HAL open science

Modélisations et Optimisation Multicritère de Réseaux

Katia Jaffrès-Runser

To cite this version:

Katia Jaffrès-Runser. Modélisations et Optimisation Multicritère de Réseaux. Réseaux et télécommunications [cs.NI]. Institut national polytechnique de Toulouse (INPT), 2019. tel-02410867

HAL Id: tel-02410867

https://hal.science/tel-02410867

Submitted on 14 Dec 2019

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.

Mémoire présenté en vue de l'obtention d'une
Habilitation à Diriger des Recherches

délivrée par
l'Institut National Polytechnique de Toulouse

Modélisations et Optimisation Multicritère de Réseaux

Katia Jaffrès-Runser

Soutenue le
11 juillet 2019

devant le jury composé de :

Rapporteurs :

Marcelo Dias de Amorim	Directeur de Recherche CNRS, LIP6
Pascale Minet	Chargée de Recherche INRIA Paris
Ye-Qiong Song	Professeur, Université de Lorraine, LORIA

Membres :

Christian Fraboul	Professeur, Toulouse INP ENSEEIHT, IRIT
Jean-Marie Gorce	Professeur, INSA Lyon, CITI
Isabelle Guérin Lassous	Professeur, Université de Lyon, LIP

À Arnaud, pour son soutien sans faille.
À mes enfants, Paul et Lucie.
À mes parents, qui ont tout donné.

Table des matières

1 Introduction **7**

1.1 Un retour en arrière... 7

1.2 ... sur l'enseignement 8

1.3 et sur mes recherches. 9

I Première partie : Optimisation multicritère de réseaux et systèmes embarqués **17**

2 Optimisation multicritère de réseaux **19**

2.1 Problématique 19

2.2 Optimisation multicritère de réseaux 20

2.3 Quelques mots sur ma thèse 23

3 Allocation temporelle dans les systèmes avioniques **25**

3.1 Contexte de l'étude 25

3.2 Proposition d'une méthode d'allocation temporelle multicritère. 29

4 Perspectives de la partie I **37**

4.1 Optimisation multicritère de réseaux 37

4.2 Vers un processus d'intégration évolutif en IMA 38

4.3 Optimisation des réseaux avioniques 39

II Seconde partie : Analyse multicritère des performances de réseaux maillés **45**

5 Evaluation de performance multicritère de réseaux maillés sans-fil **47**

5.1 Contexte 47

5.2 Mes motivations 49

5.3 Mise en oeuvre du programme de recherche. 50

6 Modélisation cross-layer d'un réseau sans-fil maillé 53

6.1 Modélisation cross-layer pour un seul flux 53

6.2 Modélisation cross-layer pour plusieurs flux 56

7 Sélection Pareto-optimale de relais 61

7.1 Modélisation du problème. 61

7.2 Configurations Pareto-optimales 63

7.3 Conclusion 67

8 Recherche de bornes Pareto-optimales énergie-délai. 71

8.1 Modélisation du réseau par des chaînes de Markov absorbantes. 71

8.2 Critères de performance. 74

8.3 Recherche de bornes multicritère 78

8.4 Conclusion. 82

9 Vers un modèle pour les réseaux sans-fil déterministes et temps-réel. 83

9.1 Dérivation du délai pire-cas TDM 84

9.2 Comparaison avec la borne en délai pire-cas CSMA/CA 84

9.3 Vers une allocation de resources certifiable 87

9.4 Conclusions 89

10 Perspectives de la partie II 91

10.1 Vers l'IoT temps-réel pour l'embarqué critique. 91

10.2 Modèles stochastiques pour les réseaux dynamiques 93

III Notice individuelle et liste des publications. 97

11 Notice individuelle 99

11.1 Curriculum Vitæ 99

11.2 Enseignement 102

11.3 Co-encadrements 104

11.4 Responsabilité de projets de recherche 105

11.5 Collaborations 108

11.6 Évaluations et expertises 109
11.7 Séminaires, ateliers, écoles d'été 111

12 Liste des publications **113**

12.1 Articles de revue 115
12.2 Actes de conférences 116
12.3 Chapitres de livre 120
12.4 Développements technologiques 121
12.5 Mémoires 121
12.6 Rapports de recherche 122
12.7 Séminaires et communications orales 123

Remerciements.

L'écriture de ces lignes me semble bien délicate, et pour cause, je n'ai commencé à les rédiger que quelques jours avant la soutenance. Je me lance, avec l'espoir de retranscrire mes pensées sincères.

Je suis infiniment reconnaissante à toutes les personnes qui m'ont aidée, conseillée, portée, encouragée, expliquée les rouages de la vie d'un enseignant-chercheur ou de la vie, simplement. Je pense naturellement à mes parents, mon mari, ma famille, mes enfants pour leur amour sans faille qui me porte tous les jours.

Je pense à mes collègues de l'ENSEEIHT, de l'IRIT, et ex-collègues de l'INSA de Lyon et du CITI, de Stevens. Je suis particulièrement attentive à nos échanges, aux discussions parfois vives qui peuvent nous faire progresser, mais aussi nous mener à affirmer nos choix et valeurs. Je vous remercie tous, et j'espère sincèrement que nos discussions et collaborations continueront de la sorte.

Ces travaux de recherche ne sont bien entendu pas le fruit de mon seul travail, loin de là ! Il est le fait de nombreuses collaborations scientifiques que j'ai vraiment appréciées. Mes premières pensées se tournent naturellement vers mes directeurs de thèse, Jean-Marie Gorce et Stéphane Ubéda, qui m'ont tant appris. Mes collaborations suivantes en recherche furent aussi fructueuses. Je pense à Claire Goursaud, Hervé Rivano, Cédric Lauradoux, Aline Carneiro Viana, Marco Fiore, Christian Fraboul, Jean-Luc Scharbarg, Jérôme Ermont, Gentian Jakllari, Charly Poulliat, Adrien van den Bossche, Thierry Val, Sandrine Mouysset, Dima Shepelyansky, Klaus Frahm, Cristina Comaniciu, Marco Fiore, Silvia Giordano, Mirco Musolesi, Tracy Camp, Damla Turgut, Lotzi Bölöni, Julinda Stefa, Stefano Mei.

Je remercie aussi sincèrement les doctorants et étudiants qui ont participé à ces projets : Anya Apavatjrut, Mary Schurgot, Nie Nie, Hassan Mahmood, Qiong (Janet) Shi, Qi Wang, Pedro Olmo Vas de Melo, Nesrine Badache, Abdelaziz Ahmed Nacer, Qiankun Su, Samer El Zant, Oana Hotescu, Adriano di Luzio avec qui j'ai travaillés au cours de leur thèse ; François Despaux et Tao Peng lors de leur post-doc ; TSeyhun M. Futaci, Fadel Abdallah, Santiago Gonzalez, Vlad Nitu, Alex Millet, Samy Ouachiah, Aiman Elhaimer, Wafa Alouini, François Pedurand, Alexandra Rautu, Julien Schrive, Eliès Jurquet, Romain Lafont, Aurélien Aubry, Estelle Jezequel, lors d'un stage. J'espère leur avoir apporté des conseils et repères pour que leur expérience soit pertinente pour leur carrière, mais aussi débouche sur un travail de qualité. Leur investissement est fondamental. Merci !

Chapitre 1

Introduction

1.1 Un retour en arrière...

C'est l'heure de faire un premier bilan. De regarder en arrière pour mieux rebondir !

J'ai soutenu ma thèse il y a (déjà !) plus de treize ans. Je n'ai pas vu ce temps passer, bien trop occupée par les nombreuses et si diverses activités d'un enseignant chercheur et d'une mère de famille. Les lecteurs qui me connaissent savent que je suis d'un naturel très optimiste. Cet optimisme est mon carburant. Il me donne envie d'embrasser de nouvelles recherches, voir de nouveaux horizons, constamment.

J'ai passé presque la moitié de ces treize dernières années à voyager entre l'agglomération lyonnaise et la gigantesque agglomération new-yorkaise pour finalement démarrer une vie plus conventionnelle à Toulouse, en septembre 2011. A l'automne 2005, nous sommes arrivés à Metuchen dans le New Jersey. Mon mari démarrait une mission d'expatrié de deux ans à Edison, la ville voisine. Après une thèse qui m'a passionnée pendant trois ans, je savais que je ne pouvais pas m'arrêter là. Je me suis démenée comme un beau diable pour trouver une première expérience de chercheur dans cette ville qui ne dort jamais.

J'ai eu la chance de rencontrer Cristina Comaniciu qui m'a fait confiance et m'a proposé une collaboration très intéressante avec son groupe au Stevens Institute of Technology, à Hoboken. Pour travailler avec elle, j'ai rédigé plusieurs demandes de financement de post-doctorat, la plus audacieuse étant la réponse à l'appel FP7 Marie Curie Outgoing International Fellowship. Quand j'ai écris cette proposition, en janvier 2006, je ne pensais pas que les idées que j'étais en train de jeter sur le papier m'occuperaient (en partie) pendant plus de dix ans ! Ce projet a donc été financé, me permettant de travailler pendant deux ans avec Cristina, puis de rentrer en France en janvier 2010 pour retrouver le laboratoire de ma thèse pour un peu plus d'un an, et plus particulièrement Jean-Marie Gorce qui m'a tant appris pendant ma thèse.

Nous sommes partis aux USA à 2, et rentrés à 5. Cet ajout à notre vie est loin d'être anodin, comme on peut se l'imaginer. En effet, un chat et deux enfants, cela vous occupe ... surtout le chat, bien entendu ;-). Il a donc fallut trouver une situation un peu plus pérenne pour continuer cette recherche que j'aime tant, et assurer une situation stable à mon petit monde.

Après son lot de concours, j'ai eu la chance d'être recrutée à l'ENSEEIHT, et de rejoindre l'équipe dénommée alors IRT de l'IRIT. J'ai démarré avec ferveur une carrière d'enseignant-chercheur et ainsi poursuivi mes travaux de recherche dans un environnement accueillant et stimulant. J'y ai découvert,

grâce à Christian, Jean-Luc, Jérôme et Claire, le domaine des réseaux embarqués et des systèmes temps-réels. J'ai mis du temps à m'imprégner correctement des problématiques liées à ce domaine, si important pour Toulouse. J'espère que nos premiers travaux communs constituent un bon point de départ à nos recherches futures que j'espère fructueuses. Je les remercie sincèrement de m'avoir aussi laissé le temps de faire évoluer mes sujets de recherche antérieurs pour les amener dans le domaine de l'embarqué et du temps-réel. J'ai aussi pu faire évoluer mes travaux en collaborant avec Gentian, Adrien et Thierry, tous membres de cette grande équipe IRT (dénommée RMESS maintenant).

1.2 ... sur l'enseignement

C'est au sein du département Télécommunications et Réseaux que j'ai réellement appris le métier d'enseignant. Avoir la charge complète d'un cours n'a pas de commune mesure avec le fait de donner quelques TDs et TPs pendant sa thèse. Depuis mon arrivée, j'ai beaucoup travaillé avec Xavier Crégut pour assurer avec lui le volumineux module d'algorithmique et programmation de première année. Son expérience, son professionnalisme et son soucis de la pédagogie m'impressionneront toujours. J'ai beaucoup appris de lui et je l'en remercie. A la rentrée 2017, notre département a fusionné avec le département Informatique et Mathématiques Appliquées, pour créer le département Sciences du Numérique. J'ai tout naturellement continué à enseigner l'algorithmique et la programmation avec Xavier et Yamine Aït Ameur, mais cette fois-ci pour une promotion de 175 étudiants (au lieu de 70). La montée en charge fut un challenge, et nous a pris beaucoup d'énergie. Néanmoins, cette expérience nous a permis je pense d'améliorer notre gestion de l'enseignement en formant une équipe pédagogique resserrée, capable de répondre aux attentes des étudiants sur la forme pédagogique employée.

A mon arrivée, j'ai aussi pris en charge des modules d'enseignement dans la formation par apprentissage, sous la forme de cours-TD. Cet enseignement devant un public restreint d'une vingtaine d'étudiants me plait beaucoup. La flexibilité qui en découle est plus qu'appréciable et contraste avec la gestion d'un gros module suivi par toute une promotion de 175 étudiants. Ces enseignements couvrent les domaines des systèmes temps-réels et des réseaux embarqués. Ces domaines étaient complètement nouveaux pour moi. Ce fut une très bonne idée de me demander de les enseigner pour que je les étudie en profondeur et m'en imprègne pour accélérer mon intégration en recherche.

J'ai essayé, dans la mesure du possible, d'effacer un peu la frontière entre enseignement et recherche. Et ceci, en proposant aux étudiants de se frotter à quelques problématiques que je traite. Par exemple, quand il a fallu développer une application de collecte de données pour smartphone dans un de mes projets de recherche, j'en ai profité pour monter un module d'approfondissement centré sur la programmation Android pour les réseaux. Ce module se déroule sous la forme d'un projet encadré d'une dizaine de séances où les étudiants programment une application capable d'interagir avec un drone. Plusieurs interfaces de communications sont exploitées (WiFi, Bluetooth, USB) afin d'asservir un drone capable de suivre le porteur du smartphone ou de forcer deux appareils à voler en formation. C'est aussi grâce à notre expert *es* UAVs, Jérôme, que ce module a vu le jour et je l'en remercie. J'espère que d'autres collaborations aussi fructueuses en matière d'enseignement pourront voir le jour dans le futur.

Dans la même veine, j'ai eu l'occasion avec la fusion des départements, de monter une unité d'enseignement (UE) complète sur l'Internet des Objets (ou IoT) pour les applications critiques et l'Usine du futur. Cette UE de 64h est donnée aux étudiant de 3e année dans le cadre du parcours SEmbloT, a.k.a. *Système*

Embarqué et IoT Industriel. J'ai eu l'occasion pour la première fois de monter un programme complet qui met l'accent sur les travaux pratiques en posant des problèmes concrets à nos étudiants de dernière année. Un exemple est la conception et l'extension d'un jeu de Mario Kart IRL (*In Real Life*). Les étudiants se voient prêtés deux drones roulants Parrot et deux smartphones. Les drones sont dotés de caméras et peuvent remonter le flux vidéo aux smartphones. L'objet de cet enseignement est de proposer l'architecture logicielle et matérielle pour mettre en place un jeu de Mario Kart que l'on puisse facilement déployer dans un bâtiment ou une cour. La principale difficulté est la localisation des drones, des crasses et l'affichage en réalité augmentée du jeu sur les smartphones.

L'intérêt des étudiants pour ces projets m'a mené à réfléchir à une forme d'enseignement plus pratique, et quelque part peut-être un peu plus ludique, le tout sans perdre en exigence sur le niveau des apprentissages. Avec une démarche similaire, j'ai imaginé une formation professionnelle de "Concepteur de Solution IoT" qui ouvrira à l'ENSEEIHT en septembre 2019 pour présenter les problématiques de la conception d'une application IoT complète, du choix de l'architecture à la mise en place de la solution logicielle. Ce diplôme universitaire est une formation en alternance d'un an conçue principalement pour des informaticiens ou des électroniciens déjà en poste ou en recherche d'emploi qui souhaitent élargir leur domaine de compétences dans l'IoT. Elle s'articule autour de six modules qui s'intitulent "Capter les données IoT", "Réseaux de données IoT", "Système logiciel IoT", "Traitement des données IoT", "Sécurité et vie privée" et "Culture 2.0".

Le concept clé de la formation est lié au fait que tous les choix technologiques sont conditionnées par l'application visée, et plus particulièrement par la nature des données qu'elle va exploiter. Le choix du rythme et du format des mesures est ici présenté comme fondamental car il influence la durée de vie des objets, du réseau et la capacité du framework IoT à enregistrer et manipuler efficacement les données. Un projet fil rouge porté par un ou deux industriels permettra aux étudiants de mettre en œuvre directement les acquis sur une problématique réaliste. De plus, il sera fourni à l'étudiant un kit comprenant quelques microprocesseurs, des capteurs, et des interfaces réseau représentatives des technologies actuelles. Ainsi, il apprendra en séance à manipuler les technologies étudiées, et pourra repartir avec un savoir-faire rapidement exploitable dans un contexte industriel. Ce projet a été soutenu à hauteur de 34k€ par la DIRECCTE lors de son appel à projet 2018 sur le thème "AAP 2018 "Accompagnement des mutations économiques et développement de l'emploi". Ce projet m'enthousiasme car il me permet de partager mes compétences et de lier des liens avec le tissus économique local dans le domaine de l'IoT, ce qui sera je l'espère bénéfique pour initier des collaborations futures et augmenter la visibilité du pôle toulousain dans ce domaine.

1.3 et sur mes recherches.

Ce manuscrit ne présente pas l'intégralité des travaux de recherche que j'ai pu mener depuis ma thèse. J'ai choisi de mettre l'accent sur une partie que je pense représentative de mes démarches et de ma capacité à développer un programme de recherche cohérent sur la durée. Avant de décrire le thème central de ce manuscrit, je vais présenter le fil conducteur de mes activités de recherche que j'ai menées depuis ma thèse en 2005.

Le titre de ce manuscrit représente fidèlement mes thématiques de recherche. Je m'intéresse à la modélisation et à l'optimisation multicritère de réseaux, au sens large. Depuis mes études supérieures, j'ai toujours

été très attirée par la modélisation mathématique des systèmes et phénomènes physiques. J'ai porté un vif intérêt aux modèles étudiés dans les cours d'électromagnétisme. Je me souviens avoir été saisie par la beauté et l'élégance des équations de Maxwell, et j'ai eu le plaisir de travailler lors de ma thèse avec une méthode de prédiction de couverture radio qui dérive directement de ces équations. Je porte depuis un grand intérêt à la création de modèles mathématiques et numériques de systèmes complexes.

J'ai choisi d'étudier les télécommunications et les réseaux informatiques à l'INSA de Lyon pour mieux comprendre la magie qui se cache derrière ces technologies. J'ai voulu savoir comment, avec des ondes électromagnétiques, nous sommes en mesure d'échanger de l'information avec des débits de plus en plus importants, et ce, à l'échelle de la planète. J'ai rapidement compris que la modélisation de ces systèmes de communication est fondamentale. On doit pouvoir mesurer l'impact de nouvelles architectures, de nouvelles méthodes de communication numérique, de nouveaux protocoles ou encore de nouveaux comportements de leurs utilisateurs avant de les déployer. Cet effort de modélisation, je le trouve non seulement utile pour mieux comprendre le système étudié, mais tout particulièrement pour pouvoir optimiser ses performances et ainsi l'exploiter pleinement.

C'est au cours de ma thèse que j'ai réalisé qu'on ne peut facilement résumer un système à une seule métrique de performance à optimiser. La recherche d'une configuration du réseau qui permette à la fois de satisfaire plusieurs critères, voire d'en optimiser plusieurs n'est pas triviale. Dans mes travaux, je suis partie du postulat qu'au lieu de choisir l'optimisation d'une seule métrique de performance, il est intéressant d'extraire les solutions qui offrent les meilleurs compromis possibles entre plusieurs métriques. Cette recherche permet à la fois une caractérisation large des performances potentielles du réseau, mais aussi la flexibilité qu'apporte un choix ultérieur de solution à déployer parmi un ensemble de solutions optimales au sens de Pareto.

Depuis le début de ma thèse, je me suis intéressée à des problèmes de modélisation et d'optimisation multicritère de réseaux. J'ai travaillé sur différents types de réseaux, la plupart d'entre eux comportant une couche de communication sans-fil. La modélisation des réseaux sans-fil ne peut se faire qu'en prenant en compte le caractère stochastique de la transmission radio. De ce fait, j'ai utilisé principalement des outils mathématiques qui permettent de modéliser des systèmes stochastiques telles que les chaines de Markov. En matière d'optimisation, j'ai travaillé avec des algorithmes multicritères capables d'extraire en un temps limite un ensemble de solution Pareto-optimales de qualité. Ces algorithmes de recherche se basent sur des métaheuristiques.

Ces étapes de modélisation et d'optimisation permettent soit de confirmer la qualité de nouveaux algorithmes et protocoles réseau, soit de nourrir une réflexion débouchant sur la définition de nouveaux algorithmes et protocoles. J'ai donc tout naturellement aussi contribué à la proposition d'algorithmes et protocoles réseaux dans mes travaux.

La figure 1.1 représente mes sujets de recherche ainsi que les thèses que j'ai co-encadrées soit à l'INSA de Lyon (Anya Apavatjrut [86]), à Stevens (Mary Schurgot [85]), entre l'INSA, l'IRIT et le Chinese academy of Sciences (Qi Wang [84]), entre l'IRIT et le laboratoire de Physique Théorique (LPT) de Toulouse III (Samer El Zant [81]) et à l'IRIT (Nesrine Badache [83], Qiankun Su [82], Oana Hotescu - en cours). La chronologie des thèses est représentée dans la figure 1.1(a).

La figure 1.1(b) présente les différents sujets de recherche sur lesquels j'ai travaillés sous la forme d'un graphe biparti. Le premier ensemble de sommets représente les différents types de réseaux sur lesquels j'ai travaillés, et le second la nature des contributions produites. La couleur des arcs indique dans quel

co-encadrement de thèse j'ai étudié la problématique donnée. Les flèches de couleur noire représentent les études menées hors co-encadrement de thèse, dans le cadre de projets de recherche que je cite le cas échéant.

J'ai étudié à la fois des réseaux où les entités communicantes sont statiques ou mobiles, mais la plus grande part de mes efforts s'est tournée vers les réseaux de capteurs statiques, à forte contrainte énergétique, avec plus récemment la prise en compte de contraintes temporelles temps-réel. J'ai aussi développé des recherches dans la modélisation des réseaux dynamique à faible connectivité. J'ai commencé à travailler sur cette thématique de recherche à la fin de la thèse de Mary qui a souhaité ouvrir son travail à la modélisation des échanges dans un réseau DTN (Delay Tolerant Network).

La figure 1.2 représente sur les arcs du graphe biparti les références des publications liées aux travaux en question. J'identifie dans l'encadré rouge des deux figures 1.1 et 1.2 la partie de mes travaux que je vais développer dans ce manuscrit d'HDR.

Les travaux que je présente dans ce manuscrit ont démarré après ma thèse avec le projet FP7 Marie Curie DistMO4WNet que j'ai développé principalement lors de ma mobilité à Stevens et lors de mon retour en France à l'INSA de Lyon. Dans ce projet, j'ai proposé de travailler à une modélisation des performances d'un réseau sans-fil maillé qui permette un déploiement satisfaisant conjointement plusieurs critères d'optimisation. En plus de la partie modélisation et optimisation multicritère, j'ai travaillé à la définition d'algorithmes et protocoles permettant d'atteindre les performances du réseau optimisé. Dans ce cadre-là, j'ai travaillé sur des algorithmes de diffusion à gradient [49][45].

Lors de mon séjour à Stevens, Cristina Comaniciu m'a proposé de co-encadrer la thèse de Mary Schurgot sur le sujet de la modélisation et l'optimisation multicritère de réseaux maillé de mon projet. En parallèle, Jean-Marie Gorce et Claire Goursaud m'ont proposé d'accueillir Anya Apavatjrut pour un séjour d'étude à Stevens et ainsi participer à l'encadrement de la fin de sa thèse. Anya travaillait sur le canal à relais et l'utilisation des codes fontaines pour fiabiliser une communication. A mon retour à l'INSA de Lyon, j'ai commencé à travailler avec Qi Wang qui démarrait sa thèse au Chinese Academy of Sciences et qui avait obtenu un an de financement pour travailler dans une équipe Inria. Qi a alors pris le relais des travaux de Mary.

