configurer adéquatement les IEDs de manière à répondre aux spécifications de l'installation. L'étape suivante est la définition d'une architecture matérielle intégrant l'ensemble des spécifications. La difficulté réside précisément en cette étape : comment choisir l'architecture matérielle, particulièrement celle relative à la communication ? Quelle topologie adopter ? Finalement : **Comment évaluer les performances de l'architecture de communication et valider les spécifications fonctionnelles associées ?**

L'objectif de ce manuscrit est d'apporter une solution au problème d'évaluation de performances d'architectures réseaux IEC 61850, indispensable pour garantir les contraintes temporelles de nos postes. Plus concrètement, nous cherchons à évaluer les scénarios conduisant aux délais les plus défavorables, en vue de comparer ces derniers aux contraintes à respecter. Nous présentons ci-dessous trois contributions, d'abord énoncées de façon synthétique puis accompagnées *infra* d'explications plus détaillées.

1. Développement d'un outil logiciel pour l'évaluation, par simulation, d'une architecture réseau définie par des spécifications fonctionnelles issues d'un poste réel ;

3. en anglais : *International Electrotechnical Commission* (IEC)

-
2. Définition d'un modèle analytique permettant le calcul d'une borne du délai de pire cas, en complément des résultats obtenus par simulation ;
 3. Intégration, à la simulation réseau, de paramètres d'entrée/sortie provenant de domaines métiers relatifs aux postes électriques (e.g., contrôle-commande, électrique, etc.).

Notre première contribution passe par l'utilisation de modèles de simulation pour l'évaluation. Cette décision est motivée par l'existence de nombreux logiciels de simulation réseaux pourvus de bibliothèques adaptées à nos besoins. Le chapitre 4 motive ces assertions par la présentation de nombreux travaux actifs sur le sujet. La plupart se concentrent sur le développement de modèles intégrant les protocoles de communication mentionnés *supra* (MMS, GOOSE et SMV), illustrant leur travail par une démonstration de leurs résultats. Si l'initiative est encourageante, des travaux restent à accomplir pour réaliser la jonction entre spécifications fonctionnelles du poste (configuration des IEDs) et simulation d'une architecture basée sur ces dernières. La nécessité de cette jonction est justifiée par le besoin de séparation entre les domaines relevant de la spécification fonctionnelle (contrôle-commande, algorithmie, etc.) et de la communication. L'ingénieur réseau n'a, en effet, pas à s'occuper de la configuration de l'équipement qu'il raccorde, de même que l'ingénieur système doit rester en dehors des questions relatives au raccordement des équipements qu'il configure. Un outil logiciel intégrant cette séparation ouvre la possibilité d'un gain de temps à la configuration des paramètres de simulation, par exemple via l'usage d'une table de correspondance entre spécifications fonctionnelles et configuration des paramètres de simulation. Nous présentons, en réponse à ce manque, l'outil logiciel STARS⁴, permettant la configuration d'une part des paramètres de simulation de chaque IED selon ses spécifications fonctionnelles, d'autre part de la topologie utilisée (l'architecture matérielle) pour les interconnecter. Les résultats sont fournis à l'aide d'une interface personnalisée, rendant compte du respect, ou non, des contraintes temporelles.

Notre seconde contribution mathématise notre architecture réseau avec pour objectif de fournir le délai issu du cas le plus défavorable. Cette contribution se veut complémentaire à la première, du fait de sa limitation à obtenir le délai de pire cas. Nous justifions cela par deux raisons :

1. l'incapacité (voire l'impossibilité) pour le modélisateur de déterminer quels paramètres de simulation favorisent l'obtention du pire cas ;
2. l'impossibilité pour le modélisateur, en cas d'obtention effective du pire cas, de garantir que celui-ci l'est effectivement.

Une solution possible est l'exécution d'un grand nombre de simulations, chacune d'elle associée à un jeu de paramètres spécifiques fournissant des résultats différents. Le délai maximum obtenu à l'issue de ces exécutions est considéré comme le plus défavorable et est retenu pour évaluation. L'exploration exhaustive de l'espace d'états formé par les combinaisons de paramètres rend théoriquement possible notre mission. Si cette exploration est envisageable pour de petites architectures, l'entreprise devient difficile, sinon impossible, passé un niveau de complexité. Toute alternative candidate doit s'affranchir de cette contrainte, tout en conservant l'assurance quant à la précision du résultat. Les études travaillant à une alternative de l'approche par simulation sont nombreuses. Par soucis de concision, nous choisissons de les classer en deux catégories, que nous reprendrons plus en détail au chapitre 5 :

1. **Approches exactes** : recherche du délai de pire cas exact. Les approches de cette catégorie passent généralement par une étude exhaustive de tous les scénarios possibles. Leur

4. Acronyme pour *Simulation Tool for Analysis of substation netwoRkS*.

inconvenient réside dans leur complexité exponentielle en cas d'étude d'architectures complexes.

2. **Approches simplifiées** : recherche d'une borne du délai de pire cas. Contrairement aux approches exactes, leur objectif est la recherche d'un majorant du délai, i.e., une valeur ne pouvant jamais être dépassée. Un écart, aussi appelé pessimisme, entre le pire cas exact et celui calculé accompagne généralement le majorant. Ces approches ont toutefois l'avantage d'être plus simple à mettre en œuvre, supportant mieux l'analyse d'architectures complexes.

Le problème devient question de compromission : choisir une approche fournissant un résultat suffisamment fiable⁵ sans engendrer une forte complexité d'obtention. Face à cette apparente obligation de compromission, nous choisissons le développement de notre propre approche, que nous présentons au chapitre 5. Celle-ci repose sur le principe d'agrégation de flux. Le principe consiste à étudier le délai à l'aune de la formation de flux au sein de l'architecture réseau et des blocages liés à leur contention. Nous montrons la possibilité de calculer le délai le plus défavorable d'une architecture Ethernet commuté, ceci à partir d'un algorithme itératif. L'analyse, portant d'abord sur Ethernet commuté au chapitre 5, est étendue aux architectures employant le mécanisme *Time Aware Shaper* de la norme TSN au chapitre 6.

Notre troisième contribution est l'amélioration de la fiabilité des résultats par l'ajout, aux modèles de simulations réseaux, de paramètres d'entrée/sortie provenant d'expertises métiers associées aux postes électriques. Si notre première contribution emploie la simulation pour répondre à notre besoin d'évaluation, de nombreuses hypothèses ternissent, dans une certaine mesure, la fiabilité des résultats. Parmi celles-ci, mentionnons :

- le nombre d'équipements réagissant à un défaut. Sans aucune connaissance préalable du poste évalué, la réaction à un défaut électrique est laissée à l'appréciation du seul architecte réseau, non compétent sur le sujet ;
- le comportement des IEDs en cas de défaut. L'architecte réseau ne dispose d'aucune connaissance du comportement des IEDs, pouvant adopter une variété de comportements fonction de leur nature (IED de contrôle ou de protection) ou de la situation (défaut transitoire rapide, sur-intensité dépassant un seuil, etc.) ;
- les périodes de transmission des IEDs en cas de défaut. En l'absence d'informations sur la périodicité de transmission, l'emploi de processus stochastiques, tels les processus markoviens, dont l'utilisation est fréquemment associée à la théorie des files d'attente [30, 91], demeure monnaie courante. Les dynamiques de transmission ainsi exprimées ne sont néanmoins que rarement conformes aux comportements réels des IEDs.

Toutes ces hypothèses entraînent des divergences plus ou moins importantes entre architectures réelle et simulée. Pour les limiter, le comportement des IEDs (i.e., les entrées/sorties de notre modèle de communication) doit être déterminé distinctement entre experts métiers concernés. Cette interaction entre différentes expertises (e.g, le contrôle-commande de l'IED, l'état du système électrique et le réseau de communication) nous fait apprécier le caractère complexe des postes électriques. Notre choix pour l'étude de systèmes complexes porte sur l'approche par Multi-Modélisation et Co-simulation. Utilisée pour l'étude de systèmes complexes [92], le système y est représenté comme composé de multiples entités, dont l'interaction est explicative du comportement de l'ensemble [201]. Cette dissection du système en plusieurs entités autorise une répartition du travail de modélisation, chaque composant étant conçu par l'expert concerné. Des

5. La quantification de la fiabilité est une question délicate, principalement fonction des exigences attendues. Nous nous garderons d'en donner une valeur précise, laissant la liberté au lecteur de se la représenter. Nous reparlons cependant de ce sujet au chapitre 5.

solutions pour l'étude de systèmes *smart grids* en co-simulation existent, comme nous le verrons au chapitre 7. La multiplicité de solutions s'explique par l'absence d'un consensus quant à la méthodologie à appliquer pour la mise en œuvre de l'approche. Certaines solutions, dites *ad hoc*, proposent une conception personnalisée pour un problème donné, aboutissant au développement d'un environnement logiciel rigide ; d'autres se veulent plus souples dans leur fondement, notamment par le développement d'un intergiciel dédié et effectuant le lien entre les différentes entités logicielles. Le manuscrit se concentre sur l'utilisation de l'intergiciel de cosimulation MECSYCO, développé par le laboratoire LORIA et axant sa politique sur une démarche rigoureuse de modélisation et simulation [48]. MECSYCO permet en outre l'intégration de plusieurs logiciels utilisés dans le cadre de cette thèse, que nous détaillerons au fil du manuscrit. Utilisé avec succès pour la co-simulation de systèmes cyber-physiques (nous y reviendrons au chapitre 7), l'intergiciel ne peut prendre en charge toutes nos exigences (là encore, nous y reviendrons). Notre contribution porte donc sur l'amélioration de l'intergiciel pour répondre à notre besoin, enrichissant en même temps ses capacités. Nous montrons la possibilité de substituer, à nos hypothèses réseaux classiques, des informations d'entrée/sortie correspondant plus fidèlement aux pratiques industrielles.

Première partie

Présentation générale du contexte

1

Les Réseaux électriques intelligents (*smart grids*)

- Où donc est-il allé ?
- Il s'est attelé au char de Zeus, et il porte la foudre.

Les Guêpes, Aristophane

Affirmer que l'énergie électrique fait partie intégrante du quotidien pourrait s'apparenter à une vérité de La Palice tant foisonnent les preuves à cette assertion : éclairage domestique et urbain, chauffage, fonctionnement de nos appareils multimédias, etc. Un effort aussi maigre que l'appui sur un interrupteur suffit pour témoigner de l'activité des électrons. Ce que, naguère, les hommes purent considérer comme de la sorcellerie n'est néanmoins pas l'œuvre d'un phénomène métaphysique. C'est la résultante d'un long parcours, de l'observation pré-historique de la foudre jusqu'à sa génération à partir de l'atome, qui permit à l'homme de dompter le précieux sésame.

Partout où sa maîtrise est attestée, l'électricité est transportée en « réseau », i.e., partant d'une source de production pour arriver vers le/les consommateur(s), non sans avoir préalablement effectuée un long trajet. L'architecture formant ce réseau prend la forme d'une grille, ou *grid* pour les anglophones. Cette grille, en plus de transporter l'énergie, s'assure d'accomplir sa mission « intelligemment », e.g., par la conservation de l'équilibre entre production et consommation. Nous disposons *in fine* d'une *grille intelligente*, traduction française de *smart grid*.

Ce chapitre a pour but d'apporter des éléments de présentation de *smart grids*, plus particulièrement dans le cadre de ce manuscrit. Nous présentons une synthèse historique, suivie d'une introduction aux postes électriques, notion fondamentale de cette thèse. Pour motiver les enjeux de nos travaux, nous analysons l'impact des *smart grids* sur les plans économiques, sociétaux et environnementaux.

Le lecteur averti de ces sujets peut restreindre sa lecture à la section 1.2 comprenant les éléments utiles à la compréhension de certains aspects de nos travaux ultérieurs.

1.1 Cadre historique

L'émergence des *smart grids* ne fut pas caractérisée par une dynamique linéaire, mais par une succession de longues inerties, suivies de poussées brusques et dont les impulsions sont à mettre au crédit de grands hommes de science. C'est aussi une émergence, au regard de son déploiement dans le temps, jalonnée par diverses étapes : découverte des principes fondamentaux

de l'électricité, sa génération, les dispositifs permettant son exploitation et son acheminement [102]. Cette histoire est naturellement trop vaste pour en rapporter un contenu exhaustif. Nous choisissons d'en exposer un bref *compendium* pour prendre la mesure de son développement sur plusieurs millénaires.

1.1.1 Les découvertes fondamentales

L'histoire des *smart grids* s'inscrit en parallèle de celle des technologies ayant permis leur avènement ; aussi ne pouvons-nous donner des éléments historiques sans la prise en compte de cette dualité.

La découverte de l'électricité par les hommes primitifs peut légitimement s'apprécier dans l'observation de phénomènes météorologiques, tels les épisodes orageux, pour lesquels les spectateurs ne manquèrent — probablement — pas d'interrogations. Dans son *History of Electricity*, [37] Park Benjamin élargit pourtant notre champ de vision : les principes de l'électrostatique sont découverts, inconsciemment, par les hommes primitifs et la manipulation de pierres d'ambre. Plusieurs millénaires plus tard, l'ambre est baptisée *ēlektron* par les grecs anciens, le terme étant connecté au mot *ēlektōr* (*le soleil rayonnant*) du fait de ses propriétés de radiance. Thalès, imprégné de pensée milésienne, devient témoin de ses propriétés électrostatiques : de petits objets, plumes comme brindilles, peuvent être attirés après friction du mystérieux artefact.

Le mot *électricité* moderne est forgé par William Gilbert, savant britannique du XVI^e siècle et considéré comme le *père de l'électricité moderne*. Travaillant sur le magnétisme, la consignation de ses travaux dans l'ouvrage *De Magnete* [90] donne une première étude cohérente des matériaux aux propriétés électrostatiques. Leur proximité avec l'ambre donne à l'homme d'outre-Manche l'idée d'employer le terme *electricité* pour décrire les phénomènes observés.

Il faut attendre 1800 et l'invention du premier générateur par Alessandro Volta pour voir émerger un potentiel commercial à la production d'électricité. La « pile de Volta », premier exemple de générateur, est composée d'un empilement de plaques de différents matériaux et délivrant un courant continu à la suite de réactions chimiques.

La prochaine révolution nous vient de Michael Faraday et de sa découverte du phénomène d'induction électromagnétique, i.e., la génération, dans un matériau conducteur, d'une force électromotrice à partir d'un champ magnétique. De cette découverte naît en 1831 le premier générateur d'électricité basé sur le phénomène, utilisant une bobine rotative cuivrée autour d'un champ magnétique fixe. L'invention de Faraday sera plus tard améliorée indépendamment par les frères Cromwell et Samuel Alfred Varley, Charles Wheatstone et Werner von Siemens au cours des années 1866-1867 [162]. L'apport repose sur la substitution des champs magnétiques naturels par des champs artificiels, générés à partir d'électro-aimants en lieu et place d'aimants permanents. L'induction électromagnétique est encore de nos jours le principal phénomène sous-jacent à l'origine de la production d'électricité, où seule diffère la méthode conduisant à son obtention (e.g., fission nucléaire, vent, géothermie, hydraulique, etc.).

Si la découverte de Faraday est au cœur de nombreux procédés actuels de production, nous ne pouvons conclure ce bref historique sans discuter de l'effet photovoltaïque. Découvert par Edmond Becquerel en 1839, le phénomène traduit la présence, au sein d'un matériau, d'un potentiel électrique postérieurement à son exposition aux rayons solaires. « Mettre le soleil en bouteille », pour reprendre l'expression de Simonin [184], n'est alors plus l'expression d'un idéal romantique, mais de la volonté de joindre la parole aux actes. L'ingénieur français Augustin Mouchot tente de faire sienne l'énergie solaire par une succession d'inventions ; parmi elles le moteur solaire, présenté en 1878 au cours d'une exposition inaugurée par le président de la République Mac Mahon [123]. Dotée d'un réflecteur parabolique relié à une chaudière alimentant

une machine à vapeur pouvant pomper jusqu'à 500 gallons d'eau par heure, l'invention ne manque pas d'attirer l'œil attentif de la presse présente à l'évènement. L'enthousiasme ne fut néanmoins pas suivi de conséquences immédiates. Le solaire connaîtra en effet une perte d'intérêts, supplanté par l'influence prédominante d'un charbon alliant simplicité et efficacité d'utilisation. Il faut attendre 1954 et les travaux du laboratoire Bell pour voir apparaître un premier prototype de ce qui deviendra plus tard le panneau solaire *moderne*. Ces panneaux, revêtus de silicium, jouissent d'un rendement de 6% entre énergie solaire absorbée et énergie électrique restituée, performance remarquable au regard des cellules photovoltaïques développées jusque lors [59]. Équipant d'abord les satellites, c'est petit à petit que les panneaux solaires se retrouvent incorporés à nos toits, appareils électroniques ou encore organisés en grappes au sein de *centrales solaires* pour la production d'électricité.

1.1.2 Les systèmes d'acheminement de l'énergie

La suite logique du développement de la production d'électricité conduit à la question de son acheminement. C'est outre-Rhin que l'ingénieur allemand Oskar von Miller, assisté du français Marcel Deprez, développe, en 1882, la première ligne de distribution longue distance de l'histoire. Sont reliées les villes bavaroises de Miesbach et Munich, séparées par une distance de 57 km. La production d'électricité s'effectue via un moteur à vapeur de 1.5 Cv, acheminant l'électricité sur une ligne à 2000 V continu et alimentant une cascade artificielle au sein du Palais des Glaces Munichois [176]. Malgré un rendement de 25%, le succès est important : l'énergie électrique est transportable sur de longues distances. Le même Miller, moins d'une décennie plus tard (1891), réitère l'expérience par le développement d'une ligne triphasée, pariant cette fois sur le transport d'électricité à l'aide du courant alternatif. La ligne relie les villes de Lauffen et Francfort, séparées de 175 km. Malgré une distance plus importante que pour l'expérience bavaroise, la tentative a des allures de triomphe : un rendement de 75% et la levée définitive du doute quant à l'efficacité d'une transmission longue distance.

Si le développement des infrastructures d'acheminement de l'énergie s'imisce progressivement dans la vie des pays les plus avancés, tout ne s'est pas toujours déroulé dans la sérénité. Parallèlement au développement de Miller, les États-Unis connaissent un développement rapide et marqué par la « guerre des courants », expression passée à la postérité [62]. L'inventeur Thomas Edison d'une part, l'industriel George Westinghouse, allié de Nikola Tesla d'autre part, se sont en effet disputés la nature du courant à déployer pour la transmission d'électricité et pour lesquels les débats dépassent largement le cadre scientifique. Les tentatives de discréditation d'Edison pour le courant alternatif, l'influence du brevetage et de la publicité nous laisse spectateurs d'une pièce de théâtre que nous pourrions intituler *guerre économique des courants*. Si le continu fut majoritairement employé dans les années 1870 et 1880, le courant alternatif s'imposa progressivement comme le gagnant du duel. La principale raison fut l'efficacité de la transmission du courant alternatif, le courant continu souffrant, à cette époque, d'importantes difficultés [145]. Ce résultat accrédite par ailleurs les travaux de Miller et ses expériences de 1882 et 1891.

Suite à cette victoire de l'alternatif, les architectures à longue distance ont progressivement fait acte d'immixtion dans la vie des populations. Devenant toujours plus complexes et devant répondre à de nouvelles exigences, les architectures de transmission d'électricité, ou *grids*, se sont, avec le temps, dotées de davantage de moyens pour se pourvoir d'une « intelligence » (nous y reviendrons). Si le courant alternatif est majoritairement utilisé pour la transmission aujourd'hui, le courant continu n'a cependant pas disparu de la circulation. Encore utilisé aujourd'hui pour lier différentes lignes alternatives non synchronisées (e.g., lignes à 50 Hz et 60 Hz), nous pouvons

noter son utilisation progressive dans la transmission d'électricité sur de très longues distances. En attestent des projets de *super grids* pour lesquels est prévue son utilisation dans le cadre du transport d'énergie électrique récoltée à travers de grandes étendues de territoires, principalement par le biais du renouvelable [199].

1.2 Les *smart grids* aujourd'hui

Cette section présente les principales caractéristiques des *smart grids*, plus particulièrement leur rôle dans la transmission d'électricité. Nous commençons par une description de leur apport pour la résolution de problématiques liées aux infrastructures classiques de distribution. Nous analysons ensuite leur composition, s'intéressant plus particulièrement au rôle du poste électrique comme convoyeur de l'énergie et mettons en lumière sa qualité de système distribué, en même temps que leurs contraintes temporelles associées.

1.2.1 Principales caractéristiques et apports

Poussés par la mise sur le marché de technologies toujours plus sophistiquées, couplées aux demandes croissantes en électricité par l'industrie et les particuliers, les systèmes de transmission se sont rapidement étendus pour former un réseau maillé. Prenant la forme d'une grille couvrant le territoire, les multiples sources de production y côtoient les multiples consommateurs. Le cas français offre une représentation typique de cette complexité, entre ses réseaux de transport et de distribution⁶. Le premier, géré par RTE, recouvre un total 105 000km de lignes électriques [77] contre 1 380 492 km pour le second, géré par Enedis [79]. L'énergie est quotidiennement délivrée à 32.8 millions de sites résidentiels et 5.1 millions de sites non résidentiels⁷ [78]. En sus de l'action du géant d'électricité EDF, de nombreux Gestionnaires de Réseaux locaux (communément abrégé GRD), participent à l'entreprise de distribution de l'énergie auprès des différentes collectivités.

De ce développement organique apparaît de nouvelles problématiques issues des infrastructures de transmission « classique »(ou *dumb grids*). Un premier problème mis en lumière par Blumsack et Fernandez [38] provient d'un rapport monopolistique des grands producteurs d'électricité. L'énergie électrique, produite par l'intermédiaire de centrales de toute nature, suit un parcours à sens unique, i.e., du producteur jusqu'au consommateur, laissant les auteurs s'interroger sur la place du dernier dans ce « marché de l'électricité » dérégulé [178].

L'intégration des énergies renouvelables aux *dumb grids* est un autre problème soulevé par Blumsack et Fernandez. Une forte non-corrélation entre l'offre provenant de sources renouvelables et la demande réelle du réseau y est notée, dues aux fluctuations des conditions météorologiques pour les technologies y étant soumises (e.g., solaire, éolien, etc.). Aussi ne manquent-ils pas de pointer du doigt la difficulté des solutions à mettre en place pour permettre la co-existence de sources localisées avec le système de distribution classique.

Une autre problématique liée aux *dumb grids* concerne les infrastructures elles-mêmes, sujettes à des pics de consommation traduisant une forte demande sur une période de temps spécifique (e.g., en hiver, en soirée, etc.); ceci conduit à la conception d'architectures surdimensionnées pour y répondre, menant, une majorité du temps, à leur sous-utilisation. La présence de *blackout*, avec comme cause principale les lignes de transmission, n'est par ailleurs pas étrangère à cette imperfection [84].

6. La différence entre transport et distribution est marquée par le niveau de tension employé. En France, le réseau de transport utilise des lignes dont la tension est comprise entre 50 000 et 400 000V. Le réseau de distribution est utilisé pour des lignes inférieures à 50 000V.

7. Hôpitaux, PMI-PME, commerçant, etc.

L'objectif des *smart grids* vise à combler les carences précédemment identifiées des *dumb grids*. Le terme *smart* prend sa source dans le déploiement progressif d'équipements avancés de mesure, indispensable pour tenir compte de l'état des installations et agir en conséquence. Les mesures relevées sont utilisées par des systèmes de contrôle-commande, dont l'étendue fonctionnelle couvre la surveillance des grandeurs physiques (e.g., la tension ou le courant de ligne), la sécurité (e.g., ouverture d'un disjoncteur en présence de défaut) ou encore la maintenance (e.g., s'assurer d'un retour à la normale après confirmation d'absence de défaut). Si la commande s'effectue tout d'abord à distance par un opérateur, aidé des mesures délivrées par l'appareillage à distance, les solutions numériques et autonomes le remplacent progressivement. Le numérique se substitue petit-à-petit à certaines portions électromécaniques caractéristiques des *dumb grids*, conduisant à de nouvelles possibilités : prise en charge rapide de défauts, maintenance automatique/prédictive, gestion de fichiers d'historique (*logs*), etc. Cette cohabitation de fonctionnalités recouvrant surveillance, traitement d'informations et contrôle-commande font des systèmes *smart grids* de véritables systèmes automatisés. Nous proposons un résumé de cette différence *smart/dumb grid* en Table 1.1.

Dumb grid	Smart grid
Electromécanique	Numérique
Communication mono-directionnelle	Communication bi-directionnelle
Production centralisée	Production décentralisée
Capacité de surveillance limitée	Capacité de surveillance avancée
Supervision assistée par l'humain	Auto supervision du poste
Restauration manuelle	Restauration automatique
Possibilités limitées de contrôle	Possibilités avancées de contrôle

TABLE 1.1 – Différences entre *smart grids* et *dumb grids*. Repris et adapté de [83]

S'ils agissent d'abord séparément en différents endroits de la grille, ces automatismes sont progressivement associés les uns aux autres. Utilisant les nouvelles Technologies de l'Information et de Communication (TIC), c'est désormais au format numérique que les composants du *smart grid* échangent leurs données. Internet, aussi bien que des infrastructures privées, sont par exemple employés pour les communications. À l'aide de ce dialogue inter-composant, l'optimisation à l'échelle de la grille rentre dans le domaine du possible.

Similairement à un système complexe, les *smart grids* peuvent être décomposés en sous-parties de différentes natures et interagissant ensemble. Celles-ci peuvent jusqu'à revêtir l'apparence d'un *smart grid* d'un niveau de granularité plus élevé, tels les *micro grids* [133]. Nous porterons néanmoins notre attention sur une entité spécifique des grilles intelligentes : le poste électrique, aussi appelé *substation*. Nous en discutons plus en détail au cours de la section suivante.

1.2.2 Le poste électrique : un composant du *smart grid*

Si la transmission d'énergie est rendue possible, l'hommage doit en revenir en grande partie aux postes électriques. Nous employons également le terme *poste* pour les désigner.

Omniprésents sur le territoire, les postes peuvent être croisés au bord de la route, à proximité du domicile ou encore près de centrales de production. Leur désignation variant d'un auteur à l'autre, nous empruntons la description fournie par McDonald [142] pour les désigner, justifiant une classification des postes selon quatre catégories :

1. postes *switchyard* : situés en amont d'une centrale de production, pourvus d'un générateur

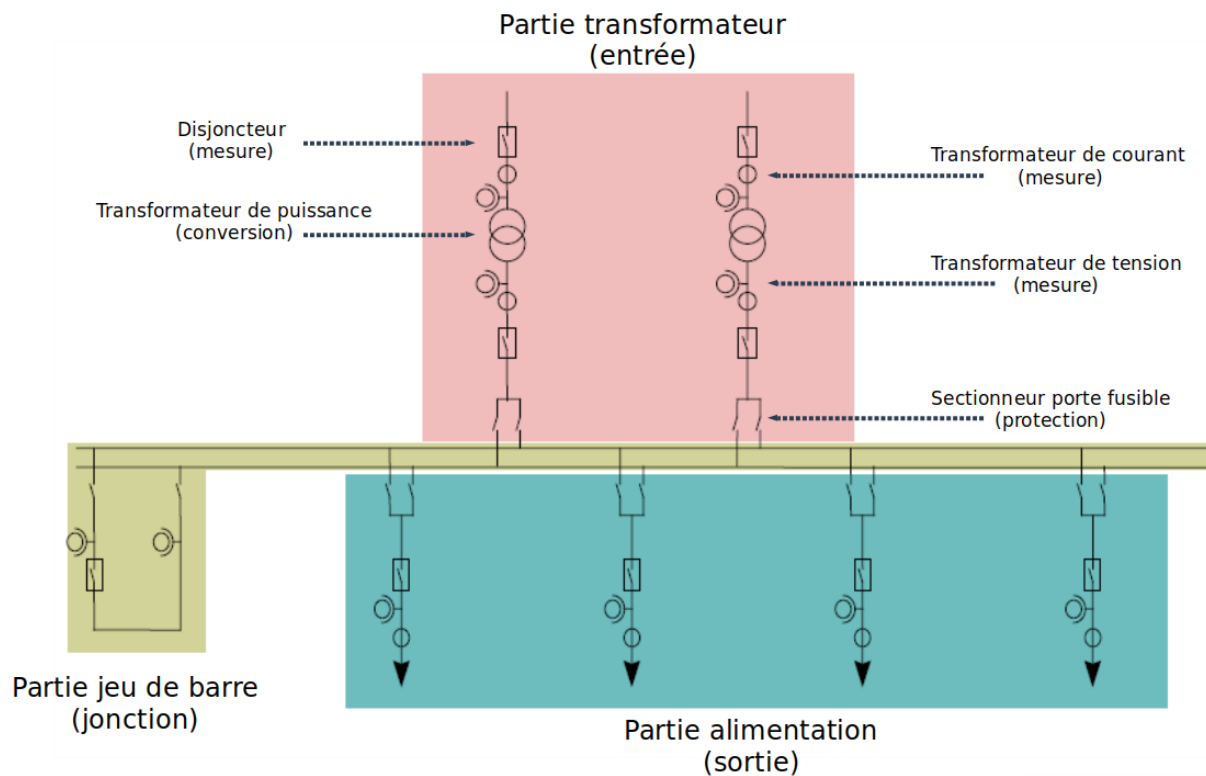


FIGURE 1.1 – Architecture simplifiée d'un poste électrique. Reproduite et modifiée à partir de [112].

d'électricité pour l'alimenter ;

2. postes *customer* : utilisés pour alimenter des entreprises dont les besoins sont spécifiques ;
3. postes *system* : transportent l'énergie électrique au travers de la grille et éparpillés à travers elle ;
4. postes *distribution* : placés en aval de la grille et situés au voisinage des particuliers, les fournissant en électricité.

Une caractéristique commune des différents postes est leur rôle dans la transmission d'électricité. Dans le cadre de ce travail, nous nous intéresserons plus particulièrement aux deux derniers types de postes : *system* et *distribution* ; d'une part pour leur importante représentativité, d'autre part pour leur diversité d'opérations à effectuer. Nous désignerons dorénavant sous le vocable *poste* ou *poste électrique* les postes appartenant à ces deux catégories.

Nous pourrions, sans prendre de risque, les considérer comme composants atomiques des *smart grids*. Les lignes striant le territoire sont en effet interconnectées par le biais de postes et guidant l'énergie à travers elle. Par analogie avec les systèmes de communication, un poste électrique peut être associé à un commutateur, ou routeur. Leur fonction n'est cependant pas limitée à l'aiguillage de l'énergie, d'autres types d'opérations pouvant être pris en charge : la protection, la mesure, voire la production d'énergie pour les postes pourvus de ce moyen.

Pour mieux saisir leur composition, nous proposons l'analyse d'une architecture type de poste (Figure 1.1), bien que subsistent des variations. Un poste électrique se compose traditionnellement de trois parties :

- **Partie transformateur** (*transformer*) : arrivée de l'énergie électrique au sein du poste, provenant d'un autre poste ou d'une source de production. Elle se compose d'un transformateur de puissance se chargeant de modifier la valeur de tension de la ligne. Le changement de la valeur de tension permet d'altérer la valeur du courant électrique⁸ en fonction des besoins de transmission. Cette partie peut comporter plusieurs lignes d'arrivée (deux en Figure 1.1) ;
- **Partie jeu de barre** (*busbar*) : permet d'effectuer la jonction entre l'entrée et la sortie du poste. Cette partie peut également relier une source locale d'énergie au reste du poste ;
- **Partie alimentation** (*feeder*) : sortie de l'énergie électrique du poste, en direction d'un autre poste électrique, d'une zone résidentielle ou industrielle.

Notons la présence d'équipements de protection, i.e., le disjoncteur et le sectionneur ; le premier se charge d'ouvrir automatiquement le circuit en cas de sur-intensité quand le second permet d'en isoler manuellement une partie, permettant d'y travailler de façon sécurisée en aval. D'autres appartiennent au domaine de la surveillance, comme les transformateurs de tension et de courant, avec pour rôle de diminuer la valeur des grandeurs surveillées pour permettre leur surveillance par un appareillage adapté. Le transformateur de puissance est généralement constitutif d'un poste, se chargeant d'assurer la conversion des grandeurs physiques pour la transmission de l'énergie. Tous les équipements sus-mentionnés ont pour point commun d'interagir directement avec les infrastructures, aussi bien pour assurer la transmission de l'énergie que la surveillance des grandeurs physiques. De tels équipements sont regroupés sous le vocable d'**équipements primaires**.

Des calculateurs numériques, aussi appelés *Intelligent Electronic Devices* (IED), font office d'interface entre les mondes physique et numérique. C'est par l'intermédiaire de ces IEDs que les équipements primaires, éparpillés à travers le poste, communiquent les informations relatives à leur fonction (e.g., un disjoncteur communique son état, un transformateur de courant la valeur du courant de ligne, etc.). À cela est adjoint des équipements axés sur d'autres fonctions, e.g., du transfert d'information à distance (e.g., ordinateur spécialisé), de gestion d'historiques (*logs*) (e.g., serveur), ou encore de la synchronisation (e.g., antennes GPS). Un point commun entre les équipements décrits précédemment est d'apporter un support aux équipements primaires et à plus forte raison des opérateurs. De tels équipements sont labellisés **équipements secondaires**, supports des équipements primaires.

Le rôle des différents équipements permet finalement une représentation hiérarchique du poste, selon trois niveaux, considérés comme suit dans la littérature [27] :

1. Niveau Processus (*process*) : contient l'ensemble des équipements primaires ;
2. Niveau Baie (*bay*) : contient l'ensemble des IEDs ;
3. Niveau Station (*station*) : contient l'ensemble des équipements numériques non forcément IED (serveur, antenne GPS, etc.).

Sachant cette organisation, le passage du *dumb grid* au *smart grid* s'évalue sur la base des équipements utilisés à chaque niveau, en plus de la nature de leurs interactions. Nous parlons, selon le cas de figure, de *substation* ou de *smart substation*. Une première différence se situe dans la nature des équipements utilisés, les *substations* classiques reposant sur de l'appareillage électro-mécanique. Les *smart substations*, par opposition, s'appuient davantage sur les technologies du numérique, permettant aux équipements d'échanger leurs informations autrement que

8. Le transformateur permet de conserver le rapport courant/tension, relatif à la formule de la puissance apparente $P_A = U \times I$. Les transformateurs dits « sans perte » ne font que modifier les valeurs de U et I pour P_A constant.

par l'intermédiaire de signaux analogiques [107]. Cela inclut les équipements exploitant les phénomènes optiques, tels les *Transformateurs de Courant Optiques* (*Optical Current Transformer*, OCT) et équipés d'interfaces de communication numérique [39, 110]. Les progrès apportés par les nouvelles technologies, comme l'évolution continue de la puissance de calcul des microprocesseurs, sont consubstantiels au développement de nouvelles applications ; citons les techniques d'optimisation pour la restauration de données corrompues ou perdues [101], la prédiction de dynamiques non-linéaires relatives aux phases transitoires, les stratégies de contrôles avancées ou encore de maintenance automatique et prédictive [207]. Anticipant la complexité des stratégies de contrôle-commande, certains auteurs étudient les possibilités offertes par l'Internet des Objets [136] et plus spécifiquement sa capacité à répondre à la gestion d'architectures décentralisées.

La communication entre équipements est un autre point caractéristique des *smart substations*. Dans le cas des substations ordinaires, les communications s'effectuent par le biais de câbles analogiques (i.e., transportant des signaux analogiques), reliés d'un bout à l'autre par des cartes d'entrées/sorties [122]. Le raccordement devient rapidement dispendieux à mesure de la complexification des architectures, aussi bien par la quantité de câbles que par l'incommodité des opérations de câblage [25]⁹. Les *smart substations*, profitant de la numérisation des équipements du poste, remplacent les connectiques analogiques par des équivalents numériques, laissant l'information transiter au sein d'un unique câble. Il en découle une réduction des opérations de câblage (aussi bien en temps qu'en quantité de ressources nécessaires), la simplicité d'ajout de nouveaux équipements à l'installation tout en simplifiant les échanges d'informations. La contrepartie est l'obligation de garantir les performances des communications, i.e., de respecter les contraintes temporelles relatives aux applications critiques du poste. Nous discutons plus en détail de ces applications, de leur criticité et du besoin de fiabilité associée au cours du chapitre 2.

La conception de *smart grids* toujours plus avancés permet d'envisager un ensemble de développements futurs, basés sur l'intégration de sources de production d'énergie décentralisées¹⁰, dont les énergies renouvelables sont les plus importantes représentantes. Grijalva [96] évoque même l'ascension de prosummateurs (*prosumers*), ou chaque acteur n'agit plus en simple consommateur, mais aussi en producteur par l'intermédiaire de sources de production autonomes (e.g., panneaux solaires) ; le *prosumer* y est aussi vu comme un intermédiaire pour le stockage d'énergie, pouvant la restituer à d'autres *prosumer* dans le besoin.

En conclusion, les *smart grids* assurent aujourd'hui un rôle important dans la transmission de l'électricité, apportant des réponses aux défauts des *dumb grids* (cf. comparaison en Table 1.1). Leur déploiement s'apprécie au travers de son principal composant, le poste électrique, constitué de technologies du numérique et voyant l'apparition de nouvelles fonctionnalités. Cette numérisation, bien qu'apportant des avantages certains, n'est pas exempt de contreparties, parmi lesquelles le besoin de garantir le bon fonctionnement des communications entre les équipements. Nous insisterons notamment sur ce dernier point au chapitre 2.

1.3 Impacts dans nos sociétés contemporaines

Cette section a pour objectif d'illustrer le poids croissant pris par les *smart grids* dans nos sociétés contemporaines, justifiant l'intérêt de son étude. Pour l'illustration, nous détaillons cet impact selon trois points de vue différents : économique (section 1.3.1), environnemental (section 1.3.2) et sociétal (section 1.3.3).

9. Nous illustrons particulièrement cette difficulté au chapitre 2.

10. La littérature emploie fréquemment l'expression *Decentralized Energy Ressources*, abrégé en DER.

1.3.1 Impact économique

Le cadre historique du développement des *smart grids* nous permet d'identifier le facteur économique comme décisif dans le déploiement de l'énergie électrique. La réciproque est toutefois vraie, au regard de l'impact de l'énergie sur le développement économique. La corrélation PIB - énergie s'avère particulièrement importante, comme l'illustre le consultant et ingénieur Jean-Marc Jancovici [121] (Figure 1.2).

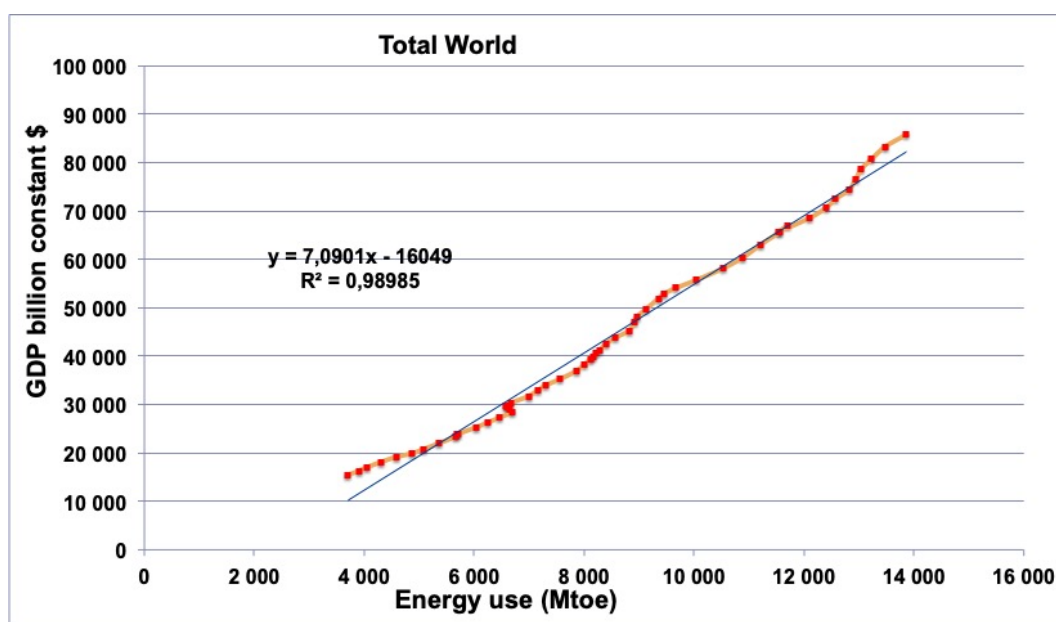


FIGURE 1.2 – Corrélation entre PIB et consommation d'énergie à l'échelle mondiale. Repris depuis [121].

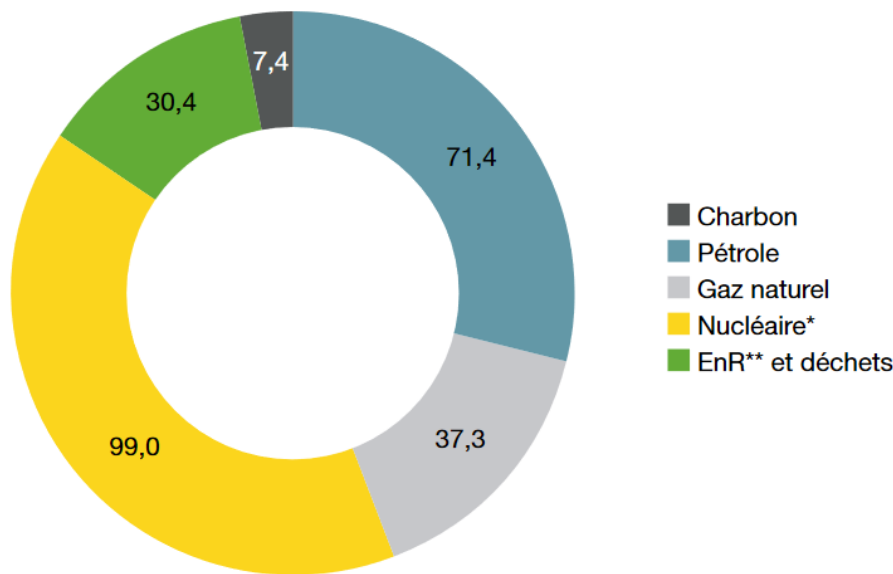
L'explication de l'ancien polytechnicien est relativement simple : tout changement d'état d'un système peut être mesuré de manière quantitative par le biais d'une métrique, l'énergie, dont la valeur en détermine la proportion. L'économie n'échappe pas à ce principe, représentée par l'activité de transformation de ressources d'entrées en ressources de sorties, dont résulte la valeur ajoutée. La transformation, proportionnelle à la quantité d'énergie dissipée, détermine la quantité de *valeur économique* ainsi créée. Les machines, principaux vecteurs du développement économique, dissipent une quantité d'énergie importante — bien supérieure à celle de l'homme — pour fonctionner. Leur adoption rapide au cours du siècle dernier peut être rapprochée de l'augmentation, tout aussi rapide, du PIB mondial au cours du siècle dernier, corroborant la corrélation illustrée par Jancovici. Le rapide déploiement industriel du siècle précédent explique ainsi l'augmentation de la consommation d'énergie. Bien que celle-ci repose encore largement sur l'exploitation de ressources naturelles sous diverses formes (e.g., pétrole, gaz, charbon etc.), leur raréfaction, couplée aux stratégies politiques des nations mondiales relatives à l'environnement (nous y reviendrons), fait peser sur les épaules de l'énergie électrique un poids toujours plus important.

Afin de prendre la mesure de cette importance, nous discutons des conséquences économiques de deux exemples de *blackout* survenus aux États-Unis et en Italie au cours de l'année 2003 [102]. Le premier touche 50 millions d'habitants vivant à la jonction entre le *Midwest* américain et une partie de l'Est canadien. Cette catastrophe débute le 14 Août 2003, et dure jusqu'au 16 août pour

les régions les plus sévèrement touchées. Sur le plan économique, ce sont entre 4 et 10 milliards de dollars de pertes à déplorer au pays de l'oncle Sam ; 19 millions d'heures de travail perdues et une récession de 1% du PIB pour le Canada. Le *blackout* italien n'en est pas moins virulent : comme le cas américano-canadien, 50 millions de personnes se retrouvent dépourvues d'électricité dans la journée du 28 septembre 2003. Panne impactant l'ensemble du pays (à l'exception de la Sardaigne) et une partie de la Suisse durant plusieurs heures, le coût de l'évènement est évalué à 1.2 milliards d'euros [47]. Une myriade d'autres exemples existent, dont une liste plus fournie est disponible en ligne [213].

Ces deux précédents exemples illustrent, en dépit des progrès accomplis au début du troisième millénaire, la difficulté des hommes à garantir une maîtrise fiable de l'électricité. Corrélativement, l'impact de ces évènements dépeint l'ampleur des potentiels dégâts pouvant frapper les nations sur le plan économique, y compris pour quelques heures de défaut. Aussi risquerons nous d'affirmer que la stabilité des économies nationales, et par là même leur intégrité, est tributaire du développement et de l'optimisation des systèmes de transmission d'électricité, incluant, par voie de conséquence, les *smart grids*.

TOTAL en 2019 : 245,5 Mtep (données réelles, non corrigées des variations climatiques)



* *Déduction faite du solde exportateur d'électricité.*

** *Énergies renouvelables.*

FIGURE 1.3 – Consommation énergétique par source en France pour l'année 2019. Repris depuis [149]

Nous terminons cette présentation par quelques indicateurs concernant l'Hexagone, où l'énergie électrique tient pour une part importante de la consommation. L'offre provient principalement de la production nucléaire et renouvelable, représentant à elles seules plus de la moitié des ressources consommées (Figure 1.3). Dans un rapport rendu public par le ministère de la transition écologique [149], le coût représenté par la consommation d'électricité est estimé à 52 milliards d'euros, en hausse de 16 % par rapport aux chiffres obtenus en 2011. Considéré comme d'importance vitale en France [4], le secteur de l'énergie impacte aussi les indicateurs de l'emploi, avec

600 000 postes actifs dans toute la France dont la moitié dédiée à la production, la distribution et le transport [6], l'autre moitié se concentrant dans les secteurs du bâtiment, de l'industrie et des infrastructures de ville. D'après le même rapport, un total de 200 000 nouveaux emplois sont attendus dans le secteur à l'horizon 2030, toute catégorie confondue.

1.3.2 Impact environnemental

La question environnementale n'est pas un problème récent et n'a pas toujours pris la forme contemporaine que nous lui prêtons. Ainsi, dès 1865, l'économiste britannique Willam Jevons s'interrogeait de la pertinence d'un modèle économique exploitant davantage de ressources naturelles en quantité finie, en dépit d'une technologie moins énergivore [124]. Ce paradoxe a ainsi pris le nom de son premier observateur attesté : l'*effet Jevons*, aussi appelé *effet rebond*. Bien que le paradoxe soulève la question d'une consommation croissante pour une dépense optimisée, l'exploitation virtuellement infinie de ressources finies est rapidement sujette à réflexions. Celle-ci reste néanmoins marginale et cantonnée à des manifestations individuelles ou de faible ampleur collective, ne trouvant pas écho auprès des sphères décisionnelles [123].

Les choix environnementaux prennent pourtant peu à peu une place prépondérante en Europe : en 1986, le Conseil des Communautés Européennes (CEE) publiait une résolution appelant à la substitution des énergies fossiles par des énergies renouvelables [20] de façon à soutenir durablement l'activité économique des états membres. Cet appel sera par suite formalisé au cours des décennies 2000 et 2010, avec pour objectif l'incorporation des énergies renouvelables à niveau de 12 à 24% des mix énergétiques européens [61].

La Conférence de Paris de 2015 sur les changements climatiques, plus connue sous son sigle COP21, porte un coup d'accélérateur au déploiement des énergies renouvelables, aussi bien sur le vieux continent que dans le reste du monde. Réunissant 196 délégations internationales, l'évènement aboutit à un objectif consensuel sur la valeur du réchauffement planétaire ne devant être dépassée pour 2100 (2°C). Pour y parvenir, des objectifs de réduction de gaz à effet de serre et d'augmentation des énergies renouvelables dans les mix énergétiques sont actés par les signataires [2]. Comme portée par l'évènement, une directive adoptée par l'Union européenne [3] invite ses états membres à tendre vers un taux d'utilisation de 32% d'énergies renouvelables. La transcription en droit français est arrêtée en 2021 [5], où l'objectif des 32% y côtoie d'autres mesures, comme la promotion du concept d'*énergie citoyenne* [57].

Bien que les énergies renouvelables soient fréquemment associées aux solutions bonifiant les conditions environnementales, le débat du nucléaire reste quant à lui un sujet controversé. Considéré comme une solution viable pour les uns [108] ou dispensable pour les autres [95], l'atome est sujet d'une intense *disputatio*. Ce manuscrit n'ayant pas vocation à trancher cette épineuse question, nous nous satisfaisons d'en signaler son utilisation potentielle comme source d'énergie à intégrer au bouquet énergétique mondial.

Entre énergies renouvelables ou non-renouvelables, énergie propre ou polluante, production centralisée ou décentralisée, coopération entre technologies existantes et émergentes, une difficulté supplémentaire s'ajoute au tableau des *smart grids* : la gestion de la complexité environnementale. La Figure 1.4 illustre une partie de cette complexité par la diversification des sources de production. Si celles-ci reposent majoritairement sur les matières dites « fossiles », la coexistence avec d'autres sources tend à se normaliser et n'est pas sans apporter de nouveaux challenges aux concepteurs de grilles intelligentes. Les sources non-renouvelables ont en effet la particularité d'être d'une grande disponibilité, pouvant répondre aux pics de consommation. *A contrario*, les énergies renouvelables ne daignent se mettre à notre service qu'au gré des phénomènes naturels. C'est au travers de la conciliation de ces deux solutions qu'une réponse de la part des *smart grids*

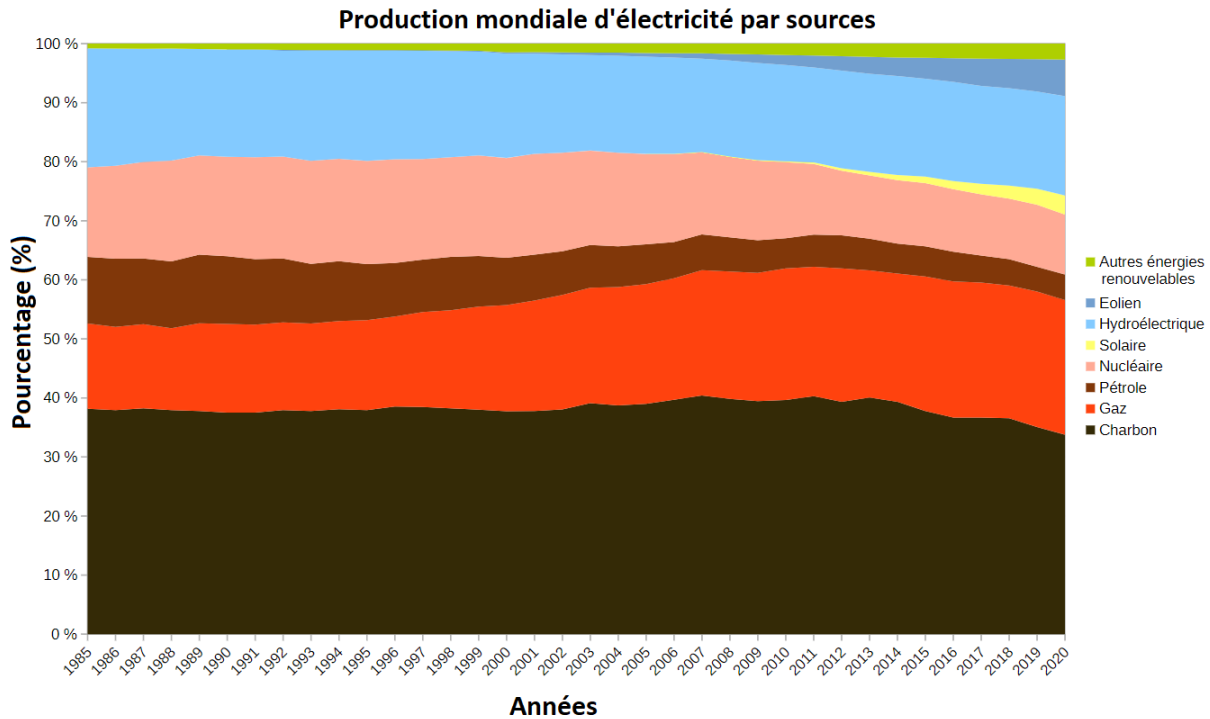


FIGURE 1.4 – Production mondiale d’électricité par sources depuis 1985. Reproduit à partir des données de [173].

est attendue, poussée en ce sens par une action politique à l’échelle planétaire.

1.3.3 Impact sociétal

Si l’économie et l’environnement sont tous deux des enjeux importants, ceux-ci ne peuvent s’abstraire du besoin des populations. Les sciences sociales, particulièrement la sociologie, s’intéressent progressivement au rôle de l’énergie et plus particulièrement par ses ramifications au sein de nos sociétés contemporaines [132]. Son acceptation parmi les populations reste contrastée, en attestent certaines réactions de populations envers les infrastructures de l’énergie (lignes à haute tension, parcs solaires et éoliens, centrales de production, etc.). Ces infrastructures, au travers de nouveaux projets de construction ou d’aménagement, débouchent occasionnellement sur des manifestations NIMBY (*Not In My Back Yard*). Le sociologue Stéphane La Branche (*Ibid.*) impute cette défiance à leur représentation, i.e., à la perception, selon différents angles de vue, du riverain par rapport à l’énergie, les technologies pour son déploiement et les implications sur son mode de vie. Les risques sur la santé, ou encore la nuisance sonore, mis en balance avec l’économie d’énergie ou d’une plus grande disponibilité d’icelle sont autant d’exemples aboutissant, moyennant pondération, au refus ou l’acceptation de cette « intrusion ».

C’est avec l’objectif de mieux cerner les paramètres influents sur l’acceptation (ou le refus) des nouvelles technologies de l’énergie que nous proposons un rapide passage en revue. Nous commençons par l’illustration de la répartition des consommations pour un ménage français (Figure 1.5). La première position est attribuée au chauffage, loin devant les deux autres membres

11. La somme des valeurs du diagramme est de 99.6%, et non de 100%. Ceci est probablement dû à une erreur d’arrondi des valeurs par l’ADEME. L’erreur étant minime, nous en faisons abstraction ici.

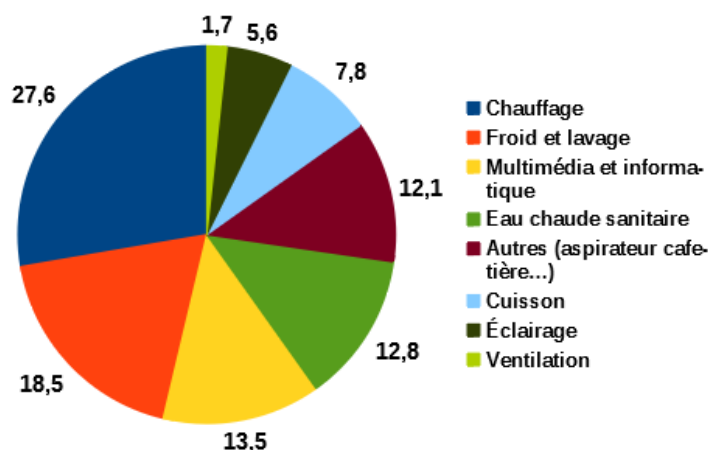


FIGURE 1.5 – Répartition de la consommation d’électricité pour les ménages français en 2021 ¹¹. Reproduit à partir des données de [28].

du podium : les opérations de froid/lavage et la consommation liée aux technologies informatiques et multimédias. Cette dernière catégorie est pourtant éloquent : l’usage d’Internet, par jour et par personne, est évalué, en moyenne, à 2h25 en 2020 (4h23 pour les jeunes de 15 à 24 ans), dont deux tiers sont passés sur *smartphones* [146]. C’est une augmentation de 15% par rapport à l’année 2019, dont il est plausible d’imputer une partie de la cause à la récente pandémie de *SARS-CoV-2*. Hors contexte sanitaire, nous ne pouvons pourtant négliger les apports du monde digital : contacts familiaux, achats en ligne, télétravail, instruction, etc.

Pour appuyer l’importance de l’énergie électrique dans le quotidien de l’Hexagone, nous nous intéressons à l’exigence attendue de ses habitants sur le sujet. Un sondage réalisé par l’IFOP en 2017 [119] interroge sur les principales préoccupations concernant la production d’électricité (Table 1.2). Sa disponibilité apparaît comme la caractéristique la plus demandée, devançant la

	Essentielle (%)	Utile mais pas essentielle (%)	Sans Importance (%)	Sans opinion (%)
Livrée en continu, sans interruption	70	20	3	7
Pas chère	64	27	2	7
Renouvelable (solaire, éolien, etc.)	57	31	6	6
Produite près de son lieu de consommation	36	41	15	8
Pas d’origine nucléaire	27	39	25	9

TABLE 1.2 – Importances prêtées pour la production d’électricité en France. Reproduit à partir des données de [119]

question pécuniaire. Ce résultat, eu égard à notre observation sur l’utilisation domestique de l’électricité, ne nous étonnera guère. Nous pouvons également noter l’importance accordée à sa méthode de production, 57% des Français considérant comme essentielle sa production par l’intermédiaire de solutions renouvelables, pour un total de 88% trouvant l’entreprise *a minima* utile. Cette attente n’est toutefois pas complètement corrélée avec le désir de remplacer le renouvelable

par le nucléaire, avec seulement 27% trouvant ce dernier point essentiel. La décentralisation des méthodes de production séduit également 77% des Français, semblant accréditer la confiance accordée aux énergies renouvelables, plus propices en la décentralisation que d'autres méthodes de production « conventionnelles »¹².

C'est ainsi qu'en plus des problématiques économiques et environnementales, les *smart grids* s'intriquent autour des questions sociales et sociétales. Entre exigences et répugnances, acception ou rejet, les compromis apparaissent nécessaires pour le développement durable des infrastructures de l'énergie, le tout harmonisé avec les attentes des populations.

1.4 Discussions

L'énergie électrique représente un élément essentiel de nos sociétés contemporaines, comme le témoigne sa présence pratiquement ubiquitaire. À l'aune des enjeux explicités aux sections précédentes, les *smart grids* ont un rôle majeur à jouer pour en assurer la maîtrise. Cette seule garantie n'est pourtant pas suffisante : de l'apparition et l'expansion des nouvelles méthodes de production de l'énergie, couplée aux considérations politiques sur les questions environnementales, est attendu un travail de restructuration continu des architectures existantes.

L'utilisation d'outils numériques assurant l'évolution des grilles intelligentes n'est pas sans introduire de nouvelles contraintes. La communication entre équipements est, à elle seule, un exemple de problématique nouvelle, du fait de l'importance de la communication dans le fonctionnement opérationnel des installations. Pour s'en convaincre, citons en exemple la gestion de l'état d'un organe de protection, dont le temps de réaction est corrélé à la nature des dégâts subis par l'installation en cas d'incidents. Imaginons le cas d'un disjoncteur ne pouvant s'ouvrir pour des raisons de défaillance, obligeant un autre disjoncteur d'ouvrir le circuit. Si l'ordre d'ouverture à cet autre disjoncteur tarde à parvenir à son destinataire, la présence continue du défaut augmente la quantité de dégâts subis par l'installation. La définition de fiabilité des systèmes *smart grids* est ainsi étroitement liée à tout aspect couvrant le domaine de la communication. Les systèmes *smart grids* peuvent à ce titre être assimilés aux systèmes distribués ou encore cyber-physiques, du fait de l'importance accordée à la communication inter-composants.

Ce travail s'inscrit dans le cadre de la communication numérique des équipements composant les postes électriques. Nous traiterons plus particulièrement des questions relatives à la fiabilité, fondamentale à la bonne évolution du poste. Nous justifions ce choix sur plusieurs points :

- Le caractère distribué des postes électriques fait de la communication un élément central ;
- La criticité de ce type de système repose en grande partie sur le temps de réaction de ses composants, fonction des délais imputables à la communication ;
- L'impact des *smart grids* sur les différents aspects abordés au cours de ce chapitre, en plus de la classification du domaine de l'énergie comme d'importance vitale par le gouvernement français, apportent une légitimité au traitement de cette problématique.

Comme tout sujet relatif à la communication, la cybersécurité se doit d'être considérée avec attention, comme en témoigne la recrudescence d'attaques informatiques dans le monde des *smart grids* [219]. Toutefois, l'étendue du sujet ne nous permet pas d'aborder cette question dans ce manuscrit ; aussi la laisserons-nous de côté, nous contentant de la mentionner.

12. Notons que les méthodes dites conventionnelles (e.g., nucléaire, charbon etc.) n'emploient généralement pas une unique source pour fournir tout un territoire, entourant d'une ambiguïté le terme de décentralisation. Nous considérons une méthode de production comme décentralisée si celle-ci s'emploie à haut niveau de granularité, e.g., à l'échelle de l'habitant ou de l'entreprise.

Nous commençons par aborder les solutions existantes de notre domaine d'étude. Nous en tirerons les limitations, fixant clairement les objectifs de notre travail. Nos solutions sont ensuite exposées pour garantir le fonctionnement opérationnel d'un poste électrique au travers de la question des communications. Nous concluons ensuite ce travail par l'évocation des perspectives.

2

Le standard IEC 61850

*Il est plus beau de transmettre aux autres ce qu'on a
contemplé que de contempler seulement*
Somme théologique, Thomas d'Aquin

Ce chapitre présente le standard IEC 61850, employé dans le contexte des systèmes *smart grids* pour leur mise en œuvre opérationnelle. Face à la montée en complexité de tels systèmes, aussi bien par le nombre d'éléments communicants que par leur nature hétérogène, le standard propose une solution axée sur leur interopérabilité. La formalisation d'un modèle générique de représentation des données, ainsi que le développement de protocoles de communication dédiés forment le socle de cette volonté d'interopérabilité.

Bien que novateur et constituant un élément important pour le développement de systèmes *smart grids*, l'IEC 61850 n'échappe pas au devoir d'assurer leur bon déroulement opérationnel. Ainsi doit-il s'acquitter du respect de contraintes temps réel, décrites sous la forme de temps de réaction à respecter pour les équipements. Nous verrons que l'appel au respect de ces obligations n'est pourtant pas suivi de propositions concrètes allant en ce sens.

La suite du chapitre détaille, du plus abstrait au plus concret, les principes de l'IEC 61850. La densité des sujets traités par le standard en fait néanmoins un sujet filandreux pour le profane, pouvant prendre les dimensions d'un manuscrit à part entière pour en décrire les tenants et aboutissants. Nous choisissons d'en présenter les notions estimées comme fondamentales pour la compréhension des travaux présentés dans ce manuscrit. Le lecteur souhaitant approfondir le sujet est invité à se référer directement aux différents tomes du standard.

2.1 Présentation générale de l'IEC 61850

L'IEC 61850 est un standard développé par la Commission Électrotechnique Internationale (CEI)¹³, parmi lequel son comité technique 57. Il se décompose en 10 parties, dont certaines en sous-parties (Table 2.1).

La genèse de l'IEC 61850 provient de la volonté de développement d'architectures de postes électriques à large échelle, capables de répondre à de nouveaux challenges, tels que ceux présentés au chapitre 1. Ces challenges passent, pour les acteurs du secteur énergétique, par une évolution des équipements électro-mécaniques vers le monde du numérique [111], s'expliquant par des difficultés de mise en œuvre et de maintenance, proportionnelles à la complexité des systèmes de transmission ; en témoignent les opérations de raccordement des équipements (Figure 2.1).

13. En anglais : *International Electrotechnical Commission* (IEC)

Partie	Intitulé	Date de dernière version
1	<i>Introduction and overview</i>	2013
2	<i>Glossary</i>	2003
3	<i>General requirements</i>	2013
4	<i>System and project management</i>	2011
5	<i>Communication requirements for functions and device models</i>	2013
6	<i>Configuration description language for communication in electrical substations related to IEDs</i>	2009
7	<i>Basic communication structure</i>	
7.1	<i>Principles and models</i>	2011
7.2	<i>Abstract communication service interface (ACSI)</i>	2010
7.3	<i>Common data classes</i>	2010
7.4	<i>Compatible logical node classes and data object classes</i>	2010
8	<i>Specific communication service mapping (SCSM)</i>	
8.1	<i>Mappings to MMS (ISO 9506-1 and ISO 9506-2) and to ISO/IEC 8802-3</i>	2011
9	<i>Specific communication service mapping (SCSM)</i>	
9.2	<i>Sampled values over ISO/IEC 8802-3</i>	2011
9.3	<i>Precision time protocol profile for power utility automation</i>	2016
10	<i>Conformance testing</i>	2012

TABLE 2.1 – Principaux tomes du standard IEC 61850

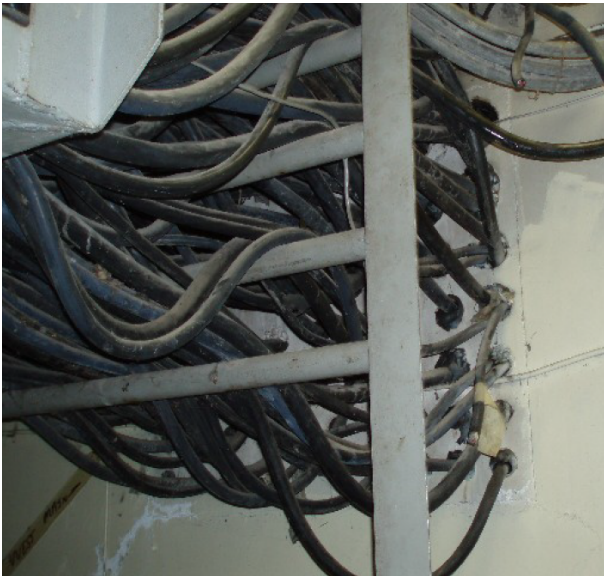


FIGURE 2.1.a: Transport de câbles analogiques au travers d'une façade de bâtiment

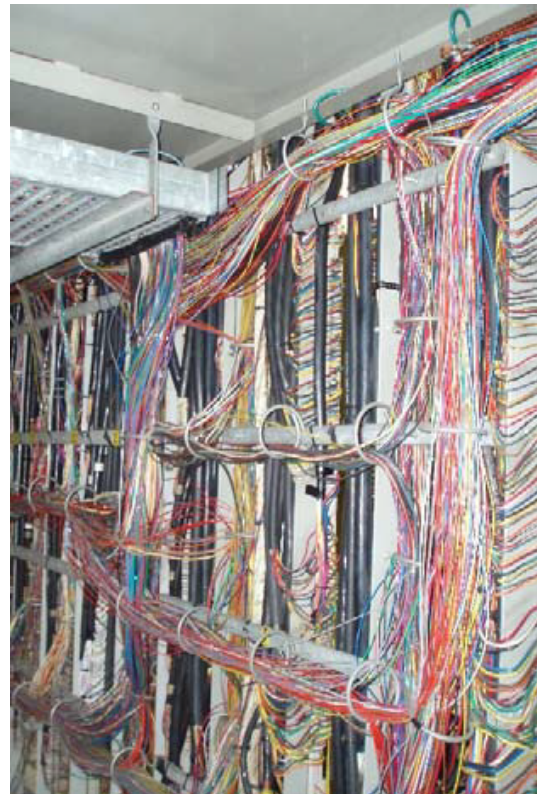


FIGURE 2.1.b: Raccordement de câbles analogiques aux équipements électro-mécaniques

FIGURE 2.1 – Illustration des difficultés liées aux opérations de raccordement pour des systèmes de distribution d'électricité. Repris depuis [25]

Le déploiement progressif des *Intelligent Electronic Devices* (IED) est la manifestation de cette volonté d'évolution vers le monde du numérique. Le marché relatif, loin d'être monopolistique, voit fleurir une kyrielle d'offres numériques répondant aux contraintes les plus diverses [11]. Des solutions propriétaires pour la communication inter-IEDs voient également le jour, parallèlement à ces développements [111].

Face à cette émergence croissante de solutions divergentes et en vue d'assurer une capitalisation des savoir-faire, l'IEC 61850 recherche l'interopérabilité des hétérogénéités. Nous rapportons ci-dessous la définition d'interopérabilité donnée par le standard.

Définition 2.1. (Interopérabilité) : capacité pour deux ou plusieurs IEDs d'un ou plusieurs constructeurs d'échanger des informations et d'utiliser celles-ci pour l'exécution de certaines fonctions spécifiques.

Notons toutefois la possible confusion de cette définition d'interopérabilité avec celle d'interchangeabilité, également fournie par le standard.

Définition 2.2. (Interchangeabilité) : capacité de remplacer un équipement fourni par un constructeur par un équipement d'un autre constructeur sans provoquer de changements pour le reste du système.

La différence entre les notions d'interopérabilité et d'interchangeabilité marque la frontière des contributions de l'IEC 61850. Si le standard fournit les éléments pour régler les différends sémantiques, il n'est néanmoins pas question d'agir au niveau fonctionnel. Toute précaution se doit d'être prise en cas de changement d'un IED d'un constructeur X par un IED d'un constructeur Y, du fait de l'absence de garantie sur le comportement. La question de l'interchangeabilité n'étant pas traitée par le standard, notre attention se porte sur les moyens employés pour garantir l'interopérabilité. Trois solutions sont proposées à cette fin :

1. développement d'une sémantique commune pour les données échangées ;
2. mise en place d'une description de la configuration du système et des processus d'ingénieries ;
3. élaboration d'une abstraction d'un ensemble de services de communication pouvant être associés à différents protocoles.

La suite du chapitre est consacrée à chacun de ces points. Nous détaillons respectivement les points (1), (2), et (3) au cours des sections 2.2, 2.3 et 2.4.

2.2 Représentation et organisation des données pour l'interopérabilité

De façon identique à deux personnes différentes communiquant à l'aide d'un langage véhiculaire, l'interopérabilité entre IEDs passe par l'existence d'un cadre de compréhension commun et formalisé. L'IEC 61850 propose pour cela la définition d'un paradigme de modélisation, nommé *Data Object Model* (DOM), décrit par le tome 7 du standard (cf. Table 2.1). Le principe consiste en la transformation d'un IED réel en un objet abstrait, composé lui-même d'autres objets abstraits et structuré de façon à former un tout cohérent. Une analogie possible peut être faite avec le paradigme orienté objet, où l'IED est représenté sous la forme d'une classe composée de fonctions, de paramètres propres ou encore d'autres classes.

La modélisation d'un IED par le paradigme DOM est décrite comme une composition d'objets successifs que nous explicitons ci-dessous :

- **Physical Node/Device** : se trouve au sommet de la hiérarchie. Il représente l'IED réel et possède certaines de ses caractéristiques, comme la description de ses adresses MAC et IP ;
- **Logical Device (LD)** : contenu dans un *physical node*. Le LD correspond à un regroupement de plusieurs fonctionnalités liées au fonctionnement interne du poste électrique, décrites par des LN (cf. ci-dessous). Les LD sont formalisés par le tome 7-1 du standard ;
- **Logical Node (LN)** : contenu dans un LD. Un LN représente une fonctionnalité élémentaire effectuée au sein du poste électrique. Le tome 7-4 donne la liste exhaustive de ces fonctionnalités, utilisant un système de nomination particulier. Le nom d'un LN se compose de deux parties : une première lettre indiquant le type de fonctionnalité opérée (e.g., X pour les opérations de connexion, M pour les opérations de mesures, etc) suivie de trois lettres décrivant l'opération (e.g., X-CBR pour un disjoncteur, M-MXU pour la mesure de grandeurs physiques en systèmes triphasés). Chaque LN est décrit par un ensemble de paramètres, nommés DO (cf. ci-dessous) ;
- **Data Object (DO)** : contenu dans un LN. Un DO représente un paramètre d'un LN et décrit l'une de ses spécificités (e.g., la position dans laquelle se trouve le disjoncteur). Il peut être lui-même décomposé en plusieurs *Data Attributes (DA)* (cf. ci-dessous). Notons que l'ensemble des DO d'un LN décrit complètement ce dernier. Les DO sont formalisés par le tome 7-3 du standard ;
- **Data Attribute (DA)** : contenu dans un DO. Le DA correspond à l'entité atomique du paradigme DOM. Il décrit un attribut spécifique d'un DO, e.g., la valeur de position d'un disjoncteur (ouvert ou fermé). Les DA sont formalisés par le tome 7-3 du standard.

Un exemple de modélisation d'IED selon le paradigme DOM est fourni en Figure 2.2.

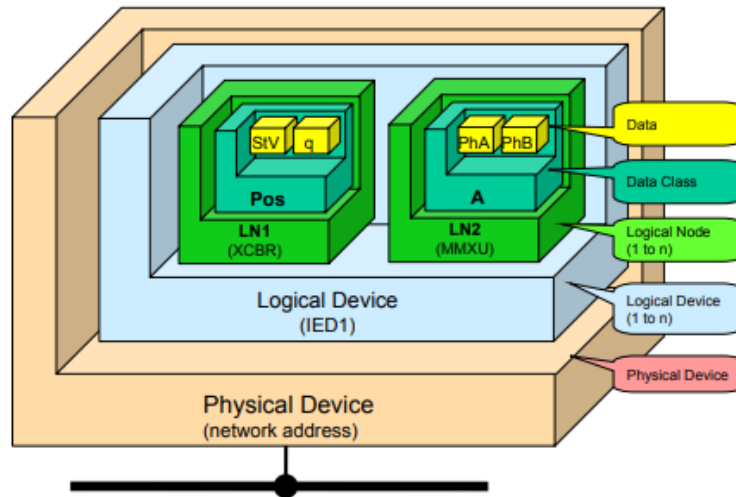


FIGURE 2.2 – Exemple de représentation hiérarchique d'un d'IED selon le paradigme DOM. Repris depuis [8].

Sur cette Figure, un IED (représenté sous la dénomination *physical device*) se chargeant d'opérations de mesures (LN2, MMXU) et de connexions (LN1, XCBR) est présenté. Ces deux opérations sont regroupées au sein d'un LD (nommé IED 1). L'opération de connexion est gérée par un disjoncteur, composé d'un DO représentant sa position, elle-même décomposée en deux DA : l'un pour indiquer la position effective (i.e., ouvert ou fermé), l'autre quantifiant la qualité de l'information (i.e., la valeur position est-elle fiable?). L'opération de mesure se charge de la

surveillance du courant, représenté par le DO nommé A , à son tour décomposé en plusieurs DA : l'un pour la mesure du courant sur la phase A (PhA), l'autre pour la phase B (PhB).

Pour assurer le bon fonctionnement du poste électrique, les applications des différents IEDs doivent échanger les informations correspondant aux différents DO et DA et utilisées par différentes fonctionnalités. Par exemple, la fonctionnalité de connexion, incarnée par un disjoncteur, peut nécessiter une ou plusieurs valeurs de courant pour mener à bien sa mission. Les données nécessaires à la réalisation d'une tâche peuvent être variées, les possibilités de développement d'applications n'étant limitées que par l'imagination des concepteurs.

L'IEC 61850 formalise le *Dataset* (DS) afin de faciliter les échanges de données entre les applications. Un DS contient un ensemble de DO et de DA pouvant provenir de différents LN. Par équivalence avec les systèmes de gestion de fichiers traditionnels, un DS correspond à un dossier contenant plusieurs fichiers (les DO et DA). Ceux-ci sont mis à disposition d'interfaces gérant la communication inter-IED, discutées plus en détail au cours de la section 2.4. Finalement, le DS offre la possibilité, à une application spécifique, d'exploiter un jeu de données adéquat au regard de ses fonctionnalités. Le principe du DS est formalisé par le tome 7-2 du standard.

En conclusion, le paradigme DOM fournit les éléments fondamentaux pour la mise en place d'une syntaxe commune à tout IED, indépendamment du constructeur et satisfaisant le besoin d'interopérabilité. Le standard propose en sus, à l'aide du principe de DS, un moyen de structurer l'échange de données pour répondre aux besoins des différents applicatifs.

La section suivante s'intéresse aux méthodes proposées par le standard pour la configuration d'un IED. Cette configuration s'inspire du paradigme DOM pour la représentation des paramètres de configuration.

2.3 Configuration des équipements

Une des problématiques traitées par l'IEC 61850 est la gestion des processus d'ingénierie, de la spécification jusqu'au déploiement du système, en passant par sa conception.

Pour faciliter la mise en œuvre du système tout au long de sa conception, le langage *System Configuration description Language* (SCL), lui-même basé sur le langage *Extensible Markup Language* (XML), est introduit. Son principal objectif est de garantir « l'échange des d'informations sur les configurations d'IEDs ainsi que sur le système global entre différents outils de configuration de différents constructeurs » [113]. En d'autres termes, SCL vise en le développement d'outils facilitant les développements du système tout au long de son cycle de vie. Nous détaillerons davantage les possibilités du langage au chapitre 4.

Plusieurs types de fichiers, appelés « fichiers SCL », sont formalisés à partir du langage. Dans le cadre de ce manuscrit, et par soucis de concision, nous n'en citerons que deux : les fichiers *IED Capability Description* (ICD) et *System Configuration Description* (SCD). Le fichier ICD contient l'ensemble des configurations fonctionnelles d'un IED (i.e., LD, LN, etc.) quand le fichier SCD décrit la topologie du poste complète, incluant l'ensemble des IEDs. Une illustration du processus d'obtention du fichier SCD à partir des spécifications systèmes est proposée en Figure 2.3.

L'organisation des données au sein des fichiers ICD et SCD se base sur le paradigme DOM présenté précédemment ; la modélisation d'un IED en plusieurs niveaux d'abstractions successifs y est notamment partie intégrante. Diverses informations concernant les IEDs y figurent, e.g., les paramètres de communication ou encore les fonctionnalités remplies par l'équipement.

Les fichiers SCD et ICD se retrouvent à la croisée de plusieurs processus d'ingénierie tout au long de la conception du système. Pour la phase de spécification d'abord, par la description des

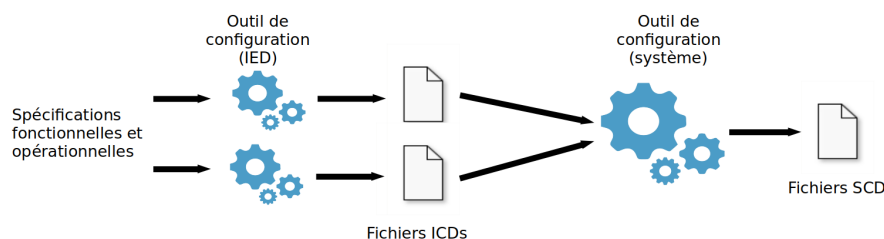


FIGURE 2.3 – Génération du fichier SCD à partir des spécifications systèmes

spécifications de chaque IED et pour laquelle le fichier ICD fournit un cadre de modélisation. L'opération de traduction des spécifications en un fichier ICD s'effectue par l'usage d'un outil de configuration, commercial ou personnalisé. Le fichier SCD prend naissance suite à la génération de chaque fichier ICD, un par IED. Un outil de configuration système, commercial ou personnalisé, permet l'agrégation de tous les fichiers ICD en le fichier SCD, représentatif du poste complet. Le fichier SCD peut être utilisé pour faciliter le développement et l'intégration de l'installation, e.g., la paramétrisation automatique des équipements, automatisable à partir du fichier ; la phase de test et de diagnostic, pour les outils d'évaluation ; la phase de documentation pour la consignation des développements effectués au sein du poste.

En guise d'illustration pratique, citons l'analyse de Falk [80] attestant de l'efficacité de l'adoption du langage SCL par une réduction de trois à quatre fois le coût d'installation du système, pris dans l'ensemble du cycle de vie. La possibilité d'auto-configuration des équipements, reposant sur l'échange des fichiers écrits à l'aide de SCL est notamment mise en avant par l'auteur. Chaque équipement peut ainsi découvrir la configuration de ses congénères, favorisant son auto-configuration. Toujours selon Falk, la *Public Utility Group* (PUD) du comté de Grant aux États-Unis put témoigner d'une réduction du temps d'installation par vingt, engendrant un bénéfice de 100.000 \$, tout cela par le seul emploi des éléments liés au langage SCL.

2.4 Communication des données

2.4.1 La norme Ethernet

Les systèmes de transmission d'électricité reposent sur la coopération entre les différents IEDs. La section 2.2 discutait de l'élaboration d'une syntaxe en vue d'instaurer un environnement de compréhension commune. La section 2.3 expliquait, à partir de cette sémantique, comment configurer un équipement pour le préparer à l'échange. La façon dont ce dernier est organisé est l'objet de cette section.

L'IEC 61850 repose sur l'utilisation de la norme IEEE 802.3, aussi connue sous le nom d'Ethernet. Norme de référence pour la communication de données numériques [186], celle-ci fournit de nombreux avantages, parmi lesquels son faible coût, son importante bande passante et sa simplicité d'utilisation. Ces avantages contribuèrent à séduire les automaticiens, y voyant un potentiel pour le développement futur des architectures réseaux de postes électriques [185].

Un premier temps boudé par les milieux industriels pour son mécanisme CSMA/CD (*Carrier Sense Multiple Access / Collision Detection*) pouvant provoquer des hausses inattendues et spectaculaires de délai [170, 212], Ethernet fut progressivement adopté par le monde industriel [69],

adoption consubstantielle au développement du mécanisme *full-duplex*¹⁴, introduit par l'IEEE au travers de l'amendement 802.3x. Le mécanisme permet l'émergence de commutateurs (*Switch*) au détriment des concentrateurs (*Hub*). Le commutateur représente un aiguilleur de trames intelligent, analysant l'adresse de destination pour les orienter correctement vers leur destination. Ceci contraste du concentrateur, transmettant les trames lui parvenant vers l'ensemble des équipements adjacents, sans information aucune quant aux destinations.

Le mariage du commutateur et du mécanisme *full-duplex* permet plusieurs améliorations : (1) la transmission simultanée de messages à travers l'architecture de communication ; (2) l'élimination des domaines de collision¹⁵ ; (3) une gestion optimisée de la bande passante.

Ces trois avantages permirent à Ethernet l'exploitation d'un panel de mécanismes pour la prise en charge de trafics caractérisés par des contraintes temps réel [210]. D'autres technologies, basées sur Ethernet et spécialisées pour des opérations industrielles purent par la suite voir le jour. Elles sont généralement regroupées sous le vocable d'*Ethernet Industriel* [66, 143], inscrivant l'IEC 61850 en acteur du déploiement d'Ethernet dans le milieu des postes électriques [67].

2.4.2 Les *process bus* et *station bus*

Comme décrit au cours du chapitre 1, l'IEC 61850 distingue trois niveaux hiérarchiques conceptuels pour la classification des applications : les niveaux station, baie et *process*. Ces niveaux hiérarchiques sont reliés entre eux par deux types d'architectures de communication : *le station bus* et *le process bus*. Nous proposons une illustration graphique (Figure 2.4) en sus d'une explication textuelle ci-dessous.

Le *station bus* connecte le niveau station et le niveau baie et représente la connexion entre les IEDs et les équipements de gestion du poste, interconnectés à l'aide de câbles Ethernet. Les messages transportés sur ce bus sont considérés comme faiblement critiques (e.g., transport de fichiers, *reporting* de données, etc.), même si certains messages critiques peuvent y transiter dans certaines circonstances (e.g., message de fermeture de disjoncteur transporté d'un poste à l'autre).

Le *process bus* connecte le niveau *process* et le niveau baie et représente la connexion entre les équipements primaires (i.e., les disjoncteurs, transformateurs, etc.) et les IEDs. La connexion s'effectue de deux façons : (1) à l'aide de câbles analogiques raccordés à un jeu de cartes d'entrée/sortie analogiques (cf. Figure 2.1.b) ; (2) à l'aide de câbles Ethernet pour des équipements primaires directement équipés de ports adéquats, ou via des appareils intermédiaires. Un exemple d'appareil intermédiaire est la *Merging Unit* (MU), convertissant les données analogiques provenant du système physique en données numériques. Les connexions analogiques visent à être progressivement remplacées par des connexions Ethernet pour favoriser la réduction du nombre de câbles utilisés. Les messages transportés sur ce bus sont considérés comme fortement critiques (e.g., ordre d'ouverture de disjoncteur, grandeurs physiques numérisées, etc). Le terme de *process bus* est aussi employé pour désigner l'utilisation du tome 9-2 du standard [116], relatif au transport de grandeurs analogiques numérisées [203].

Un poste électrique conçu pour intégrer ces deux bus est qualifié de *poste électrique numérique* (*digital substation*) [203]. La notion n'est pas sans rappeler le concept de *smart substations*, discuté au cours du chapitre 1 et où le qualificatif *smart* est corrélatif au taux d'adoption du

14. Le *full duplex* est un mécanisme de communication permettant à deux émetteurs reliés l'un à l'autre de transmettre simultanément leurs données. Il constitue une amélioration des approches *half-duplex* (communication dans les deux sens, mais non simultanément) ou encore *simplex* (communication dans un seul sens).

15. Un domaine de collision correspond à un médium (e.g., un lien en fibre optique ou l'air pour les transmissions sans fil) pour lequel il existe un risque que deux messages transmis simultanément deviennent inintelligibles

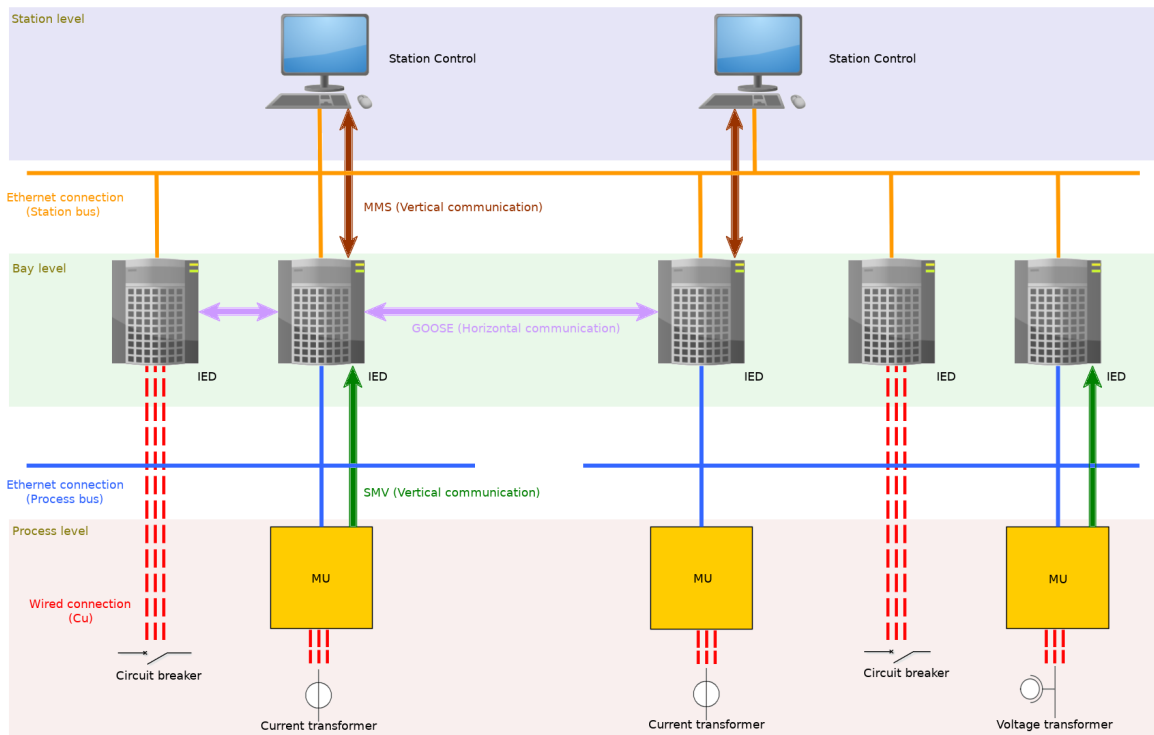


FIGURE 2.4 – Les *proces* et *station* bus.

numérique. Notons que cette représentation conceptuelle n'intègre pas pour autant une connexion directe entre le niveau *process* et le niveau baie, considérant l'IED comme interface entre les deux.

2.4.3 Les protocoles de communication

Applications critiques comme non critiques se côtoient au sein du poste électrique de façon à assurer son opérabilité. Un exemple d'application critique est le contrôle de l'état d'un organe de coupure (e.g., disjoncteur). En cas de sur-intensité sur une ligne du poste, le disjoncteur doit être en mesure d'isoler rapidement la partie de l'installation touchée du reste pour limiter l'endommagement des équipements ; cette opération d'isolement est aussi appelée déclenchement. La décision de déclenchement est généralement prise par des algorithmes de protection dédiés, devant communiquer l'ordre à l'organe de coupure, cause d'existence d'un délai entre la prise de décision et l'action. La gravité des dégâts causés au poste étant proportionnelle au temps de réaction, les applications gérant le déclenchement se doivent de réagir rapidement. Celles-ci peuvent être amenées à co-exister avec d'autres applications moins critiques, e.g., la récupération de données liées à l'incident dont est victime le poste, en vue d'un archivage.