Mary avait choisi en fin de thèse d'orienter ses recherches vers l'étude des performances de réseaux tolérants en délai (i.e. DTN). C'est ainsi que j'ai commencé à travailler à la modélisation des réseaux dynamiques où il est essentiel de prendre en compte la mobilité des nœuds pour mesurer les performances du réseau. Je ne détaillerai pas les travaux de cet axe de recherche dans ce manuscrit. Ils ont pourtant menés à plusieurs contributions :

- le dernier travail de Mary qui a proposé un modèle stochastique du transport de données dans un réseau DTN [36] où la probabilité d'échange d'un message entre deux nœuds dépend de la probabilité qu'ils ont de se rencontrer.
- la thèse de Qiankun Su qui s'est intéressée à la mise en œuvre du codage réseau dans un réseau DTN. Nous y avons imaginé un réseau tolérant au délai déployé via le réseau de bus d'une ville permettant d'offrir un mode alternatif de transport de données volumineuses mais aussi une plate-forme de services numériques dédiée aux usagers des bus. Qiankun a proposé un déploiement avec du codage réseau pour nettement en améliorer la capacité.
- le projet CHIST-ERA Macaco que j'ai porté et où nous avons travaillé avec Gentian Jakllari à la prédiction du comportement des utilisateurs d'un réseau mobile afin de pré-charger les données

et ainsi délester le réseau cellulaire aux heures de pointe. La décision de pré-chargement repose sur des méthodes d'apprentissage de la disponibilité du réseau et des demandes des applications mobiles au cours du temps.

— la collaboration avec Dima Shepelyanski du LPT sur l'étude de grands graphes dirigés dynamiques à l'aide de la matrice de Google. Cette collaboration a mené au co-encadrement de la thèse de Samer El Zant qui s'est concentré sur l'analyse des interactions entre les nœuds d'un sous-graphe du grand graphe de Wikipedia. Il en a extrait des études pertinentes sur les interactions dans le sous-graphe représentant les grandes puissances politiques mondiales, les artistes-peintres renommés ou encore les groupes terroristes.

Je ne ferai que développer les perspectives liées à ces travaux dans le dernier chapitre de ce manuscrit.

La suite de ce manuscrit se concentre sur les travaux liés à l'optimisation multicritère et la modélisation de réseaux statiques. Ces travaux correspondent principalement aux thèses de Mary, Qi et Nesrine.

1.3.1 Structure du manuscrit

Ce manuscrit se décompose en deux parties. La première partie présente mes contributions dans le domaine de l'optimisation multicritère de réseaux. J'y met en avant comment, dans la thèse de Nesrine Badache, nous avons formulé le problème de placement de fonctions avioniques sur une architecture avionique distribuée IMA. Cette formulation nous permet d'extraire des configurations qui représentent différents compromis entre la charge des calculateurs et la marge en délai des flux portés par un réseau avionique déterministe et temps-réel. Cette première partie me permet de présenter le contexte temps-réel dur d'un système critique. C'est avec cette étude que j'ai menée à mon arrivée à l'IRIT que j'ai pu me former au contexte de l'avionique temps-réel. Le lecteur se rendra compte que le travail réalisé présente des similitudes méthodologiques avec mes travaux de thèse.

Dans la seconde partie de ce manuscrit, je présente comment les travaux que j'ai entamés après ma thèse, avec le projet Marie-Curie DistMO4WNet, m'ont permis de développer des outils théoriques d'évaluation des performances d'un réseau sans-fil maillé. J'ai commencé il y a maintenant plus de 10 ans, à travailler sur une formulation où je considère sur une méthode d'accès déterministe basée sur un partage d'accès temporel des ressources radio. Le premier objectif du projet DistMO4WNet était de proposer un modèle d'optimisation multicritère d'un réseau sans-fil maillé, contraint en énergie. Le second objectif était d'en dériver des protocoles réseau capables d'arriver à de telles performances. Ces travaux ont été menés en partie dans la thèse de Mary [85] et au début de la thèse de Qi [84].

Les mesures de performances alors étudiées représentent le comportement en moyenne du système, que ce soit pour le calcul du délai de communication de bout-en-bout ou la consommation énergétique du réseau. A mon arrivée à l'IRIT, j'ai composé un nouveau programme de recherche dans le but d'intégrer un réseau multi-saut sans-fil dans un contexte embarqué critique. Pour se faire, il faut être en mesure de calculer le délai pire-cas de communication des flux critiques portés par le réseau. C'est à la fin de la thèse de Qi que nous avons travaillé à une mesure de délai en pire-cas pour une méthode d'accès sans-fil TDMA. Il se trouve que de façon concomitante les premières technologies réseaux basés sur la couche IEEE 802.15.4e TSCH ont été développées. Ce manuscrit présente donc en seconde partie les différents développements qui, je l'espère, mèneront dans un futur proche à la certification d'un réseau sans-fil pour le transport de flux critiques dans un système embarqué. C'est dans ce contexte que je développerai une partie de mes perspectives de recherche.

Ce manuscrit présente à la fois des chapitres techniques, des chapitres qui présentent le contexte des développements proposés et des chapitres qui introduisent les perspectives de recherches que j'imagine pouvoir mener à bien à court, moyen ou long terme. J'invite le lecteur plus intéressé par les motivations, le contexte et les perspectives de ces travaux à lire en priorité les premiers et derniers chapitres de ce chaque partie de ce manuscrit.

Voici une description rapide des éléments abordés dans chaque chapitre.

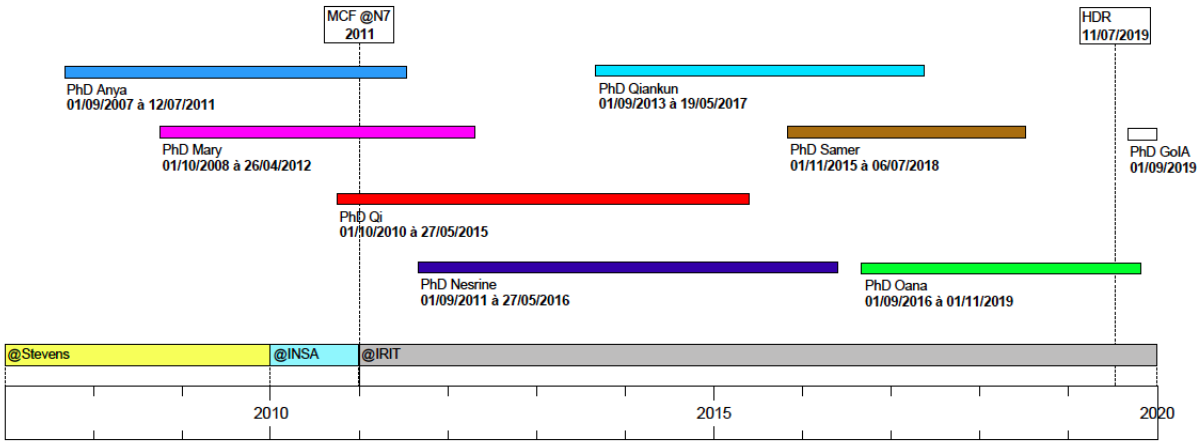
Pour la partie I

- Le chapitre 2 introduit mes motivations liées à l'optimisation multicritère de réseaux et rappelle succinctement mes travaux de thèse.
- Le chapitre 3 décrit les travaux menés sur l'allocation temporelle de tâches déterministes dans un système distribué avionique. Ces travaux ont été menés dans le cadre de la thèse de Nesrine Badache [83], et ont mené aux publications [61][31].
- Le chapitre 4 présente mes perspectives de recherche sur cette thématique dans le contexte des réseaux embarqués critiques. Les premiers développements liés à ces perspectives sont actuellement menés dans la thèse d'Oana Hotescu [63][21].

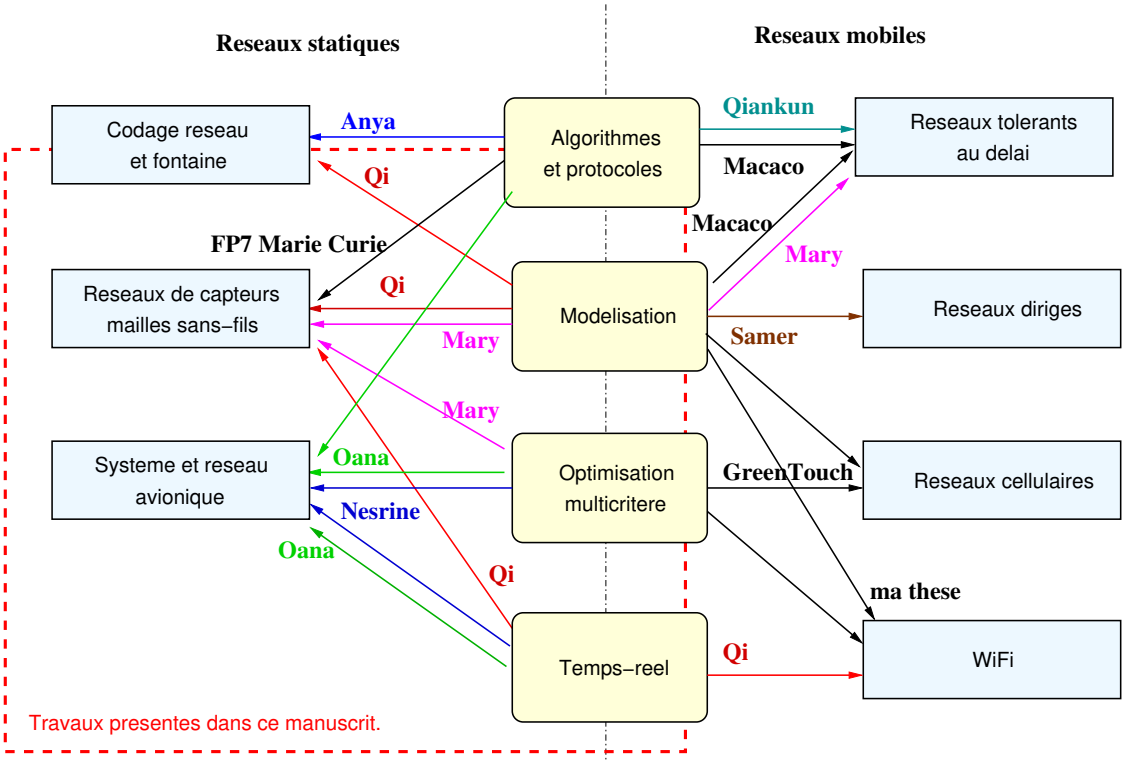
Pour la partie II

- Le chapitre 5 introduit la problématique de l'évaluation de performance multicritère de réseaux sans-fil. J'y présente mes motivations originelles pour mener l'étude proposée dans le cadre du projet Marie-Curie DistMO4WNet, comment elles ont évolué à mon arrivée à l'IRIT et comment je les ai concrétisées en co-encadrant les thèses de Mary Schurgot [85] et Qi Wang [84].
- Le chapitre 6 présente la modélisation cross-layer proposée dans ces deux thèses. Elles diffèrent de par leur capacité à modéliser le transport d'un seul ou de plusieurs flux avec une méthode d'accès TDMA.
- Le chapitre 7 introduit les travaux de thèse de Mary liés a la sélection Pareto-optimale des relais qui peuvent participer au transport d'un flux dans un réseau de capteurs. Je montre comment cette étude permet de définir des bornes Pareto-optimales en performance. Ces bornes y sont illustrées en les comparant à la performance des protocoles de routage DSR et AODV. Ces travaux ont été publiés dans les articles [11][43].
- Le chapitre 8 présente le cœur du travail de thèse de Qi qui s'est intéressé à la recherche de bornes Pareto-optimales en performance quand plusieurs flux partagent le même réseau maillé. Ces travaux modélisent des critères de performance liés à la capacité, la fiabilité, le délai de bout-en-bout moyen et l'énergie consommée moyenne par une chaine de Markov. Ces bornes sont comparées à des algorithmes de transmission qui utilisent des stratégies de codage réseau. Ces travaux sont développés dans les articles [6][35].
- Le chapitre 9 montre comment, à la fin de la thèse de Qi, nous avons extrait de ce modèle une mesure probabiliste du délai pire-cas en TDMA et l'avons comparée à celle obtenue en CSMA/CA. Une étude approfondie des modèles stochastiques de dérivation de la distribution des délais en CSMA/CA de la littérature a été menée pour cela. Les publications [10][29][33] présentent ces travaux en détails. Une proposition d'allocation de ressources Pareto-optimale et certifiable pour la couche TSCH en a été extraite dans [26].
- Le chapitre 10 conclut ce manuscrit en décrivant mes perspective de recherche dans le domaine de

la modélisation des performances de réseaux au sens large. J'y présente dans une première partie mes perspectives liées à la problématique de la certification de réseaux sans-fil maillés. Dans la seconde partie, je développe des perspectives liées à mes travaux de modélisation des performances des réseaux dynamiques (que j'ai choisis de ne pas détailler dans ce manuscrit).



(a) Chronologie des co-encadrements de thèse.



(b) Relations entre mes sujets de recherche et les thèses que j'ai co-encadrées. Les flèches de couleur noire représentent des sujets traités hors co-encadrement de thèse.

Figure 1.1 – Sujets de recherche et co-encadrement de thèses.

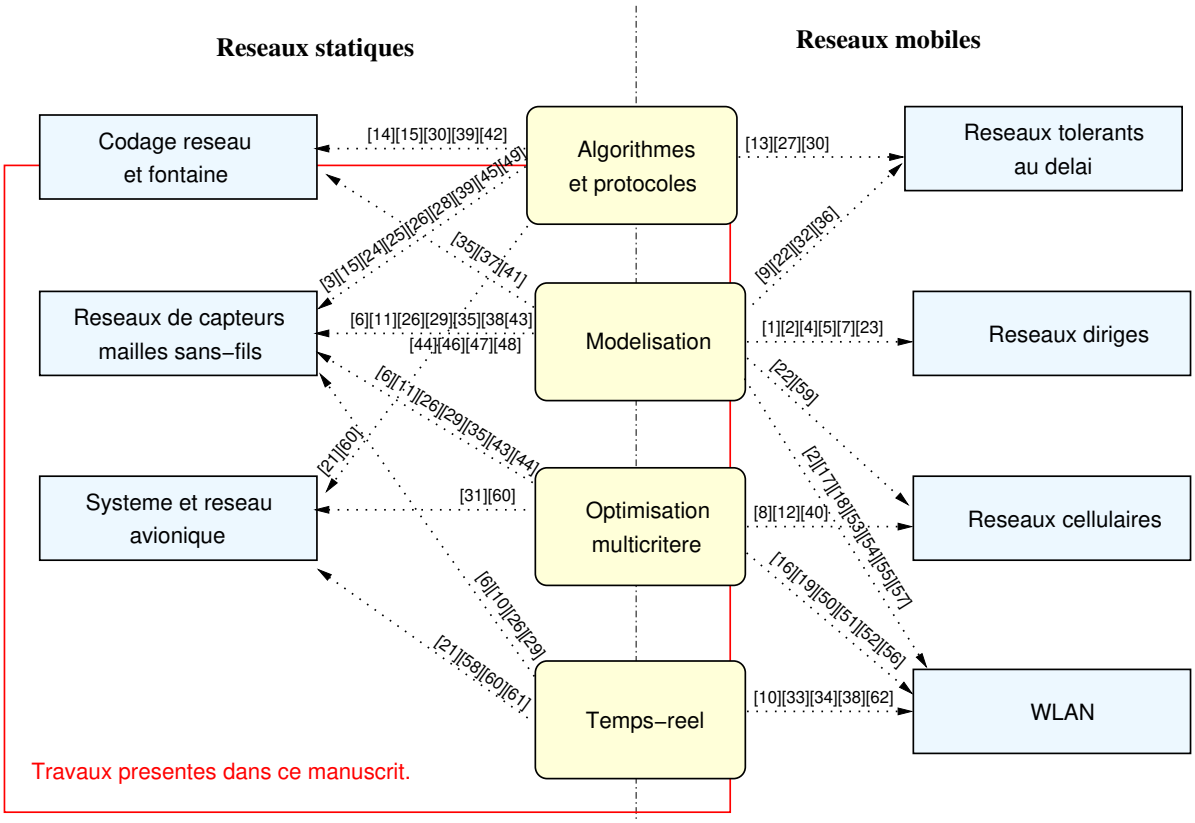


Figure 1.2 – Relations entre mes sujets de recherche et les publications que j'ai co-signées.

Première partie

Première partie : Optimisation multicritère de réseaux et systèmes embarqués

Chapitre 2

Optimisation multicritère de réseaux

2.1 Problématique

Ce chapitre introduit la thématique centrale de cette première partie : l'optimisation multicritère de réseaux de communication.

J'ai commencé à travailler sur cette notion lors de ma thèse pour proposer un processus de planification de réseaux locaux sans-fil (WLAN). L'objectif est de trouver la position d'installation et le nombre de points d'accès (AP) à installer dans un bâtiment donné. Les travaux antérieurs à ma thèse ont définis ce problème comme un problème d'optimisation sous contraintes visant, par exemple, à minimiser le nombre de points d'accès déployés dans le bâtiment. Les contraintes permettent alors d'assurer une qualité de service minimale dans le réseau (couverture, débits, etc...). Cette modélisation fournit, si elle existe, une solution optimale pour le critère choisi qui respecte les contraintes de qualité de service. Si le problème est bien formulé, la solution présente les performances attendues par ses utilisateurs.

L'idée de ma thèse est différente [80]. Elle part du postulat que l'ingénieur qui souhaite déployer un réseau WLAN ne cherche pas uniquement à minimiser le nombre d'APs, mais aussi à maximiser la couverture radio ou le débit moyen fournit aux utilisateurs par exemple. Il n'y a plus un seul objectif à atteindre, mais plusieurs. Cette optimisation conjointe se modélise comme un problème d'optimisation multicritère.

Si l'on s'intéresse aux objectifs de minimisation du nombre d'APs et de maximisation de débit, on se rend compte qu'ils sont *antagonistes* : les solutions à débit élevé présentent naturellement un nombre de points d'accès plus important que les solutions à débit faible [1]. L'optimisation conjointe de ces deux critères antagonistes fournit un ensemble de solutions dites *Pareto-optimales*. Ces solutions Pareto-optimales représentent les meilleurs compromis possibles entre les deux critères.

La Figure 2.1 illustre schématiquement un ensemble de solutions Pareto-optimales représenté dans l'espace des fonctions objectif. Parmi les solutions qui comportent le même nombre d'APs, la solution qui maximise le débit est une des solutions Pareto-optimales. En effet, il n'existe pas de solution qui soit *en même temps* meilleure en débit et présente un nombre plus faible d'APs. Une definition plus fine de l'optimalité au sens de Pareto sera donnée dans la suite. On dit que toute les autres solutions sont *dominées*.

1. mon raisonnement ne prend pas en compte l'effet des interférences radio pour simplifier cette illustration un peu grossière du problème.

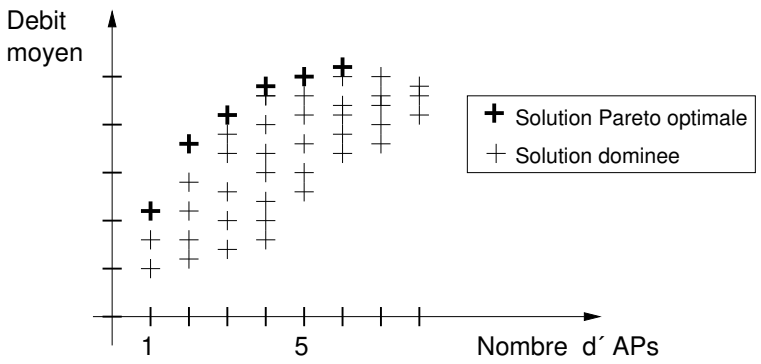


Figure 2.1 – Illustration d'un ensemble de solutions Pareto-optimales obtenu après optimisation conjointe du nombre de points d'accès (à minimiser) et du débit moyen (à maximiser).

La recherche de cet ensemble de solutions Pareto-optimales présente plusieurs intérêts :

1. On peut sélectionner un ensemble de solutions Pareto-optimales qui présentent un compromis similaire, et les analyser plus finement pour en extraire la solution qui présente le plus d'avantages. Dans l'exemple de la planification WLAN, on pourra prendre en compte des contraintes opérationnelles plus fines dans ce choix final (facilité d'installation, proximité d'une alimentation électrique, etc.).
2. Pour certains problèmes, il peut être très utile de déterminer des solutions qui possèdent des performances différentes. Je pense en particulier à des situations où une configuration du système doit être modifiée pour des raisons opérationnelles. Il faut alors changer de mode de fonctionnement pour réagir par exemple à une défaillance du système, un changement d'environnement ou pour entrer dans une autre phase de vie du système.
3. On peut évaluer conjointement différentes métriques de performance d'un système. L'intérêt de cette approche est de comprendre comment ces métriques sont liées entre elles en une seule étape de recherche opérationnelle. On peut alors en déduire des bornes sur les performances multicritère atteignables par le système.

Le premier intérêt a été exploité dans ma thèse dont les résultats seront brièvement présentés dans la section 2.3. Le second intérêt a été exploité pour la thèse de Nesrine Badache [83] (soutenue en 2016), que j'ai co-encadrée avec Jean-Luc Scharbarg et Christian Fraboul à l'IRIT. Nesrine a travaillé sur l'allocation temporelle dans les systèmes modulaires avioniques. Les travaux relatifs à cette étude sont présentés dans cette partie du manuscrit. Quant au troisième intérêt, il fait l'objet de la seconde partie qui traite de la recherche de bornes multicritère pour les réseaux sans-fil maillés. Avant de présenter plus en avant ces travaux, je vais introduire les principales caractéristiques de l'optimisation multicritère de réseaux.

2.2 Optimisation multicritère de réseaux

2.2.1 Méthodologie

Pour résoudre un problème d'optimisation de réseaux, les étapes importantes sont les suivantes de mon point de vue :

1. La modélisation du réseau,

2. La définition des fonctions objectifs et des contraintes,
3. Le choix ou la recherche d'un algorithme d'optimisation,
4. L'analyse du résultat en le confrontant aux attentes initiales.

La première étape est fondamentale. Comme pour toute modélisation, il ne faut inclure au modèle que les éléments du réseau qui influencent les performances que l'on cherche à optimiser. Il faut trouver le modèle le plus simple possible mais qui prenne en compte les paramètres qui ont un impact sur la performance calculée, ou mesurée. De cette modélisation découle la définition des variables que l'on cherche à optimiser. De ce fait, le choix de la modélisation a un impact direct sur la complexité du problème et le type de méthode d'optimisation qui sera choisie.

La définition des fonctions objectifs [2] et des contraintes à partir des données du problème doit aussi être réalisée avec soin. La fonction objectif permet de calculer, pour une solution donnée, une évaluation de sa qualité au regard de l'objectif d'optimisation considéré. Cette fonction doit permettre de bien discriminer la qualité les solutions. Une fonction peu discriminante donne une évaluation similaire à un grande proportion de solutions différentes. Le choix des contraintes doit refléter les besoins réels, mais peut aussi grandement compliquer la résolution du problème. Il faut parfois accepter de relaxer une contrainte pour arriver à une solution calculable.

Le choix d'un algorithme de résolution est important, mais est fortement contraint par la modélisation choisie. La nature des variables (discrètes, continues, en nombres entier, ...), des fonctions objectif (linéaire, convexe, ...) et des contraintes (linéaires, convexes, ...) définies précédemment va déterminer les méthodes d'optimisation utilisables.

La dernière étape de validation permet de vérifier que les solutions obtenues répondent bien au problème. Pour cela, on peut même envisager un déploiement de la solution pour vérifier que les performances réelles sont bel et bien les performances attendues en théorie. Cette étape est souvent longue, et peut mettre en exergue une modélisation incomplète ou le besoin de revoir la fonction objectif.

Dans mes travaux, je me suis intéressée à différents problèmes d'optimisation, en utilisant principalement des formulations combinatoires où les variables prennent leurs valeurs dans un ensemble discret et fini. Quand le problème traite de réseaux sans-fil, je me suis attachée à prendre en compte l'impact du canal sans-fil sur les performances. Cet aspect rend les problèmes bien plus difficiles à résoudre car ils induisent une non-linéarité ou une non-convexité des fonctions objectif. Depuis la fin de ma thèse, je me suis principalement concentrée sur l'utilisation de techniques d'optimisation multicritère que j'introduis brièvement dans la suite de ce chapitre.

2.2.2 L'optimisation multicritère

Voici quelques définitions et algorithmes relatifs à l'optimisation multicritère qui accompagneront le lecteur dans une grande partie du manuscrit.

Dominance au sens de Pareto Soit $\mathcal{S}$ un ensemble de solutions et $f_1, f_2, \cdots f_n$ un ensemble de n fonctions objectif à minimiser. Une solution $\mathbf{x} \in \mathcal{S}$ domine une solution $\mathbf{y} \in \mathcal{S}$ si et seulement si [CS03] :

2. J'utiliserai aussi le terme *critère*, *fonction de coût* ou *mesure de performance* pour désigner une fonction objectif dans ce manuscrit.

$$\forall i \in [1, n] : f_i(\mathbf{x}) \leq f_i(\mathbf{y}) \quad \wedge \quad \exists j \in [1, n] : f_j(\mathbf{x}) < f_j(\mathbf{y}) \tag{2.1}$$

En d'autres termes, la solution **x** domine **y** si elle est strictement meilleure qu'elle pour au moins un des n critères, et si elle présente au mieux des performances égales à celles d'**y** pour les autres critères.

Solutions Pareto-optimales Comme représenté par les croix en gras sur la Figure 2.1, l'ensemble des solutions Pareto-optimales dénoté $\mathcal{P}$ est constitué des solutions non-dominées au sens de l'équation (2.1). Chaque solution de cet ensemble domine toutes les solutions de $\mathcal{S} \setminus \mathcal{P}$.

2.2.3 Algorithmes de recherche multicritère

On cherche ici principalement à calculer l'ensemble $\mathcal{P}$ des solutions Pareto-optimales. Cet ensemble croît rapidement avec la taille de $\mathcal{S}$ et le nombre de fonctions objectifs n.

Des algorithmes exacts ont été développés pour des ensembles $\mathcal{S}$ de taille limitée et un nombre de fonctions objectifs réduit. Ils exploitent des méthodes de type branch and bound [MD05], principalement. Pour de petites instances, il est aussi possible d'améliorer une recherche exhaustive comme nous l'avons réalisé dans la thèse de Nesrine [83]. Des avancées dans l'optimisation multicritère exacte ont été publiées récemment [EGP16] [GTSP15] [ABB$^+$15] et méritent d'être étudiées plus en avant dans le futur.

Quand on souhaite calculer $\mathcal{P}$ pour des instances de problème plus importantes et un nombre important de fonctions objectif, la majorité des travaux dans le domaine utilise les approches présentées ci-après [CLV06], [CS03].

Agrégation des fonctions objectif. Cette méthode se ramène à un problème d'optimisation mono-objectif. Les n fonctions objectifs sont alors agrégées en une seule fonction à l'aide d'une somme pondérée :

$$f_{agg}(\mathbf{x}) = \sum_{i=1}^{n} \alpha_i \cdot f_i(\mathbf{x}) \quad t.q. \quad \sum_{i=1}^{n} \alpha_i = 1$$

Le principal désavantage de cette solution est qu'elle n'est pas faite pour calculer l'ensemble des solutions Pareto-optimales en une seule recherche. Chaque jeu de cœfficients permet de déterminer au plus une solution appartement à l'ensemble $\mathcal{P}$. Pour estimer cette ensemble, il faut lancer un nombre important de recherches en modifiant le jeu de cœfficients.

Même si l'on recherche un unique compromis Pareto-optimal, la mise en œuvre d'une telle approche n'est pas aussi triviale qu'il n'y parait. Premièrement, il faut pouvoir normaliser les fonctions entre elles. Deuxièmement, nous avons montré dans [16] qu'il n'existe pas de relation directe entre le choix les cœfficients et la solution de compromis obtenue. En l'occurrence, le choix d'une équi-pondération des fonctions ne mène pas en pratique à un compromis équilibré entre les fonctions objectifs. Ceci est une conséquence de la diversité des fonctions qui sont agrégées entre elles. Ces fonctions ne présentent pas le même gradient, et réagissent donc différemment à une changement de solution dans un voisinage proche lors de la recherche.

Métaheuristiques multicritère. Quand la taille de l'espace des solutions et le nombre de fonctions objectifs devient important, il devient très difficile de calculer de manière exact l'ensemble $\mathcal{P}$. Il faut alors se contenter de la recherche d'un ensemble approché de $\mathcal{P}$ calculé à l'aide d'une métaheuristique adaptée à la recherche multicritère. Les métaheuristiques standard ont été adaptées à la recherche multicritère (recherche génétique, Tabu, recuit simulé, colonies de fourmis).

Si on part du postulat que l'on cherche à calculer un ensemble approché de $\mathcal{P}$, on recherche un sous-ensemble représentatif $\tilde{\mathcal{P}}$ de la composition de $\mathcal{P}$. Cet ensemble approché est d'autant plus intéressant que la distance entre les solutions de $\tilde{\mathcal{P}}$ et la solution la plus proche de $\mathcal{P}$ dans l'espace des critères est faible. De plus, si la taille de $\tilde{\mathcal{P}}$ est plus petite que celle de $\mathcal{P}$, on cherche à obtenir avec $\tilde{\mathcal{P}}$ un sous-échantillonnage couvrant de $\mathcal{P}$. Dans ce cas, les solutions $\tilde{\mathcal{P}}$ sont réparties uniformément sur la surface de compromis de $\mathcal{P}$. Ainsi, chaque solution de $\tilde{\mathcal{P}}$ représente une famille de compromis de $\mathcal{P}$. La difficulté est d'obtenir à la fois une recherche qui converge rapidement vers $\mathcal{P}$ et qui sélectionne des solutions représentatives des compromis existants.

C'est la métaheuristique génétique qui a fournit le plus d'algorithmes de recherche multicritère [CLV06], [DPAM02]. L'algorithme le plus connu est l'algorithme NSGA-II [DPAM02]. De nouvelles approches ont été développées [GTSP15] et semblent très pertinentes mais plus complexes à implanter.

Lors de ma thèse, je me suis intéressée aux approches multicritère issues de la métaheuristique Tabu [76], très peu étudiées à l'époque. J'ai développé en fin de thèse l'heuristique PMOTS où plusieurs recherches Tabu sont lancées en parallèle [16]. Cette heuristique a été exploitée par Nesrine et Mary dans leurs thèses [83] [85]. Qi a utilisé dans ses travaux l'algorithme NSGA-II [84].

2.3 Quelques mots sur ma thèse

L'objectif de ma thèse est de proposer un processus de planification automatique des points d'accès d'un réseau local sans fil suivant le standard IEEE802.11. Cette planification doit définir la meilleure configuration possible des points d'accès. Il faut déterminer le nombre de points d'accès, leur position dans le plan, leur puissance et canal d'émission, ainsi que l'orientation des antennes si elles sont directionnelles. La modélisation proposée est basée sur une formulation discrète du problème. Les positions des APs sont choisies parmi un ensemble de positions admissibles. De même les canaux, la puissance d'émission et les orientations sont choisies dans un ensemble discret fini.

La planification automatique repose sur une prédiction de la couverture radio et sur une heuristique d'optimisation, toutes deux potentiellement lourdes en temps de calcul. Etant donné la taille relativement faible des réseaux (un maximum de 30-40 points d'accès) et les moyens financiers limités qu'une entreprise peu dédier à leur déploiement, la planification automatique doit pouvoir proposer des solutions viables en quelques heures de calcul. Ainsi, la durée du calcul d'optimisation contraint fortement le problème et il s'agit de trouver le meilleur compromis entre temps de calcul et pertinence des résultats.

Le cœur du problème de planification passe par la définition du modèle mathématique qui définit les critères de performances du réseau WLAN. Ces critères permettent d'évaluer la qualité d'une solution du problème, i.e. une configuration des points d'accès dans le bâtiment. Nous avons défini des critères relatifs à la couverture radio [19, 50, 71], au contrôle des interférences et à la garantie d'une bande passante minimale aux utilisateurs présents dans le bâtiment [19, 51, 50]. La bande passante par utilisateur est

basée sur l'estimation du débit agrégé d'un point d'accès à partir d'un modèle de Markov d'évaluation des performances de la couche MAC 802.11b proposé par M. Jia-Liang Lu. Dans ma thèse [80], un critère ayant pour objectif de quantifier la qualité d'une solution vis-à-vis des performances d'un algorithme de localisation des utilisateurs a également été proposé.

Le problème de planification peut ainsi être défini comme un problème d'optimisation multicritère. Le but de la recherche est d'obtenir un jeu de solutions Pareto-optimales à présenter à l'installateur du réseau. Nous avons développé deux types de recherches multicritère à cette effet : une recherche tabou qui minimise une fonction de coût unique qui agrège les critères choisis ou une recherche multiobjectif qui recherche un ensemble de solutions Pareto optimales (PMOTS). Cette heuristique lance K recherches Tabu en parallèle, et favorise la diversité de la recherche dans la sélection des solutions à chaque itération en manipulant les listes Tabu et les voisinages des K recherches. Une sélection finale d'un nombre réduit de solutions les plus diverses possibles a été également proposé.

Ce travail s'est effectué en partie dans le cadre d'une collaboration avec une PME locale (Sygmum). Il a donné lieu au développement d'un logiciel (WiPlan) [79] qui intègre les moteurs de propagation de couverture radio et de planification de réseau. Depuis ma thèse, ce logiciel a été interfacé à un outil de prédiction de couverture outdoor (basé sur du lancer de rayon) développé à l'université de Bedfordshire, UK (laboratoire du Pr. Jie Zhang). Il a aussi été exploité par le projet Européen FP7 iPlan dont le laboratoire CITI et l'université de Bedfordshire sont les principaux acteurs.

Chapitre 3

Allocation temporelle dans les systèmes avioniques

J'ai commencé à travailler sur ce sujet à mon arrivée à l'ENSEEIHT en 2011. Le problème sous-jacent est un problème d'allocation sous contraintes. L'étude a été menée dans le cadre de la thèse de Nesrine Badache, que j'ai co-encadrée avec Jean-Luc Scharbarg et Christian Fraboul. J'ai souhaité la mettre en avant, car elle montre comment l'optimisation multicritère peut-être exploitée pour extraire plusieurs points de fonctionnement Pareto-optimaux d'un tel système. Différentes allocations peuvent être choisies pour obtenir des performances différentes du système. Il est ainsi possible de pré-calculer les paramètres de plusieurs modes de fonctionnement pour différentes étapes de la vie du système étudié par exemple.

Avant de présenter l'étude à proprement parler, il me faut introduire quelques notions de base relatives à l'avionique modulaire intégrée. Par la suite, je présente les problèmes difficiles liés à la conception d'un tel système et pour finir, les grandes lignes de la solution proposée. Ces travaux me permettent également d'introduire la problématique des systèmes temps-réel et de montrer comment j'ai développé une recherche dans le coeur de ce domaine alors nouveau pour moi.

3.1 Contexte de l'étude

Cette étude a été menée dans le contexte de la conception d'un système modulaire avionique (Integrated Modular Avionics - IMA). Les générations récentes d'avions de ligne (A380, A400M, A350, Bœing 787, 777) ont été conçues en intégrant cette architecture système modulaire dans les années 2000. L'architecture IMA a été standardisée par les normes ARINC 651 [Inc97a] [Inc97b] en 1997.

3.1.1 L'architecture IMA.

L'IMA est une architecture système répartie qui permet d'exécuter des applications critiques qui participent au pilotage et au bon fonctionnement de l'avion en vol et au sol. Les calculateurs sont appelés dans ce cas des *modules de calcul*. Ils sont interconnectés par des réseaux embarqués. Différentes technologies de réseaux embarqués avioniques peuvent être utilisés à cet effet (ARINC 429 [Inc01], ARINC664 [Inc05] principalement). Une application avionique est répartie sur plusieurs modules de calcul. Les tâches qui la

composent s'exécutent donc sur différents calculateurs et communiquent entre elles via le réseau.

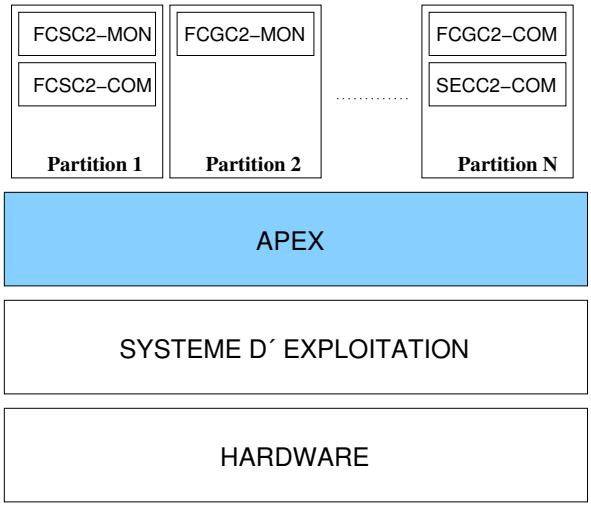


Figure 3.1 – Architecture APEX d'un module de calcul en IMA.

La couche APEX Chaque module de calcul présente une architecture système bien particulière. Cette architecture est illustrée à la Figure 3.1. Au dessus du système d'exploitation propre au module (ou directement au dessus du matériel), se trouve une couche intergicielle dénommée APEX (APplication EXecutive) définie dans [Inc97b] qui offre une interface standard aux applications avioniques ARINC653. C'est une couche de virtualisation qui offre des services similaires à ceux d'un hyperviseur. La couche APEX assure, entre autres, les fonctions suivantes :

— Elle ordonnance les applications du module de façon à assurer un comportement temporel déterministe,
— Elle assure la séparation spatiale de l'espace mémoire entre les applications pour sécuriser leur fonctionnement,
— Elle offre des ports de communication aux applications pour qu'elles puissent échanger des données.

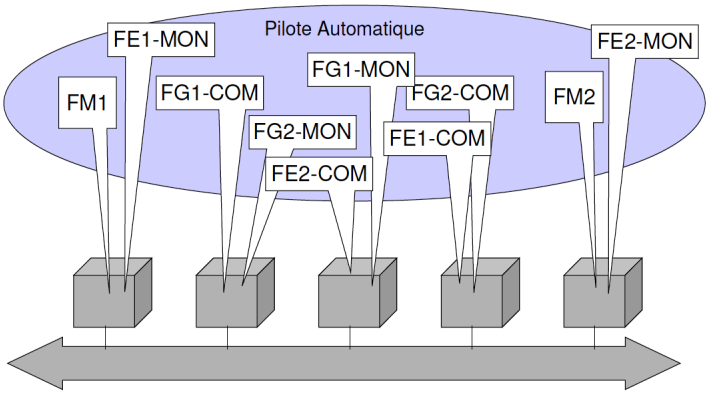


Figure 3.2 – Exemple d'une répartition des tâches du Pilote Automatique sur une architecture IMA logique.

L'ordonnancement des tâches sur un module est un ordonnancement hiérarchisé. Les tâches sont d'abord regroupées dans des entités logiques dénommées *partitions* que l'on peut apparenter à des machines virtuelles. Chaque partition regroupe des tâches liées à une application répartie spécifique. La Figure 3.2 représente schématiquement la répartition des tâches liées à l'application de pilotage automatique dans différentes machines virtuelles. Dans cet exemple, les tâches `FM1` et `FE1-MON` sont regroupées dans la partition 1.

Les tâches de la partition 1 peuvent utiliser le processeur pendant une fenêtre temporelle de taille fixée qui se répète strictement périodiquement. Pendant que la fenêtre temporelle associée à la partition 1 est active, les tâches des autres partitions ne peuvent pas s'exécuter. Pour simplifier, on dira que la partition 1 est active quand sa fenêtre temporelle est active sur le module.

Quand une partition est active, l'ordre d'exécution des tâches dans la fenêtre temporelle est déterminé par un système d'exploitation propre à la partition. Ce système est choisi et géré par l'équipementier qui développe les applications hébergées dans la partition. Toutes les tâches d'une même partition sont développées par la même société.

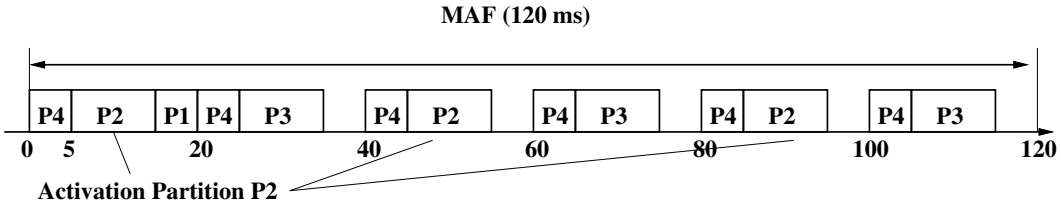


Figure 3.3 – Exemple d'une MAF qui ordonnance les partitions P1, P2, P3 et P4, de période 120ms, 40ms, 40ms et 20ms et de durée 5ms, 10ms, 10ms et 5ms respectivement.

Les partitions sont ordonnancées statiquement sur chaque module. L'ordre des partitions est pré-calculé en fonction des durées des partitions et de leur période. Toutes les partitions étant périodiques, il faut construire un cycle de base sous la forme d'une MAjor time Frame (MAF). Cette MAF se répète indéfiniment sur le module. Un exemple de MAF regroupant quatre partitions de période différente est illustrée à la Figure 3.3.

Communications. La Figure 3.4 représente une vue logique de quatre modules de calcul hébergeant 14 partitions communicantes. Les communications logiques de ce modèle APEX sont unidirectionnelles. En réalité, ces communications sont portées par des canaux physiques appartenant à un réseau embarqué avionique.

En général, chaque communication utilise un lien virtuel (VL) du réseau Ethernet commuté *AFDX* [Inc05]. Ce lien virtuel permet de réserver une bande passante pour chaque flux émis. Un VL est paramétré par son Bandwidth Allocation Gap (BAG) et la taille maximale des trames qui peuvent être émises. Le BAG est l'intervalle de temps minimal (en ms) qui sépare deux émissions de trames consécutives.

Il est aussi important de noter que la globalité du système est *asynchrone*. Il n'existe pas d'horloge partagée entre les modules de calcul et les VLs issus des différents modules ne sont pas synchronisés. Cette hypothèse représente une contrainte de sûreté forte imposée par les instances de certification de l'aéronautique qui interdit la présence d'une entité centrale de synchronisation dans le système.

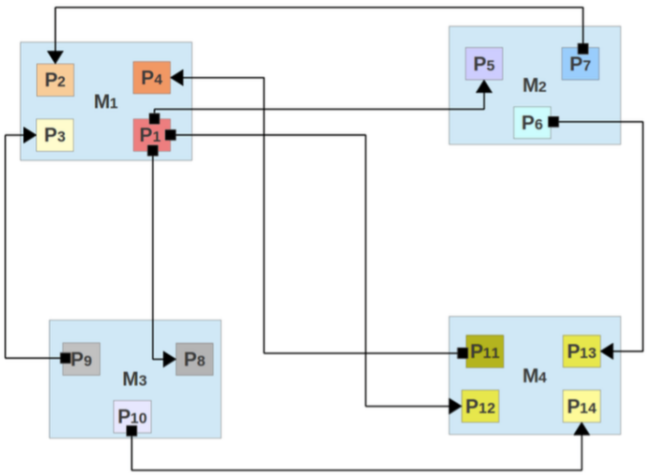


Figure 3.4 – Exemple à 4 modules.

3.1.2 Conception d'une architecture IMA

La conception d'une architecture IMA est un problème difficile. Une centaine de modules de calcul sont embarqués sur un A380, interconnectés par un millier de liens virtuels AFDX. Le Figure 3.5 résume les principales étapes de conception.

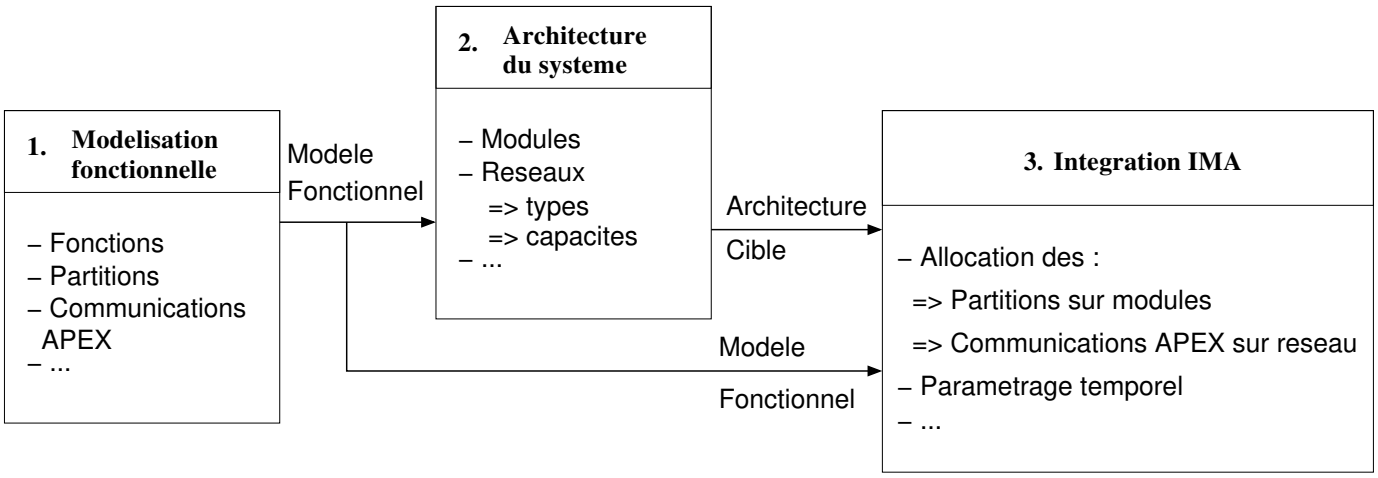


Figure 3.5 – Etapes de conception d'une architecture IMA

La première étape a pour objectif de fournir un modèle fonctionnel du système qui suit l'APEX. Il s'agit de définir les fonctions (ou tâches) à partir des applications avioniques, de les regrouper dans des partitions et de définir les flux de données échangés entre partitions. La seconde étape décrit l'architecture matérielle du système. Elle précise le nombre et la nature des modules, ainsi que le type et la capacité des réseaux qui les interconnectent. Ces deux étapes sont nécessairement réalisées par l'avionneur qui possède ses propres contraintes commerciales et financières.

Connaissant l'architecture cible et le modèle fonctionnel, se pose un problème non trivial d'allocation. En effet, il faut être capable de déployer les différentes partitions communicantes en utilisant les ressources de l'architecture cible. C'est la troisième étape du schéma de la Figure 3.5. Il faut :

— allouer les partitions aux modules de calcul et,
— allouer les flux de données aux canaux physiques du réseau.

Dans la suite, j'identifierai les canaux physiques aux VLs du réseau AFDX pour simplifier mon discours. Les canaux physiques peuvent être représentés aussi par d'autres types de réseaux (ARINC429, CAN, etc.).