De l'exemple cité ci-dessus apparaît le besoin d'une classification des applications en fonction de leur criticité et permettant la mise en œuvre de politiques adaptées à la gestion du poste. Le tome 5 de l'IEC 61850 propose une telle classification, avec pour métrique le temps de transfert minimal requis (Table 2.2). Celle-ci se décompose en sept classes de temps de transfert (ou classe de trafic), chacune associée à un temps de transfert maximal exigé. La classe notée TT0 est caractérisée par une grande souplesse de délai, à l'inverse de la classe TT6 dont l'exigence de temps de transfert est la plus stricte. Des exemples d'opérations, fournis par le standard,

Classe de temps de transfert	Temps de transfert [ms]	Exemples d'application : Transfert de :
TT0	>1000	Contenu de fichiers, événements, journal
TT1	1000	Événements, alarmes
TT2	500	Commandes opérateur
TT3	100	Interactions automatiques lentes
TT4	20	Interactions automatiques rapides
TT5	10	Libérations, changements d'état
TT6	3	Déclenchements, blocages

TABLE 2.2 – Contraintes de performances de temps de transfert pour différentes applications de type IEC 61850. Reproduit à partir de [112]

sont associés à chacune de ces classes. Les applications des classes TT0 à TT3 sont apparentées aux niveaux station et baie, privilégiant une communication de données sur le *station bus*. Les applications appartenant aux classes TT4 à TT6 sont quant à elles associées aux niveaux baie et *process*, la jonction étant réalisée par le *process bus*.

Plusieurs protocoles de communication sont mis à disposition par le standard pour la transmission de données de criticité variable. Chaque protocole dispose de caractéristiques spécifiques offrant une variété de services utilisables par les applications.

Manufacturing Message Specification (MMS)

Le *Manufacturing Message Specification* (MMS) est une norme chargée des échanges de données temps réel dans un contexte industriel (e.g., supervision, contrôle-commande, etc.). Visant au départ à devenir un protocole universel pour la communication entre entités hétérogènes évoluant en milieu industriel (e.g., robots, Automates Programmables Industriels, machine-outil à commande numérique, etc.), le standard s'est rapidement complexifié et a vu naître un ensemble de contradictions [16]. Celui-ci s'est progressivement tourné vers une abstraction des entités industrielles, conduisant à une définition générique des interfaces de communication pour donner naissance à l'actuelle norme MMS [126].

Proche de la philosophie de l'IEC 61850, la norme MMS introduit un ensemble de spécifications pour l'harmonisation des communications entre entités industrielles. Ces spécifications sont décrites par le standard ISO-9506, décomposé en deux tomes :

- **ISO-9506-1** : formalise les services ;
- **ISO-9506-2** : formalise la communication ainsi que le format des messages.

Le protocole de communication repose sur la pile protocolaire TCP/IP et propose un encodage ASN.1 pour les données, plus spécifiquement selon le format *Basic Encoding Rules* (BER)¹⁶. Du fait de l'utilisation de TCP, le mode de transaction des messages s'effectue en Client-Serveur. Dans le contexte de l'IEC 61850, trois services sont particulièrement utilisés par les entités MMS : *read*, *write* et *informationReport*.

- service *Read* : utilisé par un client MMS pour la lecture de données d'un nœud cible. Lors de la sollicitation d'un service *Read*, le client MMS envoie un type de message particulier, le *confirmed-RequestPDU*, contenant la requête de lecture, composée des identifiants de là où des variable(s) à lire. Le serveur MMS répond à la demande par un type de message par-

16. Nous n'insistons pas ici sur les spécificités de l'encodage, n'étant pas utile pour la compréhension du protocole lui-même. Nous renvoyons le lecteur intéressé à la lecture de l'article de Falk & Burns [81] pour plus de détails

- ticulier, le *confirmed-ResponsePDU*, contenant l'ensemble des variables demandées pour lecture, ou renvoie un message d'erreur en cas d'échec de l'opération ;
- service *Write* : utilisé par un client MMS pour l'écriture de données d'un nœud cible. Comme pour le service *Read*, le client envoie un message *confirmed-RequestPDU*, contenant le ou les identifiants des variable(s) à écrire, couplée(s) aux modifications associées. La réponse est donnée par un message *confirmed-ResponsePDU*, contenant la confirmation d'écriture ou une erreur en cas d'échec de l'opération ;
 - service *informationReport* : utilisé par un serveur pour transmettre des informations sur une ou plusieurs variables vers un client. Ce service est équivalent à un abonnement, où un client souhaite obtenir des informations d'un serveur de façon pro-active, i.e., sans requête de la part du premier au second. Le type de message utilisé par ce service est le *unconfirmed-PDU*, contenant le ou les variables pour lesquels le client a demandé des informations.

Déterminer une dynamique de transmission pour le protocole n'est pas chose aisée, due à la grande quantité de services offerts par MMS. En effet, les appels au service *read* ou *write* peuvent suivre l'apparition d'un évènement, quand le service *informationReport* peut être utilisé périodiquement. D'autres services, non présentés dans ce manuscrit, suivent une logique similaire. Par la suite, nous nous contentons de représenter le protocole MMS comme adoptant une dynamique de transmission principalement évènementielle du fait de l'absence de certitude quant à la prédominance de la dynamique périodique.

Dans le cadre de l'IEC 61850, le protocole MMS est utilisé pour la transmission de données dont la criticité est modérée, i.e., pour des applications dont la classe de temps de transfert varie entre TT0 et TT3 (cf. Table 2.2). Les données échangées peuvent correspondre à un ou plusieurs DO/DA (cf. section 2.2) voire l'intégralité d'un *Dataset*. Les échanges opérés par MMS se font principalement entre le niveau station et le niveau baie, à travers l'utilisation du *station bus* et conférant à la communication MMS le qualificatif de *verticale* (cf. Figure 2.4).

Generic Object Oriented Substation Event (GOOSE)

Le *Generic Object Oriented Substation Event* (GOOSE), introduit en même temps que l'IEC 61850, est un protocole applicatif de communication visant en le « *transfert rapide et fiable de valeurs d'entrée/sortie* » [114]. Sa formalisation est fournie par le tome 7-2 du standard [114] et son implémentation décrite par le tome 8-1 [115]. Ce protocole est utilisé pour les applications les plus critiques, dont la classe de transfert varie de TT4 à TT6 (cf. Table 2.2).

Avant l'utilisation de GOOSE, les équipements primaires furent raccordés aux IEDs par le biais de câbles analogiques [35], effectuant le lien entre les équipements primaires et les IEDs via un ensemble de cartes d'entrée/sortie. Néanmoins, la rapide complexification des postes électriques entraîna une difficulté à soutenir les opérations de raccordement (cf. Figure 2.1). Notons également l'impossibilité pour les IEDs à communiquer directement sans l'introduction d'un médiateur central, accentuant encore le problème de raccordement. Le protocole GOOSE apporte une réponse à ces problématiques par l'utilisation d'un unique câble Ethernet au travers duquel transitent toutes les informations. Il incombe dès lors au protocole GOOSE de garantir un niveau de fiabilité suffisant pour la gestion d'applications critiques [33].

Le protocole GOOSE est développé de façon à être le plus léger possible, étant notamment utilisé comme application Ethernet pour limiter l'impact de l'*overhead protocolaire*¹⁷. Ceci en

17. Nous appelons *overhead* protocolaire la quantité de données additionnelles d'une trame due à l'encapsulation des protocoles de communication. Un exemple d'*overhead* est la quantité d'octets nécessaire à ajouter pour le codage de l'adresse IP

fait un protocole exclusivement local, bien que des propositions permettant sa transmission aux travers d'Internet sont à l'étude, e.g., le protocole R-GOOSE basé sur UDP/IP [34].

Le mode de transaction des données s'effectue par *Publish - Subscribe*, de façon décentralisée. Dans cette configuration, le rôle de *topic* est joué par le DS, pour lequel un IED intéressé souscrit un abonnement. La transmission des données du DS (i.e., des données du *topic*) est effectuée par *broadcast*, transformant chaque IED de l'architecture en un potentiel récipiendaire. Un IED accepte, ou rejette, les données en fonction des *topics* auxquels celui-ci est abonné.

Reposant uniquement sur Ethernet, GOOSE ne dispose d'aucun mécanisme de fiabilité pour assurer la garantie du transfert. Le standard propose pour y remédier l'utilisation d'un mécanisme de répétition, formalisé par le tome 8-1 [115]. Nous décrivons ce mécanisme à l'aide de la Figure 2.5 et en proposons une explication ci-dessous :

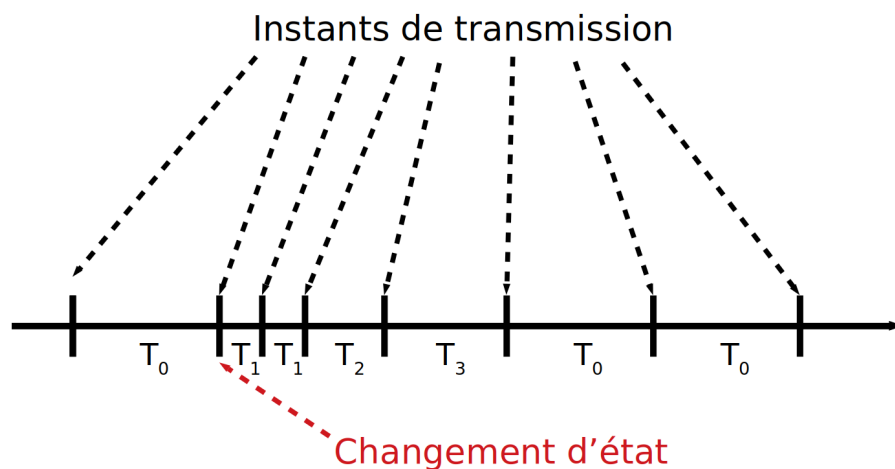


FIGURE 2.5 – Illustration du mécanisme de répétition GOOSE. Reproduit à partir de [115]

- au cours d'une période de stabilité, les données des différents DS sont transmises périodiquement, selon une période notée T_0 . Par période de stabilité, nous entendons une période pour laquelle les données contenues dans un DS ne varient pas ;
- lorsqu'une donnée contenue dans le DS change à un instant noté t , l'intégralité du DS est immédiatement transmis. La période de répétition est fixée à une valeur $T_1 < T_0$. La période augmente ensuite graduellement, jusqu'à atteindre la période de stabilité T_0 , aussi longtemps qu'aucun changement ne se manifeste dans le DS. L'augmentation de la période de répétition n'est pas spécifiée par le standard et est laissée à la charge des concepteurs.

Du principe de répétition GOOSE peut en être déduit sa double dynamique de transmission. Durant une période de stabilité, les données sont transmises de façon périodique. Inversement, une transmission s'effectue dès la détection d'un changement opéré dans le DS, image d'une dynamique de transmission événementielle.

Le protocole GOOSE est principalement utilisé pour des communications inter-IEDs, par conséquent interne au niveau baie. Les communications peuvent donc s'effectuer sur le *process bus* comme sur le *station bus*, permettant de qualifier la communication GOOSE d'*horizontale* (cf. Figure 2.4).

Sampled Measured Values

Le *Sampled Measured Values* (SMV) ¹⁸, introduit en même temps que le standard IEC 61850, est un protocole applicatif de communication pour le transfert de données analogiques converties au format numérique. La formalisation du protocole est effectuée par le tome 7-2 [114] et son implémentation décrite par le tome 9-2 [116]. La classe de transfert TT6 est considérée pour les données transférées par ce biais.

Sans l'utilisation de SMV, la transmission s'effectue par le raccordement direct entre équipements primaires et IEDs, par l'intermédiaire de câbles analogiques. La tension et le courant, récupérés respectivement à l'aide de transformateurs de tension/courant, sont des exemples de signaux analogiques transportés vers les IEDs et utilisés à des fins de surveillance (e.g., surveillance d'harmonique, pics de tensions, etc.). Tout comme pour le protocole GOOSE, le développement de SMV se veut être une solution favorisant la transition du câble analogique vers une solution numérique pour la simplification des opérations de raccordement.

La conversion des données analogiques en numérique est effectuée par un type d'équipement particulier, appelé *Merging Unit* (MU), raccordé à un équipement primaire (e.g., transformateur de tension) par lequel le signal analogique est récupéré, échantillonné puis numérisé. L'échantillon numérisé, celui-ci est encapsulé à l'aide du protocole SMV et envoyé vers son/ses destinataire(s). Si la MU constitue un choix possible pour la numérisation et la transmission de données, d'autres équipements effectuant la même tâche existent, e.g., les transformateurs de courant optique (*Optical Current Transformer*) [163].

De par l'importance de son rôle, le protocole SMV est en bien des points identique à GOOSE dans sa conception, dont sa faible tolérance aux délais et son mode de transaction effectué par *Publish - Subscribe* de façon décentralisée. Les échantillons sont transmis en *broadcast* à tous les équipements de l'architecture, ces derniers filtrant l'information en fonction de leur souscription. Le protocole SMV ne dispose néanmoins d'aucun mécanisme s'assurant de la fiabilité de transfert, obligeant à une attention particulière dans le cas de son usage.

Contrairement aux protocoles GOOSE et MMS, les données sont transmises périodiquement, coïncidant avec la période d'échantillonnage des dispositifs de relevé de tension et courant. Le protocole SMV offre la possibilité d'accumuler plusieurs échantillons dans une seule et même trame, réduisant leur prolifération au sein du réseau ¹⁹. Les échantillons sont estampillés lors de l'encapsulation dans l'optique d'être utilisés convenablement par les applications intéressées. Des profils couplant période de transmission et quantité de données sont proposés par le tome 9-2 [116] mais aussi par le standard IEC 61869-9 [118] (nous y reviendrons au chapitre 4).

Le protocole SMV est utilisé pour des communications entre le niveau *process* et le niveau baie et vues comme *verticale* (Figure 2.4) à l'instar du protocole MMS. Les équipements du niveaux *process* transmettant l'information sont soit une MU effectuant l'interface entre un équipement primaire et l'IED, soit l'utilisation directe d'un équipement primaire intégrant la possibilité d'effectuer l'opération de conversion.

2.4.4 Topologie de l'architecture de communication

Bien que l'IEC 61850 emploie la notion de bus pour décrire la topologie réseau entre les trois niveaux d'un poste, celle-ci n'est en réalité que peu utilisée. La représentation en bus, avant tout

18. Parfois abrégé *Sampled Values* (SV) par certains auteurs

19. Le procédé est similaire à l'algorithme de Nagle, permettant d'accumuler les données à l'intérieur d'un seul segment TCP en vue d'en augmenter la charge utile (le rapport entre données utiles et données protocolaires). Ce mécanisme aboutit à une meilleure gestion de la bande passante, au prix d'un délai supplémentaire pour les données accumulées.

conceptuelle, est souvent délaissée au profit de topologies en étoile ou en anneau, plus populaires [74, 98].

La problématique de fiabilité des réseaux est également abordée par le standard, au travers de la question : « comment assurer la transmission des informations en cas d’une rupture d’un lien ? ». Deux considérations apparaissent alors :

1. comment gérer la reconfiguration d’une architecture commutée après la rupture d’un lien ?
2. comment garantir que la rupture d’un lien ne provoquera pas une impossibilité totale de transmission ?

Le standard préconise l’utilisation du protocole de reconfiguration *Spanning Tree Protocol* (STP) pour répondre au premier point. Formalisé par la norme IEEE 802.1D suite à une proposition de Perlman [165], STP établit automatiquement une topologie réseau commutée (i.e., sans redondance) pour faciliter la commutation des données et d’éviter le phénomène de « tempête de *broadcast* ». Si un changement impromptu s’opère dans la topologie, (rupture d’un lien), le protocole STP recalcule une topologie adaptée. Une version plus rapide, le RSTP (*Rapid Spanning Tree Protocol*) est proposée pour diminuer le temps de reconfiguration. Cette solution, bien que répondant au premier point, est insuffisante pour satisfaire le second : en dépit de son qualificatif de « rapide », le temps nécessaire à la reconfiguration de l’architecture peut atteindre des valeurs proches de la seconde [168], inacceptables pour le respect des contraintes temps réel de certaines applications.

La réponse au second point est apportée par l’utilisation d’architectures dites « redondées », effectuant la transmission d’une trame par deux voies de communication différentes. Dans les circonstances où la première voie est inapte à garantir la transmission de la trame (e.g., lien défectueux), la seconde en permet *a priori* le bon acheminement. L’IEC 61850 propose deux types d’architectures répondant à ce critère : les architectures *Parallel Redundancy Protocol* (PRP) et *Highly-available Seamless Redundancy* (HSR) [109].

L’architecture PRP propose la duplication de l’architecture réseau en plusieurs exemplaires, avec une transmission sur chacune d’entre elles. L’ensemble dispose d’une grande résilience aux défauts, au prix d’un coût matériel important du fait de la duplication de tous les éléments de commutation.

L’architecture HSR propose la formation d’une topologie où chaque équipement est relié à deux nœuds adjacents de façon à former un anneau logique. Le message à transmettre est alors dupliqué et envoyé aux deux nœuds adjacents, conduisant au même résultat que PRP, bien que les équipements de commutation ne soient plus nécessaires (les nœuds commutent eux-même le message). L’inconvénient réside dans la topologie même, avec l’obligation de traverser, pour la trame, la moitié de l’anneau pour atteindre le destinataire dans le cas le plus défavorable.

La mise en place de redondances impose, pour un équipement, la présence de deux interfaces de communication permettant une double transmission. L’utilisation d’un équipement intermédiaire effectuant cette double transmission par procuration est également possible par l’intermédiaire d’un équipement spécifique, appelé *Redundancy Box* (RedBox) et possédant au minimum trois interfaces : une pour l’équipement, deux ou plus pour la transmission multiple.

Les deux points soulevés précédemment trouvent ainsi une réponse avec l’utilisation complémentaire d’une architecture de redondance et du protocole RSTP. Remarquons que l’utilisation du protocole RSTP est dispensable dans le cas d’une architecture HSR, du fait de la propriété de la topologie en anneau. La Figure 2.6 illustre les concepts pour les architectures de redondance.

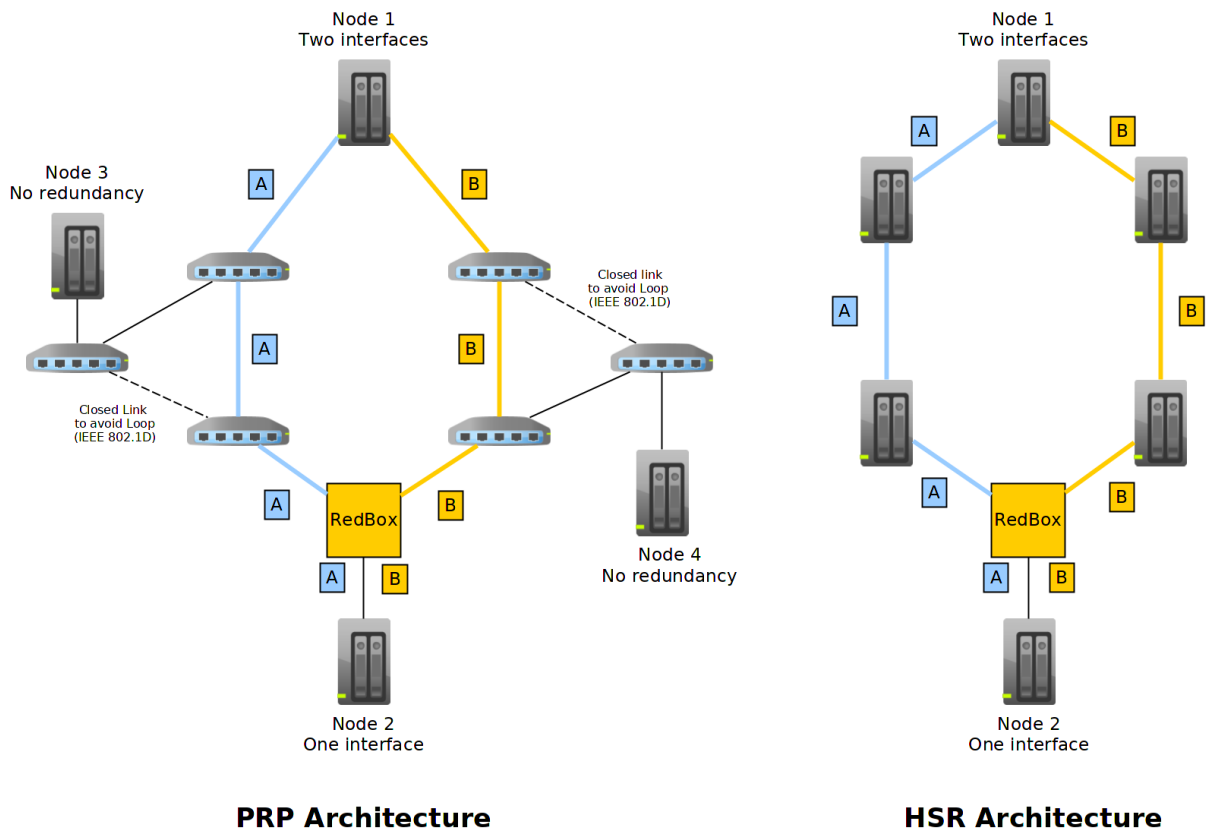


FIGURE 2.6 – Illustration des architectures de redondance PRP et HSR

2.4.5 Évolutions futures : d'Ethernet commuté vers des architectures déterministes ?

Les sections précédentes permirent d'apprécier les apports de l'IEC 61850 pour la conception d'architectures réseaux de postes électriques. L'emploi d'Ethernet commuté, l'introduction de protocoles de communication dédiés aux applications IEC 61850 ou encore l'emploi d'architectures de redondances furent notamment abordés.

Au travers du rapport technique IEC 61850-90-13 TR [117], le standard prévoit l'utilisation de nouvelles solutions pour garantir les performances temporelles de toute architecture de communication labellisée 61850. Le standard emprunte l'expression « d'architectures déterministes » et en esquisse les exigences attendues : « *Deterministic network technologies are based on the pre-allocation of resources using for example scheduling, traffic shaping and the preemption of low priority messages to guarantee the timely delivery of high-priority traffic.* ». Plusieurs pistes non forcément antagonistes sont envisagées et décrites ci-après.

Time Sensitive Networking (TSN)

Le *Time Sensitive Networking* (TSN) est l'une des pistes les plus sérieuses retenues par le standard. Décrit comme une série d'amendements à l'IEEE 802.1Q, TSN apporte un ensemble d'améliorations à Ethernet, le dotant de mécanismes relatifs à la prise en charge de trafics temps réel. TSN regroupe à ce jour un total de 31 amendements ou ajouts à 802.1Q, certains déjà

incorporés et utilisables, d'autres encore en préparation (Figure 2.7) [23]. Nous ne discutons

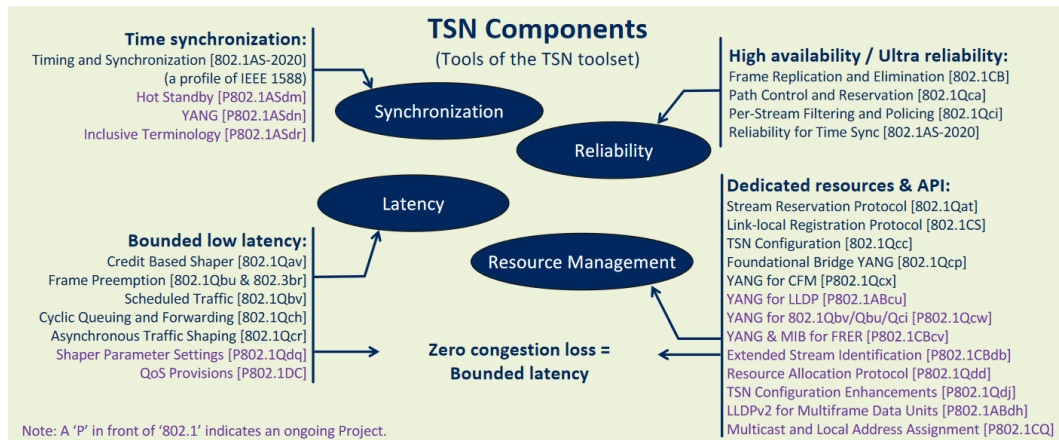


FIGURE 2.7 – La norme *Time Sensitive Networking* (TSN). Repris depuis [23]

pour cette section que de l'amendement 802.1Qbv (*Enhancements for Scheduled Traffic*), objet de plusieurs de nos futures contributions.

L'**amendement 802.1Qbv** (*Enhancements for Scheduled Traffic*), introduit la prise en charge de files d'attente qualifiées de *time-aware*, i.e., reposant sur un ordonnancement temporel similaire au mécanisme *Time Division Multiple Access* (TDMA). L'ordonnancement considère l'occupation de la bande passante de façon cyclique. Chaque cycle est divisé en plusieurs *slots* de temps, pour lesquels certaines catégories de trafic sont autorisées à transmettre. Le mécanisme sous-jacent utilisé pour ce faire est le *Time Aware Shaper* (TAS), dont le principe est décrit ci-après.

L'apport du TAS se traduit par l'introduction de portes logiques (*gates*) situées en aval des files d'attente d'une interface de sortie et gérées par un contrôleur (*Gate Controller*). L'état des portes, dépendant du *slot* dans lequel se trouve le port, est déterminé par le contrôleur selon une liste lui étant rattachée : la *Gate Control List* (GCL). La GCL se compose d'une succession de couples, représentant d'une part la durée du slot, d'autre part la configuration de chaque porte logique durant celui-ci. La segmentation du cycle en *slots* est déterminée par la configuration de la GCL. Ceci autorise la mise en place de *slots* dédiés à un trafic présentant une criticité importante, le protégeant de toute contention. Un tel trafic est nommé *trafic protégé*.

Une configuration classique pour le TAS est considérée comme suit (Figure 2.8) :

- pour anticiper la transmission du trafic protégé, un *slot* de temps bloquant toute transmission est d'abord initialisé en disposant l'état de toutes les portes logiques à 0. Ce *slot* est communément désignée sous le nom de *Guard Band* (GB) et correspond au *slot* S_1 en Figure 2.8. Sa principale fonction est de prévenir la transmission d'une trame pouvant empiéter sur le *slot* réservé à la transmission du trafic protégé. Sa durée T est égale au temps nécessaire pour transmettre la trame la plus longue pouvant transiter par le port.
- suivant le *slot* GB, un *slot* de temps est réservé pour le trafic protégé, pour lequel l'état de toute porte logique couvrant une file d'attente gérant un trafic non protégé est mis à 0. Ce *slot* de temps est communément désigné sous le nom de *Protected Window* (PW) et correspond à S_2 en Figure 2.8. La durée de ce *slot* est choisie de façon à pouvoir laisser passer l'ensemble des trames du trafic protégé devant être acheminées ;
- le *slot* PW achevé, un *slot* de temps est alloué pour la transmission de tout trafic classique.

Ceci est réalisé en positionnant l'état de toute porte logique des files d'attente gérant un trafic non protégé à 1. Nous désignons cette période par la dénomination *Free Time* (FT) dans ce manuscrit. Cette période est assimilée à une utilisation classique d'Ethernet commuté.

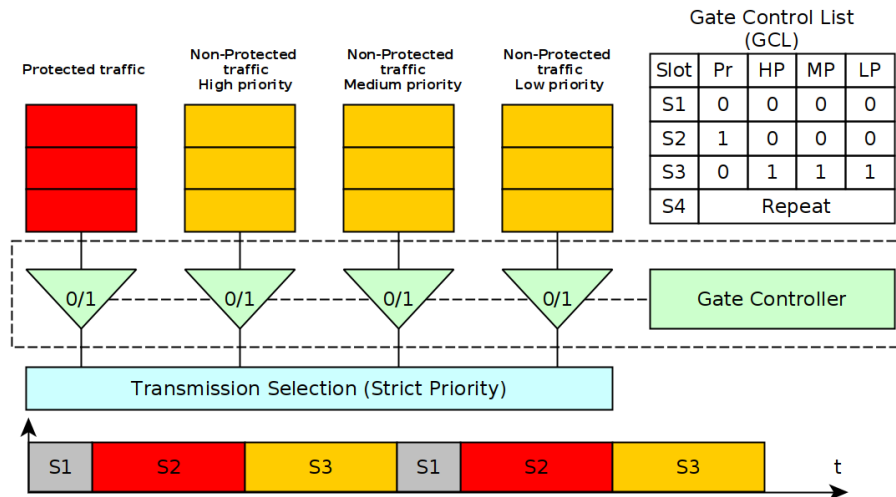


FIGURE 2.8 – Rôle du TAS dans l'ordonnancement des trames

L'introduction du TAS suscite aujourd'hui un certain intérêt, aussi bien de la part d'industriels que de la communauté académique. Citons en premier lieu les travaux effectués par Craciunas [63], s'intéressant au comportement du trafic Ethernet en présence du mécanisme TAS et utilisant un mécanisme à priorité fixe. Ce travail propose une analyse de la configuration d'ordonnements adaptés au respect de contraintes temporelles, ainsi que de garantir une borne de la jigue. Une autre étude menée par Zhao [220], s'intéresse à l'utilisation du TAS dans le cas de priorités fixes, utilisant la théorie du *Network Calculus*²⁰. Cette étude considère néanmoins des *slots* de temps se chevauchant ainsi que certaines approximations au niveau du trafic prioritaire, les trames de haute priorité n'étant pas considérées individuellement. L'utilisation du TAS n'est pas réduite au champ de la politique *Strict Priority*, pouvant être couplés à d'autres *shapers*. Citons les travaux de Thangamuthu [192], où le TAS est utilisé conjointement avec deux différents *shapers* : le *Burst-limiting Shaper* (BLS) et le *Peristaltic shaper* (PS). Thiele [194] améliore l'analyse effectuée par Thangamuthu pour le PS, ajoutant davantage de précisions concernant les facteurs de blocage liés aux trames de même priorité ; les mêmes auteurs [193] apportent également des améliorations pour le BLS. Un important travail d'analyse sur ce dernier fut également conduit par Finzi [86] à l'aide de la théorie du *Network Calculus*. Enfin, l'emploi du *Credit Based Shaper* (CBS), notamment utilisé par la norme *Audio Video Bridging* (AVB), est également étudié en complément du TAS ; notons le travail réalisé par Maxim & Song [144] aboutissant à la formulation d'équations bornant le délai en cas d'application conjointe de TAS et CBS, reprenant l'approche des *intervalles éligibles* proposée par Cao [50]. L'analyse du CBS est également étendue à l'aide d'autres approches, comme le *Network Calculus* [221] ou encore l'analyse des trajectoires [138].

20. Nous reviendrons sur cette théorie au chapitre 5

Deterministic Networking (DetNet)

Deterministic Networking (DetNet) [85] est une solution proposée par le groupe de travail du même nom de l'*Internet Engineering Task Force* (IETF) et actuellement étudiée par l'IEC 61850-90-13. Utilisé dans le cadre d'architectures routées (*niveau 3* du modèle OSI), DetNet rend possible son application à des architectures réseaux plus étendues que celles couvertes par TSN²¹. Par son positionnement au niveau 3, la proposition de l'IETF cherche à faire converger les d'architectures de niveaux 2 spécialisées dans l'apport de qualité de service (e.g., TSN, MPLS²²) au sein d'une seule et même architecture étendue [152].

DetNet vise en la mise en œuvre d'architectures réseaux fournissant une qualité de service axée sur trois points : (1) délais et jiges garantis ; (2) taux de pertes de paquets maîtrisé ; (3) délivrance ordonnée des paquets. Trois stratégies sont employées pour y parvenir :

- **Allocation de ressources** : vise en l'utilisation idoine des ressources réseaux disponibles pour éviter les phénomènes de saturation conduisant aux pertes de paquets. Les nœuds DetNet décident de la quantité de mémoire tampon (*buffer*) à allouer pour le stockage ; l'accès au médium est également régulé pour éviter les situations de saturation, e.g., par l'utilisation de filtres permettant le lissage du trafic ou encore par une restriction temporaire d'accès au médium ;
- **Garantie d'une protection de service** : vise à garantir une continuité des services par l'utilisation de mécanisme de réplication de paquets, en sus de redondances topologiques. Dans l'éventualité d'une défaillance matérielle, les mécanismes de réplication permettent d'augmenter la probabilité d'acheminement de l'information par la transmission sur plusieurs chemins de la même information. La suppression des duplicatas et la remise en ordre de paquets issus d'une fragmentation sont également assurées ;
- **Construction de routes explicites** : vise à limiter les délais provenant de la reconfiguration automatique d'architectures réseaux après détection d'une défaillance. Les protocoles de routage OSPF ou IS-IS sont des exemples de protocoles induisant une latence du fait de la reconfiguration d'une architecture routée. DetNet répond au problème par la définition de routes explicites empruntées par le paquet en toute circonstance, exception faite d'un défaut sur ladite route. Cette stratégie limite également la nécessité de ré-ordonner les paquets à l'arrivée, causée de l'emprunt, par les duplicatas, de routes multiples.

L'emploi de DetNet pour la gestion de la qualité de service au niveau WAN le rend éligible pour superviser l'utilisation de TSN au niveau LAN, éliminant tout hiatus entre les deux solutions. Une architecture réseau de poste peut, par exemple, employer la solution de l'IEEE pour ses opérations locales, tout en utilisant les solutions offertes par DetNet pour des opérations à distance. Le protocole R-GOOSE, abordé rapidement en section 2.4.3, est un exemple de protocole pouvant tirer profit de DetNet. Prenons comme exemple illustratif le cas de la protection de distance [105] : le principe repose sur la surveillance de l'impédance d'une ligne électrique, permettant l'évaluation de la distance entre le défaut et l'appareil de détection. Un déclenchement plus efficace des relais de protection du circuit est rendu possible par la connaissance de la position du défaut, isolant uniquement la portion de l'infrastructure concernée. Cela implique un dialogue entre les équipements de mesure et de protection, généralement séparés par une longue distance (possiblement plusieurs centaines de km). Les appareils contenus dans des réseaux différents doivent alors faire transiter l'information au sein d'une architecture étendue (Réseau privé

21. TSN n'est qu'actif qu'au niveau liaison de modèle OSI (ou niveau 2) se restreignant à des communications locales (LAN), non transmissibles sur des réseaux à large échelle comme Internet (WAN).

22. MultiProtocol Label Switching (MPLS), utilisé pour la transmission de donnée dans des architectures réseaux proposant un niveau de qualité de service.)

routé ou Internet), domaine d'application de Detnet.

Bien qu'un ensemble de solutions existe pour garantir une communication « poste-à-poste » fiable, nous n'en discutons pas davantage dans ce manuscrit pour deux raisons :

- un manque de maturité entourant sa mise en œuvre ;
- la restriction de nos travaux aux réseaux locaux (échelle LAN).

Nous considérons l'étude de son emploi comme perspective d'avenir.

2.5 Utilisation par le monde industriel

L'adoption de l'IEC 61850 connaît un accroissement depuis sa standardisation au début des années 2000, à l'exception notable du continent nord-américain, plus réfractaire (cf. Figure 2.9). Les raisons pour l'adoption ou non du standard semblent multifactorielles, couvrant des

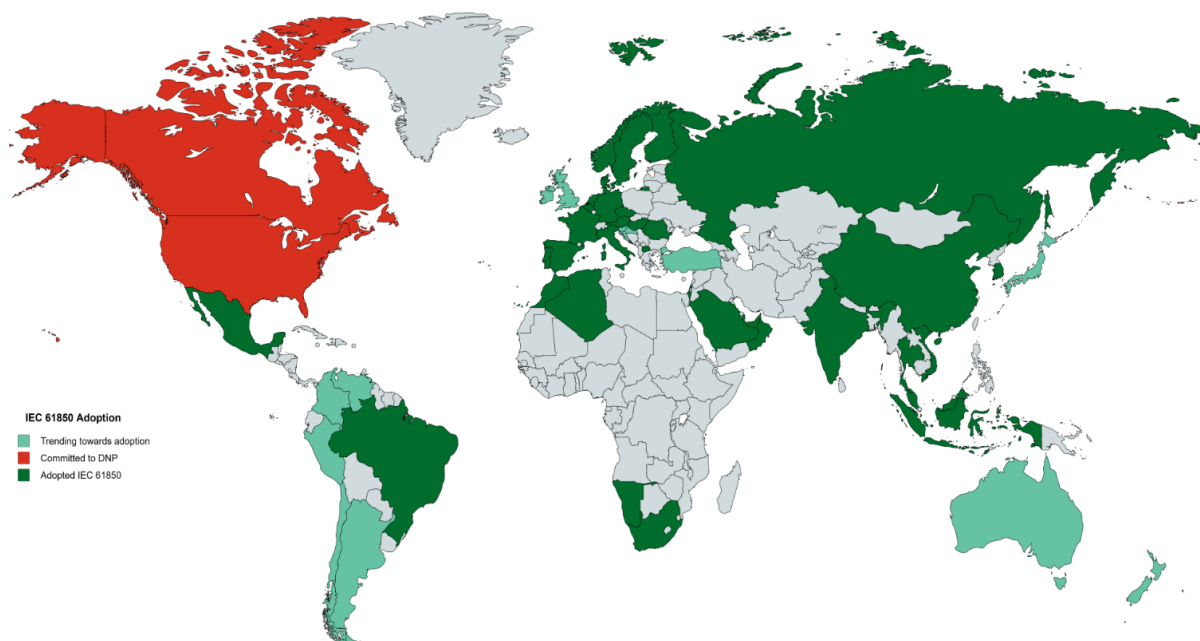


FIGURE 2.9 – Adoption de l'IEC 61850 au niveau mondial. Repris depuis [80]

considérations techniques, aussi bien que stratégiques et politiques. Falk justifie [80] la grande célérité européenne par les gains économiques et de temps apporté par le déploiement du standard aux fournisseurs d'électricité. Note-t-il néanmoins que la conception et la mise en œuvre sont généralement déléguées à des entreprises spécialisées dans le déploiement de solutions numériques industrielles (e.g., Siemens, ABB, Schneider, etc.). Une autre explication de son adoption est en partie due à la volonté d'harmonisation du marché de transport d'électricité, dont la Commission européenne pointait les défaillances dans un rapport publié en 2003 [60]. La réponse fut la création du *Réseau européen des gestionnaires de réseau(x) de transport d'électricité*, regroupant un consortium d'acteurs du transport de l'énergie en provenance des quatre coins du vieux continent.

Le contraste apparaît avec les méthodes américaines, où les mêmes acteurs préfèrent la valorisation de leurs propres technologies et conceptions. L'origine de l'impopularité de l'IEC 61850 sur le continent américain trouve notamment écho au travers d'une étude réalisée par l'entreprise

de recherche Newton-Evans [153], publiée en 2016 : selon celle-ci, 77% des fournisseurs interrogés déclarent ne pas planifier son utilisation, 52% des réponses négatives invoquent ne pas y trouver un avantage et 37% à ne pas être familier avec la norme. L'utilisation du standard IEEE 1815-2010, aussi connu sous le nom de *DNP3* reste la principale solution employée par les entreprises nord-américaines.

Sur le plan technique, le protocole GOOSE est l'une des principales raisons de l'adoption du standard. D'après la même enquête menée par Newton-Evans, 82% des acteurs internationaux (hors États-Unis) déclarent utiliser ce protocole pour leurs opérations, chiffre atteignant 73% pour les acteurs américains ayant décidé son adoption. Le monde académique appuie également les avantages du protocole GOOSE et les bénéfices pouvant en être tirés [100, 32]. À l'inverse, l'utilisation du protocole SMV, au travers du *process bus*, reste marginale : seuls 29% des acteurs internationaux dont 7% du côté américain s'avèrent intéressés par la proposition. Quelques initiatives visant à numériser les systèmes de distributions existent néanmoins, dont celle de RTE pour l'hexagone au travers du projet R#SPACE [135]. Remarquons encore l'initiative de la fondation *LF Energy*, prévoyant la mise en place de *smart grids* modulaires et où matériel comme logiciels deviendraient interopérables [188].

L'adoption du standard vit l'apparition de publications industrielles [32, 43, 100] dont l'objectif est la définition de lignes directrices facilitant son implémentation et déploiement. Brand [44] décrit par exemple un ensemble de recommandations comprenant chaque étape à réaliser, partant de la spécification jusqu'à la conception du système complet. En complément, les concepteurs de systèmes de distribution s'appuient sur divers outils facilitant les tests de conformité à l'IEC 61850 des équipements mis au point ; le standard IEC 61850 rappelle en outre l'importance d'intégrer les processus de test et de vérification [112] en cours de conception.

Si la conduite des opérations de conformité est à la charge des intégrateurs systèmes, certaines solutions commerciales sont fréquemment utilisées. Parmi elles, citons le logiciel *IEDScout* [9] développé par l'entreprise OMICRON est un exemple d'outil permettant le test d'IEDs se voulant conforme au standard. Utilisé aussi bien dans le monde académique qu'industriel [99], l'outil propose une suite applicative permettant la génération de messages IEC 61850, principalement pour le protocole GOOSE [131, 172], mais est aussi utilisé dans le cadre de certifications de conformité à l'IEC 61850 pour les IEDs.

2.6 Discussions

Les précédentes sections permirent d'apprécier les principes du standard IEC 61850 de même que son adoption dans le milieu industriel. Permettant l'interopérabilité des équipements numériques se chargeant du bon fonctionnement du poste, le standard offre la possibilité d'une capitalisation des savoir-faire de différents constructeurs.

L'interopérabilité s'axe autour de trois apports :

1. **développement d'une sémantique** : par l'intermédiaire du formalisme DOM (section 2.2), l'IED se pourvoit d'une syntaxe commune à tout équipement reconnu comme conforme au standard. Le formalisme repose sur une décomposition successive d'un IED réel en sous-parties, conduisant à une définition d'un ensemble fonctionnel sur lequel s'appuie les applications développées. Des services abstraits pour la réalisation des tâches incombant aux équipements sont également fournis, permettant un *mapping* de ceux-ci avec des protocoles existants ;
2. **développement d'un langage de configuration** : s'appuyant sur le formalisme DOM et du langage XML, le langage SCL (section 2.3) fournit un cadre de configuration aux

concepteurs d'IEDs. Plusieurs fichiers utilisant ce langage sont utilisés tout au long du cycle de vie du système de distribution, facilitant l'exécution de processus d'ingénierie particulièrement chronophages ;

3. **développement d'un cadre pour la communication** : aux différents services standardisés par le standard s'offre la possibilité d'un *mapping* sur l'un des trois protocoles mis en avant (section 2.4). Parmi eux les protocoles MMS (échange fiable de données à faible criticité), GOOSE (échange rapide de données à haute criticité) et SMV (échange rapide de valeurs analogiques numérisées à haute criticité et périodique). En plus du *mapping* de services abstraits sur des protocoles de communication, le standard apporte des recommandations pour améliorer la fiabilité des échanges, notamment par l'utilisation d'architectures redondées.

L'adoption du standard à l'échelle mondiale sur plus d'une décennie montre l'intérêt que ce dernier suscite dans le monde industriel. Promettant des gains aussi bien de temps que de coûts tout au long du cycle de vie des systèmes *smart grids*, l'IEC 61850 semble s'inscrire comme une solution pérenne.

Nous pûmes pourtant noter certaines limites du standard. Citons la non-garantie de la propriété d'interchangeabilité : si l'interopérabilité assure la compréhension mutuelle inter-équipement, rien ne permet de répondre aux exigences opérationnelles (définition du standard pour l'interchangeabilité) ; aussi, la pertinence du choix des équipements repose sur les épaules des intégrateurs. L'obtention de cette propriété reste nonobstant du ressort de la standardisation, limitant notre capacité d'action dans le cadre de cette thèse.

Une seconde limite concerne la garantie du respect des contraintes temporelles imposées aux applications (cf. Table 2.2). Si la communication est abordée par le standard sous ses aspects technique et architectural, aucune ligne directrice n'est clairement définie pour vérifier le respect des contraintes. Cette introspection de l'IEC 61850 pour ce problème n'étant pas suivie de solutions, nous déduisons la garantie du respect des contraintes comme laissée à la charge des concepteurs. La nécessité d'établir une méthodologie d'**évaluation de performances** des poste semblent ainsi se dessiner.

Par voie de conséquence, ce manuscrit s'inscrit dans la recherche d'une méthodologie efficace pour accomplir l'étape d'évaluation de performances. Les prochains chapitres se dédient à l'étude de différentes propositions et de leurs pertinences. Préalablement à ce travail, nous proposons, au cours du chapitre suivant, un cadre de réflexion arrêtant nos positions sur le principe d'évaluation de performances, concept pouvant revêtir diverses interprétations.

3

Évaluation de performances : définition, caractérisation et application

Comment pouvez vous identifier un doute avec certitude ?

Raymond Devos

Le précédent chapitre permet d'établir l'objectif général du présent manuscrit : garantir les contraintes temporelles des architectures réseaux IEC 61850 présents au sein de postes électriques. Ce choix est motivé par leur importance pour la transmission d'électricité qui, en cas de défaillance, peut avoir de graves conséquences aussi bien économiques que sociétales (cf. Chapitre 1, section 1.3). L'infrastructure d'un poste repose sur la communication entre les *Intelligent Electronic Devices* (IED) pour assurer le fonctionnement opérationnel des équipements primaires y étant rattachés (disjoncteurs, transformateurs, etc.). Nous concluons quant à l'obligation de garantir les performances des communications inter-IED, i.e., s'assurer du respect des contraintes temps réel associées aux transmissions.

L'objectif de ce chapitre est de répondre à l'absence de préconisation du standard pour assurer les contraintes temporelles des communications. Nous commençons par la présentation de notre problème et la clarification des besoins pour y répondre. Nous définissons ensuite les solutions existantes répondant aux besoins identifiés, suivi de notre positionnement. Nous concluons enfin le chapitre par la mise en lumière de nos choix.

3.1 Approche du problème d'évaluation de performances

3.1.1 Problème de la multiplicité de solutions

Le poste électrique se compose de calculateurs numériques (*Intelligent Electronic Devices*, IED), donnant aux équipements primaires y étant raccordés l'occasion de communiquer au sein d'un réseau Ethernet commuté. Le besoin de garantir le respect des contraintes temporelles des communications fut la conclusion du chapitre 2, de manière à répondre aux carences du standard.

La recherche d'une méthodologie garantissant les contraintes temporelles des échanges devient à ce stade notre préoccupation. Elle doit en outre intégrer les spécificités de l'IEC 61850, dont :

- la multiplicité des applicatifs communicants au sein des IEDs ;
- les transmissions utilisant les protocoles MMS, GOOSE et SMV ;
- la gestion d'apparition de défauts dictant les dynamiques de transmission.

Une première recherche nous conduit à constater l'existence d'ouvrages offrant des recommandations pour l'évaluation de performances d'architectures réseaux [51, 120, 161]. De nombreux travaux de recherche les plus divers proposent différentes méthodologies pour la détermination des délais dans le contexte d'architectures Ethernet commuté (nous y reviendrons particulièrement aux chapitres 4 et 5). Face à cet éventail de solutions, se pose le problème du choix de l'une d'entre elles. Comment garantir la congruité de l'approche sélectionnée et s'assurer qu'aucune autre n'est en mesure de fournir un meilleur résultat ? Nous proposons ci-dessous une réponse épistémologique à ce problème.

La multiplicité de solutions proposées par différents auteurs pour faire face à un même problème n'est pas sans rappeler le concept de *jeu de langage*, formalisé en premier lieu par Wittgenstein au cours de ses *Recherches philosophiques* [214]²³. L'idée générale du concept est la suivante : toute manifestation sémiotique, verbale ou non, obéit à des règles codifiant sa légitimité, sa pertinence et son existence même. L'expression du signe est interprétée comme un *coup* respectant les règles d'un *jeu*. Le jeu d'échec est un exemple de jeu de langage : chaque joueur interagit par le déplacement, sur l'échiquier, des pièces à sa disposition, dont le comportement de chacune d'elle est codifié selon les règles du jeu d'échec acceptées par les deux joueurs. Si l'un des protagonistes devait effectuer un coup non-conforme aux règles du jeu, il serait *de facto* en dehors de celui-ci, développant un nouveau jeu de langage disposant de ses règles propres. Les règles n'en sont pourtant pas toujours explicites, de même qu'un jeu de langage ne se restreint pas à une activité ludique. Wittgenstein, dans l'ouvrage *De la certitude* [215], montre comment l'histoire, en tant que discipline, peut être interprétée selon différents jeux de langages dont les points de vue (e.g., économique, anthropologique, religieux, etc.) dictent la démarche d'analyse. Aussi, accordons nous la possibilité d'esquisser un parallèle entre l'auteur cherchant une réponse à sa problématique de délai et l'historien souhaitant établir le fait historique : chacun, face à la difficulté de son entreprise, tente d'apporter une réponse adaptée à son problème, d'après la conception personnelle du protagoniste, elle-même influencée par son expérience et son caractère. L'acceptation de cette analyse épistémologique nous conduit à répondre à notre problème par la proposition, selon notre conception du problème, d'une méthodologie adaptée à notre usage. Cette conclusion fut déjà forgée par Lyotard, reprenant à son compte le concept de Wittgenstein pour son analyse de la pluralité des opinions, idées et réflexions comme réponse aux problèmes de tout ordre et caractéristique de la *postmodernité* [141]. Il convient de constater une analogie de notre conclusion avec les *définitions par l'usage*, ou encore *définitions pragmatiques*, tel que l'analyse Viard dans sa volonté de définir les systèmes cyber-physiques [208].

Notre interrogation initiale sur la difficulté d'opérer un choix d'approche, parmi la myriade des possibles, tombe finalement dans la caducité. L'évaluation de performances consiste en effet moins en la recherche d'une méthode existante que dans la conception d'une solution adaptée à nos besoins. Pour cette raison, notre étude passe d'abord par l'évaluation des besoins relatifs à l'évaluation de performances de nos réseaux. Cette identification, couplée aux attentes de l'entreprise SCLE SFE, nous conduit à privilégier l'élaboration de solutions originales de façon à répondre précisément aux problématiques de cette thèse.

23. Le concept n'est jamais, a proprement dit, défini clairement par Wittgenstein. Il se réfère tantôt à des exemples didactiques permettant une clarification des fonctions du langage, tantôt à la définition propre de jeu, où le langage est utilisé de façon ludique pour son apprentissage chez les enfants. Il prend finalement le sens sémiotique que lui prêtent généralement les critiques contemporaines de l'œuvre de Wittgenstein, dans les ouvrages *Recherches philosophiques* et *De la certitude* ; sens que nous retenons ici.

3.1.2 Besoins pour l'évaluation d'architectures réseaux IEC 61850

L'évaluation de performances de réseaux IEC 61850 passe par l'apport d'une réponse à trois questions (Figure 3.1) :

1. Que doit-on évaluer : choix du critère (ou métrique) d'évaluation ;
2. Quelle architecture évalue-t-on : choix de la topologie réseau et du comportement des équipements ;
3. Comment évalue-t-on : choix d'une méthode et d'outils pour mener l'évaluation.

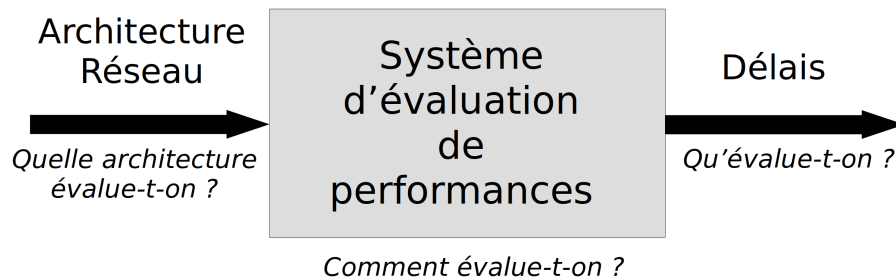


FIGURE 3.1 – De l'architecture réseau IEC 61850 à l'évaluation de performances

La difficulté réside dans la formulation d'une réponse à la troisième question. Elle peut être reformulée comme la nécessité de disposer d'un système d'évaluation de performances, prenant en entrée les spécifications de l'architecture réseau et produisant en sortie les résultats ayant trait à celle-ci. Le critère d'évaluation (question 1) et l'objet d'évaluation (question 2) sont dès lors indispensables. La première question trouve sa réponse par notre objectif même de garantir les contraintes temporelles fixées par le standard, faisant du délai notre métrique de référence. La finalité de la question 2 consiste à préciser la distinction des architectures réseaux IEC 61850 par rapport à d'autres architectures ; en d'autres termes, il s'agit d'identifier les besoins à satisfaire par le système d'évaluation de performances. L'objectif de cette section est l'identification de ces besoins.

Une architecture réseau IEC 61850 considère l'IED comme son principal nœud terminal (*end device*). Le standard, d'après le paradigme *Data Object Model* (DOM), représente un IED comme décomposé en plusieurs couches successives, lesquelles sont pourvues de données regroupées au sein de *Dataset*²⁴. Nous qualifions de « réseau IEC 61850 » un réseau composé d'IEDs conformes au standard IEC 61850.

Les réseaux IEC 61850 d'aujourd'hui reposent sur des architectures Ethernet commuté classiques. L'intégration de mécanismes issus de la norme TSN²⁵ est également envisagé. Requérant un niveau de qualité de service pour les échanges de données, l'IEC 61850 standardise l'utilisation de l'IEEE 802.1Q, ajoutant à son répertoire les outils pour la mise en place de mécanismes de priorité ou encore de réseaux virtuels (VLAN). Du côté de la topologie, l'étoile et l'anneau sont fréquemment retenus, bien que ne constituant pas une obligation *stricto sensu*. La criticité des opérations d'un poste conduit en outre à l'utilisation d'architectures redondées, afin de limiter les risques relatifs aux défaillances des équipements de commutation (e.g., panne d'un commutateur, d'une interface, etc.). L'ensemble de toutes nos précédentes descriptions forme les **spécifications matérielles** propres aux réseaux IEC 61850.

24. Cf. chapitre 2, section 2.2

25. Cf. chapitre 2, section 2.4.5.

Si cette description matérielle les rend proches d'autres cas d'utilisation, la principale ligne de démarcation se situe au niveau de ses **spécifications fonctionnelles** (le « comportement » des IEDs). Un premier marqueur est l'utilisation de protocoles de communication dédiés, i.e., MMS, GOOSE et SMV. La transmission de tout ou partie des données d'un *Dataset* selon l'un de ces protocoles est fonction du type de données contenues, du contexte de leur utilisation ainsi que de leur criticité. MMS est utilisé pour le transfert de données à faible criticité, adoptant une dynamique de transmission variable (e.g., périodique pour de la supervision, événementielle pour l'écriture d'un historique à la suite d'un défaut). Le protocole SMV est utilisé pour le transfert d'échantillons analogiques numérisés, adoptant une dynamique de transmission périodique ; les données contenues dans une trame SMV sont considérées comme critiques au vu de leur usage (e.g., surveillance des grandeurs physiques comme la tension ou le courant de ligne). GOOSE représente un cas plus complexe : utilisé pour la transmission de messages possédant une forte criticité, e.g., l'ordre d'ouverture ou de fermeture d'un équipement de protection, et possédant une dynamique de transmission hybride. En situation nominale, la transmission des messages est périodique ; en cas de détection de défaut, un message est immédiatement transmis, suivi d'une transition vers un dynamique périodique rapide, augmentant graduellement jusqu'au retour à l'état nominal. Son importance pour les opérations du poste de même que sa dynamique de transmission particulière fait du protocole GOOSE la principale originalité des réseaux IEC 61850. Un second aspect remarquable est la composition hétéroclite des IEDs, potentiellement dotés de multiples *Datasets* utilisant différents protocoles. Il n'est en effet pas rare qu'un IED soit conduit à s'acquitter de différentes fonctions, nécessitant la tenue d'une plus grande quantité d'informations à échanger. Ceci traduit la présence de nombreux applicatifs clients/serveurs (MMS) et/ou de topics (GOOSE)²⁶ au sein d'un même nœud terminal. Une architecture réseau IEC 61850 composée d'une importante quantité d'IEDs est le foyer d'une quantité plus importante encore d'applicatifs communicants. Mentionnons enfin les conditions dictant la dynamique des transmissions, fonction de l'état de l'infrastructure électrique du poste et spécifiques aux réseaux IEC 61850. La détection de phénomènes transitoires — l'apparition d'une sur-intensité, brève variation du courant de ligne, etc. — est la cause principale de transmission de messages sur le réseau, partageant la bande passante avec les messages transmis périodiquement.

La conjugaison des spécifications fonctionnelles et matérielles forment l'**architecture opérationnelle** des réseaux IEC 61850. Les IEDs, interconnectés par l'architecture provenant des spécifications matérielles, échangent leurs informations d'après un comportement défini selon les spécifications fonctionnelles. Le défi posé au système d'évaluation de performances revient à intégrer ces spécifications pour la production d'un résultat. Nous dressons en Table 3.1) la liste des spécifications, formulées sous la forme de besoins, identifiées précédemment. Les critères d'évaluation et les spécificités des réseaux IEC 61850 connus, l'étape suivante consiste à déterminer la façon dont s'opère l'évaluation de performances. Il convient pour la méthodologie envisagée de répondre à tous les besoins et de fournir un résultat de délai exploitable. Le sujet est discuté au cours de la prochaine section.

3.2 Méthodologies existantes pour l'évaluation de réseaux IEC 61850

Cette section passe en revue les méthodologies existantes pour l'évaluation de performances d'architectures réseaux IEC 61850.

²⁶. Le protocole MMS utilise une communication TCP/IP (client serveur) tandis que le MMS suit une logique *Publish/Subscribe* (cf. Chapitre 2)

Besoins	Spécifications	
Intégration des protocoles de l'IEC 61850 (MMS, GOOSE, SMV)	Fonctionnelles	Architecture opérationnelle (Réseau IEC 61850)
Intégration des Datasets		
Prise en compte des causes de transmission (phénomènes transitoires)		
Utilisation d'architectures Ethernet commuté	Matérielles	
Utilisation du standard IEEE 802.1Q (VLAN, Priorités ...)		
Choix de la topologie (étoile, redondance ...)		

TABLE 3.1 – Liste des besoins regroupés selon leur type de spécification

Trois ouvrages couvrant notre problématique furent cités au cours de la section 3.1.1. L'approche de Chan [51] relève de la modélisation mathématique par l'application de la théorie des files d'attente (nous y reviendrons plus loin). Les réseaux locaux et téléphoniques sont abordés par l'auteur, modélisant, sous la forme de processus stochastiques, les dynamiques d'arrivée et le taux de service des trames. L'ouvrage de Park [161] traite de l'évaluation de réseaux dits « auto-similaires »²⁷ usant majoritairement d'approches analytiques dont la théorie des files d'attentes. Citons enfin le travail de Jain [120] proposant un large spectre d'approches. Si l'auteur se repose lui aussi sur les méthodes analytiques — et d'ailleurs la théorie des files d'attente, l'utilisation de la simulation et de l'expérimentation sont également considérées.

Trois approches se démarquent des ouvrages portant sur l'évaluation de performances :

1. approche par simulation ;
2. approche par modélisation analytique ;
3. approches par expérimentation.

Les prochaines parties de la section sont dédiées à la présentation de chacune de ces approches.

3.2.1 Approche par simulation

Le caractère polysémique de la simulation [155] rend délicat l'apport d'une définition exacte. Dans le cadre de ce manuscrit, nous définissons la simulation comme *l'exécution d'un modèle, par ordinateur, permettant l'étude d'un système cible*.

L'utilisation de la simulation est aujourd'hui une pratique courante : simulation de phénomènes météorologiques, physiques, biologiques, etc. La simulation ne s'astreint pourtant pas à l'étude des sciences naturelles, trouvant également ses adeptes pour l'étude de systèmes dits artificiels, tels les réseaux de communication.

La simulation d'un système est permise par le biais d'un logiciel adapté : le simulateur (ou logiciel de simulation), disposant d'un ensemble de bibliothèques logicielles dédiées à l'analyse du système cible. Un modélisateur peut interagir de façon active avec le simulateur au travers

²⁷. Les réseaux autosimilaires ont pour particularité de conserver une dynamique identique quelle que soit l'échelle d'observation dans le temps. Le processus est similaire aux fractales et est tiré des travaux du mathématicien Benoît Mandelbrot.

d'une interface graphique, guidant le protagoniste dans la construction de son système à simuler (e.g., le simulateur de réseaux **Modeler** [19]); l'interaction peut aussi être passive, la modélisation s'effectuant par fichiers de configuration, transmis ensuite au simulateur pour exécution (e.g., le simulateur de réseau sans fil **WSNet** [24]).

Plusieurs simulateurs afférents à la simulation de réseaux locaux existent. Citons le logiciel commercial de Riverbed **Modeler** (anciennement connu sous le nom de **OPNET**), offrant à l'utilisateur une large gamme de composants logiciels pour la construction de réseaux de différentes natures (e.g., sans fil, filaire, capteurs, etc.). Le logiciel, au travers de son interface graphique, permet la conception d'une topologie formée d'équipements d'interconnexion (e.g., routeurs, commutateur, *access point*, etc.) et de nœuds terminaux (e.g., ordinateurs, capteurs, etc.). Chaque composant du réseau peut être configuré par l'utilisateur de façon à respecter les spécifications fonctionnelles associées à l'architecture. Le logiciel **OMNeT++** [15] adopte la même philosophie que **Modeler**, distinction faite de son caractère *open source*. Simulateur ouvert aux améliorations par la communauté, le logiciel autorise une grande liberté de conception logicielle pour la réalisation et la simulation de systèmes à événements discrets, auxquels appartiennent les réseaux de communication. Très proche d'**OMNeT++**, mentionnons finalement le simulateur **NS-3** [13], également très utilisé par le monde académique pour son accès *open source*. Nous discuterons plus largement de ces outils ultérieurement dans ce manuscrit.

Le succès de la simulation repose sur plusieurs avantages peu contestés : facilité d'utilisation, rapidité d'exécution par ordinateur ou encore son coût, aussi bien pécuniaire qu'humain, avantageux. En comparaison d'essais réalisés sur plateformes réelles, l'emploi de simulation ne nécessite généralement que peu de ressources, fonction de la puissance de calcul nécessaire et des possibles interactions avec l'utilisateur. Évaluer expérimentalement le délai d'une architecture réseau composée de plusieurs dizaines (voire centaines) d'IEDs est une difficulté récurrente des architectes de postes et pouvant être comblée par l'emploi de simulations.

L'approche n'est néanmoins pas dénuée de critiques. La première, de caractère général, se réfère à la validité des résultats obtenus par ce biais. Reposant sur des modèles de réseaux réels, le risque subsiste quant aux biais introduits par le passage de la réalité à la modélisation. Le problème fit notamment réagir Alfred Korzybski par sa maxime « *la carte n'est pas le territoire qu'elle représente* », signifiant par là qu'une carte, aussi précise soit-elle, ne peut être le territoire qu'elle cherche à décrire ; ou encore Jean Baudrillard [36], voyant en la simulation le déploiement actif d'un simulacre, i.e., un décalage entre réalité et une représentation faite de celle-ci par un ou plusieurs tiers, nommée hyperréalité. Une décision prise en vertu de l'hyperréalité n'est ainsi pas du même ordre sur le plan de la réalité, conduisant Eco à employer l'expression de « faux authentique » [76]. La critique mérite néanmoins d'être nuancée du fait de la nature artificielle des réseaux :

- les mécanismes rythmant les transmissions, de même que le format des données, peuvent aisément être reproduits à l'identique ;
- le comportement des équipements de commutation est lui aussi reproductible sur le plan fonctionnel, bien que les instructions sous-jacentes ne soient pas identiques aux équipements réels (« *la même chose, mais autrement* ») ;
- la spécificité des composants électroniques du matériel — cause de latences — est simplifiable par l'expression de leur seule latence, sans compromettre le résultat final.

Un second problème, plus spécifique aux simulations réseaux, est la difficulté d'étiqueter le résultat obtenu comme étant le plus défavorable. Cela est expliqué par la nécessité de déterminer le scénario de simulation conduisant au pire cas, entreprise difficile, sinon impossible, compte tenu de la complexité du système. La simulation fournit une vision statistique, ou « moyenne » du comportement de l'architecture réseau, ne favorisant que rarement (ou nullement) l'occurrence

du délai de pire cas (cf. Figure 3.2).

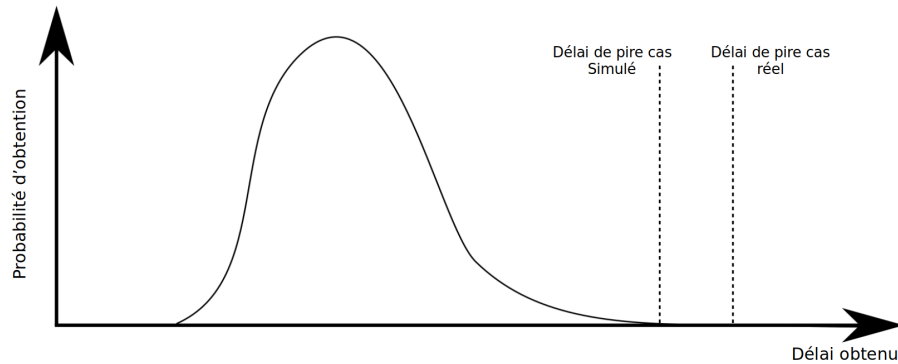


FIGURE 3.2 – Distribution de probabilité pour l'obtention du WCD en simulation. Graphe inspiré de [55]

Pour conclure, l'approche par simulation représente une solution possible pour répondre à notre problème d'évaluation de performance, facilité par l'existence de nombreux outils permettant sa mise en œuvre, sa simplicité d'utilisation et son faible coût. Certaines limites existent pourtant, la principale étant l'incertitude quant à sa capacité à fournir un résultat correspondant au cas le plus défavorable, élément important pour notre évaluation.

3.2.2 Approche par modélisation analytique

Les approches par modélisation analytique consistent en la modélisation du système étudié à l'aide d'équations mathématiques.

La pratique de la modélisation analytique pour l'étude d'architectures réseaux est aujourd'hui courante en dépit de son ancienneté. Le nombre de méthodes existantes se réclamant de cette approche étant considérable, nous n'en présentons, à titre d'exemples, que deux : la théorie des files d'attente, déjà mentionnées par Chan [51] et Park [161] et très connue pour la modélisation analytique d'architectures réseaux ; ainsi que la théorie de l'ordonnancement, dont nous reparlons plus en détail au chapitre 5.

La théorie des files d'attente est l'une des méthodes les plus connues pour la modélisation analytique de réseaux, apparue dès les années 1950 par les travaux fondateurs d'Agner Erlang. Le principe consiste en la modélisation d'un nœud sous la forme d'un serveur rattaché à une ou plusieurs files d'attente ; le premier est caractérisé par un temps de service (noté μ) quand la seconde se remplit en fonction du taux d'arrivée des données en entrée (noté λ). Les valeurs de μ et λ sont obtenues par le biais de processus aléatoires, le plus souvent markoviens (e.g., processus de Poisson). Certaines propriétés remarquables peuvent être déduites de cette représentation des files, comme la condition de stabilité (i.e., garantir une progression finie du remplissage de la file) ou le délai moyen en file d'attente. La modélisation d'une file $M/M/1$ est l'exemple le plus courant pour illustrer la théorie. Les deux premiers sigles désignent respectivement le processus aléatoire pour le taux d'arrivée et de service du serveur (M pour processus markovien), le dernier signe désignant le nombre de serveurs. Les résultats tirés de la théorie permettent, pour une file $M/M/1$, de déterminer la stabilité du processus (i.e., le nombre de données dans la file ne diverge pas vers l'infini) si la condition :

$$\rho = \frac{\lambda}{\mu} < 1$$

est respectée. De même, la théorie détermine le délai d'attente moyen :

$$\frac{\rho}{\mu(1 - \rho)}$$

D'autres résultats similaires pour différentes files existent et peuvent être exploités.

La théorie de l'ordonnancement, plus particulièrement pour les systèmes temps réel [58, 97], est un autre exemple de méthode couramment utilisée en pratique. Le réseau y est modélisé comme une succession de plusieurs processeurs (équivalent aux équipements d'interconnexion), chacun prisé par un ensemble de tâches (équivalentes aux trames). Le calcul du pire temps de réponse pour une tâche donnée est possible en fonction de différents paramètres : durée d'exécution et priorité des tâches, stratégie d'ordonnancement utilisée pour chaque processeur, nombre de tâches concurrentes ou encore date de première exécution. La théorie de l'ordonnancement est notamment utilisée en recherche opérationnelle pour l'optimisation des temps de réponse, mais peut également être employée à la recherche du scénario le plus défavorable. Les méthodes se revendiquant de la théorie de l'ordonnancement sont nombreuses et peuvent être classifiées selon deux catégories :

- méthodes exactes : le pire temps de réponse obtenu correspond au pire temps de réponse exact, par l'exploitation de méthodes avancées ;
- méthodes simplifiées : le pire temps de réponse obtenu représente une borne supérieure (non forcément égale au pire temps de réponse réel), obtenu à l'aide de méthodes moins coûteuse en temps de calcul que les méthodes exactes.

Les méthodes dites exactes garantissent le résultat exact, bien que son obtention puisse être fortement compromise en présence d'architectures complexes. Par opposition, les méthodes simplifiées, bien que fournissant un résultat moins précis, sont plus facilement applicables à différentes échelles de complexité.

L'avantage de la modélisation analytique est sa capacité à fournir une valeur bornée de délai. Si la borne calculée est généralement pessimiste, une bonne analyse permet de le réduire à un niveau acceptable du point de vue de l'évaluation. L'approche analytique comble *in fine* la déficience de la simulation.

Le principal inconvénient réside dans la difficulté d'obtention d'un résultat fiable dans le cas d'architectures complexes, l'approche devant répondre au dilemme fiabilité/difficulté d'obtention. Les méthodes favorisant la fiabilité sont soumises à une difficulté d'obtention du résultat en cas de complexification de l'architecture ; à l'inverse, les méthodes optant pour une obtention aisée voient la qualité du résultat se dégrader corrélativement à la complexité.

En conclusion, nous retenons de la modélisation analytique sa capacité à combler le principal défaut de la simulation : l'obtention d'un délai de pire cas borné. La qualité de la borne est toutefois sujette à dilemme : favoriser la fiabilité du résultat au risque de complexifier son obtention, ou, inversement, opter pour une obtention plus propice aux changements d'échelle au risque d'une dégradation de la fiabilité. L'étude attentive des spécificités de l'IEC 61850 doit servir d'arbitre dans la définition d'une approche alliant fiabilité des résultats et aisance d'obtention.

3.2.3 Approche par expérimentations

Les approches par expérimentations consistent à la mise en œuvre d'une campagne de mesures effectuée directement sur le système cible. Pour compléter cette description, nous dirons avec Jain qu'une « *bonne expérimentation consiste en l'obtention d'un maximum d'informations avec un minimum d'expériences* » [120].

Nous présentons uniquement ici l'expérimentation à l'aune de l'évaluation du délai de bout-en-bout. Sa mesure repose sur un principe simple : l'envoi d'une trame depuis un nœud source vers un nœud destination, tous deux séparés par l'architecture de communication cible ; la durée entre l'envoi du premier bit par le nœud source et la réception du dernier bit par le nœud destination est mesurée, déterminant le délai. La mesure est effectuée par l'estampillage de la trame, où date de réception et valeur de l'estampille sont retranchées pour le calcul du délai. La mise en œuvre est rendue possible par l'utilisation conjointe d'outils de *génération de trames* et *d'analyseur de trafic* (plus connu sous le terme *sniffer*). Parmi les générateurs de trafic, citons les outils `Ostinato`, `Iperf` ou les programmes `ping` et `tracert`, implémentés sur la plupart des systèmes d'exploitation modernes ; les logiciels `Wireshark`, `tcpdump` ou encore `WinDump` (équivalent de `tcpdump` pour Windows) font, quant à eux, partie des analyseurs de trafic les plus utilisés. La mesure peut aussi s'effectuer par le biais d'appareils spécialisés, tels les *Test Access Point* (TAP), composés de multiples ports : deux pour assurer la continuité de la transmission et un renvoyant le résultat de capture vers une machine spécialement désignée. Les commutateurs pourvus d'une fonction de miroir de port (*port mirroring*) peuvent également, en plus de leur fonction d'aiguillage, assurer la fonction de surveillance. L'application `QoSmet` est un exemple d'outil tout-en-un regroupant gestion de transmission et capture [18]. Si cette façon de mesurer le délai a l'avantage de la simplicité, un inconvénient réside dans sa dépendance à la synchronisation des horloges entre source et destination. L'estampillage d'une trame étant effectué relativement à l'horloge locale du nœud source, celle du nœud destination se doit de coïncider exactement, sous peine d'apparition d'un biais de mesure. Plusieurs solutions à ce problème existent et furent comparées [156], dont l'utilisation des protocoles de synchronisation *Network Time Protocol* (NTP) et *Precision Time Protocol* (PTP).

La plateforme d'essai G-ICS du GIPSA-Lab de Grenoble est un exemple de plateforme d'expérimentation utilisable pour l'étude d'architectures réseaux IEC 61850 [31]. Celle-ci est dotée d'un arsenal d'équipements assurant diverses fonctionnalités, allant de l'automate programmable industriel jusqu'aux cartes d'acquisition de grandeurs analogiques, en passant par les équipements de mesure (TAP, commutateur à *port mirroring*). Les protocoles de l'IEC 61850 ou d'autres réseaux de terrains comme *Modbus* sont également pris en charge par la plateforme. Le même travail illustre sa capacité à évaluer le délai de trames transmises via le protocole GOOSE et utilisant différents appareils de différents constructeurs. D'autres travaux illustrent la polyvalence de la solution grenobloise : citons notamment les travaux de Mocanu, travaillant sur l'évaluation des performances et vulnérabilités autour de transmission SMV, au sein d'architectures redondées [150, 151].

Si l'expérimentation peut être exploitée comme approche privilégiée pour l'évaluation, elle n'en demeure pas moins complémentaire avec les approches traitées précédemment, utilisables comme méthode de validation d'un modèle analytique ou de simulation. Citons en exemple les travaux de León [137] où la validation du modèle de simulation proposé repose sur une comparaison des résultats avec une architecture réelle. La même initiative est notée chez Georges [88], les auteurs testant la robustesse d'une borne de délai obtenue par modélisation analytique via l'épreuve pratique. L'expérimentation est également employée comme apport d'informations pour l'amélioration de modèle, comme l'illustre Yang [216] : la latence électronique de commutateurs est d'abord mesurée expérimentalement puis intégrée comme paramètre au modèle mathématique proposé. La manœuvre conduit à réduire l'écart entre réalité et modèle mathématique pour la réduction du pessimisme inhérent à ce type d'approche. Enfin, notons la possibilité d'associer expérimentation et simulation par l'emploi d'une évaluation *Hardware-in-the-loop*. Le principe consiste à évaluer un système, ou plusieurs de ses composants, par l'utilisation conjointe de matériels réels et de logiciels de simulation. Un exemple notable relatif à notre problématique se

retrouve chez Juarez [127], où le simulateur OMNeT++ est utilisé comme générateur de données IEC 61850 et pouvant être exploité par un matériel utilisant les protocoles du standard. L'application de cette méthodologie est cependant soumise aussi bien aux capacités des logiciels de simulation qu'à celles du matériel.

L'avantage premier de l'approche par expérimentation est la confiance accréditée aux résultats, ceux-ci provenant du système réel, *a contrario* des approches par simulation et par modélisation analytique. Ajoutons la possible observation de phénomènes imprévisibles, issus de l'interaction entre les différents paramètres étudiés pour l'expérimentation. Bien qu'apparemment opposées, l'approche par expérimentation peut être utilisée en conjonction des deux précédentes : la modélisation d'un équipement de commutation, notamment la latence due à l'électronique embarquée ou encore la structure de sa mémoire interne, peut faire l'objet d'une expérimentation préalable en vue d'améliorer sa fiabilité.

Le principal inconvénient réside dans l'obligation de disposer de l'intégralité du système pour mener à bien la mission. Dans le cas de postes électriques, il apparaît difficile (si ce n'est impossible) de disposer d'une infrastructure complète (i.e., englobant lignes électriques et matériels informatiques) pour l'expérimentation. Dans l'hypothèse d'existence d'une architecture prototype, l'expérimentation demande malgré tout la monopolisation de ressources : mise à disposition du matériel, temps de travail des parties prenantes, etc. La critique peut néanmoins être nuancée dans le cas où l'expérimentation serait utilisée en support à l'amélioration d'un modèle analytique ou de simulation.

En conclusion, l'expérimentation, menée convenablement, offre une garantie de fiabilité des résultats, retenant généralement l'assentiment de l'autorité d'évaluation. Son application reste toutefois consacrée à des architectures réseaux de faible complexité, ou dans le rôle de support aux opérations de modélisations (analytique comme de simulation).

3.3 Positionnement

Cette section passe en revue les trois méthodologies candidates pour l'évaluation de performances de réseaux IEC 61850. Nous proposons leur analyse critique basée sur les critères identifiés par Jain [120] et reproduit en Table 3.2. Nous concluons la section par nos choix quant à la méthodologie adoptée pour conduire notre évaluation de performances.

Critère	Modélisation analytique	Simulation	Expérimentation et mesure
Application	À tout moment	À tout moment	Post-prototype
Temps de mise en œuvre	Faible	Moyen	Variable
Outils	Analytique	Langage de programmation	Appareils de mesure
Précision des résultats	Faible	Moyenne	Variable
Souplesse d'évaluation	Élevée	Moyenne	Faible
Coût	Faible	Moyen	Élevé
Confiance	Faible	Moyenne	Élevée

TABLE 3.2 – Critères d'évaluation de différentes méthodologies pour l'évaluation de performances d'après Jain [120]

Le premier point concerne la possibilité d'**application** des différentes méthodologies. Si la modélisation (qu'elle repose sur des modèles analytiques ou de simulation) peut être appliquée à tout moment de son cycle de vie, l'expérimentation ne peut se faire sans l'appui du système réel, ou tout du moins d'un prototype. Nous rejoignons, sur ce point, l'analyse faite par Jain, même si des solutions alternatives peuvent être employées pour s'abstraire du besoin d'un environnement

de test complet, comme l'utilisation du *Hardware-in-the-loop* ou l'expérimentation en support de la modélisation.

Le **temps de mise en œuvre** est un critère assez proche de celui du coût, discuté plus loin. Les deux approches par modélisation sont considérées comme rapide à mettre en place, à la lumière de leur exploitation par ordinateur. Il convient pourtant de noter la possible complexité du paramétrage des équations ou de la configuration des modèles de simulation, notamment pour une architecture composée de centaines d'IEDs. Ce dernier point sera notamment abordé au chapitre 4. L'approche par expérimentation est soumise à plus d'incertitudes : en fonction de son usage prévu, celle-ci peut être rapide à conduire (expérimentation sur un commutateur) ou demander un effort et des ressources conséquents (expérimentation sur une plateforme). Il n'est donc possible de conclure sur son impact qu'à partir du rôle que l'évaluateur s'accorde à lui prêter.

Les **outils** utilisés par chaque approche pour l'évaluation est un autre point à soulever. La modélisation analytique repose sur l'application de solutions algébriques, utilisables aussi bien « à la main » qu'avec le concours d'un ordinateur, lui conférant une grande souplesse. Les modèles de simulation reposent sur un environnement logiciel dédié au problème, aidé par le développement de bibliothèques pouvant, dans le cas de l'*open source*, être modifiées et réutilisées. L'expérimentation se démarque encore des deux précédentes approches par la nécessité de disposer du matériel de test en sus de l'appareillage de mesure. Seuls quelques logiciels assurant la transmission et l'analyse des trames nous sont nécessaires, limitant la critique de l'expérimentation sur ce plan.

Chaque approche se singularise par la **précision des résultats**, conditionnant par ailleurs le critère de confiance. Un résultat issu d'un modèle analytique, donc d'hypothèses simplificatrices sur l'état du système, peut conduire à des résultats éloignés de la réalité. L'expérimentation, à l'opposé, offre des résultats afférents au système que nous cherchons à évaluer et dont la discussion sur la qualité des résultats ne relève que de la qualité du plan d'expérimentation et de l'outillage de mesure. La simulation se situe à mi-chemin, utilisant elle aussi des approximations, généralement acceptables au vu de la nature des systèmes simulés (artificiels). La critique de la précision pour la modélisation analytique peut néanmoins être nuancée : bien menée, celle-ci peut proposer un résultat proche de l'application pratique, en plus de combler la carence des deux autres approches à fournir avec certitude les valeurs les plus défavorables.

Le prochain critère concerne la **souplesse d'évaluation**, considérée par Jain comme la capacité d'une méthodologie à déterminer les paramètres conduisant au résultat escompté. La faible souplesse de l'expérimentation s'explique par la rigidité de certains systèmes quant à leur capacité de configuration, conduisant à davantage d'efforts pour conduire les opérations de métrologie. Pour fixer les idées, imaginons une architecture composée de nombreux IEDs, chacun devant être re-paramétré manuellement entre deux expériences. La difficulté de l'entreprise rend *de facto* l'approche peu souple à l'étude. Les méthodologies reposant sur la modélisation sont moins touchées par le problème, du fait de la disponibilité d'outils logiciels permettant l'automatisation des expériences ou une modification rapide à l'aide d'interfaces graphiques optimisées.

La notion de **coût** peut revêtir différentes connotations : financière, temporelle, humaine, etc. Les deux approches par modélisation disposent de l'avantage de ne nécessiter que du seul matériel informatique nécessaire à leur mise en œuvre. L'expérimentation sur le système réel est dépourvue de ces avantages, nécessitant d'une part la disponibilité du système (ou d'un prototype de ce dernier), d'autre part les outils de mesure. Dans le contexte de ce manuscrit, les postes électriques sont possiblement composés de dizaines, voire centaines d'équipements, avec des infrastructures gérant des tensions pouvant aller jusqu'à plusieurs centaines de milliers de Volts. Une telle composition rend délicat la possibilité d'expérimentation.

La **confiance** (*saleability*), bien que subjective, est un critère important pour le choix d'une méthodologie, « mesurant » l'acceptabilité du résultat par l'autorité de validation. Ainsi, plus grand est le niveau de confiance, plus importante est la probabilité, pour l'autorité d'évaluation, d'accepter le résultat comme consistant. L'expérimentation est classifiée comme jouissant du plus haut degré de confiance, par opposition à la modélisation analytique. Des nuances doivent pourtant être exposées, nonobstant la logique apparente de la classification. La légitimité de l'expérimentation, tirée de l'obtention d'un résultat via le système réel, ne doit pas faire oublier la rigueur nécessaire à sa tenue. À l'inverse, la mise en équation rigoureuse d'un système physique, malgré la présence d'hypothèses conduisant à une simplification du système, peut se révéler tout à fait satisfaisante pour l'évaluation ; il en est de même pour les modèles de simulation, particulièrement pour les systèmes artificiels (cf. section 3.2.1).

Eu égard de cette mise en perspective, nous choisissons de privilégier les approches par modélisation analytique et par simulation, pour les raisons exposées ci-dessous :

- si l'expérimentation présente l'avantage d'apporter de tout son poids la qualité des résultats, notre cadre d'étude limite largement son emploi ; la principale raison dépend des difficultés à disposer d'une architecture de poste électrique complète, ou d'un prototype fiable. Nous n'écartons cependant pas son utilisation pour améliorer la qualité de notre modélisation ;
- les progrès réalisés dans le domaine de la simulation, aussi bien par l'augmentation de la puissance de calcul que par les avancées réalisées sur le plan théorique, nous poussent à l'étude de leur emploi dans le cadre de nos travaux ;
- les architectures réseaux appartenant à la catégorie des systèmes artificiels, l'écart entre réalité et modélisation peut être envisagé comme acceptable ;
- du précédent point, nous déduisons la possibilité de substituer l'approche expérimentale par l'approche par M&S sans réduire, ou faiblement, la confiance (au sens de Jain) portée en les résultats ;
- l'utilisation conjointe de la modélisation analytique et de la simulation permet de compenser les défauts de l'une et l'autre approches : la première en fournissant une borne de délai, la seconde en apportant une représentation statistique et fiable des capacités du réseau ainsi qu'un support de validation à l'approche analytique.

Nos investigations se portent en complément sur la multi-modélisation et la co-simulation. Bien que la communication représente une part importante du temps de réponse pour des systèmes distribués (tels les postes électriques), nous ne pouvons l'astreindre à cet unique champ. Les dynamiques de transmission, discutées au cours du chapitre 3.2.1, sont en effet largement dépendantes d'autres expertises métiers, tels l'électrique (les événements survenant en cas de phénomènes d'origine électrique) et le contrôle-commande (l'appel aux applicatifs réseaux restant à la charge des décisions de l'intelligence de l'IED). La restriction de notre analyse à la seule communication, nous contentant d'hypothèses pour l'apparition des événements guidant les transmissions, représente un écart supplémentaire entre modèle et réalité. L'emploi de la multi-modélisation est une possible solution pour combler les carences de l'étude d'un unique domaine métier, remplaçant les hypothèses de transmission par des paramètres d'entrées tirés de modèles adaptés.

3.4 Conclusion

Le chapitre fut l'occasion de décrire les besoins associés à l'évaluation de performances, de même que nos choix pour sa mise en pratique. Les réseaux IEC 61850 en tant qu'architectures opérationnelles sont décrits par leurs spécifications matérielles (l'interconnexion des IEDs) et

fonctionnelles (le comportement des IEDs) dont toute méthodologie d'évaluation candidate doit tenir compte. Plusieurs d'entre elles furent discutées : utilisation de la simulation, définition de modèles analytiques ou pratiques expérimentales. Les deux premières approches sont retenues, d'une part par leur simplicité de mise en œuvre et d'autre part pour leur complémentarité, l'approche par simulation fournissant une vue d'ensemble des performances des réseaux quand la modélisation analytique permet de borner le délai de pire cas, difficilement observable par la seule simulation. L'expérimentation, malgré ses avantages, est considérée comme trop délicate à exploiter à part entière.

Ce dernier paragraphe clôt la première partie de ce manuscrit. Nous entamons dès les pages suivantes la seconde partie, présentant nos contributions appuyées des différentes méthodologies choisies pour analyse. Le chapitre 4 se concentre sur la modélisation par simulation. Pour combler ses carences, dont l'impossibilité de détermination d'un délai de pire cas, nous proposons aux chapitres 5 et 6 l'étude de nos architectures d'après une représentation mathématique. Nous terminons notre tour d'horizon par l'étude des apports de la multi-modélisation au chapitre 7, évaluant sa capacité à fournir des paramètres d'entrées provenant d'expertises métiers de façon à améliorer la pertinence de nos modèles de communication.

Deuxième partie
Contributions

Modélisation et simulation pour l'évaluation de performances de réseaux IEC 61850

*Tout mortel dans ses vœux devance
Cet avenir où nous courons ;
Le bonheur est en espérance.
On vit, en disant : Nous verrons.*

Nous verrons, François-René de Chateaubriand

Ce chapitre présente notre première contribution pour l'évaluation de performances d'architectures réseaux IEC 61850, basée sur l'utilisation de la simulation. Son emploi est aujourd'hui fréquent dans la littérature, en atteste la multiplicité de modèles existants pour la simulation d'architectures réseaux IEC 61850. Parmi ces contributions, citons la modélisation des trois protocoles de communication introduits par le standard : MMS, GOOSE et SMV (cf. section 2.4). Cet effort de modélisation, principalement concentré sur la communication des données, ne doit pas nous faire perdre de vue la problématique de configuration des IEDs (*Intelligent Electronic Device*). Nous verrons plus loin que l'effort effectué par la littérature se concentre davantage sur la modélisation des communications réseaux, sans tenir compte de la nature même des données échangées, ou de leur quantité. La configuration des IEDs, utilisée comme point d'appui des spécifications fonctionnelles, est à ce titre souvent négligé, forçant l'architecte réseau à assumer une double casquette : la réalisation de l'architecture matérielle (équipements utilisés) et le paramétrage des IEDs d'après des configurations réalisées par des architectes systèmes. Il vient alors que :

- l'architecte réseau doit être initié aux règles de modélisation du standard, en particulier sur la sémantique des données, pour configurer ses modèles d'IEDs ;
- la paramétrisation du modèle de simulation, pour un poste volumineux, est particulièrement lourde du fait de nombreux paramètres à configurer, propres aux *Datasets* contenant les données à transmettre (cf. chapitre 2) ;
- des deux précédentes conséquences, nous concluons quant au risque important d'erreurs durant la modélisation d'une architecture, **réduisant de facto la fiabilité des résultats obtenus** à l'issue de simulations.

Pour la suite de ce manuscrit, nous désignerons par spécifications fonctionnelles tout élément de configuration des équipements, par opposition aux spécifications matérielles relatives aux

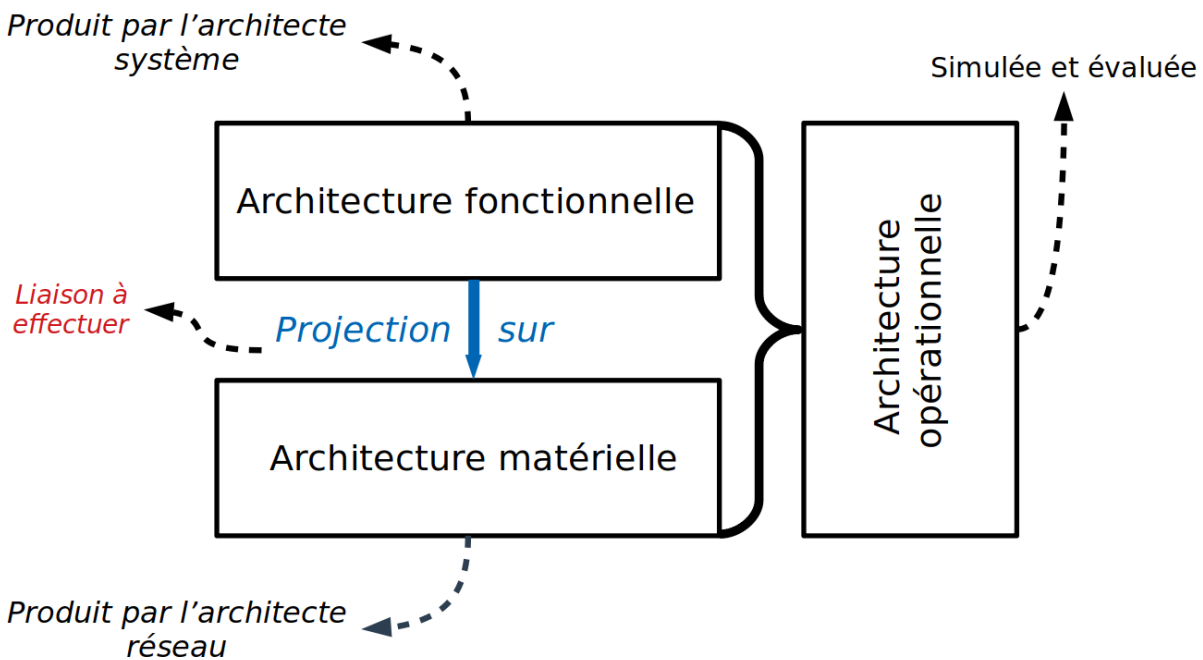


FIGURE 4.1 – Illustration du lien à établir entre architectures fonctionnelles et matérielles pour l'évaluation opérationnelle

protocoles de communication et aux matériels employés.

Notre objectif consiste à établir un trait d'union entre spécifications fonctionnelles et spécifications matérielles, d'une part pour faciliter l'évaluation de performances (Figure 4.1) d'autre part pour améliorer la fiabilité des résultats. Nous détaillons nos contributions pour y répondre plus loin dans le chapitre. Nous commençons d'abord par un tour d'horizon des solutions proposées par le monde académique.

4.1 État de l'art

Les travaux sur l'évaluation de performances d'architectures *smart grids* utilisant le standard IEC 61850 émergent principalement au milieu des années 2000. Ces travaux répondent individuellement à certaines thématiques abordées au cours du chapitre 2, comme la modélisation des protocoles de l'IEC 61850 suivie de leur évaluation par simulation, ou encore la pertinence des architectures de redondances.

4.1.1 Simulation et évaluation de performances d'un poste global

Une première série de travaux proposée par Sidhu [181, 182] s'intéresse au développement de modèles de communication exploitant le standard IEC 61850. Le simulateur de Riverbed *Modeler* [19] (anciennement nommé OPNET), est choisi pour les développements. Ce logiciel dispose d'une bibliothèque complète pour la modélisation d'architectures de communication, principalement de type Ethernet. En plus de ces bibliothèques de base, le simulateur *Modeler* accorde la possibilité au modélisateur de proposer une bibliothèque de son cru, permettant d'enrichir les possibilités de modélisation. Le premier travail mené par Sidhu [181] consiste en une

proposition de nouveaux développements permettant la modélisation d'architectures IEC 61850. L'utilisation des protocoles GOOSE et SMV y est notamment présentée. L'ajout d'une version simplifiée du protocole MMS est mis en œuvre au cours des travaux suivants [182]. Des nœuds dédiés à la manipulation de chaque protocole sont également fournis, i.e., IED de protection et de contrôle (GOOSE, MMS) et *Merging Unit* (SMV). Les outils de développements à disposition, les auteurs proposent la simulation d'une architecture prototype permettant l'obtention de résultats, dont le délai de bout-en-bout.

Les travaux réalisés par Juarez [127] vont également dans le sens d'une évaluation globale de réseaux *smart grids*. Contrairement aux travaux antérieurs, le simulateur OMNeT++ [15] y est utilisé. Les auteurs proposent un ensemble de composants logiciels permettant la prise en charge des spécificités de l'IEC 61850, de façon similaire aux contributions de Sidhu. Parmi ces ajouts, nous comptons l'inclusion de piles protocolaires pour la gestion des protocoles GOOSE, SMV et MMS et le développement de nœuds les intégrant. Ces nœuds sont similaires à ceux préalablement développés par Sidhu, i.e., une *Merging Unit* pour l'utilisation du protocole SMV, ainsi qu'un IED de contrôle & protection pour l'utilisation des protocoles GOOSE et MMS. En plus de ces fonctionnalités, les auteurs utilisent les propriétés du simulateur OMNeT++ pour la réalisation de simulations *Hardware in the loop*. Pour parachever leur contribution, les auteurs proposent la modélisation et l'exécution d'un modèle d'architecture *smart grid* repris du tome 5 de l'IEC 61850. Ce travail est le premier à revendiquer l'utilisation du simulateur OMNeT++ pour l'évaluation de performances de réseaux intégrant l'IEC 61850.

4.1.2 Évaluation de performances pour le *process bus*

De par son rôle important dans le développement de *smart substations*, le *process bus*²⁸. fait l'objet d'une attention particulière dans la littérature.

Citons en premier lieu les travaux menés par Kanabar [128], se concentrant principalement sur l'étude du protocole SMV. L'étude reprend les travaux menés par Sidhu comme base de travail, aussi bien du côté du développement que des scénarios de simulation. Une analyse du délai de bout-en-bout est étudiée en fonction de différents paramètres : le Taux d'Erreur Bit (TEB), les capacités des files d'attente de chaque commutateur, les délais de file d'attente et l'impact de trafic « de fond »²⁹. Deux métriques d'évaluation sont proposées par les auteurs : (1) le délai de bout-en-bout (2) la perte successive de trames SMV³⁰. Ces deux métriques sont mesurées par rapport à chaque paramètre décrit précédemment. Les résultats obtenus sont assez proches de ceux obtenus par Sidhu et Juarez.

Le *process bus* est également étudié par León [137], où le simulateur OMNeT++ est utilisé. Les travaux font suite à ceux menés par Juarez, avec une attention portée sur les protocoles GOOSE et SMV. Les auteurs proposent pour ce faire une implémentation personnalisée des protocoles sus-cités, en plus de nœuds permettant leur manipulation. Ces derniers sont similaires en fonction à ceux proposés par Sidhu., i.e., des IED de protection et de contrôle, en plus d'une *Merging Unit*. La métrique utilisée pour l'évaluation de performances est le délai de bout-en-bout. Une modélisation, suivie de sa simulation, d'une architecture similaire à celle proposée par Sidhu est menée. En plus de cette simulation, les auteurs proposent la validation de leur résultat

28. Nous renvoyons le lecteur au chapitre 2 pour une description du *process bus*

29. Par trafic « de fond », nous entendons un trafic de plus faible priorité que le trafic étudié (ici MMS).

30. La perte successive de trames correspond au nombre maximal de trames perdues consécutivement. Cette métrique est importante dans ce contexte, dans la mesure où chaque trame transporte un échantillon de signal analogique, e.g., le courant d'une ligne. Une succession de pertes peut, par conséquent, avoir un effet délétère sur les algorithmes de contrôle-commande utilisant ces informations.

par le biais d'expérimentations réelles. Celles-ci confirment un écart relativement faible (un écart maximum de 13.7% est donné) par rapport aux résultats simulés.

4.1.3 Architectures redondées

Suite aux préconisations de l'IEC 61850 pour l'utilisation d'architectures redondées pour assurer la fiabilité de la communication, des travaux émergent rapidement, certains d'entre eux se focalisant sur une approche M&S.

L'étude d'une architecture HSR est proposée par Ngo [154], où le nombre de nœuds maximal pouvant être supporté pour un anneau est recherché. Cette étude est menée à l'aide du simulateur NS-2 [22], où les protocoles GOOSE et SMV sont implémentés. Seul le service *report* du protocole MMS est implémenté par les auteurs, comme un module applicatif au-dessus du protocole TCP. La métrique choisie pour l'évaluation est le nombre de nœuds raccordables à l'anneau HSR, étudié en fonction de plusieurs paramètres : la fréquence d'émission des messages SMV et la capacité des liens composant l'anneau. Pour tester la limite du nombre de raccordements possibles, les auteurs proposent une série de simulations, où chacune d'entre elles dispose d'un doublet *capacité des liens - fréquence d'émission de messages* différents. Les auteurs parviennent à obtenir une limite, améliorée par le biais de méthodes d'optimisations décrites plus en détail.

Deux autres études menées par Ali & Thomas [29, 195] s'intéressent à une architecture couplant approches PRP et HSR. Le nombre de messages de redondance pouvant être important, la motivation des auteurs consiste en l'évaluation de l'impact d'un tel déploiement. Le simulateur utilisé est le logiciel OPNET, où des versions de GOOSE, SMV sont proposées en complément d'une version de MMS simplifiée. Les auteurs utilisent le délai de bout-en-bout comme principale métrique d'évaluation. Ce délai est évalué au travers de plusieurs simulations, dont l'un des paramètres variables est la capacité des liens de l'architecture, identique pour l'ensemble. Par ce travail, les auteurs démontrent la possibilité d'évaluation d'architectures redondées par l'usage de la M&S.

4.1.4 Positionnement

Nous terminons par une analyse générale des différents travaux examinés au cours des sections précédentes. La Table 4.1 se veut une première synthèse. Une première observation par rapport aux travaux de la littérature est l'utilisation de deux simulateurs spécifiques pour l'évaluation de performances d'architectures IEC 61850 : `Modeler` et `OMNeT++`. Cette faible diversité de simulateurs contraste avec la variété de logiciels de M&S disponibles pour les architectures de communication [164]. La performance d'`OMNeT++`, analysée et comparée à d'autres simulateurs *open source* par Weingartner [211], explique en partie son succès. Le succès d'`OPNET` s'explique quant à lui par les performances offertes, couplées à son ancienneté, l'accréditant aux yeux de nombreux utilisateurs [54].

La métrique du délai de bout-en-bout est majoritairement choisie par les auteurs des différents travaux. Ce choix nous apparaît raisonnable de par les objectifs de délai à atteindre, fixés par l'IEC 61850 (jusqu'à 3ms, cf. chapitre 2, Table 2.2). Notons que d'autres métriques peuvent être considérées pour une analyse plus fine des origines du délai de bout-en-bout, comme l'occupation des files d'attente des ports de sortie de chaque commutateur et du délai résultant, utile pour l'identification de goulots d'étranglement.

Une constante notable de l'ensemble des travaux est le manque de considération pour la configuration des équipements. Tel que souligné au cours du chapitre 2, la configuration est établie à l'aide de fichiers de configuration SCD, détaillant l'ensemble des paramètres dont sont

Référence	Simulateur Utilisé	Métrique(s) d'évaluation	Protocoles IEC 61850 Intégrés	Traitement de redondance ?	Validation par expérimentation ?	Modèles accessibles ?
[181]	Modeler	Délai	GOOSE SMV	Non	Non	Non
[182]	Modeler	Délai	GOOSE SMV MMS	Non	Non	Non
[127]	OMNeT++	Délai	GOOSE SMV MMS	Non	Non	Partiellement
[128]	Modeler	Délai Perte de trames	GOOSE SMV	Non	Non	Non
[137]	OMNeT++	Délai	GOOSE SMV	Non	Oui	Oui
[154]	NS-2	Nombre de nœuds possibles pour un anneau HSR	GOOSE SMV MMS (report)	Oui	Non	Non
[29]	Modeler	Délai	GOOSE SMV MMS	Oui	Non	Non
[195]	Modeler	Délai	GOOSE SMV MMS	Oui	Non	Non

TABLE 4.1 – Synthèse des travaux portant sur la simulation pour l'évaluation de réseaux IEC 61850

pourvus les applicatifs de chaque IED, sont absents des préoccupations des auteurs. Ce problème doit retenir notre attention pour deux raisons :

- les concepteurs d'IEDs ne sont généralement pas les acteurs principaux de l'élaboration d'architectures de communication numérique. Par conséquent, ces derniers ne sont guère impliqués dans le processus de modélisation des architectures, i.e., ne sont pas familiers des outils de M&S associés ;
- les modélisateurs travaillant sur l'architecture de communication ne sont guère plus familiers que leurs homologues concepteurs d'IED sur les spécificités liées à IEC 61850. La configuration des IEDs modélisés représente un frein pour la modélisation de la communication, d'une part pour la recherche des informations nécessaires dans le fichier SCD, d'autre part pour la quantité de travail laborieuse en cas de configuration d'architectures volumineuses.

Apparaît alors la nécessité de restreindre, au mieux, le travail de modélisation de l'architecture de communication. Le seul sujet de préoccupation des modélisateurs se doit de rester la conception d'une architecture capable de répondre aux contraintes temporelles imposées par l'IEC 61850.

Notons enfin la faible disponibilité des modèles développés par les différents auteurs. Dans le cadre de cette thèse — et à notre connaissance — seuls les travaux de Juárez et León furent mis à disposition de la communauté, via leurs articles respectifs. Seules ces deux contributions purent être analysées plus en détail pour nos besoins.

De ces observations, nous assumons les choix et définissons les objectifs suivants :

- l'utilisation du simulateur OMNeT++, avec pour première raison la disponibilité de travaux existants sur lesquels s'appuyer ; les travaux réalisés par León apparaissent satisfaisants et peuvent être considérés comme une première base de travail. Une seconde raison est la capacité du simulateur OMNeT++, du fait de son statut de logiciel *open source*. Une raison annexe, liée à la seconde, est la capacité d'ouverture du simulateur, i.e., la possibilité d'interaction directe avec le logiciel, utile pour son pilotage par l'intermédiaire d'outils

- logiciels externes. Ce point sera notamment sujet à discussion au cours du chapitre 7 ;
- Notre premier objectif est de combler les lacunes sur la configuration IEC 61850 des équipements constatées dans la littérature, dont les données ne sont généralement pas tirées d'informations réalistes. L'usage de fichiers SCD n'est à ce titre jamais abordé par les travaux de la littérature ;
 - Notre second objectif vise en le développement d'une solution permettant (1) une séparation stricte entre la configuration des paramètres IEC 61850 et le développement d'une architecture réseau, (2) tout en facilitant cette configuration, le tout sous le logiciel OMNeT++. Nous souhaitons soustraire au modélisateur l'obligation de manipuler un fichier de configuration n'étant pas du ressort de son expertise, de même que lui faciliter la tâche de configuration sous le logiciel, particulièrement fastidieuse pour des architectures complexes.

La prochaine section apporte quelques éléments de description du logiciel de simulation OMNeT++ en préambule de nos contributions.

4.2 Le simulateur OMNeT++

OMNeT++, proposé par Varga et Hornig [204] dès 2008, est un logiciel de simulation pour systèmes à événements discrets. De base utilisable pour une large variété de systèmes, l'outil vit sa popularité s'accroître de par ses possibilités en termes de modélisation réseau. Il est aujourd'hui un simulateur fréquemment utilisé dans des domaines aussi variés que les réseaux de capteurs [175], sans fils classiques [198], ou encore automobiles [140]. Cette variété s'explique par la disponibilité de bibliothèques logicielles, subsidiaires à la bibliothèque de base fournie par OMNeT++ et développées par différentes communautés. Nous emploierons dorénavant l'expression *environnement OMNeT++* pour désigner cet ensemble de bibliothèques annexes.

Le principal ambassadeur de cet environnement, la bibliothèque INET [10], se spécialise dans le développement de modèles réseaux « classiques » (e.g., TCP, IP, Ethernet, etc.). D'autres bibliothèques existent pour la modélisation d'architectures de communication plus spécialisées, e.g., pour les réseaux cellulaires avec SimuLTE [21] ou automobiles avec Artery [1]. Ces bibliothèques standardisées et intégrées dans l'environnement OMNeT++ peuvent être modifiées, complétées ou utilisées pour le développement d'autres bibliothèques, enrichissant les capacités du logiciel au fur et à mesure. Tout utilisateur se voit ainsi octroyer la possibilité de développer sa propre solution répondant à ses besoins.

Chaque bibliothèque dispose d'entités logicielles, appelées *modules*, pouvant accomplir une série d'instructions. Un module dispose d'un ou de plusieurs ports d'entrée/sortie, pouvant être récipiendaire/émetteur d'un *message* contenant n'importe quel type de données défini par le développeur. Un module peut être de deux types : simple ou composé. Un module simple représente l'entité atomique définie par OMNeT++. Le comportement du module simple est décrit à l'aide du langage C++ et représente une *classe* selon le paradigme de la programmation orienté objet. La classe est décrite par ses paramètres, ainsi que ses fonctions. Certaines de ses fonctions sont nativement intégrées par OMNeT++, telles que la création et la gestion de messages. Un module gérant le fonctionnement du protocole IP est un exemple possible de module simple, ou une approximation du protocole est développée.

Un module complexe se compose de plusieurs modules simples interagissant ensemble. Un équipement terminal, e.g., un serveur, composé d'une pile protocolaire (e.g., la pile TCP/IP ou OSI) est un exemple possible de nœud complexe, composé de modules simples gérant, individuellement, les protocoles Ethernet, IP, TCP, etc. Cette représentation est inspirée du formalisme

DEVS (Discrete Event System Specification), discuté plus tard dans ce manuscrit (cf. chapitre 7).

L'ensemble des modules proposés par une bibliothèque logicielle ouvre la possibilité au modélisateur d'entamer le processus de modélisation. Ce processus peut être effectué de deux manières différentes et complémentaires : par une interface graphique dédiée ou à l'aide de fichiers de configurations. L'interface graphique dispose d'une boîte à outil contenant l'ensemble des modules de la bibliothèque, pouvant être sélectionnés et raccordés ensemble. Elle dispose également d'une fenêtre dédiée pour la configuration des paramètres de chaque module de l'architecture. Les fichiers de configurations sont divisés en deux catégories : les fichiers *NED* et les fichiers *INI*. Les fichiers *NED* incorporent les informations relatives à la topologie de l'architecture simulée ; les fichiers *INI* contiennent l'ensemble des paramètres de chaque module utilisé pour la topologie. Les fichiers de configuration et l'interface graphiques peuvent également être utilisés conjointement pour la modélisation de l'architecture de communication.

Des caractéristiques du logiciel OMNeT++, nous concluons quant à la nécessité de modéliser une architecture reposant sur le standard IEC 61850. Pour ce faire, une bibliothèque logicielle dédiée à la modélisation de telles architectures est nécessaire. Nous pûmes constater, au cours de la section 4.1, l'existence de travaux s'intéressant précisément à ce problème, développant à l'occasion des solutions. Nous utilisons, au cours de la section suivante, l'un de ces travaux pour nos contributions.

4.3 Contributions

Cette section présente nos contributions à notre problème d'unification des spécifications fonctionnelles et matérielles d'architectures réseaux IEC 61850. La première partie (section 4.3.1) discute de nos améliorations de modèles existants pour permettre leur modélisation sur le logiciel OMNeT++. La seconde (section 4.3.2) présente l'outil logiciel STARS, développé pour répondre à notre souci d'établir le lien entre spécifications fonctionnelles et matérielles de nos architectures. Nous montrons comment l'utilisation d'OMNeT++, couplée à l'exploitation des données de fichiers de configuration SCD, nous permet l'exécution d'une simulation utilisable pour évaluation.

4.3.1 Intégration du standard IEC 61850 sous OMNeT++

Le choix du logiciel de simulation porté sur OMNeT++, nous choisissons de reprendre à notre compte les travaux menés par León [137], présenté en section 4.1. Une bibliothèque spécifique est proposée pour la modélisation des protocoles GOOSE et SMV, offrant des modules pour la mise en forme des messages applicatifs, de même que des modes de transmission. Par format applicatif, nous entendons l'en-tête formé par le protocole utilisé au niveau de la couche application du modèle OSI, i.e., les en-têtes des protocoles GOOSE et SMV pour notre cas d'étude. Par mode de transmission, il est entendu la dynamique de transmission employée par les protocoles, i.e., hybride pour GOOSE³¹, périodique pour SMV.

La bibliothèque développée par León nous apparaît suffisamment pertinente dans le cadre de nos travaux, bien que spécifique à un cas d'étude particulier ; de fait, quelques carences par rapport à nos besoins subsistent, carences que nous décrivons ci-dessous en complément de nos apports pour y remédier.

31. Périodique et événementielle

Implémentation du protocole MMS

Le protocole MMS ne faisant pas l'objet de l'étude menée par León, aucune version n'en est implémentée.

Nous proposons son ajout à la bibliothèque fournie par les auteurs. Comme discuté au chapitre 2, MMS repose sur la pile protocolaire TCP/IP, déjà implémentée par la bibliothèque INET. Pour compléter son implémentation, le développement d'un module gérant l'aspect applicatif est nécessaire.

Pour ce faire, nous développons, au sein d'un module simple, les instructions se chargeant de l'encodage de l'en-tête MMS. Le format d'une trame, variable en fonction du service employé, conduit à prendre en considération l'ensemble des services MMS. Dans le cadre de cette thèse, nous choisissons néanmoins, en accord avec les besoins de l'entreprise SCLE SFE, de réduire l'implémentation à trois services couramment employés pour les opérations nécessitant l'appui de ce protocole : *read*, *write* et *informationReport*³². Nous nous inspirons pour ce faire du standard ISO/IEC9506-2 décrivant le format des trames MMS en fonction de ces trois services, ainsi que de trames réelles capturées et exploitables à l'aide de l'analyseur de paquets Wireshark.

Le problème de l'implémentation traité, nous discutons de la gestion de la dynamique de transmission du protocole MMS. Comme expliqué au chapitre 2, la multiplicité des services rend délicate la détermination d'une dynamique. Nous considérons, pour ce travail, des transmissions événementielles, dictées d'après une distribution exponentielle de paramètre λ configurée par l'utilisateur (nous y reviendrons).

Nous disposons maintenant d'une implémentation du protocole MMS respectant trois services définis par l'ISO/IEC9506-2 : *read*, *write* et *informationReport*. Ces services sont utilisés par les IEDs de façon aléatoire. L'implémentation de ces trois seuls services est jugée suffisante pour les besoins de nos travaux, ne cherchant pas à redéfinir le protocole entier mais à évaluer le délai de trames transitant par ce moyen.

Modification du modèle de communication GOOSE : gestion des événements et algorithme de transmission

Comme vu au cours du chapitre 2, le protocole GOOSE est utilisé pour la transmission de données à fortes contraintes de temps, adoptant une dynamique hybride :

- périodique en l'absence de défaut ;
- événementielle en présence d'un défaut.

Dans le cadre de ce manuscrit, un défaut est défini comme la présence d'une anomalie dans l'architecture électrique du poste. Cette anomalie peut être détectée par un ou plusieurs IEDs en même temps. La détection n'est pourtant pas forcément instantanée : en fonction de son état (e.g., en période d'écriture des sorties), l'équipement peut ne pas être en mesure de détecter l'évènement, causant un décalage entre apparition du défaut et réaction. Deux premiers besoins peuvent être tirés de cette description : (1) la nécessité de modéliser l'apparition d'un défaut ; (2) modéliser le décalage entre l'apparition du défaut et la réaction de l'IED.

Une autre spécificité du protocole GOOSE est son mécanisme de répétition garantissant la fiabilité des transmissions. En situation nominale, la transmission s'effectue périodiquement, d'après une période notée T_{max} . Dès l'occurrence du défaut, la transmission est immédiate, avec pour délai de transmission une durée égale à une période $T_{min} < T_{max}$. Durant la phase d'après-défaut, la périodicité de transmission augmente graduellement jusqu'à atteindre de nouveau la

32. cf. Chapitre 2, section 2.4.

période T_{max} (cf. chapitre 2, Figure 2.5). La gradualité de l'augmentation est laissée à l'utilisateur. Nous identifions comme notre troisième besoin l'implémentation de ce mécanisme.

L'implémentation des mécanismes sus-mentionnés est indispensable pour se rapprocher du comportement réel du protocole GOOSE. La spécificité du cas étudié par León, n'a pas conduit à leur incorporation. Il nous incombe dès lors la charge de traduire les besoins identifiés précédemment en implémentation.

Les modélisations d'apparition de défaut et de décalage sont gérées à l'aide d'un module simple (nommé le *module de Gestion De Défaut (GDD)*), interagissant avec le module de gestion du protocole GOOSE. Le GDD se comporte de la façon suivante :

- un défaut est considéré comme un évènement périodique, de période variable et définie par l'utilisateur ;
- en cas de détection de défaut, le GDD avertit le module de gestion GOOSE avec un décalage aléatoire, suivant une loi uniforme de densité de probabilité $[0; 5ms]$. Ce décalage est repris de spécifications fournies par l'entreprise SCLE SFE.

Le premier point permet de répondre à notre besoin d'une gestion d'apparition du défaut, d'après une hypothèse d'apparition périodique. Le second point répond à notre besoin de décalage apparition - réaction, basée sur l'hypothèse d'un décalage aléatoire suivant une loi uniforme.

Pour satisfaire notre dernier besoin, nous proposons l'implémentation du mécanisme de répétition cité précédemment. Pour ce faire, nous définissons, en accord avec les besoins de SCLE SFE, le comportement de l'algorithme relatif à la gradualité de la période de transmission :

- la période choisie *post* défaut est égale à une valeur T_{min} , variable selon la criticité des données à transmettre ;
- la période T_{min} est répétée à deux reprises : entre la détection du défaut et la première répétition, puis entre les première et seconde répétitions ;
- postérieurement à la seconde répétition, la période augmente d'après un coefficient multiplicateur, dont la valeur est déterminée par l'utilisateur ;
- si la période obtenue, après multiplication du coefficient, est supérieure à la valeur T_{max} , la valeur de la période se stabilise à T_{max} .

Ce choix d'implémentation est justifié d'une part par son utilisation pratique par l'entreprise SCLE SFE ; d'autre part par la validité de sa définition, conformément aux indications fournies par le standard [115]. Le comportement est décrit à l'aide de l'algorithme 1. Un aperçu de celui-ci est également illustré au cours du chapitre 2 à l'aide de la Figure 2.5.

Nous disposons maintenant d'une modélisation du protocole GOOSE, avec une attention portée sur les dynamiques d'apparition de défaut et de transmission des messages. Les défauts apparaissent de façon périodique, d'après une période configurable, détecté après un laps de temps déterminé aléatoirement. Le mécanisme de répétition GOOSE est lui aussi implémenté, utilisant une gradualité exponentielle pour la période de transmission.

Modification du modèle de communication SMV : gestion de différents profils de communication

Le protocole SMV est utilisé pour la transmission de grandeurs analogiques récoltées directement sur les lignes (e.g., tension, courant, etc.) et préalablement numérisées. L'opération de numérisation peut être effectuée de deux façons :

1. par un équipement primaire disposant d'un outillage assurant la conversion analogique/numérique des grandeurs physiques relevées ;
2. par un intermédiaire collectant les grandeurs physiques de l'équipement primaire et se

Algorithme 1 Calcul de la période de répétition GOOSE T **Entrée :** $T, T_{min}, T_{max}, coefficient, premier_T_{min}$ **Résultat :** T

```

1: defaut = check_defaut()
2: if defaut == true then
3:    $T = T_{min}$ 
4:   premier_T_{min} = true
5: else
6:   if  $T < T_{max}$  then
7:     if premier_T_{min} == true then
8:        $T = T_{min}$ 
9:       premier_T_{min} = false
10:    else
11:       $T = T \times coefficient$ 
12:    end if
13:  else
14:     $T = T_{max}$ 
15:  end if
16: end if
17: return  $T$ 

```

chargeant de l'échantillonnage. La *Merging Unit* (MU) est un exemple de ce type d'intermédiaire.

La transmission des échantillons sur le réseau peut s'effectuer dès la fin de l'échantillonnage, ou postérieurement à l'accumulation d'un nombre spécifique d'échantillons. Dans le second cas, les valeurs sont agrégées dans un même message et transportées au sein d'une même trame SMV. L'opération d'échantillonnage étant périodique, la transmission l'est également, avec une différence de période fonction du nombre d'échantillons par trame choisi. Le standard IEC 61869-9 [118] propose différents profils de transmission, distingués selon la période d'échantillonnage et le nombre d'échantillons par trame (Table 4.2).

La spécificité du cas d'étude traité par León ne permet pas la gestion de divers profils de transmission. Le choix des profils se limite en effet à un seul échantillon par trame, pour des

Fréquence d'échantillonnage en sortie (Hz)	Nombre d'échantillons par trame	Débit de sortie (trame/s)
4 000	1	4 000
4 800	1	4 800
4 800	2	2 400
5 760	1	5 760
12 800	8	1 600
14 400	6	2 400
15 360	8	1 920
96 000	1	96 000

TABLE 4.2 – Liste des différents profils de transmission recommandés pour le protocole SMV. Repris et adapté de [118]

débits pouvant être librement choisis. Nous proposons le redéveloppement de la bibliothèque en vue de permettre une accumulation de plusieurs échantillons au sein d'une trame. Pour ce faire, nous modifions le module SMV développé par les auteurs, rendant possible le choix d'agrégation de plusieurs échantillons. La gestion de la période de transmission peut, quant à elle, être gérée simplement à partir de la période désirée par l'utilisateur.

Nous disposons maintenant d'une modélisation du protocole SMV intégrant (1) une gestion correcte de l'en-tête protocolaire ; (2) la transmission périodique d'échantillons ; (3) la possibilité de spécifier le nombre d'échantillons par trame transportée. En conséquence, nous estimons cette modélisation comme satisfaisante pour répondre à nos besoins.

Développement d'un modèle d'IED

Disposant de modules pour chaque protocole de l'IEC 61850, notre prochaine étape consiste à proposer un modèle d'IED capable de les y intégrer. D'après le formalisme DOM vu au chapitre 2, un IED représente une entité abstraite, composée elle-même d'autres entités abstraites décrivant sa structure. Parmi celles nous intéressant particulièrement, notons les *Data Objects (DO)*, *Data Attributes (DA)* et *DataSets*. Les DO et DA représentent les données surveillées/gérées par l'IED, e.g., l'état d'un disjoncteur, la valeur d'un courant de ligne, etc. Ces informations sont regroupées à l'intérieur de *DataSets*, agissant comme des dossiers de DO/DA. Les DO/DA contenus dans *DataSet* sont fonctions des besoins de l'architecte système. Chaque *DataSet* est ensuite rattaché à l'un des protocoles de communication, selon la criticité des données contenues en leur sein. Les données agrégées peuvent être transmises en partie (MMS) ou intégralement (MMS, GOOSE) selon la nature de l'évènement et des services utilisés par les IEDs. La quantité de DO/DA agrégés dans un *DataSet* détermine *ipso facto* la taille de la trame, et donc le délai de transport de celle-ci. Notons enfin qu'un IED peut être pourvu de multiples *Datasets*, pouvant être rattachés à l'un ou à l'autre des protocoles du standard.

Nous identifions comme besoin le développement d'un modèle d'IED capable d'établir le lien entre nos différents modules de communication — développés précédemment — et les *Datasets* contenus dans un IED. Si la bibliothèque logicielle de León propose sa propre solution, celle-ci nécessite plusieurs modifications :

- prise en charge simultanée de plusieurs modules de communication (e.g., plusieurs modules GOOSE) ;
- gestion de différents protocoles au sein du même IED ; la bibliothèque ne proposant que des nœuds utilisant exclusivement le protocole GOOSE ou SMV, ce dernier en qualité de MU.

Nous proposons une illustration conceptuelle de notre modèle d'IED en Figure 4.2. Nous commençons par la construction d'un module composé, englobant l'ensemble des modules applicatifs développés par nos soins. Nous dotons notre modèle d'IED d'un module de gestion Ethernet, norme commune à nos trois protocoles. Pour les distinguer au-dessus du niveau liaison, nous concevons un module de selection analysant le type de trame reçu ; dans le cas d'une trame SMV ou GOOSE, la trame est directement distribuée à l'un ou à l'autre applicatif ; la trame est reconnue comme applicatif MMS le cas échéant et doit encore traverser la pile TCP/IP. L'exemple illustré Figure 4.3.1 montre un IED en capacité de traiter trois *Datasets* utilisant les trois protocoles de l'IEC 61850. Le modèle offre la possibilité de traiter plusieurs *Datasets* utilisant un même protocole. Chaque applicatif est alors relié à la couche directement inférieure, échangeant/recevant les données avec celle-ci par une connexion dédiée. Notons également la possibilité, accordée par OMNeT++, d'indiquer un délai de transmission entre les différents modules. Cela nous permet de modéliser les latences électroniques, spécifiées par le concepteur d'IED et

augmentant la fiabilité de la modélisation.

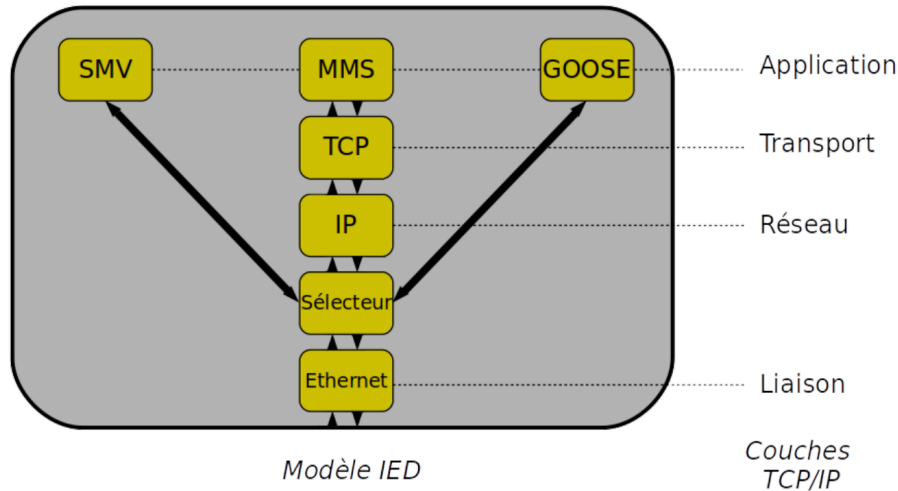


FIGURE 4.2 – Modèle d’IED développé pour notre bibliothèque IEC 61850

En conclusion, notre modèle d’IED permet l’exploitation des trois protocoles standardisés par l’IEC 61850, chacun reposant sur sa base protocolaire spécifique. Le modèle permet la gestion de multiples *Datasets*, chacun pouvant être composé différemment selon les informations contenues. La capacité d’OMNeT++ à configurer le délai entre les différentes couches protocolaires garantit également la modélisation de la latence électronique, définie d’après les informations des concepteurs. Les intégrations sus-citées nous apparaissent suffisamment abouties pour conclure quant à leur pertinence. C’est au travers de ce modèle que les spécifications fonctionnelles se matérialiseront au cours de la simulation.

Intégration de la préemption et du Time Aware Shaper (TAS)

La norme TSN étant à l’étude pour l’élaboration d’architectures réseaux IEC 61850 (cf. Chapitre 2, section 2.4.5), nous proposons son intégration au sein de notre environnement de simulation. Les mécanismes de contrôle de flux proposés par la norme, i.e., les mécanismes Time Aware Shaper (TAS, IEEE 802.1Qbv) et de préemption (IEEE 802.1Qbu) retiennent ici nos efforts.

Les travaux de León ne portant pas sur l’étude de TSN, aucun des mécanismes relatifs n’y est proposé. Pour combler cette carence, nous intégrons à notre modèle la bibliothèque *NeSTiNg*, proposé par Falk [82]. Disponible librement et gratuitement en ligne [12], cette bibliothèque offre accès, au travers d’un modèle de commutateur développé pour l’occasion, aux deux mécanismes mentionnés plus haut. La maturité de la solution, sa facilité d’utilisation, sa simplicité d’interface avec nos propres développements, en plus de sa mise à jour régulière par la communauté, permet son ajout à notre modèle sans nécessité de modification.

Synthèse

La première partie de notre exposé nous permet de proposer un modèle de simulation adapté aux besoins d’évaluation de l’architecture matérielle, visant à devenir le socle d’accueil des spécifications fonctionnelles. Le développement des trois protocoles de communication de l’IEC 61850

ainsi que celui d'un IED permettant leur utilisation furent développés pour y parvenir. L'étape suivante consiste à effectuer la liaison de notre modèle avec les spécifications fonctionnelles. La prochaine section présente l'outil logiciel STARS traduisant ce lien.

4.3.2 Développement d'un outil logiciel pour l'évaluation de performances : STARS

Nous détaillons à présent notre contribution à l'établissement du lien entre architecture fonctionnelle et matérielle. Disposant des outils nécessaires pour exploiter la première, nous identifions le besoin de lui adjoindre la seconde.

Le chapitre 2 fut l'occasion de décrire l'apport de l'IEC 61850 dans la configuration d'architectures de postes. Aidé par sa propre sémantique, le standard introduit un ensemble de fichiers de configuration, chacun pouvant être utilisé au cours du cycle de vie de l'architecture. Nous n'en aborderons ici qu'un seul : le fichier SCD, contenant la configuration de l'ensemble des équipements d'un poste.

Basé sur le langage XML et reposant sur le paradigme DOM³³, le fichier SCD décrit la composition hiérarchique de chaque IED d'un poste conçu par les architectes systèmes. Nous renvoyons à la lecture de la section 2.3 du chapitre 2 pour plus d'informations.

Parmi les informations les plus pertinentes pour notre étude et contenu dans le fichier SCD, énumérons la description des *Dataset*, le contenu de ceux-ci permettant le calcul de leur taille, la description des paramètres utilisés dans l'en-tête protocolaire ainsi que les informations générales de communication (e.g., adresses MAC et IP). Toutes ces informations, tirées du travail réalisé par les architectes systèmes, représentent les paramètres de configuration de l'architecture matérielle ; autrement dit, le fichier SCD contient les spécifications fonctionnelles nécessaires à la simulation de notre système.

Pour permettre l'unification de l'architecture matérielle (représentée par nos modèles développés section 4.3.1) et des spécifications fonctionnelles (données par le fichier SCD), nous proposons la réalisation d'un outil logiciel, baptisé STARS (*Simulation Tool for Analysis of substation netwoRkS*). Son rôle consiste à satisfaire les trois critères suivants :

1. configuration des paramètres de l'architecture opérationnelle ;
2. simulation de l'architecture opérationnelle ;
3. fourniture de résultats exploitables pour l'évaluation.

Le premier critère répond à notre volonté de trait d'union entre spécifications fonctionnelles et configuration matérielle. Les deuxième et troisième critères reflètent l'évaluation de performances. Pour satisfaire à ces exigences, STARS s'appuie sur plusieurs outils existants décrits ci-après.

La configuration opérationnelle passe par la spécification fonctionnelle du poste, suivie de sa projection sur l'architecture matérielle. Pour unifier ces deux étapes, nous proposons, en accord avec l'entreprise SCLE SFE, l'utilisation d'une solution de type tableur, avec l'utilisation du logiciel Calc. Utilisant les fonctionnalités du langage oBasic fournis par le logiciel, nous permettons à l'utilisateur le chargement de fichiers SCD au sein de l'environnement. Les spécifications fonctionnelles de l'architecture cible sont automatiquement prises en compte pour la suite de l'opération d'évaluation. Cette solution a l'avantage de segmenter aussi bien les opérations de l'architecte système que réseau, le premier livrant le résultat de ses spécifications quand le second se charge de les intégrer à son environnement. Une fois les spécifications fonctionnelles chargées, l'architecte réseau compose l'architecture matérielle souhaitée. Utilisant l'interface tableur, il définit les liens point-à-point entre chaque équipement, ainsi que les paramètres de liaison : débit

33. Cf. chapitre 2 et Figure 2.2

des deux interfaces reliées, VLAN d'appartenance, et numéro d'interface pour les commutateurs. L'architecte détermine finalement les paramètres (ou scénarios) de la simulation à part entière : durée de simulation, paramètres concernant les protocoles GOOSE et MMS (e.g., synchronisation des transmissions ou non pour GOOSE, aléas des transmissions pour MMS, etc.) ou encore les bornes de délais à ne pas excéder. Toutes les opérations sus-citées, réalisées via `Calc`, permettent de répondre à notre premier critère : spécifications fonctionnelles chargées depuis un fichier SCD externe, configuration matérielle conçue via le tableur.

La simulation de l'architecture opérationnelle est garantie par le logiciel de simulation `OMNeT++`, s'appuyant sur nos contributions présentées en section 4.3.1. Une fois la phase de configuration achevée, l'architecte réseau lance l'exécution via l'interface `Calc`. La première étape consiste en la configuration du modèle de simulation, possible grâce aux spécifications. Les informations du fichier SCD chargé au travers du tableur sont transcrites directement vers `OMNeT++` au sein des fichiers `NED` et `INI`³⁴. La transcription de l'un vers l'autre est réalisée automatiquement à l'aide de scripts écrits en langage `python`. L'étape suivante est l'exécution automatique de la simulation. Les possibilités offertes par `STARS`, décrites au cours de ce paragraphe, permettent de répondre au deuxième critère fixé.

L'exploitation des résultats de simulation est la troisième fonctionnalité remplie par notre solution logicielle. L'exécution achevée, `STARS` récupère, traite et affiche les résultats à l'utilisateur. L'affichage illustre les métriques du pire délai de bout-en-bout pour chaque nœud de l'architecture, l'occupation des *buffers* pour chaque commutateur et le taux de pertes de trames. Le traitement et l'affichage des résultats sont réalisés à l'aide de scripts `python`. Un exemple est notamment illustré plus loin dans ce chapitre en Figure 4.6. Si cette automatisation réduit l'effort de l'architecte réseau en fournissant les principales métriques estimées pour l'évaluation, la récupération d'une liste plus exhaustive est également possible ; les résultats traités par notre outil provenant de fichiers générés par `OMNeT++`, l'utilisateur averti dispose du moyen de les visualiser à l'aide des fonctionnalités offertes par le simulateur. Là encore, nous illustrons notre explication à l'aide des Figures 4.8 et 4.9 présentées plus loin. Nous répondons finalement, grâce aux développements sus-cités, à notre troisième critère ; d'une part de façon automatique en fournissant les détails des métriques jugées comme les plus pertinentes (délai de bout-en-bout le plus défavorable, perte de trames, occupation *buffers*), d'autre part par l'exploitation des fonctionnalités d'`OMNeT++` pour l'affichage des grandeurs relevées au cours de la simulation.

En conclusion, l'outil `STARS` établit le trait d'union entre spécifications fonctionnelles et architecture matérielle pour la conception de réseaux IEC 61850. Les spécifications, regroupées sous la forme de fichiers SCD, sont intégrées au logiciel `Calc` gérant concomitamment la conception de l'architecture matérielle. L'architecte réseau, sans effort à fournir quant à la configuration du comportement des équipements, est en mesure d'exécuter la simulation une fois sa tâche accomplie. En amont de l'exécution, une chaîne logicielle s'occupe de la transcription automatique des informations renseignées sur `Calc` vers le simulateur `OMNeT++`. La simulation et la mise à disposition des résultats parachèvent le processus. L'architecte réseau dispose des métriques nécessaires à l'évaluation, remplissant notre objectif initial d'évaluation de performances. Nous synthétisons finalement la description fonctionnelle de l'outil en Figure 4.3.

4.4 Exemples de cas traités par STARS

Cette section achève la présentation de l'outil `STARS` introduit au cours de la section précédente. Nous offrons deux exemples d'utilisation de l'outil et montrons l'intérêt de son emploi

34. Cf. section 4.2

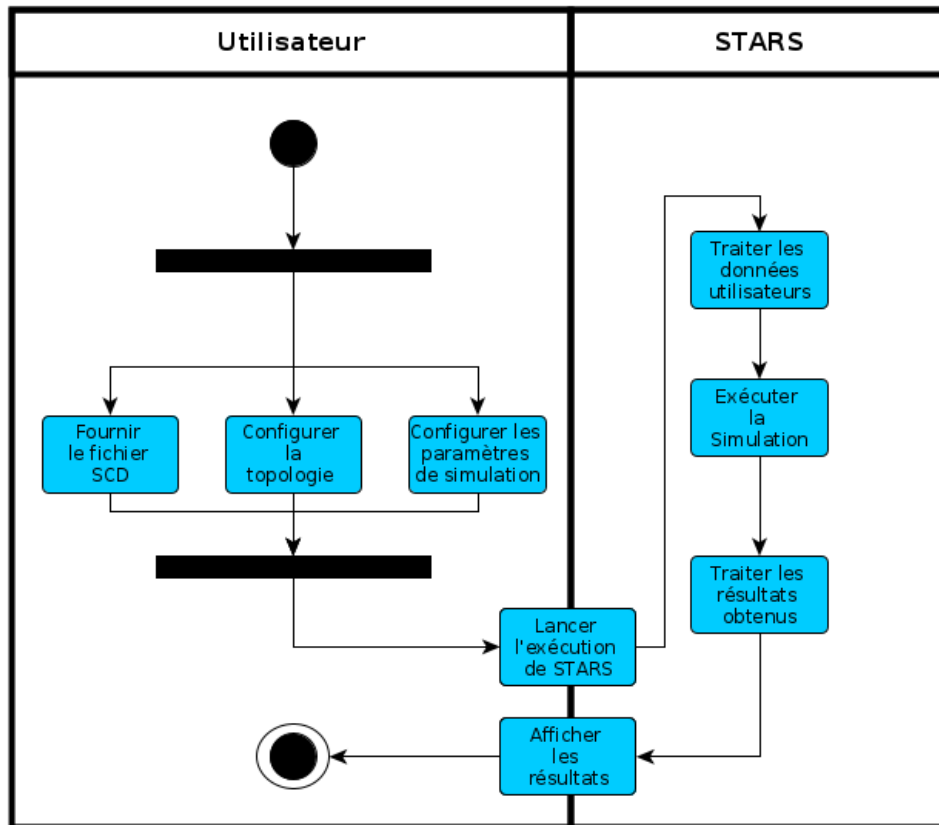


FIGURE 4.3 – Diagramme d'activité de l'outil STARS

pour l'évaluation de performances de postes. Un premier exemple détaille les étapes de modélisation d'un poste à travers l'utilisation d'un fichier SCD réel fourni par l'entreprise SCLE SFE. Un second exemple évalue les performances de l'emploi du TAS pour différentes architectures réseaux IEC 61850.

4.4.1 Description des étapes de modélisation et évaluation de performances

Nous cherchons à évaluer, pour notre premier exemple, les performances d'un réseau IEC 61850. L'architecture électrique sous-jacente est composée de 17 IEDs, tous décrit d'après un unique fichier SCD fourni par l'expert système. La première étape est le chargement du fichier SCD utilisé pour cet exemple, dont nous donnons un aperçu en Figure 4.4. Chaque ligne marquée d'une balise « IED » décrit la composition de l'IED cible. Parmi l'ensemble des informations disponibles se trouvent les *Datasets* rattachés, contenant les données à transmettre en sus du protocole utilisé par chacun d'entre eux. Le fichier est pris en compte par l'interface Calc dès son chargement.

L'étape suivante est la proposition d'une topologie de communication pour le raccordement des 17 IEDs. Nous choisissons une topologie en étoile, que nous configurons en point à point à l'aide de l'interface tableur du logiciel Calc. Nous proposons une illustration en Figure 4.5. Les paramètres de notre topologie sont décrits comme suit. Chaque IED raccordé au commutateur 1 supporte une capacité de 1000 Mbps (cf. Figure 4.5.b), quand leurs semblables raccordés au


```

<?xml version="1.0"?>
<!-- SCD Template -->
<SCL xmlns="http://www.iec.ch/61850/2003/SCL" xmlns:xsi="http://www.w3.org/2001/XMLSchema-instance">
  <Header id="TEST" version="01/04/2019 11:18:46" revision="" nameStructure="IEDName" toolID="CS SCLE 61850">
    <Communication>
      <IED desc="ArkensCP" manufacturer="SCLE SFE" name="SUP 3" type="ArkensCP" owner="TEST">
      <IED desc="ArkensCP" manufacturer="SCLE SFE" name="SUP 4" type="ArkensCP" owner="TEST">
      <IED desc="ArkensCP" manufacturer="SCLE SFE" name="SUP 5" type="ArkensCP" owner="TEST">
      <IED desc="ArkensCC" manufacturer="SCLE SFE" name="ACC 17" type="ArkensCC" owner="TEST">
      <IED desc="ArkensCC" manufacturer="SCLE SFE" name="ACC 1" type="ArkensCC" owner="TEST">
      <IED desc="ArkensCC" manufacturer="SCLE SFE" name="ACC 2" type="ArkensCC" owner="TEST">
      <IED desc="ArkensCC" manufacturer="SCLE SFE" name="ACC 6" type="ArkensCC" owner="TEST">
      <IED desc="ArkensCC" manufacturer="SCLE SFE" name="ACC 11" type="ArkensCC" owner="TEST">
      <IED desc="ArkensCC" manufacturer="SCLE SFE" name="ACC 12" type="ArkensCC" owner="TEST">
      <IED desc="ArkensCC" manufacturer="SCLE SFE" name="ACC 15" type="ArkensCC" owner="TEST">
      <IED desc="ArkensPR" manufacturer="SCLE SFE" name="APR 7" type="ArkensPR" configVersion="3.1e" owner="TEST">
      <IED desc="ArkensPR" manufacturer="SCLE SFE" name="APR 8" type="ArkensPR" configVersion="3.1e" owner="TEST">
      <IED desc="ArkensPR" manufacturer="SCLE SFE" name="APR 9" type="ArkensPR" configVersion="1.1d" owner="TEST">
      <IED desc="ArkensPR" manufacturer="SCLE SFE" name="APR 10" type="ArkensPR" configVersion="3.1e" owner="TEST">
      <IED desc="ArkensPR" manufacturer="SCLE SFE" name="APR 13" type="ArkensPR" configVersion="1.0e" owner="TEST">
      <IED desc="ArkensPR" manufacturer="SCLE SFE" name="APR 14" type="ArkensPR" configVersion="3.1e" owner="TEST">
      <IED desc="ArkensPR" manufacturer="SCLE SFE" name="APR 16" type="ArkensPR" configVersion="1.1f" owner="TEST">
    </DataTypes>
  </SCL>

```

FIGURE 4.4 – Fichier SCD contenant les spécifications fonctionnelles

commutateur 2 supportent une capacité de 100 Mbps. Le comportement à la transmission de chaque nœud du réseau est décrit d'après les spécifications contenues dans le fichier SCD, que nous décrivons au paragraphe suivant.

Le fichier SCD ne contenant aucun nœud pourvu de capacité d'échantillonnage (e.g., les Merging Unit³⁵), le protocole SMV n'est pas déployé. Le protocole GOOSE est utilisé par l'ensemble des nœuds, à l'exception de ceux portant le label *SUP*; du fait de la transmission en *broadcast* des messages, tout IED devient récipiendaire de messages GOOSE. Le protocole MMS est quant à lui utilisé par tous les équipements. Le mode de transmission *unicast* permet de discriminer les nœuds intéressés par la réception des messages; parmi ceux-ci : les nœuds *ACC_1* et *ACC_2* ainsi que tous ceux labellisés *SUP*. Nous terminons sur les priorités accordées aux messages des différents protocoles : nous considérons les messages GOOSE comme plus prioritaires que les messages MMS; Ce choix suit la logique du standard IEC 61850 (cf. chapitre 2).

Nous discutons finalement d'un scénario de simulation en prélude à son exécution. Nous faisons le choix de l'apparition d'un défaut dès le début de la simulation, suivi de dix défauts successifs, séparés de 1 ms. Nous fixons comme contrainte temps réel un délai de *3ms* pour les messages transportés par GOOSE³⁶ contre *30ms* pour les messages transportés par MMS.

Nous sommes maintenant en mesure de lancer la transcription des informations fournies par l'architecte réseau. Ceci est rendu possible via l'interface du logiciel *Calc* et l'écriture d'un script écrit en *oBasic*. Les résultats, tels que fournis par *STARS*, sont ensuite disponibles pour l'utilisateur, tel que présenté en Figure 4.6 où, par soucis de concision, nous n'illustrons que le seul délai de bout-en-bout. L'amplitude des délais est représentée à l'aide de diagrammes à barres; chaque IED est caractérisé par trois barres, une par protocole. Le délai affiché correspond à la valeur maximale mesurée par le nœud cible au cours de la simulation. Seuls les nœuds *SUP*, *ACC_1* et *ACC_2* affichent des délais MMS, en leur qualité de récepteur, quand tous les autres nœuds relèvent des délais GOOSE.

Une première observation est la disproportion entre les délais obtenus pour les messages GOOSE : les nœuds *APR* sont en effet sujet à un délai 20 fois supérieurs à ceux des autres nœuds. La raison vient de la différence entre les capacités de lien des deux commutateurs formant l'ossature de la topologie. L'ensemble des nœuds *APR* est raccordé au *Commutateur 2*, dont la

35. Cf. Chapitre 2

36. Délai maximum d'après la classe de trafic TT6 (cf. Table 2.2)

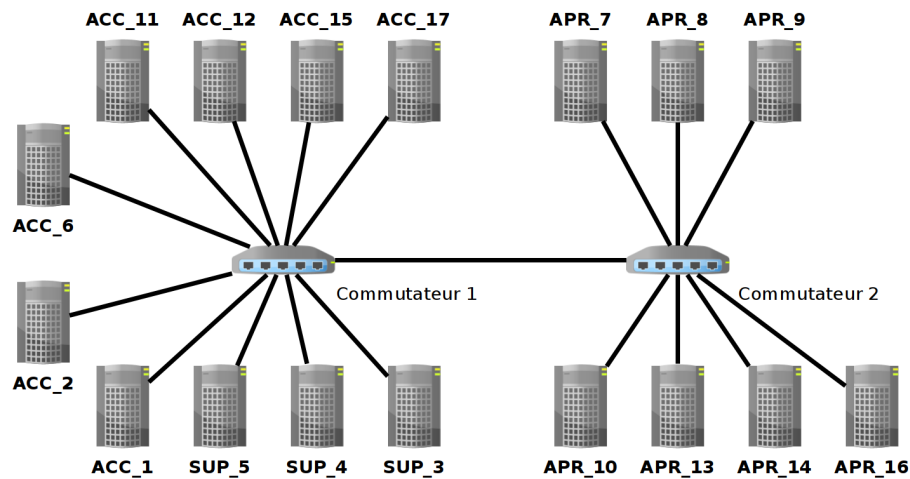


FIGURE 4.5.a: Topologie souhaitée

Équipement 1	Capacité du lien (Mbps)	Équipement 2
ACC_1	1000	Commutateur 1
ACC_2	1000	Commutateur 1
...
Commutateur 1	1000	Commutateur 2
...
APR_14	100	Commutateur 2
APR_16	100	Commutateur 2

FIGURE 4.5.b: Topologie configurée au format tableur (vue simplifiée)

FIGURE 4.5 – Configuration de l'architecture matérielle

capacité de 100 Mbps est dix fois moindre que celle des nœuds raccordés au *Commutateur 1* ; ceci provoque l'apparition de goulots d'étranglement et donc de hausses de délai liées à la mise en file d'attente.

Une autre observation est l'écart significatif de délai existant entre les protocoles GOOSE et MMS, expliqué par la priorité des trames GOOSE sur les trames MMS, particulièrement dans le cas d'une forte poussée de trafic. L'utilisation de la pile TCP/IP n'est également pas étrangère à l'augmentation du délai pour MMS ; la perte d'un paquet peut en effet provoquer une réduction du débit, causée par les algorithmes de contrôle de congestion et de flux intégrés à TCP. Ajoutons à cela la segmentation provoquée par ce même protocole, coupant les paquets volumineux en plusieurs segments de moindre taille³⁷. Le temps d'arrivée de chaque segment et

³⁷. Une quantité de données est segmentée si celle-ci dépasse une certaine quantité, donnée par le paramètre Maximum Segment Size (MMS) de TCP

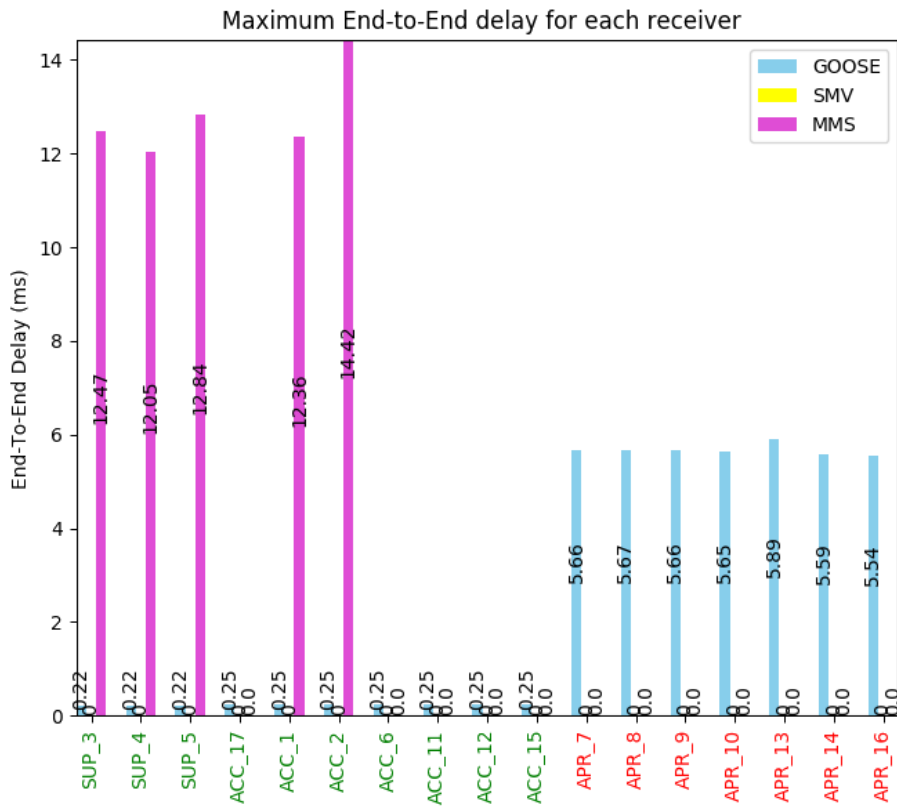


FIGURE 4.6 – Résultats obtenus

l'*overhead* protocolaire causé par la multiplicité des segments sont autant de délais additionnels pour les messages transportés par MMS.

Le gestionnaire d'affichage de STARS propose également une visualisation rapide du respect des contraintes temps réel imposées par l'utilisateur et visible par le changement de couleur du label de l'IED. Le label arbore une couleur verte en cas de respect des contraintes pour tous les protocoles, rouge sinon, donnant un aperçu à l'architecte réseau des performances de son architecture.

En conclusion, STARS prouve sa capacité à adjoindre spécifications fonctionnelles (par le chargement de fichiers SCD) et architectures matérielles (par la configuration de la topologie) ensemble, formant l'architecture opérationnelle soumise à évaluation (par notre modèle réseau IEC 61850 sous OMNeT++).

4.4.2 Analyse comparative entre Ethernet commuté et Ethernet TAS

Notre deuxième exemple illustre la capacité de STARS à comparer l'emploi de deux stratégies différentes : utilisation d'Ethernet commuté contre le *Time Aware Shaper* (TAS). Nous motivons cet exemple par l'emploi natif de la première par l'IEC 61850, quand la seconde est envisagée pour le futur (cf. section 2.4.5, chapitre 2). Nous montrons comment l'emploi du TAS peut entraîner la violation des contraintes temporelles, quand l'utilisation d'Ethernet suffit à les respecter.

Pour cet exemple, nous nous reposons sur un fichier SCD différent, modifié de façon à mieux

illustrer notre exemple. L'architecture matérielle est également modifiée par l'intégration de dix *Merging Unit* (MU) Nous illustrons cette dernière en Figure 4.7 et apportons, ci-après, davantage de détails sur les spécificités fonctionnelles et matérielles. L'architecture matérielle est dotée

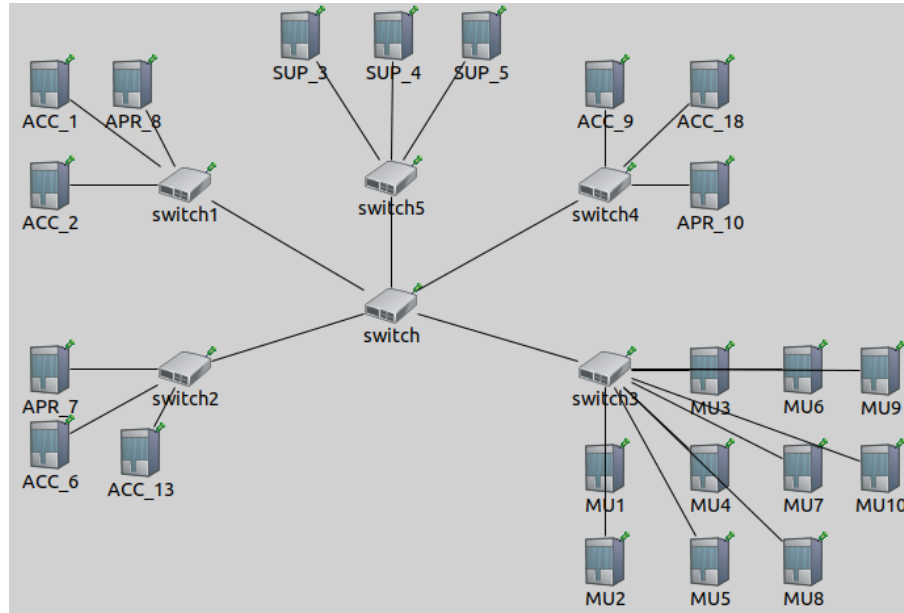


FIGURE 4.7 – Architecture matérielle étudiée pour la comparaison entre Ethernet commuté et Ethernet TAS

d'une topologie en étoile, composé d'un commutateur central (*switch*) faisant le lien entre cinq commutateurs « locaux » (*switch1* à *switch5*). Chaque commutateur local raccorde un ensemble d'équipements, regroupés ensemble au sein de baies³⁸ et communiquant par un même réseau local. Pour cet exemple, nous fixons la capacité des liens de chaque nœud à 100 Mbps.

Les spécifications fonctionnelles sont, quant à elles, tirées d'un fichier SCD réel, modifié pour intégrer des *Merging Unit*. Chaque nœud, à l'exception de ceux labellisés *SUP* et *MU*, est émetteur de trames GOOSE et MMS. À la différence de l'exemple présenté en section 4.4, la taille de chaque message (*overhead* protocolaire exclu) est fixée à 250 octets³⁹. Les nœuds labellisés *MU* (tous contenus dans la baie reliée au *switch3*) transmettent des messages de taille fixée à 283 octets⁴⁰ (*overhead* protocolaire exclu) et utilisant le protocole SMV. La période de transmission des messages pour MMS est aléatoire, suivant une loi exponentielle de paramètre $\lambda = 10ms$; celle du protocole SMV est périodique, de période $T = 416.6\mu s$, correspondant à un profil SMV où 2400 messages sont envoyés par seconde (cf. Table 4.2); nous faisons l'hypothèse d'une synchronisation entre chaque *MU*, i.e., chaque trame de chaque *MU* est envoyée simultanément. La transmission du protocole GOOSE est décrite au paragraphe suivant discutant du scénario.

38. Une baie désigne un ensemble d'équipements confinés au sein d'un même espace. Nous reprenons ce terme fréquemment utilisé dans le contexte des postes électriques.

39. Ce choix est arbitraire et ne sert qu'à simplifier les configurations du TAS (voir plus loin) pour l'illustration des capacités de STARS.

40. La taille fournie pour cet exemple est une valeur réaliste correspondant à l'insertion d'un seul échantillon au sein d'une trame (cf. les profils de transmission présentés au Tableau 4.2). Cette valeur peut être plus ou moins grande de quelques octets en fonction de paramètres relatifs au protocole SMV; nous n'entrons pas dans le détail ici, n'étant pas utile à la compréhension de notre exemple.

Enfin, la priorité est accordée, par ordre décroissant, aux messages SMV, suivi de GOOSE et MMS.

Le scénario de simulation est défini comme suit. Nous considérons l'apparition d'un défaut électrique au démarrage de la simulation, détecté par chaque IED entre 0 et 5ms après son apparition. La valeur sélectionnée par l'IED dépend d'une distribution uniforme de paramètre $[0; 5ms]$. Postérieurement à la détection, le mécanisme de répétition GOOSE dicte la dynamique des échanges (cf. section 4.3, Algorithme 1). Le coefficient de répétition est fixé à 2 (chaque répétition, exceptée les deux premières, est espacée d'une période deux fois supérieure à la précédente) et la valeur T_{min} à 2.5ms (la prochaine transmission après celle du défaut, également la plus faible). La durée de simulation est fixée à 1s. Enfin, nous considérons les contraintes temporelles suivantes : 1ms pour SMV ; 3ms pour GOOSE ; 30ms pour MMS.

L'architecture matérielle et les spécifications fonctionnelles déterminées, nous effectuons une première simulation reposant sur Ethernet commuté. Pour simplifier l'affichage des résultats, nous nous focalisons uniquement sur les délais mesurés par les nœuds *SUP*. Le résultat de l'exécution est présenté en Figure 4.8. Notre premier constat est le respect des contraintes temporelles

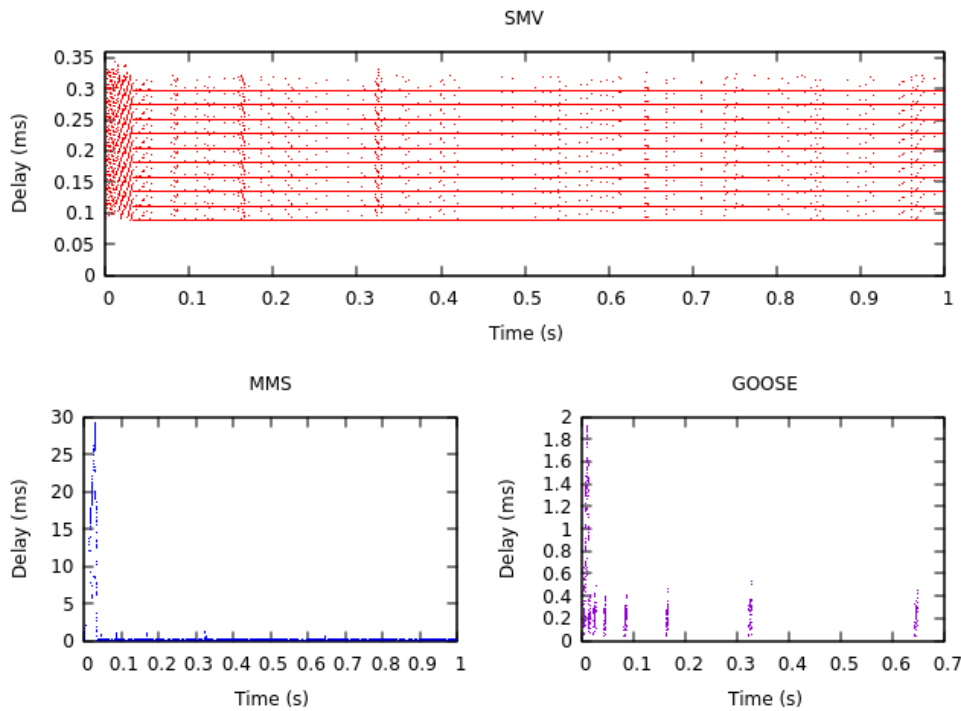


FIGURE 4.8 – Évaluation de performances des protocoles IEC 61850 pour Ethernet Commuté

pour chaque protocole simulé. Les messages SMV, du fait de leur priorité sur les autres, affichent des délais stables pour une jigue réduite sur 10 « niveaux » de délai. Ces niveaux s'expliquent par la synchronisation des MU, où 10 trames rentrent simultanément en concurrence et provoquant subséquemment une sérialisation en sortie du premier commutateur. La présence de jigue s'explique par le phénomène dit de *non-préemption*, où une trame de priorité inférieure disposant préalablement du médium bloque la transmission d'une trame plus prioritaire. Les protocoles GOOSE et MMS sont marqués par la présence d'un pic de délai en début de simulation. Il s'explique par l'apparition du défaut provoquant une rafale de transmission GOOSE, suivi de plusieurs répétitions espacées de 2.5ms, ne laissant pas le temps au réseau de résorber le trafic.

Les messages MMS étant moins prioritaires que leur homologue GOOSE, ceux-ci subissent plus durement le délai, expliquant le pic. Notons également la période de transmission s'é espaçant progressivement, conséquence du mécanisme de répétition GOOSE et permettant au trafic émis d'être résorbé avant la prochaine répétition.

Nous effectuons la même expérience, utilisant cette fois le mécanisme TAS décrit au cours du chapitre 2 (cf. Figure 2.8). Nous considérons le trafic SMV comme protégé, *a contrario* des trafics GOOSE et MMS. Le cycle TAS est configuré de la manière suivante :

- un *slot* de *Guard Band* de durée équivalente à la transmission de la trame la plus volumineuse pouvant bloquer le trafic protégé ; la taille la plus volumineuse est de 250 octets, soit, pour une bande passante de 100 Mbps, une durée de *slot* égale à $20 \mu s$;
- un *slot* de *Protected Window* de durée équivalente à la durée nécessaire pour transmettre 10 messages SMV ; la taille d'une trame SMV est de 283 octets, soit, pour une bande passante de 100 Mbps, une durée de *slot* égale à $227 \mu s$;
- un *slot* de temps libre correspondant à la durée restante du cycle une fois déduit les durées des *slots* de *Guard Band* et de *Protected Window* ; la périodicité de transmission de SMV est fixé à $417 \mu s$ et est égale au temps de cycle TAS, soit une durée de *slot* égale à $417 - 20 - 227 = 170 \mu s$.

Nous présentons le résultat de cette configuration en Figure 4.9 Les résultats montrent cette

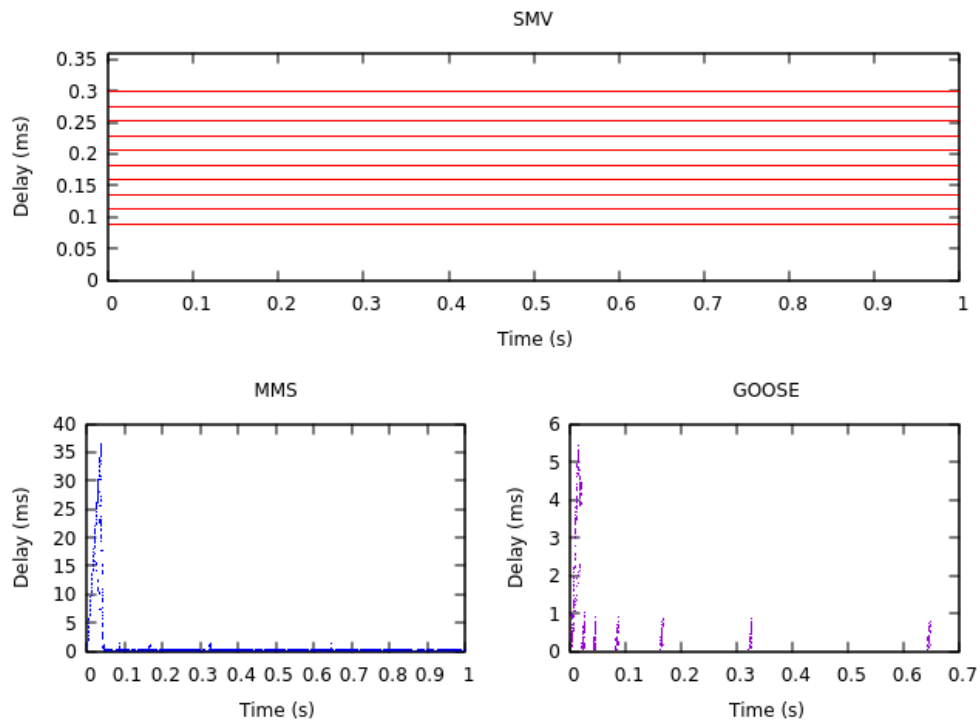


FIGURE 4.9 – Évaluation de performances des protocoles IEC 61850 pour Ethernet TAS

fois une violation des contraintes temporelles pour les protocoles GOOSE et MMS. Remarquons d'abord les effets de TAS sur le trafic protégé, i.e., SMV, dénué de toute jigue. Ce résultat est logique au vu des prétentions du mécanisme à garantir la sureté de transmission des messages protégés. Un contrecoup est toutefois visible pour les trafics non protégés : en comparaison d'Ethernet commuté, le délai pour MMS est de 36.7ms (contre 29.3ms) quand celui de GOOSE est

de 5.44ms (contre 1.92ms)⁴¹. La cause de ce phénomène provient de la *Guard Band*, représentant une portion de bande passante rognée pour permettre la protection du trafic protégé ; la rafale provoquée par le défaut est en effet plus difficilement résorbée par le réseau, conduisant en une apparition plus précoce et importante de goulots d'étranglement. Le gain apporté aux trafics protégés implique *in fine* un tribut à payer pour les trafics non protégés, causé par la période de *Guard band*.

À l'aide de STARS, nous pûmes présenter une analyse de l'impact du mécanisme TAS sur nos architectures réseaux IEC 61850. Utilisé en lieu et place d'Ethernet commuté, celui-ci confère un avantage net au trafic placé sous protection, au détriment des trafics non protégés. L'exemple décrit ci-dessus milite en défaveur de son utilisation, mais certaines circonstances peuvent conduire à conclure autrement. Prenons un scénario où le phénomène de non-préemption est tel que la perturbation du trafic à protéger conduit à une violation de ses contraintes temporelles ; l'emploi du TAS permet d'éliminer *de facto* cette situation et justifier son emploi, sous réserve d'un tribut supportable pour les autres trafics. Notre réflexion nous amène à la conclusion du besoin d'analyser la balance coût/bénéfice du TAS pour une architecture donnée, suivie d'une conclusion quant à sa pertinence.

4.5 Conclusion

L'objectif de ce chapitre a été de répondre au problème de l'unification des spécifications fonctionnelles et de l'architecture matérielle d'architectures réseaux IEC 61850 pour permettre leur évaluation. L'outil logiciel STARS est la réponse apportée à cette problématique, s'appuyant sur l'exploitation conjointe de fichiers de configurations SCD et du simulateur OMNeT++. Plus précisément, le développement de notre outil est rendu possible par nos contributions décrites ci-dessous :

1. développement d'un modèle de simulation IEC 61850 exploitable par OMNeT++ pour l'évaluation d'architectures réseaux IEC 61850 ;
2. transcription des spécifications fonctionnelles, obtenues à l'aide de fichiers de configuration SCD, vers le simulateur ;
3. définition, par l'architecte réseau, d'une topologie de communication transcrite vers le simulateur ;
4. exécution d'une simulation comprenant spécifications fonctionnelles et architecture matérielle, unifiant les savoir-faire des architectes systèmes et réseaux.

Le modèle de simulation de notre premier point est issu de travaux existants, améliorés et enrichis. Parmi ces ajouts : la modélisation de MMS, l'amélioration de GOOSE et SMV, définition d'un IED intégrant les trois protocoles et l'ajout d'une bibliothèque pour la gestion du mécanisme *Time Aware Shaper* de la norme TSN. Tous ces apports permettent la modélisation de l'architecture matérielle. Les second et troisième points sont résolus par l'utilisation du logiciel Calc, remplissant la double mission de chargement des spécifications et de définition de l'architecture matérielle. Le fichier SCD est chargé puis subséquemment transcrit en paramètres compréhensibles par OMNeT++ ; la définition matérielle passe quant à elle par la conception d'une topologie, décrite en point à point par l'interface tableur. Le quatrième point constitue l'aboutissement de notre objectif : évaluation d'une architecture opérationnelle (permise par les points 2 et 3) par simulation (permise par le point 1).

41. Nous retranscrivons ici les délais fournis directement par OMNeT++, difficilement visibles sur le graphe.

Les capacités de STARS ont également été illustrées au travers de deux exemples. Le premier apporte un résumé détaillé de l'utilisation de l'outil, montrant notamment sa capacité à simuler rapidement une architecture IEC 61850 opérationnelle. Le second examine, pour un exemple précis, la pertinence d'utilisation du mécanisme TAS en lieu et place d'Ethernet commuté ; nous avons, pour l'occasion, pu conclure quant à la nécessité d'une analyse *a priori* des contraintes temps réels préalablement à son utilisation.

Si notre contribution répond à l'objectif fixé en début de chapitre, **deux nouvelles problématiques** émergent néanmoins.

La première concerne la pertinence des résultats. Les délais — et autres métriques — étant tirés d'une simulation, il nous est impossible de confirmer (ou d'infirmier) que ceux-ci correspondent au **cas le plus défavorable**. Le problème pourrait être corrigé par une simulation exhaustive de tous les scénarios possibles. Une architecture complexe ne permet toutefois pas d'envisager cette solution, l'espace d'états augmentant de façon exponentielle. Une alternative à la simulation garantissant l'obtention des délais de pire cas est par conséquent nécessaire.

Une seconde problématique concerne certaines hypothèses relatives à la dynamique des équipements. La fréquence d'apparition des défauts électriques, définie comme périodique d'après une période paramétrable par l'utilisateur, est un exemple d'hypothèse visant à combler le manque de connaissances du phénomène. La réaction des IEDs en présence d'un défaut électrique en constitue un autre exemple, où une réaction commune des IEDs est considérée quand seuls quelques-uns d'entre eux sont susceptibles de réagir. Cette dernière hypothèse est derechef la conséquence d'un manque de connaissances de notre part quant au comportement exact des IEDs, ici supposé d'après notre propre approche du problème. Le développement de scénarios plus poussés sur OMNeT++, tels que l'écriture de véritables algorithmes de contrôle-commande ou l'utilisation de bibliothèques spécialisées dans la modélisation de phénomènes électriques est une possible solution au problème. L'entreprise demeure toutefois laborieuse à deux égards : (1) OMNeT++ n'est adapté qu'à l'étude de systèmes à événements discrets ; (2) l'existence d'outils plus performants, directement utilisés par les expertises métiers concernées.

La première problématique fait l'objet des deux prochains chapitres, proposant une modélisation analytique de nos architectures réseaux. La réponse à la seconde problématique est apportée au chapitre 7, via l'utilisation de la co-simulation, connectant notre modèle réseaux à d'autres modèles, substituant à nos hypothèses des comportements tirés d'expertises métiers adaptées.

Analyse du délai par agrégation de flux pour Ethernet commuté

*Ne regarde pas autour de toi dans le principe
directeur d'autrui ; mais regarde en face de toi où te
conduit la nature, la nature universelle par ce qui
t'arrive, ta nature propre par ce que tu as à faire.*

Pensées pour moi-même, Marc Aurèle

L'objectif du chapitre est l'étude de la modélisation analytique pour l'évaluation de performances d'architectures réseaux IEC 61850. Nous présentions au précédent chapitre l'utilisation de modèles de simulation pour leur évaluation, avec pour conclusion l'impossibilité de déterminer le délai le plus défavorable. Cette situation est en effet intrinsèque aux opérations de simulations, dans la mesure où celles-ci obéissent aux scénarios imposés par l'utilisateur et n'apportant aucune garanti quant à la conduite au pire cas.

La modélisation analytique est notre réponse à cette carence de la simulation. Comme analysé au chapitre 3, ces approches peuvent être catégorisées selon deux types : les approches exactes et simplifiées. Les premières fournissent le résultat exact au prix d'une complexité calculatoire, quand les secondes troquent la précision du résultat contre une complexité réduite. Ce chapitre présente une nouvelle approche par *agrégation de flux* pour le calcul du délai de pire cas, en présence d'architectures Ethernet commuté. Le principe consiste en l'étude du délai d'une trame comprise au sein d'un flux. Ce dernier est perturbé par d'autres flux s'y agrégeant au cours de son déplacement au sein de l'architecture, causant des délais additionnels à la trame étudiée. Le délai de pire cas pour la trame peut ainsi être itérativement extrait de l'analyse de ces agrégations.

Ce chapitre est une première partie présentant notre approche par agrégation de flux. Ethernet commuté y est exclusivement analysé, du fait de son utilisation courante par le standard IEC 61850. Le chapitre 6 proposera une extension de l'analyse pour l'utilisation du *Time Aware Shaper* (TAS), dont le fonctionnement fut discuté au chapitre 2.

La suite du chapitre se compose comme suit : nous débutons par une analyse des solutions proposées par la littérature pour répondre aux limites de la simulation (section 5.1). Nos choix quant à la stratégie à adopter pour apporter une réponse sont présentés section 5.2. Finalement, notre approche par agrégation de flux est développée au cours de la section 5.3.

5.1 Rappels historiques et solutions proposées dans la littérature

Cette section s'intéresse aux travaux de la littérature fournissant un cadre de travail propice à la modélisation analytique d'architectures Ethernet commuté. Nous commençons par une description rapide de l'évolution des solutions au cours de ces dernières décennies, suivie d'une analyse des approches dites *exactes* et *simplifiées* couramment utilisées.

5.1.1 Rappels historiques

La problématique d'obtention du délai de pire cas d'une architecture de communication est un sujet ancien, avec pour prémices les systèmes dits *temps réel*. La définition rigoureuse de tels systèmes n'est toutefois pas explicite, aucun consensus ne semblant clairement se dégager dans la littérature [200]. Des concepts y sont néanmoins fréquemment associés, comme la rapidité calculatoire, l'acquisition rapide de données, ou encore une gestion qualifiée de « guidée par la *deadline* » (*deadline driven computing*). La structure même de ces systèmes est représentée de multiples façons, compliquant la possibilité d'une définition commune. Les approches eurent néanmoins très tôt comme point commun de garantir des contraintes temps réel fortes afin d'éviter l'apparition de problèmes à l'issue catastrophique.

Pour répondre à cette problématique émergente, des mécanismes d'ordonnancement statiques, *ad hoc* et *offline* de tâches furent mis en avant au sein de ces systèmes temps réel et connurent une certaine popularité, principalement au cours des années 1970-1980 [179]. Cette gestion fut rapidement considérée comme difficile à mettre en œuvre et difficile à maintenir, en plus d'un support délicat en cas de passage à l'échelle. La réponse à ce problème fut le développement progressif de programmes de recherche portant sur de nouvelles initiatives de *Systèmes Temps Réel*. Les principaux axes reposent sur (1) une politique d'ordonnancement à priorité fixe, (2) un développement progressif de solutions standardisées au niveau matériel et logiciel, (3) un programme de formation à ces nouveaux outils destinés à des fins académiques et professionnelles. Citons, comme résultat le plus saillant de cette démarche, le travail fondateur de Liu & Layland [139] apportant la condition d'ordonnancabilité d'un système multi-tâche utilisant la politique d'ordonnancement *Rate Monotonic* avec préemption, donnée par :

$$U = \sum_{i=1}^n \frac{C_i}{T_i} \leq n(2^{\frac{1}{n}} - 1)$$

où C_i est la durée d'exécution de la tâche, T_i sa période d'activation et n le nombre de tâches en compétition à ordonnancer. L'ensemble des n tâches est ainsi garanti de respecter sa *deadline* par le respect de cette condition. De nombreux ouvrages traitant des réalisations théoriques de ces nouveaux *Systèmes Temps Réels* virent le jour afin de faciliter leur déploiement [46, 130]. L'influence de ces développements eut un certain retentissement jusqu'au monde de la communication numérique ; les réseaux furent en effet perçus comme une catégorie de systèmes temps réel à part entière et modélisables sur les mêmes bases théoriques, ou seule subsiste une différence dans le mécanisme de préemption, consistant en l'arrêt d'exécution d'une tâche au détriment d'une autre.

5.1.2 Approches exactes

Les approches dites exactes recherchent la modélisation rigoureuse des systèmes temps réel, afin d'en retirer le temps de réponse maximum exact.

Mentionnons comme premier exemple les travaux menés par Tassiulas et Ephremides [191] répondant au problème de l'optimisation de ressources pour un réseau radio multi-sauts. Bien que ce travail soit orienté sur les réseaux sans fil, les méthodes fournies apparaissent applicables à tout type de topologie réseau. Ce travail montre la possibilité de maximisation d'utilisation de la bande passante, en plus de proposer un résultat sur la nature des délais. L'inconvénient est un besoin en calcul croissant avec la complexité du système étudié. En réponse aux lacunes de sa première étude, Tassiulas propose une seconde approche [190] ayant pour objectif d'atteindre une complexité linéaire permettant une implémentation pratique. Ce travail, bien que proposant une solution implémentable, souffre d'un écart entre théorie et pratique, augmentant rapidement et conjointement à la complexité de l'architecture. Ces deux travaux de Tassiulas feront l'objet d'une publication par Shah [180], concluant quant à l'existence d'un compromis entre fiabilité des résultats et difficulté d'obtention.

D'autres exemples d'utilisation de la théorie de l'ordonnancement des tâches sont proposés, dont Tindell [196] et Pop [167], se concentrant sur les systèmes temps réel distribués et utilisant une politique d'ordonnancement à priorités statiques. Le résultat offre une détermination précise des délais de bout-en-bout en plus d'une garantie de fiabilité. Comme pour les travaux de Tassiulas, la difficulté d'obtention du résultat est proportionnelle à la complexité du réseau étudié. Ceci fait écho aux problèmes identifiés par Shah sur les travaux de Tassiulas, mentionnés au paragraphe précédent.

D'autres approches basées sur la recherche exhaustive des cas favorables/défavorables ont été proposées, notamment par Charara [56]. Cette recherche est effectuée par l'utilisation du *Model Checking*, consistant en le parcours de tous les états possibles du système, rendant l'approche très efficace pour l'obtention de scénarios conduisant au cas les plus défavorables. Cette approche est notamment utilisée avec succès dans le contexte de l'avionique et de la technologie réseau AFDX (*Avionics Full-Duplex Switched Ethernet*). Ce travail est amélioré plus tard par d'Adnan [26], apportant une réduction de l'espace des solutions possibles pour une convergence plus rapide vers la solution recherchée. L'utilisation du *Model Checking*, bien qu'éloignée en principe des approches utilisant la théorie de l'ordonnancement, aboutit à l'obtention du délai de pire cas exact. Cette approche est cependant frappée des mêmes inconvénients : son utilisation, y compris via la réduction de l'espace d'état du système, souffre du problème d'explosion combinatoire au fur et à mesure de l'augmentation croissante de sa complexité. Le problème pointé par Shah semble, là encore, faire force de loi.

5.1.3 Approches simplifiées

L'accroissement de la difficulté d'obtention en cas d'évaluation d'architectures complexes est le principal point faible des approches exactes. Une alternative consiste à troquer l'exactitude du résultat contre la réduction de difficulté d'obtention ; le résultat devient en conséquence une approximation, marqué par un écart entre valeur exacte et calculée. L'écart est nommé **pessimisme** du fait que la valeur calculée est plus importante que la valeur exacte. Une approche simplifiée performante est *in fine* caractérisée par sa capacité à minimiser le pessimisme. Nous ne citerons à ce sujet qu'une liste non-exhaustive des approches allant en ce sens.

La théorie du *Network Calculus* (NC) est utilisée dans nombre de domaines des réseaux pour le calcul d'une borne de délai. Les ouvrages fondateurs *Network calculus : a theory of deterministic queuing systems for the internet* (Le Boudec et Thiran [134]) et *Performance Guarantees in Communications Networks* (Chang [53]) formalisent notamment la théorie. Ces propositions font suite au travail précurseur réalisé par Cruz [64], dont l'objet est l'obtention du délai de pire cas d'architectures commutées. D'autres travaux complétant les précédents voient également le jour,

par exemple via l'intégration d'une dimension stochastique [125]. Nombre d'outils numériques conçus par différents auteurs viennent compléter l'éventail des possibilités de la théorie [222].

La théorie repose sur deux principes : (1) modélisation mathématique des principaux composants réseaux (e.g., serveurs, nœuds terminaux, commutateurs, routeurs); (2) utilisation de l'algèbre *min-plus* pour la structure d'un ensemble de composants réseau en un système puis le calcul des grandeurs associées (e.g., le délai de bout-en-bout, la quantité maximale de données d'un système réseau, etc.). Souhaitant en donner une présentation succincte, nous écartons de ce chapitre le détail mathématique sur lequel est fondée la théorie. Pour mesurer le délai de bout-en-bout d'une architecture réseau, la théorie du NC développe plusieurs concepts clés : la *courbe d'arrivée*, notée $\alpha(t)$, la *courbe de service* notée $\beta(t)$, le *backlog* noté $b(\alpha, \beta, t)$ et le *délai virtuel* noté $d(\alpha, \beta, t)$. Les notions de serveur ou de systèmes réseaux sont également utilisés. Les courbes d'arrivée $\alpha(t)$ et de service $\beta(t)$ sont définies comme des fonctions $f : \mathbb{R}^+ \rightarrow \mathbb{R}^+$ monotones et croissantes. Elles représentent une accumulation de données dans le temps, i.e., la quantité cumulée arrivée au sein d'un système réseau pour $\alpha(t)$ et la quantité de données servies par ce système réseau pour $\beta(t)$. Ces deux courbes représentent l'enveloppe du trafic, i.e., la quantité maximale de données accumulées et minimale de données servies. Le *backlog* représente la quantité de données accumulées pour un système réseau à un instant t , décrivant la différence verticale entre $\alpha(t)$ et $\beta(t)$. Le délai virtuel représente enfin la durée correspondant à l'écart entre l'arrivée d'une donnée et son service par le système réseau et décrivant la différence horizontale entre $\alpha(t)$ et $\beta(t)$. L'ensemble de ces concepts est illustré en Figure 5.1.