Bien entendu, cette allocation est fortement contrainte. D'une part, il faut respecter la capacité de calcul des modules et être capable de calculer une MAF (i.e. un ordonnancement des partitions) valide pour chaque module. D'autre part, il faut vérifier que les délais de communication de bout-en-bout entre les partitions communicantes respectent une limite maximale imposée par l'application. En d'autres termes, il faut que la donnée générée par la partition P1 du module M1 arrive avant une date donnée (son échéance) à la partition P12 du module M12. Comme je le montrerai par la suite, vérifier qu'on est capable de calculer une MAF pour chaque module est un problème difficile.

La complexité du processus d'intégration a poussé la recherche scientifique à proposer des premières solutions d'aide à l'intégration. Quelques travaux se sont intéressés à l'aide à l'intégration pour l'IMA [DWKP10],[ASBHP11], [AT12] et d'autres à l'intégration d'une architecture modulaire du domaine automobile dénommée AUTOSAR [WMM+13], [MWTP+13], [MTPBL12]. Ces travaux traitent principalement du problème d'allocation des partitions sur les modules. Les solutions proposées sont bien entendu vérifiées temporellement par la création d'un ordonnancement valide des partitions sur chaque module.

Ces travaux ne prennent pas en compte les contraintes temporelles sur le délai de communication réseau de bout-en-bout. Or cette contrainte est très importante pour le fonctionnement d'une application temps-réelle répartie. Si la donnée émise par la partition P1 arrive après son échéance, la partition destination peut provoquer un dysfonctionnement du système de par son écoute bloquante ou de par la non-délivrance d'une donnée valide par le réseau.

L'objectif de la thèse de Nesrine est de garantir temporellement les délais de communication de bout-en-bout pour toutes les communications issues d'une allocation spatiale des partitions et des communications. Ce travail est complémentaire aux études menées dans les travaux antérieurs, et permet d'optimiser temporellement une intégration IMA donnée. Ainsi, les travaux de Nesrine ne s'intéressent pas à l'allocation des partitions et des flux, mais à l'adaptation d'une allocation initiale aux contraintes temporelles imposées par les délais de communication. Cette approche permet, à partir d'une allocation donnée, d'en optimiser certains paramètres de façon à respecter les délais de bout-en-bout maximum autorisés.

3.2 Proposition d'une méthode d'allocation temporelle multicritère.

Nous supposons qu'une allocation des partitions aux modules et des flux aux VLs a déjà été déterminée. Un exemple d'allocation pour un système à quatre modules, 14 partitions et 8 communications est fourni à la Figure 3.4. A cet effet, les méthodes proposées dans la littérature peuvent être mises à contribution.

3.2.1 Le délai de communication de bout-en-bout

Pour un tel système, nous définissons le délai de communication de bout-en-bout [61] comme la différence entre la date où la partition destination lit la donnée sur son port APEX et la date où la partition émettrice écrit la donnée sur le port APEX. Il est la somme des délais suivants :

— Le délai de transmission dans le réseau AFDX,

— Le délai d'attente d'activation de la partition destination sur son module. Ce délai varie entre 0 et la période de la partition. Il est causé par le caractère asynchrone du système distribué.

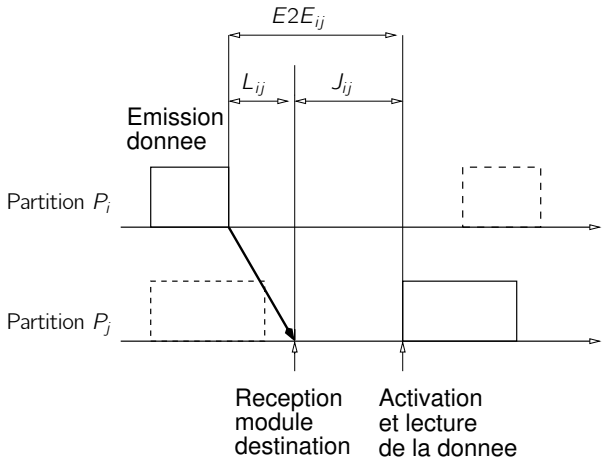


Figure 3.6 – Délai de communication de bout-en-bout entre deux partitions P_i et P_j.

Formellement, on noter $E2E_{ij}$ le délai de communication de bout-en-bout entre les partitions P_i et P_j distantes. L_{ij} et J_{ij} représentent respectivement le délai de transmission et le délai d'activation de la partition destination qui composent $E2E_{ij} = L_{ij} + J_{ij}$. Une représentation schématique de ces délais est donnée à la Figure 3.6.

Le délai de transmission se mesure entre le module qui héberge la partition source, et le module qui héberge la partition destination. Les paramètres des VLs étant fixés et connus, il est possible de borner le délai de transmission sur un réseau AFDX [ASEF12], [BSF09], [FFG06]. On est donc capable de calculer une borne supérieure sur le délai de transmission maximal, ainsi que le délai minimal d'un flux entre son module source et son module destination. Le délai de transmission sera caractérisé dans la suite par une valeur aléatoire comprise entre une durée minimale et une durée maximale (i.e. cette borne supérieure).

Quand la donnée arrive sur le module de destination, elle ne sera lue par la partition destination que quand celle-ci s'active. Ce délai supplémentaire est à prendre en compte dans la mesure du délai de communication. On suppose aussi ici que la donnée ne peut être lue qu'au démarrage de la partition, et pas pendant le reste de son exécution. Si la donnée arrive juste après l'activation de la partition, elle ne sera lue que par l'occurrence suivante et devra attendre une période complète. Ce scénario est très défavorable car il peut causer une perte de donnée par écrasement ou débordement dans le buffer de réception [1].

1. on suppose que le port APEX est paramétré en mode sampling ici : une seule donnée peut-être enregistrée dans le buffer. L'arrivée d'une nouvelle donnée écrase l'ancienne.

3.2.2 Modélisation du problème.

Il est possible, pour une allocation donnée, de calculer le délai de bout-en-bout $E2E_{ij}$ en supposant que le délai de transmission L_{ij} varie entre une valeur minimale L_{ij}^{min} et une valeur maximale L_{ij}^{max} pour chaque communication.

Si ce délai de bout-en-bout excède son échéance $E2E_{ij}^{max}$, une première option est de dire que l'allocation des partitions et des communications n'est pas valide. Et d'en chercher une autre. Or, seules les partitions source ont une période fixée par le modèle fonctionnel. Les partitions qui sont *uniquement destinataire* de communications peuvent s'executer plus fréquemment. Il est donc possible, en réduisant la période d'une partition destination de réduire le temps d'activation J_{ij} de la partition P_j.

Nous avons montré dans [31][83] qu'il est possible, pour une communication donnée, de modifier la périodicité de la partition destination pour que le délai de bout-en-bout respecte toujours son échéance et pour qu'il n'y ait pas de perte de donnée par écrasement. Nous avons calculé la valeur maximale de cette période T_j si elle est destination d'une seule partition source de période T_i :

$$T_{ij}^{max} = \min(E2E_{ij}^{max} - L_{ij}^{max}, T_i - \Delta_{ij}) \tag{3.1}$$

avec $\Delta_{ij} = L_{ij}^{max} - L_{ij}^{min}$. Ici, $E2E_{ij}^{max} - L_{ij}^{max}$ assure qu'il n'y a pas de dépassement d'échéance et $T_i - \Delta_{ij}$ évite l'écrasement de donnée dans le buffer. Il est possible d'étendre cette condition pour une partition qui est la destination de plusieurs flux :

$$T_j^{max} = \min_{i \in K_j} T_{ij}^{max} \tag{3.2}$$

avec K_j l'ensemble des partitions qui émettent un flux vers P_j.

Si la contrainte $T_j \leq T_j^{max}$ est vérifiée, toutes les communications reçues par P_j respectent leurs échéances et aucune perte par écrasement ne peut survenir. Pour une allocation donnée, on peut donc vérifier le respect des échéances pour chaque partition destination. Il reste à choisir maintenant la période T_j des partitions destination dans notre problème d'optimisation qui respecte la contrainte $T_j \leq T_j^{max}$.

Changer la période T_j de la partition destination P_j dans une MAF doit se faire en respectant une contrainte forte de l'IMA. En effet, les périodes des partitions d'un module sont toujours choisies de telle sorte à ce qu'elles soient i) harmoniques entre elles et ii) forment un ensemble ordonnançable dans une MAF périodique. Il faut donc choisir P_j dans un ensemble de valeurs possibles qui soient harmoniques avec les périodes des partitions source du module (qui elles sont figées). Un ensemble de tâches (ou partitions) est dit harmonique si les périodes sont divisibles entre elles par les puissances entières d'un même entier k. L'ensemble $\{20, 40, 80, 160\}$ est harmonique avec $k = 2$ et l'ensemble $\{10, 30, 90\}$ avec $k = 3$.

Pour chaque partition destination P_i, il faut donc construire un ensemble discret de valeurs admissibles de ses périodes qui soit harmonique avec les partitions sources et les autres partitions destination qui appartiennent au même module. Bien entendu, la construction de ces valeurs admissibles prend en compte la contraintes $T_j \leq T_j^{max}$ et vérifie que la charge du module est inférieur à 1.

Nous avons procédé comme suit pour cela. Si un module héberge L partitions, nous construisons pour le module l'ensemble de toutes les combinaisons de périodes harmoniques. Chaque combinaison comporte alors L périodes harmoniques. On doit maintenant vérifier quelle combinaison permet de construire un ordonnancement non-préemptif à période stricte des partitions. En d'autres termes, il faut vérifier que les périodes permettent de construire la MAF du module. Cette étape n'est pas triviale car il n'existe

pas de critère d'ordonnançabilité efficace pour ce type d'ordonnancement [CK96]. Il faut donc montrer l'ordonnançabilité du jeu de partitions avec une heurisitique dédiée. A cet effet, nous avons adapté l'ordonnancement Least Loaded [GHN08][83] à notre problème pour sélectionner les combinaisons qui permettent de construire une MAF ordonnançable.

Pour résumer, à partir de l'allocation des partitions et des flux sur les modules de calcul et les VLs du réseau, nous construisons pour chaque module un ensemble de *jeux de partitions admissibles*. Chaque jeu de partitions est construit de façon à garantir les contraintes suivantes :

— Les délais de bout en bout entre partitions communicantes sont garantis, sans écrasement de message.
— La charge de calcul des tous les modules est inférieure à 1.
— Les périodes des partitions permettent de construire une MAF valide (i.e. un ordonnancement non-préemptif à période stricte).

Dans la suite, je simplifie mon discours en mentionnant cet ensemble de jeux de partitions admissibles en parlant de l'ensemble de MAFs admissibles. Pour chaque module, on a maintenant un ensemble de MAFs admissibles. Reste à choisir, pour chaque module, la MAF qui permet d'améliorer les performances du système tout en offrant au système la possibilité d'évoluer vers une solution future à moindre coût. Ces points sont abordés dans la suite.

3.2.3 Une résolution multicritère

Espace de recherche. Connaissant pour chaque module l'ensemble des MAF candidates, il faut chercher la ou les solutions Pareto-optimales dans le produit cartésien de ces ensembles. La cardinalité de l'espace de recherche $\mathcal{S}$ augmente avec le nombre de modules n et le nombre de MAF candidates par module N^i_{MAF} :

$$|\mathcal{S}| = \prod_{i=1}^{n} N^i_{MAF} \tag{3.3}$$

Ces solutions offriront plusieurs compromis entre les critères antagonistes introduits ci-après.

Critères d'optimisation Nous avons étudié plusieurs formulations mathématiques des objectifs suivants dans la thèse de Nesrine [83] :

1. La charge des modules (à minimiser).
2. La marge sur les délais de bout-en-bout (à maximiser).

La charge représente la proportion du temps processeur dédiée à l'exécution des partitions sur un module. L'idée est de répartir la charge de calcul entre les modules, de façon à pouvoir rajouter des partitions sur les modules dans des évolutions futures du système sans avoir à re-dimensionner le système ou ré-allouer les partitions aux modules.

La marge en délai se définit comme la différence entre le délai de bout-en-bout $E2E_{ij}$ et le délai maximum $E2E^{max}_{ij}$. L'idée est de choisir une solution qui soit robuste à une variation occasionnelle du délai de bout-en-bout $E2E_{ij}$, ou qui soit en mesure d'absorber un nouveau flux de communication sans mise à jour complète du système. Il a été montré que maximiser cette marge pour la communication la plus contrainte équivaut à maximiser $T^{max}_j - T_j$ pour le module j. Cette équivalence permet de réduire le nombre de

contraintes : une seule contrainte par module vaut pour toutes les communications qui ont ce module pour destination.

Nous avons aussi montré que l'optimisation conjointe de la charge moyenne des modules et de la marge en délai moyenne des modules destination permet de bien discriminer les solutions de $\mathcal{S}$. Aussi, ces deux critères sont antagonistes : pour augmenter la marge en délai, il faut réduire la périodicité de la partition réception. Cette réduction de la période augmente naturellement la charge du module. Il est donc naturel de rechercher l'ensemble des compromis Pareto-optimaux à l'aide d'une recherche multicritère comme présenté dans la suite.

Algorithmes. L'ensemble $\mathcal{S}$ croit exponentiellement avec le nombre de modules n et la taille des ensembles de MAF candidates. Ainsi, la recherche de compromis Pareto-optimaux n'est pas triviale et on doit procéder à une diminution de la taille de l'espace de recherche pour espérer résoudre des problèmes de taille raisonnable.

Nous avons proposé deux algorithmes dans la thèse de Nesrine : EXHAUST et TABOO. Chaque algorithme décompose la recherche en deux étapes : 1) une recherche locale aux modules, suivie 2) d'une recherche globale au système. La recherche locale est la même pour les deux algorithmes. Cette recherche locale aux modules permet de substantiellement réduire la cardinalité du problème global en réduisant N^i_{MAF} à quelques solutions pour chaque module. Nous avons montré que cette stratégie se fait sans perte de solution Pareto-optimale au final.

Dans la recherche locale, on calcule d'abord, pour chaque module, l'ensemble des solution Pareto-optimales de l'ensemble des MAFs candidates du module à l'aide de critères d'optimisation locaux. Ces critères d'optimisation locaux sont : i) la charge du module et ii) la marge en délai moyenne des partitions destination de ce module. Nous avons montré dans [83] que cette optimisation par module ne peut supprimer de MAF candidate qui fasse partie d'une solution Pareto-optimale globale. Cette preuve montre par l'absurde qu'une MAF dominée localement (sur un des modules) ne peut faire partie d'une allocation Pareto-optimale compte-tenu de la relation de linéarité qui lie les critères d'optimisation locaux et globaux. La recherche des solutions Pareto-optimale locales à un module i se fait par une simple énumération des solutions. Si plusieurs solutions Pareto-optimales locales présentent la même qualité selon les deux critères (on dira qu'elles sont “similaires"), on n'en garde qu'une seule dans l'ensemble final des MAFs candidates MAF^*_i du module i.

A partir des ensembles Pareto-optimaux MAF^*_i, le premier algorithme (dénommé EXHAUST) énumère leur produit cartésien pour extraire l'ensemble global des solutions Pareto-optimales (i.e. au sens des critères globaux). Le second algorithme (dénommé TABOO) réalise une recherche multicritère Tabu à partir des solutions locales aux modules selon l'algorithme proposé pendant ma thèse en [76]. Il a fallut dans TABOO adapter la métaheuristique au problème posé par une modélisation de solution, la définition d'un voisinage et du contenu de la liste tabou.

3.2.4 Principaux résultats

Deux instances ont été testées, l'une comportant 15 modules et l'autre 20 modules, avec 3 à 5 partitions et 1 à 4 communications entrantes par module.

Performances de la recherche locale. La recherche locale initiale permet de grandement réduire l'espace de recherche comme le montre la table 3.2.4 pour l'instance à 15 modules. L'énumération exhaustive EXHAUST a été menée sur les trois ensembles de solutions : *i*) l'ensemble $\mathcal{S}$ complet, *ii*) l'ensemble formé après la recherche Pareto locale et *iii*) l'ensemble formé après la recherche Pareto locale et la suppression des solutions similaires.

La durée de traitement de l'algorithme EXHAUST est donnée pour une station de travail standard à 3.07Ghz et 8Go de RAM. Cet algorithme comprend les deux étapes (recherche locale et énumération). Les ensemble de Pareto obtenus au final sont comparés entre eux. La taille des espaces de recherche est réduite considérablement si on applique la recherche Pareto locale et la suppression des solutions similaires.

	Sans réduction	Pareto locale	Réduction similarité
Nombre d'allocations possibles	32M	2,4M	0,7M
Taille de l'ensemble Pareto-optimal global	4155	4155	1354
Nombre de classes	56	56	56
Durée de l'algorithme	∼6h	28 mins	2,54 mins

Table 3.1 – Impact de la recherche Pareto locale et de la réduction par similarité sur l'algorithme EXHAUST

De par la similarité des solutions locales aux module, on obtient au final un nombre important de solutions identiques dans l'ensemble de Pareto. Les 4155 solutions qui composent cet ensemble sont représentées dans la Figure 3.7. L'axe des abscisses représente la charge moyenne du système et l'axe des ordonnées la marge sur les communications. Elles sont comparées aux 1454 solutions qui composent le front si la réduction des MAFs similaires est réalisée. Aucun compromis n'est perdu par la suppression des MAFs similaires sur les modules. Les deux ensembles de Pareto de la Figure 3.7 comportent le même nombre

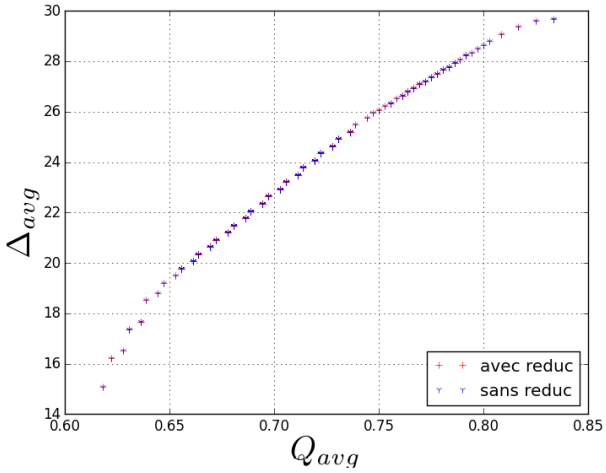


Figure 3.7 – Ensemble Pareto optimal sans réduction et avec réduction de l'espace de recherche (recherche Pareto locale et réduction par similarité). Q_{avg} est la charge moyenne du système et Δ_{avg} la marge moyenne sur les communications.

de compromis (i.e. les 56 classes de solutions similaires), ce qui signifie qu'on a bien trouvé une solution représentative pour chaque compromis existant entre les critères choisis. De plus, nous avons montré que

les différents compromis offrent bien les performances attendues en terme d'équilibrage de charge entre les modules et de latence réseau.

Performances de TABOO. La recherche globale de l'algorithme TABOO a été testée sur les deux instances de 15 et 20 modules. Une analyse de la vitesse de convergence et de la qualité de l'ensemble Pareto-optimal a été menée pour l'instance à 15 modules. Les principaux résultats sont donnés dans la Table 3.2. Dans ce tableau, chaque ligne représente des données relatives à l'ensemble Pareto-optimal calculé une fois que 10, 76 et 300 itérations ont été réalisées. La dernière ligne reprend les mêmes données obtenues avec EXHAUST qui calcule l'ensemble Pareto-optimal complet.

	% solutions testées	nombre de compromis	taille Pareto courant	Distance générationnelle G
10 itérations	0.8%	34	53	0.03
76 itérations	5.9%	51	130	0.02
300 itérations	22.6%	54	344	0.01
EXHAUST	100%	56	1354	/

Table 3.2 – Performances de TABOO à différentes itérations

Les données listées pour chaque ligne sont le pourcentage de l'espace des solutions testé par TABOO, le nombre de compromis de l'ensemble Pareto-optimal complet trouvé, la taille de l'ensemble Pareto-optimal courant et la distance générationnelle G entre l'ensemble courant et le l'ensemble Pareto-optimal complet. La distance générationnelle mesure la distance euclidienne dans l'espace des critères entre les solutions de l'ensemble courant et les solutions de l'ensemble Pareto-optimal complet. Si cette valeur vaut 0, toutes les solutions de l'ensemble courant sont représentées dans l'ensemble Pareto-optimal complet. Dans la Table 3.2, on observe que même au bout de 10 itérations de recherche, cette valeur est très faible.

En n'explorant que $\sim$23% de l'espace des solutions, on trouve 54 compromis sur 56. Pour l'instance à 20 modules, au bout de 300 itérations, 43 compromis sur 48 ont été trouvés, alors que l'espace de recherche est 5 fois plus grand. L'histogramme de la Figure 3.8 représente le nombre de solutions présentes dans l'ensemble Pareto-optimal pour chaque compromis et l'ensemble Pareto-optimal complet obtenu pour l'exemple à 20 modules. On observe que TABOO trouve avec peu d'évaluations de fonctions un nombre déjà important de compromis. TABOO offre donc rapidement une bonne représentation de l'ensemble Pareto-optimal complet en une heure de traitement.

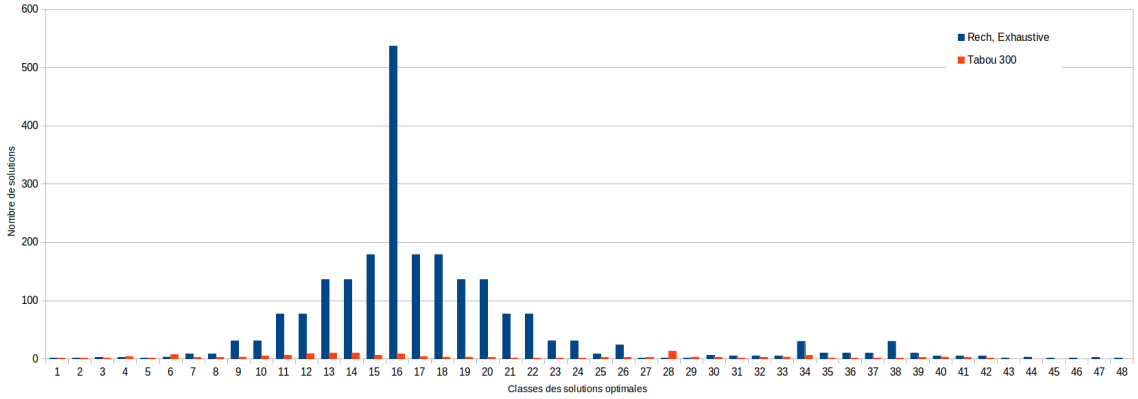


Figure 3.8 – Nombre de solutions offrant le même compromis Pareto-optimal après 300 itérations de recherche exhaustive et dans l'ensemble Pareto-optimal complet d'EXHAUST pour l'exemple à 20 modules.

Chapitre 4

Perspectives de la partie I

4.1 Optimisation multicritère de réseaux

La recherche multicritère présente un intérêt certain pour l'intégration et la conception de réseaux. Elle fournit, dans une unique étape de calcul, un ensemble de solutions qui comporte les meilleurs compromis atteignables au sens de Pareto. Néanmoins, le calcul exact de cet ensemble n'est pas trivial et la complexité de ce type de recherche croît avec le nombre de critères antagonistes à optimiser, et donc avec le nombre de solutions Pareto-optimales recherchées. Les approches les plus largement utilisées sont basées sur des métaheuristiques qui calculent une approximation de l'ensemble de Pareto.

Dans mes travaux, je me suis attachée à développer à la fois des méthodes exactes et des méthodes approchées qui bien entendu, permettent de passer à l'échelle en acceptant une incertitude sur la qualité du résultat. Je pense qu'il est maintenant important, dans ce domaine, d'investir du temps sur la mise en œuvre d'algorithmes exacts plus avancés.