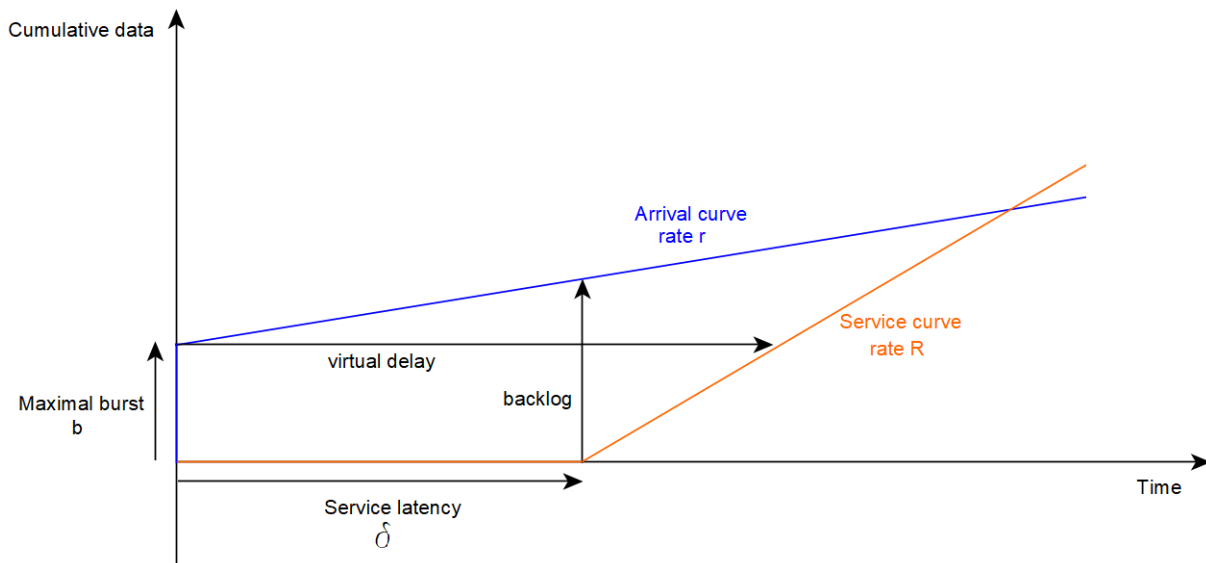


FIGURE 5.1 – Concepts de base du *Network Calculus*

Un système réseau est représenté par un ou plusieurs serveur(s) et caractérisé par sa courbe de service, i.e., la quantité cumulée de données que ce dernier peut traiter pour un intervalle $[0, t]$. Pour une courbe d'arrivée $\alpha(t)$ et sachant une courbe de service $\beta(t)$, le serveur propose une courbe de sortie notée $\alpha^*(t)$, devenant la courbe d'arrivée d'un éventuel prochain serveur. L'obtention du pire délai de bout-en-bout consiste à calculer le délai virtuel maximal $d(\alpha, \beta, t)$, revenant à trouver l'écart horizontal maximal entre une courbe d'arrivée $\alpha(t)$ et de service $\beta(t)$. Cette maximisation peut être obtenue par la connaissance du trafic circulant sur le réseau et la topologie de ce dernier.

Plusieurs travaux utilisant le NC et se rapprochant de notre problématique existent dans la littérature. Georges [89] l'utilise notamment pour l'étude d'une architecture Ethernet commuté à priorités statiques. L'étude s'appuie sur une modélisation rigoureuse d'un commutateur Ethernet, illustrant la capacité de la théorie à s'appuyer sur l'expérimentation⁴². Le développement de courbes de services, dont les propriétés dépendent de la priorité des trafics, est ensuite proposé, suivi d'une analyse détaillée. Ce travail aboutit en la formulation d'une méthodologie de calcul pour l'obtention du délai de pire cas, y compris pour des architectures multi-sauts à priorités statiques. Sur ce dernier point, notons les travaux réalisés par Bouillard [41] modélisant le partage du médium pour une configuration à priorités statiques. Une distinction entre service préemptif et service non-préemptif y est opérée, donnant au lecteur les outils formels pour l'analyse des contentions entre flux de différentes priorités.

Le travail réalisé par Georg [87] s'inscrit dans le contexte de l'IEC 61850. Les protocoles GOOSE et SMV y sont modélisés au travers d'une architecture comprenant plusieurs IEDs et un seul commutateur, avec pour objectif l'étude des interférences du protocole GOOSE sur les messages SMV. Contrairement aux travaux de Georges, la priorité fixe n'est pas retenue, les auteurs considérant les deux protocoles comme ayant une même priorité. Une comparaison de leur approche avec des résultats obtenus par simulation est effectuée, concluant quant à la possibilité d'utilisation de la théorie du NC pour l'évaluation de performances des réseaux IEC 61850. D'autres études viennent apporter une contribution supplémentaire : Huang [106] apporte une amélioration des travaux de Georg par l'intégration de priorités statiques. Enfin, citons la démarche menée par Yang [216] opérant une modélisation par NC et agrémentée de mesures expérimentales. Le pessimisme obtenu à l'issue de ces travaux est noté comme particulièrement faible, accréditant l'intérêt d'un couplage entre modèles analytiques et expérimentations pratiques.

Une autre méthode simplifiée utilisée dans le contexte de nos travaux est le *Compositional Performance Analysis* (CPA) [197]. Son principe repose sur une approche réductionniste du système, i.e. sa décomposition en parties atomiques dont la somme permet de conclure quant au comportement de l'ensemble. Chacune des parties est étudiée individuellement, conduisant à l'obtention d'un résultat local utilisé pour le calcul du résultat global. CPA procède par décomposition du réseau en succession de systèmes d'ordonnancement, et où une trame est équivalente à une tâche. Un équipement réseau est représenté comme un processeur devant ordonnancer l'exécution de tâches, voire comme plusieurs processeurs imbriqués. La composition est effectuée par la connexion de la sortie d'une partie du système à l'entrée d'une autre partie. Une dépendance temporelle se forme entre les tâches d'entrée/sortie des parties composées, l'exécution de tâches étant différée selon la nature du système modélisé.

Par la décomposition d'un système complexe en un ensemble de parties et leur analyse individuelle, CPA se place à un niveau de granularité plus élevé que les approches exactes, divisant l'analyse du système complet en plusieurs analyse sur chaque partie du système. Il en résulte une augmentation importante de la flexibilité de modélisation de même qu'une réduction de la complexité d'obtention du résultat, au détriment d'une perte de précision.

L'approche CPA fut notamment employée dans la littérature pour des problématiques proches de celles traitées dans ce manuscrit. Citons en première instance les travaux de Diemer, axés sur la modélisation et l'évaluation de réseaux Ethernet utilisant les amendements de la norme *Audio Video Bridging* (AVB). Une première étude [71] illustre la faisabilité de modélisation d'une architecture réseau en un modèle exploitable pour l'approche CPA, concluant quant à la possibilité de calculs de bornes de délais. Un second travail du même auteur [72] propose l'analyse d'une architecture Ethernet AVB, joint d'une comparaison par simulation des résultats

42. cf. chapitre 3

obtenus. Les résultats montrent une faible différence entre valeur calculée et valeur obtenue par simulation. Un outil permettant la modélisation et l'exécution de systèmes CPA, `pyCPA` est également développé et ouvert à la communauté [70]. Notons les travaux réalisés par Rox [174], proposant l'étude d'une architecture réseau AFDX à l'aide de CPA. Comme pour les travaux de Diemer, les résultats théoriques sont comparés à des résultats obtenus par simulation, conduisant là encore à un faible écart. Signalons enfin les travaux de Thiele [193] analysant l'impact des mécanismes du *Time Aware Shaper* (TAS) et de préemption, proposés par la norme TAS⁴³, montrant en même temps la large variété de cas traitable par l'approche.

5.2 Réflexions et positionnement

La précédente section fut l'occasion d'un tour d'horizon des différentes approches utilisées pour la problématique de détermination du délai de pire cas pour des architectures Ethernet (commuté comme TAS). Ces approches sont décomposées en deux catégories : les méthodes dites exactes et simplifiées.

Les méthodes exactes sont caractérisées par une modélisation rigoureuse du système, conduisant au calcul d'une valeur exacte ou très proche (*tight*) du cas pratique. Nous pouvons constater l'importance historique de ces méthodes, principalement rattachées aux problématiques d'ordonnancement liées aux systèmes temps réel. Les travaux proposés par Tindell [196] et Pop [167] en sont des exemples concrets : le réseau y est modélisé comme un système temps réel traditionnel, où la recherche du délai de pire cas passe par l'étude du pire temps de réponse de tâches déterminées. D'autres solutions visant à obtenir une solution exacte sont proposées, comme la recherche de tous les cas possibles par le parcours exhaustif de l'espace d'états du réseau. Cette approche est notamment illustrée par les travaux de Charara [56], améliorés ultérieurement par Adnan [26] via une réduction dudit espace. L'inconvénient majeur se situe dans la difficulté d'obtention du résultat à mesure que le réseau étudié se complexifie, dû à l'explosion combinatoire, liée à l'augmentation du nombre de paramètres à considérer (e.g., nombre de nœuds, différentes capacités, tailles de trames variables, etc.).

Les méthodes simplifiées font office d'alternatives, assumant un relâchement sur l'exactitude du résultat contre la diminution de la complexité de son obtention. Le NC et l'approche CPA sont deux exemples abordés appartenant à cette catégorie. Dans le cas du NC, la modélisation de l'architecture à l'aide d'outils algébriques est proposée, se basant sur la manipulation d'enveloppes de fonctions représentant la pire arrivée possible de données, couplée au pire service possible pour celles-ci. Les travaux de Georges [89] appartiennent à cette catégorie, utilisant la théorie pour modéliser une architecture Ethernet commuté en présence de priorités statiques. Un autre travail, proposé par Georg [87], développe une analyse intégrant les protocoles GOOSE et SMV de l'IEC 61850 sans utilisation de priorités statiques, carence ultérieurement comblée par Huang [106]. L'approche CPA propose quant à elle la décomposition d'un système en un ensemble de parties, adoptant une démarche réductionniste. Chacune des parties du système est composée à l'aide d'une relation de dépendance, permettant la résolution globale par une succession de résolutions locales. Les travaux menés par Diemer [71, 72] développent une démarche de modélisation permettant l'obtention de bornes de délais pour une architecture Ethernet, principalement AVB. L'approche est également appliquée à des architectures AFDX [174] offrant des résultats prometteurs. Enfin, l'approche CPA est également utilisée pour l'étude du mécanisme TAS par Thiele [193].

43. Cf. chapitre 2, section 2.4.5

La réduction de complexité choisie par les méthodes simplifiées rend possible leur application pratique, troquée contre l'exactitude du résultat. Le pessimisme pour le NC est l'objet d'une discussion par Boyer [42], estimé à 20% des cas d'applications. La possibilité de le réduire est mise en avant au prix d'un coût supplémentaire d'investigation jugé comme trop lourd par l'auteur, en comparaison des possibles bénéfices. Aussi bien le NC que l'approche CPA souffre d'un même symptôme conduisant à l'une des raisons du pessimisme : la considération de scénarios impossibles. À titre d'exemple, considérons un flux de données composé de deux trames, dont la deuxième fait l'objet de notre étude. Notons par flux principal le flux contenant la trame d'étude, et rentrant en contention, pour un même port de sortie, avec un flux concurrent composé de 4 trames (Figure 5.2).

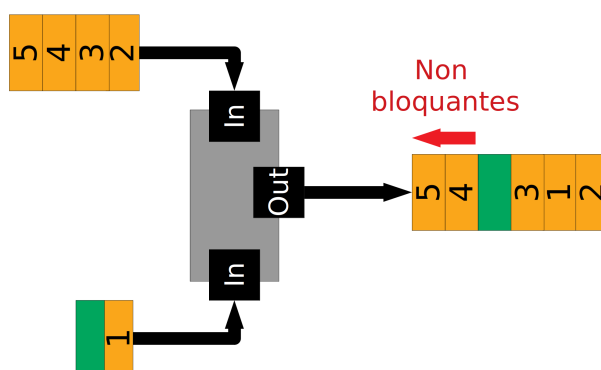


FIGURE 5.2 – Exemple de scénario où la trame d'étude (vert) ne peut en aucun cas être bloquée par toutes les trames concurrentes

Par la considération d'une sortie adoptant une politique *First In First Out* (FIFO), le flux contenant la trame d'étude se voit uniquement bloquée par deux trames :

- la première du flux concurrent, par blocage de la première trame du flux principal et bloquant, par ricochet, la trame d'étude ;
- la deuxième du flux concurrent, bloquant directement la trame d'étude.

Les deux dernières trames du flux concurrent sont dans l'impossibilité de bloquer la trame d'étude du fait de la postériorité de leur arrivée (trames 4 et 5 de la Figure 5.2). Cette situation, bien qu'élémentaire dans notre exemple, peut devenir plus délicate à déterminer en présence de nombreux flux concurrents de tailles variables. Les approches par NC ou CPA négligent bien souvent ces circonstances, conduisant au calcul d'un délai démesuré. Notons en outre que la taille du flux formé en sortie ne peut aucunement être utilisé dans le calcul du délai de notre trame d'étude : celle-ci se trouve en quatrième position du flux et non à la dernière. En l'espèce, la taille du flux, déterminée suite à la contention, ne peut aucunement être exploitée pour une éventuelle future analyse.

L'exemple, s'il ne représente qu'une cause du pessimisme parmi d'autres, attire particulièrement notre attention sur l'analyse des contentions. Sous réserve du respect d'autres hypothèses (e.g., taille des flux, bande passante des liens, etc.), nous pouvons envisager de réduire le pessimisme par (1) une analyse des délais tirés des contentions inter-flux ; (2) une définition du flux de sortie résultant de cette contention et utilisée pour une analyse itérative du délai (cas multi-saut). La réussite de cette entreprise ne rentre aucunement en contradiction avec les approches NC et CPA, chacune pouvant tirer profit de l'analyse des contentions par sa prise en compte dans leurs schémas de modélisation respectifs. Notre objectif consiste, par conséquent,

moins en le développement d'une approche alternative que d'un développement complémentaire à l'existant.

Le suite du chapitre présente l'*Analyse par agrégation de flux*, basée sur l'étude des contentions et où la notion de flux prend une place prépondérante.

5.3 Détermination analytique du délai de pire cas par agrégation de flux

Cette section présente notre approche par analyse d'agrégation de flux. Le principe repose sur l'étude des contentions liées à de multiples demandes d'accès au médium provoquées par l'arrivée de plusieurs flux. L'objectif est de déterminer le délai de pire cas résultant de l'étude de ces contentions. Nous commençons par introduire les fondements de notre analyse (section 5.3.1). Nous proposons une description méthodologique de notre approche (section 5.3.2), clôturant la section par un exemple numérique d'application (section 5.3.3).

5.3.1 Formulation de notre problématique

Nous cherchons à déterminer le délai de pire cas (*Worst Case Delay*, WCD) d'une trame d'étude (f_m , *main frame*) transmise de sa source vers sa destination. Une architecture Ethernet commuté est utilisée pour ce faire. Le WCD est déterminé selon un chemin spécifique du réseau, ce dernier étant vu comme un graphe $G = (V, E)$, où V représente l'ensemble des sommets du graphe (les nœuds) et E l'ensemble des arêtes (les liens d'interconnexion). G représente un graphe connecté pour lequel il n'existe qu'un chemin possible entre un sommet v_i et un sommet v_j , $\forall v_j, v_i \in V$ (mise en œuvre du *Spanning Tree Protocol*). Un sommet v_i est interprété comme le port de sortie d'un nœud d'interconnexion (e.g., commutateur, routeur, etc.) ou d'un nœud terminal (IED). Une trame peut être stockée au sein d'un sommet si sa transmission immédiate est impossible (e.g., blocage par une autre trame). Notons v_1, v_2, \dots, v_n comme l'ensemble des nœuds par lequel transite f_m et formant le chemin, avec n le nombre total de nœuds le composant. v_i représente le i^{eme} nœud du chemin, v_1 et v_n représentant respectivement les premier (source) et dernier (destination) nœuds. La trame f_m peut être bloquée par une autre trame ayant la même destination qu'elle, de même qu'une autre destination mais devant passer obligatoirement par un sommet commun. Seuls les ports de sortie par lesquels f_m transite sont considérés.

Quatre types de délais subis par f_m sont identifiés :

- T_{HP_i} : délai de blocage dû à une trame de plus haute priorité (trames HP) au sommet v_i ;
- T_{SP_i} : délai de blocage dû à une trame de même priorité (trames SP) au sommet v_i ;
- T_{LP_i} : délai de blocage dû à une trame de plus basse priorité (trames LP) au sommet v_i ;
- T_{tr_i} : Délai de transmission de la trame f_m pour passer d'un sommet v_i à v_{i+1} . Ce délai englobe temps de propagation, latence électronique de l'équipement et durée d'espace inter-trame (*Inter-Frame Gap*, IFG)

Le délai T_{tr_i} est obtenu par la connaissance de la taille de la trame ainsi que la bande passante du lien raccordé en v_i . L'évaluation de l'impact des délais T_{HP_i} et T_{SP_i} représente la principale difficulté. Nous ne considérons ici que trois niveaux de priorité : la priorité de f_m et toute trame de plus haute et de plus basse priorité. Pour fixer les idées, si nous choisissons d'étudier le WCD d'une trame MMS, toute trame transmise à l'aide des protocoles GOOSE (1A comme 1B) et SMV appartiendra à la classe des trames de haute priorité (trames HP, *High Priority*). Les trames de même priorité (trames SP) représentent toutes les trames MMS, tandis que les trames *Best Effort* représentent les trames de basse priorité (trames LP, *Low Priority*).

À l'aide de cette description, nous formulons le WCD total de f_m , noté WCD_{total} et égal à :

$$WCD_{total} = \sum_{i=1}^{n-1} T_{HP_i} + \sum_{i=1}^{n-1} T_{SP_i} + \sum_{i=1}^{n-1} T_{LP_i} + \sum_{i=1}^{n-1} T_{tr_i} \quad (5.1)$$

Les trois sommes de l'équation 5.1 représentent l'impact du trafic de différentes priorités sur le délai. Le dernier terme représente le délai minimal dû à la traversée du réseau, aussi reconnu comme délai de meilleur cas en l'absence de tout blocage. Notons par T_{HP} , T_{SP} et T_{LP} les différentes opérations somme de l'équation. Remarquons que le terme T_{LP} peut être réduit à :

$$T_{LP} = (n - 1) \times T_{LP_i}$$

si l'on considère le cas où une trame LP bloque notre trame f_m à chaque sommet du chemin et que sa taille est identique pour chaque sommet traversé. Comme pour le terme T_{tr} , T_{LP_i} est déterminé par la durée la plus élevée de transmission d'une trame faiblement prioritaire. Les deux inconnues sont *in fine* les termes T_{SP} et T_{HP} , dont la somme sera notée WCD par la suite en distinction des termes simples à obtenir.

Nous formalisons à présent la notion de **flux**, noté F et défini comme un triplet :

$$F = [\alpha; \beta; \gamma], \quad \alpha, \beta, \gamma \in \mathbb{N}$$

avec :

- α la quantité totale de trames de même priorité (SP, *Same Priority*) contenues dans F ;
- β la quantité totale de trames de plus haute priorité contenues dans F ;
- γ la quantité totale de trames du flux, i.e., $\gamma = \alpha + \beta$ contenues dans F ⁴⁴.

Un flux est dit **compact** si la relation suivante est vérifiée pour toute trame composant ce flux :

$$t_{k,i} = \begin{cases} t_1, & \text{si } k = 1 \\ t_{k-1,i} + T_{tr_{i-1}}, & \text{sinon} \end{cases} \quad (5.2)$$

où $t_{k,i}$ est la date d'arrivée d'une trame f_k au sommet v_i (cf. Figure 5.3).

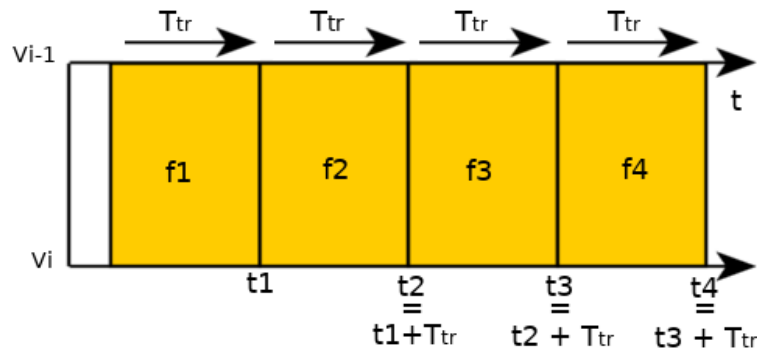


FIGURE 5.3 – Illustration d'un flux compact à T_{tr} constant

44. La valeur γ est ajoutée à la notion de flux pour simplifier l'écriture de nos futures équations de délais.

Chaque sommet v_i est décrit par trois types de flux : le flux d'arrivée principal F_m , un nombre q_i de flux concurrents F_c et un flux de sortie F_o . Le flux F_m est défini comme flux contenant la trame f_m . Les flux concurrents F_c représentent les flux provoquant une contention avec F_m et sont composés de trames provenant de sources non comprises dans le chemin traversé par f_m (i.e., d'une partie de la topologie réseau). Les trames des flux F_c arrivent au sommet v_i en fonction de deux paramètres : (1) leur date de départ du nœud source nommé **offset de transmission**, (2) du délai nécessaire pour parvenir au sommet v_i depuis leur nœud source. Enfin, le flux de sortie F_o correspond à l'agrégation de F_m et des q_i flux F_c . F_o peut également être écrit comme suit :

$$\begin{aligned} F_o &:= F_m + \left[\sum_{k=1}^{q_i} \alpha_k; \sum_{k=1}^{q_i} \beta_k; \sum_{k=1}^{q_i} \gamma_k \right] \\ &:= \left[\sum_{k=1}^{q_i} \alpha_k + \alpha_m; \sum_{k=1}^{q_i} \beta_k + \beta_m; \sum_{k=1}^{q_i} \gamma_k + \gamma_m \right] \end{aligned} \quad (5.3)$$

Parmi les trames composant les différents flux entrants (i.e., F_m et F_c), certaines peuvent avoir une destination différente de f_m . Ceci est par exemple le cas d'un trafic diffusé en *unicast* ou *multicast* et parcourant une partie du chemin qu'emprunte f_m . Nous considérons pour cette étude que de tels trafics, s'ils existent, n'impactent pas la compacité de flux de sortie F_o . Cette hypothèse reste néanmoins pertinente du fait de la transmission par *broadcast* des protocoles GOOSE et SMV.

Partant de cette hypothèse, nous décrivons le flux de sortie F_o réel, noté F'_o , comme défini par :

$$F'_o := [\alpha_o - f_{\alpha_{out}}; \beta_o - f_{\beta_{out}}; \gamma_o - f_{\gamma_{out}}] \quad (5.4)$$

où α_o , β_o et γ_o correspondent aux valeurs de F_o explicités notamment par l'équation 5.3, et $f_{\alpha_{out}}$, $f_{\beta_{out}}$, $f_{\gamma_{out}}$ le nombre de trames quittant le sommet v_{i+1} . Par la suite, nous utilisons indistinctement les notations F_o et F'_o pour désigner le flux de sortie.

Le flux F_o devient le flux principal F_m du sommet suivant v_{i+1} . Nous cherchons à faire de f_m la dernière trame du flux F_m pour chaque sommet pour obtenir le cas le plus défavorable. Lorsque f_m est placée en file d'attente, le flux F_o acquiert la propriété de compacité dû à l'effet de sérialisation des trames en sortie. Enfin, notons par Γ_i l'ensemble formé par tous les flux concurrents possibles du sommet v_i . Nous synthétisons nos précédentes descriptions en Figure 5.4.

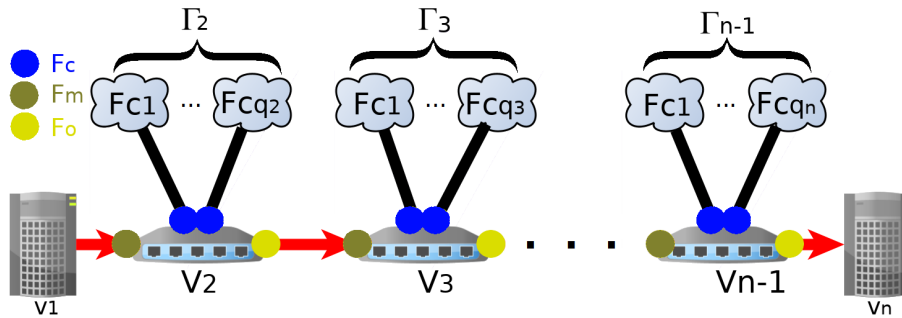


FIGURE 5.4 – Flux principaux (F_m), concurrents (F_c) et de sortie F_o pour un chemin à n sommet(s)

En résumé, un chemin est composé de n sommets, pour lesquels un flux principal F_m et un ou plusieurs flux concurrent(s) F_c sont en contention pour l'accès au médium. Le résultat de cette

contention forme le flux de sortie F_o possédant la propriété de compacité définie par l'équation 5.2. Le flux principal F_m d'un sommet v_{i+1} est défini par le flux de sortie F_o du sommet v_i , ou simplement par le nombre de trames sortant du nœud source dans le cas où $v_i = v_1$. Les flux concurrents d'un sommet v_i sont quant à eux déterminés par l'agrégation de toutes les données possibles pouvant transiter par le port de sortie de v_i , comme illustré en Figure 5.5. La

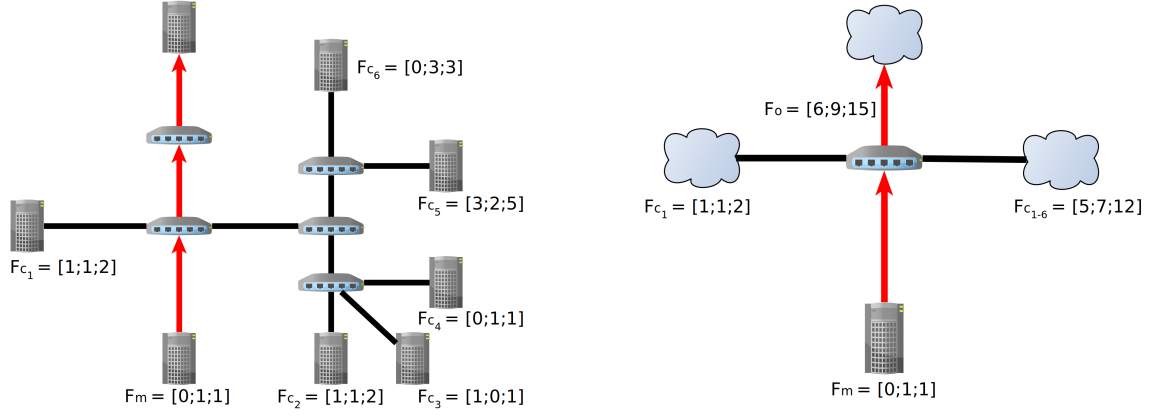


FIGURE 5.5.a: Architecture avant agrégation

FIGURE 5.5.b: Architecture après agrégation

FIGURE 5.5 – Illustration de l'agrégation de flux

composition des F_c dépend alors principalement du schéma de trafic adopté pour un scénario particulier. Le blocage entraîné par les F_c est la source principale des délais T_{HP} et T_{SP} que nous cherchons à identifier et faisant l'objet de la section suivante.

Préalablement à la description de notre méthodologie, nous complétons par quelques remarques et hypothèses :

- le WCD obtenu est valable pour le chemin étudié. Notre analyse peut néanmoins être appliquée à tout chemin existant de la topologie pour la recherche du pire cas ;
- nous ne considérons aucune contrainte dans la configuration des *offset* de transmission, i.e., la date à laquelle une trame est émise par un IED. Nous verrons plus loin que cette hypothèse de travail nous permet de maximiser le délai ;
- une trame d'un flux concurrent ne peut bloquer qu'une seule fois f_m (Ethernet commuté avec utilisation du *Spanning Tree Protocol*) ;
- toute trame possède la même taille ;
- les trames concurrentes quittant le flux principal au cours du trajet ne conduisent pas à la perte de compacité du flux principal ;
- tout équipement d'interconnexion (les commutateurs Ethernet ici) utilise une politique *Store & Forward* pour la réception et *Strict Priority* pour la transmission ;
- tout lien de l'architecture a une capacité fixée à C .

5.3.2 Méthodologie

L'analyse par agrégation de flux repose sur le calcul des termes T_{HP_i} et des T_{SP_i} locaux, i.e., pour chaque sommet v_i de notre chemin d'étude ; nous définissons par *analyse locale* ce processus, répété itérativement pour chaque sommet du chemin. La dernière itération effectuée, les termes T_{SP} et T_{HP} sont identifiés et permettent le calcul du WCD_{total} par l'équation 5.1. Nous décomposons cette section en quatre parties : (1) la formation du premier flux principal F_m correspondant à l'initialisation de l'approche ; (2) le détail de l'analyse locale ; (3) la justification

de la possibilité d'utilisation de notre approche locale de façon itérative; (4) conception d'un algorithme déterminant les termes T_{SP} et T_{HP} .

Formation du premier flux principal F_m

Les Figures 5.4 et 5.5 nous permettent d'identifier l'arrivée, pour un premier nœud d'interconnexion v_2 (cf. figure 5.4), d'un flux principal issu d'un nœud source (e.g., un IED). Plusieurs *Datasets* peuvent être transmis simultanément sur un IED, impliquant une transmission de messages utilisant différents protocoles de l'IEC 61850⁴⁵. Le phénomène conduit à une contention des trames au niveau de la carte réseau de l'IED. Nous pouvons identifier à ce stade la trame f_m comme la seule représentante du flux F_m et devant faire face à q_i trames concurrentes, elles-mêmes uniques représentantes des flux F_c . Nous considérons la trame f_m comme bloquée par toutes les autres trames. Il en résulte le premier flux de sortie F_o , composé de toutes les trames ayant bloqué f_m en plus de f_m elle-même. Le flux F_o devient alors le nouveau flux F_m du prochain sommet, i.e., v_2 .

Analyse locale

L'analyse locale est composée de deux étapes :

- déterminer le délai de pire cas local théorique (TLWCD, *Theoretical Local Worst-case Delay*);
- vérifier la possibilité d'obtenir le TLWCD pour le sommet v_i et, le cas échéant, calculer le délai de pire cas local (PLWCD, *Possible Local Worst-Case delay*).

La définition du TLWCD est donnée comme suit :

Définition 5.1. Le **délai de pire cas local théorique (TLWCD)** pour un flux principal F_m en un sommet v_i correspond à la somme $T_{SP_i} + T_{HP_i}$ causée par l'intégralité des trames des flux concurrents F_c . Le TLWCD est défini par :

$$TLWCD = T_{tr} \sum_{j=1}^{q_i} \gamma_j \quad (5.5)$$

Ce délai peut être inatteignable en certaines circonstances. Un exemple fut notamment illustré en Figure 5.2, où une trame appartenant à un flux de faible envergure ne pouvait être bloquée par toutes les trames d'un flux plus volumineux. Nous formalisons la condition d'obtention du TLWCD, nommée **condition TLWCD**, par l'équation :

$$\gamma_m \geq \max_{j \in [1; q_i]} (\beta_j) \quad (5.6)$$

La démonstration de l'équation 5.6 est fournie en annexe A.1. La condition implique que le TLWCD est atteignable dès lors que la taille du flux principal (γ_m) est supérieure à la quantité de trames SP la plus élevée des flux concurrents ($\max(\beta_j)$).

Si la condition TLWCD est vérifiée, le WCD pour la trame f_m au sommet v_i est égal à la valeur du TLWCD. Dans le cas contraire, le TLWCD n'est pas atteignable obligeant au calcul d'un autre délai. Nous appelons cet autre délai le *délai de pire cas local possible (PLWCD, pour Possible Local Worst-Case Delay)*. La définition du PLWCD est donnée ci-après :

⁴⁵. cf. chapitre 2, sections 2.2 (*Dataset*) et 2.4 (protocoles)

Définition 5.2. Le **délai de pire cas local possible (PLWCD)** pour le flux principal F_m en un sommet v_i est la somme $T_{SP_i} + T_{HP_i}$, strictement inférieure au TLWCD, et causé par les flux concurrents F_c en fonction de leurs valeurs α , β et γ . Le PLWCD est formellement donné par la formule :

$$PLWCD = TLWCD - T_{tr}(\max_{j \in [1:q_i]}(\beta_j) - \gamma_m) \quad (5.7)$$

La démonstration de l'équation 5.7 est fournie à l'annexe A.2.

Le délai local (égal à TLWCD ou PLWCD) déterminé, celui-ci est ajouté à la valeur du WCD calculé au nœud précédent v_{i-1} . Cet ajout du délai local au WCD de v_{i-1} forme alors le WCD au nœud v_i . Le flux de sortie F_o au nœud v_i est déterminé par la somme de F_m avec le(s) F_c , puis utilisé comme flux principal au sommet v_{i+1} . Cette opération est alors répétée itérativement pour chaque sommet composant le chemin emprunté par f_m . Le WCD calculé au dernier nœud devient alors le délai $T_{HP} + T_{SP}$ recherché, permettant l'obtention du délai de pire cas total WCD_{total} par l'équation 5.1.

Nous décrivons ci-après la justification nous autorisant à répéter le processus d'analyse local itérativement à chaque sommet de l'architecture.

Extension de l'analyse locale au chemin complet

La conclusion de notre étude sur l'analyse locale fut la possibilité d'utiliser cette dernière pour chaque sommet composant le chemin de la trame principale f_m , ceci sans se soucier des conséquences sur les autres sommets.

La maximisation de chaque délai local de chaque sommet v_i passe par le calcul du TLWCD ou du PLWCD en fonction de la condition TLWCD. Ces deux valeurs étant fonction des flux concurrents F_c , des conditions apparaissent sur les trames composant ces F_c , plus particulièrement sur leur *offset* de transmission.

Jusqu'alors, aucune hypothèse n'était faite sur ces *offsets* pour utiliser les formules du TLWCD, du PLWCD et de la condition TLWCD. Nous nous attelons à présent à démontrer l'existence, dans certaines circonstances, d'une configuration permettant l'application de l'analyse locale itérativement. Nous proposons pour cela le théorème suivant :

Théorème 5.1. Les termes $T_{HP} + T_{SP}$ peuvent toujours être obtenus par la somme itérative de l'ensemble des termes $T_{HP_i} + T_{SP_i}$, déterminés par l'analyse locale, s'il n'existe aucune contrainte sur l'*offset* de transmission de chaque trame du réseau.

Démonstration. Cette démonstration s'effectue en deux temps : (1) nous démontrons l'assertion à l'échelle locale (i.e., sur un sommet); (2) nous démontrons son extension à l'échelle globale (i.e., pour le chemin complet).

(1) Cette première étape de démonstration est illustrée à l'aide de la Figure 5.6 pour en faciliter la compréhension. Soit $v_i \in V$ un sommet du graphe G et appartenant à un chemin P suivi par la trame principale f_m . Ce sommet v_i est composé d'un flux principal F_m et d'un flux concurrent F_c . Soit tc_1 , la date d'arrivée de la première trame f_1 de F_c au sommet v_i . Nous supposons tc_1 quelconque, i.e., non sujet à contrainte. Considérons un scénario pour lequel le WCD requiert l'arrivée de f_1 à une date spécifique notée ts . Ceci conduit à la formule suivante :

$$tc_1 = ts$$

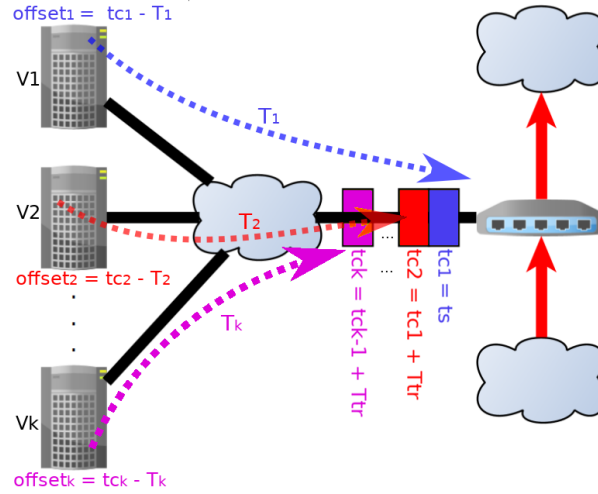


FIGURE 5.6 – Illustration de l'*offset* de transmission pour chaque trame permettant l'obtention d'un flux compact

Soit T_1 la durée nécessaire à f_1 pour atteindre v_i . Nous déduisons l'*offset* de transmission de la trame f_1 par :

$$offset_1 = tc_1 - T_1$$

Le calcul du TLWCD ou du PLWCD nécessite du flux F_m une propriété de compacité, comme démontré par leurs démonstrations respectives. Si nous définissons par $tc_2, tc_3 \dots tc_k$ les dates d'arrivée en v_i pour les trames $f_2, f_3 \dots f_k$ et utilisons la définition d'un flux compact donnée par l'équation 5.2, nous avons :

$$tc_k = \begin{cases} tc_1, & \text{si } k = 1 \\ tc_{k-1} + T_{tr}, & \text{sinon} \end{cases}$$

D'ici, nous pouvons déduire chaque *offset* de transmission de chaque trame de F_c par :

$$offset_k = tc_k - T_k$$

où T_k est la durée nécessaire à la trame f_k pour atteindre v_i depuis son nœud source.

Finalement, seule la date ts nécessite d'être connue, celle-ci devant être égale à tc_1 . Toute valeur tc_k est déduite à partir de tc_1 par récurrence. La date ts dépend alors des conditions nécessaires pour obtenir le pire délai en le sommet v_i .

Notre précédent raisonnement est indépendant de tout autre F_c potentiel. Ceci s'explique par la propriété d'unicité des chemins du graphe G , proposée en préambule de la section 5.3.1. En effet, il n'existe, pour une trame f appartenant à un F_c d'un sommet v_i , aucune possibilité d'être bloqué par un autre flux F_c , ceux-ci arrivant à v_i par des chemins indépendants.

(2) Partant du principe qu'il n'existe aucune contrainte sur les *offsets* de transmission, seules deux informations concernant les autres sommets du chemin sont nécessaires :

- La définition de F_m , i.e., ses valeurs α , β et γ ;
- la date d'arrivée de la première trame de F_m en le sommet cible.

De la première information, nous déterminons si le TLWCD ou le PLWCD est à calculer pour l'obtention du délai $T_{SP_i} + T_{HP_i}$ en v_i . La date ts est ainsi déterminée en fonction du cas associé. La date ts déterminée, nous l'utilisons comme référence pour l'ensemble des flux concurrents F_c rentrant en contention avec F_m en v_i . Il devient alors possible, à l'aide de la seconde information,

de déterminer la valeur tc_1 de chaque F_c conduisant à la contention engendrant le délai maximal pour la trame f_m en v_i . \square

Algorithme pour la détermination des termes T_{SP} et T_{HP}

Nous proposons la formalisation d'un algorithme itératif permettant l'obtention des termes T_{SP} et T_{HP} , à partir des informations tirées de la méthodologie (Algorithme 2).

Algorithme 2 Calcul du WCD pour un chemin P

Input : $n, Fm, \Gamma_1, \Gamma_2, \dots, \Gamma_n$

Output : WCD

```

    Initialisation :
     $WCD = 0$ 
1: for  $i = 1$  to  $n$  do
2:   if (isTLWCDReachable( $\Gamma_i, Fm$ ) == true) then
3:      $WCD = WCD + \text{getTLWCD}(\Gamma_i, Fm)$ 
4:   else
5:      $WCD = WCD + \text{getPLWCD}(\Gamma_i, Fm)$ 
6:   end if
7:    $sumVertex = \text{getSumFlowForVertex}(\Gamma_i, Fm, i)$ 
8:    $Fo = \text{subtractFramesLeavingVertex}(sumVertex, i)$ 
9:    $Fm = Fo$ 
10: end for
11: return  $WCD$ 

```

Quelques remarques complémentaires à l'algorithme :

- Les fonctions $\text{getSumFlowForVertex}()$, $\text{subtractFramesLeavingVertex}()$, $\text{isTLWCDReachable}()$, $\text{getTLWCD}()$ et $\text{getPLWCD}()$ sont respectivement représentées par les équations 5.3, 5.4, 5.5, 5.6, et 5.7 ;
- La fonction $\text{subtractFramesLeavingVertex}()$ retire toute trame du flux de sortie F_o n'ayant pas la même destination que la trame principale f_m (équation 5.4).

5.3.3 Cas d'application et discussions

Nous proposons pour cette section un exemple concret illustrant la méthodologie précédemment décrite pour l'obtention des termes $T_{SP} + T_{HP}$ (WCD). Nous prenons l'architecture illustrée en Figure 5.7 pour ce faire. Nous cherchons à établir le WCD d'une trame dont la priorité est telle qu'il existe une priorité supérieure et inférieure à celle-ci. Nous considérons toujours la taille des trames comme constante et de taille S , en plus d'une capacité constante C pour l'ensemble des liens du réseau. Afin de simplifier l'étude, nous considérons des valeurs de S et C telle que le temps de transmission T_{tr} soit donné par

$$T_{tr} = \frac{S}{C} = 1$$

Le résultat final nous donne la durée $T_{SP} + T_{HP}$, qu'il suffit d'ajouter aux valeurs T_{LP} et T_{tr} pour l'obtention de WCD_{total} (cf. équation 5.1). Nous faisons l'hypothèse d'une trame de plus basse priorité bloquant systématiquement notre flux principal F_m pour chaque sommet du chemin, en vue d'obtenir le scénario le plus défavorable. Pour simplifier, nous considérons que toute trame

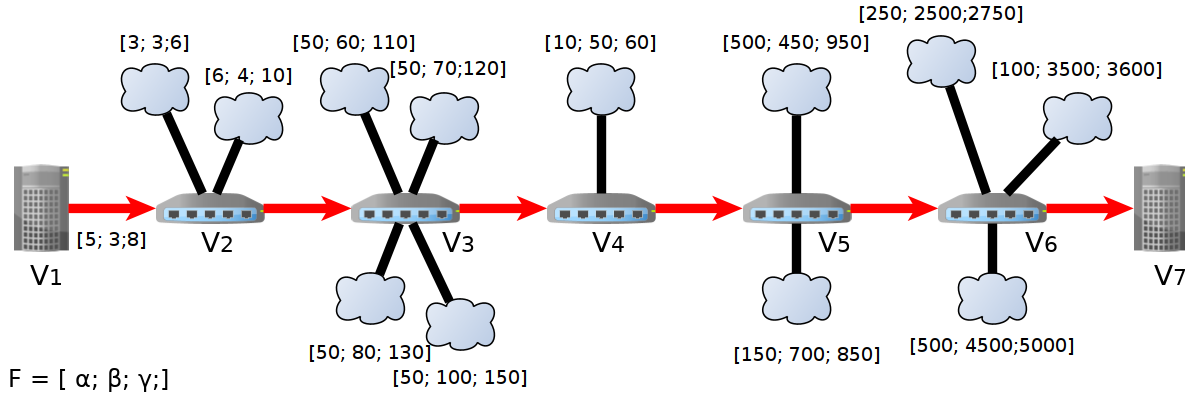


FIGURE 5.7 – Architecture étudiée

venant des flux concurrents F_c pour tout v_i possède la même destination que la trame principale f_m .

Les résultats obtenus pour la configuration présentée en Figure 5.7 sont synthétisés en Table 5.1. Nous donnons ci-après une description de ces résultats. Le sommet v_1 est composé de la

	Sommet (v_i)					
	v_1	v_2	v_3	v_4	v_5	v_6
Flux entrants						
F_m	$[0; 1; 1]$ (f_m)	$[5; 3; 8]$	$[14; 10; 24]$	$[214; 320; 534]$	$[224; 370; 594]$	$[874; 1520; 2394]$
q_i	0	2	4	1	2	3
Resultats post analyse locale						
$TLWCD_i$	7	16	510	60	1800	11350
γ_m	-	8	24	534	594	2394
$\max(\beta_j) (j \in [1; q_i])$	-	4	100	50	700	4500
$\gamma_m \geq \max(\beta_j) (j \in [1; q_i])$	-	vrai	faux	vrai	faux	faux
$PLWCD_i$	-	-	434	-	1694	9244
Valeur du WCD et flux de sortie						
WCD_i	7	$7 + 16 = 23$	$23 + 434 = 457$	$457 + 60 = 517$	$517 + 1694 = 2211$	$2211 + 9244 = 11455$
$F_o (F_m + \sum_{j=1}^{q_i} F_{c_j})$	$[5; 3; 8]$	$[14; 10; 24]$	$[214; 320; 534]$	$[224; 370; 594]$	$[874; 1520; 2394]$	$[1724; 12020; 13744]$

TABLE 5.1 – Valeur du WCD calculée à l'aide de l'algorithme 2 pour l'architecture donnée en Figure 5.7

trame principale f_m et de 7 trames provenant d'applications IEC 61850 concurrentes. Le délai de pire cas pour la trame f_m correspond au temps de transmission de toutes les autres trames accédant avant elle au médium. Sachant que 7 trames doivent être préalablement transmises, nous déduisons le WCD pour v_1 comme égal à 7. Le flux de sortie F_o est formé et l'analyse peut continuer pour le sommet suivant, avec F_o devenant le flux principal F_m pour v_2 . Nous décrivons par ce paragraphe la phase d'initialisation, décrites précédemment.

Au sommet v_2 , le flux principal F_m rentre en contention avec deux flux concurrents F_c . La condition TLWCD pour ce sommet est validée, d'après l'équation 5.6. Ceci nous permet d'affirmer que le délai subi par f_m en v_2 est alors de TLWCD, i.e., 16, valeur obtenue par l'addition des valeurs γ de chaque F_c (ici $10 + 6$). Le WCD pour v_2 correspond au précédent WCD (i.e., 7) incrémenté par la valeur du délai subi pour le sommet actuel (i.e., 16), nous donnant une valeur

de 23.

Le sommet v_3 devient le premier sommet où la condition TLWCD n'est pas respectée. La conséquence est l'impossibilité d'incrémenter le WCD par TLWCD, ici 510 (110+120+130+150). Utilisant les caractéristiques des 4 flux concurrents, le PLWCD est déterminé par l'équation 5.7 et est égal à :

$$\begin{aligned} PLWCD &= TLWCD - T_{tr}(\max_{j \in [1; q_i]}(\beta_j) - \gamma_m) \\ &= 510 - (100 - 24) \\ &= 434 \end{aligned}$$

Nous ajoutons ce résultat à la valeur du WCD en v_2 (i.e., $WCD_2 = 23$). La valeur du WCD pour v_3 est alors égale à 457.

Le raisonnement est alors poursuivi pour les sommets v_4 , v_5 et v_6 , où le résultat final du WCD est donné par 11 455. Ce que nous dénommons jusqu'à présent WCD représente en réalité le terme $T_{SP} + T_{HP}$, partie intégrante du WCD total. Les deux termes connus, nous pouvons calculer le WCD total (noté WCD_{total}) par le biais de l'équation 5.1, les termes T_{tr} et T_{LP} étant facilement obtenus :

$$\begin{aligned} WCD_{total} &= T_{HP} + T_{SP} + \sum_{i=1}^{n-1} T_{LP} + (n-1)T_{tr} \\ WCD_{total} &= 11455 + T_{tr}(n-1) + (n-1)T_{tr} \\ WCD_{total} &= 11455 + 1(6-1) + 1(6-1) \\ WCD_{total} &= 11465 \end{aligned}$$

La valeur WCD_{total} calculée par ce moyen, du fait de l'écartement de scénarios irréalisables et pessimistes, nous permet d'envisager un résultat se rapprochant du délai de pire cas réel. L'exemple présenté ci-dessus représente une extension plus complexe du cas présenté en Figure 5.2, motivant notre affirmation d'une proximité du résultat théorique calculé avec la borne réelle. Enfin, notons que l'obtention de WCD_{total} est rendue possible par le biais d'un algorithme itératif (Algorithme 2).

5.4 Conclusion et perspectives

Ce chapitre présente notre approche d'analyse du délai de pire cas de bout-en-bout (WCD_{total}) par la **méthode d'agrégation de flux**. Celle-ci fut conçue en réponse aux carences des approches exactes et simplifiées : les premières jugées inappropriées en cas d'étude d'architectures complexes ; les secondes victimes de pessimisme, dont l'une des raisons est la considération de scénarios exagérément défavorables pour les calculs.

La conception d'une approche permettant l'élagage des scénarios pessimistes est notre réponse au problème. La première étape fut l'analyse des délais perturbant une trame d'étude (f_m). Considérant la priorité de f_m comme moyenne, quatre délais furent identifiés, dont deux délicats à obtenir : le délai dû à la transmission de trames plus prioritaires (T_{HP}) et le délai dû à la transmission de trames de même priorité (T_{SP}). La somme de ces deux délais (notée WCD) fut l'objet principal de notre analyse.

Une seconde étape se concentre sur l'étude des contentions de flux formés par les trames circulant sur nos architectures. Un flux est défini comme un triplet α, β, γ , représentant respectivement la quantité de trames de priorité haute, la quantité de trames de priorité moyenne

(ou égale à la trame d'étude) et la somme des deux précédentes quantités. Une méthodologie a ensuite été développée autour de cette notion, où le WCD subi par f_m est calculé d'après la somme des délais pour chaque nœud. Le délai pour chaque sommet est calculé d'après le flux en sortie du précédent sommet des flux concurrents en contention. L'originalité de l'approche consiste à éliminer les scénarios excessivement pessimistes (condition TLWCD, équation 5.6) pour ne conserver que les pires scénarios possibles (calcul du PLWCD, équation 5.7). Le délai de chaque nœud dépendant du précédent, un algorithme itératif de calcul du WCD a été proposé (Algorithme 2) et illustré pas à pas à l'aide d'un exemple (section 5.3.3). Une fois le WCD déterminé ($T_{HP} + T_{SP}$), le délai de pire cas total (WCD_{total}) est finalement obtenu à partir de l'équation 5.1.

Plusieurs pistes d'améliorations sont envisagées comme **perspectives** à ce travail :

- **Intégration du mécanisme TAS à l'analyse** : l'analyse porte actuellement sur des architectures Ethernet commuté et utilisant des priorités fixes classiques. Une possibilité envisageable est l'intégration à notre analyse du mécanisme *Time Aware Shaper* (TAS) du fait de sa possible utilisation par l'IEC 61850. Le prochain chapitre traite notamment de ce sujet ;
- **considération de flux non compacts** : la propriété de compacité des flux fut retenue tout le long de notre analyse. Si cette hypothèse reste pertinente à la lumière des transmissions *broadcast* des protocoles GOOSE et SMV, nous ne pouvons exclure son non-respect ; l'utilisation de VLAN pour restreindre la propagation du trafic est un exemple pouvant conduire certaines trames du flux principal à quitter celui-ci passé un certain sommet. La non-compacité conduit à de nouvelles situations, comme l'arrivée d'une trame comblant un espace vide formé par une trame ayant quitté le flux concerné. Ces situations, sources de pessimisme, méritent par conséquent une attention particulière ;
- **taille de trames différentes** : la taille des trames est considérée comme identique, simplifiant nos analyses. L'amélioration de notre proposition passe naturellement par une considération plus générale sur ce plan ;
- **relâchement de la contrainte de stabilité** : la considération de la contrainte de stabilité permet de garantir une valeur finie au WCD calculé. Certaines circonstances peuvent néanmoins conduire à une considération moins sévère, particulièrement dans le cas de transmissions importantes en phases transitoires : répétitions GOOSE après un événement, transmission ponctuelle d'une grande quantité de données MMS, etc. Une amélioration de l'approche pour prendre en considération les phénomènes transitoires est une autre piste d'amélioration ;
- **ajout de contraintes sur les *offsets* de transmission** : l'hypothèse d'une liberté d'action sur les *offsets* de transmission, si elle permet de simplifier l'obtention du délai de pire cas, ne doit pas faire exclure de possibles contraintes de précédences entre les différents émetteurs. La considération de scénarios moins souples sur ce plan constitue une piste intéressante d'étude pour ouvrir notre proposition à l'analyse d'une plus grande gamme de scénarios.

Le prochain chapitre se consacre à l'étude de l'emploi du mécanisme *Time Aware Shaper*, poursuivant toujours notre objectif de recherche d'une solution analytique pour le calcul du délai de pire cas.

6

Extension de la modélisation analytique aux architectures Ethernet TAS

*Ne reste pas sur terrain plat
Ne monte pas trop haut
Le monde est le plus beau
Vu à mi-hauteur*

Le gai savoir, Friedrich Nietzsche

Ce chapitre constitue la deuxième partie de notre modélisation analytique, focalisé sur l'étude d'architectures de postes utilisant le mécanisme *Time Aware Shaper* (TAS). Notre choix est porté par l'utilisation de la norme *Time Sensitive Networking* (TSN) au sein de l'IEC 61850. Le rapport technique IEC 61850-90-13 envisage en effet son déploiement, dont les mécanismes TAS et de préemption font partie intégrante.

Nous commençons par une proposition d'association (*mapping*) entre les protocoles de l'IEC 61850 et les classes de trafic du TAS et servant par la suite de référence à nos futures contributions. Nous abordons l'analyse en deux parties :

1. une première partie se concentre sur l'évaluation du protocole GOOSE, plus particulièrement d'applications appartenant à une classe de trafic TT6 (cf. chapitre 2, Table 2.2). Un cadre de modélisation est proposé de même qu'est analysé l'origine des différents délais. Nous mettons à l'épreuve notre contribution par la simulation d'une architecture réseau IEC 61850 pourvu du mécanisme TAS. L'outil logiciel STARS (cf. Chapitre 4) est utilisé pour ce faire, suivi d'une comparaison entre délais calculés et obtenus par simulation ;
2. une seconde partie renchérit l'analyse par agrégation de flux proposée au cours du chapitre 5 par l'intégration du mécanisme TAS aux outils mathématiques. L'objectif est d'étendre l'analyse non plus aux seules applications TT6, mais à l'ensemble des applications de moindres importances (e.g., GOOSE 1B, MMS, etc.).

Nous achevons ce tour d'horizon par une conclusion en fin de chapitre.

6.1 Mapping TAS/IEC 61850

La présente section détaille notre proposition de *mapping* entre protocoles de l'IEC 61850 et les classes de trafics du mécanisme TAS. Tous deux emploient en effet des stratégies différentes pour la discrimination des trafics dans l'optique d'une gestion de la qualité de service :

- l’IEC 61850 via l’utilisation de différents protocoles en fonction de la criticité des applications (cf. chapitre 2, section 2.4.3), chacun de ceux-ci associés à une priorité Ethernet (IEEE 802.1Q);
- le TAS via l’utilisation de files d’attente régies différemment par un ordonnanceur, le *Gate Controller* (cf. chapitre 2, section 2.4.5).

Nous débutons par quelques rappels sur les deux modes de gestion avant l’exposé de notre *mapping*.

6.1.1 Rappels sur les protocoles IEC 61850

Le standard IEC 61850 met à disposition trois protocoles de communication pour les IEDs : les protocoles MMS (*Manufacturing Message Specification*), GOOSE (*Generic Object Oriented Substation Event*) et SMV (*Sampled Measured Value*). Chaque protocole est utilisé pour des opérations différentes et dont les exigences temps réel sont synthétisées par la Table 2.2 (cf. chapitre 2). Du fait de leur analyse antérieure (cf. chapitre 2, section 2.4.3) nous n’en rapportons ici que les détails essentiels :

- **MMS** : utilisé pour le transfert de messages pourvus de contraintes temporelles faibles, e.g., appartenant aux classes de temps de transfert 0 à 3 (TT0-3, plus de 1000 ms à 100 ms maximum) (cf. chapitre 2, Table 2.2). La dynamique de transmission du protocole peut aussi bien être évènementiel que périodique;
- **GOOSE** : utilisé pour le transfert de messages pourvus de contraintes temporelles fortes, e.g., appartenant aux classes de temps de transfert 4 à 6 (TT4-6, de 20 à 3 ms maximum). Nous choisissons ici de classifier les classes de transfert selon deux catégories : GOOSE 1A (TT6, 3ms maximum) contenant les messages les plus critiques, et GOOSE 1B (TT4-5). La dynamique de transmission est variable, comme l’illustre l’Algorithme 1 de transmission GOOSE (cf. chapitre 4, section 4.3.1);
- **SMV** : utilisé pour le transfert de données analogiques numérisées. La criticité de ses messages, bien que non explicitée par la Table 2.2, est équivalente à la classe de message TT6. La dynamique de transmission est périodique, de période standardisée et fournie par le standard IEC 61869-9 [118].

Si les niveaux de priorité indiqués pour chaque protocole sont du ressort applicatif, le standard IEC 61850 s’appuie sur la norme IEEE 802.1Q d’Ethernet pour la gestion des priorités au niveau des échanges réseaux. Un exemple de priorités pouvant être assignées est proposé par León [137] : la plus haute priorité revient aux messages SMV, suivie, par ordre décroissant, des protocoles GOOSE 1A, GOOSE 1B et enfin MMS. Notons toutefois que cette proposition ne représente aucunement une obligation, l’assignation des priorités restant à la charge de l’utilisateur. Celles-ci sont toutefois cohérentes au vu de la criticité accordée aux messages transportés par les différents protocoles.

6.1.2 Rappels de fonctionnement du TAS

Le mécanisme *Time Aware Shaper* (TAS), décrit par l’amendement IEEE 802.1Qbv du standard TSN, introduit la possibilité d’opérer un ordonnancement de type TDMA pour la transmission de données à fortes contraintes temporelles. Une trame souhaitant être transmise est d’abord rangée dans une file d’attente dédiée à sa priorité. Chaque file est pourvue d’une porte logique (*gate*) dont l’état détermine l’autorisation, ou non, de transmission. Un contrôleur de porte logique (*Gate Controller*) décide de l’état des portes selon un cycle défini d’après une liste de contrôle (*Gate Control List*, GCL). Une ou plusieurs classes de trafics disposent ainsi d’une

période de temps (*slot*) dédiée pour sa transmission, fonction des configurations de la GCL.

Un traitement particulier peut ainsi être mis en place grâce au concours du contrôleur de porte logique. Un trafic jugé important (i.e., devant avoir un très faible délai) peut se voir accrédi-ter un *slot* de temps dédié à lui seul ; à l'inverse, plusieurs trafics jugés comme de moindre importance peuvent se voir attribuer un même *slot* de temps et les obliger à rentrer en compétition pour le médium. Les notions de **classe de trafic protégé et non protégé** sont utilisées selon le cas de figure. Les *slots* de temps des trafics protégés sont généralement précédés de *slots* de *Guard Band* (GB) bloquant toute possibilité de transmission. Son utilisation annihile le phénomène de non-préemption entraînant le blocage d'une trame prioritaire par une trame de plus faible priorité, la dernière étant déjà en état de transmission. La durée du *slot* de GB est fixée d'après la durée de transmission de la trame la plus volumineuse, de façon à empêcher cette dernière de perturber une trame protégée. Un exemple de configuration mêlant trafics protégés et non protégés fut proposé au chapitre 2 en Figure 2.8.

Notons enfin que l'utilisation du TAS doit aller de pair avec une configuration minutieuse de la GCL dans le cas d'un trajet comportant plusieurs commutateurs. Pour fixer les idées, considérons une trame protégée transmise depuis un commutateur j au temps t vers un commutateur $j + 1$. La date d'arrivée de la trame au commutateur $j + 1$ devient alors $t + \Delta$, où Δ est la durée de transmission entre j et $j + 1$. Si l'on considère des commutateurs suivant une politique *Store & Forward* (S&F)⁴⁶, le début du prochain cycle sur $j + 1$ devra alors être décalé à $t + \Delta$, et non à t comme pour j . Par voie de conséquence, la configuration d'un port de sortie doit tenir compte de configurations antérieures. Nous illustrons notre propos en Figure 6.1.

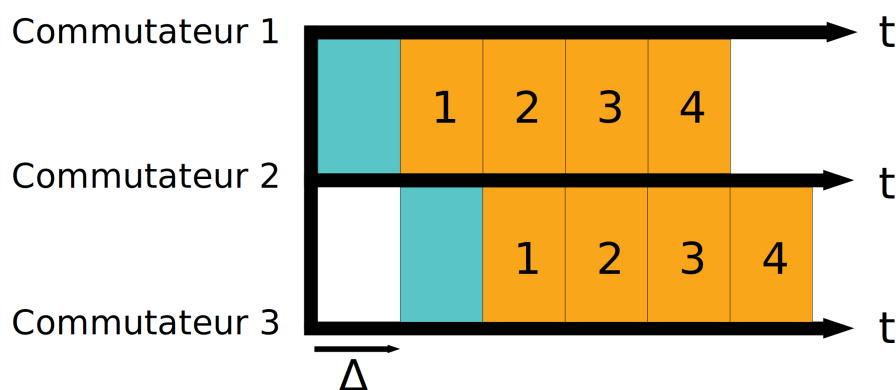


FIGURE 6.1 – Décalage d'une valeur Δ à prendre en compte en cas d'enchaînement de commutateurs

6.1.3 Proposition de mapping

Nous proposons une association entre les trois protocoles de l'IEC 61850 (MMS, GOOSE 1A et 1B, SMV) et les classes de trafic TAS possible (protégé, non protégé et associé à une priorité).

Les protocoles GOOSE 1A et SMV sont identifiés comme porteurs de messages à fortes contraintes temporelles. Une première intuition conduit à un mapping de ces deux protocoles sur une classe protégée. Le choix apparaît pertinent pour le **protocole SMV** pour deux raisons :

⁴⁶. La politique S&F d'un commutateur consiste en l'attente de la réception complète d'une trame avant un quelconque traitement, comme sa transmission vers le nœud suivant.

(1) l'importante priorité conférée aux messages ; (2) la périodicité de transmission s'adaptant à la cyclicité des configurations de la GCL et du *slot* de protection.

Le cas de **GOOSE 1A** est davantage sujet à discussion du fait de sa dynamique de transmission hybride (périodique et événementiel). Sa dynamique périodique caractérise un état nominal, ou de retour progressif à la normale après détection de défaut. Dans le cas d'une transmission événementielle, le message transmis est porteur d'une information critique, e.g., ordre d'ouverture d'un organe de protection. La priorité doit donc être accordée à la dynamique de transmission événementielle du protocole GOOSE, au détriment de sa dynamique périodique. La question de la configuration de la GCL se pose alors : comment allouer un *slot* de temps pour un trafic à dynamique événementielle ? Une première solution est un *mapping* du protocole GOOSE 1A sur un trafic protégé, avec une configuration du cycle garantissant une durée acceptable pour une trame arrivée en dehors de son *slot* de protection. À titre d'exemple, pour une politique *priorité stricte* appliquée, imaginons :

- un temps cycle de 3 ms ;
- une durée nécessaire pour arriver à destination de 1.5 ms ;
- une contrainte temporelle de 3 ms ;
- une durée de *slot* protégé à 0.6 ms.

Le scénario le plus défavorable (l'arrivée au début d'un *slot* non protégé) oblige la trame à attendre le prochain *slot* protégé avant de pouvoir être servie, soit 2.4 ms ($3 - 0.6 = 2.4$). En sus de cette attente, la trame doit s'acquitter d'un délai de 1.5ms avant d'arriver à destination, portant le délai total à 3.9 ms ($2.4 + 1.5$), causant une violation de contrainte. La durée du *slot* protégé doit être établie de façon à satisfaire la contrainte, sachant un temps de trajet de 1.5 ms, soit un *slot* d'au moins 1.5 ms. Cette solution présente l'inconvénient de forcer l'allocation de 50% de la bande passante (1.5 ms de *slot* protégé pour 3 ms de cycle) pour le seul trafic GOOSE 1A, sachant que ce même protocole ne la nécessite qu'en cas de gestion d'événements. Une seconde solution consiste à étiqueter le trafic GOOSE 1A comme non protégé tout en bénéficiant d'une haute priorité, permettant une plus grande flexibilité de transmission au détriment d'une possible concurrence avec d'autres trafics. En reprenant notre précédent exemple, une trame GOOSE 1A non protégée ne risque, dans le cas le plus défavorable, qu'une attente de 0.6 ms, lui laissant une marge de 2.4 ms pour sa transmission⁴⁷. Cette seconde proposition présente deux avantages : (1) une plus grande marge de transmission ; (2) la possibilité, en cas de concurrence, de lui conférer une priorité élevée lui permettant de s'affranchir un maximum de l'attente liée aux autres trafics. La deuxième solution de *mapping* est par conséquent retenue.

Nous privilégions, pour les trafics **GOOSE 1B** et **MMS**, un mapping sur une classe de trafic non protégé. Nous accordons une priorité modérée au GOOSE 1B et faible au protocole MMS. GOOSE 1B, au comportement identique à son homologue 1A, bénéficie du même traitement mais pourvu d'une priorité plus faible. Le choix pour le protocole MMS s'explique par sa dynamique hybride et ses contraintes temporelles plus relâchées que pour GOOSE 1A et 1B. En dernier lieu, nous ajoutons une dernière catégorie englobant l'ensemble des protocoles non IEC 61850 utilisés (e.g., SNMP, ICMP, NTP, etc.). Ces protocoles sont classifiés comme non protégés et possèdent la priorité la plus faible. Nous les nommons protocoles *Best Effort* (BE).

Une synthèse de notre *mapping* est fournie en Table 6.1. Si le *mapping* proposé dans ce manuscrit n'a aucune prétention d'universalité, celui-ci nous semble le mieux approprié dans le cadre de l'IEC 61850. La périodicité et la criticité du protocole SMV en ont fait *de facto* un candidat idéal à l'allocation d'un *slot* protégé. L'importance du caractère événementiel du

⁴⁷. Cette valeur de 2.4 ms est sur-estimée du fait que nous ne comptons pas ici la taille de la *Guard Band*. Celle-ci reste néanmoins assez faible dans la plupart des cas.

Protocoles IEC 61850	classe de trafic TSN	Priorité Ethernet
SMV	protégée	7
GOOSE 1A	non protégée	6
GOOSE 1B	non protégée	5
MMS	non protégée	4
Best Effort	non protégée	3-0

TABLE 6.1 – Proposition d'un *mapping* TSN/IEC 61850

protocole GOOSE rend au contraire difficile son association à une classe de trafic protégée, sous peine de sur-allocation de la bande passante pour garantir le respect des contraintes temporelles. Son étiquetage en tant que trafic non protégé possédant une forte priorité nous apparaît plus pertinent. L'allocation de la bande passante n'est dépendante que de l'unique et périodique SMV, les autres protocoles pouvant utiliser de façon optimale le restant.

Nous utilisons ce mapping pour le reste de chapitre, servant de référence pour nos contributions ultérieures.

6.2 Analyse du délai de bout-en-bout du protocole GOOSE pour la classe 1A

Cette section fournit une analyse du délai de pire cas de trames utilisant le protocole GOOSE 1A dans le cadre d'architectures Ethernet TAS⁴⁸, justifié par la criticité des informations transitant par ce moyen. Les messages SMV, s'ils sont d'une criticité similaire, ont un délai garanti et aisément calculable, correspondant à la somme des délais de transmission subis à chaque nœud. Précisons enfin que l'étude fournie au cours de cette section fut l'objet d'une publication, en grande partie rapportée ici [73].

L'objectif consiste à fournir un délai de pire cas proche du cas réel (*tight*) pour le protocole GOOSE 1A, noté par l'acronyme WCD_{G1A} (*Worst Case Delay Goose 1A*). La démarche proposée suit la même logique que pour l'étude du délai dans le cas d'Ethernet commuté : nous débutons par l'analyse détaillée de délais pouvant perturber une trame au cours de sa traversée, suivie d'hypothèses de travail. Nous poursuivons par la présentation de notre méthodologie aboutissant au calcul du délai, que nous mettons à l'épreuve par la simulation en fin de section.

6.2.1 Analyse des délais et hypothèses

Les délais pouvant être subis par une trame GOOSE 1A sont les suivants :

- **Délai de blocage de haute priorité** (T_{HP}) : délai dû au blocage par une trame plus prioritaire et non considéré pour cette section, du fait qu'aucune trame non protégée n'est plus prioritaire que celles transportées par GOOSE 1A ;
- **Délai de blocage de basse priorité** (T_{LP}) : délai dû au blocage par une trame moins prioritaire ;
- **Délai de blocage de même priorité** (T_{SP}) : délai dû au blocage par une trame du même niveau de priorité ;

48. Nous employons le terme Ethernet TAS par opposition à une architecture Ethernet commuté classique.

- **Délai de transmission** (T_{tr}) : délai de transmission de la trame, fonction de la taille de celle-ci et la capacité du lien. Le délai de propagation est négligé.
- **Délai TAS** (T_{TAS}) : délai dû au mécanisme TAS.

Les quatre premiers délais sont identiques au cas d'étude pour Ethernet commuté (cf. chapitre 5). Les spécificités du mécanisme TAS font néanmoins apparaître le délai T_{TAS} , correspondant à l'attente, pour une trame GOOSE 1A, liée aux mécanismes de protection des trafics privilégiés (ici le trafic SMV). La transmission d'un trafic protégé s'effectue au cours d'un *slot* réservé à lui seul, empêchant toute possibilité de transmission pour tout trafic non protégé, causant une première source de délai. La durée du slot de *Guard Band* (GB) constitue une autre perturbation du fait qu'aucune transmission n'est admise pour pallier au phénomène de non-préemption.

Considérons finalement les hypothèses suivantes :

- si un évènement (cause de transmission de messages pour GOOSE 1A/1B, MMS) se produit à un instant t , l'occurrence du prochain ne peut être qu'à l'instant $t + WCD_{G1A}$;
- une répétition GOOSE ne peut être transmise qu'après une durée égale à WCD_{G1A} ($T_{min} \geq WCD_{G1A}$) ;
- la transmission des protocoles SMV et GOOSE1A/1B s'effectue par *broadcast* ;
- les Merging Unit (source de trames SMV) sont toutes raccordées au même commutateur⁴⁹ ;
- la configuration de la GCL pour tous les commutateurs est correctement effectuée pour la prise en compte d'une architecture multi-saut (cf. section 6.1.2) ;
- une politique *Strict Priority* est utilisé au sein des IEDs en cas de contention ;
- la taille de tous les messages GOOSE 1A est constante.

6.2.2 Méthodologie

Soit un graphe $G = (V, E)$, où V représente l'ensemble des sommets du graphe (les ports de sortie des nœuds) et E l'ensemble des arêtes (les liens d'interconnexion). G représente un graphe connecté pour lequel il n'existe qu'un chemin possible entre un sommet v_i et un sommet v_j , $\forall v_j, v_i \in V$ (mise en œuvre du *Spanning Tree Protocol*). Soit une trame GOOSE 1A devant traverser un chemin composé de n sommets v_i et notée f_m . Dans le cas où cette trame ne serait perturbée d'aucune façon, le délai de transmission total est donné par

$$(n - 1) \times T_{tr}$$

et considéré par ailleurs comme délai de meilleur cas (aucune perturbation extérieure).

Considérons le cas où plusieurs trafics composés de messages GOOSE 1A entrent en compétition au sein d'un même sommet v_i . En plus du délai de transmission, f_m est soumise à un délai supplémentaire T_{SP} , correspondant à la somme de tous les délais T_{SP_i} subis pour chaque sommet et donné par :

$$T_{SP} = \sum_{i=1}^{n-1} T_{SP_i}$$

Ajoutons enfin le délai T_{LP} causé par le phénomène de non-préemption et donné par

$$T_{LP} = \sum_{i=1}^{n-1} T_{LP_i}$$

⁴⁹. L'hypothèse d'un rassemblement logique (au sens de positionnement dans le réseau) reste vraisemblable, mais ne représente aucunement une obligation.

où T_{LP_i} correspond au délai maximal dû au phénomène de non-préemption pour le sommet v_i . Pour simplifier, considérons toutes les valeurs T_{LP_i} comme égales et permettant d'écrire :

$$T_{LP} = (n - 1) \times T_{LP_i}$$

Le calcul du délai T_{TAS} est détaillé comme suit : soit m le nombre de sommets (nœuds) adoptant le mécanisme TAS. D'après le mapping proposé en section 6.1, les trames GOOSE 1A ne peuvent qu'être transmises durant le *slot* non protégé et sont dans l'obligation d'attendre le cas échéant. Ce *slot* est considéré comme période de *Free Time* (FT). Cette limitation implique la possibilité d'attendre la durée cumulée de périodes de *Guard Band* (GB) et du *slot* protégé si la quantité de trafic à transférer nécessite plusieurs *slots* de FT. Notons par *Protected Window* (PW) ce *slot* protégé. Le délai T_{TAS} dépend alors de deux paramètres : (1) le nombre de trames transmises avant f_m , (2) la durée du *slot* de FT noté T_{FT} . Les trames causant un délai supplémentaire à f_m ont été identifiés au précédent paragraphe (T_{SP} et $n \times T_{LP}$). Nous déduisons le nombre total de cycles qu'une trame devra patienter pour transmettre, noté RNC (*Required Number of Cycles*) et déterminé par :

$$RNC = \left\lceil \frac{T_{SP} + m \times T_{LP}}{T_{FT}} \right\rceil$$

Le nombre de cycles nécessaires pour transmettre dépend alors de T_{SP} , ajouté à la somme de tous les délais provoqués par le phénomène de non-préemption. Cette quantité totale d'attente, divisée par la durée du *slot* de FT, donne le nombre de cycles minimum à attendre avant la transmission effective de f_m . L'utilisation de la partie entière supérieure est justifiée dans le cas où nous considérerions f_m comme terminant son arrivée dès le début d'un *slot* GB. A l'aide du RNC, nous déterminons le délai causé par le mécanisme TAS T_{TAS} par :

$$T_{TAS} = RNC \times (T_{PW} + T_{GB})$$

Une première formulation du calcul de WCD_{G1A} devient :

$$WCD_{G1A} = T_{TAS} + T_{SP} + T_{LP} + (n - 1) \times T_{tr} \quad (6.1)$$

L'équation 6.1 peut être réécrite pour éliminer certains scénarios impossibles pouvant se produire. Cette reformulation repose sur la possibilité d'éliminer le délai T_{LP} dont l'occurrence dépend de la taille des trames composant le trafic protégé. Ce dernier n'est composé dans notre cas que de trames SMV, dont la taille est constante, avec pour durée de transmission T_{SMV} .

Soit t la date de fin d'un *slot* PW pour un sommet v_i . Nous déduisons la date de fin de la PW en v_{i+1} comme égale à $t + T_{SMV}$ ⁵⁰. Une trame GOOSE 1A attendant la transmission en v_i ne peut commencer sa transmission qu'à t , i.e., la fin de la PW en v_i . Deux cas se dégagent de cette distinction :

- **Cas 1** : le temps de transmission de la trame GOOSE 1A est supérieur ou égal au temps de transmission de la trame SMV ($T_{G1A} \geq T_{SMV}$). f_m arrive *après* la fin du *slot* PW sur v_{i+1} , permettant à une trame de moindre priorité d'être transmise et provoquant un délai supplémentaire T_{LP_i} . En un pareil cas, WCD_{G1A} est défini par l'équation 6.1 ;
- **Cas 2** : le temps de transmission de la trame GOOSE 1A est strictement inférieur au temps de transmission de la trame SMV ($T_{G1A} < T_{SMV}$). f_m arrive *avant* la fin du *slot* PW en v_{i+1} et doit attendre un temps additionnel avant la transmission, donné par

50. T_{SMV} correspond à la valeur de décalage Δ discutée au cours de la section 6.1.2 (cf. Figure 6.1).

$T_{SMV} - T_{G1A}$. Ceci implique que toute trame de toute file d'attente se doit d'attendre la fin du *slot* PW avant de pouvoir entrer en compétition pour le médium. Une transmission de trame de moindre priorité n'est plus possible dans le contexte d'une politique *Strict priority*, éliminant un délai supplémentaire T_{LP_i} , exception faite de sommets n'incluant pas le mécanisme TAS. L'occurrence de T_{LP_i} passe donc de n à $(n - m)$, en comptant au moins le premier sommet traversé, le premier sommet incluant le mécanisme TAS pouvant en effet induire un phénomène de non-préemption.

Les deux précédents cas sont illustrés à l'aide de la Figure 6.2.



FIGURE 6.2.a: Cas 1 : $T_{G1A} \geq T_{SMV}$

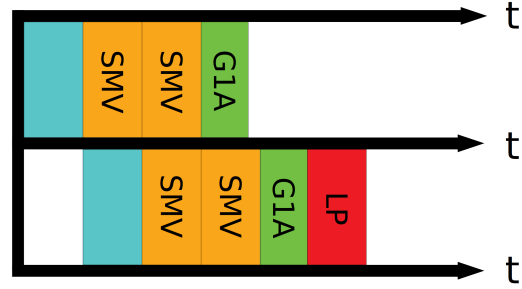


FIGURE 6.2.b: Cas 2 : $T_{G1A} < T_{SMV}$

FIGURE 6.2 – Délai de basse priorité dépendant de la durée T_{SMV} et T_{G1A}

L'équation 6.1 peut être réécrite de façon à la rendre plus fidèle à la réalité décrite par le cas 2 :

$$\begin{aligned}
 WCD_{G1A} &= \left\lceil \frac{T_{SP} + T_{LP_i}}{T_{FT}} \right\rceil \times (T_{PW} + T_{GB}) \\
 &+ (n - 1) \times T_{tr} + (n - m) \times T_{LP_i} \\
 &+ T_{SP} + (m - 1) \times (T_{SMV} - T_{G1A})
 \end{aligned} \tag{6.2}$$

où chaque terme de l'équation est justifié ainsi :

$\left\lceil \frac{T_{SP} + T_{LP_i}}{T_{FT}} \right\rceil \times T_{TAS}$: désigne la nouvelle valeur du RNC. Le terme T_{LP_i} n'est présent qu'une unique fois, i.e., au premier noeud utilisant le TAS. Ceci est justifié par le phénomène décrit Figure 6.2.b;

$(n - 1) \times T_{tr}$: désigne le temps de transmission nécessaire à la trame f_m ;

$(n - m) \times T_{LP_i}$: désigne le nombre maximal possible de blocage par trames LP. L'occurrence de ces blocages n'est effective que pour les sommets non TAS, excepté le premier ;

T_{SP} : désigne le délai de blocage dû aux trames SP ; $(m - 1) \times (T_{SMV} - T_{G1A})$: désigne le blocage de f_m par un *slot* PW encore actif en le sommet v_{i+1} . Ce blocage se produit pour tout noeud TSN à l'exception du premier. Ce délai est représenté par l'écart entre la fin d'arrivée de la trame GOOSE et la fin du *slot* PW, décrit Figure 6.2.b.

Les termes des équations 6.1 et 6.2 sont déterminés par la connaissance des paramètres de configuration IEC 61850 des équipements, par exemple le nombre de *Datasets* contenus pour chaque IEDs (cf. chapitre 2). Le terme T_{SP} ne peut être cependant déterminé qu'avec la connaissance de la topologie du réseau et de ses spécifications fonctionnelles. La section suivante illustre un exemple de détermination de ce terme.

6.2.3 Applications et discussions

Cette section fournit une application pratique des équations 6.1 et 6.2 développées précédemment. Nous évaluons par simulation la pertinence de notre modèle, aidé de l'outil logiciel STARS présenté au chapitre 4. Les paramètres et l'environnement de simulation sont d'abord présentés, suivi par le détail du calcul de WCD_{G1A} . La pertinence entre résultat calculé et simulé est finalement examinée.

Environnement et paramètres de simulation

Les simulations sont exécutées à l'aide du logiciel OMNeT++ par le concours de l'outil STARS. La configuration des paramètres de simulation est présentée Table 6.2. L'architecture étudiée est présentée en Figure 6.3 et est similaire à celle utilisée au chapitre 4 pour l'illustration des capacités de STARS. Cinq *clusters* d'IEDs sont raccordés par un commutateur local, lui-même raccordé à un commutateur central à la façon d'une topologie en étoile et permettant la liaison entre *clusters*. Nous employons par la suite le terme de *baie* pour désigner un *cluster* et désignons par *branche* chaque sous-partie de la topologie reliée au commutateur central. L'architecture est composée de trois baies composées d'IEDs transmettant les messages GOOSE et MMS (baies 1, 2 et 4), une baie composée de MU transmettant les messages SMV (baie 5) et une baie composée de nœuds récepteurs (baie 3). Nous complétons cette description par quelques remarques :

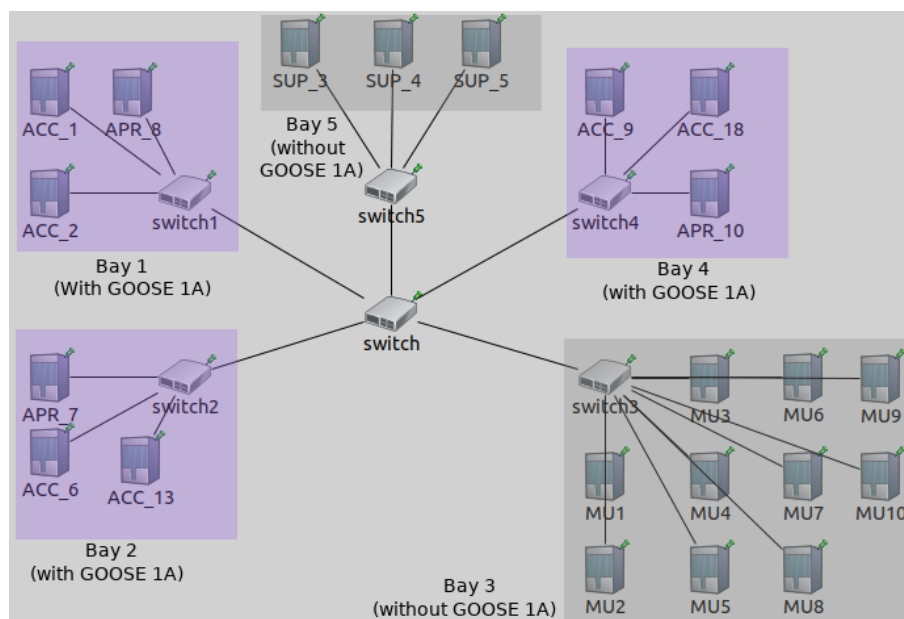


FIGURE 6.3 – Topologie réseau du poste électrique

- la taille des messages GOOSE 1A/1B et MMS reste constante tout le long de la simulation ;
- le délai de propagation et la latence électronique des commutateurs sont négligés ;
- tous les commutateurs sont compatibles avec le mécanisme TAS, mais non les IEDs.

51. Correspond à un profil de transmission de 2400 trames/s (cf. chapitre 4, Table 4.2)

Paramètres	Valeurs
SMV	
Taille des trames	$S_{SMV} = 283$ octets
Nombre de MU	$N_{MU} = 10$
Priorité Ethernet	7
Période d'émission	$T_{SMV} = 417\mu s$ ⁵¹
Classe de trafic TAS	protégée
GOOSE 1A	
Taille des trames	$S_{1GA} = 325$ octets (cas 1) / 273 octets (cas 2)
Priorité Ethernet	6
Période d'émission	$T_{max} = 500$ ms $T_{min} = 1$ ms
Classe de trafic TAS	non protégée - priorité haute
GOOSE 1B	
Taille des trames	$S_{1B} = 273$ octets
Priorité Ethernet	5
Période d'émission	$T_{max} = 500$ ms $T_{min} = 1$ ms
Classe de trafic TAS	non protégée - priorité moyenne
MMS	
Taille des trames	$S_{MMS} = 288$ octets
Priorité Ethernet	4
Période d'émission	Aléatoire processus exponentiel ($\lambda = 0.1s$)
Classe de trafic TAS	non protégée - priorité faible
Cycle TAS	$T_{cycle} = T_{SMV} = 417\mu s$
Bande passante des liens	100Mbps
Date de premier évènement	$t = 0s$
Durée de simulation	$T_{max} = 500$ ms
Nombre de répétitions	10 (différents <i>seeds</i>)

TABLE 6.2 – Paramètres de simulation

Scénarios de simulation

Quatre scénarios sont proposés pour étudier la pertinence de notre modélisation, complétés d'un cinquième scénario permettant l'identification des conséquences de notre mapping sur le délai de l'ensemble des protocoles IEC 61850.

- **Scénario 0** : 9 messages GOOSE 1A transmis (3 par baie) ; taille des messages $S_{G1A} = 273$ octets ; Illustré par la Figure 6.4 ;
- **Scénario 1** : 9 messages GOOSE 1A transmis (3 par baie) ; taille des messages $S_{G1A} = 273$

- octets ; (évaluation de l'équation 6.2) Illustré par la Figure 6.5.a ;
- **Scenario 2** : 9 messages GOOSE 1A transmis (3 par baie) ; taille des messages $S_{G1A} = 325$ octets (évaluation de l'équation 6.1) ; Illustré par la Figure 6.5.b ;
- **Scenario 3** : 6 messages GOOSE 1A transmis (2 par baie) ; taille des messages $S_{G1A} = 273$ octets (évaluation de l'équation 6.2) ; Illustré par la Figure 6.5.c ;
- **Scenario 4** : 3 messages GOOSE 1A transmis (1 par baie) ; taille des messages $S_{G1A} = 325$ octets (évaluation de l'équation 6.1) ; Illustré par la Figure 6.5.d.

Les paramètres des scénarios 1 et 2 sont choisis de manière à entraîner une violation de la contrainte temporelle de $600 \mu s$ fixé ; inversement, les scénarios 3 et 4 conduisent à son respect, comme nous le verrons par la suite. Les valeurs de S_{G1A} sont quant à elles choisies pour illustrer les équations 6.1 et 6.2. Le premier évènement signalant un défaut commence à la date $t = 0s$. Les résultats affichés proviennent du nœud labellisé SUP_5 (cf. 6.3). Un évènement est provoqué toutes les millisecondes durant 500 ms. Pour cette étude, nous considérons que la traversée de la pile de communication est d'une durée de 1.2 ms ⁵². Cette considération entraîne une contrainte de délai réseau de 0.6 ms pour respecter la contrainte de délai imposé par la classe TT6 pour les messages GOOSE 1A ($1.2 + 0.6 + 1.2$). Les différences de taille S_{G1A} permettent les évaluations respectives des équations 6.2 et 6.1. Nous effectuons un total de 10 simulations par scénario, ne retenant uniquement que le pire délai obtenu.

Obtention du terme T_{SP} pour le calcul de WCD_{G1A}

La détermination du terme T_{SP} est essentielle pour l'utilisation des équations 6.1 et 6.2. Les autres termes sont obtenus via les valeurs fournies en Table 6.2.

La première étape consiste à identifier les situations où un blocage lié à une trame de priorité identique est susceptible de se produire. Prenons comme référence le scénario 1 avec $S_{G1A} = 273$ octets : sachant que chaque IED transmet une trame simultanément, nous déduisons deux cas de blocage : (1) au sein du commutateur interne à la baie ; (2) au sein du commutateur central. Le cas (1) provoque une attente maximale de deux trames (trois trames en compétition pour chaque baie, dont la trame d'intérêt f_m), pour six trames au sein du commutateur central (deux branches concurrentes transmettent trois trames chacune, dont f_m) si toutes les trames ont pour destination le nœud SUP_5 .

Reprenant les paramètres de la table 6.2, nous calculons le terme T_{SP} :

$$\begin{aligned} T_{SP} &= (2 + 6) \times (T_{tr} + T_{IFG}) \\ &= 8 \times \left(\frac{S_{G1A} + S_{IFG}}{C} \right) \\ &= 8 \times \frac{(273 + 12) \times 8}{100 \times 10^6} = 182.4 \mu s \end{aligned}$$

Par l'application de notre méthodologie aux scénarios 2 à 4, nous obtenons les délais suivants : $215.7 \mu s$ (scénario 2, pour $S_{G1A} = 325$ octets), $114 \mu s$ (scénario 3, pour $S_{G1A} = 273$ octets) et $45.60 \mu s$ (scénario 4, pour $S_{G1A} = 325$ octets). Le terme WCD_{G1A} est subséquentment calculé pour chaque scénario et reporté Table 6.3.

Résultats de simulation et discussions

Les résultats du **scénario 0** sont décrits en Figure 6.4.

52. Valeur jugée réaliste par l'entreprise SCLE SFE.

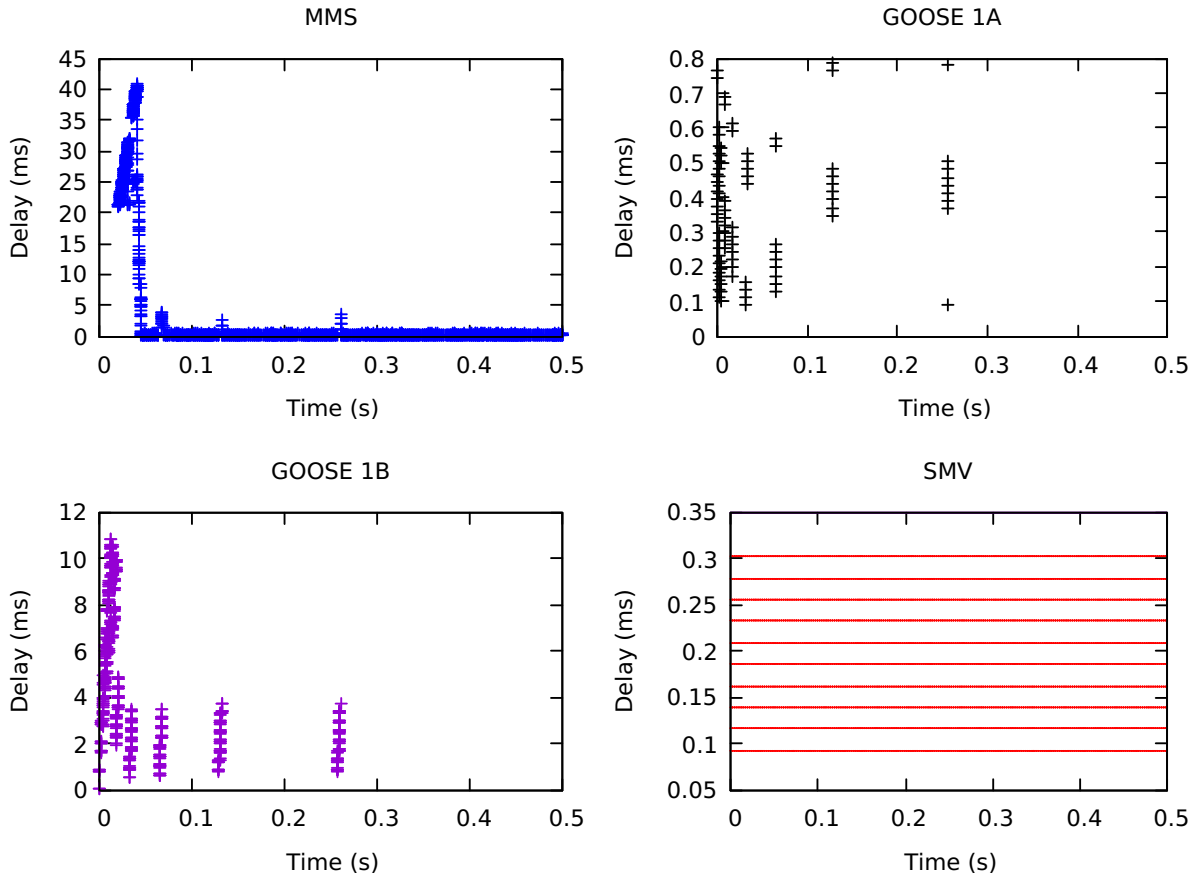


FIGURE 6.4 – Premières simulations de l'impact du TAS sur le trafic IEC 61850

Une première observation concerne les messages GOOSE 1A et la présence d'interstices entre les différentes réceptions. Le phénomène provient du blocage lié au mécanisme TAS, provoquant l'attente d'un délai équivalent à la durée cumulée des *slots* de *Guard Band* (GB) et *Protected Windows*. Le nombre d'interstices fait écho à la valeur du RNC.

Une seconde observation est la présence de « pics de trafic » de la part des protocoles MMS et GOOSE 1B, traduisant un manque temporaire de bande passante pour leur transmission et causé par le mécanisme de répétition GOOSE suivant l'apparition d'un défaut. Son action est également observée par l'écartement progressif des répétitions au cours de la simulation.

Les scénarios 1 et 2 sont illustrés par les Figures 6.5.a et 6.5.b. Une première constatation est le dépassement, pour les deux scénarios, du délai maximal de $0.6 \mu s$ imposé précédemment. Ceci s'explique par une valeur du RNC atteignant deux, obligeant les trames en queue de trafic à attendre deux fois le délai T_{TAS} . Ce dernier est déterminé, pour le scénario 1, par :

$$\begin{aligned} T_{TAS} &= RNC \times T_{PW} + T_{GB} \\ &= 2 \times (236 + 24) = 520 \mu s \end{aligned} \quad (6.3)$$

et pour le scénario 2 par :

$$T_{TAS} = 2 \times (236 + 27) = 526 \mu s \quad (6.4)$$

Le ratio entre T_{TAS} et WCD_{G1A} est de 61.9% pour le scénario 1 et de 55.2% pour le scénario

	WCD_{G1A} calculé (ms)	WCD_{G1A} simulé (ms)	Ecart (%)
Scénario 1	0.840	0.810	3.57
Scénario 2	0.953	0.869	8.81
Scénario 3	0.512	0.500	2.34
Scénario 4	0.529	0.463	9.57

TABLE 6.3 – Bilan des résultats de simulation

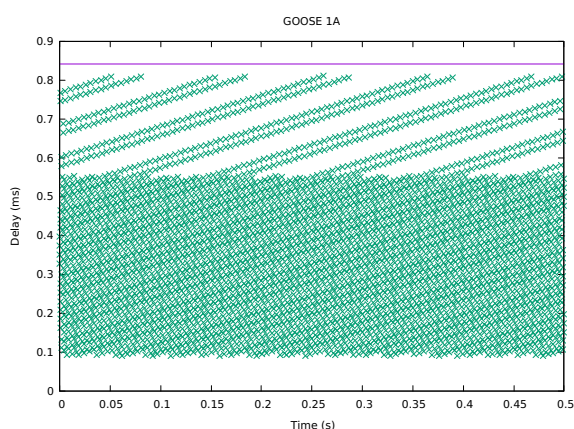


FIGURE 6.5.a: Scénario 1

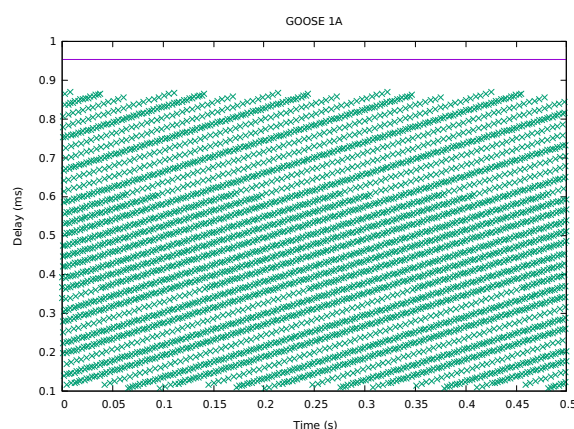


FIGURE 6.5.b: Scénario 2

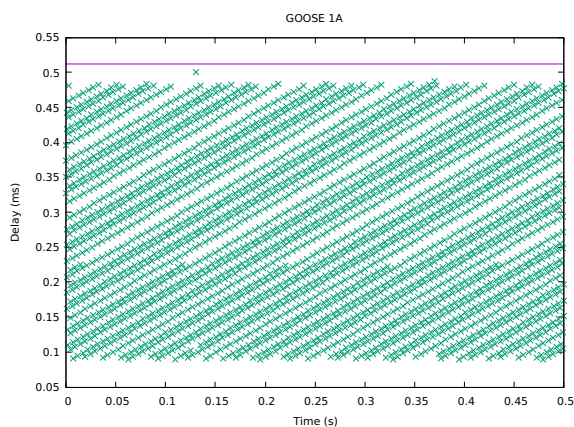


FIGURE 6.5.c: Scénario 3

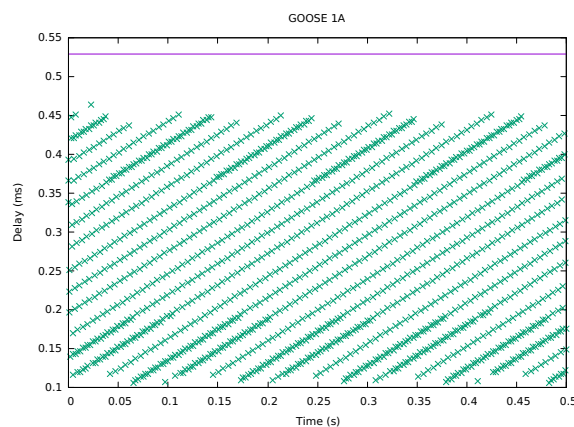


FIGURE 6.5.d: Scénario 4

FIGURE 6.5 – Résultats de simulation pour les scénarios 1 à 4

2. Des écarts de 3.57% et de 8.81% sont observés entre les WCD_{G1A} calculés et simulés (cf. Table 6.3). Leur origine provient de la difficulté d'observer, par simulation, les phénomènes de non-préemption pouvant survenir. Ceci est notamment vérifié en observant que le scénario 1, ayant l'écart le plus faible, représente l'équation 6.2 dont le contenu est précisément expurgé d'une grande partie des délais liés au phénomène de non-préemption (T_{LP}).

Notre observation des scénarios 1 et 2 nous permet d'identifier la responsabilité du terme RNC comme cause de la violation de contrainte en entraînant l'augmentation du délai T_{TAS} .

Nous proposons la diminution du nombre de messages GOOSE 1A à transmettre afin de réduire la part de T_{TAS} dans le WCD_{G1A} .

Les scénarios 3 et 4 sont illustrés respectivement par les Figures 6.5.c et 6.5.d. Nous constatons un respect de la contrainte de 600 μs , permis par la diminution de la valeur du RNC de 2 à 1. Cette réduction nous donne donc une valeur T_{TAS} donné par : $RNC \times (T_{PW} + T_{GB}) = 1 \times (236 + 24) = 260\mu s$ pour le scénario 1 et $1 \times (236 + 27) = 263\mu s$. En réduisant de 2 à 1 la valeur du RNC, nous permettons une réduction du WCD_{G1A} de 39% pour le scénario 1 et de 44.5% pour le scénario 2. Similairement aux scénarios 1 et 2, l'écart avec le WCD_{G1A} calculé est plus significatif pour le scénario 4 (9.57%) que pour le scénario 3 (2.34%). Ce phénomène est expliqué pour les mêmes raisons.

6.2.4 Discussions

La méthodologie présentée pour cette section fournit un résultat de délai de pire cas pour le protocole GOOSE 1A (WCD_{G1A} , où un écart de 2.34% est observé entre délai calculé et délai simulé. Nous l'expliquons pour deux raisons :

- une analyse rigoureuse des contentions provoquées en chaque sommet du chemin. Ceci permet d'obtenir d'une part le délai (T_{SP}) et d'autre part le délai (T_{TAS}), à partir de T_{SP} . La valeur T_{SP} dépend en effet de l'identification de toute contention possible avec d'autres trames de même priorité pour un chemin donné. Notons par ailleurs que l'analyse n'est pas éloignée de la méthodologie employée pour l'agrégation de flux (cf. 5). Le délai T_{TAS} est déterminé à l'aide des délais T_{SP} et T_{LP} et dont l'origine provient de la durée du *slot* de protection (égale à $T_{PW} + T_{GB}$). Celui-ci peut survenir plusieurs fois dans le cas d'une durée de *slot* FT insuffisante pour la transmission de f_m . Le blocage par des trames de même priorité ou de faible priorité sont autant de retards infligés à f_m conduisant à subir l'attente de plusieurs *slot* de protection.
- la considération de deux formulations possibles pour WCD_{G1A} en fonction de la taille des trames SMV et GOOSE 1A. Dans le cas d'une taille de trame SMV supérieure à celle d'une trame GOOSE 1A ($T_{G1A} > T_{SMV}$), un phénomène de non-préemption est susceptible de se produire. La trame GOOSE 1A étant en effet d'instance d'arrivée, le médium est, pour une faible période de temps, disponible pour transmission dont peut profiter une trame de priorité inférieure. Dans le cas inverse ($T_{G1A} \leq T_{SMV}$), la trame GOOSE 1A dispose du temps nécessaire pour être complètement réceptionnée par le sommet, avant la fin du *slot* de protection ($T_{GB} + T_{PW}$). Cela annihile la possibilité, pour une trame de priorité inférieure, de supplanter une trame GOOSE 1A prioritaire pour l'accès au médium. Le délai de non-préemption est par conséquent éliminé pour tout sommet appliquant le mécanisme TAS, à l'exception notable du premier. Ce dernier point est la principale raison de la finesse du résultat (*tightness*), par l'élimination de scénarios excessivement pessimistes.

6.3 Application de l'analyse par agrégation de flux à Ethernet TAS

Cette section étend les éléments théoriques développés au cours du chapitre 5 (section 5.3) pour une architecture Ethernet TAS (*Time Aware Shaper*). Les principaux scénarios possibles émergeant de l'introduction du mécanisme TAS sont d'abord présentés, avant d'en apporter plus de détails.

6.3.1 Définitions des scénarios possibles

Le mécanisme TAS propose un découpage de la bande passante en plusieurs *slots* de temps, répétés cycliquement. L'alternance s'opère entre *slot de protection* pour les trafics protégés et *slot de temps libre (Free time)* pour les trafics dépourvus de protection. Le mécanisme de *slot* implique de nouvelles considérations à notre approche d'agrégation de flux et conduisant à trois scénarios possibles (Figure 6.6) :

1. **Scenario 1** : le flux principal F_m contenant la trame d'étude f_m arrive au premier sommet v_i adoptant le mécanisme TAS. Le trafic protégé provenant de l'une des entrées de v_i n'est accompagné d'aucun flux concurrent (F_c) ;
2. **Scenario 2** : le flux principal F_m contenant la trame d'étude f_m arrive en un sommet v_i après avoir traversé un (ou plusieurs) sommet v_{i-1} adoptant le mécanisme TAS ;
3. **Scenario 3** : le flux principal F_m contenant la trame d'étude arrive f_m au premier sommet v_i adoptant le mécanisme TAS. Le trafic protégé, provenant de l'une des entrées de v_i , est accompagné d'un trafic non protégé.

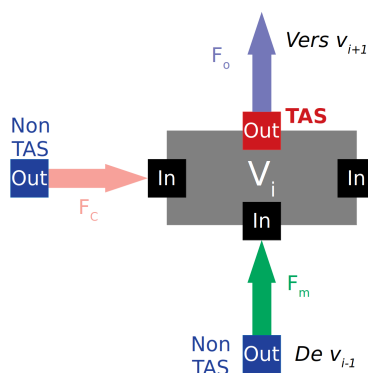


FIGURE 6.6.a: Scenario 1

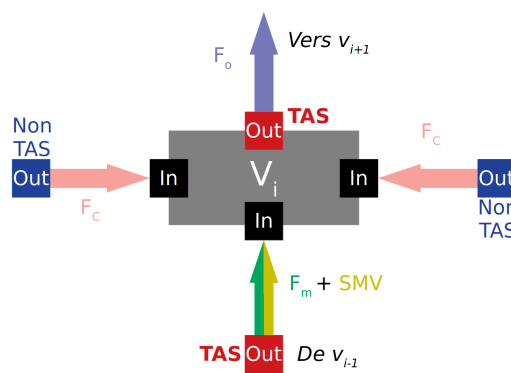


FIGURE 6.6.b: Scenario 2

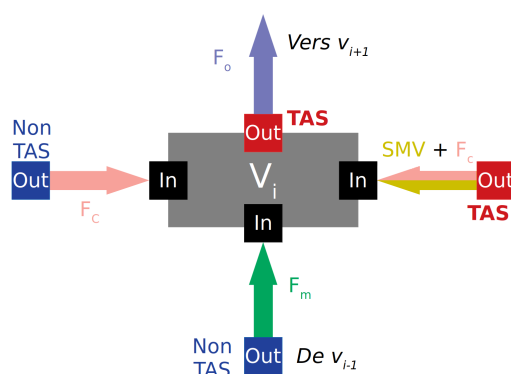


FIGURE 6.6.c: Scenario 3

FIGURE 6.6 – Illustration des scénarios 1 à 3

Chaque scénario entraîne une série de propriétés à considérer pour les calculs du délai de pire cas (WCD, *Worst Case Delay*). Nous abordons chacun des scénarios et détaillons la formule finale de calcul pour chacun. Précisons que, comme pour le chapitre 5, le WCD calculé correspond à la somme $T_{SP} + T_{HP}$, auquel nous ajoutons le délai T_{TAS} inhérent au mécanisme. Nous notons également par T_{PW} (*Protected Window*) la durée du *slot* de protection incluant également le *slot*

de *Guard Band* (GB)⁵³

6.3.2 Scenario 1

Le scénario 1 se présente comme suit : soit v_i , le sommet d'un graphe G représentant une architecture réseau. Soit F_m , un flux principal en provenance d'un sommet v_{i-1} et arrivant en v_i . Soient enfin $F_{c_1}, F_{c_2} \dots F_{c_n}$, n flux concurrents au flux F_m pour l'accès au médium en v_i . Le sommet v_i est doté du mécanisme TAS en sortie, configuré pour contenir un *slot* de *Protected Window* de durée T_{PW} et un *slot* de *Free Time* de durée T_{FT} . Le temps de cycle T est donné par

$$T = T_{PW} + T_{FT}$$

Nous faisons l'hypothèse d'existence en v_i d'un flux d'arrivée constitué uniquement de trames appartenant à une classe TAS protégée, et transmis durant le *slot* PW. Tout autre flux transmis durant le *slot* FT est considéré comme non protégé. La durée de transmission de toutes trames est notée T_{tr} .

L'introduction du mécanisme TAS en sortie de v_i impacte le calcul d'obtention du WCD, égal au *Total Local Worst Case Delay* (TLWCD, cf. chapitre 5, équation 5.5) ou au *Possible Worst Case Delay* (PLWCD, *ibid.*, équation 5.7) en fonction du respect de la condition TLWCD (*ibid.*, équation 5.6). La valeur du WCD en cas de respect de la condition TLWCD est déterminée à l'aide de la proposition 6.1.

Proposition 6.1. Le WCD pour le scénario 1, en cas de respect de la condition TLWCD (équation 5.6), est donné par :

$$WCD = TLWCD + \lceil \frac{TLWCD + T_{\gamma_m}}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW} \quad (6.5)$$

Avec :

$$T_{\gamma_m} = \gamma_m \times T_{tr}$$

La démonstration est fournie à l'annexe B.1. La formule se différencie du cas sans TAS par la présence d'un délai additionnel, lié au blocage dû au *slot* PW. Sachant qu'aucun flux d'arrivée (principal comme concurrent(s)) n'est encore filtré, un décalage existe entre l'arrivée et le service effectif. Sachant que les trames ne sont évacuées qu'uniquement durant le *slot* FT, un flux principal volumineux ($T_{\Gamma_m} > T_{FT}$) et un blocage lié à d'importants flux concurrents (TLWCD), conduit à augmenter le délai relatif au mécanisme TAS (i.e., T_{PW} supplémentaires). L'obtention du cas le plus défavorable passe par l'hypothèse d'une arrivée de F_m en début de *slot* PW, justifiant l'utilisation de la partie entière supérieure (ou fonction plafond)⁵⁴.

La proposition 6.2 donne le calcul du WCD dans le cas où la condition TLWCD n'est pas respectée et imposant le calcul du PLWCD.

Proposition 6.2. Le WCD pour le scénario 1, en cas de non-respect de la condition TLWCD (équation 5.6), est donné par :

$$WCD = \begin{cases} PLWCD + \lceil \frac{T_{\gamma_m} + PLWCD + T_{\Omega}}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW} + T_{\Omega}, & \text{si } \zeta = 0 \\ PLWCD + \lceil \frac{T_{\gamma_m} + PLWCD + T_{\Omega}}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW} - \zeta + T_{\Omega}, & \text{si } 1 \leq \zeta < T_{PW} \\ PLWCD + \lceil \frac{T_{\gamma_m} + PLWCD + T_{\Omega} - (T - \zeta)}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW} + T_{\Omega}, & \text{si } T_{PW} \leq \zeta < T \end{cases} \quad (6.6)$$

53. cf. chapitre 2, section 2.4.5.

54. Le même raisonnement fut tenu pour l'analyse du WCD de GOOSE 1A (cf. section 6.2)

Avec :

$$\begin{aligned} T_E &= TLWCD - PLWCD \\ T_\Omega &= T_{PW} \times (\lceil \frac{T_E}{T} \rceil - 1) + \min(T_{PW}, \zeta) \\ \zeta &= T_E \text{ mod } T \end{aligned}$$

Et où l'opération mod' est définie par :

$$\forall x, y \in \mathbb{N}, \quad x \text{ mod } y := \begin{cases} x \text{ mod } y, & \text{si } x \neq y \\ y, & \text{si } x \text{ mod } y = 0 \end{cases}$$

La démonstration est fournie à l'annexe B.2. La proposition 6.2 reprend l'analyse faite pour la proposition 6.1, tenant rigueur des trames ne bloquant « habituellement »⁵⁵ pas F_m ; notons par E le flux formé par l'agrégat des trames ne bloquant habituellement pas F_m et la durée de transmission de E par T_E . La présence du mécanisme TAS entraîne une possible accumulation d'une partie de E , notée Ω , au cours des *slots* PW ; la durée de transmission de la quantité Ω est notée T_Ω et est maximisée dans le cas où le flux E débute sa transmission en début de *slot* PW. Il en résulte un choix à opérer pour la date de début d'arrivée de F_m : commencer en début de *slot* PW pour maximiser son blocage par le mécanisme TAS au risque de minimiser la quantité Ω accumulée ; ou adapter le début d'arrivée de F_m pour maximiser Ω au risque de limiter l'impact du TAS sur F_m . La démonstration tranche en faveur du second cas, impliquant plusieurs scénarios possibles quant au début d'arrivée de F_m : durant un *slot* PW, FT ou au début d'un *slot* PW. Les différentes expressions de l'équation 6.6 illustrent ces possibles scénarios.

6.3.3 Scenario 2

Le scénario 2 se présente comme suit : soit v_i , un sommet d'un graphe G représentant une architecture de communication. Soit F_m , un flux principal en provenance d'un sommet v_{i-1} et arrivant en v_i . Soient enfin $F_{c_1}, F_{c_2} \dots F_{c_n}$, n flux concurrents au flux F_m en v_i . La sortie du sommet v_i applique le mécanisme TAS, dû à sa précédence avec le sommet v_{i-1} appliquant lui-même le mécanisme en sortie. Les paramètres T_{PW} , T_{FT} et T sont identiques en v_i et v_{i-1} , décalé d'un T_{tr} en v_i pour assurer une continuité des transmissions avec v_{i-1} . Les émetteurs SMV étant raccordés au même commutateur, les flux concurrents $F_{c_1}, F_{c_2} \dots F_{c_n}$ ne sont soumis à aucun mécanisme TAS avant leur arrivée en v_i , contrairement à F_m .

Deux informations sont déduites de ce scénario :

1. les flux concurrents arrivent continûment en v_i ;
2. le flux principal n'arrive qu'en *slot* FT, du fait du mécanisme TAS en sortie de v_{i-1} .

Naît alors le besoin de réviser, en plus des calculs du WCD, les conditions d'obtention du TLWCD. Ceci conduit à la proposition 6.3.

Proposition 6.3. La condition d'obtention du TLWCD dans le contexte du scénario 2 est donnée par :

$$T_{tr} \times \max_{j \in [1; q_i]} (\beta_j) - T_{\beta_{CTAS}} \leq T_{\gamma_m} \quad (6.7)$$

Avec :

$$\begin{aligned} T_{\beta_{CTAS}} &= N_{cm} \times T_{PW} \\ N_{cm} &= \lceil \frac{T_{\gamma_m}}{T_{FT}} \rceil \end{aligned}$$

55. Sans prise en compte du mécanisme TAS

La démonstration est fournie à l'annexe B.3. Les flux concurrents, dus au mécanisme TAS, arrivent plus rapidement en v_i que le flux principal, n'arrivant que lors de *slots* FT. Ceci laisse donc à ce dernier la possibilité d'être bloqué par davantage de trames provenant des F_c .

Nous déduisons immédiatement le corollaire 6.1 de la précédente condition.

Corollaire 6.1. L'obtention du PLWCD dans le cas du scénario 2 devient :

$$PLWCD = TLWCD - T_{tr}((\max_{j \in [1; q_i]}(\beta_j) - \beta_{C_{TAS}} - \gamma_m)) \quad (6.8)$$

Avec :

$$\beta_{C_{TAS}} = \frac{T_{\beta_{C_{TAS}}}}{T_{tr}}$$

Nous pouvons à présent déterminer les calculs du WCD, en fonction de la condition donnée par l'équation 6.7. La proposition 6.4 donne le résultat en vertu de son respect.

Proposition 6.4. Le WCD pour le scénario 2, en cas de respect de la condition donnée par l'équation 6.7, est donné par :

$$WCD = TLWCD + (\lceil \frac{TLWCD + (T_{\gamma_m} \bmod' T_{FT})}{T_{FT}} \rceil - 1) \times T_{PW} \quad (6.9)$$

La démonstration est fournie à l'annexe B.4. L'équation est similaire au scénario 1 à l'exception du terme représenté par l'opération *mod'* s'expliquant ainsi : en cas d'absence de toute perturbation extérieure, le trafic est lissé de façon à pouvoir être immédiatement servi dès la fin de son arrivée (hypothèse d'une configuration TAS correcte). Dans le cas d'un blocage, la dernière trame du flux principal F_m (i.e., f_m) voit son instant de transmission décalé. Deux cas sont alors possibles pour f_m :

- l'instant de transmission décalé se trouve toujours en *slot* FT : aucun délai additionnel ;
- l'instant de transmission décalé se trouve en *slot* PW : ajout d'un délai T_{PW} supplémentaire.

La position de f_m au cours du dernier *slot* de transmission de F_m ($T_{\gamma_m} \bmod' T_{FT}$) permet de rendre compte du décalage minimal conduisant à une attente de T_{PW} supplémentaire.

Le calcul du WCD, dans le cas où la condition donnée par l'équation 6.7 n'est pas respectée, est examiné par la proposition 6.5.

Proposition 6.5. Le WCD pour le scénario 2, en cas de non-respect de la condition donnée par l'équation 6.7, est donné par :

$$WCD = PLWCD + (\lceil \frac{PLWCD + T_{\Omega} + (T_{\gamma_m} \bmod' T_{FT})}{T_{FT}} \rceil - 1) \times T_{PW} + T_{\Omega} \quad (6.10)$$

avec :

$$T_{\Omega} = T_{PW} \times (\lceil \frac{T_E}{T} \rceil - 1) + \max(0, \zeta - T_{FT})$$

$$\zeta = T_E \bmod' T$$

La démonstration est fournie à l'annexe B.5. Contrairement à la proposition 6.2, l'équation 6.10 n'est pas soumise à condition, bien que la logique de son obtention soit identique. Cela s'explique par le terme T_{Ω} : le scénario 1 fit l'hypothèse d'un début d'arrivée de E en début de *slot* PW, conduisant à la maximisation de T_{Ω} et nécessaire pour l'obtention du WCD le plus défavorable. Nous renvoyons le lecteur à la démonstration de la proposition 6.2 pour s'en convaincre. Dans le cas actuel, T_{Ω} devient tributaire de la transmission de F_m , modifiant son expression. Cette indépendance de F_m sur T_{Ω} vient de l'obligation, pour F_m , d'arriver au cours d'un *slot* FT (cf. proposition 6.1).

6.3.4 Scenario 3

Le scénario 3 se présente comme suit : soit v_i , sommet d'un graphe G représentant un réseau IEC 61850. Soit F_m , un flux principal en provenance d'un sommet v_{i-1} et arrivant en v_i . Soient $F_{c_1}, F_{c_2} \dots F_{c_n}$, n flux concurrents au flux F_m en v_i . Soit enfin F_{cTAS} , un flux concurrent à F_m arrivant en v_i et préalablement soumis au mécanisme TAS. Le flux F_{cTAS} est défini par :

$$F_{cTAS} := [\alpha_{TAS}; \beta_{TAS}; \gamma_{TAS}]$$

Trois déductions peuvent être tirées de ce scénario :

- l'arrivée des flux $F_m, F_{c_1}, F_{c_2} \dots F_{c_n}$ est continue ;
- l'arrivée du flux F_{cTAS} ne s'effectue uniquement qu'en *slot* FT ;
- la sortie de v_i est soumise au mécanisme TAS.

Il s'agit ici de l'inverse du scénario 2 : F_m arrive continûment en v_i quand l'un des flux concurrents n'arrive qu'en *slot* FT. La nature de F_{cTAS} , différente d'un flux concurrent dit classique (i.e., non préalablement soumis au mécanisme TAS), rend nécessaire la détermination d'une nouvelle condition pour déterminer la nature de son blocage sur F_m . Cette condition doit cohabiter avec celle définie par l'équation 5.6, à laquelle sont soumis les flux concurrents classiques. Quatre cas de figure se présentent alors (cf. Table ci-dessous). La validité de la condition TLWCD pour les

	Condition pour les flux concurrents classiques (Validée/Non validée)	Condition pour les flux concurrents TAS (Validée/Non Validée)
Cas 1	Validée	Validée
Cas 2	Validée	Non validée
Cas 3	Non validée	Validée
Cas 4	Non validée	Non validée

flux concurrents classiques correspond au calcul du TLWCD, cette valeur étant minorée par le cas spécifique du flux F_{cTAS} . Le calcul du PLWCD est *a contrario* considéré dès lors que ladite condition n'est pas validée, quel que soit l'état de validation pour F_{cTAS} .

La condition pour l'obtention du blocage maximal du flux F_m par F_{cTAS} est donnée par la proposition 6.6.

Proposition 6.6. La condition d'obtention du TLWCD dans le cas du scénario 3 est donnée par :

$$T_{\gamma_m} \geq T_{F_{cTAS}} \quad (6.11)$$

Avec :

$$T_{F_{cTAS}} = T_{\beta_{TAS}} + \left\lceil \frac{T_{\beta_{TAS}}}{T_{FT}} \right\rceil \times T_{PW}$$

$$T_{\beta_{TAS}} = \beta_{TAS} \times T_{tr}$$

La démonstration est fournie à l'annexe B.6. Cette condition s'obtient aisément par la recherche d'une quantité nécessaire pour que F_m puisse : (1) être bloqué directement par l'ensemble des trames de F_{cTAS} (2) subir tous les *slots* de PW durant lesquels les trames de F_{cTAS} ne peuvent arriver en v_i . La condition implique en outre un début de transmission en début de *slot* PW pour F_m , entraînant l'équivalence avec le calcul du TLWCD vu au scénario 1.

En cas de non-respect de la condition donnée par l'équation 6.11, la possibilité, pour le flux F_m , d'être bloqué par l'ensemble des trames β_{TAS} existe tout de même, à condition d'un début de transmission de F_m au démarrage d'un *slot* FT et explicitée par la proposition 6.7.

Proposition 6.7. Le blocage de F_m par l'ensemble des trames de F_{cTAS} est possible si la condition suivante est respectée :

$$T_{\gamma_m} \geq T_{FTAS} - T_{PW} \quad (6.12)$$

La démonstration est fournie à l'annexe B.7.

Utilisant les résultats des propositions 6.6 et 6.7, nous déduisons le délai le plus défavorable dans le cas où la condition donnée par l'équation 6.12 est respectée (proposition 6.8) et constituant le **cas 1**.

Proposition 6.8. Si la condition TLWCD est satisfaite (équation 5.6) et si la condition dictée par l'inéquation 6.12 est vérifiée, le WCD pour le scénario 3 (**cas 1**) est donné par :

$$WCD = TLWCD + \left(\left\lceil \frac{TLWCD + T_{\gamma_m}}{T_{FT}} \right\rceil \right) \times T_{PW} - \epsilon \quad (6.13)$$

Avec :

$$\epsilon = T_{FTAS} - T_{\gamma_m}, \quad \epsilon \in [0; T_{PW}]$$

La démonstration est fournie à l'annexe B.8. L'équation suit la même logique que pour le scénario 1, à l'exception du terme ϵ . Celui-ci décrit un état intermédiaire entre la satisfaction des conditions posées par les équations 6.11 et 6.12. F_m est bloqué par l'ensemble des trames de F_{cTAS} , mais n'est pas suffisamment grand pour pouvoir débiter son arrivée au début d'un *slot* PW. La valeur ϵ symbolise la différence entre le blocage total par l'ensemble du *slot* PW et le blocage partiel du fait d'une taille trop faible de F_m .

Le **cas 2** est de vigueur dès lors que la condition dictée par l'inéquation 6.12 n'est pas respectée. Il traduit une quantité β_{TAS} telle qu'il est impossible pour le flux F_m d'être bloqué par l'ensemble des trames de F_{cTAS} . La proposition 6.9 donne la valeur du WCD dans ce cas de figure.

Proposition 6.9. Si la condition TLWCD est respectée (équation 5.6) et si la condition dictée par l'inéquation 6.12 n'est pas respectée, le WCD pour le scénario 3 (**cas 2**) est donné par :

$$WCD = \begin{cases} \Delta + \left\lceil \frac{T_{\gamma_m} + \Delta}{T_{FT}} \right\rceil \times T_{PW}, & \text{si } T_{\gamma_m} \bmod T = 0 \\ \Delta + \left\lceil \frac{T_{\gamma_m} + \Delta - (T_{\gamma_m} \bmod T)}{T_{FT}} \right\rceil \times T_{PW}, & \text{si } 1 \leq T_{\gamma_m} \bmod T < T_{FT} \\ \Delta + \left\lceil \frac{T_{\gamma_m} + \Delta}{T_{FT}} \right\rceil \times T_{PW} - (T - (T_{\gamma_m} \bmod T)), & \text{si } T_{FT} \leq T_{\gamma_m} \bmod T < T \end{cases} \quad (6.14)$$

Avec :

$$\begin{aligned} \Delta &= TLWCD - T_{\beta_{TAS_E}} \\ T_{\beta_{TAS_E}} &= T_{\beta_{TAS}} - T_{\beta_{cTAS}} \\ T_{\beta_{cTAS}} &= \left(\left\lceil \frac{T_{\gamma_m}}{T} \right\rceil - 1 \right) \times T_{FT} + \min(T_{\gamma_m} \bmod T, T_{FT}) \\ T_{\beta_{TAS}} &= \beta_{TAS} \times T_{tr} \end{aligned}$$

La démonstration est fournie à l'annexe B.9. L'analyse est similaire à celle effectuée pour la proposition 6.6, où nous cherchions à maximiser le blocage dû au flux E transmis au cours de *slot* PW. La différence avec l'actuelle proposition est la nécessité de maximiser le blocage par F_{cTAS} , transmis durant le *slot* de FT.

Nous nous intéressons maintenant aux cas 3 et 4, où la condition TLWCD, donnée par l'équation 5.6, n'est pas respectée. Cela conduit au calcul du PLWCD, en sus de la considération à apporter au terme T_{Ω} , déjà décrit pour les propositions 6.2 et 6.5. Le **cas 3** s'intéresse en premier lieu au cas où la condition donnée par l'équation 6.12 est respectée (proposition 6.10).

Proposition 6.10. Si la condition TLWCD n'est pas respectée (équation 5.6) et si la condition dictée par l'inéquation 6.12 est respectée, le WCD pour le scénario 3 (**cas 3**) est alors donné par :

$$WCD = \begin{cases} PLWCD + (\lceil \frac{PLWCD + T_{\gamma_m} + T_{\Omega}}{T_{FT}} \rceil) \times T_{PW} - \epsilon + T_{\Omega}, & \text{si } C_A \wedge C_B \\ PLWCD + (\lceil \frac{PLWCD + T_{\gamma_m} + T_{\Omega}}{T_{FT}} \rceil) \times T_{PW} - \epsilon - ((\zeta + \epsilon) - T_{PW}) + T_{\Omega}, & \text{si } \neg C_A \wedge C_B \\ PLWCD + (\lceil \frac{PLWCD + T_{\gamma_m} + T_{\Omega}}{T_{FT}} \rceil - 1) \times T_{PW} + T_{\Omega}, & \text{si } \neg C_B \end{cases} \quad (6.15)$$

où :

$$C_A := \zeta + \epsilon \leq T_{PW}$$

$$C_B := \zeta \leq T_{PW}$$

Avec :

$$\epsilon = (T_{F_{c_{TAS}}} - T_{\gamma_m})$$

$$\zeta = T_E \bmod T$$

$$\Delta = TLWCD - T_{\beta_{TAS_E}}$$

$$T_{\Omega} = T_{PW} \times (\lceil \frac{T_E}{T} \rceil - 1) + \min(T_{PW}, T_E \bmod T)$$

$$T_{F_{c_{TAS}}} = T_{\beta_{TAS}} + \lceil \frac{T_{\beta_{TAS}}}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW}$$

La démonstration est fournie à l'annexe B.10. Deux conditions dictent la condition de délai :

- la condition C_A affirme l'antériorité de la date de fin d'arrivée du flux E (dont la position au sein du *slot* protégé est dictée par la valeur ζ) sur la date de début d'arrivée du flux F_m (dont la position au sein du *slot* protégé est dictée par la valeur ζ) ;
- la condition C_B impose au flux E d'achever son arrivée avant la fin du *slot* de protection.

Le respect de la condition C_A implique une situation identique à celle décrite par la proposition 6.8 : le flux F_m possède une taille suffisante pour être bloqué entièrement par le flux concurrent $F_{c_{TAS}}$, à la condition d'un début d'arrivée en début d'un *slot* FT pour F_m . Si la taille de F_m le permet, celui-ci peut débuter sa transmission au cours du *slot* de PW, augmentant la valeur du délai. Le flux E achève sa transmission avant (ou au même moment) que le début d'arrivée de F_m , laissant derrière lui une quantité de trames Ω déjà accumulée et dont F_m devra supporter la transmission. Il en résulte l'équation décrite par le premier point de l'équation 6.15, identique à l'équation B.13 et à laquelle s'ajoute la durée de transmission de la quantité Ω (T_{Ω}).

Le non-respect de C_A en même temps que le respect de C_B implique l'antériorité du début d'arrivée de F_m sur la fin d'arrivée de E . Un tel cas impose un dilemme à l'arrivée de F_m : (1) conserver sa date de début d'arrivée et ne pas être bloqué par une partie de E , partie égale à l'écart entre début d'arrivée de F_m et fin d'arrivée de E ; (2) décaler le début d'arrivée de F_m pour coïncider à la fin d'arrivée de E , maximisant la durée T_{Ω} mais réduisant une part du délai imputé au blocage par le *slot* de PW. La démonstration en annexe tranche en faveur du second cas, conduisant à la seconde expression formulée par l'équation 6.15. Le terme

$$(\zeta + \epsilon) - T_{PW}$$

correspond à l'écart entre début d'arrivée de F_m et fin d'arrivée de E (cf. démonstration).

Le non-respect de la condition (entraînant *de facto* le non-respect de C_A) implique une fin d'arrivée pour E durant le *slot* FT. Le flux F_m débute son arrivée dès la fin du *slot* PW, du fait de l'impossibilité, pour toute trame de E arrivant en ce *slot* de bloquer F_m . Il en résulte la troisième expression de l'équation 6.15, ou un *slot* PW est soustrait du délai lié au mécanisme TAS.

Proposition 6.11. Si la condition TLWCD n'est pas respectée (équation 5.6) et si la condition dictée par l'inéquation 6.12 n'est pas respectée, le WCD pour le scénario 3 (**cas 4**), le WCD est donné selon le diagramme de flux présenté en Figure 6.7 et où les équations 6.16 - 6.21 sont données par :

$$WCD = \Delta + \lceil \frac{T_{\gamma_m} + \Delta + T_{\Omega}}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW} - (T - \zeta') + T_{\Omega} \quad (6.16)$$

$$WCD = \Delta + \lceil \frac{T_{\gamma_m} + \Delta + T_{\Omega}}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW} - (T - \zeta') - Q_1 + T_{\Omega} \quad (6.17)$$

$$WCD = \Delta + (\lceil \frac{T_{\gamma_m} + \Delta + T_{\Omega}}{T_{FT}} \rceil - 1) \times T_{PW} + T_{\Omega} \quad (6.18)$$

$$WCD = \Delta + \lceil \frac{T_{\gamma_m} + \Delta + T_{\Omega} - \zeta'}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW} + T_{\Omega} \quad (6.19)$$

$$WCD = \Delta + \lceil \frac{T_{\gamma_m} + \Delta + T_{\Omega} - \zeta' - Q_3}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW} + T_{\Omega} \quad (6.20)$$

$$WCD = \Delta + \lceil \frac{T_{\gamma_m} + \Delta - \zeta'}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW} \quad (6.21)$$

Avec les conditions :

$$\begin{aligned} C1 &:= \zeta' > T_{FT} \\ C2 &:= \zeta + \epsilon \leq T_{PW} \\ C3 &:= \zeta \leq T_{PW} \\ C4 &:= \zeta + \zeta' \geq T \\ C5 &:= T'_{\beta_{TAS_E}} \geq Q_2 \\ C6 &:= T_{\Omega} \geq Q_3 \end{aligned}$$

Et où :

$$\begin{aligned} \zeta &= T_E \text{ mod } T \\ \zeta' &= T_{\gamma_m} \text{ mod } T \\ \epsilon &= \zeta' - T_{FT} \\ T_{\Omega} &= T_{PW} \times (\lceil \frac{T_E}{T} \rceil - 1) + \min(T_{PW}, \zeta) \\ \Delta &= PLWCD - T'_{\beta_{TAS_E}} \\ T'_{\beta_{TAS_E}} &= T_{\beta_{TAS_E}} - T_{\beta_{TAS_{\epsilon}}} \\ T_{\beta_{TAS_E}} &= T_{\beta_{TAS}} - T_{\beta_{c_{TAS}}} \\ T_{\beta_{TAS_{\epsilon}}} &= \min(T_{\Omega}, T_{\beta_{TAS_E}}) \\ T_{\Omega} &= (\lceil \frac{T_E}{T} \rceil - 1) \times T_{FT} + \max(0, \zeta - T_{PW}) \\ T_{\beta_{c_{TAS}}} &= (\lceil \frac{T_{\gamma_m}}{T} \rceil - 1) \times T_{FT} + \min(\zeta', T_{FT}) \\ Q_1 &= (\zeta + \epsilon) - T_{PW} \\ Q_2 &= (\max(\zeta, T_{PW}) + \zeta') - T \\ Q_3 &= Q_2 - T'_{\beta_{TAS_E}} \end{aligned}$$

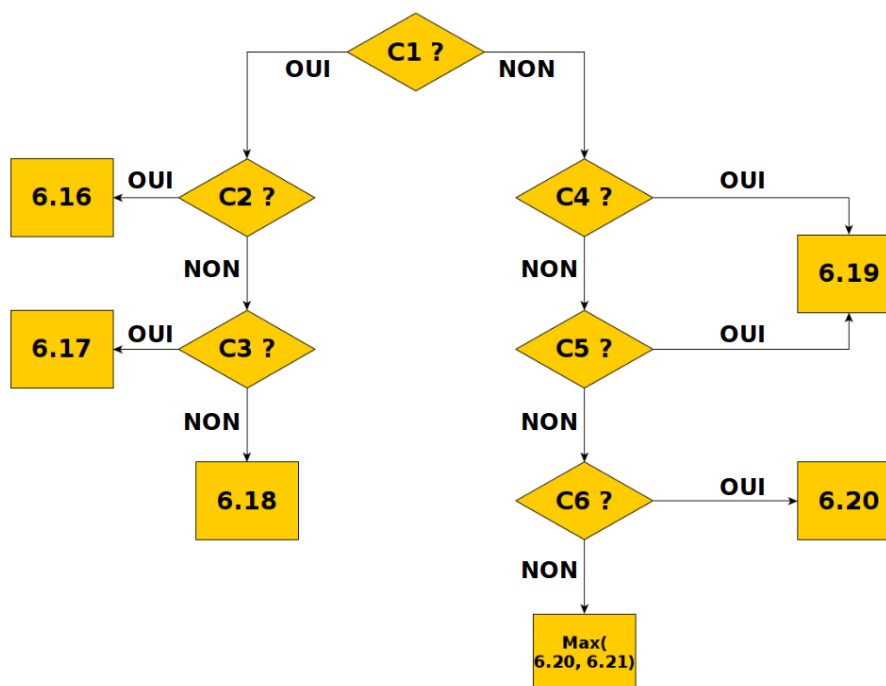


FIGURE 6.7 – Diagramme de flux pour l’obtention du WCD (cas 4)

La démonstration est fournie à l’annexe B.11. La complexité de ce cas prend son origine dans le compromis à effectuer entre la maximisation des blocages liés au flux E (par T_Ω) et au flux F_{cTAS} . Le premier peut être maximisé dans le cas où l’arrivée de F_m débute dès la fin d’arrivée de E , quand le second l’est dans le cas où F_m achève son arrivée à la fin d’un *slot* FT (cf. démonstration). Nous laissons cependant le détail des explications en annexe pour ne pas alourdir la lecture, chaque cas y étant traité.

6.3.5 Applications et discussions

Cette section présente un exemple d’application de nos précédents développements analytiques, avec l’étude du délai de pire cas (WCD, *Worst Case Delay*) d’une trame MMS ; par ce choix, nous montrons la capacité de notre approche à déterminer le WCD d’une trame issue de n’importe quel protocole, y compris les moins prioritaires (souvent délicats à traiter).

Environnement et paramètres de simulation

Nous reprenons l’architecture étudiée en section 6.2.3, nuancée par quelques modifications propres à certaines de nos hypothèses. Les simulations sont derechef réalisées à l’aide du simulateur OMNeT++ par l’intermédiaire de l’outil logiciel STARS. La topologie reste la même qu’au chapitre 5 (Figure 6.3) de même que les paramètres présentés Table 6.2, exceptées certaines modifications indiquées ci-dessous :

- la taille des trames pour l’ensemble des protocoles est fixée à 291 octets (en incluant l’*Inter Frame Gap*) ;
- la valeur T_{min} des algorithmes GOOSE est fixée à 100 ms pour respecter la condition de stabilité (i.e., aucune transmission supplémentaire avant que ne se soit écoulée une durée

égale au WCD) ;

- la durée de simulation est passée à 200 ms, les phénomènes nous intéressant ne se manifestant pas au-delà ;

Pour les besoins de la démonstration, nous explicitons les spécifications fonctionnelles de notre architecture, i.e., le nombre de *Datasets* GOOSE (1A comme 1B) et MMS configurés pour chaque IED en Table 6.4. Chaque *Dataset* représente une donnée d'émission et dont la taille est identique.

IED	ACC_1	ACC_2	ACC_6	ACC_9	ACC_13	ACC_18	APR_7	APR_8	APR_10	SUP_3	SUP_4	SUP_5
Datasets GOOSE	21	5	4						6		0	
Datasets MMS	40	26	24	26	27		23	28		0		

TABLE 6.4 – Organisation des *Datasets* pour chaque IED de l'architecture (Figure 6.3)

Scénarios de simulation

Le scénario de simulation consiste en un évènement à $t = 0$ provoquant la transmission simultanée de l'ensemble des *Datasets* GOOSE. Les *Datasets* MMS sont transmis dès le début de la simulation, suivant une dynamique de transmission aléatoire d'après une loi exponentielle de paramètre $\lambda = 0.1$ (100 ms). Le nœud *SUP_5* est considéré comme le récipiendaire de tous nos messages et est celui pour lequel les délais sont analysés. Pour les besoins de la démonstration, nous considérons le port de sortie de *switch1* (conduisant vers le nœud *switch*) comme pourvu d'un mécanisme TAS, malgré qu'aucun trafic protégé n'y transite. L'objectif de notre scénario est de vérifier la robustesse de notre modélisation par agrégation de flux agrémentée du mécanisme TAS. Nous nous contentons d'observer en simulation le délai pour les messages MMS postérieurement au défaut. Les calculs conduisant au WCD sont détaillés ci-après.

Calcul du délai de pire cas d'une trame MMS par l'analyse d'agrégation de flux

La première étape de l'analyse consiste à déterminer le chemin conduisant à *SUP_5* et donnant le cas le plus défavorable. Nous identifions le chemin partant du nœud *ACC_1* pour terminer au nœud *SUP_5* comme correspondant à ce critère. Nous illustrons notre propos à l'aide de la Figure 6.8. Le nœud *ACC_1* contient en effet le plus grand nombre de *Datasets* (GOOSE comme MMS) en comparaison des autres nœuds. La quantité de données en sortie du premier commutateur franchi (*switch1*) est également la plus élevée après addition du flux sortant de *ACC_1* avec les flux en provenance de *ACC_2* et *APR_8* ($F = [32; 94; 126]$). Ce dernier point nous permet de garantir qu'aucun autre chemin ne peut avoir la prétention de causer davantage de contention.

Le chemin identifié est composé de cinq sommets : *ACC_1*, *switch1*, *switch*, *switch5* et *SUP_5*, respectivement notés $v_1 \dots v_5$. Le sommet *switch5* n'est sujet à aucune contention possible du fait qu'aucun nœud ne transmettant de trame n'y est raccordé. L'analyse porte donc sur les trois premiers sommets du chemin.

Une trame MMS d'intérêt (f_m) rentre, en v_1 dans le cas le plus défavorable, en contention avec 20 trames de haute priorité (21 *Datasets* GOOSE) et 39 trames de même priorité (40 *Datasets* MMS, dont celui de la trame principale). Sachant que toute trame de l'architecture possède une taille identique (i.e., $S = 291$ octets) et que la capacité des liens est fixée à $C = 100$ Mbps, nous

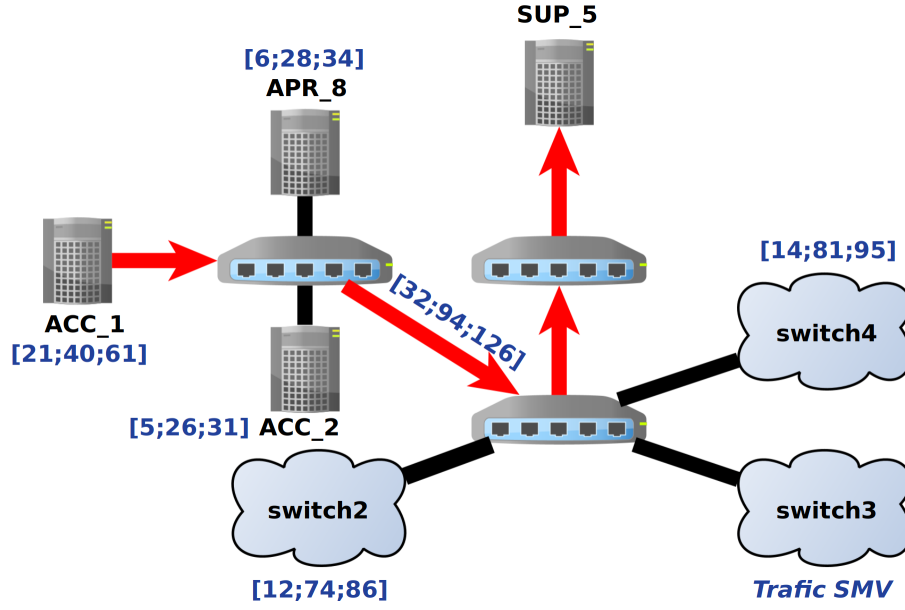


FIGURE 6.8 – Architecture réseau agrégée

calculons la durée d'attente pour une trame par :

$$T_{tr} = \frac{S}{C} = \frac{291 \times 8}{100 \times 10^6} \approx 23.3\mu s$$

Nous déduisons le délai d'attente en v_1 (WCD_1) :

$$WCD_1 = 60 \times T_{tr} = 60 \times 23.3 = 1374.7\mu s$$

Le flux de sortie F_o en sortie de v_1 devient :

$$F_{o_1} = [21; 41; 62]$$

et correspond au flux principal (F_m) du prochain sommet.

Le sommet v_2 est le premier sommet intégrant un mécanisme TAS, pour lequel nous déterminons les différents paramètres liés au mécanisme TAS. Le temps de cycle, comme pour l'étude de cas de la section 6.2.3, est fixé à $417\mu s$. Sachant que l'architecture est composée de 10 Merging Unit (MU) transportant chacune une trame SMV de taille $S = 291$ octets, la durée du *slot protégé* correspond à la durée de transmission de 10 trames SMV en sus d'une durée de *Guard Band*. La taille de la trame la plus volumineuse étant également de 291 octets, nous déduisons la durée du *slot protégé* T_{PW} :

$$T_{PW} = T_{GB} + 10 \times 23.3 = 23.3 + 10 \times 23.3 = 256.6\mu s$$

Le modèle ne supportant que des valeurs entières pour les durées de *slot*, nous prenons la valeur immédiatement supérieure, i.e., $257\mu s$. Nous déduisons la durée du *slot* de temps libre (*Free Time*, FT) :

$$T = T_{FT} + T_{PW}$$

$$T_{FT} = T - T_{PW} = 417 - 257 = 160\mu s$$

Constatons à ce stade que la durée du *slot* FT ne constitue pas un multiple de la durée de transmission ; il vient l'impossibilité de donner un nombre entier de trames pouvant être transmises

durant cette période. Si nous notons par N_{FT} le nombre de trames transmissibles durant T_{FT} , alors :

$$N_{FT} = \frac{T_{FT}}{T_{tr}} = \frac{160}{23.3} \approx 6.87$$

Pour respecter notre approche par agrégation de flux, nous considérons le nombre maximal de trames transmissibles à 6, permettant de calculer une nouvelle valeur de T_{FT} :

$$T_{FT} = 6 \times 23.3 = 139.8\mu s$$

Il en résulte une source de pessimisme dont nous assumons l'existence. Ce point est discuté en fin de section.

Le flux F_m rentre en contention avec deux flux concurrents provenant des nœuds ACC_2 et APR_8 . Le scénario 1 s'applique donc à notre calcul (cf. section 6.3.2). Le flux principal possédant une valeur γ (i.e., 61) plus importante que la plus grande valeur β des flux concurrents (i.e., 34, flux en provenance de APR_8), le calcul du TLWCD s'applique pour notre cas (équation 6.5). Le TLWCD correspond simplement à la somme des trames de tous les flux concurrents :

$$TLWCD = T_{tr} \sum_{j=1}^{q_i} \gamma_j = 23.3 \times (34 + 31) = 1514.4\mu s$$

permettant de calculer WCD_2 :

$$\begin{aligned} WCD_2 &= TLWCD + \left\lceil \frac{TLWCD + T_{\gamma_m}}{T_{FT}} \right\rceil \times T_{PW} \\ &= 1514.5 + \left\lceil \frac{1514.5 + 61 \times 23.3}{139.8} \right\rceil \times 260\mu s = 7234.5 \end{aligned}$$

Le flux de sortie F_o en sortie de v_2 devient :

$$\begin{aligned} F_{o_2} &= F_{c_{ACC_2}} + F_{c_{APR_8}} + F_m \\ &= [5; 26; 31] + [6; 28; 34] + [21; 41; 61] = [32; 94; 126] \end{aligned}$$

et correspond au flux principal (F_m) du prochain sommet. Le sommet v_3 est le dernier sommet souffrant de contentions pour l'accès au médium. Le flux F_m rentre en concurrence avec deux flux concurrents provenant de *switch2* et *switch4*. Du fait d'un mécanisme TAS préalablement appliqué sur F_m mais non aux flux concurrents, le scénario 2 est considéré. Le flux principal respectant la condition donnée par l'équation 6.7 (cf. section 6.3.3), le calcul du TLWCD s'applique (équation 6.9). Le TLWCD correspond à la somme des trames de tous les flux concurrents :

$$TLWCD = T_{tr} \sum_{j=1}^{q_i} \gamma_j = 23.3 \times (86 + 95) = 4217.3\mu s$$

permettant de calculer WCD_3 à l'aide de la formule suivante :

$$WCD = TLWCD + \left(\left\lceil \frac{TLWCD + (T_{\gamma_m} \bmod' T_{FT})}{T_{FT}} \right\rceil - 1 \right) \times T_{PW}$$

L'opération *modulo* nécessitant des entiers, nous divisons chaque terme englobé au sein de la fonction plafond par T_{tr} , chacun d'eux en étant un multiple :

$$= 4217.3 + \left(\left\lceil \frac{181 + (126 \bmod' 6)}{6} \right\rceil - 1 \right) \times 260 = 12277.3\mu s$$

Le flux de sortie F_o en sortie de v_2 devient :

$$\begin{aligned} F_{o2} &= F_{c_{switch2}} + F_{c_{switch4}} + F_m \\ &= [12; 74; 86] + [14; 81; 95] + [32; 94; 126] = [58; 249; 307] \end{aligned}$$

et correspond au flux principal (F_m) du prochain sommet.

Le sommet v_4 n'est l'objet d'aucune contention pour F_m . S'agissant du sommet précédent le dernier, le délai de pire cas de bout-en-bout, noté WCD_{total} est la somme des trois précédents délais calculés (WCD_1 , WCD_2 , WCD_3) représentant la somme $T_{SP} + T_{HP}$ et du délai de transmission T_{tr} . L'absence de trafic de plus faible priorité que MMS nullifie le délai T_{LP} .

$$\begin{aligned} WCD_{total} &= \sum_{i=1}^{n-1} WCD_i + (n-1) \times (T_{tr} + T_{LP}) \\ &= 1374.7 + 7234.5 + 12277.3 + 4 \times (23.3 + 0) = 20979.7\mu s \end{aligned}$$

La valeur WCD_{total} est néanmoins sujette à pessimisme du fait d'un changement de valeur pour T_{FT} , passant de 160 à 139.8 μs , nécessaire pour obtenir un nombre entier de trames transmissibles durant le *slot* FT. Justifié autrement, la valeur de 160 μs permet, pour une taille de trame normalisée à 23.3 μs , la transmission de 6.74 trames, chiffre non entier traduisant possiblement une transmission de 6 à 7 trames pour un même *slot*. Pour garantir une borne supérieure, notre choix est de considérer une transmission de 6 trames maximum et traduisant, pour la bonne tenue de nos calculs, à estimer T_{FT} à 139.8 μs (soit une durée T_{FT} amoindrie de 16.8 μs). La conséquence est une augmentation du délai lié au mécanisme TAS, du fait de l'attente d'un plus grand nombre de *slot* PW. Nous évaluons la pertinence de notre calcul ci-après.

Simulation de l'architecture et discussions

L'évaluation du résultat théorique est effectuée par simulation, utilisant la topologie décrite en Figure 6.3 et les paramètres décrits *supra*. Le résultat de simulation, ainsi que la borne calculée précédemment, sont illustrés en Figure 6.9.

Le résultat présente un pic de délai en début de simulation symbolisant un manque temporaire de bande passante pour le trafic MMS. Le trafic GOOSE (aussi bien 1A que 1B) est en effet prioritaire pour l'accès au médium, causant aux trames MMS une partie du délai sous la forme du terme T_{HP} . Le nombre important de *Datasets* MMS cause l'autre partie importante du blocage, symbolisée par le terme T_{SP} . Le délai T_{TAS} complète l'explication de l'origine du pic, le trafic MMS devant attendre, pour chaque cycle, un délai de 260 μs lié au *slot* PW.

Le délai maximal obtenu à l'issue de nos simulations (WCD_{sim}) est de 19.5ms. Par comparaison au délai calculé ($WCD_{calc} = 21ms$), le pessimisme est donné par :

$$\text{Pessimisme} = 1 - \frac{WCD_{sim}}{WCD_{calc}} = 1 - \frac{19.5}{21} \approx 0.071$$

soit 7.1%. Nous pouvons, en partie, imputer celui-ci à notre sous-estimation du nombre de trames transmises au cours d'un *slot* PW, tel que discuté plus haut. La conséquence est la diminution artificielle de la durée du *slot* de protection, passée de 157 μs à 139.8 μs et réduisant la possibilité de transmission pour les trames MMS. Une autre partie du pessimisme peut s'apprécier dans la non-obtention du scénario conduisant aux cas le plus défavorable.

Une première réflexion concerne l'application de l'approche par agrégation de flux elle-même. Nous discutâmes notamment de l'obligation d'adapter la durée du *slot* FT pour considérer un

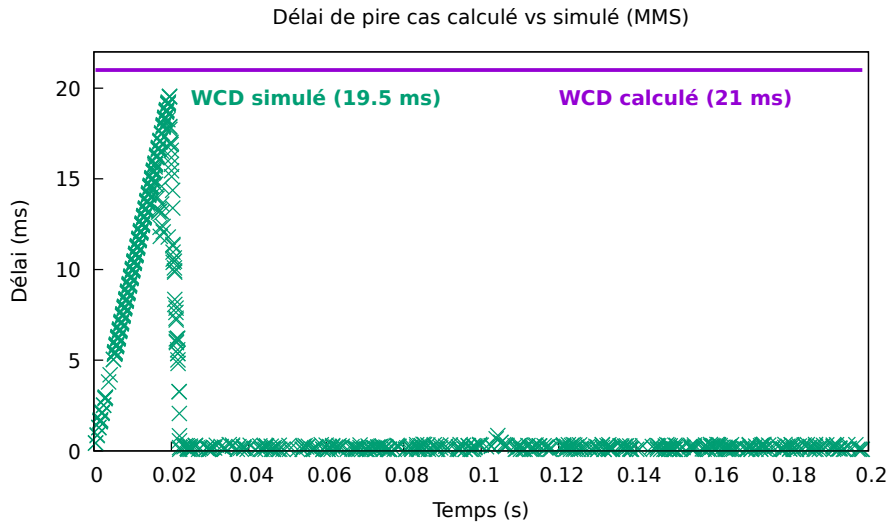


FIGURE 6.9 – Comparaison entre WCD calculé et simulé

nombre entier de trames pouvant être transmises. Ceci constitue une source de pessimisme en cas d'application pratique, particulièrement si la quantité de trames transmissibles, donnée par un nombre réel, est proche de l'entier immédiatement supérieur. Une moindre quantité de trames transmissibles durant le *slot* FT provoque par conséquent l'augmentation artificielle du délai liée au mécanisme TAS.

Notre application, malgré le biais sur le nombre de transmissions possibles, montre un pessimisme raisonnable (moins de 10%). Nous l'expliquons par la faible ampleur du délai additionnel lié au biais sur la transmission par rapport au résultat final. Le pessimisme augmente toutefois proportionnellement à l'écart Δ entre la durée du *slot* FT réel et celui utilisé pour le calcul ; dans le cas d'une valeur Δ non nulle, une longue durée de *slot* protégé, couplé à δ important entre durée T_{PW} réelle et utilisée, augmente le pessimisme. L'écart δ ne peut toutefois pas excéder une valeur T_{tr} , le nombre de trames transmises étant baissé à l'entier immédiatement inférieur, soit une durée de T_{tr} dans le cas le plus défavorable. La proportion du pessimisme s'en trouve par conséquent limitée.

6.4 Conclusion

Ce chapitre fut l'occasion d'étendre notre analyse d'évaluation de performances aux architectures Ethernet TAS. L'ensemble des hypothèses du chapitre 5 (i.e, compacité des flux, transmission *broadcast*, etc.) y côtoient l'hypothèse d'un raccordement de toutes les sources de trafics protégés au sein d'un même commutateur.

Une association (*mapping*) entre protocoles de l'IEC 61850 et classes de trafic fut proposée en préambule de notre modélisation analytique. Le critique et périodique trafic SMV fut associé à une classe TAS protégée, au contraire des trafics GOOSE 1A/1B et MMS ; ces trois derniers protocoles étant jugés comme adoptant une dynamique événementielle, donc non optimisée à la consommation périodique de *slot* protégés. Le protocole GOOSE 1A fut associé à la plus haute priorité possible pour un trafic protégé, suivi de GOOSE 1B et de MMS.

L'approche par agrégation de flux, introduite au chapitre 5, fut finalement étendue aux archi-

tectures pour l'analyse de délai de l'ensemble des protocoles de l'IEC 61850. Nous évaluâmes la pertinence de certaines de nos contributions par simulation, concluant sur un pessimisme minimal de 7.1%.

Plusieurs **perspectives** sont envisagées pour améliorer les résultats présentés au cours de ce chapitre :

- **prise en compte de slots de protection segmentés** : la compacité du trafic protégé est une hypothèse saillante de notre étude. Ceci conduit à la configuration d'un *slot* de protection monolithique pour permettre sa transmission sans interruption, conduisant tout trafic non protégé à attendre l'intégralité de la durée T_{PW} . Une possibilité est de considérer une transmission de flux protégé en plusieurs fois, permettant la division du *slot* PW en n *slots* de durée $\frac{T_{PW}}{n}$. Une trame appartenant à un flux non protégé et de haute priorité (e.g., GOOSE 1A) voit ainsi son délai d'attente T_{TAS} réduit. Une perspective de notre analyse par agrégation de flux est de considérer cette configuration ;
- **des émetteurs de trames SMV non raccordés au même endroit** : une autre hypothèse concerne le positionnement des émetteurs SMV, considérés comme raccordés sur un même commutateur. Si l'hypothèse semble applicable sur le plan pratique, il n'en constitue nullement une obligation. Une conséquence d'un éparpillement des émetteurs est la complexité croissante pour la recherche de l'ordonnancement optimal de la GCL, problème pouvant rapidement atteindre des niveaux de complexité importants [75, 103]. Ceci permet d'envisager l'utilisation de notre proposition conjointement aux stratégies d'ordonnements proposées par la littérature ;
- **considérations de plusieurs types de *shapers*** : l'analyse portée au cours de ce chapitre se focalise sur l'utilisation de la politique *Strict Priority*, négligeant l'ajout éventuel d'autres *shapers*. Plusieurs d'entre eux furent mentionnés au cours du chapitre 2 et sont l'objet d'études régulières dans la littérature. Dans le contexte de possibles applications aux architectures IEC 61850, l'adaptation de notre proposition à l'intégration de ces *shapers* est une piste envisageable.

Notons finalement que les résultats présentés au cours de cette section font intervenir les scénarios 1 et 2, et plus particulièrement des situations où seul le TLWCD est calculé. Davantage de scénarios doivent être considérés pour évaluer la pertinence des autres équations fournies en section 6.3.

Cette section achève notre exposé sur l'évaluation par modélisation analytique. Le prochain chapitre s'intéresse à l'utilisation de la multi-modélisation et de la co-simulation pour améliorer les résultats obtenus par la seule simulation.

Multi-modélisation et co-simulation pour l'évaluation de performances

One of the most highly developed skills in contemporary Western civilization is dissection : the split-up of problems into their smallest possible components. We are good at it. So good, we often forget to put the pieces back together again.

Alvin Toffler

Ce chapitre discute de l'utilisation de la multi-modélisation et de la co-simulation pour l'amélioration des résultats fournis par la seule simulation. Cette dernière fut présentée au chapitre 4 avec la conception de l'outil logiciel **STARS**, intégrant spécifications fonctionnelles et matérielles d'une architecture réseau IEC 61850 et simulées par l'intermédiaire du simulateur **OMNeT++**.

L'une des limites identifiées en conclusion du chapitre 4 fut l'utilisation d'hypothèses de modélisation : fréquence d'apparition de défauts électriques et réaction des IEDs. L'emploi d'hypothèses simplifiant le processus de simulation et facilitant l'évaluation n'est pourtant pas exempt de reproches, en premier lieu l'aggravation de l'écart entre modèle et réalité. La justification de tels choix de modélisation s'explique par un manque de connaissances sur les différentes expertises métiers concernées intervenant dans notre modèle. Cette multiplicité d'expertises pour décrire le comportement du poste électrique nous conduit à conclure quant à son statut de système complexe, leur étude devenant la problématique de ce chapitre.

L'apport de la multi-modélisation et de la co-simulation est étudié pour pallier notre problème. Utilisée pour l'étude de systèmes complexes [93], son emploi offre la possibilité d'exécution de différents modèles de simulations de différentes natures, chacun représentant une partie du système. Ceci nous permet ainsi d'envisager le remplacement de nos hypothèses par de l'information provenant de modèles mieux à même de décrire les différents phénomènes. L'intergiciel de co-simulation **MECSYCO** est notamment utilisé pour nos travaux ; nous illustrons à cet effet notre contribution à ce dernier pour permettre la co-simulation d'architectures réseaux IEC 61850.

7.1 Multi-modélisation et co-simulation

L'approche par multi-modélisation et co-simulation constitue l'une des approches possibles pour l'étude de système complexes [157]. Les postes électriques peuvent aisément être classifiés

comme tel du fait de la diversité des expertises métiers impliquées dans son exploitation (cf. chapitre 1). Cette approche est utilisée à de nombreuses reprises dans la littérature, plus particulièrement dans le cas de *smart grids* modélisant conjointement domaines électrique et de communication [147].

La genèse de l'approche tient à la représentation accordée aux systèmes complexes pour en saisir les caractéristiques. Du point de vue de la multi-modélisation, un système représente la synthèse d'un ensemble de sous-parties, chacune pouvant à son tour être composée de sous-parties. Il est ainsi question d'une appréhension selon l'angle du structuralisme : le système, composé de ses éléments atomiques, est considéré à la lumière des interactions entre ceux-ci et dont le comportement global ne peut se réduire à la seule connaissance du comportement de chaque entité individuelle. Cette représentation du système complexe va généralement à contre-courant d'approches relevant de l'empirisme, tel l'expérimentation du système, discutée au cours du chapitre 3. Le principal avantage de l'expérimentation réside dans la fiabilité des résultats obtenus. Son inconvénient majeur se situe dans l'obligation de disposer du système lui-même (où *a minima* d'un prototype), exigence trouvant difficilement satisfaction. Pour cette raison, ce dernier chapitre s'intéresse à l'utilisation de la multi-modélisation et son pendant pratique, la co-simulation.

La représentation du système selon plusieurs parties interagissant entre elles constitue la base fondamentale de l'approche. Un poste électrique fait par exemple intervenir une expertise électrique par la surveillance de lignes de transmission ; une expertise de communication pour l'interaction entre les IEDs du poste ; une expertise de contrôle-commande pour l'établissement du comportement à adopter selon une situation définie. Chaque expertise traite généralement de son sujet à l'aide de formalismes adaptés pour ce faire. La représentation des phénomènes électriques est, par exemple, appréhendable à l'aide de formalismes dits continus, e.g., équations algébriques [166] ou encore différentielles [189], quand le contrôle-commande ou les réseaux peuvent être appréhendés selon des formalismes discrets (e.g., réseaux de Pétri, chaînes de Markov, etc.). Ramat [171] propose une représentation dichotomique des formalismes utilisables selon différents critères, illustré en Figure 7.1 L'application pratique de ces formalismes se fait par le biais d'outils logiciels, spécifiquement développé à cette fin. Face à cette multiplicité de formalismes émerge la question de leur co-existence pour assurer la simulation de l'ensemble. Palensky [158] identifie trois possibilités pour ce faire :

1. utilisation d'un même formalisme pour représenter l'ensemble des parties du système ;
2. conception d'un outil intégrant l'ensemble des formalismes dans un même environnement logiciel ;
3. exploitation d'outils gérant les différents formalismes et interagissant les uns avec les autres.

La première proposition possède l'avantage de la simplicité : un seul outil logiciel est nécessaire et sert à la modélisation de l'intégralité du système. La simplicité de l'approche contraste néanmoins avec la difficulté de transposer différents formalismes en un seul, l'application d'un formalisme à événements discrets pour la modélisation de systèmes continus (e.g., conduits par des équations différentielles) étant difficilement concevable.

La deuxième proposition dispense de l'inconvénient de la première par la coexistence, au sein d'un même environnement logiciel, de tous les formalismes nécessaires à la simulation du système. Le contrecoup est l'effort de développement important pour mettre en œuvre une telle solution ; notons, par la même occasion, que cette solution néglige la ré-utilisation d'outils existants.

La troisième proposition, enfin, prend le contre-pied de la deuxième par la ré-utilisation d'outils existants et leur collaboration au sein d'un environnement logiciel dédié. L'avantage

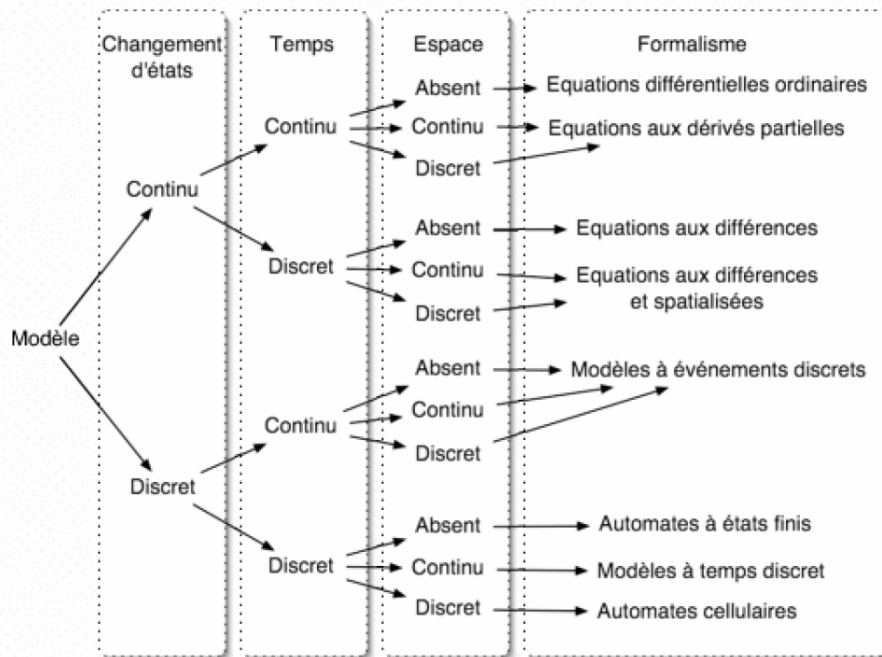


FIGURE 7.1 – Représentation dichotomique pour le choix du formalisme de modélisation. Repris depuis [171]

premier est la capitalisation des savoir-faire, entraînant par là même une importante économie de conception logicielle. L'inconvénient de la première proposition est également abrogé par l'emploi de formalismes adéquats pour la modélisation de chaque partie du système. Le principal inconvénient de l'approche est la nécessité de mise au point d'un environnement logiciel pour la liaison entre les outils logiciels, garantissant concomitamment la cohérence des résultats. Ce choix de conception correspond précisément à l'approche par multi-modélisation et co-simulation et retenu pour ce chapitre du fait des avantages sus-mentionnés.

La section suivante détaille les solutions existantes favorisant l'usage de la co-simulation, particulièrement la gestion des interactions inter-simulateurs.

7.2 Solutions existantes

7.2.1 Approches *ad hoc*

Une première possibilité consiste à développer une solution complète et répondant précisément aux besoins identifiés. Il en résulte la conception *ex nihilo* d'un environnement de co-simulation, gérant couplage, synchronisation et interaction entre les simulateurs. Nous parlons alors de solutions *ad hoc*, présentant comme principal avantage une réponse adaptée aux besoins formulés. Nous citons ci-dessous quelques exemples reposant sur ce principe.

Kazmi [129] propose une solution de co-simulation *ad hoc* pour l'étude de *smart grids*. L'environnement logiciel se compose de modèles électrique, réseau et de contrôle-commande, chacun associé à son simulateur respectif : **PowerFactory** de DlgSILENT pour le modèle électrique, **OMNeT++** pour les réseaux ainsi que des APIs python et Java (**JADE**) pour le contrôle-commande. L'interaction entre chaque simulateur s'effectue par sockets TCP/IP, les données étant échangées

selon la nécessité du scénario co-simulé ; la méthode de synchronisation employée pour ce faire n'est cependant pas précisée par les auteurs. Ces derniers démontrent finalement les capacités de leur proposition par l'étude de l'impact du délai réseau sur l'architecture électrique. Stifter [187] propose un environnement de co-simulation reposant sur la même trisection en trois modèles que Kazmi, utilisant les simulateurs **PowerFactory**, **OMNeT++** et le framework Eclipse **4DIAC** [223]. L'interaction s'effectue au moyen de socket TCP/IP et la coordination de façon décentralisée, où chaque simulateur est modifié de façon à pouvoir intégrer les événements externes. Si les auteurs fournissent une précision sur les développements, la stratégie globale de synchronisation des échanges n'est, là encore, pas précisée. La faisabilité d'analyse de profils de tension en fonction du délai de communication numérique représente la démonstration finale de la contribution des auteurs.

Les précédents exemples mettent en lumière des méthodologies différentes pour la mise en œuvre de co-simulation d'architectures électriques englobant un aspect de communication. Le développement y est personnalisé, fonction des simulateurs utilisés, des données échangées et du type de système co-simulé. Il en résulte un environnement entièrement adapté aux usages des utilisateurs, qui n'est pas sans lever l'inconvénient de la rigidité de l'environnement logiciel : en cas d'ajout d'interfaces d'entrées/sorties à l'un des modèles, l'environnement logiciel doit être intégralement révisé pour garantir le fonctionnement opérationnel de l'ensemble. Pour fixer les idées, imaginons la co-simulation d'une architecture d'un poste électrique constitué de 10 IEDs. Le comportement de chaque IED est décrit à l'aide d'un logiciel de simulation spécialisé dans le contrôle-commande, quand leur interconnexion est modélisée à l'aide d'un logiciel de simulation réseau ; l'ensemble des modèles est intégré à un environnement logiciel dédié permettant la co-simulation de l'ensemble. Dans l'hypothèse d'un ajout (ou d'une suppression) de nœud, l'environnement complet nécessite d'être révisé de façon à garantir la cohérence des développements. Ceci limite l'intérêt de l'emploi de co-simulation *ad hoc* pour répondre à notre problématique.

7.2.2 Frameworks de co-simulation

La conception de *frameworks* de co-simulation est la principale réponse aux problèmes des architectures *ad hoc*. Ceux-ci prennent généralement la forme d'un intermédiaire logiciel entre les simulateurs (intergiciel), avec pour tâche d'effectuer certaines opérations propres à la co-simulation, telles que :

- la synchronisation des simulateurs : garantir une base de temps ;
- la gestion des interactions : qui doit être interconnecté avec qui ;
- l'échange de données : comment échange-t-on les données, quelle sémantique pour celles-ci, etc.

Une liste non-exhaustive de frameworks de co-simulation utilisés pour la co-simulation de systèmes *smart grids* est proposée ci-dessous.

HLA

Le **standard HLA** (*High Level Architecture*) [65] propose une spécification permettant l'interaction entre plusieurs composants hétérogènes (e.g., simulations, appareils physiques, voire opérateurs humains) au sein d'une plateforme commune. Chaque composant de la plateforme représente un *fedéré*, l'ensemble des fédérés formant une *fédération*. Un intergiciel dénommé *Run Time Infrastructure* (RTI) est chargé de la synchronisation, de l'échange et des interactions au sein de la fédération. La sémantique des données est gérée par la spécification de structures de données au niveau des fédérés, les *Simulation Object Models* (SOM) ; ainsi qu'au niveau de la

féderation, les *Federation Object Model* (FOM). Le format bus adopté pour la gestion de la RTI fournit une capacité d'échange d'informations sous un format *publisher/subscriber*, autorisant l'intégration de nouveaux éléments au cours de l'exécution d'une co-simulation. Chaque composant est raccordé au RTI par une interface dédiée, nommée *ambassadeur*, assurant les différents services pour la mise en œuvre de la co-simulation : synchronisation, échange de données, etc. Les services proposés par HLA, s'ils sont standardisés pour répondre aux besoins d'une co-simulation, doivent être implémentés par l'utilisateur.

Au moyen de la RTI, HLA fournit une autonomie d'implémentation répondant aux besoins hétérogènes de différents composants, permettant une souplesse dans la conception d'architectures de co-simulation ; simulateurs, bases de données et même opérateurs humains peuvent interagir les uns avec les autres au sein d'un même environnement commun (Figure 7.2). Plu-

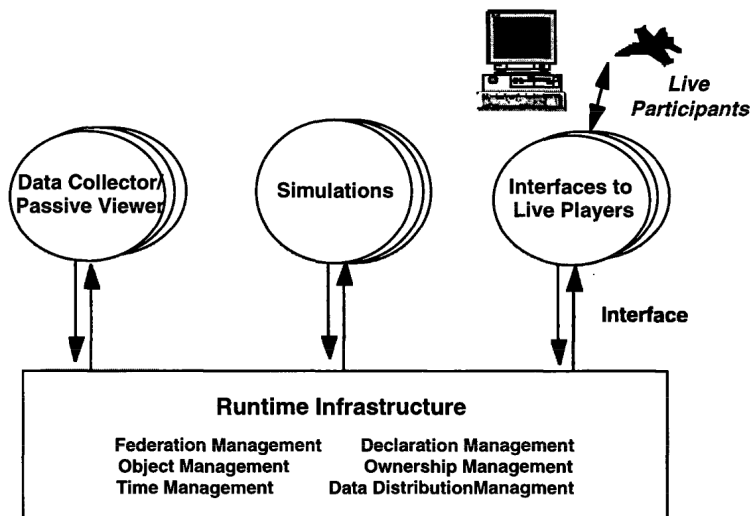


FIGURE 7.2 – Description d'une architecture suivant la spécification HLA. Repris depuis [65]

sieurs plateformes de co-simulation reposant sur HLA et dont la cible est l'étude des *smart grids* sont proposées ; parmi elles EPOCHS (*Electric Power and Communication Synchronizing Simulator*) développée à la suite des travaux d'Hopkinson [104] et où les simulateurs NS-2, PSLF [7] et PSCAD/EMTDC [17] y sont intégrés. L'implémentation de la politique de synchronisation respecte une politique « par pas de temps » (*time-stepped synchronization*) : l'échange de données entre les différents simulateurs s'effectue à intervalle de temps régulier. Notons que cette méthode de synchronisation, bien qu'efficace pour la gestion de modèles continu⁵⁶, peut être cause de difficultés en cas de cohabitation avec des systèmes événementiels. Ce point sera discuté plus loin dans ce chapitre.

Le framework HLA est également utilisé et implémenté par Georg [87] pour l'évaluation de performances d'architectures *smart grid* et IEC 61850. De l'implémentation d'HLA en résulte la plateforme INSPIRE (*Integrated Co-Simulation of Power and ICT Systems for Real-Time Evaluation*), avec l'évaluation conjointe de modèles réseaux et électriques. Celle-ci est composée de deux simulateurs : **Modeler** pour les architectures réseaux et **PowerFactory** pour les architectures électriques. Le réseau comprend l'utilisation du protocole MMS mais non les protocoles GOOSE et SMV. La synchronisation repose sur un algorithme appliquant une politique événementielle de type conservatif : l'avancée de la co-simulation s'effectue selon les événements induits par chaque

56. la représentation à temps continu est discrétisée selon une période d'échantillonnage et interpolée

simulateur (événementiel), s'assurant qu'aucune violation de causalité n'est possible (conservatif⁵⁷). Ce travail illustre l'intérêt de la communauté pour la co-simulation d'architectures *smart grids* employant le standard IEC 61850 de même que la possibilité de son emploi.

HLA outrepassa en partie les limites des architectures *ad hoc* : par l'usage d'un ambassadeur raccordant l'entité de simulation à la RTI, chaque composant peut être enlevé ou rajouté (y compris en cours de co-simulation) sans s'astreindre au redéveloppement complet de l'environnement logiciel. L'approche présente néanmoins plusieurs inconvénients, identifiés et synthétisés par Camus [49] :

- une implémentation particulière d'HLA est incompatible avec d'autres implémentations, entraînant un problème de réutilisation de modèles existants. La différence de gestion de synchronisation entre les plateformes EPOCHS et INSPIRE illustre l'une des raisons d'incompatibilité entre deux plateformes basées sur le même framework ;
- la réalisation d'une plateforme de co-simulation basée sur HLA et adaptée aux besoins utilisateurs demande un effort de développement important du fait qu'aucune implémentation n'est proposée en complément des spécifications ;
- l'ajout d'un nouveau composant impose le développement d'un nouvel ambassadeur ainsi qu'une modification de la RTI, accentuant les efforts de développements à fournir en cas de volonté d'extension.

Mosaik

Mosaik [177] est un framework *open source* dédié à la co-simulation de systèmes *smart grids*. Son attention est portée sur l'utilisabilité et la flexibilité, i.e., la capacité de mise au point d'une co-simulation comprenant de nombreux composants, et ce, de façon simplifiée.

Mosaik repose sur une architecture logicielle composée d'un « cœur », lui-même divisé en deux entités :

- **Sim-Manager** : utilisé pour gérer les connexions entre les différents simulateurs à l'aide d'échanges basés sur des sockets TCP/IP ;
- **Scheduler** : utilisé pour coordonner les échanges entre simulateurs. La synchronisation s'opère via un mécanisme « par pas de temps », de la même façon que pour la plateforme EPOCHS mentionnée plus haut.

L'intégration d'un simulateur à l'environnement Mosaik requiert de celui-ci l'intégration de deux APIs spécifiques à l'environnement :

- **Component API** : fournit les éléments pour l'interface entre le simulateur et Mosaik. La connexion par socket TCP/IP ainsi que le format des données échangées sont notamment du ressort de cette API.
- **Scenario API** : fournit les éléments pour la spécification de scénarios de co-simulation, tels que les connexions d'un simulateur vers un autre, les paramètres de simulation, etc.

L'ensemble des simulateurs déjà intégrés (i.e., intégrant les deux précédentes API) forment l'*ecosystem* Mosaik. Les simulateurs **PowerFactory**, **eMEGAsim** d'Opal-RT, **PyPower** ou encore **NS-3** font notamment partie de cet écosystème.

De nombreux travaux basés sur Mosaik existent dans la littérature. Souza [68] montre la possibilité de son utilisation pour une architecture type de poste électrique et divisée en trois domaines : électrique, réseau et contrôle-commande. Le domaine électrique est modélisé à l'aide du simulateur **OpenDSS** quand le réseau est modélisé à l'aide de **NS-3**. Un dernier composant

⁵⁷. Les algorithmes conservatifs s'opposent aux algorithmes dits optimistes, les derniers préférant corriger les violations de causalité que de les éviter. Ceci implique l'implémentation d'un mécanisme de retour en arrière (*rollback*) au sein de chaque simulateur.

ad hoc représentant le système de contrôle est ajouté, écrit à l'aide du langage `python`. Leur intégration à l'écosystème Mosaik est effectué à l'aide des différentes interfaces proposées par les simulateurs respectifs. Ce travail reflète l'aisance de l'environnement Mosaik pour l'intégration de simulateurs couvrant différentes expertises métiers ainsi que son utilisation pour notre domaine d'intérêt.

Plusieurs inconvénients sont néanmoins à souligner, dont la gestion de synchronisation, fixée par l'intergiciel et utilisant une approche « par pas de temps ». Si ce choix d'implémentation s'avère cohérent pour la modélisation de systèmes continus (du fait de la discrétisation du temps de simulation) dont font partie les systèmes électriques, il n'en est pas de même pour les systèmes événementiels. Un évènement peut en effet surgir entre deux pas de temps de synchronisation, conduisant à une prise en compte différée de celui-ci par les simulateurs concernés, conduisant à l'apparition de biais de simulation.

MECSYCO

MECSYCO (*Multi-agent DEVS Wrapping Platform for the Co-simulation of Complex Systems*) [49] est un intergiciel de co-simulation dédié à l'étude des systèmes cyber-physiques [48]. Celui-ci repose sur le formalisme DEVS, introduit par Zeigler [218] et motivé par sa capacité d'intégration d'un grand nombre de formalismes événementiels, permise grâce à une transformation de ces derniers en équivalent DEVS [202]. Les formalismes continus ont également la possibilité d'être représentés au travers du formalisme DEVS&DESS [217], lui-même intégré à DEVS.

Le formalisme DEVS définit deux types de modèle : atomique ou couplé. Le modèle atomique représente le plus petit élément possible de représentation du système quand le modèle couplé représente une agrégation de modèles atomiques. Un modèle est représenté comme une boîte noire, interagissant avec les autres modèles par l'intermédiaire de ports d'entrée/sortie. Dans le cadre de MECSYCO, un port d'entrée ou de sortie est toujours caractérisé par un nom ainsi qu'un type de donnée [159] ; le premier permet à MECSYCO d'identifier le port concerné pour l'envoi ou la réception d'un évènement, quand le second détermine le type de données traité à l'arrivée par le simulateur.

La propriété de fermeture par composition (aussi appelée fermeture par couplage) est l'une des caractéristiques saillante du formalisme DEVS : un modèle couplé, formé de plusieurs modèles atomiques agrégés, possède les mêmes caractéristiques qu'un modèle atomique. Cette propriété a fait l'objet d'une démonstration par Zeigler [94] dans son ouvrage consacré à DEVS. Cette propriété garantit :

- une construction incrémentale d'un modèle global, puis sa réutilisation au sein de DEVS comme un équivalent atomique ;
- de modifier un modèle existant en vue de son amélioration, sans compromettre le reste de l'environnement logiciel (boîte noire) ;

La stratégie d'intégration de simulateur repose sur les capacités du paradigme DEVS : un simulateur, utilisant un formalisme comptable à une transformation en DEVS (notons ce formalisme par X), est encapsulé par une surcouche logicielle effectuant le lien entre formalisme DEVS et formalisme X : nous parlons alors de *wrapper DEVS*, ou encore d'*artéfact de modèle* dans la terminologie de MECSYCO. L'implémentation de l'artéfact de modèle passe par l'implémentation de cinq fonctions [48] :

1. *init()* : initialise le simulateur ;
2. *getNextInternalEventTime()* : calcule la date du prochain évènement du simulateur ;
3. *getOutputEvent()* : récupère un évènement du simulateur à envoyer vers l'extérieur ;

4. `processExternalEvent()` : exécute un évènement externe provenant d'un autre simulateur ;
5. `processInternalEvent()` : exécute un évènement interne au simulateur.