Comme je l'ai déjà mentionné, des algorithmes exact ont été proposés dans la littérature [EGP16] [ABB$^+$15], certains exploitant même les propriétés du calcul quantique pour réduire la complexité du problème de recherche de routes Pareto-optimales dans un réseau sans-fil maillé [ABB$^+$15]. Une revue de la littérature dans ce domaine est disponible dans les chapitre référencés en [EG14] et [EGP16]. La recherche d'algorithmes exacts pour la résolution de problèmes multicritères n'est pas une discipline récente, mais elle est devenue plus populaire récemment. Les premières propositions se sont intéressées principalement à la recherche bi-objective [VTPU98], et sont actuellement étendues à plusieurs objectifs [DLT10][VSR$^+$13][ABB$^+$15][EG14].

Plusieurs algorithmes se basent sur des techniques de type Branch and Bound [DLT10][VSR$^+$13] qui décomposent l'espace des solutions pour décomposer la recherche de l'ensemble exact de solutions Pareto-optimales. D'autres solutions effectuent leur recherche dans l'espace des objectifs (et non des solutions) en exploitant des solvers de programmes linéaires en nombres entiers [VTPU98] pour optimiser les objectifs indépendamment en y rajoutant des contraintes (méthode epsilon-contraint). Une autre approche, la 2-phase method [EG14], cherche à définir les solutions extrêmes dans l'espace des objectifs (phase 1) et à compléter l'ensemble connaissant ces solutions (phase 2). Ces recherches se font à l'aide de résolutions de programmes linéaires également. Ces algorithmes sont à étudier pour obtenir des ensembles Pareto-optimaux exacts, le risque étant de tomber sur des problèmes de passage à l'échelle pour les systèmes complexes que j'étudie. Cette perspective de recherche m'intéresse, mais ne présentera pas le cœur de mes efforts à venir. Néanmoins, je ne m'interdis pas d'explorer ces méthodes de résolution si elles s'avèrent

plus adaptées au problème que je chercherai à résoudre.

4.2 Vers un processus d'intégration évolutif en IMA

Dans l'industrie aéronautique, les systèmes étudiés et conçus sont complexes mais le rythme de création de nouveaux modèles d'avions est très lent : les nouveaux programmes sont espacés de plusieurs années. On utilise de ce fait des solutions d'aide à la conception poussées, qui modélisent finement le système et limitent l'écart entre les performances calculées et les performances réelles. Dans le cadre-là, l'optimisation multicritère trouve parfaitement sa place car elle offre un panel de solutions intéressantes aux intégrateurs qui peuvent les analyser afin d'en extraire une qui corresponde à leurs attentes. Le choix final peut se faire par exemple en prenant en compte d'autres contraintes technologiques ou de performance attendues pour le modèle d'avion développé.

Les travaux de la thèse de Nesrine se sont concentrés sur l'allocation temporelle du système IMA. Cette allocation temporelle intervient une fois l'allocation spatiale des partitions et des flux sur l'architecture cible réalisée. Les solutions Pareto-optimales recherchées se différencient simplement par la MAF déployée sur chaque module. Comme chaque solution de l'ensemble défini un autre compromis entre charge et marge des communications, on peut envisager de modifier la configuration des MAFs lors de la campagne de tests de l'avion par exemple. Si on se rend compte en pratique, sur les bancs de test, que la latence moyenne d'une communication est très proche de la latence maximale tolérée pour une communication donnée, on peut alors choisir une configuration qui offre plus de marge en délai sans relancer les calculs complets. Ou si un module héberge une partition pour laquelle on souhaite augmenter la durée d'exécution, on peut voir l'impact de ce changement sur les solutions Pareto-optimales et choisir rapidement la solution de déploiement qui absorbe cette augmentation.

Je pense aussi qu'il serait pertinent d'exploiter le travail sur l'intégration temporelle de Nesrine dans un processus d'intégration évolutif plus complet de l'IMA. Comme dit, les constructeurs avioniques conçoivent rarement de nouveaux programmes d'avion. Par contre, pour rester compétitifs, il ajoutent des fonctionnalités techniques à leurs programmes existants (passage de l'A320 à l'A320neo par exemple). Ces modifications peuvent rendre obsolète le modèle fonctionnel IMA déployé sur la génération précédente d'avions. L'idée est, à partir de la solution actuelle d'allocation spatiale et temporelle d'un programme, de calculer une nouvelle solution d'intégration qui en dérive connaissant les changements requis par la nouvelle modélisation fonctionnelle du système IMA.

Pour cela, on peut mettre à contribution l'allocation temporelle proposée dans la thèse de Nesrine pour obtenir une nouvelle solution d'intégration IMA à moindre coûts pour l'avionneur. On peut ainsi, à partir de la solution actuelle, vérifier s'il est possible de trouver une ou plusieurs allocations temporelles Pareto-optimales capables d'absorber les changements imposés par le nouveau modèle fonctionnel. Si ce n'est pas le cas, il faudra rechercher une nouvelle allocation spatiale des partitions et flux. Mon idée est qu'il n'est peut-être pas nécessaire de partir dans une allocation spatiale globale à complexité élevée comme présenté dans la littérature, mais qu'il serait intéressant d'analyser la solution actuelle et, en observant les contraintes violées sur les modules, de modifier l'allocation spatiale pour que ces contraintes deviennent réalisables. Et, à chaque nouvelle allocation spatiale testée, on recherchera une allocation temporelle Pareto-optimale. Cette conception évolutive permettra, à moindre coût, de faire évoluer une architecture donnée pour y ajouter de nouvelles fonctionnalité.

Ce problème n'est pas trivial. Mais il semble intéressant d'identifier les contraintes de charge ou de communication qui sont violées dans l'allocation actuelle et d'en tirer partie pour rechercher un nouveau déploiement de fonctions sur les calculateurs. Ainsi la recherche d'une nouvelle allocation pourra se faire dans un voisinage de solutions restreint et construit pour résoudre les contraintes non respectées. Une telle approche pourrait donner lieu à une nouvelle thèse avec un sujet de recherche pertinent pour l'industrie avionique.

4.3 Optimisation des réseaux avioniques

4.3.1 Ordonnancement pour le protocole asynchrone AFDX.

Dans mes recherches actuelles, je travaille dans le cadre de la thèse d'Oana Hotescu, co-encadrée avec Jean-Luc Scharbarg et Christian Fraboul, sur un problème d'ordonnancement de flux à criticité mixte dans le réseau AFDX. AFDX (Avionics Full DupleX Ethernet) est une technologie Ethernet commutée dédiée au transport de flux critiques de type contrôle/commande avionique. AFDX est spécifié dans la norme ARINC 664 P7-1[Inc05].

L'objectif de cette thèse, démarrée en septembre 2016, est d'étudier l'introduction de flux à qualité de service additionnels aux flux avioniques temps-réel dur dans le réseau AFDX. Cet ordonnancement est réalisé à l'émission des flux par les *end systems* (i.e. les cartes réseau). Actuellement, nous avons défini un problème d'optimisation monocritère qui vise à minimiser la gigue des flux additionnels à l'émission dans le réseau. Ce problème est formulé à l'aide d'un programme mathématique en nombres entiers sous contraintes. La principale contrainte borne la gigue des flux avioniques à l'émission. Cette contrainte permet de garantir la gigue maximale (imposée par le standard ARINC) entre deux trames avioniques en sortie du end system.

Le cas d'utilisation que nous avons envisagé pour cette étude est l'ajout de flux vidéos sur le réseau avionique. Ces flux vidéos sont issus de 4 ou 5 caméras et dirigés vers le cockpit pour que le pilote puisse les consulter en temps-réel. Ils sont actuellement transportés sur un réseau dédié en fibre optique. Il est primordial de minimiser la latence et la gigue imposée par le réseau pour ces flux car certaines décisions du pilote en dépendent. Ces vidéos sont utilisées pour qu'il puisse guider l'avion sur le tarmac quand la visibilité est mauvaise par exemple. Les flux vidéo dans le domaine avionique suivent la norme ARINC 812-2 qui spécifie le protocole Avionics Digital Video Bus (ADVB)[ARI13]. Ce protocole de couche application définit l'envoi des vidéos sans compression afin d'éviter la latence induite par les opérations de compression et décompression des flux.

Le réseau AFDX actuel présente un débit de 100Mbits/s et sera déployé à 1Gbits/s dans les prochains programmes. Dans cette nouvelle configuration, le lien le plus chargé du réseau ne sera occupé qu'à 5% par le trafic avion. Il est alors possible de transporter plusieurs flux vidéo additionnels ADVB avec une résolution de type VGA ou SVGA. Pour assurer le déterminisme des flux avion, il faut alors utiliser les deux niveaux de priorité gérés au niveau des files d'attente des ports de sortie des commutateurs Ethernet. Le trafic avion est alors configuré comme prioritaire sur le trafic vidéo dans le réseau.

Pour ce cas d'étude, nous avons à la fois mesuré l'impact d'heuristiques d'ordonnancement sur la gigue maximale des flux vidéo dans le réseau, mais aussi recherché l'ordonnancement optimal qui minimise la gigue maximale des flux vidéo en résolvant un programme en nombre entiers sous contrainte à l'aide de

l'outil CPLEX [1]. Les stratégies d'ordonnancement étudiées cherchent à créer une table d'émission en sortie des end system.

Les premiers résultats [21][58] montrent que l'on peut construire simplement une table quand un seul flux vidéo s'ajoute aux flux avion dans un end system (il suffit de répartir équitablement les slots dédiés aux communications avion dans la table) mais que le problème est bien plus difficile quand plusieurs flux vidéo sont émis. En effet, si des trames de différents flux vidéo arrivent à la même date, le placement des flux avion dans la table influence de façon non uniforme la gigue des flux vidéo. La recherche d'une solution optimale revêt alors toute son importance. Nous travaillons actuellement à la définition d'un programme linéaire qui soit résoluble par la méthode de génération de colonnes [BJN+98] pour accélérer sa résolution qui peut prendre plusieurs heures avec la formulation actuelle. En effet, la complexité du problème croît avec le nombre de flux vidéos et si l'on souhaite déployer une telle solution pour des flux vidéos de plus petite taille (compressés par exemple), il est important de proposer une formulation plus efficace de ce problème d'ordonnancement.

4.3.2 Ordonnancement pour le réseau synchrone TSN.

Dans la thèse d'Oana, nous nous sommes concentrés sur l'ordonnancement des flux en sortie des end systems et non au niveau des ports des commutateurs pour deux raisons. Premièrement, nous avons étudié, pour une configuration industrielle du réseau AFDX de l'A350, l'impact de l'ordonnancement des flux à l'émission sur la gigue des flux vidéo en sortie du end system émetteur et au niveau du end system récepteur. La gigue en sortie de l'end system émetteur est du même ordre de grandeur que la gigue en réception. Comme le réseau est faiblement chargé par les flux avions et que les flux vidéos suivent des chemins disjoints dans le réseau, la gigue induite par le réseau est très faible (de l'ordre de la dizaine de nanosecondes). En comparaison, la gigue induite par l'ordonnancement à l'émission peut facilement atteindre plusieurs dizaines de microsecondes.

Deuxièmement, le réseau AFDX est un réseau asynchrone (les commutateurs ne partagent par d'horloge commune). Ainsi, il n'est pas possible d'exploiter une horloge pour créer une table d'émission des flux aux ports de sortie des commutateurs. Néanmoins, dans le cadre d'un futur projet de recherche porté par Airbus, nous allons étudier la nouvelle technologie de réseaux embarqués *Time Sensitive Networking* (TSN). TSN est en cours de normalisation à l'IEEE par le task groupe IEEE 802.1 et se compose principalement de standards définis dans les normes IEEE802.1Q-2018 [80218], IEEE802.1AS-2011 [80211a], IEEE802.1BA-2011 [80211b] et IEEE 802.1CB-2017[80217].

La principale caractéristique de TSN est l'existence d'une horloge commune au réseau maintenue par le protocole de synchronisation *gPTP* de la norme IEEE802.1AS-2011 [80211a]. A partir de cette horloge commune, il est possible de définir différentes classes de trafic :

- Par exemple, on peut offrir du trafic temps réel à gigue réseau nulle en ordonnançant les trames dans les ports des commutateurs. Il s'agit alors de réserver des slots de temps sur chaque commutateur pour écouler uniquement ce trafic temps réel. On parle de classe de trafic *time triggered* (ou trafic TT).
- On peut également garantir de la bande passante à des flux, tout en acceptant une certaine gigue. Ces flux sont régulés par le protocole IEEE 802.1BA-2011 [80211b] au niveau des ports de sortie

1. IBM ILOG CPLEX Optimization Studio. Disponible ici : `https://www.ibm.com/analytics/cplex-optimizer`

des commutateurs à l'aide d'un mécanisme de priorité à crédit (*Credit Based Shaper*) similaire à celui de la norme Audio Video Broadcasting (AVB) IEEE 802.1Qav. Chaque niveau de priorité se voit associé un crédit. Une trame de priorité donnée n'est émise que si le crédit associé est positif ou nul. Ce crédit est consommé lors de l'envoi des trames à la priorité associée. Le crédit croît linéairement avec le temps s'il n'y a pas d'émission de trame à la priorité associée. Ce mécanisme de crédit permet de caper la bande passante mais aussi de garantir un temps de parole aux files de priorité inférieure.

Il est clair que le trafic TT est prioritaire sur le trafic AVB. Pour transporter ces deux types de trafic, deux types de fenêtres temporelles sont définies à la couche d'accès au médium : une fenêtre TT et une fenêtre AVB. A la fin d'une fenêtre AVB, un temps de garde est positionné pour que l'envoi d'une trame AVB ne retarde pas l'envoi d'une trame TT. Pour réduire ce temps de garde, il est possible d'appliquer le mécanisme de préemption de trame du standard IEEE 802.1Qbu-2016 [80216] à une trame AVB. Cette trame pourra être découpée en deux morceaux : le premier est envoyé avant le démarrage de la fenêtre TT et le second au début de la prochaine fenêtre AVB.

Un autre mécanisme standardisé permet également de mettre en oeuvre de la redondance à plat. Il offre la possibilité de définir pour une même flux des chemins multiples disjoints dans le réseau. Les trames sont répliquées sur les chemins multiples pour améliorer la sûreté de fonctionnement du réseau (cf. IEEE 802.1CB-2017 [80217]).

L'utilisation de TSN permet alors de soulever de nombreuses nouvelles pistes de recherche dans le cadre des réseaux avioniques. Les travaux que je souhaite mener portent plus précisément sur l'exploitation de la synchronisation gPTP pour le transport de flux avion, vidéo et possiblement audio. Il se décomposent en deux étapes comme suit :

1. Vers un ordonnancement global des flux dans le réseau avionique. Les propositions suivantes permettraient d'étendre les travaux actuels de la thèse d'Oana dans le contexte TSN. Si l'utilisation d'un protocole de synchronisation se voit autorisé pour le transport des flux avioniques, on pourra envoyer des flux avions dans la fenêtre TT et les flux vidéo dans la fenêtre AVB. Il sera intéressant dans ce cas de comprendre quel est l'effet de l'ordonnancement des flux vidéo au sein des end systems sur la gigue vidéo dans le réseau. Bien entendu, le paramétrage d'AVB et l'allocation des priorités aux flux devra être prise en compte dans l'étude.

Dans les premiers travaux d'Oana, l'ordonnancement des flux d'un end-system est construit indépendamment des tables d'ordonnancement des autres end systems. Or, le réseau introduit des dépendances entre les flux qui partagent un ou plusieurs ports de sortie d'un commutateur. On pourra chercher un ordonnancement global à tous les end systems qui prenne en compte le fait que des flux vidéo partagent des ports de commutateurs. Ceci pourra se faire en introduisant une contrainte dans le problème d'optimisation qui répartit les flux vidéo dans les tables de façon à réduire les rafales sur les ports de commutateur qu'ils partagent. Ceci se fera vraisemblablement en introduisant un décalage temporel (i.e. offset) entre les end systems dans notre modélisation. La difficulté sera de modéliser l'impact d'une solution sur les latences dans le réseau.

On pourra aussi, par la suite, travailler à une implémentation de TSN où une table d'émission rythme les communications à la fois au niveau des end systems mais aussi sur les ports de sortie des commutateurs. On utilisera ainsi uniquement la fenêtre TT dans les commutateurs en y introduisant des slots pour former une table d'émission. Cette solution complètement dirigée par le temps présentera une combinatoire bien

plus élevée et nécessitera une formulation efficace du problème d'allocation.

2. Etude du protocole de synchronisation gPTP dans l'avionique. L'utilisation de TSN pour le transport de flux avions et de flux à qualité de service de type audio ou vidéo passe par la mise en oeuvre du protocole de synchronisation *gPTP* normalisé dans le standard IEEE802.1AS-2011. Ce protocole dérive du protocole PTP défini dans la norme IEEE1588-2008 et permet de synchroniser des commutateurs Ethernet avec une précision de l'ordre de la nano-seconde sur 7 sauts maximum. Plusieurs différences notables existent entre gPTP et PTP (cf. §7.5 in [80211a]). Par exemple, il n'existe que deux types d'éléments synchrones dans gPTP : les *end stations* et les *bridges*. Seuls des éléments synchrones peuvent dialoguer avec gPTP et il n'existe qu'une source de temps dans le domaine synchrone. De plus, l'ajustement en fréquence (syntonization) des éléments synchrones sur la fréquence de l'horloge maître se fait par défaut (elle est optionnelle pour PTP). Finalement, seule la synchronization des horloges de proche en proche est offerte (PTP offre un mécanisme de synchronisation de bout-en-bout qui n'est pas disponible ici). gPTP est une solution qui se veut simple d'utilisation, et offre donc moins de degrés de liberté et paramètres que PTP. Il a été montré par simulation [GR11] et par mesure [GGT09] que la performance de gPTP sur 7 sauts est satisfaisante. Le signal d'horloge présente une précision bien inférieure à une contrainte de décalage avec l'horloge maître de $+/-500ns$: sans trafic additionnel et pour 4 sauts, les mesures dans [GGT09] montrent une précision de l'ordre de $+/-20ns$; en saturant les liens, le signal d'horloge à 7 sauts présente aussi une précision de l'ordre $+/-30ns$. Aussi, les auteurs montrent qu'il est possible de transférer parfaitement un signal audio et vidéo en filtrant le signal de synchronisation transmis avec un circuit PLL (phase locked loop) [GR11]. Un filtre de largeur 1Hz est recommandé pour l'audio et un filtre de largeur 1mHz pour la vidéo au format SDTV non compressée.

Les flux avioniques présentent une périodicité maximale de l'ordre de la milliseconde. De plus, il ne traversent pas plus de 4 commutateurs actuellement. Il est donc possible avec TSN de transporter du trafic audio et vidéo en déployant gPTP. Néanmoins, la robustesse de cette version simplifiée de PTP n'a pas été testée. Or, en cas de perte de l'horloge maître, il faut être en mesure de choisir une nouvelle source de temps. Pour cela, je concentrerai mes recherches dans ce projet sur la robustesse de gPTP en modélisant et mesurant la durée de l'état transitoire induit par la perte du signal d'horloge. Ce problème est fondamental et il faut être en mesure de borner ce temps de reprise sur erreur pour pouvoir l'introduire dans le calcul des bornes sur le délai pire-cas de communication des flux avion.

Une autre piste de recherche, que je ne mettrai pas en avant ici mais qui est complémentaire à cette étude, est le transport de tous les types de trafic (avion, audio et vidéo) uniquement dans la fenêtre AVB. Cette stratégie permet de préserver le caractère asynchrone du réseau. Il sera alors possible de comparer entre elles les deux approches synchrones et asynchrones.

4.3.3 Vers des réseaux programmables avioniques.

La mise en musique des travaux précédent pourra se faire dans un futur proche avec la technologie des réseaux programmables ou *Software Defined Networks* (SDN). Le concept a été proposé en 2008 [MAB+08] pour passer de technologies réseaux propriétaires à une technologie réseau ouverte et programmable. Leur mise en oeuvre passe par le découplage des plans de traitement des messages et de contrôle du protocole. Les équipements actifs (routeurs, commutateurs, firewall, etc.) présentent des fonctionnalités basiques : ils

savent commuter des messages entre leurs ports, générer des messages ou les détruire, ou encore mesurer des statistiques. Un contrôleur central (le contrôleur SDN) permet de programmer, à la demande et en utilisant le plan de contrôle, les règles réseau qui seront réalisées par les équipements pour les opérations à venir. SDN permet de définir des comportements dynamiques et qui s'adaptent au contexte opérationnel. Il permet aussi de faire évoluer le réseau et donc de favoriser l'adoption de nouveaux protocoles et technologies.

Les travaux sur l'optimisation de réseaux proposés autour d'AFDX avec la thèse d'Oana mais surtout autour de TSN pourront être déployés à l'aide de la technologie SDN dans le futur. Dans le domaine des réseaux temps-réel, des premiers travaux ont été menés sur l'utilisation des réseaux programmables [KHP+17][GW18][HGO15]. Les travaux de Kumar et al. [KHP+17] proposent d'optimiser le routage des flux critiques en garantissant un délai de bout-en-bout borné et un débit donné en présence de trafic de moindre priorité. Ils évaluent leur solution à l'aide d'un déploiement SDN de leur heuristique avec l'outil de simulation de réseau MiniNet. Cette étude montre que le déploiement d'un réseau avionique avec SDN est pertinent et réalisable avec OpenFlow. En matière de déterminisme, des premiers travaux [HGO15][GW18] montrent que l'attente introduite par les couches de virtualisation nécessaires à l'implantation d'un SDN sont de l'ordre de la dizaine de microsecondes actuellement avec OpenFlow [GW18].

Les auteurs de [GW18] ont évalué la possibilité d'utiliser un langage de plus haut niveau tel que P4[BDG+14] pour programmer plus simplement des équipement SDN dans le domaine de l'aéronautique. La version actuellement déployée de P4 ($P4_{14}$) ne permet pas encore de définir un traffic synchrone à la TSN car il n'existe pas de primitive permettant d'accéder à un signal d'horloge. Mais la nouvelle version ($P4_{16}$) et son extension PSA (*Portable Switch Architecture*) permettent d'horodater les flux. Dans l'équipe, Jérôme Ermont travaille activement sur l'utilisation de P4 et d'autres languages de programmation de réseaux pour le déploiement rapide de protocoles du domaine avionique. Actuellement, il est en mesure de configurer un commutateur pour qu'il puisse gérer des VLs AFDX. Un des axes de recherche de l'équipe est d'investir du temps et de l'énergie dans l'acquisition d'une plate-forme SDN pour déployer les réseaux avioniques du futur. Cette plate-forme permettra de tester les solutions d'optimisation du réseau avionique proposés au §4.3.

De plus, en reliant cette plateforme à des calculateurs légers (e.g. Raspberry PI) on pourra aussi tester les solutions liées au processus d'intégration évolutif de l'IMA du §4.2 voire l'étendre pour déployer dynamiquement des fonctions avioniques sur les calculateurs. On pourra alors parler de chaines de fonction à déployer dans le système avion avec des contraintes de capacité de calcul et de qualité de service (délai borné et de débit) sur les flux. On retrouvera alors une problématique connexe aux travaux de Nicolas Huin et Frédéric Giroire [GHPT18] sur le placement optimal de chaines de fonctions dans un réseau SDN.

Deuxième partie

Seconde partie : Analyse multicritère des performances de réseaux maillés

Chapitre 5

Evaluation de performance multicritère de réseaux maillés sans-fil

5.1 Contexte

Les réseaux sans-fil ont été adoptés rapidement et très largement depuis la fin des années 90 comme une alternative mobile, à coût de déploiement restreint, aux réseaux locaux informatiques de type Ethernet. La première norme Wi-Fi, IEEE802.11-1997, offrait des débits d'émission de 1 à 2 Mbps et opérait dans la bande de fréquences libre dite 'Industrial Scientific Medical' (ISM) à 2.4GHz. Elle a rapidement évolué vers la norme IEEE802.11b offrant des débit allant jusqu'à 11Mbps. Depuis, plusieurs amendements ont été définis pour améliorer les performances (IEEE802.1ac peut atteindre 366Mbps), mieux sécuriser les communications ou encore exploiter d'autres bande de fréquences (TV white space, millimeter wave spectrum). La dernière version complète est offerte par le standard IEEE 802.11-2016.