L'interaction et la synchronisation des informations entre simulateurs reposent sur l'approche *Agent and Artefact for Multiple Models coordination* AA4MM [183], dont le principe consiste (synthétiquement) à associer chaque simulateur participant à la co-simulation à un agent logiciel pouvant le piloter. L'ensemble des agents interagissent ensemble par un pilotage garantissant la bonne tenue de la co-simulation. La synchronisation s'effectue selon une politique événementielle et conservatrice, de la même manière que pour la plateforme INSPIRE discutée *supra*. Contrairement à cette dernière, la synchronisation est opérée de façon décentralisée du fait de l'absence de coordinateur et utilise l'algorithme de synchronisation distribué dit de Chandy-Misra-Bryant [45, 52].

MECSYCO est notamment utilisé par Vaubourg [206] pour l'étude d'un système thermique. Le contrôle de température de deux pièces y est étudié, faisant appel à de nombreuses expertises métiers : le contrôleur de température est réalisé à l'aide d'un contrôleur modélisé en Java ; les capteurs sont modélisés à l'aide du standard FMI (*Functional Mock-up Interface*) [14] ; la communication entre contrôleur et capteurs est réalisée à l'aide de deux simulateurs réseaux : OMNeT++ pour la modélisation du réseau Internet et NS-3 pour l'ajout d'un réseau cellulaire (LTE). Ces deux derniers simulateurs sont intégrés à des environnements Linux quand les modélisations effectuées à l'aide du standard FMI et Java sont intégrées à un environnement Windows. Ce travail illustre les capacités de MECSYCO sur plusieurs plans, constituant ces principaux avantages :

- utilisable simultanément sur plusieurs systèmes d'exploitation différents (e.g., Windows et Linux) ;
- modélisation de systèmes continus comme à évènements discrets (e.g., modélisation FMI et modélisation réseau par OMNeT++)
- utilisable par l'intermédiaire de plusieurs langages de programmation (e.g., C++ et Java)
- couplages structurels possibles, i.e., la représentation d'un même système selon plusieurs points de vue [205] (e.g., représentation d'un modèle thermique et d'un modèle réseau) ;
- couplages spatiaux possibles, i.e., représentation d'un système complet à partir de modèles qui ne contiennent chacun que la représentation d'un fragment physique de celui-ci [205] (e.g., échange entre deux modèles réseaux différents).

Si les possibilités d'utilisation d'intégration d'un modèle sous MECSYCO sont nombreuses, des critiques subsistent néanmoins, dont l'obligation d'implémentation de l'artéfact de modèle associé au simulateur. Ceci implique d'une part une contrainte d'ouverture au simulateur à intégrer, d'autre part une contrainte de développement pour permettre le pilotage de la simulation par MECSYCO.

7.3 Positionnement

Cette section acte notre positionnement par rapport aux frameworks de co-simulation discutés précédemment. Nous proposons le passage en revue de chacun d'entre eux à l'aune de trois critères, présentés Table 7.1 et détaillés *infra*.

La **facilité d'utilisation** est évaluée selon deux critères : l'intrusivité de la solution sur le processus de modélisation et la quantité de solutions existantes exploitables. Le premier point dépend principalement des simulateurs dont l'intégration est souhaitée, notamment leur capacité d'ouverture (e.g., contrôle de l'arrêt/reprise du simulateur pour la synchronisation de l'ensemble). Les trois approches nécessitent l'implémentation d'une entité logicielle : l'ambassadeur pour HLA, les *component* et *scenario* API pour Mosaik et l'artéfact de modèle pour MECSYCO. Le second

	HLA	Mosaik	MECSYCO
Facilité d'utilisation	moyenne	aisée	aisée
Capacité d'intégration	délicate	moyenne	moyenne
Fiabilité des résultats	fiable	variable	fiable

TABLE 7.1 – Comparaison entre HLA, Mosaik et MECSYCO

point touche à l'existence de solutions déjà implémentées : les solutions Mosaik et MECSYCO proposent à cet effet un panel de simulateurs laissé à la libre disposition de l'utilisateur. Le cas de HLA s'avère plus complexe : si plusieurs plateformes opérationnelles existent et peuvent être exploitées directement, l'utilisateur n'en reste pas moins dépendant de l'implémentation, ne lui laissant qu'une faible marge de manœuvre quant au choix des simulateurs. Cette rigidité affaiblit *de facto* la simplicité d'utilisation de la solution HLA.

La **capacité d'intégration** représente d'une part l'aisance de la solution à intégrer de nouveaux simulateurs, d'autre part sa capacité de réutilisation de modèles déjà conçus. Le framework MECSYCO, au travers du formalisme DEVS, dispose d'une aisance pour répondre au second point : dès lors qu'un formalisme cible est transposable en DEVS, son intégration est possible par l'intermédiaire d'un *wrapper* (l'artéfact de modèle). La conception du *wrapper* reste néanmoins dépendante de l'ouverture du simulateur. La capacité d'intégration de Mosaik est quant à elle illustrée par la grande variété de simulateurs déjà intégrés à l'environnement et formant son *ecosystem*. Comme pour MECSYCO, l'intégration repose sur l'implémentation des APIs nécessaires au pilotage par l'environnement de co-simulation. Enfin, le framework HLA permet l'émergence de plateformes de co-simulation, dont certaines précisément axées autour des *smart grids*. Chacune des plateformes nécessite le développement d'une RTI spécifique aux besoins des concepteurs. La plateforme EPOCHS, par exemple, possède une RTI dédiée à l'intégration des simulateurs NS-2, PSLF et PSCAD/EMTDC. Deux RTI différentes ne peuvent cependant pas être combinées du fait d'implémentations différentes, compliquant la possibilité de réutilisation de modèles développés sur l'une ou l'autre plateforme.

La **fiabilité des résultats** obtenus par co-simulation est un critère crucial de notre étude. Nous considérerons celle-ci comme la capacité d'une approche à réduire au maximum l'introduction de biais de modélisation supplémentaires. En d'autres termes, nous évaluons ici la possible introduction d'erreurs liées au choix de conception des approches étudiées. La synchronisation entre différents simulateurs pour mener à bien leur co-simulation constitue l'une des possible sources de biais identifiée. Notre argumentation porte sur l'analyse de la synchronisation inter-simulateur, indispensable pour la bonne tenue de la co-simulation. Rappelons en effet que de la qualité de synchronisation découle la prise en compte correcte des événements par les différentes parties du système, indispensable pour assurer la cohérence de l'ensemble. Le framework MECSYCO repose sur une architecture logicielle décentralisée, où chaque simulateur est raccordé à un agent logiciel assumant la charge de synchronisation avec les autres agents, eux-mêmes reliés à leurs simulateurs. La synchronisation est réalisée par l'intermédiaire de l'algorithme distribué de Chandy-Misra-Bryant, offrant formellement la garantie du respect des contraintes de causalité. L'approche HLA, du fait de sa liberté d'implémentation, laisse au concepteur le soin d'établir sa stratégie de synchronisation. Par exemple, la plateforme INSPIRE choisit une stratégie similaire à MECSYCO, avec l'implémentation d'une synchronisation basée sur l'évènement quand la plateforme EPOCHS favorise une stratégie « par pas de temps ». Cette dernière stratégie est employée par le framework Mosaik, adaptée pour les simulateurs de systèmes continus, mais

source de biais dans le cas de simulateurs à événements discrets, du fait d'apparitions possibles d'événements en dehors des périodes de synchronisation planifiées.

L'analyse nous conduit à sélectionner le framework MECSYCO pour différentes raisons :

- le cadre de cette thèse rend propice l'utilisation de l'outil, développé et maintenu par le laboratoire LORIA ;
- MECSYCO propose un ensemble de simulateurs déjà intégrés à l'environnement, dont OMNeT++, facilitant sa prise en main. Le logiciel MATLAB, utilisé pour la conception d'algorithmes de contrôle-commande fait partie de la liste des outils intégrés. Remarquons également que les travaux de Vaubourg [205] permettent d'anticiper l'utilisation de MECSYCO pour la simulation de systèmes continus, dont font partie les systèmes électriques ;
- l'utilisation du formalisme DEVS couplé à la gestion de synchronisation décentralisée entre simulateurs par l'algorithme Chandy-Misra-Bryant permettent d'assurer formellement la fiabilité des résultats.

La section suivante présente nos contributions à l'amélioration des modèles réseaux par la co-simulation, à l'aide du framework MECSYCO.

7.4 Scénario de co-simulation et problématique

Dans l'objectif d'illustrer la capacité de la co-simulation à pouvoir remplacer des hypothèses de simulation, nous proposons pour cette section et les suivantes l'évaluation d'une architecture de poste. Nous commençons cette série par la présentation d'un scénario simplifié de co-simulation, puis identifions les expertises concernées pour ce scénario, ainsi que les outils nécessaires à leur modélisation. Les problèmes relatifs à la co-simulation du système sont par la suite identifiés.

7.4.1 Scénario de co-simulation

L'architecture de co-simulation pour la suite du chapitre est présentée en Figure 7.3.

L'ensemble se compose d'un transformateur de puissance dont la tâche est de réduire la tension d'une borne à l'autre de la ligne ; d'un transformateur de courant pour la mesure du courant de ligne ; d'un disjoncteur pour ouvrir le circuit électrique en présence de défaut. Les transformateurs de courant et le disjoncteur sont respectivement reliés à une Merging Unit (MU) et un IED de contrôle-commande, communiquant à l'aide d'un réseau Ethernet composé d'un unique commutateur. Le rôle de la MU est la communication d'échantillons (à l'aide du protocole SMV) représentatifs du courant de ligne à l'IED de contrôle-commande. Ce dernier réceptionne, traite et analyse les données et décide de l'état du disjoncteur.

Le scénario est décrit par trois étapes :

1. une sur-intensité apparaît sur la ligne de transmission ;
2. l'image du courant échantillonné est numérisée et transportée sur le réseau via le protocole SMV ;
3. l'IED de contrôle-commande reçoit l'information, détecte le défaut et ordonne l'ouverture du disjoncteur.

L'objectif consiste à co-simuler cet exemple et mesurer le temps de réaction entre apparition du défaut et réaction du disjoncteur.

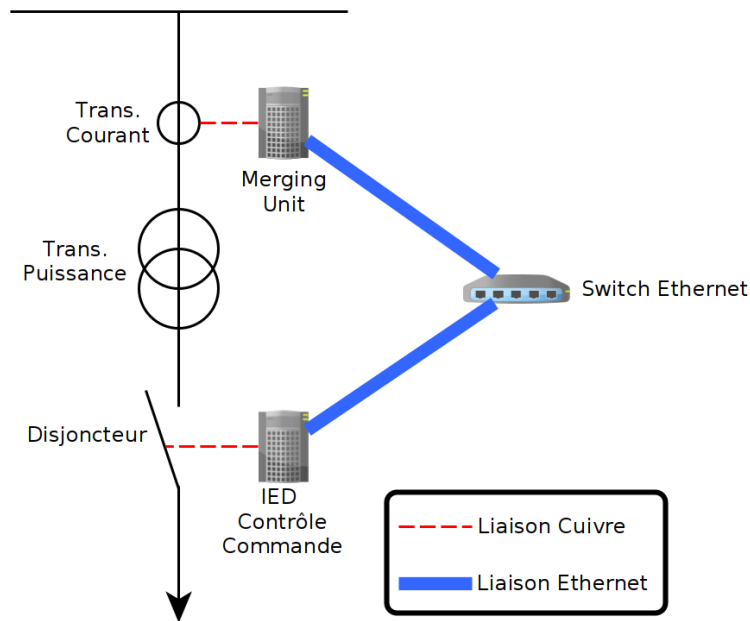


FIGURE 7.3 – Architecture physique du poste à co-simuler pour notre exemple

7.4.2 Identification des besoins

L'architecture de co-simulation présentée en Figure 7.3 fait intervenir trois expertises métiers : l'**électrique** pour la quantification du courant électrique, **contrôle-commande** pour la réaction de l'IED au défaut et **réseau** pour la communication entre MU et IED. La modélisation du poste se doit d'intégrer ces trois expertises et leurs logiciels de simulation respectifs. Les outils décrits ci-dessous composent notre environnement logiciel, choisis avec l'aide de l'expertise de l'entreprise SCLE SFE :

- **Comtrade (électrique)** : le format de fichier **Comtrade** (*Common format for Transient Data Exchange for power systems*) décrit un jeu de données électriques (courant/tension) et numériques (e.g., état de disjoncteur), généré par des équipements numériques assurant la surveillance des grandeurs sus-citées. Le format jouit d'une proximité avec le format CSV classique, facilitant son exploitation. Il peut être utilisé pour rejouer un scénario déjà expérimenté en pratique ou souhaitant être conduit sur une architecture prototype ;
- **OMNeT++ (réseau)** : dans la continuité des travaux menés jusqu'ici, le simulateur **OMNeT++** est utilisé pour la modélisation des architectures réseaux IEC 61850 ;
- **MATLAB (contrôle-commande)** : le logiciel **MATLAB**, principalement par l'environnement **Simulink**, modélise la conception d'algorithmes de contrôle-commande. Fréquemment employé dans la littérature [209], son utilisation s'impose également dans le cadre de cette thèse.

Au regard du scénario décrit précédemment et des outils utilisés pour notre cas d'étude, nous conceptualisons l'environnement de co-simulation en Figure 7.4. L'information sortant du modèle **Comtrade** contient les valeurs de courant prélevées sur la ligne de transmission. Le simulateur **OMNeT++** réceptionne ces informations pour les faire transiter d'un bout-à-l'autre de la topologie du réseau simulé. **MATLAB** devient le récipiendaire suivant, récoltant les valeurs issues de la ligne électrique pour prendre une décision en conséquence.

Le format de fichier **Comtrade**, de par sa proximité avec le format CSV, est aisément inté-

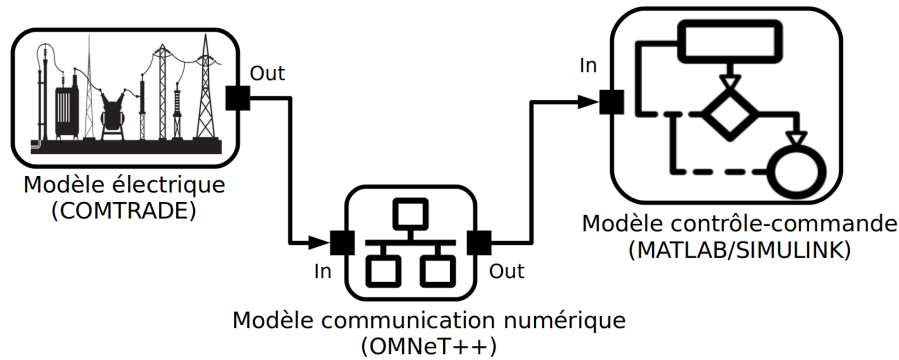


FIGURE 7.4 – Architecture de communication numérique co-simulée

grable à l'environnement de co-simulation. Comme pour tout modèle de simulation intégrable, un artéfact de modèle (cf. section 7.2.2) pour la gestion de fichiers CSV existe et est immédiatement exploitable [159]. Aucune difficulté n'est donc à déplorer pour l'intégration de fichiers Comtrade, hormis le besoin de conversion d'un format à l'autre.

Le simulateur OMNeT++ est un autre élément inclus à l'écosystème MECSYCO depuis l'implémentation du modèle artéfact adéquat par Vaubourg [206]. L'intégration d'OMNeT++ fut néanmoins pensée pour la gestion de modèles réseaux IP et non Ethernet et moins encore pour des réseaux utilisant l'IEC 61850. Un besoin de compléter les capacités d'intégration de MECSYCO nous apparaît alors.

Le logiciel MATLAB a également fait l'objet d'une intégration à l'environnement MECSYCO, illustré par son utilisation au travers de co-simulation à but didactique [160]. Si l'artéfact de modèle associé permet la gestion de systèmes continus et s'appréciant par des dynamiques périodiques, l'implémentation actuelle est dépourvue de toute gestion événementielle. Les modèles de contrôle-commande nécessitent pourtant une co-existence de ces deux dynamiques, justifié ci-après :

1. une dynamique périodique pour l'exécution des algorithmes de contrôle-commande ;
2. une dynamique événementielle pour la réception de messages en provenance de la MU. Si l'émission des trames SMV est périodique, rien ne permet de garantir une arrivée démunie de toute variation.

L'exploitation conjointe de deux dynamiques pour l'implémentation MECSYCO de MATLAB devient notre second besoin.

Pour conclure, la co-simulation de l'architecture présentée en Figure 7.3 passe par une déclinaison en trois expertises métiers : électrique, réseau et contrôle-commande, respectivement modélisés et simulés par fichier Comtrade, OMNeT++ et MATLAB/Simulink. Si l'intégration des trois précédents outils à MECSYCO est actée par de précédents travaux, les implémentations relatives à OMNeT++ et MATLAB/Simulink sont encore insuffisantes pour permettre une co-simulation répondant à nos besoins ; la première due à une implémentation pensée en terme de réseaux IP et non Ethernet ; la seconde pour son incapacité actuelle à faire co-exister deux dynamiques d'exécution différentes, i.e., événementielle et périodique. Nous n'observons pas ici le besoin de caractériser la conversion Comtrade → CSV comme problématique scientifique, le considérant comme satisfait par une simple démarche de développement.

7.5 Contributions

Cette section détaille nos contributions pour répondre aux deux besoins identifiés au cours de la précédente section.

7.5.1 Gestion pour l'intégration d'un modèle de communication numérique IEC 61850 à MECSYCO

L'intégration d'OMNeT++ réalisée par Vaubourg repose sur le principe suivant :

- en cas de réception d'un évènement externe (i.e., provenant du modèle *Comtrade*), MECSYCO l'injecte à la simulation en cours à l'aide d'un module simple⁵⁸ dédié pour les opérations de co-simulation. Ce module génère un évènement interne, pris en compte par OMNeT++ et dont le traitement dépend des caractéristiques du modèle réseau ;
- dans le cas où une information inhérente à OMNeT++ (i.e., le contenu de la valeur de courant) doit être envoyée vers l'extérieur, MECSYCO vérifie d'abord la présence ou non d'un évènement externe à transmettre. En cas de réponse positive, l'évènement est pris en compte par un module simple dédié gérant les opérations de transmission vers l'extérieur d'OMNeT++.

L'utilisation de ce schéma conceptuel pour l'intégration d'architectures IP apparaît pertinente pour application à Ethernet. Seules diffèrent la nature du module dédié pour la gestion des évènements externes et internes et la sémantique des données de transmission. Le problème se décompose selon plusieurs points :

- définir le type de donnée arrivant de l'extérieur : transporte-t-on un double, un entier, etc.
- définir les modalités d'intégration de la donnée : vers quel composant logiciel le message est-il intégré, comment intégrer l'information provenant de l'extérieur à nos trames ;
- définir les modalités de transmission vers l'extérieur : transport des messages dupliqués ou non, identification du nœud récipiendaire pour la transmission du message vers le bon modèle extérieur.

Afin de régler le problème d'intégration d'architecture réseau Ethernet, nous proposons une solution s'appuyant sur le modèle conceptuel proposé par Vaubourg avec pour changement le développement de nouveaux modules seyant à nos besoins. Nous remplaçons pour ce faire l'intégration de modèles IP par l'intégration de modèles IEC 61850, basés sur le cadre de modélisation proposé au chapitre 4. Ceci implique les associations :

- de modèles d'algorithmes de contrôle-commande extérieurs aux *Datasets* GOOSE ou MMS des IEDs du poste ;
- de modèles de MU associé à un fichier *Comtrade* à un modèle de MU sous OMNeT++ et utilisant le protocole SMV.

Les associations décrites ci-dessus représentent les ports d'entrée et de sortie du modèle OMNeT++, spécifiques à nos besoins et décrits par un nom et un type de données (cf. paragraphe MECSYCO, section 7.2.2). La chaîne de caractère est choisie comme type pour l'ensemble de nos échanges en raison de la simplicité de son exploitation pour les applications IEC 61850 et de son traitement aisé par MECSYCO ; l'information contenue dans un *Dataset* MMS ou GOOSE, les données analogiques échantillonnées pour SMV sont autant d'exemples pouvant être transposés (*parsing*) à ce format pour l'échange inter-simulateurs, puis re-transposé dans le format souhaité par le récipiendaire concerné.

58. cf. chapitre 4, section 4.2

Nous vérifions le bon fonctionnement de notre implémentation par une première co-simulation incluant OMNeT++ plusieurs modèles de contrôle-commande *ad hoc*, programmés à l'aide du langage Java. L'architecture co-simulée se compose de 5 IEDs, dont un observateur, chacun relié à tous les autres par un unique commutateur Ethernet et formant une topologie étoile. (Figure 7.5).

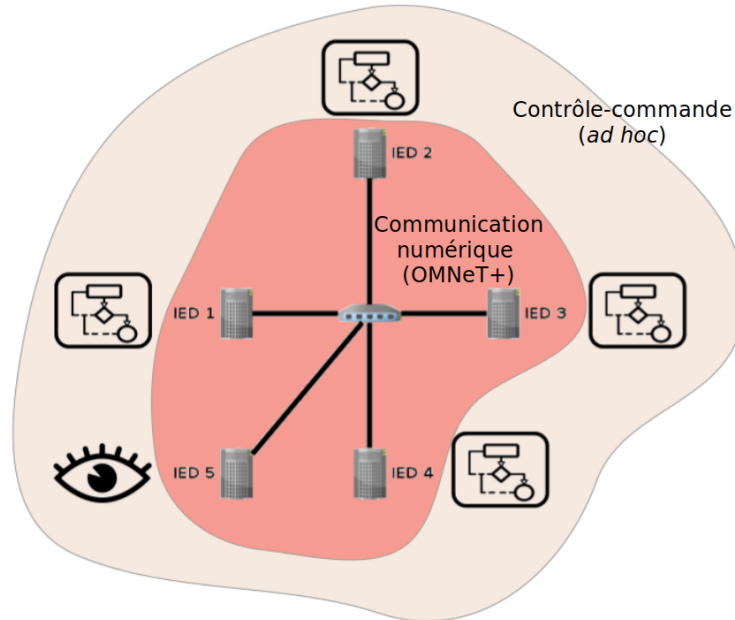


FIGURE 7.5 – Architecture réseau et contrôle-commande *ad hoc* co-simulées

Le comportement des IEDs est décrit comme suit : un message contenant sa date d'émission est généré par l'IED puis transmis selon une période T , agrémentée d'une variation donnée par :

$$variation = \frac{T}{\tau} \times X, \quad X \sim \mathcal{N}(0, 1)$$

avec X une variable aléatoire suivant une loi normale centrée réduite et τ le coefficient de réduction de variation⁵⁹. La date de transmission t_n pour la n -ième période est ainsi donnée par :

$$t_n = (T \times n) + variation$$

L'observateur a pour unique fonction la récupération de tous les messages émis par les IEDs et d'en déduire le délai d'après la date de réception du message et sa date d'émission fournie dans les données transportées. L'observateur est équivalent à un modèle de simulation, rattaché à l'environnement MECSYCO par un artefact de modèle et introduit depuis le travail de Camus [48].

L'échange de données entre simulateurs ne peut être effectif sans la définition du type échangé.

Chaque message est encapsulé dans une trame GOOSE, dont la diffusion s'effectue par *broadcast*. Le protocole SMV sera utilisé un peu plus loin dans ce chapitre, nous contentant ici de montrer l'interfaçage possible entre OMNeT++ et un modèle extérieur.

⁵⁹. Ce choix est arbitraire et ne vise qu'à montrer la faisabilité d'une co-simulation intégrant un modèle de transmission quelconque. Nous reviendrons au chapitre suivant sur une transmission de données issue de grandeurs réelles.

Enfin, la co-simulation porte sur deux scénarios : l'utilisation d'Ethernet commuté et d'Ethernet TAS dans l'objectif d'illustrer l'indépendance de l'activité de modélisation sur la mise en place de l'environnement de co-simulation.

La Figure 7.6 illustre la co-simulation pour le cas d'Ethernet commuté. Les paramètres sont configurés de la façon suivante : $T = 80\mu s$ et $\tau = 30$ pour tout IED de l'architecture. La durée d'observation est fixée à $100ms$.

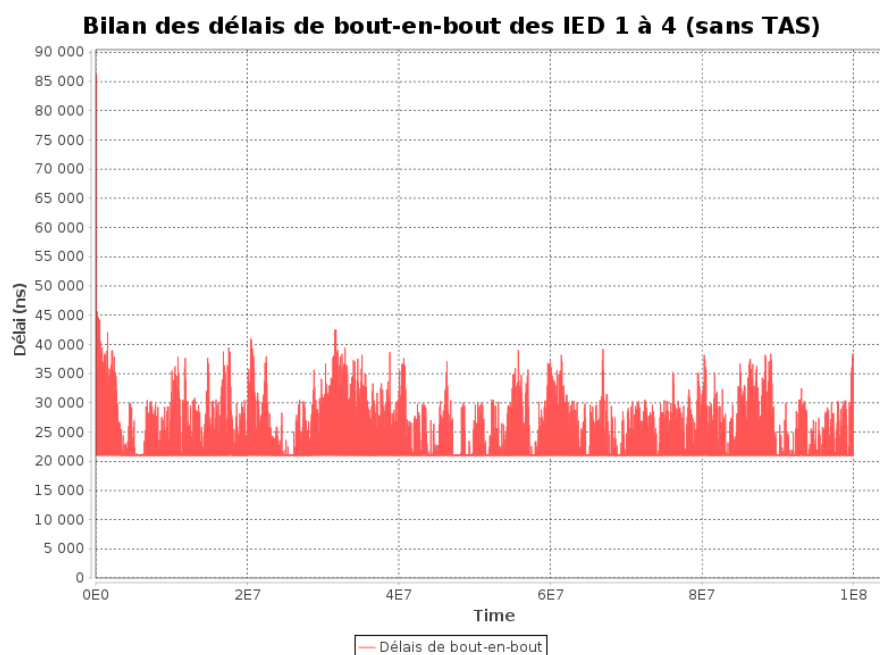


FIGURE 7.6 – Bilan des délais obtenus pour l'architecture présentée Figure 7.5, avec Ethernet commuté

L'affichage des résultats par l'intermédiaire de l'observateur montre l'intégration de notre modèle réseau IEC 61850 avec MECSYCO. Les résultats affichés sont en effet l'expression d'un calcul effectué à l'aide de données traversant plusieurs simulateurs (contrôle-commande *ad hoc* et OMNeT++) avant d'être exploité par un observateur, lui aussi modèle intégré à MECSYCO. Nous sommes ici en face d'une dynamique classique de transmission : un pic de trafic en début de simulation du fait de la simultanéité de l'envoi, suivi d'une transmission homogène dû au processus stochastique de transmission dicté *supra*.

Nous procédons maintenant à une seconde co-simulation pour Ethernet TAS. Les paramètres GOOSE et d'émission sont identiques au cas d'Ethernet commuté. La configuration des paramètres du TAS est décrite comme suit : une durée de *Guard Band* (GB) T_{GB} fixée à $20\mu s$, une durée de *Protected Window* (PW) fixée à $480\mu s$ et enfin une durée de *Free Time* fixée à $500\mu s$, portant donc la période du TAS T_{TAS} à $1000\mu s$. Seuls les messages ayant une priorité Ethernet de 7 sont éligibles pour transmission au cours de la *Protected Window*. Nous fixons de fait la valeur de priorité Ethernet de nos messages GOOSE à 6 avant de mieux visualiser les conséquences pratiques de ce choix. Le résultat de cette configuration est présenté en Figure 7.7. Le résultat montre également la faisabilité de la co-simulation pour une architecture réseau Ethernet TAS, illustrant l'avantage de l'utilisation de MECSYCO et à plus forte raison de la co-simulation : la modification d'une des parties du système co-simulé n'implique aucunement l'obligation de modification

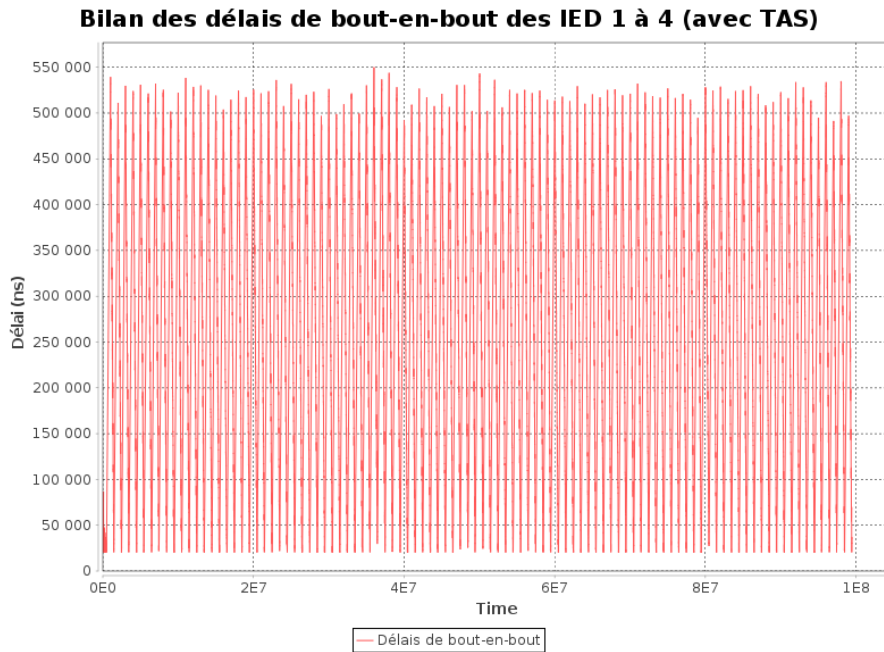


FIGURE 7.7 – Bilan des délais obtenus pour l'architecture présentée Figure 7.5, avec Ethernet TAS

des autres parties. L'exemple montre en effet la possibilité de passer d'une architecture Ethernet commuté vers TAS sans compromettre les choix de modélisation pour le contrôle-commande *ad hoc* et l'observateur. Les résultats eux-mêmes présentent les caractéristiques du mécanisme TAS : chaque pic de délai représente l'attente liée au *slot* de protection, composé des *slot* GB et PW, totalisant à eux deux une durée de $500\mu s$. L'écart entre Ethernet commuté et TAS s'explique par l'absence, pour le premier, de trafic de plus haute priorité que GOOSE ; Ethernet TAS imposant systématiquement les *slots* de protection, le délai est par conséquent toujours subi, y compris en l'absence de trafic protégé. Ceci illustre néanmoins le fonctionnement opérationnel du mécanisme TAS au travers de cet exemple de co-simulation.

En conclusion, notre contribution permet au framework MECSYCO l'intégration de modèles représentant des réseaux IEC 61850 à l'aide du simulateur OMNeT++. Celle-ci repose sur les travaux existants d'intégration de modèles IP et étendus pour l'occasion aux architectures Ethernet exploitables d'après nos modèles de simulation détaillés au chapitre 4. Plus concrètement, les contributions sont décrites comme suit :

- développement de modules simples pour la réception et l'intégration d'événements externes au modèle réseau ;
- prise en charge de ports d'entrée et de sortie adaptés à nos modèles de réseaux IEC 61850, notamment par la gestion de données de type chaîne de caractère ;

Les besoins identifiés en section 7.4.2 pour OMNeT++ trouvent leur réponse par ces deux modifications des travaux existants de Vaubourg et permettant son utilisation pour la co-simulation de l'architecture illustrée en Figure 7.3.

7.5.2 Gestion pour l'intégration d'un modèle de contrôle-commande cyclique et évènementiel à MECSYCO

La gestion simultanée de dynamiques évènementielle et périodique est le principal manquement de l'intégration du logiciel MATLAB à MECSYCO. Un modèle de contrôle-commande répondant à nos besoins⁶⁰ se décompose en deux parties :

1. **chaîne de traitement** : récupère l'information provenant des MU et la traite d'après un processus de traitement adapté aux besoins du constructeur d'IED ;
2. **algorithme** : récupère l'information en provenance de la chaîne de traitement pour effectuer ses opérations ; ce fonctionnement est identique aux opérations effectuées par les automates programmables industriels [40].

La considération évènementielle provient de la chaîne de traitement et de l'impossibilité de prédire l'arrivée de données provenant d'un réseau Ethernet⁶¹. La considération périodique de notre modèle provient de l'algorithme, exécuté d'après une période définie par les besoins du constructeur d'IED.

L'intégration de MATLAB repose sur le principe suivant :

- l'exécution du modèle s'effectue périodiquement d'après une période fournie par le modélisateur ; la fonction utilisée pour ce faire est *processInternalEvent()* (cf. section 7.2.2)
- en cas de réception d'un évènement extérieur, une ou plusieurs variables concernées par l'évènement sont modifiées en conséquence ; la fonction utilisée pour la gestion de l'évènement externe est *processExternalInputEvent()* (*Ibid.*).

La gestion de la dynamique périodique est ainsi assurée par l'utilisation de la fonction *processInternalEvent*, déjà fonctionnelle et pouvant être utilisée pour nos besoins. Il n'en est pas de même pour la gestion évènementielle, où l'appel à la fonction *processExternalInputEvent()* ne permet qu'une modification des variables utilisés par le modèle, sans possibilité d'exécution d'un processus de traitement. Nous explicitons ci-dessous la stratégie déployée dans l'optique de faire co-exister convenablement ces deux dynamiques.

En cas de réception d'un évènement externe (appel de la fonction *processExternalInputEvent()*), une fonction se chargeant d'opérer les opérations relatives au traitement est appelée. Les informations contenues dans l'évènement sont réceptionnées et passées en argument de cette fonction, dont le contenu est laissé à la seule appréciation du concepteur de la chaîne de traitement. Ceci permet au concepteur de ne se soucier que de l'arrivée de l'information souhaitée et provenant d'un modèle adapté à sa fourniture. Le résultat de sortie de la fonction est finalement mis à la disposition de l'algorithme pour la bonne tenue de son exécution. La modification de l'artéfact de modèle MATLAB est effectuée pour mener à bien toutes les opérations sus-citées ; le rôle de la fonction *processExternalInputEvent()* est modifié de façon à appeler la fonction se chargeant de l'exécution de la chaîne de traitement, lui passant en paramètre l'information tirée de l'évènement. Dans le cadre de ce manuscrit, la fonction MATLAB appelée par la fonction *processExternalInputEvent()* est considérée comme fixe, i.e., ne changeant pas selon les différentes implémentations d'algorithmes. Nous verrons en conclusion que ce point constitue l'une des perspectives d'amélioration de notre travail.

L'algorithme de contrôle-commande, modélisé à l'aide de l'environnement *Simulink*, est quant à lui exécuté périodiquement par l'appel de la fonction *processInternalEvent()*. Le modèle exploite les informations de l'environnement MATLAB provenant de la table des variables du logiciel, parmi lesquelles les variables calculées à la suite de l'exécution de la chaîne de traitement.

60. D'après l'expertise de SCLE SFE

61. Notons que cette affirmation est discutable en cas d'emploi du mécanisme TAS. Nous considérons néanmoins les architectures Ethernet commuté pour notre application.

L'implémentation décrite ci-dessus permet de segmenter les exécutions de la chaîne de traitement et de l'algorithme, assurant la bissection du modèle de contrôle-commande entre ces deux catégories. Cela implique la co-existence des deux dynamiques régissant notre modèle (Figure 7.8), répondant au besoin identifié *supra*. À partir de ce schéma de principe, nous proposons

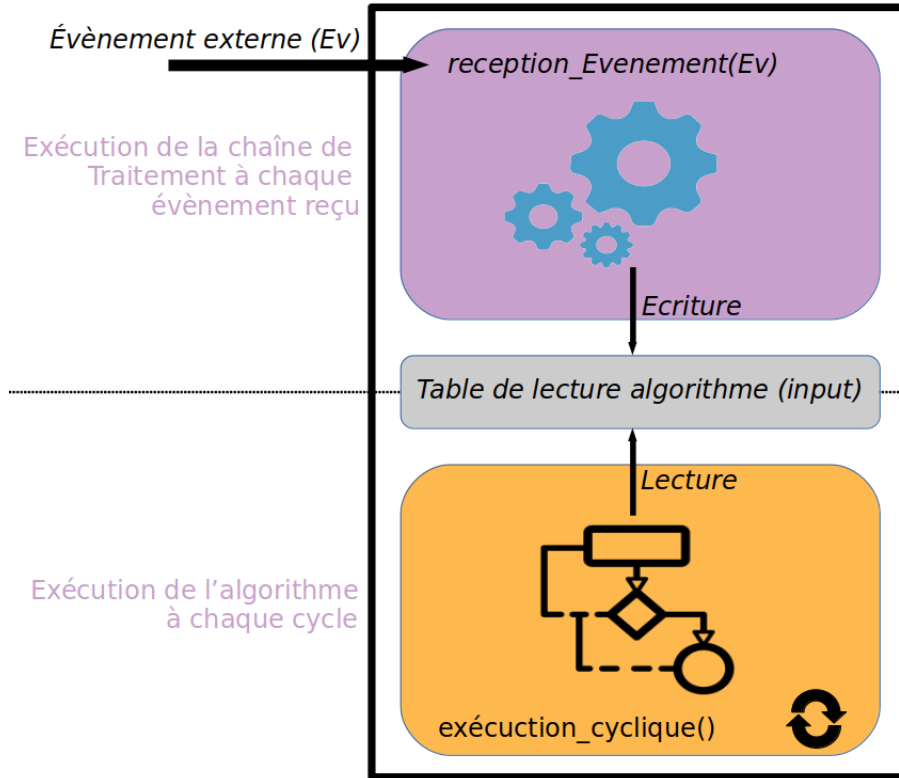


FIGURE 7.8 – Bissection du modèle MATLAB en deux entités logicielles indépendantes à dynamiques différentes. La table de lecture correspond à l'espace des variables du logiciel.

une nouvelle implémentation de l'artéfact de modèle MATLAB existant. Nous prouverons la possibilité de son application pratique au cours de la prochaine section.

7.6 Co-simulation d'une architecture de poste électrique à l'aide de MECSYCO

Cette section présente le résultat de nos contributions au travers d'une co-simulation de l'architecture dépeinte Figure 7.3. Nous décrivons d'abord la configuration de chaque modèle utilisé avant l'exécution conjointe de l'ensemble. Nous concluons en fin de section quant à la capacité de la co-simulation à remplacer nos anciennes hypothèses de simulation par des comportements tirés d'expertises métiers adaptées.

7.6.1 Configuration du modèle électrique

Le modèle électrique est représenté par un fichier *Comtrade* fourni par l'entreprise SCLE SFE. La valeur exploitée du fichier est le courant, dont la valeur devient anormalement élevée

et constituant un défaut électrique. La valeur du courant en fonction du temps est par la suite notée $i(t)$.

Les valeurs de courant contenues dans le fichier sont tirées d'un échantillonnage d'une fréquence de 2400 Hz qui contient un total de 2424 échantillons, soit une observation d'environ 1 seconde. La courbe formée par les échantillons au cours du temps est présentée en Figure 7.9. La

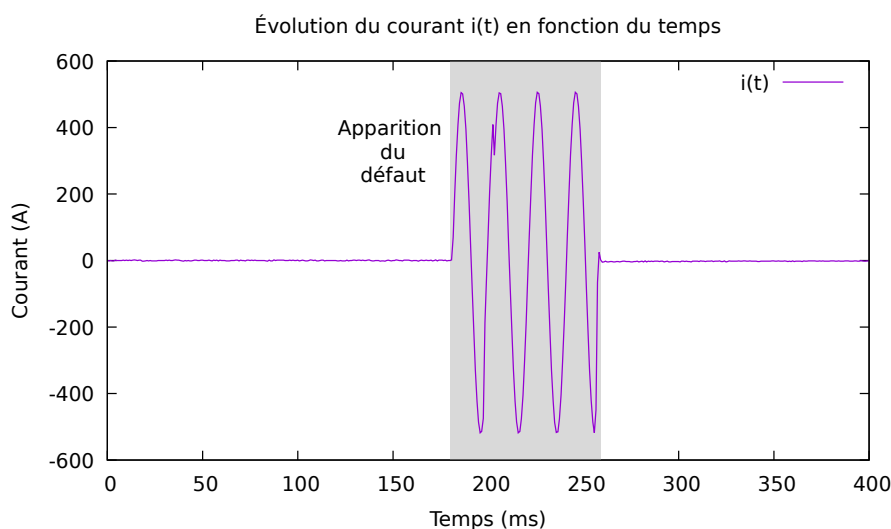


FIGURE 7.9 – Profil du courant $i(t)$ au cours de la co-simulation. Ce profil représente la partie électrique de l'architecture présentée Figure 7.3. Seul l'intervalle $[0, 400]$ est considéré afin de faciliter la lisibilité de la courbe.

phase de défaut, précédée et succédée par des phases normales est d'une durée de 79 ms, située entre les 181 et 260 millisecondes.

7.6.2 Configuration du modèle réseau

Le modèle OMNeT++ est composé de deux nœuds : la MU, transportant les échantillons reçus par le modèle électrique ; l'IED de contrôle-commande transférant les informations reçues vers le modèle MATLAB. Ces deux nœuds sont reliés par l'intermédiaire d'un commutateur Ethernet, fonctionnant en *Store & Forward* pour la réception des trames et n'appliquant pas le mécanisme TAS. Chaque lien dispose d'une capacité de 100Mbps. Les valeurs électriques transmises sur le réseau utilisent un profil de deux échantillons par trames⁶², bien qu'un seul échantillon soit réellement encapsulé pour notre exemple. Ce choix est justifié par l'absence de profil correspondant en Table 4.2 et de la mise à disposition de 2424 échantillons étalés sur 1s au sein du fichier *Comtrade*, conduisant à une taille de trame constante de 283 octets⁶³. Une illustration de l'architecture sous OMNeT++ est fournie en Figure 7.10.

62. cf. chapitre 4, section 4.3, Table 4.2.

63. Taille de référence déjà considéré au cours du chapitre 6, section 6.2.3, Table 6.2 pour le même choix de paramétrage.

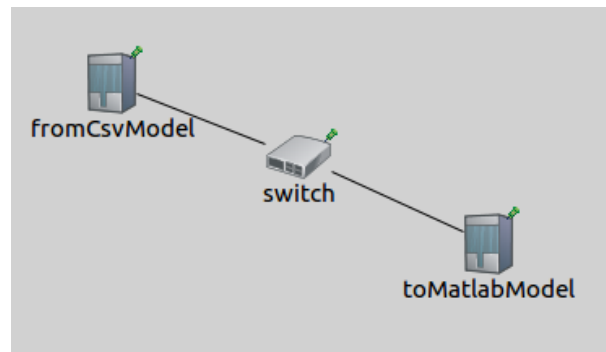


FIGURE 7.10 – Modèle de communication numérique sous OMNeT++. Cette architecture représente la partie communication numérique illustrée Figure 7.3.

7.6.3 Configuration du modèle de contrôle-commande

Le modèle MATLAB se décompose en deux sous-parties indépendantes : la *chaîne de traitement* et *l'algorithme*, tous deux responsables du contrôle-commande. Nous décrivons, ci-après, une configuration pour chacun d'eux.

La chaîne de traitement choisie pour notre étude est décrite comme suit : à chaque réception d'un échantillon, celui-ci est stocké par MATLAB dans une variable de type tableau, ayant le comportement d'une pile FIFO et dont la taille permet l'accumulation de 64 échantillons. En cas d'arrivée d'un nouvel échantillon, le dernier élément du tableau est supprimé, cédant sa place. Une transformée de Fourier rapide est effectuée sur l'ensemble de la pile tous les 16 échantillons reçus, suivie d'opérations de calcul de la valeur efficace. Finalement, la valeur maximale de l'ensemble des valeurs est sélectionnée et stockée dans une variable d'entrée utilisable par l'algorithme de contrôle-commande.

L'algorithme repose sur un simple principe de comparateur : la valeur d'entrée obtenue à la suite du processus de traitement est lue par l'algorithme. Cette valeur est ensuite comparée à une valeur de seuil. Si la valeur de seuil est dépassée, alors l'état de la valeur de sortie générée par l'algorithme passe à 1 (disjoncteur ouvert). Dans le cas contraire, la valeur de sortie est mise à 0 (disjoncteur fermé). L'algorithme est exécuté périodiquement à raison d'une période de $5ms$.

Remarquons que le modèle développé ici n'est qu'un exemple didactique pour appuyer notre démonstration. Nous discuterons de ce point en conclusion du chapitre.

7.6.4 Co-simulation de l'ensemble et discussions

L'évaluation de l'architecture s'effectue par l'observation du délai entre l'instant d'apparition du défaut et l'ouverture effective du disjoncteur. Nous fixons à $10ms$, pour cet exemple, une valeur arbitraire de contrainte de temps de réaction. Le résultat, après co-simulation, est présenté en Figure 7.11. L'apparition du défaut est effective à $t = 181ms$ et l'ouverture du disjoncteur à $t = 200ms$, donnant un délai de réaction de $19ms$, et violant la contrainte de $10ms$ fixée précédemment. Nous cherchons à évaluer la raison de cette violation par l'identification de la cause principale du temps de réaction en étudiant la comparaison entre le délai dû au réseau et le délai dû à l'algorithme. Le temps de transmission d'une trame est calculé à l'aide de la taille des trames circulant sur le réseau ainsi que de la capacité des liens. Soit S la taille de notre trame en bits et C la capacité en $Mbps$; l'obtention de S est immédiate (cf. section 7.6.2) et égal à : $S = 283 \times 8 = 2264$ bits ; de la même manière que pour S , la valeur de C est fournie en

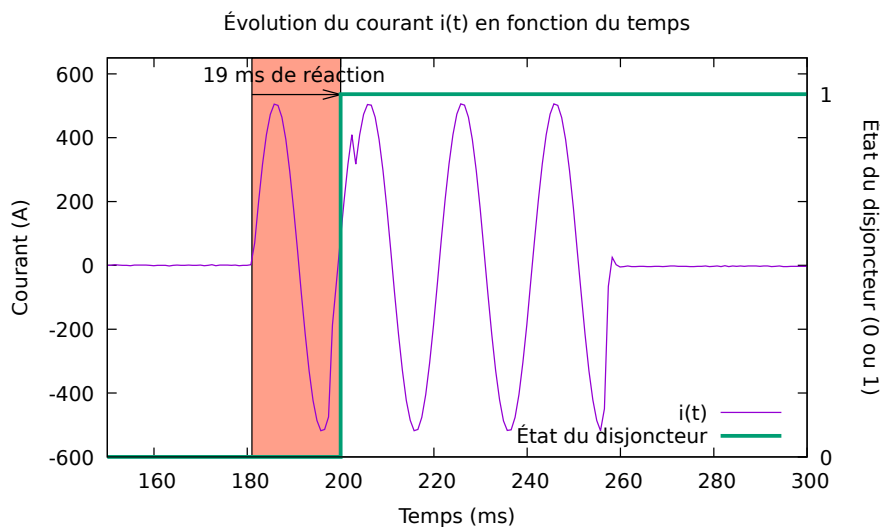


FIGURE 7.11 – Délai d'ouverture du disjoncteur après l'apparition d'un défaut sur la ligne.

section 7.6.2. Sachant que la trame est d'abord transmise de la MU vers le commutateur, puis du commutateur vers l'IED de contrôle-commande sur des liens à 100Mbps , nous calculons le délai de bout-en-bout de la trame par :

$$d = 2 \times \frac{S}{C} = \frac{2 \times 2264}{100 \times 10^6} = 45.28\mu\text{s}$$

Le ratio entre le délai de traversée du réseau et le délai de réaction du disjoncteur est donné par :

$$\frac{45.28 \times 10^{-3}}{19} = 2.383 \times 10^{-3}$$

représentant 0.238% du temps de réaction. Le calcul du ratio permet de déduire la responsabilité principale de l'algorithme dans le temps de réaction du disjoncteur, ce dernier nécessitant (1) 16 valeurs avant d'exécuter la chaîne de traitement et la fournir comme entrée à l'algorithme, (2) un délai de 5ms entre deux exécutions. La différence entre la valeur de seuil fournie à l'algorithme et le résultat obtenu à l'issue de la chaîne de traitement est également impactante.

Un premier résultat remarquable est l'impact de domaines métiers extérieurs à la communication sur le temps de réaction. La seule préoccupation du respect de contrainte temps réel sur les réseaux simulés n'eût en effet pas suffi pour arriver à la conclusion d'une violation. Ceci constitue l'un des points forts de l'approche par co-simulation, apportant une évaluation plus étendue que la seule étude des réseaux à l'aide de la seule simulation.

Un autre point saillant de l'étude est la possibilité d'identification de l'origine des problèmes, permettant de corriger les implémentations défectueuses. Nous avons pu par exemple constater l'insuffisance⁶⁴ de l'algorithme de contrôle-commande et de sa chaîne de traitement à réagir pour le respect d'une contrainte temporelle; le phénomène fut identifié à l'aide d'une brève analyse effectuée *a posteriori* consistant à étudier le rapport des délais liés à chaque expertise.

Enfin, cet exemple montre la capacité de la co-simulation à représenter les phénomènes régissant le comportement des équipements d'architectures réseaux IEC 61850, dépeint en simulation

64. Ici purement imaginaire, dans la mesure où le scénario illustre un simple exemple de l'ordre de la preuve de concept.

par de simples hypothèses. Le modèle électrique, par l'utilisation de fichiers **Comtrade**, apporte une représentation plus fine des phénomènes de défauts, ici par la manifestation d'une valeur excessive de courant. Le modèle de contrôle-commande, par l'utilisation du logiciel **MATLAB**, décrit le comportement attendu de l'IED face au défaut et ses spécificités. Si l'exemple co-simulé ne s'attèle qu'à l'étude de l'état d'un disjoncteur en présence de défaut, l'implémentation proposée au cours de ce travail autorise l'extension à d'autres modèles, tirés de réalisations pratiques et permettant la co-simulation de cas plus complexes. Le cas traité plus haut, bien qu'exemple didactique, demeure suffisant pour la démonstration des capacités de MECSYCO.

7.7 Conclusion et perspectives

Ce chapitre étudie l'emploi de la multi-modélisation et de la co-simulation pour combler les carences identifiées d'une unique simulation. Le poste électrique fut considéré comme composé de trois parties :

- partie **électrique**, modélisée à l'aide de fichiers **Comtrade** ;
- partie **réseau**, modélisée à l'aide du logiciel **OMNeT++** ;
- partie **contrôle-commande**, modélisée à l'aide du logiciel **MATLAB**

L'unification de chacune des parties au sein d'une unique co-simulation fut portée à l'aide de l'intergiciel de co-simulation MECSYCO, d'une part pour la garantie de rigueur apportée aux co-simulations, d'autre part pour son aptitude à accueillir les outils de modélisation cités précédemment et utilisés dans le cadre de ces travaux.

Plusieurs améliorations furent néanmoins nécessaires pour mener à bien les co-simulations envisagées (i.e., de postes électriques). La première concerne l'intégration d'**OMNeT++**, adaptée pour la co-simulation de modèles IP mais non aux modèles Ethernet et plus particulièrement IEC 61850 ; la seconde est l'incapacité de **MATLAB** à faire co-exister dynamiques événementielle et périodique ensemble pour tenir rigueur des spécificités du contrôle-commande de postes.

L'apport de solutions à ces deux problèmes constitue nos contributions pour ce chapitre. Nous proposâmes d'abord l'intégration de nos modèles de simulation, développés au cours du chapitre 4, à l'intergiciel MECSYCO, lui conférant la capacité de traiter ce type de modèle. Ceci fut réalisé en bonne intelligence avec les travaux existants de Vaubourg, reprenant à notre compte sa méthodologie d'intégration de réseaux IP. Le problème de **MATLAB** fut quant à lui réglé par une modification de son modèle d'intégration à MECSYCO, dont la fonction *processExternalInputEvent()* du formalisme DEVS pour l'exécution d'une fonction s'occupant notamment du traitement des données reçues et contenues dans les événements externes.

Nos propositions furent testées par un cas d'application intégrant les trois parties précédemment décrites. L'exemple se base sur un fichier **Comtrade** tiré d'un scénario réel, d'un modèle réseau réalisé pour répondre à l'architecture fixée par nos soins et un modèle de contrôle-commande *ad hoc* en l'absence d'un modèle plus abouti, en raison de problématique relevant de la propriété intellectuelle et difficilement présentable dans le cadre de ce manuscrit, rendu public à échéance. Ce problème reste néanmoins marginal, notre préoccupation étant de prouver la faisabilité d'intégration de modèles de contrôle-commande faisant co-exister deux dynamiques différentes et montrée comme faisable au cours de ce chapitre.

De l'obtention de ces résultats a pu être tirée la faisabilité d'application de la co-simulation à notre problématique, apportant des réponses supplémentaires par rapport à la seule simulation : dynamique de transmission des équipements réseaux, temps de réaction global (i.e., du défaut à la réaction de l'appareil de protection), etc.

Plusieurs **perspectives** sont envisagées à la suite de ce travail :

- **co-simulation d'une architecture en boucle fermée** : l'architecture co-simulée présentée au cours du manuscrit illustre principalement la faisabilité de l'interaction entre trois modèles exploitables pour l'évaluation de postes. La co-simulation fut réalisée en boucle ouverte, i.e., sans que la réaction de l'IED de contrôle-commande n'ait d'effet sur le reste du système. Une perspective est l'étude d'une architecture fonctionnant en boucle fermée, permettant l'étude des interactions entre les différents équipements du poste.
- **intégration d'un simulateur électrique** : l'utilisation de fichier **Comtrade**, bien qu'utile pour rejouer un scénario réel duquel est tiré le fichier utilisé, ne permet pas de considérer l'état d'une architecture électrique après réaction d'un équipement. L'une des perspectives est l'intégration rigoureuse d'un simulateur capable de gestion d'architectures électriques. L'intégration du simulateur **HYPERSIM** fut notamment évoquée au cours de discussions avec des représentants de l'entreprise Opal-RT durant cette thèse.

Cette dernière section clôture la deuxième partie de ce manuscrit relatif à nos contributions.

Conclusion générale et perspectives

Avec cette disparition (...) venait la fin, la fin définitive de l'Éternité. Et le début de l'Infinité.

La fin de l'éternité, Isaac Asimov

Le principal objectif du manuscrit fut l'évaluation de performances d'architectures réseaux IEC 61850, en vue d'assurer le fonctionnement opérationnel de postes électriques, composants essentiels des infrastructures *smart grids*. Deux approches retinrent notre attention :

1. Évaluation par simulation (chapitre 4) ;
2. Évaluation par modélisation analytique (chapitres 5 et 6) ;

Ces deux approches furent complétées d'une troisième étude portant sur l'utilisation de la multi-modélisation et co-simulation dans l'optique d'améliorer la fiabilité de nos modèles de simulation (chapitre 7).

Évaluation par simulation

L'évaluation de performances de réseaux IEC 61850 est l'objet de nombreuses études depuis l'apparition du standard. Les recherches portent principalement sur la mise à disposition, par la communauté académique, de modèles de simulation exploitables. Si ces travaux constituent une première étape importante dans la mise à disposition d'outils d'évaluation, la configuration d'architectures à partir de ressources fournies par le standard reste inexploitée. Citons notamment les fichiers de configuration *Substation Configuration Description* (SCD), contenant un grand nombre d'informations utiles à la configuration de l'architecture réseau (tailles des données à transmettre, comportement de transmission, priorités, etc.).

Notre contribution se situe à la jonction entre modélisation d'une architecture et sa configuration. L'outil logiciel **STARS** (*Simulation Tool for Analysis of substation netwoRkS*) fut proposé pour établir la connexion entre spécifications fonctionnelles et architecture matérielle ; les spécifications fonctionnelles et plus particulièrement les échanges de messages entre les fonctions d'IED fournis par le fichier SCD, dictent le comportement des échanges au sein de l'architecture matérielle, modélisée et simulée automatiquement par **STARS** avec l'appui du simulateur **OMNeT++**. Ce dernier repose sur l'exploitation et l'amélioration de modèles IEC 61850 existants. La possibilité de modélisation du *Time Aware Shaper* (TAS) issue de la norme *Time Sensitive Networking* (TSN) est également intégré à notre outil. La simulation d'architectures réseaux IEC 61850 opérationnelle est dès lors possible par la fourniture du fichier SCD et la description de l'architecture matérielle. Un exemple fut fourni pour décrire pas à pas l'utilisation de l'outil et montrer ses capacités. Celui-ci fut suivi d'une comparaison entre utilisation d'architectures Ethernet commuté classiques et d'architectures Ethernet TAS.

La principale limite de l'approche par simulation est la difficulté de simuler le scénario conduisant à apprécier le délai de pire cas. Ceci est dû à la difficulté, pour le modélisateur, de déterminer le jeu de paramètres (explosion combinatoire) conduisant au scénario défavorable, couplé à l'impossibilité d'affirmer, avec le nombre de simulations limité, que le délai obtenu soit le pire possible, y compris si ce dernier l'est véritablement. Cette limite nous conduit à compléter notre proposition par la modélisation analytique de nos réseaux IEC 61850.

Modélisation analytique

La détermination du délai de pire cas pour des architectures réseaux passent régulièrement par leur modélisation analytique. Nombre de méthodes possibles sont actuellement utilisées pour divers types de topologies, distinguées selon deux catégories : *exactes* (résultats précis mais difficulté d'implémentation) ou *simplifiées* (facilement implémentable mais résultats moins précis). Plusieurs solutions simplifiées, comme le *Network Calculus* ou le *Compositional Performance Analysis* (CPA), semblent prometteurs malgré une source de pessimisme causée par la prise en compte de scénarios excessivement défavorables. De ce constat naît le besoin d'établir une méthodologie permettant l'élagage de scénarios trop pessimistes pour ne conserver que les délais de pire cas plus proche de la réalité.

Les chapitres 5 et 6 présentent l'analyse par agrégation de flux pour répondre à cette problématique. Le principe repose sur l'étude des latences frappant une trame d'étude f_m tout au long de son trajet au sein de l'architecture, plus particulièrement de latences causées par d'autres trames. Chaque sommet voit f_m rentré en contention avec d'autres trames, formant à leur sortie un flux. Le flux principal F_m (contenant la trame principale) est à son tour sujet à contentions, source de latences supplémentaires pour f_m . L'analyse détermine, à partir de la taille des différents flux en contention, la possibilité d'un blocage par toutes les trames des flux concurrents à F_m . Le cas contraire entraîne le calcul du délai de pire cas effectivement atteignable. Par la considération d'hypothèses telles que la compacité des flux (toute trame composant un flux se suit de manière sérialisée), de tailles de trame identiques et de liberté d'action sur les *offsets* de transmission à la source, l'analyse s'applique localement à chaque nœud de façon itérative, aboutissant à l'élaboration d'un algorithme de détermination de notre délai. L'hypothèse de compacité, particulièrement importante pour notre travail, est tirée du mode de transmission particulier des protocoles de l'IEC 61850 : GOOSE et SMV sont en effet diffusés en *broadcast*, quand MMS, s'il reste un protocole *unicast*, peut tout à fait être l'objet d'une transmission intensive conduisant à considérer comme réaliste cette hypothèse. Le chapitre 5 présente les lignes directrices de cette approche dans le contexte d'architectures Ethernet commuté avec priorité stricte quand le chapitre 6 étend l'analyse aux architectures Ethernet TAS. Plusieurs simulations sont conduites pour tester la robustesse de notre méthodologie d'analyse de contentions en présence du mécanisme TAS : le pessimisme du délai de pire cas calculé pour le protocole GOOSE, plus particulièrement sa frange la plus critique (GOOSE 1A), est établi à 2.34%. La même analyse pour le protocole MMS nous conduit quant à elle à un pessimisme à hauteur de 7.1% et montre l'intérêt de l'étude des contentions, particulièrement de l'élagage de scénarios invraisemblables.

L'approche développée au cours des chapitre 5 et 6 n'en reste pas moins ouvertes aux améliorations. Plusieurs hypothèses, telles que :

- la compacité des flux ;
- une taille de trame commune ;
- le positionnement de trafics protégé au même endroit ;
- une configuration TAS à une seule *Protected Window*

nécessitent d'être relâchées pour la considération de cas plus généraux.

Multi-modélisation et co-simulation

La simulation et la modélisation analytique représentent deux approches complémentaires pour l'évaluation de performances d'architectures réseaux. Toutes deux reposent néanmoins sur plusieurs approximations : la nature des événements conduisant à la transmission de messages ou la réaction des équipements à un défaut pour la simulation ; des hypothèses simplificatrices comme une taille identique de trames ou de capacité de flux pour la modélisation analytique. L'emploi de la co-simulation vise à remplacer ces hypothèses simplificatrices par l'intégration, au sein des modèles réseaux, de modèles idoines. En sus du domaine réseau s'ajoutent les domaines électrique et de contrôle-commande. Le premier permet de remplacer les hypothèses sur la nature périodique des défauts électriques par la considération de vrais défauts, caractérisée par une durée, une intensité ou encore une occurrence autre que périodique ; le second décrit le comportement de l'IED face au défaut, en lieu et place d'hypothèses comme l'émission systématique de toutes les données agrégées en son sein.

Le framework MECSYCO, développé par le laboratoire LORIA, est utilisé dans le contexte de cette thèse, principalement pour la garantie apportée quant à la fiabilité des résultats obtenus ainsi que de nombreux outils de simulation déjà intégrés et utilisables. Le poste électrique sous MECSYCO fut représenté par trois outils : (1) des fichiers *Comtrade* pour la modélisation des phénomènes électriques ; (2) *OMNeT++* pour la modélisation des réseaux IEC 61850 ; (3) *MATLAB* pour la représentation des algorithmes de contrôle-commande. Bien que les deux derniers logiciels soient intégrés à l'environnement logiciel de MECSYCO, des manquements furent identifiés : une intégration reposant sur les réseaux IP (et non Ethernet) pour *OMNeT++* et l'incapacité d'une gestion conjointe de dynamiques événementielle et périodique pour *MATLAB*. Notre contribution consiste à répondre aux deux problèmes par la modification des choix d'intégration existants. Nous avons pu vérifier et valider nos modifications par la co-simulation d'une architecture de poste électrique simplifiée, montrant la faisabilité de l'entreprise. L'intérêt de l'approche est notable sur plusieurs plans, dont la possibilité de remplacer nos hypothèses simplistes par des caractères tirées de modèles plus fidèles à la réalité.

Le framework MECSYCO capable de traiter d'architectures de postes électriques, plusieurs perspectives sont envisagées à ce travail, dont la co-simulation d'architectures plus complexes et réalisées en boucle fermée. L'intégration de modèles électriques plus complets est également envisagée, du fait d'une certaine limitation de l'emploi de fichiers *Comtrade*, comme l'étude du comportement de l'architecture électrique à la suite d'une réaction d'un ou plusieurs IEDs.

Autres Perspectives

Si notre travail s'intéresse à l'évaluation de performances de réseaux IEC 61850, l'objectif reste sous-jacent visant en la garantie des performances temps réel du système d'étude. À ce titre, plusieurs possibilités peuvent être envisagées pour l'optimisation du déploiement d'architectures de communication. Citons les méthodes de compression des données applicatives redondantes, dont le protocole SCHC (*Static Context Header Compression*) [148]. Si son utilisation fut originellement pensée pour des infrastructures réseaux longue portée à faible consommation énergétique (LPWAN, *Low-Power Wide Area Network*), le protocole représente une couche intermédiaire entre la couche applicative et les couches inférieures (e.g., transport ou même liaison). Son application aux protocoles de l'IEC 61850, dont les en-têtes, souvent lourdes, contiennent des éléments redondants, constitue une piste d'investigation complémentaire à nos travaux.

Notons également les avancées du modèle d'architectures réseau SDN (*Software-Defined Network*) dont le principe repose sur un découplage des fonctionnalités logiques et physiques des équipements assurant la communication. Si les architectures Ethernet reposent traditionnellement sur la mise en œuvre d'une architecture à intelligence décentralisée (i.e., chaque équipement agit selon les informations qu'il reçoit localement), les solutions offertes par SDN ouvrent la porte à la perspective d'une centralisation de l'intelligence pour ces architectures réseaux locales ; cette centralisation ayant montré des améliorations de performances dans le contexte d'Internet [169].

A

Démonstrations du chapitre 5

A.1 Démonstration de l'inéquation 5.6

La condition d'obtention du TLWCD, que nous nommons *condition TLWCD* par la suite, est donnée par l'équation :

$$\gamma_m \geq \max_{j \in [1; q_i]} (\beta_j)$$

Démonstration. Pour cette démonstration, nous étudions l'impact des délais T_{SP_i} et T_{HP_i} et vérifions la valeur du WCD en fonction des situations.

Détermination de l'impact de T_{SP_i} : Soient $F_{c_1}, F_{c_2}, \dots, F_{c_{q_i}}, q_i$ flux concurrents débutant leur arrivée à un même instant t en v_i . Sachant que le flux principal F_m est en contention avec chacun de ces flux, chaque trame de chacun des F_c peut perturber les trames de F_m durant toute la durée de son arrivée. Si nous faisons l'hypothèse que le flux concurrent avec la plus grande quantité de trames SP (i.e., la valeur β la plus élevée) a un nombre de trames SP inférieur au nombre total de trames de F_m , où encore si :

$$\gamma_m \geq \max_{j \in [1; q_i]} (\beta_j)$$

alors toutes les trames de tous les flux concurrents présents en v_i bloquent le flux principal F_m . Ce blocage se traduit par le délai suivant :

$$T_{SP_i} = T_{tr} \sum_{j=1}^{q_i} \beta_j$$

Dans le cas où :

$$\gamma_m < \max_{j \in [1; q_i]} (\beta_j)$$

certaines trames en provenance du flux F_c avec la valeur β la plus élevée ne bloqueront pas le flux principal, soit du fait de leur transmission préalable, soit du fait de leur arrivée après la dernière trame du flux principal.

Détermination de l'impact de T_{HP_i} : Nous faisons l'hypothèse que chaque trame HP de chaque flux F_c débute leur arrivée une fois l'arrivée de toutes les trames SP effective. Si cette

arrivée forme un flux compact, alors nous pouvons garantir le blocage de F_m par toutes les trames HP de tous les F_c . Nous obtenons alors :

$$T_{HP_i} = T_{tr} \sum_{j=1}^{q_i} \alpha_j$$

Synthèse : En effectuant la somme de T_{SP_i} et T_{HP_i} , nous obtenons :

$$\begin{aligned} & T_{tr} \left(\sum_{j=1}^{q_i} \alpha_j + \sum_{j=1}^{q_i} \beta_j \right) \\ &= T_{tr} \sum_{j=1}^{q_i} (\alpha_j + \beta_j) \\ &= T_{tr} \sum_{j=1}^{q_i} \gamma_j \end{aligned}$$

correspondant à la définition du TLWCD donné par l'équation 5.5. L'obtention de ce résultat étant dépendante de la condition

$$\gamma_m \geq \max_{j \in [1; q_i]} (\beta_j)$$

nous déduisons la condition que nous cherchions à démontrer. □

A.2 Démonstration de l'équation 5.7

Le **pire délai local possible (PLWCD)** pour le flux principal F_m en un sommet v_i est la somme $T_{SP_i} + T_{HP_i}$, strictement inférieure au TLWCD, et causé par les flux concurrents F_c en fonction de leurs valeurs α , β et γ . Le PLWCD est formellement donné par la formule :

$$PLWCD = TLWCD - T_{tr} \left(\max_{j \in [1; q_i]} (\beta_j) - \gamma_m \right)$$

Démonstration. Cette démonstration repose sur la détermination des valeurs T_{HP_i} et T_{SP_i} pour le calcul du WCD et repose sur le non-respect de la condition TLWCD, donnée par l'inéquation 5.6.

Détermination de l'impact de T_{SP_i} : Nous cherchons à identifier la situation maximisant le blocage causé par les trames SP des flux concurrents F_c en v_i . Deux types de blocage par trames SP sont considérés pour cette démonstration :

- **blocage direct** : une (ou plusieurs) trame SP, en provenance d'un (ou plusieurs) flux concurrent arrive en même temps qu'une trame SP du flux F_m et est servi avant cette dernière ;
- **blocage indirect** : une (ou plusieurs) trame SP, en provenance d'un (ou plusieurs) flux concurrent est déjà présente en mémoire, bloquant par conséquent une trame SP de F_m ; ceci est valide du fait de la politique FIFO arbitrant la mémoire du commutateur, que nous assumons.

Du fait de la politique *Strict Priority*, aucune trame HP ne peut être bloquée par une trame SP ; inversement, une trame HP bloque toute transmission d'une trame SP en provenance d'autres F_c . Un flux F_m transmettant une trame HP est par conséquent source d'un blocage indirect.

Ainsi, quel que soit le type de trame transmise par un flux F_m , le blocage sera toujours effectif, prenant soit la forme d'un blocage direct ou indirect.

Si nous considérons l'inéquation 5.6 comme fausse, i.e.,

$$\gamma_m < \max_{j \in [1; q_i]}(\beta_j)$$

il devient impossible pour F_m d'être bloqué par l'intégralité des trames de l'ensemble des flux concurrents.

Nous proposons la situation suivante pour la maximisation T_{SP_i} . Considérons d'abord que la date d'arrivée de la dernière trame de F_m , notée t_{last} , coïncide avec la date d'arrivée de la dernière trame SP du flux concurrent ayant la plus grande valeur β , noté F_{c_β} . Nous pouvons alors affirmer que l'ensemble des trames de F_m subissent un délai de blocage par F_{c_β} , direct ou indirect. Notons par t_{first} la date d'arrivée de la première trame F_m en v_i . Nous pouvons déduire l'équation suivante :

$$t_{last} = t_{first} + \gamma_m \times T_{tr}$$

Considérons que l'intégralité des flux F_c débute la transmission de leurs trames SP à une même date notée t , tel que :

$$t < t_{first}$$

Notons par :

$$\Delta = t_{first} - t$$

la durée entre le début d'arrivée des trames SP de tous les F_c et le début d'arrivée de F_m en v_i . Nous déduisons aisément que toute trame transmise durant cette durée ne peut bloquer F_m .

Sachant que le nombre de trames transmises entre $t_{last} - t$ est donné par :

$$\max_{j \in [1; q_i]}(\beta_j) = \frac{t_{last} - t}{T_{tr}}$$

et que le nombre de trames transmises durant $t_{last} - t_{first}$ est donné par :

$$\gamma_m = \frac{t_{last} - t_{first}}{T_{tr}}$$

nous pouvons déduire que :

$$\begin{aligned} \Delta &= t_{first} - t \\ \Delta &= (-T_{tr} \times \gamma_m + t_{last}) - (-T_{tr} \times \max_{j \in [1; q_i]}(\beta_j) + t_{last}) \\ \Delta &= T_{tr}(\max_{j \in [1; q_i]}(\beta_j) - \gamma_m) \end{aligned}$$

Toutes les trames en provenance des F_c bloquent F_m , hormis celles transmises au cours de la durée Δ . La valeur de T_{SP_i} est donc déduite par :

$$\begin{aligned} T_{SP_i} &= T_{tr} \left(\sum_{j=1}^{q_i} \beta_j \right) - \Delta \\ T_{SP_i} &= T_{tr} \left(\sum_{j=1}^{q_i} \beta_j - (\max_{j \in [1; q_i]}(\beta_j) - \gamma_m) \right) \end{aligned}$$

où :

$$\sum_{j=1}^{q_i} \beta_j$$

représente la somme de l'ensemble des trames SP de tous les F_c .

Détermination de l'impact de T_{HP_i} : Considérons que la première trame HP en provenance de l'ensemble des F_c débute son arrivée en v_i dès la fin d'arrivée de l'ensemble des trames SP de ces mêmes F_c . Le flux formé par les trames HP est alors compact, permettant d'en déduire la valeur de T_{HP_i} :

$$T_{HP_i} = T_{tr} \sum_{j=1}^{q_i} \alpha_j$$

Synthèse : Le PLWCD est déduit des deux précédentes analyses par la somme des termes T_{SP_i} et T_{HP_i} :

$$\begin{aligned} PLWCD &= T_{HP_i} + T_{SP_i} \\ PLWCD &= T_{tr} \left[\sum_{j=1}^{q_i} \alpha_j + \sum_{j=1}^{q_i} \beta_j - (\max_{j \in [1; q_i]}(\beta_j) - \gamma_m) \right] \end{aligned}$$

En remarquant que :

$$\begin{aligned} TLWCD &= T_{tr} \sum_{j=1}^{q_i} \gamma_j \\ &= T_{tr} \sum_{j=1}^{q_i} (\alpha_j + \beta_j) \end{aligned}$$

il vient :

$$PLWCD = TLWCD - T_{tr} ((\max_{j \in [1; q_i]}(\beta_j) - \gamma_m))$$

correspondant à l'expression recherchée. Notons également que si :

$$\gamma_m = \max_{j \in [1; q_i]}(\beta_j)$$

nous avons :

$$PLWCD = TLWCD$$

accréditant le résultat fourni par l'inéquation 5.6.

□

B

Démonstrations du chapitre 6

B.1 Démonstration de la proposition 6.1

Le WCD pour le scénario 1, en cas de respect de la condition TLWCD (équation 5.6), est donné par :

$$WCD = TLWCD + \left\lceil \frac{TLWCD + T_{\gamma_m}}{T_{FT}} \right\rceil \times T_{PW} \quad (\text{B.1})$$

Avec :

$$T_{\gamma_m} = \gamma_m \times T_{tr}$$

Démonstration. Pour cette démonstration, nous justifions l'origine des deux termes additionnés formant l'assertion.

Le terme TLWCD — que le mécanisme TAS soit actif ou non, est subi aussi longtemps que nous restons dans le cadre d'Ethernet classique. L'obtention du TLWCD implique qu'une trame principale f_m est bloquée par l'intégralité des trames des flux concurrent au flux principal, quelle que soit sa priorité.

Le second terme est lié au mécanisme TAS et induit une situation telle que, pour un *slot Protected Window* (PW), dont la durée est notée T_{PW} , aucune trame (excepté celles du trafic protégé qui ne nous intéresse pas ici) n'est autorisée à la transmission. Il vient alors un délai de blocage supplémentaire.

Soit f_m , la trame principale et objet de notre étude arrivant en v_i . Dans un contexte sans TAS, et si cette trame n'est soumise à aucun blocage lié à d'autres trames, celle-ci peut être transmise immédiatement dès la fin de son arrivée. En cas d'un scénario pour lequel un mécanisme TAS régleme la sortie de v_i et si la trame f_m arrive au début d'un *slot* PW, alors f_m doit attendre un délai T_{PW} (cf. Figures B.1.a).

Du précédent paragraphe, nous déduisons l'obligation, pour une trame f_m , d'attendre au moins la durée d'un *slot* PW si l'arrivée de f_m coïncide avec le début de ce *slot* (Figure B.1.b). Le *slot* PW achevée, un *slot* d'autorisation de transmission, nommé *Free Time* (FT) et de durée notée T_{FT} débute permettant à f_m de débiter sa transmission.

Généralisons maintenant le paragraphe précédent à un flux complet. Soit

$$F_m = [\alpha_m; \beta_m; \gamma_m]$$

un flux contenant f_m , nommé flux principal. Soient les hypothèses suivantes :

- la taille de toute trame du flux est identique, avec pour temps de transmission T_{tr} ;
- f_m est placée en dernière position de F_m .

Notons par t_{debut} , la date d'arrivée de la première trame f_1 de F_m en v_i . Si t_{debut} coïncide avec le début d'un *slot* PW, alors la date de transmission de f_1 , notée t_{f_1} est donnée par :

$$t_{f_1} = t_{debut} + T_{PW}$$

Par récurrence, nous pourrions écrire que la date de transmission des trames suivantes f_n , $n \in [2; \gamma_m]$, est donnée par :

$$\begin{aligned} t_{f_n} &= t_{f_1} + (n - 1) \times T_{tr} \\ &= t_{f_{n-1}} + T_{tr} \end{aligned}$$

La précédente expression n'est pourtant pas applicable : le *slot* FT ayant une durée limitée, des *slots* de PW peuvent intervenir et différer les dates de transmission des trames transmises après f_1 . Ce nombre dépend de deux paramètres : (1) la position de la trame dans le flux F_m (valeur de n) ; (2) la durée du *slot* FT durant laquelle les trames sont transmissibles (valeur T_{FT}).

Le nombre de trames γ_n , devant être préalablement transmises avant la transmission de f_n , est déduit du premier paramètre. Du second est déduit le nombre de *slots* FT dont le flux a besoin pour la transmission complète de ses trames et est donné par :

$$\lceil \frac{\gamma_n}{T_{FT}} \rceil$$

où l'emploi de la partie entière supérieure est justifiée dans l'hypothèse que t_{debut} arrive en v_i au cours d'un *slot* PW. Le délai total provoqué par les *slots* PW, noté T_{TAS} (Figure B.1.d) est alors donné par :

$$T_{TAS} = \lceil \frac{\gamma_n}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW}$$

Du fait de notre seul intérêt pour la dernière trame du flux (la trame d'étude f_m), nous considérons la taille complète de F_m (γ_m). Dans le cas de flux concurrents, le quantité de trames bloquantes les composant est également prise en compte et notée par Δ . Le délai lié au mécanisme TAS devient alors :

$$T_{TAS} = \lceil \frac{T_{\gamma_m} + \Delta}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW}$$

Si le calcul du TLWCD est de vigueur (Figure B.1.c), i.e.,

$$\Delta = TLWCD$$

le délai lié au TAS s'écrit :

$$T_{TAS} = \lceil \frac{T_{\gamma_m} + TLWCD}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW}$$

L'inclusion du délai TLWCD au délai TAS donne finalement l'expression du WCD :

$$\begin{aligned} WCD &= TLWCD + T_{TAS} \\ &= TLWCD + \lceil \frac{T_{\gamma_m} + TLWCD}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW} \end{aligned}$$

correspondant à l'expression de la proposition. □

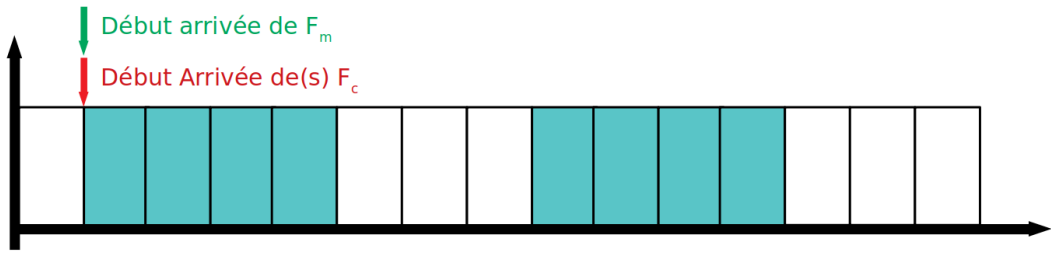


FIGURE B.1.a: Arrivées des flux F_m et F_c

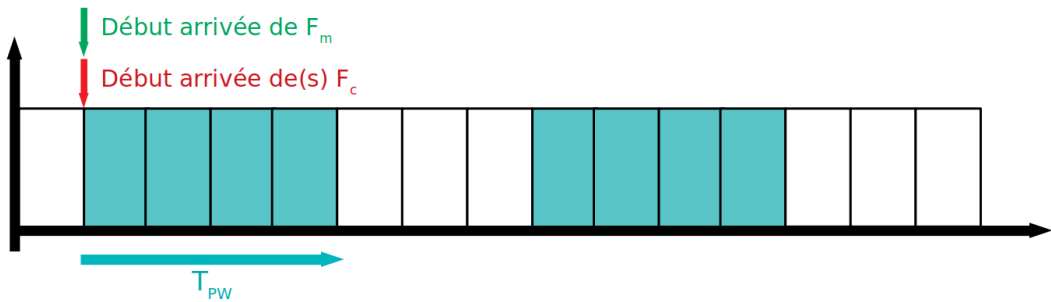


FIGURE B.1.b: Délai T_{PW} subi du fait d'une arrivée en début de période de PW

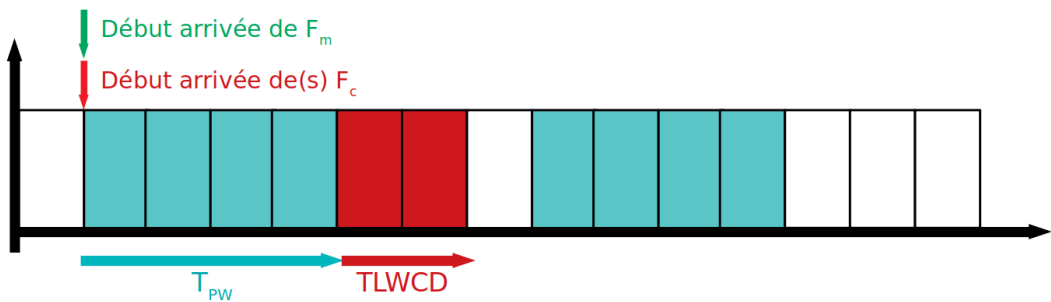


FIGURE B.1.c: Délai TLWCD subi par F_m

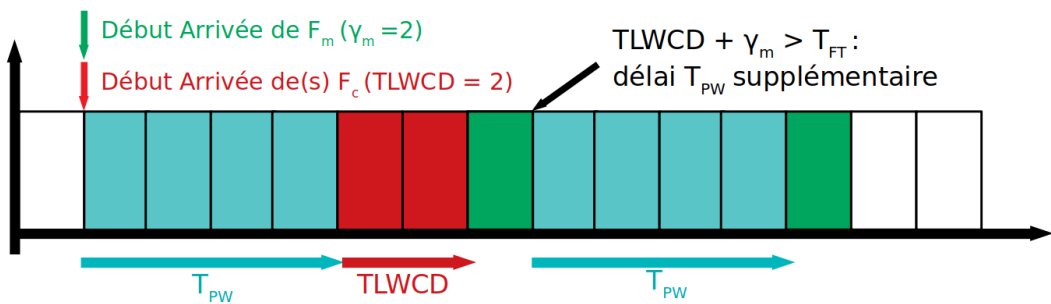


FIGURE B.1.d: Délai(s) T_{PW} supplémentaire(s) du fait de la taille de F_m

FIGURE B.1 – Illustrations graphiques de la proposition 6.1

B.2 Démonstration de la proposition 6.2

Le WCD pour le scénario 1, en cas de non-respect de la condition TLWCD (équation 5.6), est donné par :

$$WCD = \begin{cases} PLWCD + \lceil \frac{T_{\gamma_m} + PLWCD + T_{\Omega}}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW} + T_{\Omega}, & \text{si } \zeta = 0 \\ PLWCD + \lceil \frac{T_{\gamma_m} + PLWCD + T_{\Omega}}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW} - \zeta + T_{\Omega}, & \text{si } 1 \leq \zeta < T_{PW} \\ PLWCD + \lceil \frac{T_{\gamma_m} + PLWCD + T_{\Omega} - (T - \zeta)}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW} + T_{\Omega}, & \text{si } T_{PW} \leq \zeta < T \end{cases} \quad (\text{B.2})$$

Avec :

$$\begin{aligned} T_E &= TLWCD - PLWCD \\ T_{\Omega} &= T_{PW} \times (\lceil \frac{T_E}{T} \rceil - 1) + \min(T_{PW}, \zeta) \\ \zeta &= T_E \text{ mod } T \end{aligned}$$

Et où l'opération mod' est définie par :

$$\forall x, y \in \mathbb{N}, \quad x \text{ mod } y := \begin{cases} x \text{ mod } y, & \text{si } x \neq y \\ y, & \text{si } x \text{ mod } y = 0 \end{cases}$$

Démonstration. La démonstration procède en deux étapes :

1. détermination du terme T_{Ω} ;
2. justification de la relation conditionnelle.

Notons que, comme pour la démonstration de la proposition 6.1, deux types de délai sont subis : le blocage direct (ici le PLWCD) et le blocage lié au mécanisme TAS. Nous renvoyons à ladite démonstration pour saisir l'origine de ces termes.

Détermination du terme T_{Ω} : Le calcul du PLWCD trouve son origine dans le non-respect de la condition TLWCD, décrite par l'inéquation 5.6. La conséquence est l'existence d'au moins un flux concurrent F_c ayant une valeur $\beta_c > \gamma_m$, conduisant à l'impossibilité, pour le flux F_c concerné, de bloquer entièrement le flux principal F_m . Nous déduisons l'existence d'une quantité de trames ne bloquant pas F_m , notée E , que nous considérons indistinctement comme flux et quantité de trames. Notons par T_E la durée nécessaire pour transmettre cette quantité. L'expression de T_E se déduit aisément par :

$$T_E = TLWCD - PLWCD$$

Dans le cas d'une implémentation d'un mécanisme TAS en sortie d'un sommet v_i , les *slots* de *Protected Window* (PW) conditionnent l'impossibilité de transmission de trames pour une durée notée T_{PW} . L'accumulation de tout ou partie de E durant les périodes de PW devient alors possible. Les trames accumulées représentent une source de blocage indirect pour F_m de par leur présence en file d'attente à son arrivée. Notons par Ω la quantité de trames de E bloquant effectivement F_m par blocage indirect (Figure B.2.a et B.2.b).

Le WCD le plus défavorable devient lié à la maximisation de la quantité Ω . L'accumulation n'étant possible qu'en *slot* PW, soit l'hypothèse d'un flux E débutant sa transmission au début d'un *slot* du même type (Figure B.2.a). Nous déterminons d'abord le nombre de cycles TAS nécessaires N pour la transmission complète de E :

$$N = \lceil \frac{T_E}{T} \rceil$$

ou $T = T_{PW} + T_{FT}$. Sachant que E subit au moins $N - 1$ slots PW (les $N - 1$ premiers cycles), une première valeur partielle de la durée de transmission pour Ω , notée T_Ω , devient :

$$T_\Omega = (N - 1) \times T_{PW}$$

La quantité accumulée lors de la dernière période dépend de deux paramètres : (1) le reste de E à transmettre ; (2) la durée du slot PW, favorisant deux cas de figure :

1. le reste à transmettre est inférieur à la durée du slot PW : transmission du reste ;
2. le reste à transmettre est supérieur ou égal à la durée du slot PW : transmission d'une quantité égale à la durée du slot PW au maximum.

Le reste en question est égal au reste de la division euclidienne de la durée d'arrivée de E avec la durée de cycle TAS T , obtenu par le biais de l'opération modulo modifiée :

$$\min(T_{PW}, \zeta)$$

avec :

$$\zeta = T_E \text{ mod' } T$$

et où l'opération *mod'* est définie par :

$$\forall x, y \in \mathbb{N}, \quad x \text{ mod' } y := \begin{cases} x \text{ mod } y, & \text{si } x \neq y \\ y, & \text{si } x \text{ mod } y = 0 \end{cases}$$

L'opération modulo modifiée est justifiée par l'impossibilité, en cas d'un reste égal à la durée du cycle T , de considérer une valeur nulle (le reste occupe l'ensemble du dernier cycle).

Combinant les quantités des $N - 1$ premières périodes aux quantités de la dernière, la valeur de T_Ω devient :

$$T_\Omega = (N - 1) \times T_{PW} + \min(T_{PW}, \zeta)$$

En remplaçant N par son expression, il vient :

$$T_\Omega = T_{PW} \times (\lceil \frac{T_E}{T} \rceil - 1) + \min(T_{PW}, \zeta)$$

correspondant à l'expression de T_Ω donnée par la proposition 6.2. La Figure B.2.b donne une illustration graphique de la quantité Ω .

Détermination de la relation conditionnelle : La maximisation de T_Ω passe par l'hypothèse d'un flux E débutant son arrivée à une date $t_{E_{debut}}$ coïncidant avec le début d'un slot PW (Figure B.2.a). La date de fin d'arrivée de E , notée $t_{E_{fin}}$, peut, en fonction de la taille de E , ne pas coïncider avec le début d'un slot PW. Sachant que le flux F_m débute son arrivée à $t_{E_{fin}}$, la conséquence en est une dépendance temporelle de la date de début d'arrivée de F_m , notée $t_{m_{debut}}$ par rapport à $t_{E_{fin}}$. Trois cas de figure se présentent alors (Figure B.2.c) :

1. **cas 1** : $t_{E_{fin}}$ coïncide avec le début d'un slot PW ;
2. **cas 2** : $t_{E_{fin}}$ coïncide à une date se situant en slot PW (mais non au début) ;
3. **cas 3** : $t_{E_{fin}}$ coïncide à une date se situant en slot FT (mais non au début) ;

Le **cas 1** représente la situation la plus défavorable : Ω est maximisé et le flux F_m subit un délai identique à celui décrit par la proposition 6.1. Le WCD est immédiatement déduit :

$$WCD = TLWCD + \lceil \frac{T_{\gamma_m} + TLWCD + T_{\Omega}}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW} + T_{\Omega} \quad (\text{B.3})$$

N. B. : par soucis de concision, nous employons la dénomination T_{TAS} pour caractériser le membre de l'équation concerné par le calcul du nombre de PW subies par la trame principale. Dans l'équation ci-dessus, nous nommons T_{TAS} le second terme de l'équation, i.e.,

$$\lceil \frac{T_{\gamma_m} + TLWCD + T_{\Omega}}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW}$$

Nous considérons ce délai comme appartenant à la classe des blocages indirects, au contraire de tous les autres délais de l'expression, considérés comme des blocages directs.