En parallèle, le développement des réseaux cellulaires a permis de transporter la voix mais aussi les données informatiques sur des téléphones portables de plus en plus évolués. Cela fait plus de 10 ans que le premier iPhone a vu le jour, proposant une interface et des services adaptés à une utilisation fluide d'Internet sur un périphérique mobile. Le déploiement actuel de la 4ème génération (3GPP Long Term Evolution, LTE) permet d'atteindre des débits d'émission de l'ordre de 100Mbps en download et 50Mbps en upload. Les recherches actuelles se concentrent sur la 5e génération (5G) et le standard IMT-2020 5G annonce un débit crête de 1Gbps par utilisateur, une latence de transmission de 1ms sur le lien radio, 10^6 objets communicants servis par km^2, le tout avec un efficacité énergétique égale à celle de la 4G.

En 2016, 7 exabytes par mois de données mobiles au niveau mondial ont été écoulés d'après CISCO[CIS17]. Ils conjecturent pour 2021 que ce trafic sera multiplié par 7. Ce volume est supporté à la fois par les réseaux cellulaires et les réseaux d'accès sans-fil Wi-Fi. En 2016, 63% du trafic mobile a été transmis via des réseaux d'accès fixes (Wi-Fi et femtocell), le reste étant supporté par les réseaux cellulaires toutes générations confondues. CISCO annonce qu'en 2021, 50% du trafic tout IP (fixe et mobile) sera servi en Wi-Fi, 20% par les réseaux mobiles et 30% par des réseaux d'accès filaires.

Cette augmentation spectaculaire montre que les réseaux sans-fil sont matures et capables se servir des demandes de plus en plus nombreuses, volumineuses et de nature diverse, et ce même dans des conditions difficiles (mobilité, interférences, etc). Il n'est pas encore complètement clair comment ces projections de

trafic seront écoulées en 2021 mais je pense que notre maîtrise des méthodes et outils de conception de réseaux nous permettront d'y arriver. Au début des années 2000, il était difficile de croire à l'avénement de technologies sans-fil capables d'absorber un tel trafic mobile 15 ans plus tard. Les résultats des nombreuses recherches menées dans le domaine des réseaux sans-fil, que ce soit au niveau des communications numériques et du traitement du signal, des protocoles ou des architectures de réseau, ont porté leurs fruits.

De mon point de vue, les réseaux sans-fil offrent actuellement les performances *en moyenne* nécessaires à la numérisation de notre société. Les taux de perte élevés imposés par le médium radio sont compensés par des techniques avancées de partage de canal, de codage, de sondage de canal, de redondance réseau, de contrôle de flux et de mise en mémoire tampon au niveau application, offrant une expérience fluide aux utilisateurs. Ces techniques permettent de réduire voire supprimer la perte des données dans le réseau, mais il faut accepter pour cela une augmentation de la latence de communication et de l'énergie consommée dans le réseau. Une part importante de ce chapitre s'attache à l'étude du compromis entre performance moyenne du réseau (capacité, fiabilité), délai de communication et consommation énergétique. Dans un premier temps, j'introduis une modélisation mathématique du réseau capable d'extraire ces compromis pour une configuration donnée d'un réseau sans-fil maillé. Dans un second temps, je m'appuie sur cette modélisation pour relever les déploiements et configurations Pareto-optimaux du réseau.

Actuellement, le vrai défi est pour moi de réduire drastiquement *la latence* offerte à certains flux par ces réseaux sans-fil, tout en leur assurant un taux de pertes négligeable et une consommation d'énergie restreinte. Le problème n'est pas trivial car le spectre radio est limité et le nombre d'objets communicants croît constamment. Il est prévu, toujours d'après [CIS17], qu'en 2021 chaque être humain possédera en moyenne 1.5 objets communicants sans-fil, ce qui représente 11.6 milliards d'interfaces sans-fil à servir avec des besoins différents. Parmi ces objets, on trouvera 3.3 milliards de petits objets communicants, capteurs et actuateurs qui offriront des applications de l'Internet des Objets (IoT).

Une part importante de ces objets communicants sera déployée dans les années à venir dans l'industrie. Cette industrie du futur a besoin de collecter des données liées à ses activités pour améliorer son rendement, que ce soit à court, moyen ou long terme. Pour moi, le court terme représente un temps de réaction de l'ordre de la seconde à la minute, le moyen terme de l'ordre de l'heure ou de la journée et le long terme de l'ordre de l'année. Les données collectées permettre par exemple de mettre en place des stratégies de maintenance prédictive à moyen terme. Elles permettent aussi de préparer des évolutions majeures à long terme. À court terme, les données permettent par exemple de mesurer le fonctionnement de la production et lever des alertes si un dysfonctionnement est détecté.

Actuellement, l'industrie déploie des réseaux maillés sans-fil pour la collecte des données à moyen et long terme. Les durées en jeu permettent de fiabiliser leur transmission. Néanmoins, le vrai défi est de passer au court terme en sans-fil. Les systèmes actuels interconnectent les capteurs avec des réseaux filaires, limitant de fait le déploiement en nombre des points de mesure. Une partie des données collectées à court terme intervient dans la boucle de contrôle du système temps-réel. Ces données doivent impérativement arriver en un temps borné. Typiquement, certaines opérations peuvent demander une réactivité de l'ordre de la seconde, voire de la dizaine de milli-secondes. Un temps de réaction de l'ordre de la milli-seconde permettrait même d'envisager le transport de flux de contrôle-commande portés actuellement par des réseaux embarqués critiques dans les avions ou les automobiles. Pour répondre à la problématique de l'envoi fiable en un temps borné des données, il faut être en mesure de modéliser la latence maximale subie par un flux dans le réseau. C'est un problème difficile que j'adresse dans cette partie au chapitre 9. Ces travaux reposent et étendent la modélisation mathématique du réseau développée pour l'étude des

compromis Pareto-optimaux.

5.2 Mes motivations

Ce chapitre met en lumière des recherches que j'ai menées depuis plus de 15 ans dans le contexte de l'évaluation de performance de réseaux sans-fil. Au début des années 2000, j'ai travaillé en thèse sur l'optimisation du placement des points d'accès Wi-Fi. Ce travail m'a permis, comme je l'ai déjà présenté, de développer une approche multicritère qui permet d'extraire différents déploiements et configurations Pareto-optimaux d'un réseau Wi-Fi en mode point-d'accès. A l'issue de ma thèse en 2005, j'ai choisi d'orienter mes recherches sur l'évaluation de performances multicritères de réseaux sans-fil multi-sauts et ce pour plusieurs raisons.

Premièrement, il me paraissait intéressant de transposer l'étude que j'ai menée sur le mode point-d'accès au mode ad hoc de Wi-Fi. L'idée était alors de proposer une modélisation et un processus d'optimisation multicritère qui permette d'extraire les configurations du réseau présentant les meilleurs compromis possibles entre différentes métriques de performance. Par le mot configuration, je fais référence principalement aux décisions de routage des flux par les nœuds du réseau. En effet, dans un réseau multi-sauts, chaque nœud peut émettre des flux mais aussi participer aux relayage d'autres flux. Ces décision ne sont pas simples à prendre car elles modifient la charge des nœuds mais aussi la qualité du canal radio. Il est fondamental dans un tel système de modéliser finement la couche radio et les interférences générées par les décisions de routage. Pour y arriver, il faut définir un modèle de réseau *cross-layer* ou *layerless* qui lie les décisions d'émission au modèle du canal radio. Le modèle que j'ai défini se base sur une représentation stochastique du réseau (e.g. les décision de routage et la qualité du lien radio) où la couche d'accès répartit les émissions sur des ressources radio orthogonales (slots de temps ou canaux fréquences disjoints).
Les métriques que j'ai envisagées pour mesurer les performances d'un flux sont sa capacité, sa fiabilité, son délai et l'énergie nécessaire à d'acheminement des messages, le tout en moyenne. A partir de la définition de ces métriques en moyenne, nous avons extrait des bornes supérieures sur les performances limites atteignables avec une configuration donnée. Ces bornes ont alors été comparées à des bornes inférieures obtenues avec algorithmes de routage distribués connus.

Deuxièmement, cette étude s'inscrivait en 2005 dans les recherches liées à la caractérisation des performance de réseaux ad hoc multi-sauts. La DARPA a lancé un appel à projet, ITMANET, qui a permis de financer le projet FLoWS "Fundamental Limits of Wireless Systems" [1]. L'objet de ce projet, qui a regroupé en 2007 et pour 5 ans des chercheurs de Stanford, du MIT, de Caltech and de UIUC, est de produire de nouveaux modèles et outils pour caractériser au mieux les performances absolues atteignables par des réseaux sans-fil ad hoc. Et donc les compromis Pareto-optimaux. Les résultats de ce projet d'envergure sont résumés dans l'article rédigé par les responsables du projet [GEK+11] en 2011. Plusieurs travaux ont été développés, mais je tiens à souligner que le travail que je présente dans ce chapitre a été réalisé avec des objectifs similaires et propose une solution possible à un des problème posés dans ce projet.

1. http://www.mit.edu/~medard/itmanet/sum.html

Troisièmement, j'avais pour objectif de dégager, connaissant les points de fonctionnements Pareto-optimaux d'un réseau maillé donné, les paramètres d'un protocole de communication distribué qui offrirait les mêmes performances Pareto-optimales. Dans ce cadre-là, j'ai proposé des protocoles liés au routage par gradient dans les réseaux [49], exploitant du codage réseau [35] ou des codes fontaines [39], mais aussi la théorie des jeux [45]. Je ne prendrai pas le temps de présenter ces travaux plus en avant dans ce manuscrit.

A mon arrivée à l'IRIT en 2011, j'ai intégré l'équipe IRT (actuellement RMESS) pour travailler dans le domaine des réseaux embarqués temps-réels. Mes travaux sur l'évaluation de performance étaient alors déjà bien avancés, et il m'a paru particulièrement intéressant de les étendre pour extraire une mesure de performance liée au délai pire-cas de communication dans un réseau maillé. Pour cela, il a fallut extraire la distribution du délai de communication de bout-en-bout avec cette modélisation. Comme présenté dans la suite, la modélisation stochastique du réseau que j'ai proposée permet de modéliser aisément un partage des ressources en temps (TDM) ou en fréquences disjointes (FDM). Ce choix est particulièrement pertinent pour des réseaux temps-réels car il devient possible d'ordonnancer les communications sur plusieurs sauts pour qu'elles arrivent en un temps borné. Ainsi, les premiers travaux que j'ai menés ont eu pour objet de comparer les performances Pareto-optimales d'un réseau TDM avec celles d'un réseau à partage aléatoire de type CSMA/CA.

De façon concomitante, les travaux à l'IEEE et à l'IETF autour des réseaux de capteurs maillés basse consommation ont débouchés sur l'empilement protocolaire 6TiSCH. Cette technologie repose sur une méthode d'accès déterministe de type TDM définie dans le protocole d'accès IEEE 802.15.4e dénommé TSCH (Time Slotted Channel Hopping). Il m'a paru opportun d'engager des travaux pour modéliser ce type de réseau et en extraire des points de fonctionnement Pareto-optimaux [26]. L'objectif principal est de travailler à la mise en place d'une méthodologie permettant de paramétrer un réseau maillé d'objets communicants qui soit certifiable. Pour cela, l'idée développée assez naturellement au regard de mes travaux antérieurs est d'optimiser l'allocation des slots temps-fréquence d'un réseau TSCH selon une approche multicritère. Ici, on recherche l'ensemble des allocations qui minimise à la fois le délai de communication et la consommation énergétique moyenne du réseau. Comme, avec le même modèle de réseau, on peut dériver le délai pire cas de communication, on sera capable de certifier un tel réseau sans-fil.

5.3 Mise en oeuvre du programme de recherche.

Pour débuter ces recherches, j'ai rédigé une réponse à l'appel à projet Européen Marie Curie-Sklodowska Outgoing International Fellowship du FP7 en 2006. Ce projet, dénommé DistMO4WNet [2], a été financé. J'ai travaillé grâce à ce financement pendant 2 ans au Stevens Institute of Technology avec Cristina Comaniciu, puis pendant un an à Lyon, au CITI / équipe projet Socrates de l'Inria, avec Jean-Marie Gorce. Les études liées à ce projet ont donné lieu à deux thèses, menées entre les Etats-Unis, la France et la Chine.

La première thèse a été défendue par Mary Schurgot le 26 avril 2012. Je l'ai co-encadrée avec Cristina Comaniciu au *Stevens Institute of Technology* à partir de novembre 2008. A mon retour en France fin

2. Acronyme que j'ai choisi et que je trouve bien trop alambiqué avec du recul.. Mais ceci fait aussi parti de l'apprentissage.

2010, nous avons travaillé à distance en grande partie. Mary a pu me rendre visite pendant 1 mois à l'été 2011. Pendant sa thèse, nous avons travaillé à une première formulation du modèle multicritère [43][11] qui se base sur des graphes orientés acycliques pour calculer les critères de performance. Cette formulation suppose que les nœuds sont statiques. Elle s'adapte donc bien à la modélisation des réseaux de capteurs sans-fil. Par la suite, elle s'est intéressée à la définition d'un modèle d'évaluation de performance pour les réseaux où les nœuds sont mobiles et la communication tolérante en délai dans [36] (on parle alors de *Delay Tolerant Network ou DTN*).

La seconde thèse a été défendue par Qi Wang le 27 mai 2015 à l'*Institute of Computing Technologies* du *Chinese Academy of Science* (CAS) et je l'ai co-encadrée pendant ses 5 années de Master et Doctorat combinés. Elle a passé deux ans en France. Une première fois pendant l'année universitaire 2010-2011 où elle a travaillé au CITI dans le cadre d'un accord entre l'Inria et le CAS. La seconde fois, en 2013-2014, elle a obtenu une bourse de thèse Eiffel pour travailler à l'IRIT. Lors de sa première visite, nous avons travaillé avec Jean-Marie Gorce à une nouvelle formulation des critères de performance du modèle. Une formulation Markovienne des critères de fiabilité, capacité, délai et énergie moyens a été proposée [35]. De cette formulation, nous avons extrait des bornes théoriques supérieures [95] et inférieures [94] mettant en jeu le codage réseau. Lors de son année à Toulouse, nous avons étendu le modèle Markovien pour en extraire une distribution des délais de bout-en-bout et ainsi extraire de délai pire cas de communication de la modélisation. Elle a alors comparé ce délai pire cas de communication pour une méthode d'accès de type TDMA au délai pire cas obtenu avec CSMA/CA [6]. Pour cela, il a fallut travailler à l'extraction de la distribution des délais dans un réseau sans-fil multi-saut de type CSMA/CA. Cette étude nous a permis de comparer et caractériser finement la pertinence des modèles existant pour cela sur des configurations simples de réseau maillé [10][33].

La suite de cette partie II présente dans le chapitre 6 la modélisation cross-layer proposée dans les deux thèses. Elles diffèrent de par leur capacité à modéliser le transport d'un seul ou de plusieurs flux avec une méthode d'accès TDM. Le chapitre 7 introduit les travaux de thèse de Mary liés a la sélection Pareto-optimale des relais qui peuvent participer au transport d'un flux dans un réseau de capteur. Je montre comment cette étude permet de définir des bornes Pareto-optimales en performance et je les illustre en comparant la performance de protocoles de routage de la littérature à ces bornes. Dans le chapitre 8, je présente le cœur du travail de thèse de Qi qui s'est intéressée à la recherche de bornes Pareto-optimales en performance quand plusieurs flux partagent le même réseau. Ces travaux modélisent par une chaine de Markov des critères de performance liés à la capacité, la fiabilité, le délai de bout-en-bout moyen et l'énergie consommée moyenne. C'est dans le chapitre 9 que je montre comment, à la fin de la thèse de Qi, nous avons extrait de ce modèle une mesure probabiliste du délai pire-cas en TDM et l'avons comparée à celle obtenue en CSMA/CA. Pour finir, le chapitre 10 introduit mes perspectives de recherche liées à ces travaux.

Chapitre 6

Modélisation cross-layer d'un réseau sans-fil maillé

Cette partie présente les grandes lignes des modélisations définies dans les deux thèses, en motivant les choix qui ont été faits et en précisant les évolutions qui ont eu lieues. Les deux modèles sont définis pour des réseaux sans file d'attente au niveau des relais. Les messages sont soit émis, soit perdus par un nœud du réseau. L'émission des trames par la source peut-être périodique ou sporadique, ce qui est représentatif des applications de mesure dans les réseaux de capteur.

Le premier modèle a été principalement construit pour sélectionner les 'meilleurs' relais dans un grand ensemble de relais possibles et ce pour un flux donné [43][11]. La sélection se fait selon une recherche multicritères où on optimise conjointement la fiabilité (i.e. taux de succès paquet), le délai moyen d'acheminement et l'énergie moyenne requise pour cela. Ces trois critères ont été choisis pour fournir une solution au déploiement de réseaux de capteurs sans-fil. Le problème traité permet ainsi de sélectionner les relais qui offrent un compromis satisfaisant entre les trois critères, et ce pour un flux donné. La définition des critères repose sur un calcul de probabilités et la construction d'un graphe dirigé acyclique entre la source et la destination.

Le second modèle a été défini pour plus finement configurer les décisions de routage d'un réseau maillé existant en y introduisant la décision d'ordonnancement des communications dans une trame TDM, et ce quand plusieurs flux sont transportés par le réseau. Pour ce faire, le réseau est modélisé par des chaines de Markov absorbantes qui permettent de définir des critères de performance plus riches. Un critère de capacité, de délai et d'énergie consommés moyens ont été proposés au début [35][94][95]. Dans un second temps, une métrique calculant le délai pire cas [6] et la fiabilité [26] ont été introduits. Nous avons montré dans ces travaux que la recherche multicritère fournit des bornes sur le compromis délai, énergie et capacité qui sont approchables par des technique de codage fontaine et réseau [35][94].

6.1 Modélisation cross-layer pour un seul flux

On suppose que le réseau maillé est composé de N nœuds, non mobiles. L'ensemble des nœuds du réseau est dénoté $\mathcal{N}$. On est donc en mesure d'estimer l'atténuation d'un signal radio à partir de la distance entre les nœuds du réseau. On suppose qu'un seul flux de messages est émis entre une source S et une

destination D du réseau.

6.1.1 Modèle du réseau

Le réseau sans-fil est représenté par le modèle stochastique à gros grain de la figure 6.1 introduit dans [11]. Deux types de probabilités y sont définies :

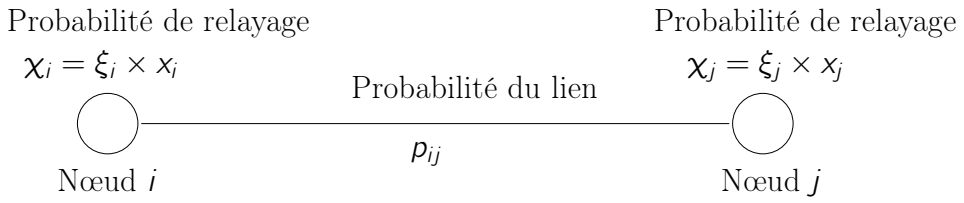


Figure 6.1 – Premier modèle stochastique cross-layer du réseau maillé. Un nœud i se voit associé une probabilité de relayage χ_i et un lien (i, j) une probabilité de transmission avec succès p_{ij}.

— La probabilité de relayage χ_j. Cette probabilité représente la probabilité qu'un message reçu par un nœud j soit relayé. Elle se compose de la **décision de routage** $x_j \in [0, 1]$ et d'un facteur $\xi_j \in [0, 1]$ capable de modéliser l'influence de facteur externes aux décisions des couches 2 et 3 (i.e. impact de l'environnement, d'une congestion locale des buffers, etc.).

— La **probabilité de succès de transmission** p_{ij} sur le lien radio entre i et j. Cette probabilité de succès dépend des traitements effectués par la couche physique, du protocole d'accès au canal et donc de l'activité des nœuds du réseau qui peuvent interférer au nœud j.

Dans notre étude, on suppose que la communication entre deux nœuds peut se faire sur R ressources radio disjointes. On dénotera par $\mathcal{R}$ l'ensemble des ressources disponibles. Ces ressources peuvent représenter des canaux fréquentiels orthogonaux, des canaux temporels en définissant une super-trame composée de R slots de temps ou encore représenter des blocs temps-fréquence. Dans la suite, j'illustre le modèle pour des canaux temporels. Néanmoins, le modèle s'adapte facilement à l'utilisation de canaux fréquentiels. Bien entendu, l'utilisation d'une super-trame pré-suppose que le réseau soit synchronisé, ce qui permet à tous les nœuds de délimiter les slots où ils sont actifs.

En ce qui concerne la probabilité de relayage, je considère dans la suite que le facteur externe ξ_j vaut toujours un. La probabilité de relayage est donc immédiatement fonction de la décision de routage x_j. Chaque nœud est équipé d'une petite file d'attente capable de ne sauvegarder qu'au plus R messages, R étant le nombre de ressources radio disponibles à chaque supertrame. A chaque réception de message, le nœud décide avec une probabilité x_j d'enregistrer le message dans sa file. Si le message n'est pas enregistré, il est détruit (avec une probabilité $1 - x_j$ donc).

6.1.2 Relations cross-layer

Il est maintenant nécessaire de lier les décisions de routage x_j aux probabilités de succès de transmission p_{ij} des liens du réseau. Pour pouvoir modéliser l'activité des nœuds, nous avons défini le **taux d'émission** moyen τ_j^r d'un nœud j dans un slot donné r. On supposera que l'activité du nœud est répartie uniformément. Un taux d'émission de 1/3 dans le slot 1 de la super-trame représente le fait qu'un message soit envoyé par le nœud toutes les trois super-trames au slot 1.

Avec un tel modèle, il est possible pour chaque canal temporel de calculer une probabilité de success p_{ij}^r entre i et j sur un slot r car on peut extraire la probabilité qu'un ensemble de nœuds ℓ interfère la destination j :

$$p_{ij}^r = \sum_{\ell \in \mathcal{L}_{ij}(r)} [1 - PER_\ell] \,.\mathbf{P}_\ell \tag{6.1}$$

Dans cette équation, ℓ est un ensemble possible de nœuds interférents et P_ℓ la probabilité qu'au moins un nœud de cet ensemble émette en même temps sur le canal r. La somme se fait pour tous les sous-ensembles d'interférents possible actifs sur r (ensemble puissance des nœuds actifs dans le slot r). Chaque sous-ensemble détermine un taux d'erreur trame PER_ℓ, pris en compte dans (6.1). Ce taux d'erreur trame est fonction du rapport signal sur bruit plus interférences (SINR), du modèle de canal radio et de la couche physique utilisée (cf. [11] pour un définition précise du PER).

P_ℓ est déterminé à partir de la connaissance des taux d'émission τ_k^r des nœuds dans la ressource r sur le lien (i, j) :

$$P_\ell = \prod_{k \in \ell} \tau_k^r \cdot \prod_{m \in \{\mathcal{A}^r \setminus \ell\}} (1 - \tau_m^r) \tag{6.2}$$

Dans (6.2), $\prod_{k \in \ell} \tau_k^r$ donne la probabilité que les nœuds de l'ensemble ℓ soient actifs et $\prod_{m \in \{\mathcal{A}^r \setminus \ell\}} (1 - \tau_m^r)$ que l'ensemble complémentaire ne le soit pas. Ici, $\mathcal{A}^r$ représente l'ensemble des nœuds avec un taux d'émission non nul au slot r.

À partir des probabilités de succès sur chaque resource, on peut extraire la probabilité de succès moyenne sur le lien (i, j) comme suit :

$$p_{ij} = \sum_{r=1; \tau_i^r \neq 0}^{R} p_{ij}^r \, \frac{\tau_i^r}{\sum_r \tau_i^r} \tag{6.3}$$

où la quantité $\tau_i^r / \sum_r \tau_i^r$ représente la probabilité que le message soit émis sur le slot r.

6.1.3 Contraintes de conservation de flot

Les taux d'émission des nœuds sur les R ressources sont liés aux décisions de routages par des contraintes de conservation de flot. En effet, la quantité d'information reçue par un nœud sur toutes les ressources radio doit être égale à la quantité émise une fois la décision de routage prise. La quantité émise est d'au plus le nombre de ressources radio en émission. Par contre, la quantité d'information reçue est liée à l'activité des nœuds du réseau, et à la probabilité de recevoir les messages de ces nœuds-là.

La quantité d'information émise par un nœud j est égale à la somme des taux d'émission pour chaque ressource, soit $\sum_r \tau_j^r$. La quantité d'information reçue au nœud j avant décision de routage est la somme des messages reçus des autres nœuds du réseau :

$$q_j = \sum_{k \in \mathcal{N}_j^{in}} \sum_{r=1}^{R} p_{kj}^r . \tau_k^r \tag{6.4}$$

Ici, en réalité, on ne prend pas en compte la contribution de tous les nœuds du réseau, mais seulement d'un sous-ensemble dénommé $\mathcal{N}_j^{in}$. Ce sous-ensemble est constitué des nœuds du graphe qui se trouvent en amont du nœud j dans le graphe dirigé acyclique (DAG) qui relie la source au destinataire. Ce choix

permet de ne pas modéliser des boucles dans les chemins empruntés par les messages et de modéliser un protocole de routage de type gradient [45][49] [1].

On obtient alors la relation suivante pour définir la probabilité de routage d'un nœud i :

$$x_j = \frac{\sum_r \tau_j^r}{\sum_{k \in \mathcal{N}_j^{in}} \sum_{r=1}^{R} p_{kj}^r . \tau_k^r} \tag{6.5}$$

On notera que cette probabilité x_j ne permet que de décider si un message doit être retransmis ou non. Le choix du slot r dans lequel il sera ré-émis est arbitraire et dépend de l'ordre d'arrivée d'un message dans la file d'attente.

On notera également que le calcul de la probabilité de succès sur un slot (6.1) prend bien en compte *tous* les nœuds du graphe comme potentiels interférents, et pas uniquement les nœuds du sous-ensemble $\mathcal{N}_j^{in}$.

6.1.4 Comportement d'un nœud

Le modèle ainsi défini représente le comportement suivant du nœud. Le modèle proposé est original car la décision de routage n'est pas une décision de transfert unicast vers un nœud précis mais une décision de ré-émission en broadcast d'un message reçu d'un nœud amont du DAG. Ainsi, une ré-émission peut offrir une redondance naturelle si deux nœuds avals ou plus décident de re-distribuer le message.

On supposera ici qu'un nœud est capable de déterminer s'il reçoit un message d'un nœud amont du DAG. S'il reçoit un message d'un nœud aval, il le rejette. Aussi, le canal de communication est half duplex. Ainsi, quand le nœud ne s'apprête pas à émettre un message, il se met en réception. Ici, un nœud est équipé d'une file d'attente de taille R de type FIFO. Quand il reçoit un message, il l'enregistre dans la file d'attente. Le modèle exposé ici représente un nœud dont le comportement suit l'Algorithme 1 quand la ressource r est active.

Ce modèle ne permet pas de prendre en compte plusieurs flux dans sa définition. Par contre, comme proposé dans [43] et [11], il peut être utilisé pour sélectionner les relais et leur taux d'émission dans les différents slots selon un ou plusieurs critères de performance moyens. On pourrait étendre naïvement cette approche à plusieurs flux en sélectionnant dans un réseau potentiellement dense les sous-réseaux chargés d'un acheminement Pareto-optimal d'un flux vers son puits de collecte.

6.2 Modélisation cross-layer pour plusieurs flux

Dans le cadre de la thèse de Qi Wang, nous avons étendu la définition du modèle précédent pour qu'il prenne en compte nativement le transport de plusieurs flux qui permettent à une source de diffuser ses messages vers un puits donné. Plusieurs puits et plusieurs sources peuvent être définis dans ce modèle de réseau.

1. Dans ces protocoles, on attribue un rang aux nœuds qui est proportionnel à leur distance à la destination. Un message émis vers la destination est annoté avec le rang de l'émetteur. Seuls les relays de rang inférieur strictement au rang du message re-diffusent le message et mettent à jour le rang du message avec leur propre rang. Si les rangs sont associés proprement aux nœuds (décroissance stricte et rang minimal associé à la destination), les messages sont ré-émis uniquement par les nœuds de rang inférieur à la source, créant ainsi un faisceau de diffusion qui forme un DAG. Ce concept est un des concepts fondamentaux du protocole IETF RPL.

Algorithm 1 Comportement du nœud j au time slot r.

Si la file d'attente n'est pas vide et r est un slot d'émission **Alors**
  Emettre la trame la plus ancienne dans la file d'attente ;
Sinon
  Si une trame est reçue au slot r d'un nœud amont du DAG **Alors**
    Tirer une valeur aléatoire $\alpha \in [0, 1]$ de façon uniforme ;
    Si $\alpha \leq x_j$ **Alors**
      Enregistrer la trame dans la file d'attente ;
    Sinon
      Supprimer la trame ;
    Fin Si
  Fin Si
Fin Si

Le réseau est toujours synchronisé et les transmissions sont toujours multiplexées temporellement dans une super-trame composée de R time slots qui se répète indéfiniment. Une trame est émise dans chaque slot (mais non acquittée dans le slot comme il est de commune mesure dans les réseaux TSCH actuels). Comme précédemment, on modélise le taux de succès trame dans chaque slot p_{ij}^r avec les formules (6.1) et (6.2) qui dépendent des taux d'émission τ_i^r des nœuds sur le slot r.

Par contre, comme illustré à la Figure 6.2, la décision de routage au nœud j est représentée par une matrice $X_j = \left[x_{ij}^{uv}\right]_{(i,u,v)\in\mathcal{N}\times\mathcal{R}\times\mathcal{R}}$. Cette matrice, de taille $NR \times R$, présente pour chaque nœud du réseau et chaque ressource entrante la probabilité x_{ij}^{uv} de ré-émettre sur la ressource v une trame reçue du nœud i dans la ressource u. Avec cette définition de la retransmission, on peut modéliser une décision de routage potentiellement multicast.

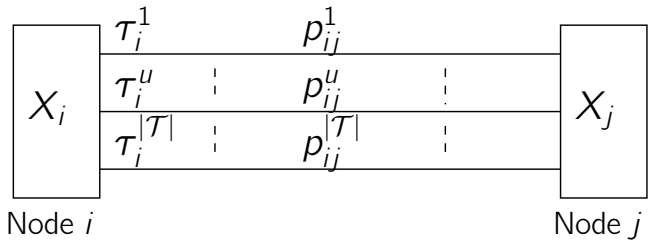


Figure 6.2 – Modèle avec routage multi-flux.

6.2.1 Contraintes de conservation de flot

Dans ce cas, il faut s'assurer que pour chaque ressource présentant un taux d'émission strictement positif, la contrainte suivante soit remplie. Pour un nœud j, on doit émettre l'intégralité des données reçues des autres nœuds, ce qui signifie que pour chaque ressource v en émission, on doit garantir :

$$\sum_{u\in\{\mathcal{R}\setminus v\}} \sum_{i\in\{\mathcal{N}\setminus j\}} \tau_i^u p_{ij}^u x_{ij}^{uv} = \tau_j^v, \quad \forall (j, v) \in \mathcal{N} \times \mathcal{R} \tag{6.6}$$

Ici, $\tau_i^u p_{ij}^u$ est la probabilité qu'une trame soit émise par i et arrive sur la ressource u au nœud j. Ces contraintes limitent le domaine de définition des valeurs possibles de taux d'émission et les lient directement aux probabilités de routage x_{ij}^{uv} choisies. Aussi, comme il n'est possible de n'envoyer qu'un message par slot d'émission, on doit garantir que $\sum_{(i \in \mathcal{N} \setminus i} \sum_{u \in \mathcal{R} \setminus v} x_{ij}^{uv} \leq 1$.

6.2.2 Comportement d'un nœud

Le modèle ainsi défini représente le comportement du nœud décrit dans l'Algorithme 2. Comme le modèle mono-flux présenté précédemment, son originalité repose sur le fait que les décisions de routage ne sont pas une décision de transfert unicast vers un nœud précis mais une décision de ré-émission en broadcast d'un message reçu sur une ressource donnée.

Dans ce modèle, un nœud possède une mémoire tampon capable d'enregistrer un message pour chaque ressource radio qui présente une valeur x_{ij}^{uv} strictement positive.

Algorithm 2 Comportement du nœud j au time slot r.

Si la file d'attente de la ressource r n'est pas vide **Et** r est un slot d'émission **Alors**
  Emettre la trame ;
Sinon
  Si une trame est reçue au slot r du nœud i et $\sum_{v \in \mathcal{R} \setminus r} x_{ij}^{rv} > 0$ **Alors**
    Tirer une valeur aléatoire $\alpha \in [0, 1]$ de façon uniforme ;
    Pour chaque ressource $v \in \{1, ..R\}$ **Faire**
      Si $v = 1$ **Et** $\alpha \leq x_{ij}^{r1}$ **Alors**
        Enregistrer la trame dans la mémoire tampon de la ressource 1 ;
        $limite \leftarrow x_{ij}^{r1}$;
      Sinon
        Si $\alpha > limite$ **Et** $\alpha \leq limite + x_{ij}^{rv}$ **Alors**
          Enregistrer la trame dans la mémoire tampon de la ressource v ;
          $limite \leftarrow limite + x_{ij}^{rv}$;
        Fin Si
      Fin Si
    Fin Pour
  Fin Si
Fin Si

L'Algorithme 2 présente un comportement possible d'un nœud relais si la ressource r est active. Si une trame est présente dans la file d'attente de la ressource r utilisée en émission, la trame est émise. Si une trame est reçue dans la ressource r, on recherche dans quelle ressource (différente de r) elle sera ré-émise en fonction les probabilités de routage x_{ij}^{rv} choisies. Si la quantité $\sum_{v \in \mathcal{R} \setminus r} x_{ij}^{rv}$ vaut 1, la trame est forcément ré-émise, et donc enregistrée dans la mémoire tampon du slot d'émission retenu. Si cette quantité est strictement inférieure à 1, la trame est perdue avec une probabilité $1 - \sum_{v \in \mathcal{R} \setminus r} x_{ij}^{rv}$. Il serait possible d'étendre ce modèle pour étudier la réplication d'un même message sur plusieurs ressources, et dans ce cas $\sum_{v \in \mathcal{R} \setminus r} x_{ij}^{rv}$ serait supérieur à 1.

On notera que ce modèle trans-couche multi-flux ne prend pas en compte la notion de DAG dans sa

construction comme le premier modèle. Ainsi, une émission sur une ressource r peut être entendue par un nœud qui aurait déjà relayé la trame. On peut autoriser la ré-émission de cette trame en choisissant une probabilité de routage appropriée. Nous avons fait ce choix pour pouvoir représenter la possible contribution d'une ré-émission de trame par un nœud 'opportuniste' et qui entendrait une trame déjà émise et la ré-émettrait pour rendre la transmission de bout-en-bout plus robuste.

Les deux chapitres qui suivent illustrent comment les deux modèles cross-layer ont été exploités dans les thèses de Mary et Qi.

Chapitre 7

Sélection Pareto-optimale de relais

Le détail des travaux présentés ici se trouve dans les travaux de thèse de Mary publiés dans les références [11][43]. On s'appuie sur le modèle cross-layer mono-flux présenté en 6.1 qui modélise la décision de ré-émission d'un nœud i par une unique probabilité x_i. Les décisions de retransmissions sont agnostiques de la ressource utilisée. Nous présentons en premier les paramètres qui sont optimisés, puis la définition des critères de performances et enfin l'obtention de configurations Pareto-optimales pour quelques cas d'usage.

7.1 Modélisation du problème.

7.1.1 Paramètres à optimiser

On se place ici dans le modèle introduit à la section 6.1, et plus particulièrement décrit dans l'Algorithme 1. Dans le modèle cross-layer considéré, il n'est pas possible de directement choisir les probabilités de routage x_i comme variable d'un problème d'optimisation. Ceci est lié à la modélisation fine des interférences de l'équation (6.2) et à la contrainte cross-layer de l'équation (6.5). Il est par contre possible d'optimiser les taux d'émission τ^r des nœuds tout en respectant les contraintes d'interférence et cross-layer du modèle.

Dans cette étude, on choisit les taux d'émission des nœuds sur chaque ressource sous la forme de variables discrètes. Une solution s'exprime alors sous la forme :

$$\mathcal{S} = \{\tau_i^r\}_{i\in[1,..,N],r\in[1..R]} \tag{7.1}$$

Chaque valeur de τ_i^r prend des valeurs discrètes entre 0 et 1 dans un ensemble $\Gamma = \{0, 0.1, 0.2, \ldots 0.9, 1\}$ par exemple. La combinatoire de cet espace est grand, et pour le réduire, nous ajoutons une contrainte qui garantit qu'une solution n'est considérée que s'il reste au moins une ressource non-utilisée dans chaque nœud (i.e. $\forall i \in [1, N],\ \sum_{r=1}^{R} \tau_i^r \leq R - 1$). Les solutions où un nœud émet des données sur tous les slots ne peut, par définition, recevoir de trame. Ces solutions sont donc mauvaises et il n'y a pas de raison de les tester.

Les décisions de routage $x_{i,i\in[1..N]}$ sont dérivées des taux d'émission des nœuds selon l'équation (6.5).

7.1.2 Critères de performance

Trois critères de fiabilité, délai moyen et énergie moyenne ont été définis pour caractériser la qualité de la transmission de bout-en-bout. Ces critères ont été calculés en supposant qu'il existe un nombre de sauts H_M maximum (i.e. un champ *Time To Leave*) donné dans le réseau. Je rappelle que ce modèle considère qu'une unique source émet un flux vers un puits. Le modèle raisonne sur le DAG ancré à la source qui peut comporter un chemin de longueur supérieure à H_M. Une fois le DAG construit, on annote les arêtes avec une variable binaires v_{ij} qui vaut 0 si aucun chemin de la source à la destination d'au plus H_M sauts passe par elle. Si elle appartient à au moins un chemin qui mène en au plus H_M sauts à la destination, v_{ij} vaut 1.

Le choix de H_M influence la contrainte cross-layer, et on doit alors la modifier pour que seuls les flux entrants qui appartiennent à des arêtes utilisées soient pris en compte :

$$x_i = \frac{\sum_r \tau_i(r)}{\sum_{k \in \mathcal{N}_i^{in}} \sum_{r=1}^{R} p_{ki}(r).\tau_k(r).v_{ki}} \tag{7.2}$$

1. Le critère de fiabilité f_R

Le critère de fiabilité mesure la probabilité qu'une trame émise par la source arrive en au plus H_M sauts à destination :

$$f_R = 1 - \prod_{h=1}^{H_M} (1 - \mathcal{P}(T_{SD}|H = h)) \tag{7.3}$$

Ici, $\mathcal{P}(T_{SD}|H = h)$ est la probabilité que la trame soit reçue en exactement h sauts. Pour $h = 1$, on a naturellement $\mathcal{P}(T_{SD}|H = 1) = p_{SD}$, la probabilité de succès de transmission directe de la trame entre la source et la destination. Si $h > 1$, on définit les autres valeurs par récursion :

$$\mathcal{P}(T_{SD}|H = h) = 1 - \prod_{j=1}^{\mathcal{N}_S^{out}} \left[1 - p_{Sj}\ x_j\ \mathcal{P}(T_{jD}|H = h - 1)\right] \tag{7.4}$$

Ici, $\mathcal{N}_S^{out}$ est le nombre de nœuds à un saut de S, et $\mathcal{P}(T_{jD}|H = h - 1)$ la probabilité de rejoindre D en $h - 1$ sauts depuis le nœud j.

Il se peut que la contribution d'un chemin exploré récursivement devienne rapidement très faible. Pour réduire la complexité de ce traitement récursif, on arrête le calcul si la probabilité d'un chemin est inférieure au seuil $\mathcal{P}_{th}$. Sa contribution à la probabilité $\mathcal{P}(T_{SD}|H = h)$ est alors mise à zéro.

2. Le critère de délai f_D

Le critère f_D suivant mesure le délai moyen de bout-en-bout en supposant que chaque relais impose un délai unitaire sur le chemin possiblement multi-saut entre la source et la destination :

$$f_D = \sqrt{\sum_{h=1}^{H_M} (h - 1)^2.R_h} \tag{7.5}$$

La quantité $(h - 1)$ est le délai subit par une trame qui arrive en h sauts après avoir traversé $(h - 1)$ relais. Dans le cas d'une transmission en mode TDM, on peut ajuster f_D en le multipliant par le nombre R de slots que compose une super-trame pour représenter le fait que la progression d'un saut ne se fasse

qu'une fois par super-trame (nous utiliserons ce cas de figure dans l'évaluation numérique). Ici, R_h est la probabilité que la trame arrive au plus tôt en exactement h sauts. Aucune copie n'est donc arrivée en un, deux ou $(h-1)$ sauts. Pour $h=1$, on a $R_h = P(T_{SD}|H=1)$ et pour $h>1$:

$$R_h = \mathcal{P}(T_{SD}|H=h).\prod_{i=1}^{h-1}(1-\mathcal{P}(T_{SD}|H=i)) \tag{7.6}$$

S'il n'existe aucun chemin de S à D, alors $f_D = +\infty$.

3. Le critère d'énergie f_E

Ce critère f_E mesure l'énergie totale utilisée en émission et en réception pour transférer en multi-saut une trame de S à D. Si la transmission ne nécessite qu'un saut, le critère d'énergie vaut 0. On suppose que la réception d'une trame sur la ressource r consomme $e_j^R(r)$ et que son émission consomme $e_j^T(r)$. On somme l'énergie utilisée en moyenne par le réseau pour transmettre toutes les trames reçues à la destination et qui auraient suivi un chemin à un, deux, ... ou H_M sauts. Ainsi, le critère d'énergie est défini par :

$$f_E = \sum_{h=1}^{H_M} \mathcal{E}(T_{SD}|H=h) \tag{7.7}$$

où $\mathcal{E}(T_{SD}|H=h)$ représente l'énergie totale requise par une communication en h sauts entre S et D, définie par :

$$\mathcal{E}(T_{SD}|H=h) = \sum_{j=1}^{\mathcal{N}_S^{out}} \left(p_{Sj}.e_j^R + p_{Sj}.x_j.\left[e_j^T + \mathcal{E}(T_{jD}|H=h-1)\right]\right) \tag{7.8}$$

Dans Eq. (7.8), $p_{Sj}.e_j^R$ est l'énergie consommée par la réception d'une trame par le voisin j de S ; $p_{Sj}.x_j.e_j^T$ est l'énergie consommée par une trame émise par le voisin j et $p_{Sj}.x_j.\mathcal{E}(T_{jD}|H=h-1)$ est l'énergie totale consommée par tous les chemins de $(h-1)$ sauts entre le voisin j et la destination. Pour $h=1$, $\mathcal{E}(T_{SD}|H=1)=0$ puisque la transmission directe n'est pas comptabilisée.

On notera que l'énergie consommée par l'écoute active sans réception de trame dans un slot n'est pas mesurée ici. Néanmoins, il serait possible de la prendre en compte en rajoutant à f_E une constante égale à H_M fois le nombre de slots où un nœud du réseau est en écoute dans la super-trame. Comme nous le verrons dans la suite, nous avons étudié des problèmes où ce nombre est identique pour toutes les solutions testées, et n'a donc pas d'influence sur les compromis obtenus. Nous n'avons donc pas jugé nécessaire de modéliser cette écoute active dans ce contexte.

7.2 Configurations Pareto-optimales

Les résultats les plus complets extraits de ce modèle sont présentés dans la référence [11], la publication [43] proposant des résultats préliminaires. Je tiens à souligner que tous les résultats théoriques de ce manuscrit ont été validés par des simulations réalisées à l'aide d'un simulateur à événements discrets (WSNet principalement). Les même hypothèses de modélisation de canal radio ont été prises pour cela, la simulation réalisant les échanges protocolaires avec précision.

L'étude réalisée recherche, parmi un ensemble de positions admissibles des relais, le taux d'émission d'au plus M relais capables de fournir les compromis Pareto-optimaux entre énergie (à minimiser), délai (à

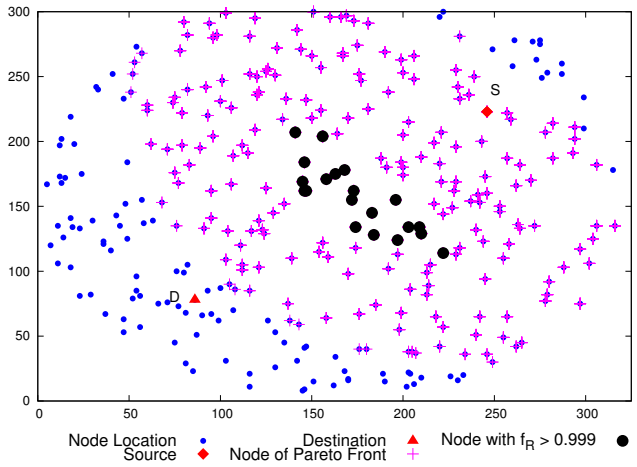


Figure 7.1 – Position des nœuds-relais qui appartiennent à une solution 1-relay Pareto-optimale (croix violettes) et des relais qui offrent une fiabilité quasi-parfaite (gros points noirs), i.e. $f_R > 0.999$.

minimiser) et fiabilité (à maximiser), et ce en adoptant l'algorithme de relayage défini dans l'Algorithme 1. Je ne présenterai que quelques résultats liés à l'étude du cas où $M = 2$ dans la suite.

7.2.1 Etude de cas

Pour obtenir les résultats présentés dans la Figure 7.1, on considère que $N = 333$ positions possibles de relais sont distribuées uniformément dans un disque de rayon 300m selon une densité $\rho = 0.004$. La distance entre la source S et sa destination D est d'environ 215m. Avec le modèle de propagation radio choisi (AWGN) et la couche physique considérée, la communication directe entre S et D n'est pas possible. L'énergie consommée pour l'émission et la réception d'une trame est obtenue par un modèle présenté dans [ZG08] pour des trames de 5000 bits.

On suppose qu'une super-trame est composée de $R = 2$ slots de temps. La source émet une trame au premier slot d'une super-trame. Une solution valide pour notre recherche multicritère est composée d'au plus $M = 2$ relais. Pour chaque relai, il ne peuvent être actifs en émission que dans un des deux slots pour être en mesure de recevoir une trame dans l'autre slot. Les valeurs de taux d'émission sont à choisir dans l'espace discret $\Gamma = \{0, 0.1, 0.2, \ldots 0.9, 1\}$. La taille de l'espace des solutions définit dans (7.1) est ainsi réduite et on peut utiliser une recherche Tabu pour extraire l'ensemble des solutions Pareto-optimales qui optimise conjointement les critères de fiabilité, délai et énergie moyens définis précédemment. Nous montrons dans [11] que cette recherche extrait efficacement les solutions Pareto-optimales.