Les **cas 2 et 3** sont plus délicats à traiter, F_m ne pouvant être calculé sur la base du raisonnement établi pour la proposition 6.1. Il vient la question suivante : vaut-il mieux maximiser la quantité Ω au détriment des conditions d'obtention de F_m , ou garantir les conditions d'obtention de F_m sous peine de sous-estimer Ω ? La réponse va dans le sens de la première proposition, comme le prouve le lemme suivant.

Lemme B.1. La maximisation du terme Ω dans le contexte de la proposition 6.2 permet un WCD toujours supérieur ou égal à sa non-maximisation. La maximisation s'étend à tout cas où un délai de blocage direct peut être obtenu au détriment d'un délai de blocage indirect.

Démonstration. Soit F_m un flux principal quelconque. Soit F_c un flux concurrent tel que celui-ci conduit au non-respect de la condition donnée par l'inéquation 5.6, engendrant une quantité E de taille quelconque.

Soit un **premier scénario** avec une taille de E telle que si $t_{E_{debut}}$ coïncide avec le début d'un slot PW, la date $t_{E_{fin}}$ coïncide avec une date se situant au sein d'un slot PW. Considérons d'abord la maximisation de la quantité Ω . La date de début de transmission pour F_m ($t_{m_{debut}}$) est décalée d'une valeur notée ϵ de la date de début de slot PW. L'expression du WCD, reprenant celle donnée par l'équation 6.5, s'exprime par :

$$WCD = PLWCD + (\lceil \frac{T_{\gamma_m} + PLWCD + T_{\Omega}}{T_{FT}} \rceil) \times T_{PW} - \epsilon + T_{\Omega} \quad (\text{B.4})$$

où ϵ est la durée du premier slot PW non subi par F_m , du fait d'un décalage de $t_{m_{debut}}$ par rapport au début du slot PW.

Dans le cas de la non-maximisation de Ω , $t_{m_{debut}}$ coïncide avec le début d'un slot PW du fait de la suppression du décalage ϵ . La date $t_{E_{debut}}$ se retrouve décalée d'autant, la faisant débiter durant un slot FT ou PW selon la durée T_{FT} . La durée T_{Ω} devient sous-estimée et amputée de :

$$\min(\epsilon, T_{FT})$$

s'expliquant ainsi : si le décalage fait démarrer l'arrivée de E durant un slot FT, toutes les trames émises avant le début du slot PW ne sont pas accumulées et ne bloquent pas F_m ; si la durée du

slot FT est plus petite que le décalage, seules les trames ayant été transmises durant la période de FT sont perdues. Sachant cela, l'équation du WCD devient alors :

$$WCD = PLWCD + \left(\left\lceil \frac{T_{\gamma_m} + PLWCD + T_{\Omega} - \min(\epsilon, T_{FT})}{T_{FT}} \right\rceil \right) \times T_{PW} + T_{\Omega} - \min(\epsilon, T_{FT}) \quad (\text{B.5})$$

Dans le cas de la maximisation, seul le délai lié au décalage est perdu ; dans le cas inverse, le décalage ne subsiste plus, mais la valeur T_{Ω} est amputée, aussi bien dans son expression de blocage direct (terme T_{Ω} en dehors de T_{TAS}) qu'indirect (terme T_{Ω} de T_{TAS}). Si $\epsilon \leq T_{FT}$, nous identifions immédiatement le cas le plus défavorable comme celui favorisant la maximisation de la quantité Ω . Si $\epsilon > T_{FT}$, le décalage permet un blocage direct plus important au prix de l'amputation d'une durée T_{PW} : si l'on retranche du numérateur une valeur ϵ supérieure au dénominateur T_{FT} , nous réduisons de T_{PW} la durée d'attente, diminuant la valeur du WCD. Là encore, le cas le plus défavorable est à mettre au crédit de la maximisation de la quantité Ω .

Soit un **second scénario**, avec une taille de E telle que si $t_{E_{debut}}$ coïncide avec le début d'un slot PW, la date $t_{E_{fin}}$ coïncide avec une arrivée en cours de slot FT. Considérons d'abord la maximisation de la quantité Ω . Le flux F_m débute son arrivée par un décalage par rapport au slot PW, noté ϵ . L'amputation des trames de F_m , transmettant durant ϵ , de l'expression T_{TAS} permet d'écrire :

$$WCD = PLWCD + \left(\left\lceil \frac{T_{\gamma_m} + PLWCD + T_{\Omega} - \epsilon}{T_{FT}} \right\rceil \right) \times T_{PW} + T_{\Omega} \quad (\text{B.6})$$

Le flux F_m amputé des trames transmises durant ϵ est vu comme flux principal débutat sa transmission au début d'un slot PW, rendant l'expression équivalente à celle donnée par l'équation B.3 à ϵ près.

Dans le cas de la non-maximisation de T_{Ω} , $t_{m_{debut}}$ coïncide avec le début d'un slot PW par l'ajout d'un décalage ϵ . La date $t_{E_{debut}}$ est décalée d'autant, causant celle-ci à être positionnée durant un slot FT ou PW selon la durée T_{PW} . La valeur T_{Ω} est sous-estimée et amputée d'une durée de :

$$\min(\epsilon, T_{PW})$$

s'expliquant ainsi : si ϵ fait commencer le flux E en période PW, aucune trame n'a pu être accumulée sur la période du décalage représenté par ϵ ; si ϵ fait commencer le flux E en période FT, aucune trame n'a pu être accumulée durant la période PW et doivent donc être amputées de la valeur de T_{Ω} . L'équation du WCD devient :

$$WCD = PLWCD + \left(\left\lceil \frac{T_{\gamma_m} + PLWCD + T_{\Omega} - \min(\epsilon, T_{PW})}{T_{FT}} \right\rceil \right) \times T_{PW} + T_{\Omega} - \min(\epsilon, T_{PW}) \quad (\text{B.7})$$

La situation est alors identique au premier scénario : la maximisation de la quantité Ω offre en toute circonstance un délai plus défavorable qu'en cas de non-maximisation.

De manière générale, nous observons que la favorisation d'un blocage direct (ici causé par la quantité Ω) sur un délai indirect (ici causé par l'attente due au slot PW) entraîne toujours une situation plus défavorable. Ceci s'explique par le fait qu'un blocage direct entraîne un blocage indirect, comme l'a montré la maximisation (où non) du terme T_{Ω} , sa valeur impactant aussi bien le WCD directement que via le terme T_{TAS} . En outre, toute source de blocage direct, en plus d'impacter le WCD, influe également sur la durée de slot PW subie, se retrouvant logiquement au numérateur du calcul de T_{TAS} .

Ainsi, peu importe le scénario choisi, la maximisation de la quantité Ω — et de façon général la maximisation des blocages directs, garantit toujours le WCD le plus défavorable, objet de l'énoncé de ce lemme. \square

À l'aide du lemme B.1, la maximisation de la quantité Ω garantit au WCD son statut de pire cas. Le lemme donne, par l'intermédiaire des équations B.4 et B.5, respectivement des indications sur les formules de calcul des **cas 2 et 3** (expression de ϵ à déterminer).

Le décalage dépendant de la durée de transmission de E , soit T_E , il suffit d'en déterminer la date de fin au cours du dernier cycle. Nous l'obtenons par la détermination du nombre de trames restantes au cours du dernier cycle d'arrivée de E , et exprimé comme par :

$$\zeta = T_E \text{ mod } T$$

Sachant que le cycle démarre au cours d'un *slot* PW :

- si $1 \leq \zeta \leq T_{PW}$: le flux E achève son arrivée au cours d'un *slot* PW (correspond à l'équation B.4). La valeur de ϵ devient égale à ζ (cas 2 en Figure B.2.c) ;
- si $T_{PW} \leq \zeta \leq T$: le flux E achève son arrivée au cours d'un *slot* FT (correspond à l'équation B.4). La valeur de ϵ devient égale à $T - \zeta$ (cas 3 en Figure B.2.c).

En remplaçant ϵ par ses différentes expressions, nous obtenons les expressions des **cas 2 et 3** :

$$WCD = \begin{cases} PLWCD + \lceil \frac{T_{\gamma_m} + PLWCD + T_{\Omega}}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW} - \zeta + T_{\Omega}, & \text{si } 1 \leq \zeta < T_{PW} \\ PLWCD + \lceil \frac{T_{\gamma_m} + PLWCD + T_{\Omega} - (T - \zeta)}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW} + T_{\Omega}, & \text{si } T_{PW} \leq \zeta < T \end{cases}$$

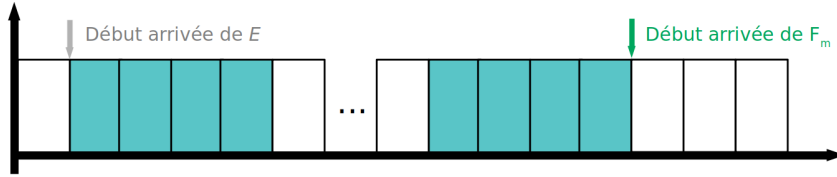


FIGURE B.2.a: Début d'arrivée du flux E et début d'arrivée de F_m . Le premier débute toujours avant F_m et en début de *slot* PW

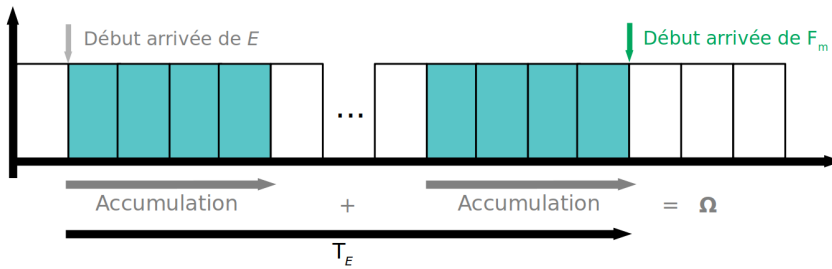


FIGURE B.2.b: Détermination de la valeur Ω , correspondant à l'accumulation des trames du flux E durant les *slots* PW au cours de son arrivée, de durée T_E

□

B.3 Démonstration de la proposition 6.3

La condition d'obtention du TLWCD dans le contexte du scénario 2 est donnée par :

$$T_{tr} \times \max_{j \in [1; q_i]} (\beta_j) - T_{\beta_{CTAS}} \leq T_{\gamma_m} \quad (\text{B.8})$$

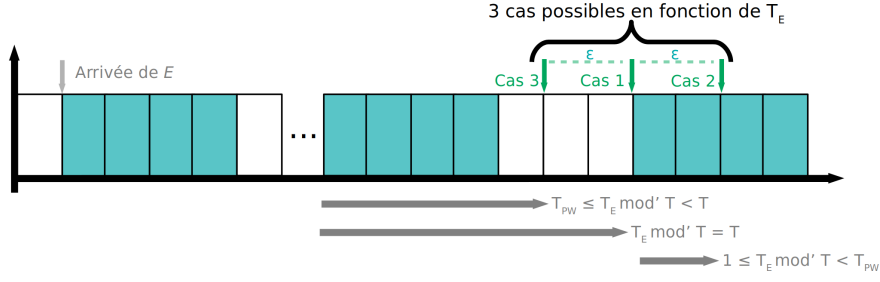


FIGURE B.2.c: Début d'arrivée du flux F_m en fonction de la durée de transmission de E (T_E). Pour maximiser la valeur T_Ω , le début d'arrivée de F_m s'adapte à la fin d'arrivée de E

FIGURE B.2 – Illustrations graphiques de la proposition 6.2

Avec :

$$T_{\beta_{c_{TAS}}} = N_{cm} \times T_{PW}$$

$$N_{cm} = \left\lceil \frac{T_{\gamma_m}}{T_{FT}} \right\rceil$$

Démonstration. La description du scénario 2 nous permet de déduire deux informations : (1) les flux concurrents F_c arrivent continûment en le sommet d'étude v_i ; (2) le flux principal F_m n'est transmis en v_i qu'en *slot* FT, sachant son filtrage préalable par un mécanisme TAS. Il vient alors :

- les flux F_c bloquent directement F_m durant les *slots* FT ;
- les F_c s'accumulent en v_i et bloquent indirectement F_m durant les *slots* PW. F_m ne peut alors transmettre, laissant F_c s'accumuler « plus rapidement » en v_i

Il s'agit alors de formaliser le qualificatif « rapidement », de façon à déterminer la limite pour laquelle un F_c plus volumineux que F_m bloque entièrement ce dernier. F_m ne pouvant transmettre qu'en *slot* FT, nous cherchons le nombre de périodes nécessaires N_{cm} pour sa transmission complète. Sous l'hypothèse d'un début d'arrivée de F_c en *slot* PW, N_{cm} est donné par :

$$N_{cm} = \left\lceil \frac{T_{\gamma_m}}{T_{FT}} \right\rceil$$

Le nombre de trames accumulées par F_c durant les N_{cm} , noté $T_{\beta_{c_{TAS}}}$, est alors :

$$T_{\beta_{c_{TAS}}} = N_{cm} \times T_{PW}$$

avec $T_{\beta_{c_{TAS}}}$ la quantité de trames transmises durant les *slots* PW, pour lesquelles F_m est in-transmissible. En reprenant la condition TLWCD donnée par l'inéquation 5.6 :

$$\max_{j \in [1; q_i]} (\beta_j) \leq T_{\gamma_m}$$

Nous pouvons retirer de la quantité

$$\max_{j \in [1; q_i]} (\beta_j)$$

la terme $T_{\beta_{c_{TAS}}}$, représentant la quantité déjà accumulée en *slot* PW, donnant une nouvelle condition TLWCD :

$$\max_{j \in [1; q_i]} (\beta_j) - T_{\beta_{c_{TAS}}} \leq T_{\gamma_m}$$

Une illustration est proposée en Figure B.3.

□

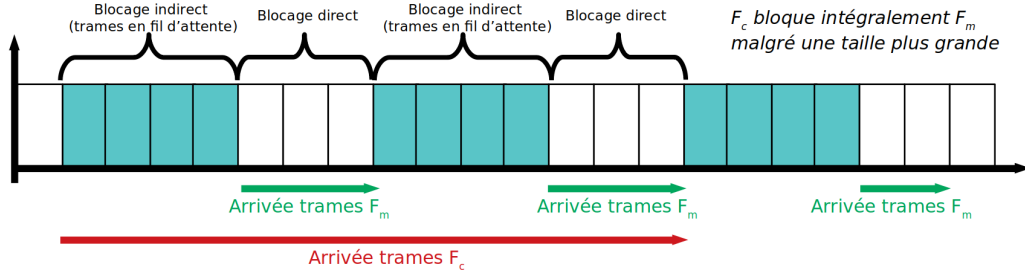


FIGURE B.3 – Illustration de la rapidité de transmission de F_c par rapport à F_m . F_m transmet uniquement en période FT du fait d'un filtrage préalable en v_{i-1} , filtrage non subi par les F_c . Sur cette figure, F_c parvient à bloquer intégralement F_m , malgré la taille plus importante du premier par rapport au second

B.4 Démonstration de la proposition 6.4

Le WCD pour le scénario 2, en cas de respect de la condition donnée par l'équation 6.7, est donné par :

$$WCD = TLWCD + \left(\left\lceil \frac{TLWCD + (T_{\gamma_m} \bmod' T_{FT})}{T_{FT}} \right\rceil - 1 \right) \times T_{PW} \quad (\text{B.9})$$

Démonstration. L'équation 6.7 suit la même méthodologie que l'équation 6.5 mis en exergue par la proposition 6.1. Cette démonstration consiste en la justification des différences entre les deux : (1) la réduction d'une unité de délai T_{PW} ; (2) la présence du terme $T_{\gamma_m} \bmod' T$; (3) la suppression du terme T_{γ_m} ; le reste de l'expression étant déjà donné par la démonstration de la proposition 6.1.

(1) Réduction d'une unité de délai T_{PW} : Tel qu'expliqué par le scénario 2, un mécanisme TAS filtre le flux principal F_m préalablement à son arrivée en le sommet v_i . La conséquence est une arrivée de F_m , en v_i , à une date coïncidant avec le début d'une période de FT. Cette dernière assertion est valable si l'on considère une configuration idoine du mécanisme TAS entre les différents sommets en étant dispensé en sortie. Nous renvoyons à la lecture de la section 6.1 pour plus de détails. Soient :

- un flux F_m composé d'une unique trame, notée f , i.e., $T_{\gamma_m} = 1$;
- T_{tr} , la durée de transmission d'une trame;
- v_i et v_{i-1} , respectivement les sommets d'arrivée et de départ de F_m .

Soit un scénario pour lequel aucun flux concurrent F_c n'entre en contention avec F_m (Figure B.4.a). La date d'arrivée de f en v_i , notée $t_{arrivee}$ est donnée par :

$$t_{arrivee} = t_{depart} + T_{tr}$$

où t_{depart} est la date de départ de f en v_{i-1} . Notons que $t_{arrivee}$ coïncide avec le début d'une période FT. Si aucune trame ne bloque le passage de f , celle-ci commence immédiatement sa transmission (cf. les deux trames de la Figure B.4.a), à

$$t = t_{arrivee}$$

Soit maintenant une trame concurrente f_c bloquant la trame f (Figure B.4.b). La date de début de transmission en v_i de f est donnée par

$$t = t_{arrivee} + T_{tr}$$

Deux possibilités apparaissent :

1. la durée de la période FT (T_{FT}) est inférieure ou égale à T_{tr} : f doit attendre une PW avant le commencement de sa transmission ;
2. la durée de la période FT (T_{FT}) est strictement supérieure à T_{tr} : f peut commencer sa transmission.

Du point 2, nous déduisons qu'un blocage indirect par une PW, pour un blocage direct non nul, n'est pas toujours assuré (cf. Figure B.4.b). Du point 1, nous déduisons que la condition pour l'obtention de blocage par **au moins une** PW est

$$T_{FT} \leq n \times T_{tr}$$

où n représente le nombre de trames bloquant f . Ceci traduit la présence d'un délai T_{PW} dès l'instant où $n \times T_{tr}$ est plus important que la période FT (Figure B.4.c). Si nous considérons

$$TLWCD = n \times T_{tr}$$

nous pouvons conclure sur le délai additionnel lié au mécanisme TAS :

$$\left(\left\lceil \frac{TLWCD}{T_{FT}} \right\rceil - 1 \right) \times T_{PW}$$

(2) Présence du terme $T_{\gamma_m} \bmod T$: Nous étendons ici le résultat de (1) pour un flux F_m composé de plusieurs trames, i.e., avec T_{γ_m} tel que :

$$T_{\gamma_m} > 1$$

Soit T_{γ_m} la durée de transmission de γ_m et soit l'hypothèse suivante :

$$T_{\gamma_m} = T_{FT}$$

On note f_m la trame d'étude appartenant au flux principal, placée en dernière position de F_m . Considérons une unique trame concurrente bloquant la transmission de F_m . Nous pouvons déduire la durée de transmission de F_m plus la trame concurrente par

$$T_{\gamma_m} + T_{tr} = T_{FT} + T_{tr}$$

Sachant que f_m est en dernière position de F_m , nous pouvons déduire sa fin de transmission comme étant au cours d'une PW. Ceci n'étant pas permis, f_m est alors dans l'obligation d'attendre une période de PW.

Soit maintenant T_{γ_m} tel que

$$T_{\gamma_m} < T_{FT}$$

La condition pour l'ajout de délais T_{PW} , dans ce cas, devient

$$T_{\gamma_m} + n \times T_{tr} > T_{FT} \iff T_{\gamma_m} > T_{FT} - n \times T_{tr}$$

ou l'expression $n \times T_{tr}$ représente la durée de blocage liée aux flux concurrents. L'assertion de droite nous permet d'identifier le rôle de T_{γ_m} , et par extension le nombre de trames composant le flux principal, dans l'ajout d'un délai additionnel T_{PW} . L'étude portant sur une seule période, nous pouvons l'étendre, sans perte de généralité, pour des valeurs $T_{\gamma_m} > T_{FT}$, dès lors que nous

étudions la dernière période à partir de laquelle F_m est complètement transmis. Nous pouvons exprimer cela par :

$$T_{\gamma_m} \bmod' T_{FT} > T_{FT} - n \times T_{tr}$$

où l'opération modulo permet l'étude du reste sur la dernière période (Figure B.4.d). Si nous considérons :

$$TLWCD = n \times T_{tr}$$

la condition pour l'obtention d'une PW peut s'écrire :

$$(T_{\gamma_m} \bmod' T_{FT}) + TLWCD > T_{FT}$$

nous permettant ainsi de déterminer le délai lié au mécanisme TAS :

$$\left(\left\lceil \frac{TLWCD + (T_{\gamma_m} \bmod' T_{FT})}{T_{FT}} \right\rceil - 1 \right) \times T_{PW}$$

(3) Suppression du terme T_{γ_m} : (1) et (2) nous permirent d'apprécier la seule présence de délais additionnels dans le cas de blocages directs par d'autres flux concurrents. Dans le cas contraire, chaque trame de F_m est transmis immédiatement suivant son arrivée en v_i , arrivée dépendant du filtrage préalable en v_{i-1} .

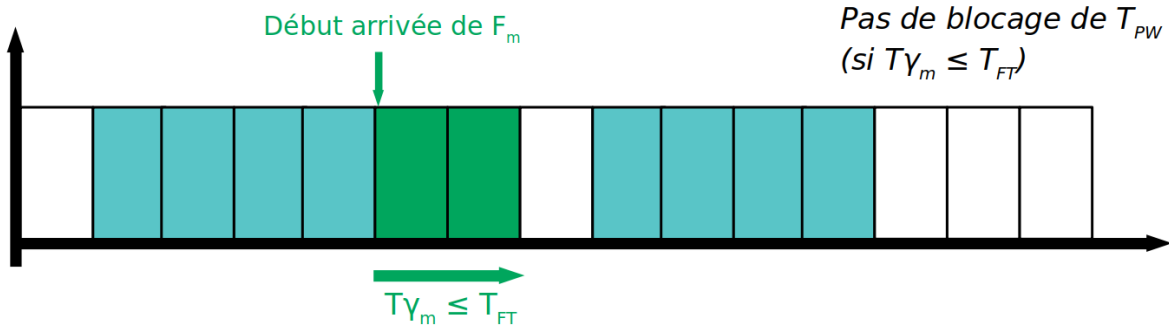


FIGURE B.4.a: Aucun délai T_{PW} additionnel n'est possible sans la présence de F_c

□

B.5 Démonstration de la proposition 6.5

Le WCD pour le scénario 2, en cas de non-respect de la condition donnée par l'équation 6.7, est donné par :

$$WCD = PLWCD + \left(\left\lceil \frac{PLWCD + T_{\Omega} + (T_{\gamma_m} \bmod' T_{FT})}{T_{FT}} \right\rceil - 1 \right) \times T_{PW} + T_{\Omega} \quad (\text{B.10})$$

avec :

$$T_{\Omega} = T_{PW} \times \left(\left\lceil \frac{T_E}{T} \right\rceil - 1 \right) + \max(0, \zeta - T_{FT})$$

$$\zeta = T_E \bmod' T$$

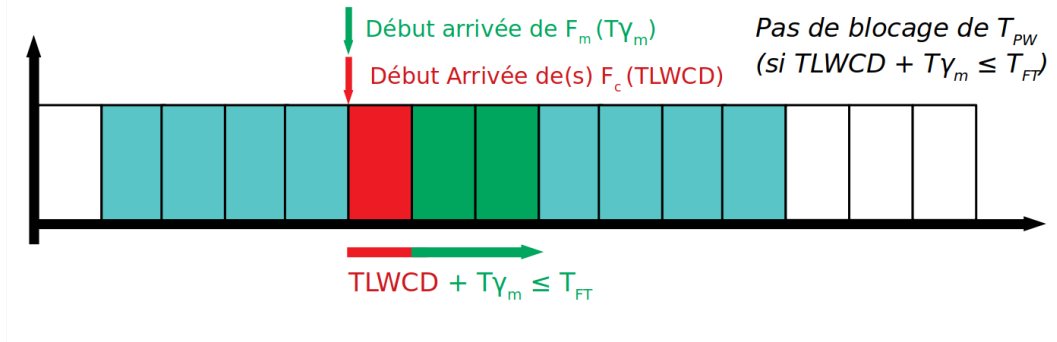


FIGURE B.4.b: Aucun délai T_{PW} supplémentaire si F_m et TLWCD additionnés ne combent pas le *slot* FT

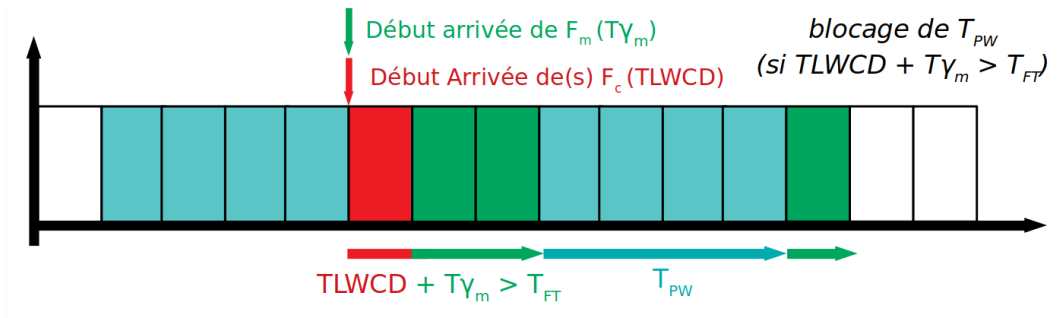


FIGURE B.4.c: Si l'addition de TLWCD et de la durée de transmission de F_m (T_{γ_m}) excède la durée du *slot* FT (T_{FT}), la dernière trame est bloquée par un *slot* PW supplémentaire

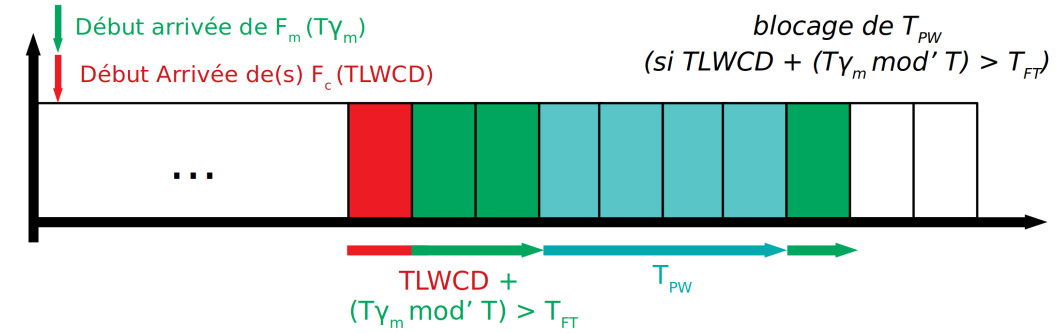


FIGURE B.4.d: Dans le cas où T_{γ_m} est plus grand que T_{FT} , il est possible d'appliquer la logique sur le reste de T_{γ_m} au dernier cycle où F_m achève son arrivée

FIGURE B.4 – Illustrations graphiques de la proposition 6.4

Démonstration. L'équation 6.10 s'inspire grandement de l'équation 6.9 de la proposition 6.3. Elle est également analogue à l'équation 6.6 de la proposition 6.2 par la présence du terme T_{Ω} , dont l'expression est toutefois différente. Nous nous contentons d'en justifier la différence, le reste ayant été démontré par les propositions sus-mentionnées.

Comme pour la proposition 6.5, nous considérons le cas où l'inéquation 5.6 n'est pas respectée. Ceci a pour conséquence l'apparition d'une quantité, notée E , ne bloquant pas le flux principal F_m . La durée de transmission de E , notée T_E est donnée par

$$T_E = TLWCD - PLWCD$$

Nous montrâmes la possibilité d'accumuler une partie de cette quantité E , notée Ω , au cours de *slots* PW. La valeur Ω fut calculée de façon à être maximisée, en vue de l'obtention du WCD le plus défavorable. Le calcul reposa sur deux hypothèses :

1. la première trame de E arrive en v_i durant un *slot* PW ;
2. la première trame de F_m arrive en v_i dès la transmission complète de E . Autrement dit, la date d'arrivée de F_m en v_i est tributaire de la date d'arrivée de E en v_i .

Sachant que le flux F_m est préalablement filtré par un mécanisme TAS, la date d'arrivée de F_m en v_i coïncide nécessairement avec un début de *slot* FT, limitant l'hypothèse formulée par le premier point. La date d'arrivée de E en v_i devient ainsi tributaire de la date d'arrivée de F_m en v_i (Figure B.5.a). Une nouvelle valeur T_Ω prenant en compte cette contrainte doit alors être calculée.

Nous reprenons l'hypothèse de la proposition 6.4 considérant une date d'arrivée des flux concurrents, bloquant F_m , coïncidant avec la fin d'un *slot* FT. Cela implique une fin d'arrivée des trames de E à une date coïncidant avec le début d'un *slot* PW. Sachant les valeurs T_E , T_{PW} et T_{FT} , nous pouvons : (1) calculer le nombre nécessaire de périodes T pour la transmission de E ; (2) déduire la quantité accumulée durant les $N - 1$ dernières périodes (3) ; calculer la quantité accumulée en première période ; (4) obtenir la quantité complète de trames de E bloquant F_m par l'addition des résultats obtenus en (2) et (3).

Le nombre de périodes nécessaires N pour la transmission complète est donné par (étape (1))

$$N = \lceil \frac{T_E}{T} \rceil$$

Le nombre de trames accumulées durant les $N - 1$ dernières périodes est donnée à partir de N par (étape (2)) :

$$(N - 1) \times T_{PW}$$

Sachant une d'arrivée de E coïncidant avec une fin de *slot* FT, nous déduisons que la première période s'achève en fin d'un *slot* FT. Nous avons donc (étape (3), cf. Figure B.5.b) :

$$\max(0, \zeta - T_{FT})$$

avec

$$\zeta = T_E \bmod T$$

En cumulant les résultats de (2) et (3) (étape (4)), il vient :

$$\begin{aligned} T_\Omega &= (N - 1) \times T_{PW} + \max(0, \zeta - T_{FT}) \\ &= (\lceil \frac{T_E}{T} \rceil - 1) \times T_{PW} + \max(0, \zeta - T_{FT}) \end{aligned}$$

correspondant à l'expression de T_Ω recherchée. □

B.6 Démonstration de la proposition 6.6

La condition d'obtention du TLWCD dans le cas du scénario 3 est donnée par :

$$T_{\gamma_m} \geq T_{FTAS} \tag{B.11}$$

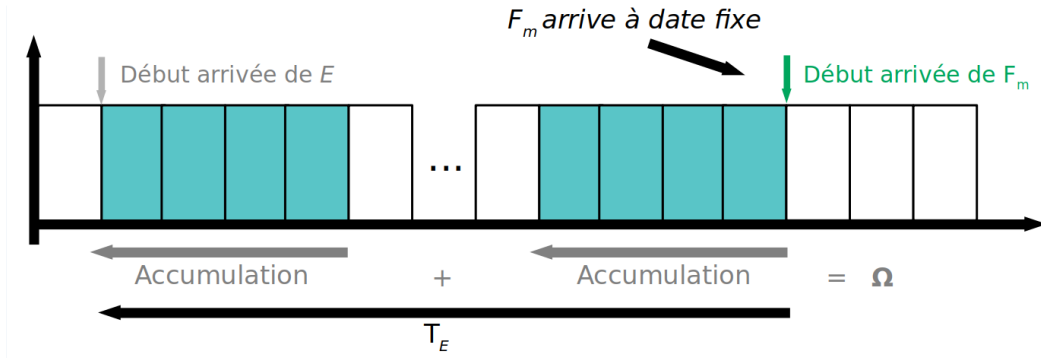


FIGURE B.5.a: La valeur Ω est cette fois calculée sur la base du flux principal F_m . Le début d'arrivée de E est donc tributaire du début d'arrivée de F_m en v_i

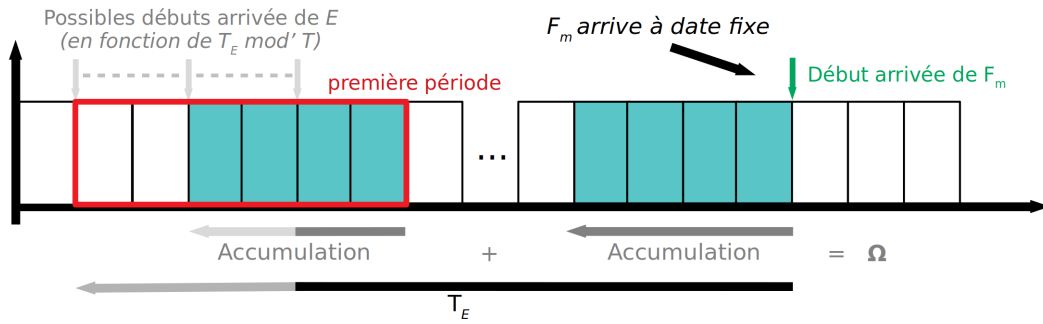


FIGURE B.5.b: Illustration de la variabilité de Ω en fonction de E . L'accumulation peut être complète (E termine en *slot* FT) ou incomplète (E termine en *slot* PW)

FIGURE B.5 – Illustrations graphiques de la proposition 6.5

Avec :

$$T_{FTAS} = T_{\beta TAS} + \left\lceil \frac{T_{\beta TAS}}{T_{FT}} \right\rceil \times T_{PW}$$

$$T_{\beta TAS} = \beta_{TAS} \times T_{tr}$$

Démonstration. Des informations explicitant le scénario 3, nous pouvons déduire les éléments suivants :

- Le flux principal F_m arrive continûment en v_i ;
- Les flux concurrents F_c , hors F_{cTAS} , arrivent continûment en v_i ;
- Le flux concurrent F_{cTAS} n'arrive en v_i qu'en période de FT.

Le scénario 3 apparaît comme similaire au scénario 2, avec cette fois un flux concurrent préalablement filtré par un mécanisme TAS (Figure B.6). Si la condition TLWCD, donnée par l'inéquation 5.6, reste valable pour les F_c non filtrés, celle-ci est différente pour le cas de F_{cTAS} . Nous cherchons alors à en déterminer l'expression.

Soit la condition TLWCD (inéquation 5.6) validée pour l'ensemble des F_c non filtrés. Soit l'hypothèse d'un début de transmission de F_m en début de *slot* PW de façon à maximiser le délai. Sachant que le flux F_m est continûment transmis en v_i et que F_{cTAS} n'est transmis qu'en *slot* FT, nous calculons le nombre de périodes nécessaires pour la transmission des trames SP de F_{cTAS} , noté N :

$$N = \left\lceil \frac{T_{\beta TAS}}{T_{FT}} \right\rceil$$

avec

$$T_{\beta_{TAS}} = \beta_{TAS} \times T_{tr}$$

Sachant que F_m débute en début de *slot* PW, le nombre de *slot* PW à subir avant l'émission de la dernière trame SP de $F_{c_{TAS}}$ est donné par :

$$N \times T_{PW}$$

en ajoutant à la précédente quantité la durée nécessaire de transmission de la quantité $T_{\beta_{TAS}}$, la durée de transmission de F_m doit respecter la condition suivante :

$$T_{\gamma_m} \geq T_{\beta_{TAS}} + N \times T_{PW}$$

En remplaçant N par son expression, il vient :

$$T_{\gamma_m} \geq T_{\beta_{TAS}} + \left\lceil \frac{T_{\beta_{TAS}}}{T_{FT}} \right\rceil \times T_{PW}$$

en posant :

$$T_{F_{TAS}} = T_{\beta_{TAS}} + \left\lceil \frac{T_{\beta_{TAS}}}{T_{FT}} \right\rceil \times T_{PW}$$

nous avons

$$T_{\gamma_m} \geq T_{F_{TAS}}$$

correspondant à l'expression de la nouvelle condition.

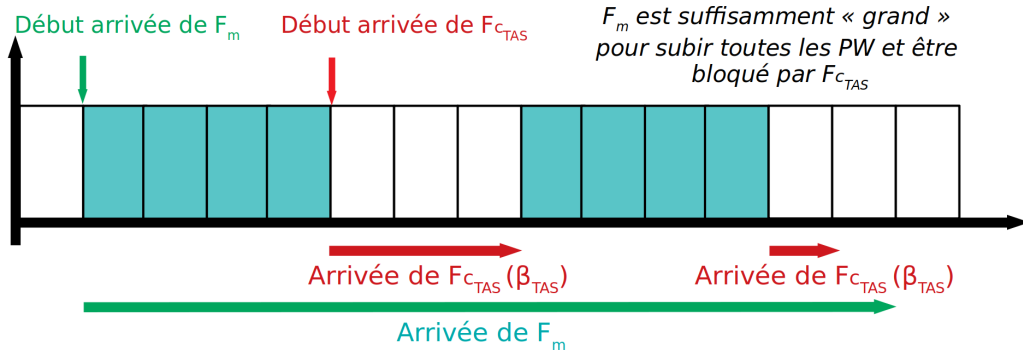


FIGURE B.6 – Illustration graphique de la proposition 6.6

□

B.7 Démonstration de la proposition 6.7

Le blocage de F_m par l'ensemble des trames de $F_{c_{TAS}}$ est possible si la condition suivante est respectée :

$$T_{\gamma_m} \geq T_{F_{TAS}} - T_{PW} \tag{B.12}$$

Démonstration. La proposition 6.6 nous donne la condition TLWCD dans l'hypothèse où F_m débute son arrivée au cours d'une période PW. L'allègement de la condition est possible par

l'hypothèse d'un début de transmission au commencement d'un *slot* FT (Figures B.7.a et B.7.b). Repartant du nombre de périodes nécessaires pour la transmission complète de F_{cTAS} , notée N :

$$N = \lceil \frac{T_{\beta TAS}}{T_{FT}} \rceil$$

et partant du début d'une période de FT, la durée du *slot* PW à subir devient :

$$(N - 1) \times T_{PW}$$

Par l'ajout de la quantité de durée nécessaire pour la transmission de $T_{\beta TAS}$, la durée de transmission doit être au moins égale à :

$$T_{\gamma m} \geq T_{\beta TAS} + (N - 1) \times T_{PW}$$

En remplaçant N par son expression, il vient :

$$\begin{aligned} T_{\gamma m} &\geq T_{\beta TAS} + \left(\left\lceil \frac{T_{\beta TAS}}{T_{FT}} \right\rceil - 1 \right) \times T_{PW} \\ &\geq T_{\beta TAS} + \left\lceil \frac{T_{\beta TAS}}{T_{FT}} \right\rceil \times T_{PW} - T_{PW} \end{aligned}$$

en posant

$$T_{FTAS} = T_{\beta TAS} + \left\lceil \frac{T_{\beta TAS}}{T_{FT}} \right\rceil \times T_{PW}$$

il vient :

$$T_{\gamma m} \geq T_{FTAS} - T_{PW}$$

correspondant à l'expression recherchée. □

B.8 Démonstration de la proposition 6.8

Si la condition TLWCD est satisfaite (équation 5.6) et si la condition dictée par l'inéquation 6.12 est vérifiée, le WCD pour le scénario 3 (**cas 1**) est donné par :

$$WCD = TLWCD + \left(\left\lceil \frac{TLWCD + T_{\gamma m}}{T_{FT}} \right\rceil \right) \times T_{PW} - \epsilon \quad (\text{B.13})$$

Avec :

$$\epsilon = T_{FTAS} - T_{\gamma m}, \quad \epsilon \in [0; T_{PW}]$$

Démonstration. Le WCD calculé reprend celui de l'équation 6.5, définie par la proposition 6.1, avec comme différence le terme ϵ . Nous nous contentons ici d'en justifier la provenance, le reste ayant été démontré par la démonstration de la proposition 6.1.

Le respect de la condition donnée par l'inéquation 6.12, nous permet de déduire :

1. l'ensemble des trames de F_{cTAS} bloque le flux principal F_m ;
2. le flux principal peut être bloqué en partie (ou non bloqué du tout) par un *slot* PW.

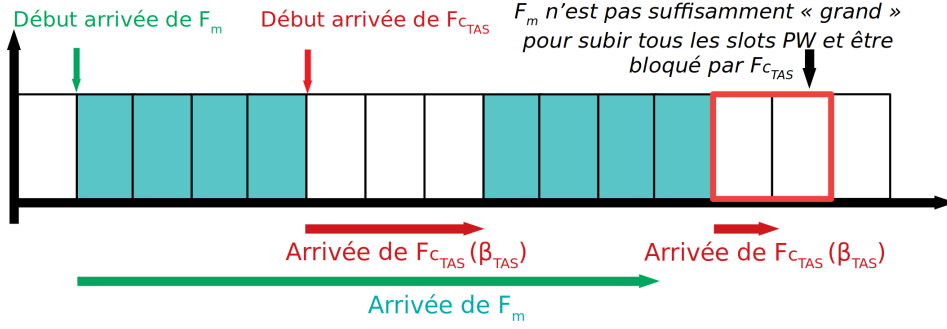


FIGURE B.7.a: Du fait de la trop faible quantité de trames de F_m , ce dernier ne peut pas débiter en début de *slot* PW mais être bloqué par l'ensemble des trames de F_{cTAS}

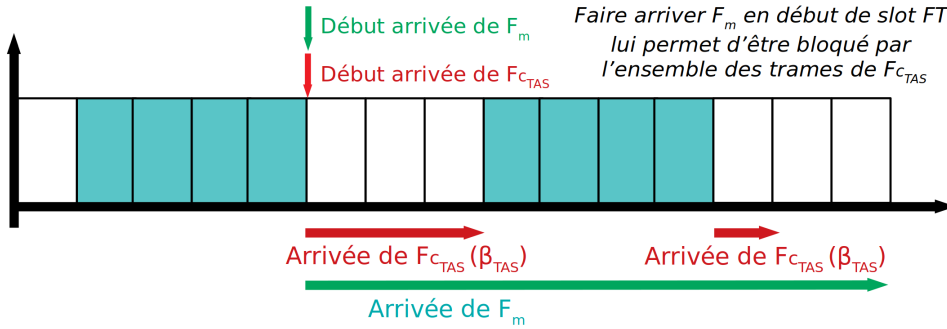


FIGURE B.7.b: En faisant débiter F_m en début de période FT, nous garantissons la maximisation du blocage de F_m par les trames du flux F_{cTAS}

FIGURE B.7 – Illustrations graphiques de la proposition 6.7

La première étape consiste à identifier la situation conduisant au cas le plus défavorable : blocage par *slot* PW ou blocage par les trames de F_{cTAS} . Le lemme B.1 apporte la réponse en tranchant en faveur du second cas.

La seconde étape concerne la quantité de *slot* PW pouvant bloquer, en plus du blocage complet de F_{cTAS} , F_m (Figures B.8.a et B.8.b). Soit γ_m , la quantité de trames du flux principal F_m , telle que :

$$T_{\gamma_m} = T_{F_{TAS}} - \epsilon$$

où :

$$\epsilon \in [0; T_{PW}]$$

et avec

$$T_{F_{TAS}} = T_{\beta_{TAS}} + \left\lceil \frac{T_{\beta_{TAS}}}{T_{FT}} \right\rceil \times T_{PW}$$

Si

$$\epsilon = 0$$

T_{γ_m} satisfait la condition TLWCD donnée par l'équation 6.11. Ceci nous permet de conclure quant à la possibilité, pour F_m , d'être bloqué par toutes les trames de F_{cTAS} en débutant l'arrivée au commencement d'un *slot* PW. Le WCD est déduit comme étant équivalent à celui formulé par l'équation 6.5 :

$$WCD = TLWCD + \left\lceil \frac{TLWCD + T_{\gamma_m}}{T_{FT}} \right\rceil \times T_{PW}$$

Si

$$\epsilon = T_{PW}$$

T_{γ_m} satisfait la condition donnée par l'équation 6.12. L'égalité permet d'affirmer que F_m est bloqué par l'ensemble des trames du flux F_{cTAS} , sous réserve de commencer en début de *slot* FT. Le WCD est donné par l'équation 6.5, amputé d'un *slot* PW :

$$WCD = TLWCD + (\lceil \frac{TLWCD + T_{\gamma_m}}{T_{FT}} \rceil - 1) \times T_{PW}$$

Si

$$0 < \epsilon < T_{PW}$$

le flux F_m se retrouve dans une situation intermédiaire. Nous pouvons à ce titre traduire l'expression :

$$\epsilon < T_{PW}$$

comme la possibilité, pour F_m , d'être bloqué par l'ensemble des trames de F_{cTAS} , en plus de pouvoir subir un blocage d'une partie du *slot* PW, proportionnel au rapprochement de ϵ de la valeur 0. Le WCD est alors écrit comme suit :

$$WCD = TLWCD + (\lceil \frac{TLWCD + T_{\gamma_m}}{T_{FT}} \rceil) \times T_{PW} - \epsilon$$

Sachant que ϵ peut s'écrire (Figure B.8.c) :

$$\epsilon = T_{FTAS} - T_{\gamma_m}$$

nous déduisons finalement l'expression du WCD :

$$WCD = TLWCD + \lceil \frac{TLWCD + T_{\gamma_m}}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW} - (T_{FTAS} - T_{\gamma_m})$$

correspondant à l'expression que nous cherchons à démontrer. □

B.9 Démonstration de la proposition 6.9

Si la condition TLWCD est respectée (équation 5.6) et si la condition dictée par l'inéquation 6.12 n'est pas respectée, le WCD pour le scénario 3 (**cas 2**) est donné par :

$$WCD = \begin{cases} \Delta + \lceil \frac{T_{\gamma_m} + \Delta}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW}, & \text{si } T_{\gamma_m} \bmod' T = 0 \\ \Delta + \lceil \frac{T_{\gamma_m} + \Delta - (T_{\gamma_m} \bmod' T)}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW}, & \text{si } 1 \leq T_{\gamma_m} \bmod' T < T_{FT} \\ \Delta + \lceil \frac{T_{\gamma_m} + \Delta}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW} - (T - (T_{\gamma_m} \bmod' T)), & \text{si } T_{FT} \leq T_{\gamma_m} \bmod' T < T \end{cases} \quad (\text{B.14})$$

Avec :

$$\begin{aligned} \Delta &= TLWCD - T_{\beta_{TASE}} \\ T_{\beta_{TASE}} &= T_{\beta_{TAS}} - T_{\beta_{cTAS}} \\ T_{\beta_{cTAS}} &= (\lceil \frac{T_{\gamma_m}}{T} \rceil - 1) \times T_{FT} + \min(T_{\gamma_m} \bmod' T, T_{FT}) \\ T_{\beta_{TAS}} &= \beta_{TAS} \times T_{tr} \end{aligned}$$

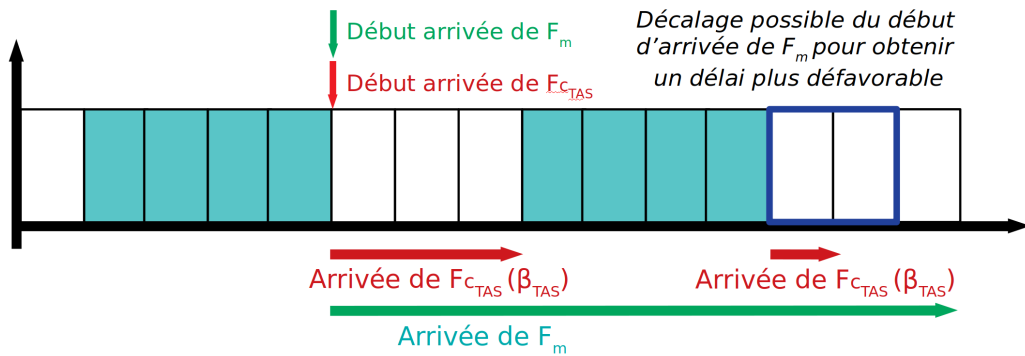


FIGURE B.8.a: Faire commencer F_m en début de *slot* FT peut faire sous-estimer la quantité de délai lié au *slot* PW pouvant bloquer F_m . Celle-ci est représentée en bleu sur l'image et montre le décalage en PW possible pour obtenir un WCD plus défavorable

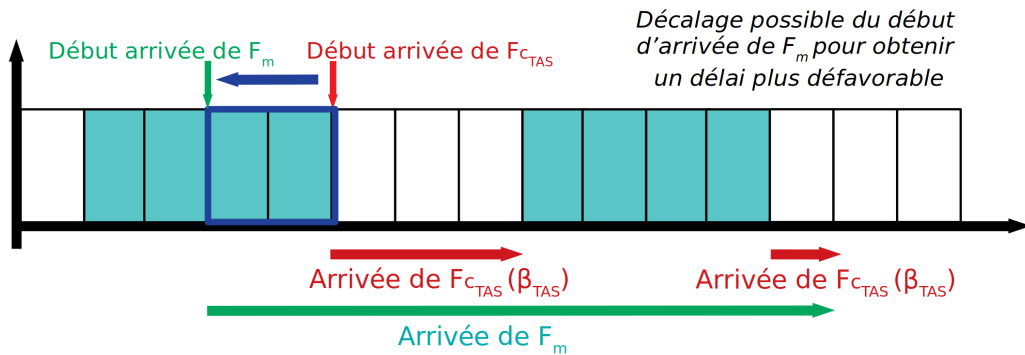


FIGURE B.8.b: Décalage effectué pour obtenir le WCD le plus défavorable

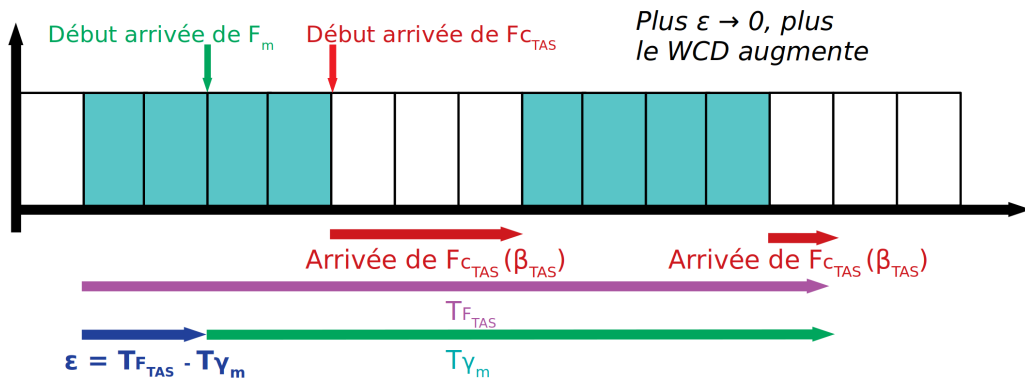


FIGURE B.8.c: La taille du *slot* PW retranchée du décalage correspond à ϵ , calculée au cours de cette proposition. Plus ϵ est faible (resp. plus le décalage possible est important), plus le WCD est défavorable

FIGURE B.8 – Illustrations graphiques de la proposition 6.8

Démonstration. Cette démonstration est similaire à celle fournie pour la proposition 6.2 :

- $F_{c_{TAS}}$ ne bloque pas intégralement F_m , comme le plus volumineux F_c de la proposition 6.2;
 - la maximisation du WCD passe par la maximisation du nombre de trames de $F_{c_{TAS}}$ bloquant F_m , de la même façon que nous cherchions à maximiser T_Ω en proposition 6.2.
- La principale différence se situe sur les périodes conduisant à l'accumulation des trames

bloquantes : si la proposition 6.2 faisait s'accumuler les trames du plus volumineux F_c en *slot* PW, c'est en *slot* FT que celles-ci peuvent bloquer F_m pour cette proposition.

Le lemme B.1 permet de prouver la maximisation du WCD en cas de maximisation de la quantité de trames bloquantes. Dans le cadre de cette proposition, l'obtention de la maximisation passe par deux possibilités : (1) commencer la transmission de F_m en début de *slot* FT ; (2) terminer la transmission de F_m en fin de *slot* FT.

Les deux cas maximisant les périodes FT durant lesquels F_m transmet — et donc le blocage lié à F_{cTAS} , nous garantissons la maximisation de la quantité de trames bloquantes. Nous montrons néanmoins ci-dessous que le deuxième cas est plus défavorable.

Soient t_{debut} et t_{fin} , les dates de début et de fin d'arrivée du flux F_m en un sommet v_i . Dans le cas 1 (Figure B.9.c), t_{debut} coïncide avec le début d'un *slot* FT. La date t_{fin} est alors tributaire de t_{debut} et de la taille du flux principal γ_m , dont la durée de transmission est notée T_{γ_m} . t_{fin} est alors donné par :

$$t_{fin} = t_{debut} + T_{\gamma_m}$$

La date t_{fin} se situe soit au sein d'un *slot* PW, soit d'un *slot* FT, mais non au début d'un de ces deux *slots*. Dans le premier cas, il existe un décalage entre le début du *slot* PW et t_{fin} , décalage devant être amputé si nous considérons l'hypothèse défavorable d'un début de transmission, vers un sommet v_{i+1} , en début de *slot* PW. Ceci est similaire au cas de la seconde condition de l'équation 6.6. Si t_{fin} se situe en *slot* FT, toute trame transmise jusqu'à la fin de celui-ci doit alors être amputée du terme traduisant le délai T_{TAS} , i.e., le calcul du blocage indirect par le *slot* PW, si nous considérons l'hypothèse la plus défavorable d'un début de transmission en début de *slot* PW. Ceci est similaire au cas de la seconde condition de l'équation 6.6.

Le cas 2 (Figure B.9.d) voit la dépendance s'inverser : t_{debut} devient tributaire de t_{fin} et T_{γ_m} , donné par :

$$t_{debut} = t_{fin} - T_{\gamma_m}$$

avec t_{fin} fixé. Dans cette situation, t_{fin} coïncidant avec le début d'un *slot* PW, le WCD intègre, quelle que soit la date de début, un délai T_{PW} . La durée T_{γ_m} étant égale dans les deux cas, nous assurons que les blocages directs par F_{cTAS} , ainsi que les blocages indirects qui y sont liés, sont identiques au cas 1. On identifie ainsi aisément le cas 2 comme le plus défavorable.

La quantité de trames bloquantes maximisée, nous nous intéressons au WCD résultant, dépendant alors :

1. de la quantité de trames SP (β_{TAS}) de F_{cTAS} ne bloquant pas le flux F_m (inéquation 6.12 non vérifiée), notée $T_{\beta_{TAS_E}}$;
2. de la date d'arrivée de F_m en v_i pour l'adaptation du calcul à l'hypothèse défavorable d'une arrivée en début de PW. Ceci entraîne une relation conditionnelle au calcul du WCD.

Nous commençons par la détermination du terme $T_{\beta_{TAS_E}}$. Celui-ci est intuitivement vu comme la quantité totale de trame SP de F_{cTAS} (β_{TAS}) amputée de la quantité totale de trames de F_{cTAS} bloquant F_m . Si nous notons cette dernière quantité par β_{cTAS} , la valeur $T_{\beta_{TAS_E}}$ est donnée par :

$$T_{\beta_{TAS_E}} = T_{\beta_{TAS}} - T_{\beta_{cTAS}}$$

La valeur $T_{\beta_{cTAS}}$ est obtenue par la connaissance de la taille de F_m (γ_m) ainsi que la durée d'un cycle TAS (T). Nous calculons d'abord le nombre de cycles N nécessaire pour la transmission des γ_m trames de F_m , sachant que la date de fin d'arrivée de F_m en v_i coïncide avec la fin d'un *slot* FT :

$$N = \lceil \frac{T_{\gamma_m}}{T} \rceil$$

Le nombre de trames de $T_{\beta_{TAS}}$ accumulées pour les $N - 1$ dernières périodes est déduit par :

$$(N - 1) \times T_{FT}$$

La quantité de trames en dernière période dépend du reste de T_{γ_m} par rapport à T : sachant que le premier cycle termine par un *slot* FT, si le reste est supérieur ou égal à cette période, alors la quantité accumulée correspond à cette période ; dans le cas contraire, seul le reste est accumulé. Ceci se traduit par :

$$\min(T_{\gamma_m} \bmod T, T_{FT})$$

En couplant les quantités accumulées aux $N - 1$ dernières périodes et la première, il vient :

$$\begin{aligned} T_{\beta_{cTAS}} &= (N - 1) \times T_{FT} + \min(T_{\gamma_m} \bmod T, T_{FT}) \\ &= (\lceil \frac{T_{\gamma_m}}{T} \rceil - 1) \times T_{FT} + \min(T_{\gamma_m} \bmod T, T_{FT}) \end{aligned}$$

correspondant à l'expression donnée par la proposition 6.9.

L'expression de la relation conditionnelle de l'équation 6.12 suit la même logique que pour la démonstration de la proposition 6.2 : trois cas de figure sont identifiés, dépendant du reste de la division euclidienne entre la taille de F_m (T_{γ_m}) par le temps de cycle TAS (T). Une différence subsiste du fait que nous ne nous intéressons pas à la date de début d'arrivée de F_m mais à sa date de fin, coïncidant avec la fin d'un *slot* FT ; il suffit de remonter la transmission de F_m jusqu'au premier cycle (situation analogue à l'opération opérée pour la démonstration de la proposition 6.5).

Partant de l'équation 6.6, nous déduisons :

$$WCD = \begin{cases} \Delta + \lceil \frac{T_{\gamma_m} + \Delta}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW}, & \text{si } T_{\gamma_m} \bmod T = 0 \\ \Delta + \lceil \frac{T_{\gamma_m} + \Delta - (T_{\gamma_m} \bmod T)}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW}, & \text{si } 1 \leq T_{\gamma_m} \bmod T < T_{FT} \\ \Delta + \lceil \frac{T_{\gamma_m} + \Delta}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW} - (T - (T_{\gamma_m} \bmod T)), & \text{si } T_{FT} \leq T_{\gamma_m} \bmod T < T \end{cases}$$

où :

$$\Delta = TLWCD - T_{\beta_{TAS E}}$$

représente l'amputation, du délai TLWCD, des trames de F_{cTAS} ne bloquant pas F_m (Figures B.9.a et B.9.b). Une différence par rapport à l'équation 6.6 est le remplacement du terme T_{PW} par le terme T_{FT} , exprimant l'analyse à partir de la date de fin d'arrivée de F_m , en fin de *slot* FT, pour remonter jusqu'à son début d'arrivée.

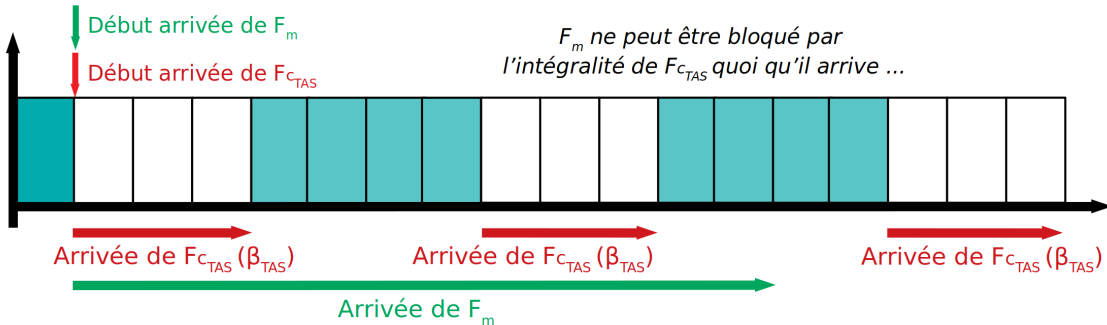


FIGURE B.9.a: La taille de F_m ne permet en aucune façon à celui-ci d'être bloqué par toutes les trames du flux F_{cTAS} , y compris en le faisant commencer en début de *slot* FT

□

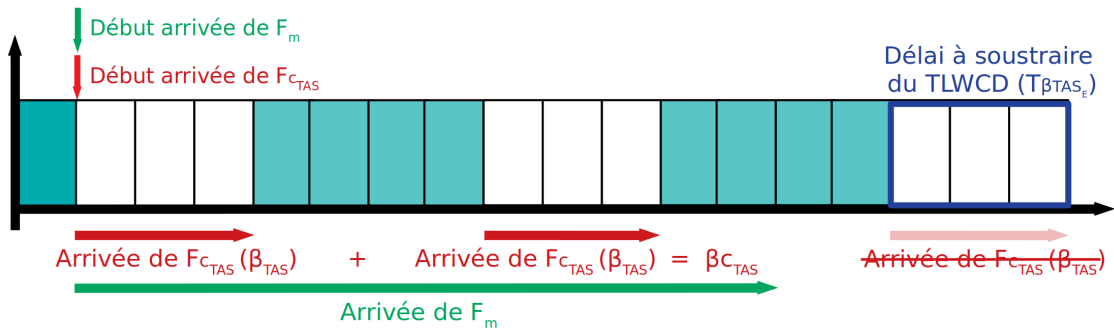


FIGURE B.9.b: La quantité notée $T_{\beta_{TAS_E}}$ ne pouvant bloquer F_m est alors soustrait du délai de blocage (ici TLWCD)

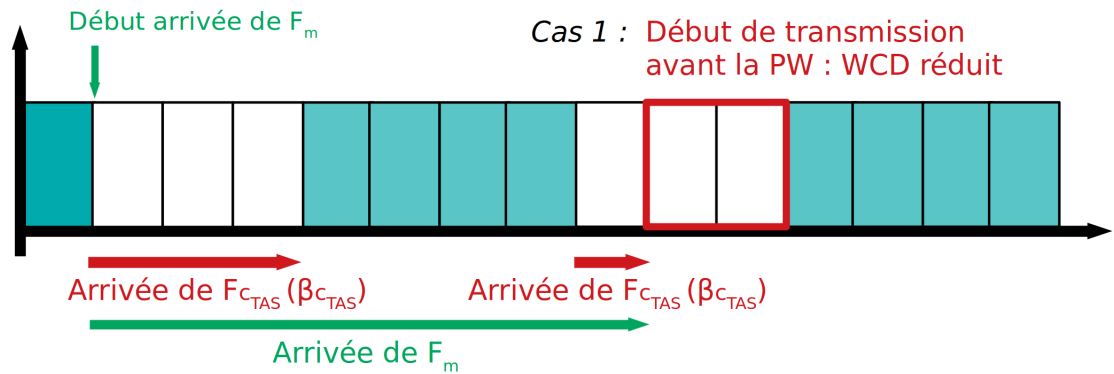


FIGURE B.9.c: Illustration du cas 1 : faire débuter l'arrivée de F_m en début d'un *slot* FT. Ceci entraîne la maximisation du blocage par les trames F_{cTAS} . Une période sans arrivée fait néanmoins commencer la transmission des trames plus tôt, provoquant une diminution du WCD

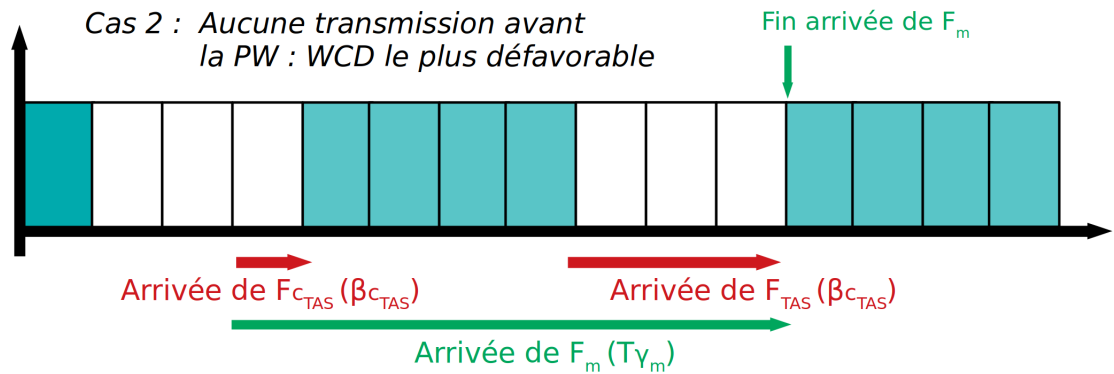


FIGURE B.9.d: Illustration du cas 2 : faire finir l'arrivée de F_m en fin de *slot* FT. Ceci entraîne la maximisation du blocage par les trames F_{cTAS} . Contrairement au cas 1, aucune période sans arrivée n'est à déplorer, maximisant la quantité de trames à transmettre avant le début du *slot* PW

FIGURE B.9 – Illustrations graphiques de la proposition 6.9

B.10 Démonstration de la proposition 6.10

Si la condition TLWCD n'est pas respectée (équation 5.6) et si la condition dictée par l'inéquation 6.12 est respectée, le WCD pour le scénario 3 (cas 3) est alors donné par :

$$WCD = \begin{cases} PLWCD + (\lceil \frac{PLWCD + T_{\gamma_m} + T_{\Omega}}{T_{FT}} \rceil) \times T_{PW} - \epsilon + T_{\Omega}, & \text{si } C_A \wedge C_B \\ PLWCD + (\lceil \frac{PLWCD + T_{\gamma_m} + T_{\Omega}}{T_{FT}} \rceil) \times T_{PW} - \epsilon - ((\zeta + \epsilon) - T_{PW}) + T_{\Omega}, & \text{si } \neg C_1 \wedge C_B \\ PLWCD + (\lceil \frac{PLWCD + T_{\gamma_m} + T_{\Omega}}{T_{FT}} \rceil - 1) \times T_{PW} + T_{\Omega}, & \text{si } \neg C_B \end{cases} \quad (\text{B.15})$$

où :

$$C_A := \zeta + \epsilon \leq T_{PW}$$

$$C_B := \zeta \leq T_{PW}$$

Avec :

$$\epsilon = (T_{F_{cTAS}} - T_{\gamma_m})$$

$$\zeta = T_E \text{ mod' } T$$

$$\Delta = TLWCD - T_{\beta_{TAS E}}$$

$$T_{\Omega} = T_{PW} \times (\lceil \frac{T_E}{T} \rceil - 1) + \min(T_{PW}, T_E \text{ mod' } T)$$

$$T_{F_{cTAS}} = T_{\beta_{TAS}} + \lceil \frac{T_{\beta_{TAS}}}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW}$$

Démonstration. La démonstration reprend plusieurs éléments des propositions 6.2 et 6.8 :

- calcul d'une quantité Ω représentant les trames bloquées par un mécanisme TAS antérieurement à l'arrivée de F_m en v_i (proposition 6.2) ;
- maximisation du délai de blocage, par F_{cTAS} , de F_m , où la condition donnée par l'équation 6.12 est vérifiée (proposition 6.7).

La démonstration cherche à calculer le WCD en considérant ces deux précédents éléments. La proposition 6.8 nous permet de déduire le WCD suivant :

$$WCD = TLWCD + (\lceil \frac{TLWCD + T_{\gamma_m}}{T_{FT}} \rceil) \times T_{PW} - (T_{F_{cTAS}} - T_{\gamma_m})$$

où l'expression :

$$(T_{F_{cTAS}} - T_{\gamma_m})$$

représente l'écart entre la date de début d'arrivée de F_m en v_i et la date de début de *slot* PW, fonction de la taille de F_m (γ_m). Sachant que la condition dictée par l'inéquation 5.6 n'est pas vérifiée, nous substituons le calcul du TLWCD par celui du PLWCD :

$$WCD = PLWCD + (\lceil \frac{PLWCD + T_{\gamma_m}}{T_{FT}} \rceil) \times T_{PW} - (T_{F_{cTAS}} - T_{\gamma_m})$$

Le calcul du PLWCD implique l'existence d'un flux E ne bloquant pas F_m , à l'exception d'une partie de celui-ci, notée Ω , liée au mécanisme TAS (cf. proposition 6.2). Le lemme B.1 nous permet d'affirmer la nécessité de maximiser T_{Ω} pour obtenir le WCD le plus défavorable. Il en résulte un calcul pour sa maximisation, donné par :

$$T_{\Omega} = T_{PW} \times (\lceil \frac{T_E}{T} \rceil - 1) + \min(T_{PW}, T_E \text{ mod' } T)$$

La proposition 6.2 prit comme hypothèse une arrivée du flux E en début de *slot* PW pour permettre la maximisation de T_Ω .

La proposition 6.8 nous permet d'assurer le blocage maximal par le flux $F_{c_{TAS}}$ permettant l'obtention du WCD le plus défavorable. Celui-ci est garanti en cas de validation de la condition donnée par l'inéquation 6.12. Cette condition repose sur l'hypothèse d'un début de transmission *a minima* en début de *slot* FT, pouvant commencer durant un *slot* PW en fonction de la quantité

$$\epsilon = (T_{F_{c_{TAS}}} - T_{\gamma_m})$$

où ϵ représente la durée de *slots* PW supplémentaire par rapport à un début d'arrivée en *slot* FT. La maximisation du WCD repose alors sur deux conditions, non forcément compatibles : (1) F_m doit arriver en v_i dès la fin de transmission du flux E ; (2) F_m doit commencer son arrivée en début de *slot* FT, ou durant un *slot* PW en fonction de la valeur ϵ . Se posent alors à nous quatre situations possibles :

1. fin de transmission de E durant un *slot* **PW** ; F_m arrive en v_i **avant** la fin d'arrivée de E ;
2. fin de transmission de E durant un *slot* **PW** ; F_m arrive en v_i **après** la fin d'arrivée de E ;
3. fin de transmission de E durant un *slot* **FT** ; F_m arrive en v_i **avant** la fin d'arrivée de E ;
4. fin de transmission de E durant un *slot* **FT** ; F_m arrive en v_i **après** la fin d'arrivée de E ;

En remarquant que F_m doit nécessairement arriver en début de *slot* FT, nous pouvons éliminer le point 4 de nos investigations.

Pour les besoins de la démonstration, nous formalisons les conditions relatives au quatre précédentes situations, reposant sur deux paramètres que sont l'arrivée de transmission de E (PW/FT) et la position de début d'arrivée de F_m en v_i par rapport à la fin d'arrivée de E en v_i (avant/après).

La position de E au dernier cycle dépend du reste de la division euclidienne de E par la durée de ce cycle (T). La position dépend alors de la durée :

$$\zeta = T_E \text{ mod' } T$$

Sachant un début d'arrivée de E en début de *slot* FT, E termine son arrivée en v_i si :

$$C_A := \zeta \leq T_{PW}$$

permettant de déduire

$$\neg C_A := \zeta > T_{PW}$$

Les conditions C_A et $\neg C_A$ sont respectivement représentées par les Figures B.10.a et B.10.b.

Etant donnée la non possibilité, pour F_m , d'arriver après E durant le *slot* FT, nous formalisons uniquement une arrivée *avant/après* durant le *slot* PW. Le paragraphe précédent permit la formalisation de la fin d'arrivée de E , représentée par la valeur ζ . La formalisation de la position de la date de début d'arrivée de F_m fut donnée au cours de la démonstration de la proposition 6.8 par :

$$\epsilon = T_{F_{c_{TAS}}} - T_{\gamma_m}$$

où ϵ représente le décalage vers un *slot* PW par rapport à une date coïncidant avec le début d'un *slot* FT. La durée ζ représente alors la durée de transmission des trames transmises à

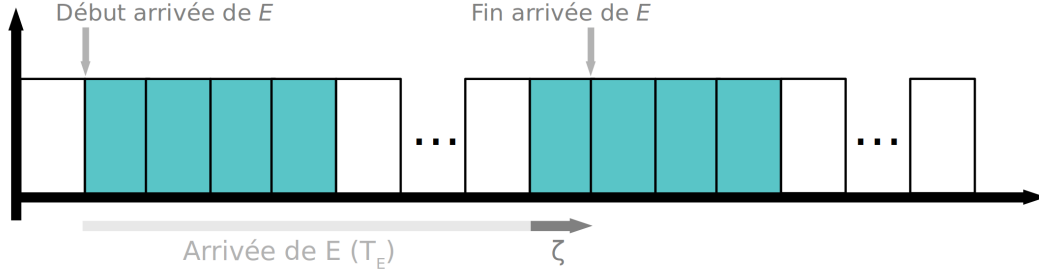


FIGURE B.10.a: Illustration de la condition C_A . Le flux E en dernière période (ζ) se situe en cours de *slot* PW

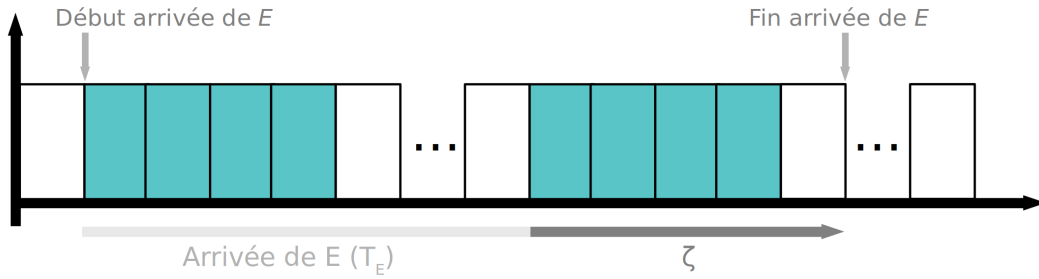


FIGURE B.10.b: Illustration de la condition $\neg C_A$. Le flux E en dernière période (ζ) se situe à l'extérieur du *slot* PW

FIGURE B.10 – Illustrations graphiques des conditions C_A et $\neg C_A$

partir du début du *slot* PW quand la durée ϵ représente la durée des trames transmises entre le début d'arrivée de F_m et la fin du *slot* PW. Remarquons qu'en cas d'égalité de la somme de ces quantités avec la durée du *slot* PW, la date de fin d'arrivée de E en v_i et la date de début d'arrivée de F_m en v_i coïncident. Nous déduisons de cela que la fin d'arrivée de E se situe avant la début d'arrivée de F_m si :

$$C_B := \epsilon + \zeta \leq T_{PW}$$

déduisant ainsi

$$\neg C_B := \epsilon + \zeta > T_{PW}$$

Si $\epsilon + \zeta \leq T_{PW}$ la quantité

$$T_{PW} - (\epsilon + \zeta)$$

nous permet d'obtenir la durée d'écart entre fin (resp. début) d'arrivée de E (resp. F_m). Inversement, si $\epsilon + \zeta > T_{PW}$, la quantité

$$\epsilon + \zeta - T_{PW}$$

permet de déduire la durée d'écart entre le début (resp. fin) d'arrivée de F_m (resp. E) en v_i .

Point 1 ($C_A \wedge C_B$) (Figure B.11) : le flux E achève son arrivée en v_i et F_m ne commence son arrivée qu'à une date ultérieure, mais comprise durant un *slot* PW (Figure B.10.a). Ceci permet la maximisation de la quantité T_Ω tout en permettant à F_m d'arriver à une date nécessaire pour maximiser le WCD, comme montrée par la démonstration de la proposition 6.8. Nous pouvons

alors reprendre l'équation donnée par cette proposition, agrémentée de la quantité T_Ω accumulée :

$$WCD = PLWCD + \left(\left\lceil \frac{PLWCD + T_{\gamma_m} + T_\Omega}{T_{FT}} \right\rceil \right) \times T_{PW} - \epsilon + T_\Omega \quad (\text{B.16})$$

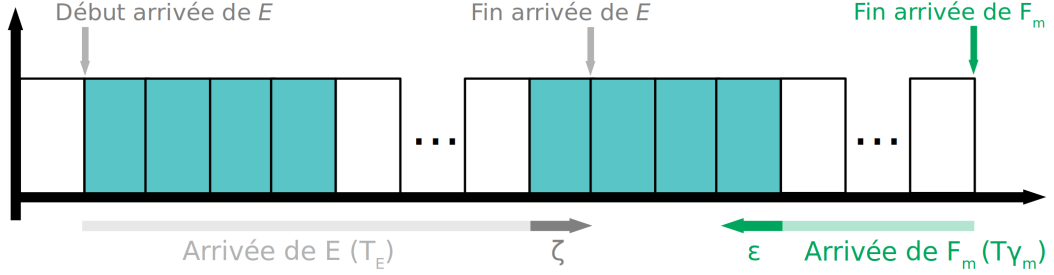


FIGURE B.11 – Illustration de la condition $C_A \wedge C_B$. Le flux E en dernière période (ζ) termine son arrivée durant un *slot* PW et avant le début d'arrivée du flux F_m (ϵ)

Point 2 ($\neg C_A \wedge C_B$) : le flux E achève son arrivée en v_i après que F_m a commencé son arrivée, ces deux événements compris durant un *slot* PW. L'écart entre les deux événements est obtenu par :

$$Q = (\epsilon + \zeta) - T_{PW}$$

Si la date d'arrivée de F_m en v_i reste inchangée, une quantité de trames Ω devient non bloquante, au profit d'un délai de T_{PW} supplémentaire. À l'inverse, si le début d'arrivée de F_m coïncide avec la fin d'arrivée de E , une partie de délai PW n'est plus bloquante, mais permet la maximisation de T_Ω . Le lemme B.1 montre que le cas le plus défavorable est à l'avantage de la maximisation de T_Ω sur le délai de blocage T_{PW} . De fait, le cas le plus défavorable demande alors une diminution du délai de PW équivalente à Q , permettant la maximisation du terme T_Ω et *in extenso*, du WCD. Intégrant cette information à l'équation B.16, il vient :

$$\begin{aligned} WCD &= PLWCD + \left(\left\lceil \frac{PLWCD + T_{\gamma_m} + T_\Omega}{T_{FT}} \right\rceil \right) \times T_{PW} - \epsilon - Q + T_\Omega \\ &= PLWCD + \left(\left\lceil \frac{PLWCD + T_{\gamma_m} + T_\Omega}{T_{FT}} \right\rceil \right) \times T_{PW} - \epsilon - ((\epsilon + \zeta) - T_{PW}) + T_\Omega \end{aligned} \quad (\text{B.17})$$

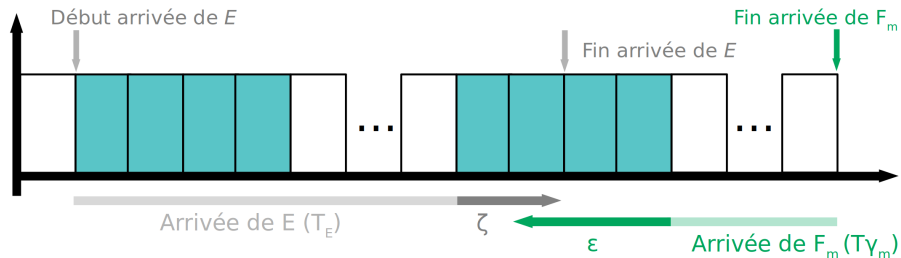


FIGURE B.12.a: Illustration de la condition $\neg C_A \wedge C_B$. Le flux E en dernière période (ζ) termine postérieurement au début d'arrivée de F_m

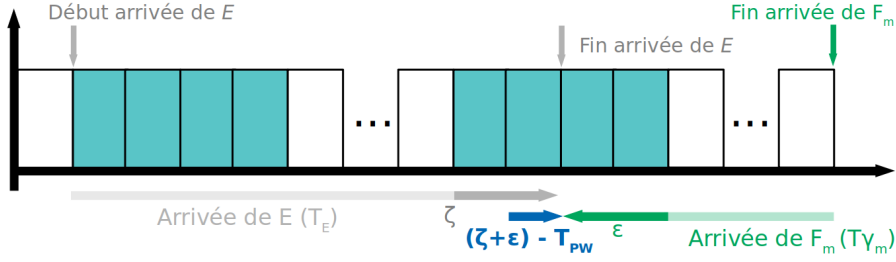


FIGURE B.12.b: Dans le cas de la condition $\neg C_A \wedge C_B$, le début d'arrivée de F_m doit être décalé pour permettre la maximisation de la valeur T_Ω : c'est le décalage Q , calculé pour cette démonstration

FIGURE B.12 – Illustrations graphiques de la condition $\neg C_A \wedge C_B$

Point 3 ($\neg C_B$) : le flux E achève son arrivée en v_i durant le *slot* FT (mais non au début). Le flux F_m devant *a minima* commencer au début d'un *slot* FT, il devient impossible de faire coïncider les deux dates. Néanmoins, la quantité de trames du flux E arrivant durant un *slot* FT ne s'accumule pas, permettant de la négliger. La maximisation de T_Ω est effective dès la fin du *slot* PW, où le flux F_m peut commencer. Un tel cas implique la réduction d'un délai équivalent à T_{PW} du fait du commencement de F_m en début de *slot* FT. Nous pouvons alors noter le WCD comme :

$$WCD = PLWCD + \left(\left\lceil \frac{PLWCD + T_{\gamma_m} + T_\Omega}{T_{FT}} \right\rceil - 1 \right) \times T_{PW} + T_\Omega \quad (B.18)$$

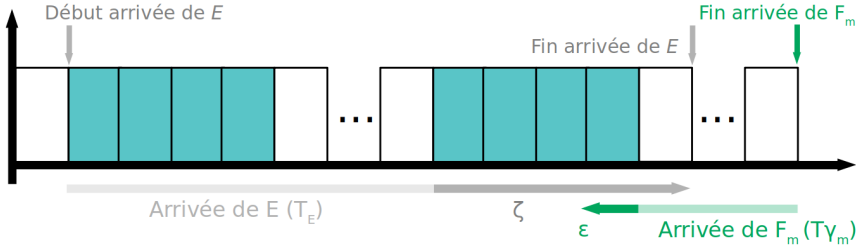


FIGURE B.13.a: Le flux E en dernière période (ζ) termine durant un *slot* FT

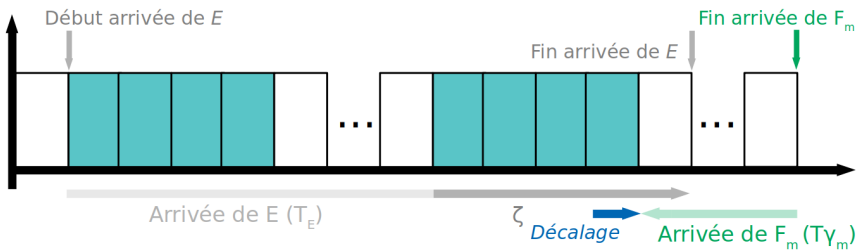


FIGURE B.13.b: La fin d'arrivée de E en dernière période (ζ) implique le décalage du début de transmission de F_m en début de *slot* FT pour garantir la maximisation de T_Ω . Du fait de l'absence d'accumulation des trames de E durant le *slot* FT, F_m peut commencer sa transmission

FIGURE B.13 – Illustrations graphiques de la condition $\neg C_B$

En couplant les équations B.16, B.17, B.18 selon l'état des conditions C_A et C_B , il vient :

$$WCD = \begin{cases} PLWCD + (\lceil \frac{PLWCD + T_{\gamma_m} + T_{\Omega}}{T_{FT}} \rceil) \times T_{PW} - \epsilon + T_{\Omega}, & \text{si } C_A \wedge C_B \\ PLWCD + (\lceil \frac{PLWCD + T_{\gamma_m} + T_{\Omega}}{T_{FT}} \rceil) \times T_{PW} - \epsilon - ((\zeta + \epsilon) - T_{PW}) + T_{\Omega}, & \text{si } \neg C_A \wedge C_B \\ PLWCD + (\lceil \frac{PLWCD + T_{\gamma_m} + T_{\Omega}}{T_{FT}} \rceil - 1) \times T_{PW} + T_{\Omega}, & \text{si } \neg C_B \end{cases}$$

Expression correspondant à celle donnée en proposition 6.10.

□

B.11 Démonstration de la proposition 6.11

Si la condition TLWCD n'est pas respectée (équation 5.6) et si la condition dictée par l'inéquation 6.12 n'est pas respectée, le WCD pour le scénario 3 (cas 4), le WCD est donné selon le diagramme de flux présenté en Figure 6.7 et où les équations 6.16 - 6.21 sont données par :

$$WCD = \Delta + \lceil \frac{T_{\gamma_m} + \Delta + T_{\Omega}}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW} - (T - \zeta') + T_{\Omega}$$

$$WCD = \Delta + \lceil \frac{T_{\gamma_m} + \Delta + T_{\Omega}}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW} - (T - \zeta') - Q_1 + T_{\Omega}$$

$$WCD = \Delta + (\lceil \frac{T_{\gamma_m} + \Delta + T_{\Omega}}{T_{FT}} \rceil - 1) \times T_{PW} + T_{\Omega}$$

$$WCD = \Delta + \lceil \frac{T_{\gamma_m} + \Delta + T_{\Omega} - \zeta'}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW} + T_{\Omega}$$

$$WCD = \Delta + \lceil \frac{T_{\gamma_m} + \Delta + T_{\Omega} - \zeta' - Q_3}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW} + T_{\Omega}$$

$$WCD = \Delta + \lceil \frac{T_{\gamma_m} + \Delta - \zeta'}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW}$$

Avec les conditions :

$$C1 := \zeta' > T_{FT}$$

$$C2 := \zeta + \epsilon \leq T_{PW}$$

$$C3 := \zeta \leq T_{PW}$$

$$C4 := \zeta + \zeta' \geq T$$

$$C5 := T'_{\beta_{TAS_E}} \geq Q_2$$

$$C6 := T_{\Omega} \geq Q_3$$

Et où :

$$\begin{aligned}
 \zeta &= T_E \bmod T \\
 \zeta' &= T_{\gamma_m} \bmod T \\
 \epsilon &= \zeta' - T_{FT} \\
 T_\Omega &= T_{PW} \times (\lceil \frac{T_E}{T} \rceil - 1) + \min(T_{PW}, \zeta) \\
 \Delta &= PLWCD - T'_{\beta_{TAS_E}} \\
 T'_{\beta_{TAS_E}} &= T_{\beta_{TAS_E}} - T_{\beta_{TAS_\epsilon}} \\
 T_{\beta_{TAS_E}} &= T_{\beta_{TAS}} - T_{\beta_{c_{TAS}}} \\
 T_{\beta_{TAS_\epsilon}} &= \min(T_\Omega, T_{\beta_{TAS_E}}) \\
 T_\Omega &= (\lceil \frac{T_E}{T} \rceil - 1) \times T_{FT} + \max(0, \zeta - T_{PW}) \\
 T_{\beta_{c_{TAS}}} &= (\lceil \frac{T_{\gamma_m}}{T} \rceil - 1) \times T_{FT} + \min(\zeta', T_{FT}) \\
 Q_1 &= (\zeta + \epsilon) - T_{PW} \\
 Q_2 &= (\max(\zeta, T_{PW}) + \zeta') - T \\
 Q_3 &= Q_2 - T'_{\beta_{TAS_E}}
 \end{aligned}$$

Démonstration. La démonstration reprend plusieurs éléments des propositions 6.2 et 6.9 :

- calcul d'une quantité Ω représentant les trames bloquées par un mécanisme TAS antérieurement à l'arrivée de F_m en v_i (proposition 6.2) ;
- maximisation du délai de blocage, par $T_{\beta_{TAS}}$, de F_m , sachant la condition donnée par l'équation 6.12 non vérifiée (proposition 6.7).

Nous cherchons à calculer le WCD en considérant ces deux précédents éléments. Cette démonstration est segmentée en plusieurs étapes : (1) éléments préliminaires inhérents au **cas 4** ; (2) justification de chaque équation donnée Figure 6.7 en suivant les différentes conditions appliquées.

Elements préliminaires

De la proposition 6.2, nous déduisîmes l'existence d'un flux, noté E , ne bloquant pas le flux principal F_m , du fait du non-respect de l'inéquation 5.6. Une partie de ce flux, notée Ω , du fait du mécanisme de filtrage TAS, entraîne un blocage par son accumulation au cours de *slot*(s) de PW antérieure(s) à l'arrivée de F_m . Le blocage dû à Ω est noté T_Ω .

De la proposition 6.9, nous déduisîmes similairement l'existence d'une quantité notée β_{TAS_E} , partie d'un flux $F_{c_{TAS}}$ préalablement filtré par un mécanisme TAS, ne bloquant pas le flux F_m . La conclusion fût que, du fait que l'émission de $F_{c_{TAS}}$ n'est possible qu'en *slot* FT, il n'existe aucun moyen d'accumuler cette quantité β_{TAS_E} . Dans le cadre du **cas 4**, nous observons toutefois une possibilité pour son accumulation en jouant sur l'arrivée du flux E en v_i :

- les trames de E s'accumulent en v_i à tout moment du cycle (*slot* PW comme FT) ;
- les trames de E arrivant en v_i en *slot* FT sont considérées comme perdues (transmises immédiatement) ;
- les trames de la quantité β_{TAS_E} sont alors accumulées au cours des *slots* FT durant lesquelles le flux E arrive en v_i .

Notons par T_E la durée nécessaire pour l'arrivée de l'ensemble des trames de E en v_i . Le délai

lié à la quantité Ω de trames de E accumulable durant T_E est donnée par (proposition 6.2) :

$$T_\Omega = T_{PW} \times (\lceil \frac{T_E}{T} \rceil - 1) + \min(T_{PW}, \zeta)$$

avec :

$$\zeta = T_E \bmod T$$

le reste des trames de E à transmettre au cours du dernier cycle. Si l'accumulation de trames de la quantité β_{TAS_E} s'effectue au cours des *slots* FT, le délai lié à la quantité de trames accumulables notée $\beta_{E_{TAS_\epsilon}}$ est donnée par

$$T_{\beta_{TAS_\epsilon}} = \min(T_\Omega, T_{\beta_{TAS_E}})$$

avec :

$$T_\Omega = (\lceil \frac{T_E}{T} \rceil - 1) \times T_{FT} + \max(0, \zeta - T_{PW})$$

où T_Ω représente la quantité de $T_{\beta_{TAS_E}}$ accumulable au cours des *slots* PW tout le long de la durée T_E . Si cette quantité excède la valeur $T_{\beta_{TAS_E}}$, cette dernière est alors entièrement accumulable, justifiant la présence de la fonction $\min()$, jouant ici un rôle conditionnel. Nous disposons d'une nouvelle quantité ne bloquant pas F_m , amputée de la quantité β_{TAS_ϵ} , notée β'_{TAS_E} et dont le délai associé est donné par :

$$T'_{\beta_{TAS_E}} = T_{\beta_{TAS_E}} - T_{\beta_{TAS_\epsilon}}$$

où $T_{\beta_{TAS_E}}$ est donné par (proposition 6.9) :

$$T_{\beta_{TAS_E}} = T_{\beta_{TAS}} - T_{\beta_{c_{TAS}}}$$

avec :

$$T_{\beta_{c_{TAS}}} = (\lceil \frac{T_{\gamma_m}}{T} \rceil - 1) \times T_{FT} + \min(\zeta', T_{FT})$$

Le PLWCD n'est alors plus amputé de $T_{\beta_{TAS_E}}$, mais de $T'_{\beta_{TAS_E}}$. Si le PLWCD moins cette amputation est notée Δ , nous avons :

$$\Delta = PLWCD - T'_{\beta_{TAS_E}}$$

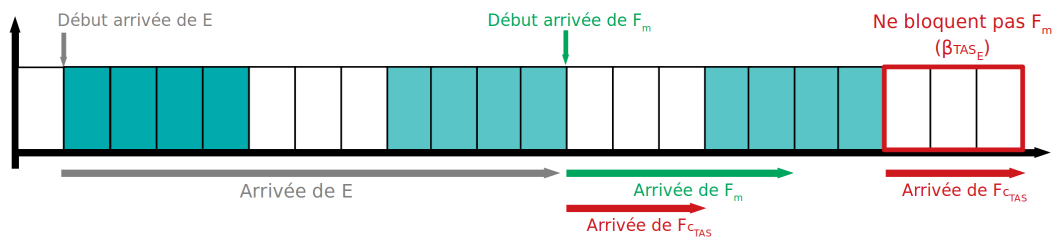


FIGURE B.14.a: Illustration de deux dynamiques conjointes : gestion du flux E et du flux $F_{c_{TAS}}$

Description des équations conditionnelles

De façon analogue à la proposition 6.10, le WCD est conditionné à deux paramètres, chacun pouvant prendre deux valeurs : (1) date de début d'arrivée de F_m en v_i (*slot* PW/FT); (2) position de fin d'arrivée de E en v_i par rapport au début d'arrivée de F_m en v_i , sachant F_m terminant son arrivée en fin d'un *slot* FT (avant/après).

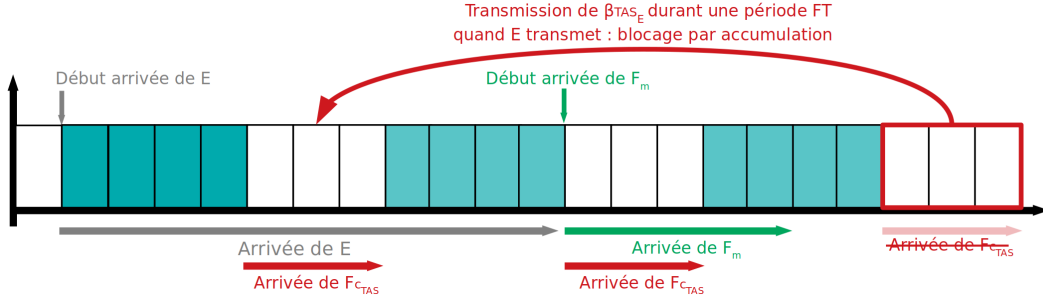


FIGURE B.14.b: Une partie de F_{CTAS} peut ne pas bloquer le flux principal F_m . Cette partie peut néanmoins permettre une accumulation durant l'arrivée de E , durant les *slot* FT où E arrive

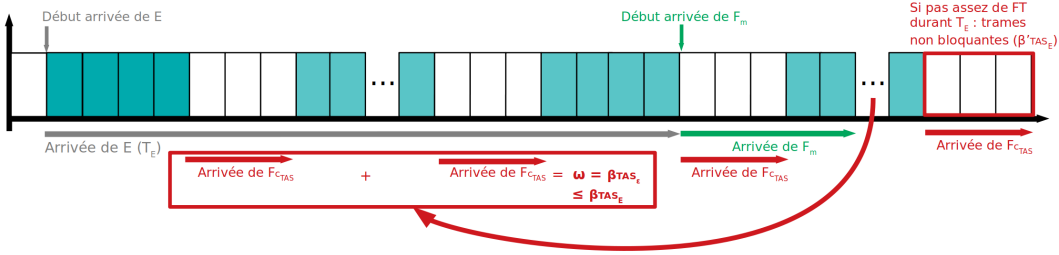


FIGURE B.14.c: La quantité totale des trames de F_{CTAS} pouvant être transmise durant l'arrivée de E est décrit par T_{Ω} , ne pouvant excéder la totalité des trames de F_{CTAS} ne bloquant pas F_m ($T_{\beta_{TAS_E}}$). Si $T_{\beta_{TAS_E}}$ n'a pas pu être complètement accumulé, il subsiste une quantité, notée $T'_{\beta_{TAS_E}}$ ne bloquant pas F_m . Cette dernière quantité est amputée de la valeur de PLWCD

FIGURE B.14 – Illustration du cas préliminaire

Nous prenons comme racine d'analyse la date de début d'arrivée de F_m en v_i ; nous en déduisons subséquemment le WCD en fonction des différentes situations que nous présentons.

Condition C1 (Figure B.15) : Nous formalisons la condition sur la date d'arrivée de F_m en v_i par la condition C1 :

$$C1 := \zeta' > T_{FT}$$

où :

$$\zeta' = T_{\gamma_m} \text{ mod' } T$$

Etant donné le non-respect de la condition donnée par l'inéquation 6.12, la date de fin d'arrivée est considérée comme coïncidant avec la fin d'un *slot* FT (proposition 6.9). La date de début d'arrivée de F_m dépend alors de la remontée du flux de sa fin vers le début, sa fin débutant au commencement d'un *slot* FT. La date du début est déduite d'après la valeur du reste de la division euclidienne entre la durée de F_m et le temps cycle TAS (T). Si ce reste est inférieur à la durée du *slot* FT (T_{FT}), alors le début d'arrivée de F_m est en *slot* FT; en *slot* PW, sinon.

Condition C2 (Figure B.16) : Nous considérons la condition C1 pour vraie, i.e., la date de début de F_m se situe en *slot* PW. Deux cas de figure sont alors possibles :

1. le flux E achève son arrivée avant F_m ;
2. le flux E achève son arrivée après F_m ;

Nous pouvons formaliser le respect du point 1 de la condition C2 par :

$$C2 := \zeta + \epsilon \leq T_{PW}$$

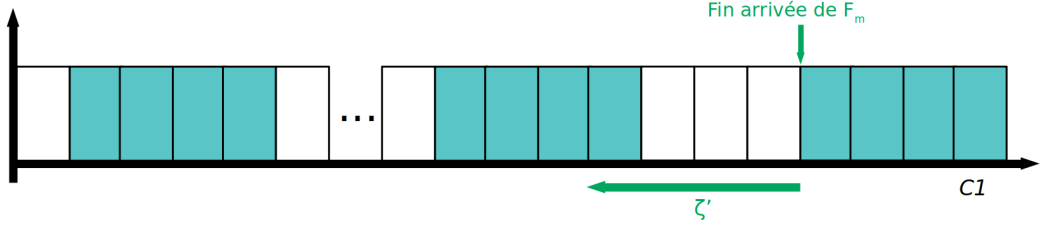


FIGURE B.15.a: Illustration de la condition $C1$. Le flux principal en première période (ζ') commence durant un *slot* PW. Ceci est dû à la durée de F_m et à la fin d'arrivée en fin de *slot* FT

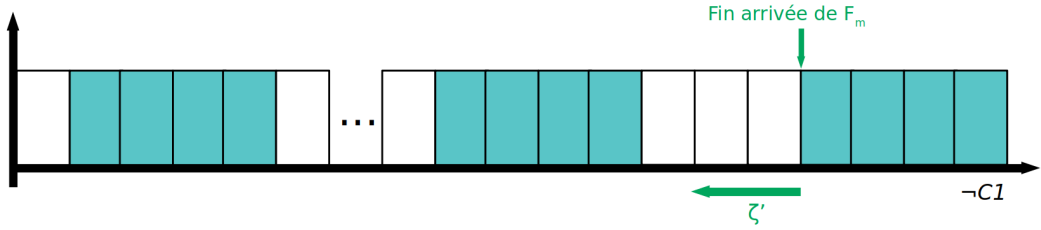


FIGURE B.15.b: Illustration de la condition $-C1$. Le flux principal en première période (ζ') commence durant un *slot* FT. Ceci est dû à la taille de F_m et à la fin d'arrivée programmée en fin de *slot* FT

FIGURE B.15 – Illustrations graphiques des conditions $C1$ et $-C1$

et le respect du point 2 (non-respect du point 1) par :

$$-C2 := \zeta + \epsilon > T_{PW}$$

où :

$$\epsilon = \zeta' - T_{FT}$$

Le terme ϵ , si celui est positif, représente la position de l'arrivée de F_m au sein du *slot* PW, par l'amputation de la durée correspondant à T_{FT} . Ainsi, plus ϵ croît, plus F_m se rapproche du début du *slot* PW. À l'inverse, ζ représente la position de la fin d'arrivée de E au sein du *slot* PW, partant du début de celui-ci. Si la somme des deux termes n'excède pas la durée du *slot* PW (T_{PW}), E et F_m ne se "croise" pas, permettant de déduire immédiatement l'antériorité de fin d'arrivée de E sur le début d'arrivée de F_m . Une logique similaire fut développée au cours de la démonstration de la proposition 6.10. Remarquons enfin que si $C2$ est vérifiée, l'écart entre fin d'arrivée de E et début d'arrivée de F_m est donné par

$$T_{FT} - (\zeta + \epsilon)$$

Par opposition, si $C2$ n'est pas vérifiée, l'écart entre début d'arrivée de F_m et fin d'arrivée de E est donné par :

$$(\zeta + \epsilon) - T_{FT}$$

Dans le cas où $C2$ est validée, la valeur T_{Ω} est maximisée avant l'arrivée de F_m . Ceci conduit à une situation équivalente à celle présentée en proposition 6.9, dans le cas où F_m débutait son arrivée durant un *slot* PW. Ajoutant la valeur de T_{Ω} accumulée jusque lors, le WCD est donné par :

$$WCD = \Delta + \left\lceil \frac{T_{\gamma_m} + \Delta + T_{\Omega}}{T_{FT}} \right\rceil \times T_{PW} - (T - \zeta') + T_{\Omega}$$

correspondant à l'équation 6.16. Dans le cas où $C2$ n'est pas validée, le WCD est donné en fonction de la condition $C3$.

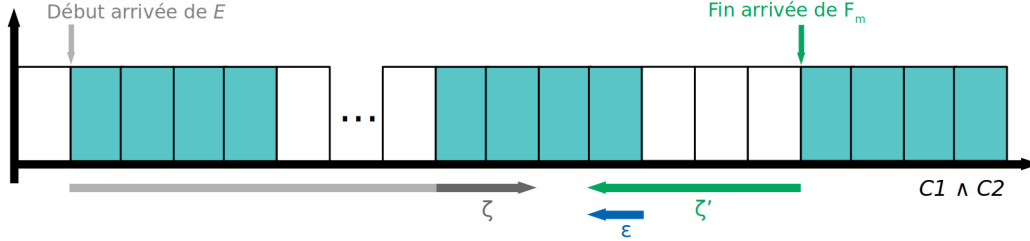


FIGURE B.16.a: Illustration de la condition $C1 \wedge C2$. Le flux E en dernière période (ζ) termine en *slot* PW et antérieurement au début d'arrivée du flux F_m pour sa première période (ζ'). La valeur ϵ représente la part de ζ' en *slot* de PW

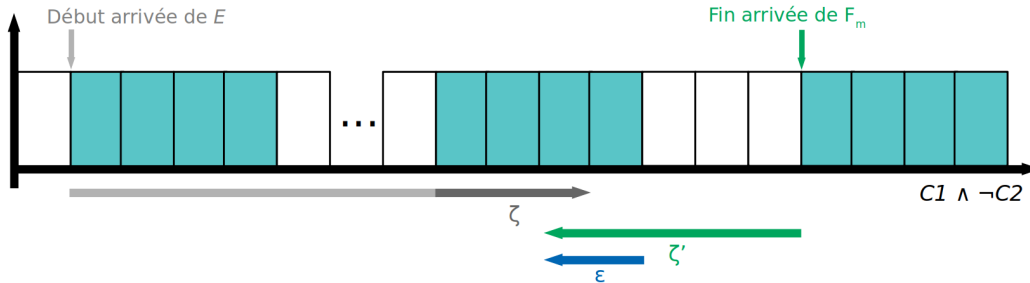


FIGURE B.16.b: Illustration de la condition $C1 \wedge \neg C2$. Le flux E en dernière période (ζ) termine en *slot* PW et antérieurement au début d'arrivée du flux F_m pour sa première période (ζ'). La valeur ϵ représente la part de ζ' durant le *slot* PW

FIGURE B.16 – Illustrations graphiques de l'impact de la condition $C2$

Condition $C3$ (Figure B.17) : Nous considérons :

- la condition $C1$ pour vraie, i.e., la date de début d'arrivée de F_m se trouve en *slot* PW ;
- la condition $C2$ pour fautive, i.e., la date de début d'arrivée de F_m est antérieure à la date de fin d'arrivée de E .

La fin d'arrivée de E peut alors être située : (1) en *slot* PW ; (2) en *slot* FT. Nous formalisons la véracité du point (1) par la condition $C3$:

$$C3 := \zeta \leq T_{PW}$$

et la véracité du point (2) (fausseté du point (1)) par :

$$\neg C3 := \zeta > T_{PW}$$

La valeur ζ représentant les trames restantes devant arriver en v_i , si celles-ci forment une quantité supérieure à la durée du *slot* PW, nous déduisons immédiatement la fin de E en dehors de *slot* PW.

Dans le cas où E achève son arrivée en *slot* PW, une partie de Ω , dont le délai est noté Q_1 , correspondant à l'écart entre début et fin respectives de F_m et E , ne bloque pas le flux F_m . La durée correspondant à cette amputation de Ω , est donnée par :

$$Q_1 = (\zeta + \epsilon) - T_{FT}$$

correspondant à l'écart décrit au cours de l'explication de C2. Le lemme B.1 met en lumière la nécessité de maximisation de T_Ω pour l'obtention du WCD le plus défavorable. Ceci implique donc l'obligation d'un décalage du début d'arrivée de F_m en v_i d'une quantité Q_1 , amputant une partie du délai lié au *slot* PW, mais maximisant la quantité T_Ω . Une logique similaire fut développée au cours de la démonstration de la proposition 6.10. Nous déduisons, pour la véracité de C3, le WCD suivant :

$$WCD = \Delta + \left\lceil \frac{T_{\gamma_m} + \Delta + T_\Omega}{T_{FT}} \right\rceil \times T_{PW} - (T - \zeta') - Q_1 + T_\Omega$$

Dans le cas de $\neg C3$, E termine en dehors du *slot* PW. Ceci entraîne un décalage du début d'arrivée de F_m en fin de *slot* PW, les données de E transmises durant un *slot* FT étant de toute façon transmise. En conséquence, le début d'arrivée de F_m se situe en début de *slot* FT, entraînant la perte d'un délai lié à un *slot* PW complet. Une logique similaire fut développée au cours de la démonstration de la proposition 6.10. Nous déduisons, pour la fausseté de C3, le WCD suivant :

$$WCD = \Delta + (\left\lceil \frac{T_{\gamma_m} + \Delta + T_\Omega}{T_{FT}} \right\rceil - 1) \times T_{PW} + T_\Omega$$

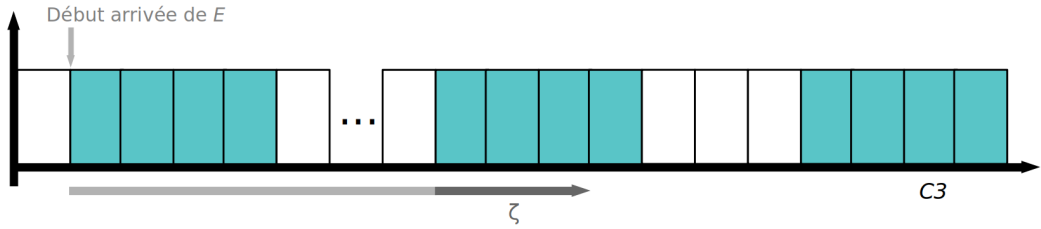


FIGURE B.17.a: Illustration de la condition C3. Le flux E dans sa dernière période (ζ) termine son arrivée durant un *slot* PW

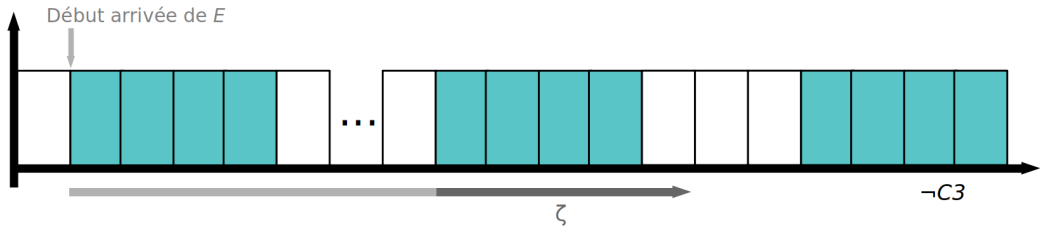


FIGURE B.17.b: Illustration de la condition $\neg C3$. Le flux E dans sa dernière période (ζ) termine son arrivée durant un *slot* FT

Condition C4 (Figure B.18) : Nous considérons la condition C1 pour fausse, i.e., la date de début de F_m se trouve en *slot* FT. Deux cas de figure sont alors possibles : le flux E achève son arrivée (1) avant (2) après F_m .

Le respect du point 1 de la condition C4 est formalisé par :

$$C4 := \zeta + \zeta' \geq T$$

et le respect du point 2 (non-respect du point 1) par :

$$\neg C4 := \zeta + \zeta' < T$$

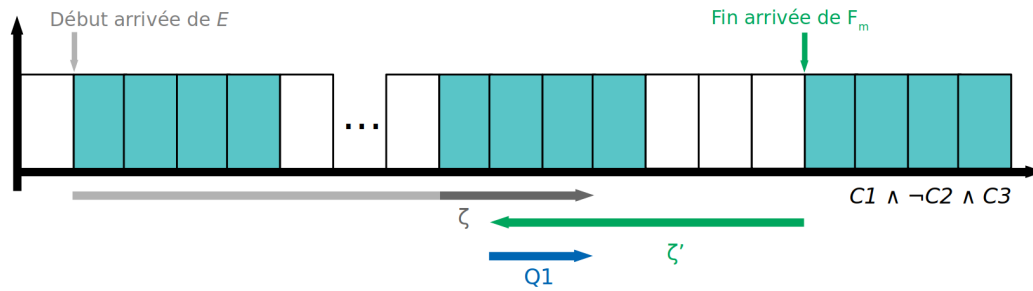


FIGURE B.17.c: Illustration de la condition $C1 \wedge \neg C2 \wedge C3$. Le flux E dans sa dernière période (ζ) arrive durant un *slot* PW et postérieurement au début d'arrivée de F_m , dans sa première période (ζ'). Un écart $Q1$ subsiste entre les deux dates

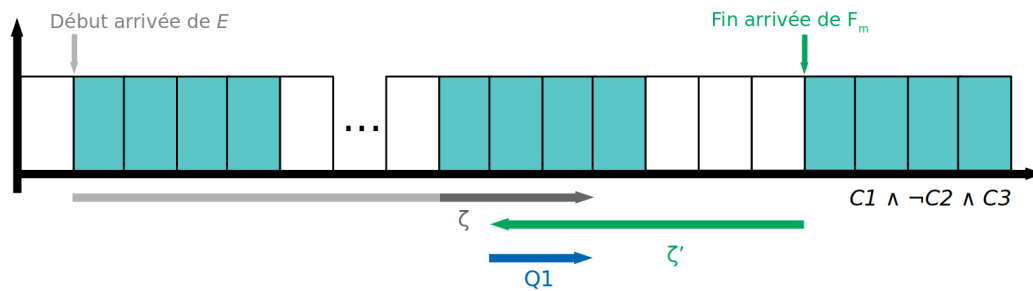


FIGURE B.17.d: La maximisation de la valeur T_Ω n'est possible que par un décalage $Q1$ du début d'arrivée de F_m . Ce décalage est similaire à celui illustré en Figure B.12.b

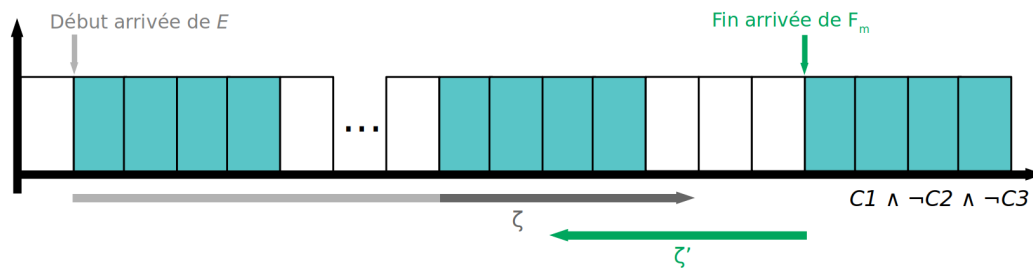


FIGURE B.17.e: Illustration de la condition $C1 \wedge \neg C2 \wedge \neg C3$. Le flux E dans sa dernière période (ζ) arrive durant un *slot* FT et postérieurement au début d'arrivée de F_m , dans sa première période (ζ').

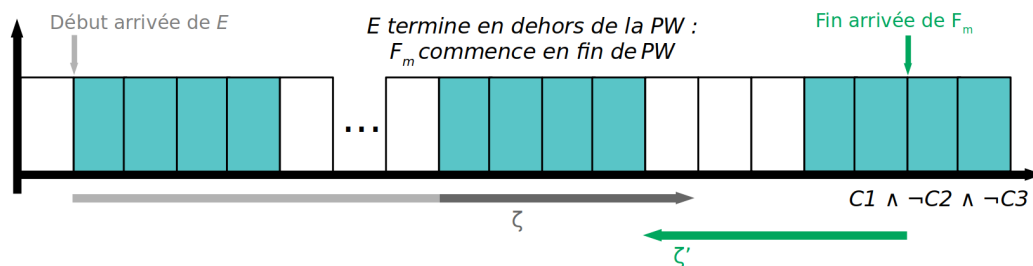


FIGURE B.17.f: La maximisation de la valeur T_Ω est actée dès la fin du *slot* PW (les trames arrivant en dehors sont immédiatement transmises). F_m est alors décalé en fin de *slot* PW. Cette situation est similaire à celle illustrée en Figure B.13.b

FIGURE B.17 – Illustrations graphiques de l'impact de la condition $C3$

La fin de transmission de E est représentée par ζ , celle du début d'arrivée de F_m par ζ' . De façon analogue à la condition $C2$ nous déduisons l'antériorité de l'une par rapport à l'autre en fonction de leur somme : si cette dernière excède la valeur de T , le début d'arrivée de F_m est antérieur à la fin d'arrivée de E et inversement dans la situation inverse.

Remarquons qu'en cas de véracité de $C4$, l'écart entre début d'arrivée de F_m et fin d'arrivée de E est donné par :

$$\zeta + \zeta' - T$$

Par opposition, l'écart entre les deux dates, en cas de fausseté de $C4$, est donné par :

$$T - (\zeta + \zeta')$$

Dans le cas de la véracité de $C4$, la quantité Ω est déjà maximisée depuis la fin du *slot* PW du cycle en cours. Toute trame de E transitant en *slot* FT est considérée comme transmise, ne bloquant pas F_m . Par conséquent, les trames de E arrivant postérieurement au début d'arrivée de F_m n'impactent en aucune façon le blocage. La situation est équivalente à celle de la proposition 6.9, ou la quantité T_Ω s'ajoute. Ceci permet de déduire le WCD pour un tel cas :

$$WCD = \Delta + \left\lceil \frac{T_{\gamma_m} + \Delta + T_\Omega - \zeta'}{T_{FT}} \right\rceil \times T_{PW} + T_\Omega$$

expression équivalente, à T_Ω près, au résultat obtenu pour la proposition 6.9 dans le cas où F_m s'achève en cours de *slot* FT. La fausseté de $C4$ est traitée dans l'étude de $C5$.

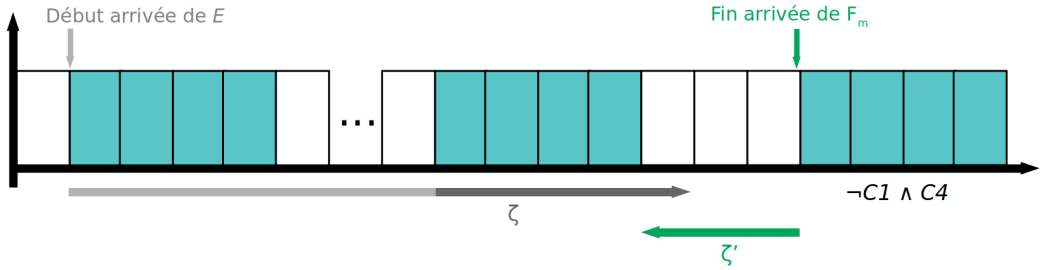


FIGURE B.18.a: Illustration de la condition $\neg C1 \wedge C4$. Le flux E , dans sa dernière période (ζ), achève son arrivée au cours d'un *slot* FT et postérieurement au début d'arrivée de F_m (i.e., dans sa première période, notée ζ'). La condition $C4$ représente le cas où la somme $\zeta + \zeta'$ excède la durée d'un cycle TAS (notée T).

Condition $C5$ (Figure B.19) : Nous considérons :

- la condition $C1$ pour fausse, i.e., la date de début d'arrivée de F_m se trouve en *slot* FT ;
- la condition $C4$ pour fausse, i.e., la date de début d'arrivée de F_m est postérieure à la date de fin d'arrivée de E .

Dans ces conditions, la date de fin d'arrivée de E peut se trouver : (1) en *slot* PW ; (2) en *slot* FT.

Dans le cas (1), la quantité Ω est maximisée et reste bloquée en v_i jusqu'à la fin du *slot* PW. Passée ce *slot*, les trames commencent leur transmission vers le prochain sommet, réduisant la quantité de trames bloquant F_m ; celle-ci est déterminée à partir de l'écart entre la fin du *slot* PW (T_{PW}) et la date de début d'arrivée de F_m , soit :

$$Q_2 = T - (T_{PW} + \zeta')$$

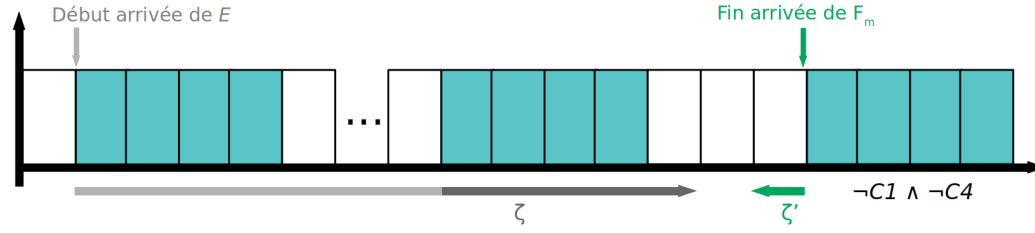


FIGURE B.18.b: Illustration de la condition $-C1 \wedge -C4$. Le flux E , dans sa dernière période (ζ), achève son arrivée au cours d'un *slot* FT et antérieurement au début d'arrivée de F_m (i.e., dans sa première période, notée (ζ')). La condition $C4$ représente le cas où la somme $\zeta + \zeta'$ n'excède pas la durée d'un cycle TAS (notée T).

FIGURE B.18 – Illustrations graphiques de l'impact de la condition $C4$

Dans le cas (2), où ζ se trouve en *slot* FT, et possédant donc une valeur plus élevée que T_{PW} , l'écart devient :

$$Q_2 = T - (\zeta + \zeta')$$

En combinant les cas (1) et (2), la durée correspondant à la quantité de trames ne bloquant pas F_m est déterminée par :

$$Q_2 = T - (\max(T_{PW}, \zeta) + \zeta')$$

où la fonction $\max()$ sert d'arbitre entre les cas (1) et (2).

La durée Q_2 représente la durée liée au nombre de trames transmises entre la fin d'arrivée de E et le début d'arrivée de F_m , faisant autant de trames bloquantes en moins pour F_m . Remarquons cependant : si la quantité $T'_{\beta_{TAS_E}}$ est non nulle, i.e., une quantité de trames du flux F_{CTAS} ne bloque pas F_m , nous pouvons alors nous servir de celle-ci comme « transmission de substitution » en lieu et place des trames accumulées Ω ; plus clairement, nous imaginons la transmission des trames restantes de β'_{TAS_E} avant même le début de transmission des trames de la quantité Ω , permettant ainsi de conserver sa maximisation. Nous pouvons alors déduire, si la condition $C5$ ci-après est respectée :

$$C5 := T'_{\beta_{TAS_E}} \geq Q_2$$

que la totalité des trames de la quantité Ω bloquent le flux F_m , de part la possibilité, par la durée de transmission des trames de β_{TAS_E} , de combler l'écart Q_2 . De là, nous pouvons déduire un WCD équivalent à celui présenté en cas de véracité de la condition $C4$, à savoir :

$$WCD = \Delta + \left\lceil \frac{T_{\gamma_m} + \Delta + T_{\Omega} - \zeta'}{T_{FT}} \right\rceil \times T_{PW} + T_{\Omega}$$

Dans le cas de la fausseté de la condition $-C5$:

$$C5 := T'_{\beta_{TAS_E}} < Q_2$$

le WCD est déterminé selon la condition $C6$.

Condition $C6$ (Figure B.20) : Nous considérons :

- la condition $C1$ pour fausse, i.e., la date de début d'arrivée de F_m se trouve en *slot* FT ;
- la condition $C4$ pour fausse, i.e., la date de début d'arrivée de F_m est postérieure à la date de fin d'arrivée de E ;

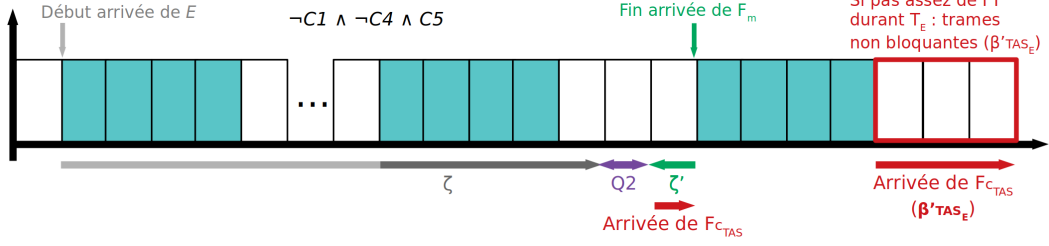


FIGURE B.19.a: Illustration de la condition $-C1 \wedge -C4 \wedge C5$. Il subsiste un écart $Q2$ entre la fin d'arrivée de E dans sa dernière période (ζ) et le début d'arrivée de F_m dans sa première période (ζ'). Cet écart $Q2$ peut provoquer un début de transmission de la quantité T_Ω

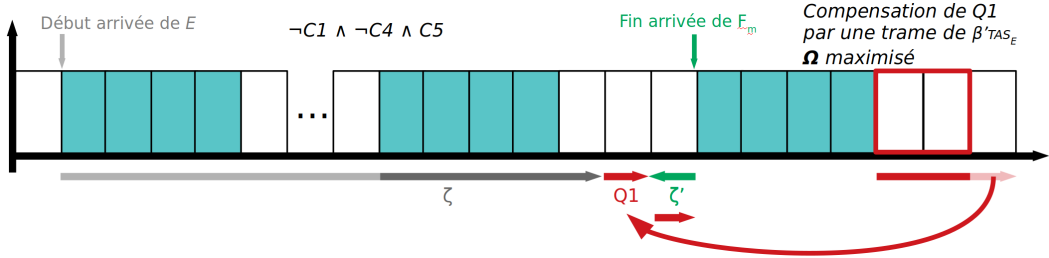


FIGURE B.19.b: Dans le cas de $C5$, $Q2$ peut être compensé par une quantité de F_{cTAS} ne bloquant pas du tout F_m ($T'_{\beta_{TAS_E}}$)

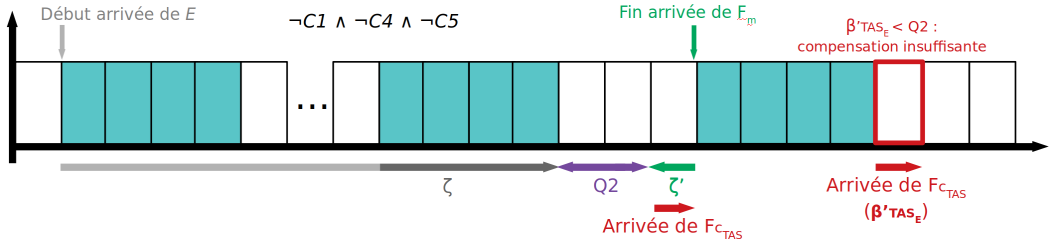


FIGURE B.19.c: Illustration de la condition $-C1 \wedge -C4 \wedge -C5$. Il subsiste un écart $Q2$ entre la fin d'arrivée de E dans sa dernière période (ζ) et le début d'arrivée de F_m dans sa première période (ζ'). Cet écart $Q2$ peut provoquer un début de transmission de la quantité T_Ω . Dans le cas de la condition $-C5$, $Q2$ ne peut être compensé par $T'_{\beta_{TAS_E}}$

FIGURE B.19 – Illustrations graphiques de l'impact de la condition $C5$

— la condition $C5$ pour fautive, i.e., l'écart entre fin d'arrivée de E et début d'arrivée de F_m , noté $Q2$, n'est pas compensé par la durée $T'_{\beta_{TAS_E}}$.

Dans le cas des conditions dictées précédemment, l'écart entre fin d'arrivée de E et début d'arrivée de F_m en v_i n'est pas compensé par la durée $T'_{\beta_{TAS_E}}$. Deux possibilités apparaissent alors : (1) l'écart n'est pas comblé et la valeur de T_Ω est sous-estimée ; (2) l'écart est comblé par un décalage du début d'arrivée de F_m de façon à maximiser la valeur de T_Ω , le décalage troquant la maximisation contre une fin d'arrivée de F_m plus précoce ; la conséquence est une quantité de trames transmises avant le début du premier *slot* PW, réduisant la quantité de trame prise en compte pour le calcul du nombre de *slots* PW subis. La durée liée à la quantité à négliger est donnée par :

$$Q_3 = Q_2 - T'_{\beta_{TAS_E}}$$

En utilisant le lemme B.1, nous déduisons un cas plus défavorable pour la maximisation de T_Ω (et donc par le décalage du début d'arrivée de F_m) que par sa non-maximisation. Cela n'est

néanmoins possible que si la condition C6 suivante :

$$C6 := T_{\Omega} \geq Q_3$$

est validée. Cette condition s'explique ainsi : dans le cas où la durée Q_3 est inférieure à T_{Ω} , un décalage d'une unité du début d'arrivée de F_m permet un blocage d'une trame supplémentaire par la quantité Ω . Si Ω est moindre, le décalage d'une unité ne suffit pas, du fait de la transmission de toutes les trames accumulées formant Ω avant le début d'arrivée de F_m , y compris si ce dernier est décalé. La durée T_{Ω} , si elle permet de combler intégralement l'écart donné par Q_3 , est augmenté, y compris pour un décalage unitaire. Par extension, le décalage jusqu'à combler l'écart Q_3 permet la maximisation de T_{Ω} , contre la réduction du nombre de trames à considérer pour le calcul lié au nombre de *slots* PW subis. Nous déduisons du respect de la condition C6 le WCD suivant :

$$WCD = \Delta + \lceil \frac{T_{\gamma_m} + \Delta + T_{\Omega} - \zeta' - Q_3}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW} + T_{\Omega}$$

où la durée Q_3 représente le décalage à effectuer pour la maximisation de T_{Ω} . Remarquons que, sans cette maximisation, T_{Ω} eût été amputée de Q_3 , garantissant la consistance du résultat affirmé par le lemme B.1 sur la nécessité de sa maximisation pour l'obtention du WCD le plus défavorable.

En cas de fausseté de la condition C6, l'écart entre fin/début d'arrivée de E/F_m est plus important que la valeur T_{Ω} . Il en résulte deux possibilités : (1) décaler l'arrivée de F_m de façon à maximiser T_{Ω} , sachant que cette dernière ne peut compenser intégralement le décalage ; (2) ne pas décaler l'arrivée de F_m et supprimer l'influence de T_{Ω} dans le calcul du WCD. Le choix de l'une ou l'autre solution dépend alors des paramètres du mécanisme TAS : le cas (1) souffre de la possibilité de sous-estimer le WCD d'un délai T_{PW} pour maximiser T_{Ω} , dont la durée T_{PW} eût entraîné un WCD plus défavorable qu'avec la maximisation de T_{Ω} . Dans ce contexte, nous devons choisir le WCD le plus défavorable, donné pour (1) par :

$$WCD = \Delta + \lceil \frac{T_{\gamma_m} + \Delta + T_{\Omega} - \zeta' - Q_3}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW} + T_{\Omega}$$

équivalente à l'équation 6.20 donné au cours de l'analyse de la condition C5. Le WCD pour (2) est quant à lui donné par :

$$WCD = \Delta + \lceil \frac{T_{\gamma_m} + \Delta - \zeta'}{T_{FT}} \rceil \times T_{PW}$$

sachant

$$T_{\Omega} < Q_3$$

Le WCD est alors donné par le maximum entre les équations 6.20 et 6.21, fonction des paramètres du mécanisme TAS.

Synthèse

En reprenant l'intégralité des équations données pour cette démonstration, chacune associée à ses conditions respectives, nous obtenons le diagramme de flux illustré en Figure 6.7. \square

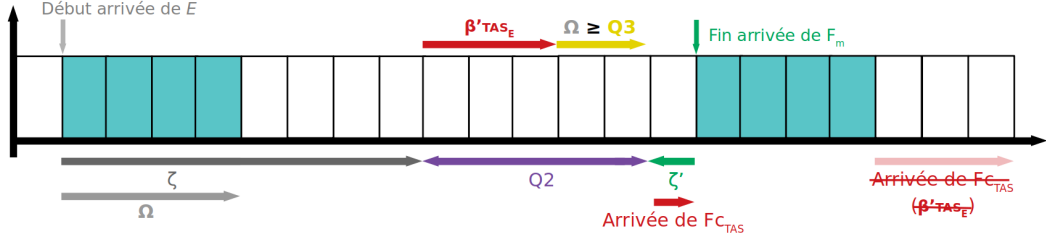


FIGURE B.20.a: Illustration de la condition $\neg C1 \wedge \neg C4 \wedge \neg C5 \wedge C6$. L'écart $Q2$ ne peut être compensé entièrement par les trames ne bloquant normalement pas F_m ($T'_{\beta TAS_E}$), entraînant un début de transmission précoce des trames accumulées de E (T_Ω). L'écart $Q3$ représente l'écart entre fin d'arrivée de E et début d'arrivée de F_m , retranché de la valeur compensatrice $T'_{\beta TAS_E}$.

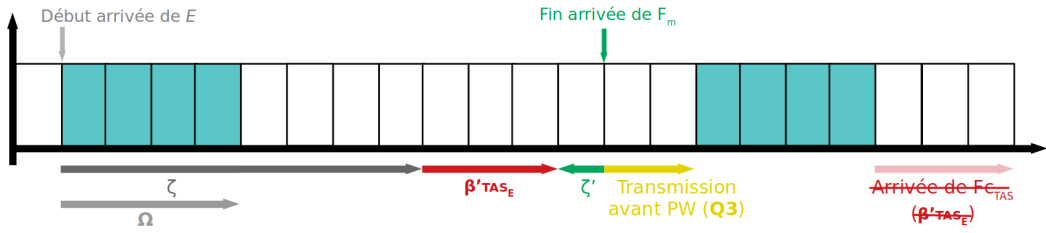


FIGURE B.20.b: Dans le cas de $C6$, $Q3$ est plus faible que la valeur T_Ω . Il est alors possible de décaler le début de F_m de $Q3$ unités, pour conserver le blocage maximal par T_Ω . Ceci entraîne un début d'arrivée de F_m plus précoce, situation néanmoins la plus défavorable pour le calcul du WCD (Lemme B.1)

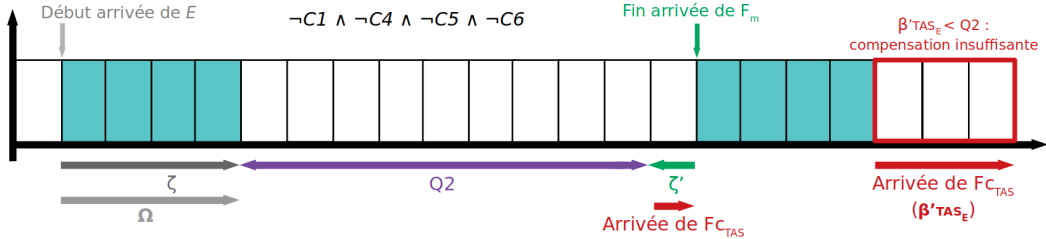


FIGURE B.20.c: Illustration de la condition $\neg C1 \wedge \neg C4 \wedge \neg C5 \wedge \neg C6$. L'écart $Q2$ ne peut être compensé entièrement par $T'_{\beta TAS_E}$, entraînant un début de transmission précoce des trames accumulées de E (T_Ω)

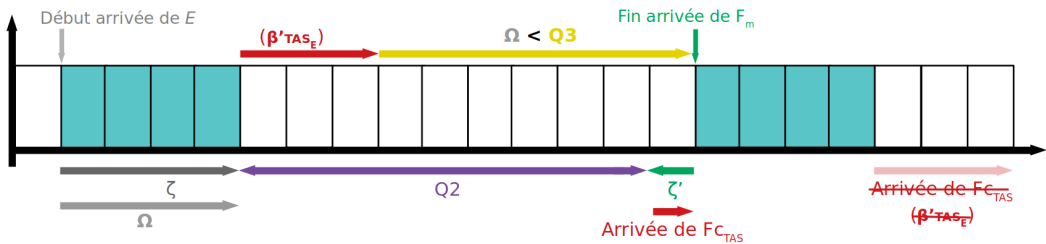


FIGURE B.20.d: Dans le cas de $\neg C6$, l'écart $Q3$ est cette fois plus grand que la valeur T_Ω . La question se pose quant à la nécessité, ou non, d'un décalage de F_m pour permettre un blocage par T_Ω , sous risque de manquer un délai de blocage dû à un *slot* PW. En fonction des différents paramètres, la situation la plus défavorable est donnée en prenant le WCD maximum entre situation de décalage ou non décalage.

FIGURE B.20 – Illustrations graphiques de l'impact de la condition $C6$

Bibliographie

- [1] Artery framework. omnetpp.org. Consulté le 20/05/2021.
- [2] Cop21 de paris : le résumé des enjeux et des engagements pris par les etats. selectra.info. Consulté le 01/05/2021.
- [3] Directive (ue) 2018/2001 du parlement européen et du conseil du 11 décembre 2018 relative à la promotion de l'utilisation de l'énergie produite à partir de sources renouvelables (refonte). Journal Officiel de l'Union Européenne, 21 Décembre 2018.
- [4] Décret n°2006-212 du 23 février 2006 relatif à la sécurité des activités d'importance vitale. Journal Officiel de la République Française. 23 Février 2006.
- [5] Décret n°2020-456 du 21 avril 2020 relatif à la programmation pluriannuelle de l'énergie. Journal Officiel de la République Française. 21 Avril 2021.
- [6] Etude prospective emplois et compétences de la filière électrique. ufe-electricite.fr. Consulté le 26/04/2021.
- [7] GE PSLF. www.geenergyconsulting.com. Consulté le 20/05/2021.
- [8] IEC 61850 logical nodes and data classes in power system automation data modelling. www.electricalaxis.com. Consulté le 15/04/2021.
- [9] IEDScout. www.omicronenergy.com. Consulté le 20/05/2021.
- [10] INET framework. inet.omnetpp.org. Consulté le 20/05/2021.
- [11] Intelligent electronic devices market. www.marketdataforecast.com. Consulté le 20/04/2021.
- [12] NeSTiNg - Network Simulator for Time-Sensitive Networking (TSN). omnetpp.org. Consulté le 04/08/2021.
- [13] NS-3 Network Simulator. www.nsnam.org. Consulté le 04/08/2021.
- [14] NS-3 Network Simulator. fmi-standard.org. Consulté le 06/09/2021.
- [15] OMNeT++ Discrete Event Simulator. omnetpp.org. Consulté le 20/05/2021.
- [16] Overview and introduction to the manufacturing message specification (MMS). www.sisconet.com. Consulté le 17/04/2021.
- [17] PSCAD. www.pscad.com. Consulté le 20/05/2021.
- [18] QoSMet - Quality of Service Metrology. michaut.valerie.free.fr. Consulté le 24/06/2021.
- [19] Riverbed Modeler. www.riverbed.com. Consulté le 20/05/2021.
- [20] Résolution du conseil du 16 septembre 1986 concernant de nouveaux objectifs de politique énergétique communautaires pour 1995 et la convergence des politiques des États membres. Journal Officiel des Communautés européennes. 16 septembre 1986.
- [21] SimuLTE framework. omnetpp.org. Consulté le 20/05/2021.

- [22] The Network Simulator - NS-2. www.isi.edu. Consulté le 20/05/2021.
- [23] Time-Sensitive Networking (TSN) Task Group. 1.ieee802.org. Consulté le 20/05/2021.
- [24] WSNNet / Worldsens simulator. wsnet.gforge.inria.fr. Consulté le 04/08/2021.
- [25] ADAMIAK, M., KASZTENNY, B., MAZEREEUW, J., MCGINN, D., AND HODDER, S. Considerations for IEC 61850 process bus deployment in real-world protection and control systems : a business analysis. *Paper B5-102, CIGRE 42d session, Paris* (2008).
- [26] ADNAN, M., SCHARBARG, J.-L., ERMONT, J., AND FRABOUL, C. An improved timed automata approach for computing exact worst-case delays of afdx sporadic flows. In *Proceedings of 2012 IEEE 17th International Conference on Emerging Technologies & Factory Automation (ETFA 2012)* (2012), IEEE, pp. 1–8.
- [27] AFTAB, M. A., HUSSAIN, S. S., ALI, I., AND USTUN, T. S. IEC 61850 based substation automation system : A survey. *International Journal of Electrical Power & Energy Systems* 120 (2020), 106008.
- [28] AGENCE DE L'ENVIRONNEMENT ET DE LA MAÎTRISE DE L'ÉNERGIE. Réduire sa facture d'électricité. www.ademe.fr. Consulté le 03/05/2021.
- [29] ALI, I., AND THOMAS, M. S. Substation communication networks architecture. In *Power System Technology and IEEE Power India Conference, 2008. POWERCON 2008. Joint International Conference on* (2008), IEEE, pp. 1–8.
- [30] ALLEN A. O., P. Probability, Statistics, and Queuing Theory with Computer Science Applications, Vol. 2, 1990.
- [31] ALTAHER, A., MOCANU, S., AND THIRIET, J.-M. Evaluation of time-critical communications for IEC 61850-substation network architecture. *arXiv preprint arXiv :1512.07004* (2015).
- [32] APOSTOLOV, A. Implementation of accelerated transmission line protection schemes in substations with IEC 61850. In *Transmission and Distribution Conference and Exposition, 2008. T&D. IEEE/PES* (2008), IEEE, pp. 1–6.
- [33] APOSTOLOV, A. IEC 61850 communications based transmission line protection.
- [34] APOSTOLOV, A. R-GOOSE : what it is and its application in distribution automation. *CIREC-Open Access Proceedings Journal 2017*, 1 (2017), 1438–1441.
- [35] APOSTOLOV, A., AND VANDIVER, B. IEC 61850 GOOSE applications to distribution protection schemes. In *2011 64th Annual Conference for Protective Relay Engineers* (2011), IEEE, pp. 178–184.
- [36] BAUDRILLARD, J. *Simulacres et simulation*. Éditions Galilée, 1981.
- [37] BENJAMIN, P. *A history of electricity : (The intellectual rise in electricity) from antiquity to the days of Benjamin Franklin*. J. Wiley & Sons, 1895.
- [38] BLUMSACK, S., AND FERNANDEZ, A. Ready or not, here comes the smart grid! *Energy* 37, 1 (2012), 61–68.
- [39] BOHNERT, K., GABUS, P., BRÄNDLE, H., AND KHAN, A. Fiber-optic current and voltage sensors for high-voltage substations. In *Proceedings of the 16th International Conference on Optical Fiber Sensors* (2003), pp. 752–754.
- [40] BOLTON, W. *Programmable logic controllers*. Newnes, 2015.
- [41] BOUILLARD, A., BOYER, M., AND LE CORRONC, E. *Deterministic Network Calculus : From Theory to Practical Implementation*. John Wiley & Sons, 2018.

-
- [42] BOYER, M. *Garantir les temps de réponse des réseaux embarqués à l'aide du calcul réseau*. Habilitation à diriger des recherches. Institut national polytechnique de Toulouse, 2021.
- [43] BRAND, K.-P., BRUNNER, C., AND DE MESMAEKER, I. How to use iec 61850 in protection and automation. *Electra* 222 (2005), 11–21.
- [44] BRAND, K.-P., BRUNNER, C., AND WIMMER, W. Design of iec 61850 based substation automation systems according to customer requirements. *Indian Journal of Power and River Valley Development* 61, 5 (2011), 87.
- [45] BRYANT, R. E. Simulation on a distributed system. In *Proc. of the 16th Design Automation Conference* (1979), pp. 544–552.
- [46] BURNS, A., AND WELLINGS, A. J. *Real-time systems and programming languages : Ada 95, real-time Java, and real-time POSIX*. Pearson Education, 2001.
- [47] BÖTTCHER, C. The cost of blackouts in europe. cordis.europa.eu. Consulté le 30/04/2021.
- [48] CAMUS, B. *Environnement Multi-agent pour la Multi-modélisation et Simulation des Systèmes Complexes*. PhD thesis, Université de Lorraine, 2015.
- [49] CAMUS, B., PARIS, T., VAUBOURG, J., PRESSE, Y., BOURJOT, C., CIARLETTA, L., AND CHEVRIER, V. Co-simulation of cyber-physical systems using a devs wrapping strategy in the mecsyco middleware. *Simulation* 94, 12 (2018), 1099–1127.
- [50] CAO, J., CUIJPERS, P. J., BRIL, R. J., AND LUKKIEN, J. J. Tight worst-case response-time analysis for ethernet AVB using eligible intervals. In *2016 IEEE World Conference on Factory Communication Systems (WFCS)* (2016), IEEE, pp. 1–8.
- [51] CHAN, W. C. *Performance analysis of telecommunications and local area networks*, vol. 533. Springer Science & Business Media, 2006.
- [52] CHANDY, K. M., AND MISRA, J. Distributed simulation : A case study in design and verification of distributed programs. *IEEE Transactions on software engineering*, 5 (1979), 440–452.
- [53] CHANG, C.-S. *Performance guarantees in communication networks*. Springer Science & Business Media, 2012.
- [54] CHANG, X. Network simulations with opnet. In *WSC'99. 1999 Winter Simulation Conference Proceedings. 'Simulation-A Bridge to the Future' (Cat. No. 99CH37038)* (1999), vol. 1, IEEE, pp. 307–314.
- [55] CHARARA, H. *Évaluation des performances temps réel de réseaux embarqués avioniques*. PhD thesis, 2007.
- [56] CHARARA, H., SCHARBARG, J.-L., ERMONT, J., AND FRABOUL, C. Methods for bounding end-to-end delays on an AFDX network. In *IEEE ECRTS'06* (2006), pp. 10–pp.
- [57] CHAUVEAU, L. La loi climat promeut "l'énergie citoyenne", pour faciliter l'installation de parcs éoliens et photovoltaïques. www.sciencesetavenir.fr. Consulté le 01/05/2021.
- [58] CHETTO, M. *Ordonnancement dans les systèmes temps réel*. ISTE Group, 2014.
- [59] CHODOS, A. April 25, 1954 : Bell labs demonstrates the first practical silicon solar cell. *APS News-This month in Physics history* (2009).
- [60] COMMISSION DES COMMUNAUTÉS EUROPÉENNES. Enquête menée en vertu de l'article 17 du règlement (ce) n° 1/2003 sur les secteurs européens du gaz et de l'électricité (rapport final). eur-lex.europa.eu. Consulté le 24/04/2021.
- [61] COUR DES COMPTES. Le soutien aux énergies renouvelables. Mars 2018.

- [62] COWDREY, J. The war of the currents. *Home Power 111* (2006), 88–92.
- [63] CRACIUNAS, S. S., OLIVER, R. S., CHMELÍK, M., AND STEINER, W. Scheduling real-time communication in IEEE 802.1 Qbv time sensitive networks. In *Proceedings of the 24th International Conference on Real-Time Networks and Systems* (2016), pp. 183–192.
- [64] CRUZ, R. L. A calculus for network delay. I. Network elements in isolation. *IEEE Transactions on information theory* 37, 1 (1991), 114–131.
- [65] DAHMANN, J. S., FUJIMOTO, R. M., AND WEATHERLY, R. M. The department of defense high level architecture. In *Proceedings of the 29th conference on Winter simulation* (1997), pp. 142–149.
- [66] DANIELIS, P., SKODZIK, J., ALTMANN, V., SCHWEISSGUTH, E. B., GOLATOWSKI, F., TIMMERMANN, D., AND SCHACHT, J. Survey on real-time communication via ethernet in industrial automation environments. In *Proceedings of the 2014 IEEE Emerging Technology and Factory Automation (ETFA)* (2014), IEEE, pp. 1–8.
- [67] DE OLIVEIRA, J. C., VARELLA, W. A., MARQUES, A. E., AND FORSTER, G. Real time application using multicast ethernet in power substation automation according to IEC 61850. *PAC World Journal* (2007).
- [68] DE SOUZA, E., ARDAKANIAN, O., AND NIKOLAIDIS, I. A co-simulation platform for evaluating cyber security and control applications in the smart grid. In *ICC 2020-2020 IEEE International Conference on Communications (ICC)* (2020), IEEE, pp. 1–7.
- [69] DECOTIGNIE, J.-D. Ethernet-based real-time and industrial communications. *Proceedings of the IEEE* 93, 6 (2005), 1102–1117.
- [70] DIEMER., J., AXER, P., AND ERNST, R. Compositional performance analysis in python with pycpa. In *WATERS* (2012), p. 178.
- [71] DIEMER, J., ROX, J., AND ERNST, R. Modeling of ethernet avb networks for worst-case timing analysis. *IFAC Proceedings Volumes* 45, 2 (2012), 848–853.
- [72] DIEMER, J., ROX, J., ERNST, R., CHEN, F., KREMER, K.-T., AND RICHTER, K. Exploring the worst-case timing of ethernet avb for industrial applications. In *IECON 2012-38th Annual Conference on IEEE Industrial Electronics Society* (2012), IEEE, pp. 3182–3187.
- [73] DOCQUIER, T., SONG, Y. Q., CHEVRIER, V., PONTNAU, L., AND AHMED-NACER, A. IEC 61850 over TSN : traffic mapping and delay analysis of GOOSE traffic. In *IEEE ETFA* (sep. 2020).
- [74] DOLEZILEK, D. Iec 61850 : What you need to know about functionality and practical implementation. In *2006 Power Systems Conference : Advanced Metering, Protection, Control, Communication, and Distributed Resources* (2006), IEEE, pp. 1–17.
- [75] DÜRR, F., AND NAYAK, N. G. No-wait packet scheduling for ieeee time-sensitive networks (tsn). In *Proceedings of the 24th International Conference on Real-Time Networks and Systems* (2016), pp. 203–212.
- [76] ECO, U. *La guerre du faux*. Grasset, 1985.
- [77] EDF. Le réseau de transport. www.edf.fr. Consulté le 04/05/2021.
- [78] EDF. Les réseaux de transport et de distribution d’électricité. www.edf.fr. Consulté le 04/05/2021.
- [79] ENEDIS. Données relatives aux lignes et aux postes au périmètre d’enedis. www.enedis.fr. Consulté le 04/05/2021.

-
- [80] FALK, H. *IEC 61850 Demystified*. Artech House, 2018.
- [81] FALK, H., AND BURNS, M. MMS and ASN.1 encodings. *Systems Integration Specialists Company, Inc.(SISCO)* (1996).
- [82] FALK, J., HELLMANNS, D., CARABELLI, B., NAYAK, N., DÜRR, F., KEHRER, S., AND ROTHERMEL, K. NeSTiNg : Simulating IEEE time-sensitive networking (TSN) in OM-NeT++. In *NetSys* (Mar. 2019).
- [83] FANG, X., MISRA, S., XUE, G., AND YANG, D. Smart grid - the new and improved power grid : A survey. *IEEE communications surveys & tutorials* 14, 4 (2012), 944–980.
- [84] FARHANGI, H. The path of the smart grid. *IEEE power and energy magazine* 8, 1 (2009), 18–28.
- [85] FINN, N., THUBERT, P., VARGA, B., AND FARKAS, J. RFC 8655 : Deterministic Networking Architecture, Octobre 2019.
- [86] FINZI, A. *Specification and analysis of an extended AFDX with TSN/BLS shapers for mixed-criticality avionics applications*. PhD thesis, Toulouse, ISAE, 2018.
- [87] GEORG, H., DORSCH, N., PUTZKE, M., AND WIETFELD, C. Performance evaluation of time-critical communication networks for smart grids based on IEC 61850. In *INFOCOM, 2013 Proceedings IEEE* (2013), IEEE, pp. 3417–3422.
- [88] GEORGES, J.-P., DIVOUX, T., AND RONDEAU, E. Confronting the performances of a switched ethernet network with industrial constraints by using the network calculus. *International journal of communication systems* 18, 9 (2005), 877–903.
- [89] GEORGES, J.-P., DIVOUX, T., AND RONDEAU, E. Validation of the network calculus approach for the performance evaluation of switched ethernet based industrial communications. *IFAC Proceedings Volumes* 38, 1 (2005), 192–197.
- [90] GILBERT, W. *De magnete*. Courier Corporation, 1958.
- [91] GNEDENKO, B. V., AND KOVALENKO, I. N. *Introduction to queueing theory*. Birkhauser Boston Inc., 1989.
- [92] GOMES, C., THULE, C., BROMAN, D., LARSEN, P. G., AND VANGHELuwe, H. Co-simulation : State of the art. *arXiv preprint arXiv :1702.00686* (2017).
- [93] GOMES, C., THULE, C., BROMAN, D., LARSEN, P. G., AND VANGHELuwe, H. Co-simulation : a survey. *ACM Computing Surveys (CSUR)* 51, 3 (2018), 1–33.
- [94] GON, K. T., ZEIGLER, B. P., AND PRAEHOFER, H. *Theory of modeling and simulation : integrating discrete event and continuous complex dynamic systems*.
- [95] GREENPEACE. Le nucléaire est-il une solution pour le climat ? www.greenpeace.fr. Consulté le 01/05/2021.
- [96] GRIJALVA, S., AND TARIQ, M. U. Prosumer-based smart grid architecture enables a flat, sustainable electricity industry. In *ISGT 2011* (2011), IEEE, pp. 1–6.
- [97] GROLLEAU, E., HUGUES, J., OUHAMMOU, Y., AND BAUER, H. *Introduction aux systèmes embarqués temps réel : Conception et mise en oeuvre*. Dunod, 2018.
- [98] GUPTA, R. Substation automation using IEC 61850 standard. In *Fifteenth National Power Systems Conference (NPSC), IIT Bombay* (2008), pp. 462–466.
- [99] HADBAH, A., USTUN, T. S., AND KALAM, A. Using IEDScout software for managing multivendor IEC61850 IEDs in substation automation systems. In *2014 IEEE International Conference on Smart Grid Communications (SmartGridComm)* (2014), IEEE, pp. 67–72.

- [100] HAKALA-RANTA, A., RINTAMÄKI, O., STARCK, J., AND ABB, O. Utilizing possibilities of IEC 61850 and GOOSE. *management* 383, 252, 635.
- [101] HARLEY, R. G., AND LIANG, J. Computational intelligence in smart grids. In *IEEE Symposium Series on Computational Intelligence (SSCI)* (2011), vol. 1, pp. 1–8.
- [102] HAUSMAN, W. J., HERTNER, P., WILKINS, M., ET AL. Global electrification. *Cambridge Books* (2008).
- [103] HELLMANNS, D., GLAVACKIJ, A., FALK, J., HUMMEN, R., KEHRER, S., AND DÜRR, F. Scaling tsn scheduling for factory automation networks. In *2020 16th IEEE International Conference on Factory Communication Systems (WFCS)* (2020), IEEE, pp. 1–8.
- [104] HOPKINSON, K., WANG, X., GIOVANNI, R., THORP, J., BIRMAN, K., AND COURY, D. Epochs : a platform for agent-based electric power and communication simulation built from commercial off-the-shelf components. *IEEE Transactions on Power Systems* 21, 2 (2006), 548–558.
- [105] HOROWITZ, S. H., AND PHADKE, A. G. *Power system relaying*, vol. 22. John Wiley & Sons, 2008.
- [106] HUANG, C., LI, F., DING, T., JIANG, Y., GUO, J., AND LIU, Y. A bounded model of the communication delay for system integrity protection schemes. *IEEE Transactions on Power Delivery* 31, 4 (2016), 1921–1933.
- [107] HUANG, Q., JING, S., YI, J., AND ZHEN, W. *Innovative testing and measurement solutions for smart grid*. John Wiley & Sons, 2015.
- [108] HUET, S. Nucléaire et climat : la grande tromperie. www.lemonde.fr. Consulté le 01/05/2021.
- [109] HUNT, R., AND POPESCU, B. Comparison of PRP and HSR networks for protection and control applications. In *Western Protective Relay Conference, Spokane, WA* (2015).
- [110] IEC 60044-8. Instrument transformers - part 8 : Electronic current transformers, 2013.
- [111] IEC 61850-1. Communication networks and systems for power utility automation – part 1 : Introduction and overview, 2013.
- [112] IEC 61850-5. Communication networks and systems for power utility automation — part 5 : Communication requirements for functions and device models, 2013.
- [113] IEC 61850-6. Communication networks and systems for power utility automation — part 6 : Configuration description language for communication in electrical substations related to ieds, 2009.
- [114] IEC 61850-7-2. Communication networks and systems for power utility automation — part 7-2 : Basic information and communication structure – abstract communication service interface (ACSI), 2010.
- [115] IEC 61850-8-1. Communication networks and systems for power utility automation – part 8-1 : Specific communication service mapping (SCSM) – mappings to MMS (iso 9506-1 and iso 9506-2) and to iso/IEC 8802-3, 2011.
- [116] IEC 61850-9-2. Communication networks and systems for power utility automation – part 9-2 : Specific communication service mapping (SCSM) – sampled values over iso/IEC 8802-3, 2011.
- [117] IEC 61850-90-13. Deterministic networking in power automation. www.ieee802.org. Version Draft. Consulté le 22/07/2021.

-
- [118] IEC 61869-9. Instrument transformers - part 9 : Digital interface for instrument transformers, 2016.
- [119] IFOP. Les français et l'électricité. Ifop pour Synopia. 20 Février 2017.
- [120] JAIN, R. *The art of computer systems performance analysis : techniques for experimental design, measurement, simulation, and modeling*. john wiley & sons, 1990.
- [121] JANCOVICI, J.-M. L'énergie, de quoi s'agit-il exactement ? jancovici.com. Consulté le 30/04/2021.
- [122] JANSSEN, M., AND APOSTOLOV, A. IEC 61850 impact on substation design. In *Transmission and Distribution Conference and Exposition, 2008. T&D. IEEE/PES* (2008), IEEE, pp. 1–7.
- [123] JARRIGE, F. «mettre le soleil en bouteille» : Les appareils de Mouchot et l'imaginaire solaire au début de la troisième république. *Romantisme*, 4 (2010), 85–96.
- [124] JEVONS, W. S. The coal question ; an inquiry concerning the progress of the nation, and the probable exhaustion of our coal-mines. *Fortnightly* 6, 34 (1866), 505–507.
- [125] JIANG, Y., LIU, Y., ET AL. *Stochastic network calculus*, vol. 1. Springer, 2008.
- [126] JOHNSEN, S. O., AND SINTEF, T. A description of the manufacturing message specification (MMS).
- [127] JUÁREZ, J., RODRÍGUEZ-MORCILLO, C., AND RODRÍGUEZ-MONDÉJAR, J. A. Simulation of IEC 61850-based substations under OMNeT++. In *Proceedings of the 5th International ICST Conference on Simulation Tools and Techniques* (2012), pp. 319–326.
- [128] KANABAR, M. G., AND SIDHU, T. S. Performance of IEC 61850-9-2 process bus and corrective measure for digital relaying. *IEEE Transactions on Power Delivery* 26, 2 (2011), 725–735.
- [129] KAZMI, J. H., LATIF, A., AHMAD, I., PALENSKY, P., AND GAWLIK, W. A flexible smart grid co-simulation environment for cyber-physical interdependence analysis. In *2016 Workshop on Modeling and Simulation of Cyber-Physical Energy Systems (MSCPES)* (2016), IEEE, pp. 1–6.
- [130] KLEIN, M., RALYA, T., POLLAK, B., OBENZA, R., AND HARBOUR, M. G. *A practitioner's handbook for real-time analysis : guide to rate monotonic analysis for real-time systems*. Springer Science & Business Media, 2012.
- [131] KRIGER, C., BEHARDIEN, S., AND RETONDA-MODIYA, J.-C. A detailed analysis of the GOOSE message structure in an iec 61850 standard-based substation automation system. *International Journal of Computers Communications & Control* 8, 5 (2013), 708–721.
- [132] LA BRANCHE, S. Sociologie de l'énergie : une brève introduction. www.encyclopedie-energie.org. Consulté le 03/05/2021.
- [133] LASSETER, R. H., AND PAIGI, P. Microgrid : A conceptual solution. In *2004 IEEE 35th Annual Power Electronics Specialists Conference (IEEE Cat. No. 04CH37551)* (2004), vol. 6, IEEE, pp. 4285–4290.
- [134] LE BOUDEC, J.-Y., AND THIRAN, P. *Network calculus : a theory of deterministic queuing systems for the internet*, vol. 2050. Springer Science & Business Media, 2001.
- [135] LEITLOFF, V., DUVERBECQ, G., LELOUP, Y., LEMAIRE, J., AND FOUSSERE, F. RTE substation protection automation and control systems IEC 61850 model. Rapport public. 2020.

- [136] LEKBICH, A., BELFQIH, A., ZEDAK, C., BOUKHEROUAA, J., AND ELMARIAMI, F. Implementation of a decentralized real-time management system for electrical distribution networks using the internet of things in smart grids. *Bulletin of Electrical Engineering and Informatics* 10, 3 (2021), 1142–1153.
- [137] LEÓN, H., MONTEZ, C., STEMMER, M., AND VASQUES, F. Simulation models for IEC 61850 communication in electrical substations using GOOSE and SMV time-critical messages. In *IEEE WFCS* (2016), pp. 1–8.
- [138] LI, X., AND GEORGE, L. Deterministic delay analysis of AVB switched Ethernet networks using an extended Trajectory Approach. *Real-Time Systems* 53, 1 (2017), 121–186.
- [139] LIU, C. L., AND LAYLAND, J. W. Scheduling algorithms for multiprogramming in a hard-real-time environment. *Journal of the ACM (JACM)* 20, 1 (1973), 46–61.
- [140] LU, Z., QU, G., AND LIU, Z. A survey on recent advances in vehicular network security, trust, and privacy. *IEEE Transactions on Intelligent Transportation Systems* 20, 2 (2018), 760–776.
- [141] LYOTARD, J.-F. *La condition postmoderne*. Les éditions de minuit, 1979.
- [142] MACDONALD, J. *Electric Power Substations Engineering*. CRC Press, 2012.
- [143] MARSHALL, P. S., AND RINALDI, J. S. *Industrial Ethernet*. ISA, 2004.
- [144] MAXIM, D., AND SONG, Y.-Q. Delay analysis of AVB traffic in time-sensitive networks (TSN). In *Proceedings of the 25th International Conference on Real-Time Networks and Systems* (2017), pp. 18–27.
- [145] MCPHERSON, S. S. *War of the Currents : Thomas Edison vs Nikola Tesla*. Twenty-First Century Books, 2012.
- [146] MEDIAMETRIE. L’année internet 2020. www.mediametrie.fr. Consulté le 03/05/2021.
- [147] METS, K., OJEA, J. A., AND DEVELDER, C. Combining power and communication network simulation for cost-effective smart grid analysis. *IEEE Communications Surveys & Tutorials* 16, 3 (2014), 1771–1796.
- [148] MINABURO, A., TOUTAIN, L., GOMEZ, C., BARTHEL, D., AND ZUNIGA, J. RFC 8724 SCHC : Generic Framework for Static Context Header Compression and Fragmentation.
- [149] MINISTÈRE DE LA TRANSITION ÉCOLOGIQUE. Chiffres clés de l’énergie - édition 2020. www.statistiques.developpement-durable.gouv.fr. Consulté le 30/04/2021.
- [150] MOCANU, S., AND THIRIET, J.-M. Experimental study of performance and vulnerabilities of iec 61850 process bus communications on hsr networks. In *2020 IEEE European Symposium on Security and Privacy Workshops (EuroS&PW)* (2020), IEEE, pp. 584–593.
- [151] MOCANU, S., AND THIRIET, J.-M. Real-time performance and security of iec 61850 process bus communications. *Journal of Cyber Security and Mobility* (2021).
- [152] NASRALLAH, A., THYAGATURU, A. S., ALHARBI, Z., WANG, C., SHAO, X., REISSLEIN, M., AND ELBAKOURY, H. Ultra-low latency (ULL) networks : The IEEE TSN and IETF DetNet standards and related 5G ULL research. *IEEE Communications Surveys & Tutorials* 21, 1 (2018), 88–145.
- [153] NEWTON, C. W. IEC 61850 : A research perspective. www.tdworld.com. Consulté le 24/04/2021.
- [154] NGO, H.-D., YANG, H.-S., HAM, D.-W., RHEE, J., AN, Y., HAN, J., LEE, Y., AND LEE, N. An improved high-availability seamless redundancy (hsr) for dependable substation automation system. In *Advanced Communication Technology (ICACT), 2014 16th International Conference on* (2014), IEEE, pp. 921–927.

-
- [155] ÖREN, T. The many facets of simulation through a collection of about 100 definitions. *SCS M&S Magazine* 2, 2 (2011), 82–92.
- [156] ORGERIE, A.-C., GONÇALVES, P., IMBERT, M., RIDOUX, J., AND VEITCH, D. Survey of network metrology platforms. In *2012 IEEE/IPSJ 12th International Symposium on Applications and the Internet* (2012), IEEE, pp. 220–225.
- [157] PALENSKY, P., VAN DER MEER, A., LOPEZ, C., JOSEPH, A., AND PAN, K. Applied cosimulation of intelligent power systems : Implementing hybrid simulators for complex power systems. *IEEE Industrial Electronics Magazine* 11, 2 (2017), 6–21.
- [158] PALENSKY, P., VAN DER MEER, A. A., LOPEZ, C. D., JOSEPH, A., AND PAN, K. Cosimulation of intelligent power systems : Fundamentals, software architecture, numerics, and coupling. *IEEE Industrial Electronics Magazine* 11, 1 (2017), 34–50.
- [159] PARIS, T. *Modélisation de Systèmes Complexes par Composition : Une démarche hiérarchique pour la co-simulation de composants hétérogènes*. PhD thesis, Université de Lorraine, 2019.
- [160] PARIS, T., WIART, J.-B., NETTER, D., AND CHEVRIER, V. Teaching co-simulation basics through practice. In *2019 SUMMER SIMULATION CONFERENCE* (2019).
- [161] PARK, K., AND WILLINGER, W. *Self-Similar network traffic and performance evaluation*. Wiley & Son, 2000.
- [162] PARSONS, R. H. *The early days of the power station industry*. Cambridge University Press, 2015.
- [163] PATEL, A., AND FERDOWSI, M. Current sensing for automotive electronics—a survey. *IEEE Transactions on Vehicular Technology* 58, 8 (2009), 4108–4119.
- [164] PATEL, R. L., PATHAK, M. J., AND NAYAK, A. J. Survey on network simulators. *International Journal of Computer Applications* 975 (2018), 8887.
- [165] PERLMAN, R. An algorithm for distributed computation of a spanningtree in an extended lan. *ACM SIGCOMM Computer Communication Review* 15, 4 (1985), 44–53.
- [166] POGAKU, N., PRODANOVIC, M., AND GREEN, T. C. Modeling, analysis and testing of autonomous operation of an inverter-based microgrid. *IEEE Transactions on power electronics* 22, 2 (2007), 613–625.
- [167] POP, P., ELES, P., AND PENG, Z. Schedulability analysis and optimisation for the synthesis of multi-cluster distributed embedded systems. *IEEE Proceedings-Computers and Digital Techniques* 150, 5 (2003), 303–312.
- [168] PRYTZ, G. Network recovery time measurements of RSTP in an ethernet ring topology. In *2007 IEEE Conference on Emerging Technologies and Factory Automation (EFTA 2007)* (2007), IEEE, pp. 1247–1253.
- [169] PUJOLLE, G. *Les réseaux*. Editions Eyrolles, 2014.
- [170] RAMAKRISHNAN, K. K., AND YANG, H. The ethernet capture effect : Analysis and solution. In *Proceedings of 19th Conference on Local Computer Networks* (1994), IEEE, pp. 228–240.
- [171] RAMAT, E. Introduction à la simulation : principaux concepts. *Modélisation et Simulation Multi-Agent : application pour les Sciences de l’Homme et de la Société* (2006), 37–60.
- [172] RETONDA, J., AND BEHARDIEN, S. Simulation of an IEC 61850 based GOOSE message, and analysis of its structure. In *OMICRON Users Conference* (2010).

- [173] RITCHIE, H., AND ROSER, M. Electricity mix. ourworldindata.org. Consulté le 30/04/2021.
- [174] ROX, J., AND ERNST, R. Formal timing analysis of full duplex switched based ethernet network architectures. Tech. rep., SAE Technical Paper, 2010.
- [175] SAIDALLAH, M., FERGOUGUI, A., AND ELALAOUI, A. E. A survey and comparative study of open-source wireless sensor network simulators. *International Journal of Advanced Research in Computer Science* 7, 3 (2017).
- [176] SCHANZ, M. Geschichte der elektrischen Energietechnik Von Miesbach nach München - die erste Fernübertragung von elektrischem Strom Pioniertat durch Oscar von Miller. www.vde.com depuis [Web Archive](http://www.web.archive.org). Consulté le 29/04/2021.
- [177] SCHÜTTE, S., SCHERFKE, S., AND TRÖSCHEL, M. Mosaik : A framework for modular simulation of active components in smart grids. In *2011 IEEE First International Workshop on Smart Grid Modeling and Simulation (SGMS)* (2011), IEEE, pp. 55–60.
- [178] SCHWEPPE, F. C., TABORS, R. D., KIRTLEY, J. L., OUTHRED, H. R., PICKEL, F. H., AND COX, A. J. Homeostatic utility control. *IEEE Transactions on Power Apparatus and Systems*, 3 (1980), 1151–1163.
- [179] SHA, L., ABDELZAHER, T., CERVIN, A., BAKER, T., BURNS, A., BUTTAZZO, G., CACCAMO, M., LEHOCZKY, J., MOK, A. K., ET AL. Real time scheduling theory : A historical perspective. *Real-time systems* 28, 2 (2004), 101–155.
- [180] SHAH, D., DAVID, N., AND TSITSIKLIS, J. N. Hardness of low delay network scheduling. *IEEE Transactions on Information Theory* 57, 12 (2011), 7810–7817.
- [181] SIDHU, T., AND YIN, Y. Ied modelling for IEC 61850 based substation automation system performance simulation. In *Power Engineering Society General Meeting, 2006. IEEE* (2006), IEEE, pp. 7–pp.
- [182] SIDHU, T. S., AND YIN, Y. Modelling and simulation for performance evaluation of IEC 61850-based substation communication systems. *IEEE transactions on power delivery* 22, 3 (2007), 1482–1489.
- [183] SIEBERT, J. *Approche multi-agent pour la multi-modélisation et le couplage de simulations : application à l'étude des influences entre le fonctionnement des réseaux ambiants et le comportement de leurs utilisateurs*. PhD thesis, Université Henri Poincaré-Nancy 1, 2011.
- [184] SIMONIN, L. *La vie souterraine : ou, Les mines et les mineurs*. Hachette, 1867.
- [185] SKEIE, T., JOHANNESSEN, S., AND BRUNNER, C. Ethernet in substation automation. *IEEE Control Systems* 22, 3 (2002), 43–51.
- [186] SOMMER, J., GUNREBEN, S., FELLER, F., KOHN, M., MIFDAOUI, A., SASS, D., AND SCHARF, J. Ethernet—a survey on its fields of application. *IEEE Communications Surveys & Tutorials* 12, 2 (2010), 263–284.
- [187] STIFTER, M., KAZMI, J. H., ANDRÉN, F., AND STRASSER, T. Co-simulation of power systems, communication and controls. In *2014 Workshop on Modeling and Simulation of Cyber-Physical Energy Systems (MSCPES)* (2014), IEEE, pp. 1–6.
- [188] SYLVIA, T. LF energy and the pursuit of a modularized grid. pv-magazine-usa.com. Consulté le 24/04/2021.
- [189] TAHIM, A. P. N., PAGANO, D. J., LENZ, E., AND STRAMOSK, V. Modeling and stability analysis of islanded dc microgrids under droop control. *IEEE Transactions on power electronics* 30, 8 (2014), 4597–4607.

-
- [190] TASSIULAS, L. Linear complexity algorithms for maximum throughput in radio networks and input queued switches. In *Proceedings. IEEE INFOCOM'98, the Conference on Computer Communications. Seventeenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Gateway to the 21st Century (Cat. No. 98)* (1998), vol. 2, IEEE, pp. 533–539.
- [191] TASSIULAS, L., AND EPHREMIDES, A. Stability properties of constrained queueing systems and scheduling policies for maximum throughput in multihop radio networks. In *29th IEEE Conference on Decision and Control* (1990), IEEE, pp. 2130–2132.
- [192] THANGAMUTHU, S., CONGER, N., CUIJPERS, P. J., AND LUKKIEN, J. J. Analysis of ethernet-switch traffic shapers for in-vehicle networking applications. In *2015 Design, Automation & Test in Europe Conference & Exhibition (DATE)* (2015), IEEE, pp. 55–60.
- [193] THIELE, D., AND ERNST, R. Formal analysis based evaluation of software defined networking for time-sensitive ethernet. In *IEEE DATE* (2016), pp. 31–36.
- [194] THIELE, D., ERNST, R., AND DIEMER, J. Formal worst-case timing analysis of ethernet TSN's time-aware and peristaltic shapers. In *IEEE VNC* (2015), pp. 251–258.
- [195] THOMAS, M. S., AND ALI, I. Reliable, fast, and deterministic substation communication network architecture and its performance simulation. *IEEE Transactions on Power Delivery* 25, 4 (2010), 2364–2370.
- [196] TINDELL, K. W., AND CLARK, J. Holistic schedulability analysis for distributed hard real-time systems. *Microprocessing and microprogramming* 40, 2-3 (1994), 117–134.
- [197] TOFTS, C. Compositional performance analysis. In *International Workshop on Tools and Algorithms for the Construction and Analysis of Systems* (1997), Springer, pp. 290–305.
- [198] TOOR, A. S., AND JAIN, A. A survey on wireless network simulators. *Bulletin of Electrical Engineering and Informatics* 6, 1 (2017), 62–69.
- [199] VAN HERTEM, D., AND GHANDHARI, M. Multi-terminal vsc hvdc for the european supergrid : Obstacles. *Renewable and sustainable energy reviews* 14, 9 (2010), 3156–3163.
- [200] VAN TILBORG, A. M., AND KOOB, G. M. *Foundations of real-time computing : Scheduling and resource management*, vol. 141. Springer Science & Business Media, 2012.
- [201] VANGHELUWE, H. Foundations of modelling and simulation of complex systems. *Electronic Communications of the EASST* 10 (2008).
- [202] VANGHELUWE, H., DE LARA, J., AND MOSTERMAN, P. J. An introduction to multi-paradigm modelling and simulation. In *Proceedings of the AIS'2002 conference (AI, Simulation and Planning in High Autonomy Systems), Lisboa, Portugal* (2002), pp. 9–20.
- [203] VARDHAN, H., RAMLACHAN, R., SZELA, W., AND GDOWIK, E. Deploying digital substations : Experience with a digital substation pilot in north america. In *2018 71st Annual Conference for Protective Relay Engineers (CPRE)* (2018), IEEE, pp. 1–9.
- [204] VARGA, A., AND HORNIG, R. An overview of the OMNeT++ simulation environment. In *Proceedings of the 1st international conference on Simulation tools and techniques for communications, networks and systems & workshops* (2008), pp. 1–10.
- [205] VAUBOURG, J. *Intégration de modèles de réseaux IP à un multi-modèle DEVS, pour la co-simulation de systèmes cyber-physiques*. PhD thesis, Université de Lorraine, 2017.
- [206] VAUBOURG, J., CHEVRIER, V., AND CIARLETTA, L. Co-simulation of ip network models in the cyber-physical systems context, using a devs-based platform. In *Proceedings of the 19th Communications & Networking Symposium* (2016), Society for Computer Simulation International, p. 2.

- [207] VENAYAGAMOORTHY, G. K. Potentials and promises of computational intelligence for smart grids. In *2009 IEEE Power & Energy Society General Meeting (2009)*, IEEE, pp. 1–6.
- [208] VIARD, L. *Méthodes et outils pour la programmation des systèmes cyber-physiques*. PhD thesis, Université de Lorraine, 2021.
- [209] VOGT, M., MARTEN, F., AND BRAUN, M. A survey and statistical analysis of smart grid co-simulations. *Applied energy* 222 (2018), 67–78.
- [210] WANG, Z., SONG, Y.-Q., CHEN, J.-M., AND SUN, Y.-X. Real time characteristics of ethernet and its improvement. In *Proceedings of the 4th World Congress on Intelligent Control and Automation (Cat. No. 02EX527)* (2002), vol. 2, IEEE, pp. 1311–1318.
- [211] WEINGARTNER, E., VOM LEHN, H., AND WEHRLE, K. A performance comparison of recent network simulators. In *2009 IEEE International Conference on Communications* (2009), IEEE, pp. 1–5.
- [212] WHETTEN, B., STEINBERG, S., AND FERRARI, D. The packet starvation effect in csma/cd lans and a solution. In *Proceedings of 19th Conference on Local Computer Networks* (1994), IEEE, pp. 206–217.
- [213] WIKIPÉDIA. List of major power outages. en.wikipedia.org. Consulté le 30/04/2021.
- [214] WITTGENSTEIN, L. *Recherches philosophiques*. 1953.
- [215] WITTGENSTEIN, L. *De la certitude*. 1969.
- [216] YANG, H., CHENG, L., AND MA, X. Analyzing worst-case delay performance of IEC 61850-9-2 process bus networks using measurements and network calculus. In *Proceedings of the Eighth International Conference on Future Energy Systems* (2017), ACM, pp. 12–22.
- [217] ZEIGLER, B. P. Embedding dev&dess in DEVS. In *DEVS Integrative Modeling & Simulation Symposium* (2006), vol. 7, p. 18.
- [218] ZEIGLER, B. P., SARJOUGHIAN, H. S., DUBOZ, R., AND SOULIÉ, J.-C. *Guide to modeling and simulation of systems of systems*. Springer, 2013.
- [219] ZETTER, K. Inside the cunning, unprecedented hack of ukraine’s power grid. www.wired.com. Consulté le 06/05/2021.
- [220] ZHAO, L., POP, P., AND CRACIUNAS, S. S. Worst-case latency analysis for ieeec 802.1 qbv time sensitive networks using network calculus. *IEEE Access* 6 (2018), 41803–41815.
- [221] ZHAO, L., POP, P., ZHENG, Z., AND LI, Q. Timing analysis of avb traffic in TSN networks using network calculus. In *IEEE RTAS* (2018), pp. 25–36.
- [222] ZHOU, B., HOWENSTINE, I., LIMPRAPAIPONG, S., AND CHENG, L. A survey on network calculus tools for network infrastructure in real-time systems. *IEEE Access* 8 (2020), 223588–223605.
- [223] ZOITL, A., STRASSER, T., AND VALENTINI, A. Open source initiatives as basis for the establishment of new technologies in industrial automation : 4diac a case study. In *2010 IEEE International Symposium on Industrial Electronics* (2010), IEEE, pp. 3817–3819.

Résumé

Ce travail de thèse s'intéresse à l'évaluation de performances des systèmes industriels de type smart grids, dont le rôle est d'assurer la transmission d'électricité depuis la/les source(s) de production jusqu'aux consommateurs. Considérés comme des systèmes distribués à forte criticité, il en résulte une obligation de respect de contraintes temps réel. Le standard IEC 61850, déployé pour l'automatisation et la protection des postes électriques composant ces smart grids, propose une quantification de ces contraintes sous forme de latences minimales à ne pas excéder. L'IEC 61850 ne préconisant aucune approche spécifique pour garantir ces contraintes temporelles, des solutions doivent alors être trouvées pour y répondre. Dans le cadre de cette thèse, nous proposons en premier lieu un nouvel outil d'aide à la décision fournissant des résultats obtenus par simulation, basés sur le logiciel OMNeT++. Ces modèles intègrent à la fois des outils pour Ethernet classique, la norme Time Sensitive Networking (TSN) et l'IEC 61850. Une seconde contribution est la modélisation analytique des délais de pire cas, basée sur l'agrégation de flux. Cette nouvelle approche permet de simplifier l'analyse du délai pire de cas par une succession d'analyses locales reposant sur des opérations peu coûteuses en temps de calcul, tout en minimisant le pessimisme des bornes de délais. Cette analyse prend en considération des architectures reposant sur Ethernet classique et TSN. Enfin, nous étudions l'apport possible, à notre problématique, de la Multi-Modélisation et de la co-simulation, reconnue comme solution pour l'étude de systèmes complexes (dont les smart grids). Nous contribuons ainsi à l'amélioration des capacités de l'intergiciel de co-simulation MECSYCO, en permettant à ce dernier la possibilité de co-simuler des systèmes smart grids intégrant trois expertises métiers : électrique, contrôle-commande et communication numérique.

Abstract

This thesis work focuses on the performance evaluation of smart grids, whose role is to ensure the transmission of electricity from the production point(s) to the consumers. Considered as distributed industrial systems with high criticality, these systems have a strong need to meet hard real time requirements. The IEC 61850 standard, deployed for the automation and protection of electrical substations composing these smart grids, proposes a constraint quantification as minimum latencies which must not be exceeded. As IEC 61850 does not recommend any specific approach to guarantee these time constraints, solutions must be found to guarantee the performance. We first propose a new decision support tool, providing simulation results based on the OMNeT++ simulator. These models integrate modeling elements for classical Ethernet, Time Sensitive Networking (TSN) and IEC 61850. The second contribution is the analytical modeling of worst-case response time, based on flow aggregation. Thanks to this, we can simplify the worst-case response time analysis by a succession of local analyses based on low computational time operations, while minimizing the worst-case response time pessimism. This approach encompasses classical Ethernet architecture as well as TSN ones. Finally, we study the possible benefits of the Multi-Modeling and co-simulation approach, recognized as a solution for the study of complex systems (including smart grids). We thus contribute to the improvement of the capabilities of the MECSYCO middleware, introducing the possibility for the latter co-simulate smart grids integrating three fields of expertise : electrical engineering, control and digital communication.