On notera que notre modélisation ne permet pas d'extraire les compromis quand le nombre de relais admissible devient très grand. Il faut alors se tourner vers des travaux qui se basent sur des modèles continus de réseaux tels que [Tou08] ou qui exploitent la *mean field theory* [GG11]. La contrepartie de ces approches réside dans le fait que l'on n'est pas capable de décrire finement les solutions composant l'ensemble Pareto-optimal. On ne peut donc les transposer directement en un algorithme à implanter sur un nœud relai.

7.2.2 Compromis Pareto-optimaux

Les compromis Pareto-optimaux obtenus sont présentés dans la Figure 7.2. On y distingue les 2682 solutions composées d'un seul relais et les 72 895 solutions composées de deux relais.

La position des relais qui font partie des 2682 solutions à un seul relais est représentée par les croix violettes sur la Figure 7.1. Les points noirs sur cette même figure présentent les relais qui permettent d'atteindre une fiabilité de transmission quasi-parfaite. Pour toutes ces solutions Pareto-optimales, le relais émet sur le second slot. Plus le taux d'émission du relais augmente, plus la consommation énergétique et le délai moyen de bout-en-bout augmentent. Quand un relais est actif constamment sur le 2e slot (i.e. $\tau^2 = 1$), on atteint une consommation énergétique de presque 2 unités [1]. Le compromis entre le délai et l'énergie atteinte, par contre, varie en fonction de la position du relais.

Dans la Figure 7.3, on a mis en avant les solutions du front de Pareto quand le relais est positionné aux points 90, 286 ou 103. On observe qu'un relais à la position 103 est bien placé et permet d'atteindre une communication fiable si sont taux d'émission dans le 2e slot vaut 1. Plus sont taux d'émission augmente, plus la fiabilité de bout-en-bout augmente, mais plus l'énergie consommée s'approche de deux et plus le délai moyen des trames s'approche de 1. Le nœud 286 ne permet pas de transférer des données à la destination et le nœud 90 présente une fiabilité maximale d'environ 60%. Les compromis ainsi observés sont raisonnables et permettent d'extraire une zone de placement des relais adaptée aux ressources que l'on souhaite mettre en jeu.

Si l'on observe les solutions composées de deux relais, on se rend compte qu'on ne peut offrir de compromis énergie/délai meilleur que ceux obtenus par les solutions à un relai. Il est trivial de le comprendre. Le second relais devra émettre soit sur le même slot que la source, soit sur le même slot que que l'autre relais. Les dimensions de ce réseau ne permettent pas de trouver de situation avantageuse pour le cas à deux relais si la trame ne comporte que $R = 2$ slots.

Ce modèle assez simple de réseau permet de capturer, pour une topologie et un mode de partage des ressources données, les compromis atteignables ou non par le routage d'un flux (unique) dans un réseau maillé. Nous avons montré dans [11] que dans ce cas, l'impact de la topologie (densité, position des nœuds) ne change pas la forme de la surface de compromis Pareto-optimale entre fiabilité, consommation énergétique et délais. Ce résultat est cohérent avec l'hypothèse de flux unique entre une source et une seule destination. Nous montrons aussi que les surfaces de compromis changent si la source du flux est modifiée. Aussi, nous y comparons la mesure analytique des performances théoriques à une mesure de fiabilité, de consommation énergétique et de délai réalisée par simulation avec le simulateur WSNet [2].

7.2.3 Evaluation d'AODV et DSR

Pour conclure cette première étude, nous avons illustré l'intérêt de ces bornes Pareto-optimales en comparant la qualité d'une solution de routage obtenue par deux algorithmes de routage standard des réseaux ad hoc que sont DSR (Dynamic Source Routing)[JM] et AODV (Ad hoc On demand Distance Vector)[CPD03]. Deux implantations de DSR ont été considérées, la première minimisant la distance cumulative et la seconde le taux d'erreur paquet cumulatif. AODV minimise le nombre de sauts sur le chemin.

1. dans cette étude, on suppose que la consommation énergétique de l'émission et la réception d'une trame valent 1 chacune.
2. http ://wsnet.gforge.inria.fr/

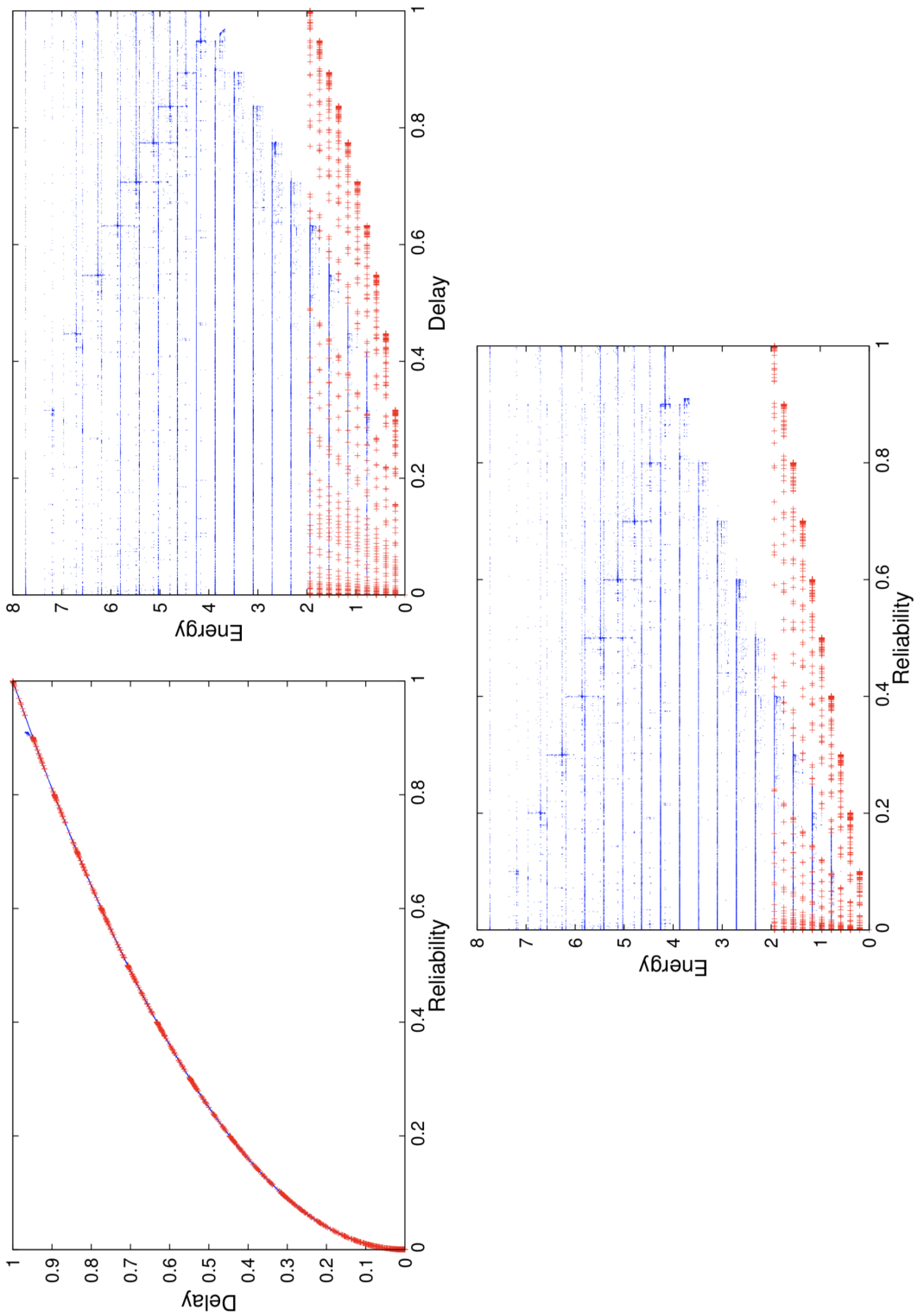


Figure 7.2 – Projections du front de Pareto sur les trois plans. Les solutions sont réparties par couleur dans deux ensembles : l'ensemble des 2682 composées d'un seul relais (croix rouge) et l'ensemble des 72 895 solutions composées de deux relais (points bleus).

Une fois la route choisie par l'un des trois algorithmes, la transmission s'effectue avec la même super-trame où la source émet ses trames sur le premier slot et les relais sur le second.

La taille du voisinage des nœuds pour la sélection des relais par DSR ou AODV a été modifiée de façon à :

i) n'accepter que des voisins fiables (PER=0),

ii) accepter des voisins moins fiables avec un PER$\leq \Delta$, avec $\Delta = \left\{10^{-3}, 10^{-2}, 10^{-1}\right\}$.

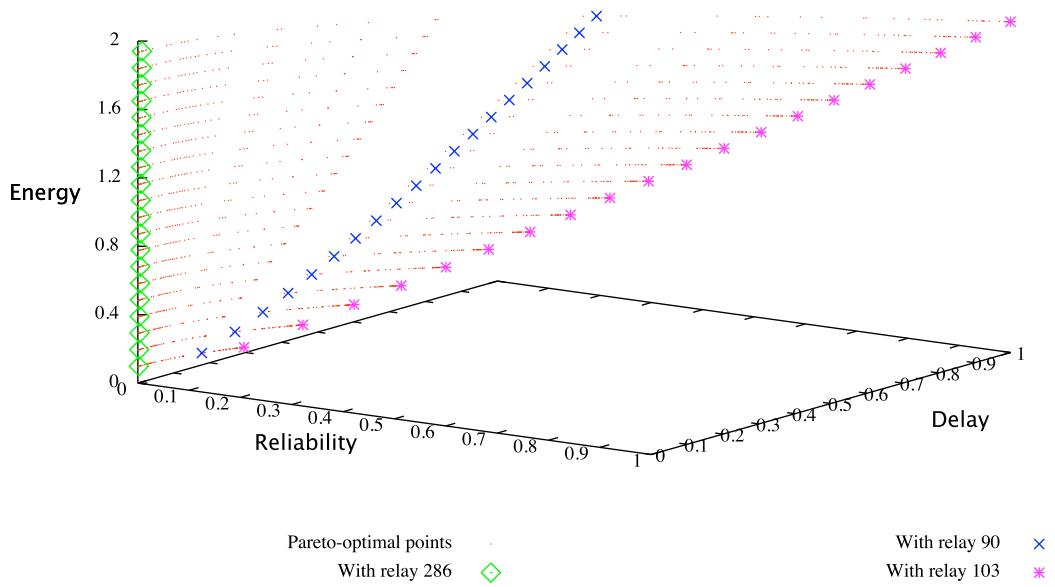
Quand le voisinage n'est construit que sur des voisins fiables, on observe que les solutions construites par ces algorithmes de routage ne sont pas Pareto-optimales. Cette observation est extraite de la figure 7.4 qui présente l'évaluation de la qualité des solutions de routage et celle des solutions Pareto-optimales. Les solutions AODV, DSR-dist-solution2 et DSR-PER-solution4 sont conçues sur le voisinage parfaitement fiable. Elles n'appartiennent pas au front de Pareto car elles sont utilisent deux relais, offrant ainsi une fiabilité parfaite au prix d'un délai de 3 sauts et d'une consommation énergétique de 2.

Par contre, les solutions DSR-dist-solution1 et DSR-PER-solution-3 peuvent sélectionner des voisins moins fiables (avec PER$\leq 10^{-1}$). Dans leur cas, un seul nœud relais est sélectionné, offrant une fiabilité quasi-parfaite à la communication. On observe alors que les performances Pareto-optimales sont atteintes pour ces deux algorithmes de routage.

7.3 Conclusion

Cette première étude, menée dans la thèse de Mary, nous a permis de mettre en avant l'intérêt d'un modèle multicritère de réseau sans-fil multi-saut. Ainsi, la caractérisation des solutions Pareto-optimales permet à la fois de mieux comprendre les compromis qui sont en jeu dans la recherche de solution, mais aussi de représenter les bornes multicritère du problème. Ces bornes permettent de caractériser la qualité d'une solution empirique ou d'une heuristique, comme présenté dans l'étude d'AODV et DSR.

Comme je l'ai déjà évoqué, le modèle exploité ici ne permet pas de modéliser le transport de plusieurs flux de données de nature différente sur le réseau. Nous avons naturellement, avec la thèse de Qi, cherché à lever cette limitation pour dériver des bornes multicritère capables de représenter les performances d'un réseau pour le transport de plusieurs flux de données vers un ou plusieurs puits du réseau.



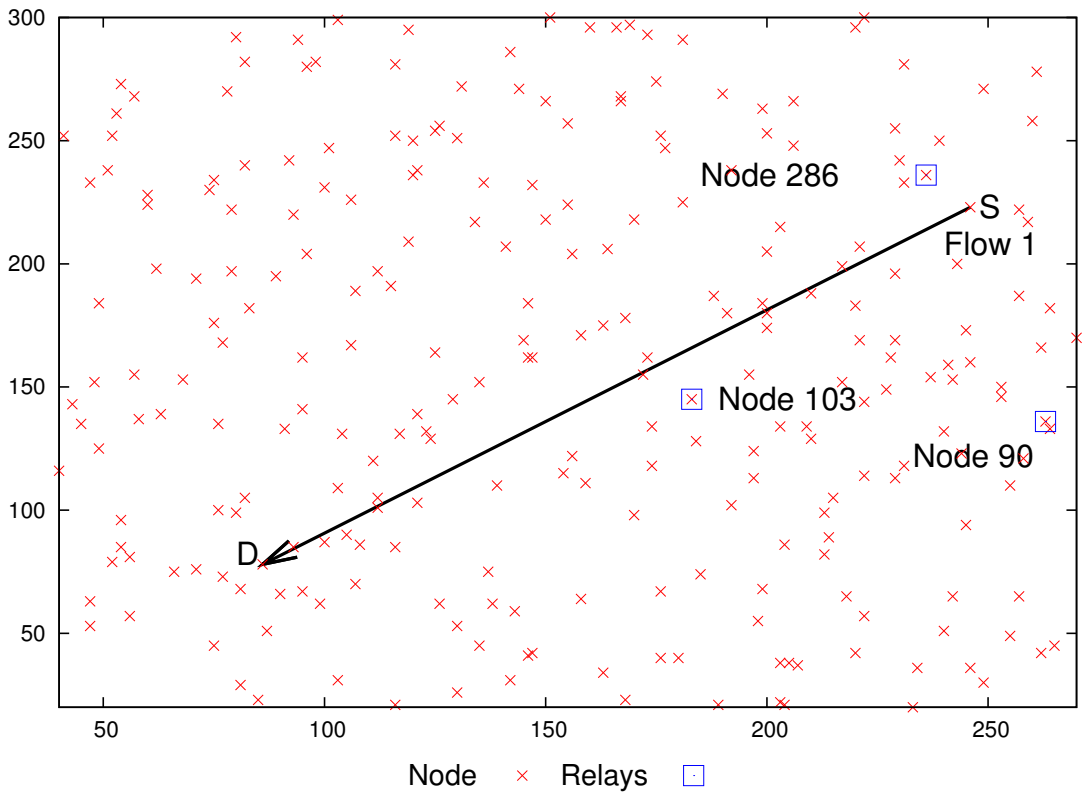


Figure 7.3 – Solutions Pareto-optimales comportant un relais à la positions 103, 286 ou 90.

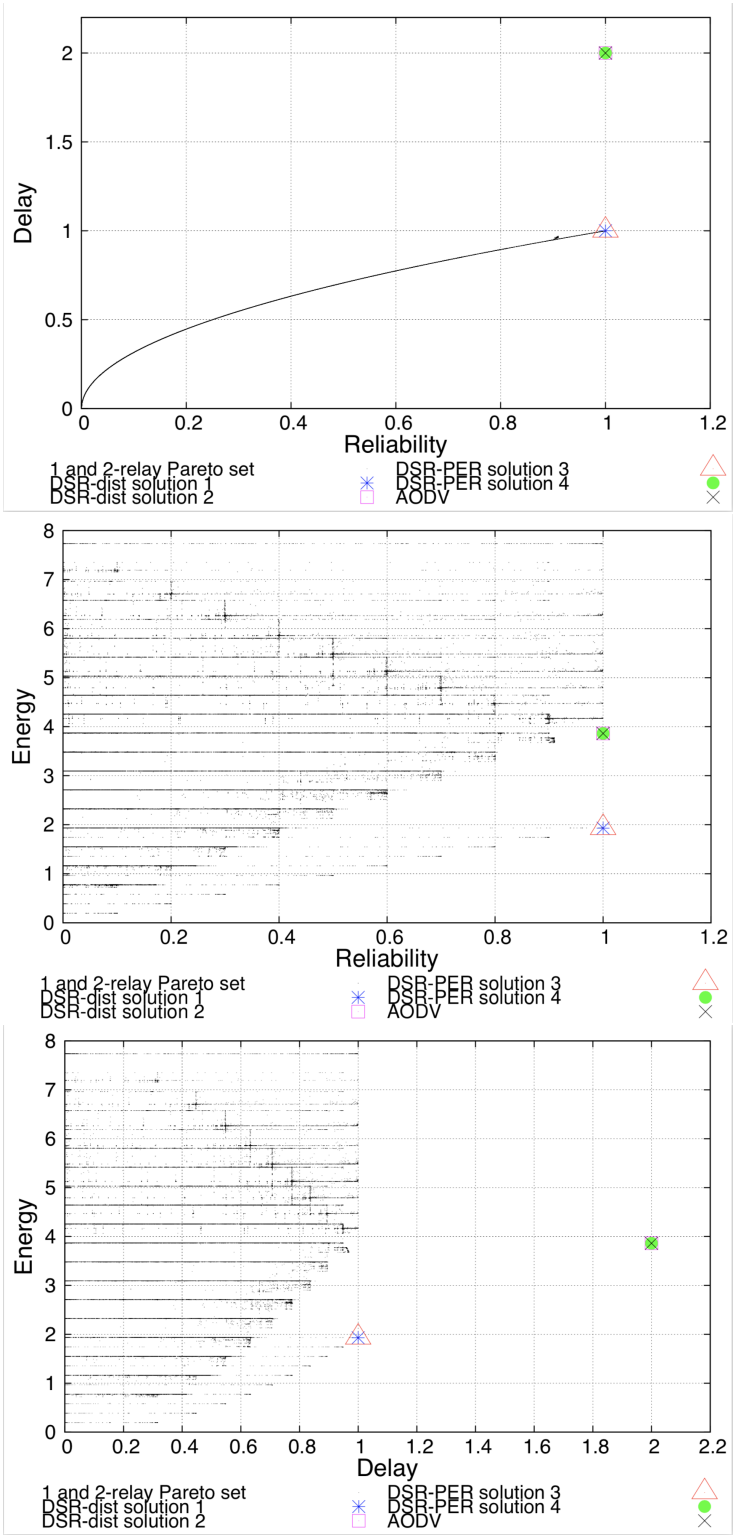


Figure 7.4 – Comparaison des performances de DSR et AODV aux performances des solutions Pareto-optimales.

Chapitre 8

Recherche de bornes Pareto-optimales énergie-délai.

L'étude précédente est bien entendu limitée par la modélisation d'un seul flux dans le réseau maillé. Une des cas d'usage prédominant des réseaux maillés est celui des réseaux de capteurs. Dans ces réseaux, les capteurs génèrent des flux de données, généralement de façon périodique, qui sont transmis vers le ou les points de collecte (aussi appelés puits de données). Pour pouvoir étendre la portée de communication à coût énergétique réduit [44], il est intéressant de sélectionner des capteurs relai capables de transférer les données des capteurs distants vers ce puits.

L'étude menée dans la thèse de Qi Wang [84] avait pour objectif de calculer les bornes Pareto-optimales en performance pour un réseau maillé où plusieurs flux sont portés vers une ou plusieurs destinations. Le modèle de réseau maillé cross-layer multi-flux présenté dans la section 6.2 a été défini pour dans un premier temps exprimer des critères de performance en moyenne. Pour chaque flux du réseau, il est possible de définir les critères suivants :

- Un critère de capacité qui représente la quantité d'information maximale qui peut être émise sur ce flux dans le réseau,
- Un critère de fiabilité qui représente le taux de succès de transmission de bout-en-bout,
- Un critère de délai moyen de transmission de bout-en-bout,
- Un critère d'énergie moyenne consommée par une transmission de bout-en-bout.

Les compromis Pareto-optimaux sont recherchés ici pour deux métriques issues de ces critères de façon à exprimer le **compromis entre le délai et l'énergie nécessaire à la transmission avec succès** d'un paquet pour chaque flux. Un des intérêts du modèle cross-layer multi-flux et de la définition des critères proposée ici est de passer l'échelle si l'on augmente le nombre de flux dans le réseau.

8.1 Modélisation du réseau par des chaînes de Markov absorbantes.

Dans cette partie, je présente la construction des critères de performance qui se basent sur la définition de chaînes de Markov absorbantes.

On suppose qu'il existe plusieurs sources dans le réseau maillé regroupées dans l'ensemble $\mathcal{O}$. Elles sont en mesure d'émettre des flux périodiques vers une ou plusieurs destinations de l'ensemble $\mathcal{D}$. Dans ce modèle,

nous avons N nœuds relais qui ne sont ni source ni destination de flux. On suppose que tous les nœuds suivent une supertrame qui se répète indéfiniment composée de R time slots.

Dans le modèle cross-layer multi-flux, chaque source et chaque relai se voit associé à un taux d'émission dans un ou plusieurs slots de la supertrame. Comme introduit précédemment, la notation τ_i^u représente le taux d'émission du nœud i dans le slot u. Les taux d'émission des nœuds sont liés aux décisions de routage modélisées par la probabilité x_{ij}^{uv} d'un nœud j de ré-émettre sur le slot v la trame du nœud i reçue au slot u. Ils influencent aussi la probabilité de succès de transmission p_{ij}^u sur un lien (i, j). Une fois la valeur des taux d'émission τ_i^u fixée, on peut en déduire les probabilités des liens p_{ij}^u et les valeurs des probabilités de routage x_{ij}^{uv} qui respectent la contrainte de conservation de flot de l'équation (6.6).

Pour déterminer avec ce modèle les critères de performance mentionnés précédemment, nous allons modéliser l'état du réseau au cours du temps à l'aide d'un temps discret où une unité représente la durée d'une supertrame. Je parlerai de cycle pour caractériser une unité dans ce temps discret. Ainsi, au bout de s cycles, s supertrames auront été jouées dans le réseau et les trames émises par les sources aux temps précédents auront voyagé dans le réseau selon les règles de routage et de taux de succès de transmission.

8.1.1 Cycles et flots.

On peut modéliser le taux d'émission de chaque nœud relai dans un time slot donné quand s cycles se sont écoulés. De même, on peut modéliser le taux de trames reçues dans un slot après s cycles dans un time slot donné. Pour cela, nous définissons la notion de flot sortant $\overrightarrow{\mathcal{F}_i^u}(s)$ et la notion de flot entrant $\overleftarrow{\mathcal{F}_i^u}(s)$ au nœud i, sur le slot u et après s cycles. La valeur de ces flots représente la probabilité d'émettre ou de recevoir une trame sur le slot donné.

Les flots sortant nous intéressent principalement au niveau des relais, et les flots entrant au niveau des destinations. Ainsi, nous définissons un **vecteur de flot au cycle** s**,** $\mathcal{F}(s)$, regroupant les flots sortant des relais et les flots entrant des destinations :

$$\mathcal{F}(s) = \left[\begin{array}{cc} \overrightarrow{\mathcal{F}_R}(s) & \overleftarrow{\mathcal{F}_D}(s) \end{array} \right]$$

Ici, $\overrightarrow{\mathcal{F}_R}(s)$ représente les flots sortant des relais et $\overleftarrow{\mathcal{F}_D}(s)$ les flots entrant des destinations au bout de s cycles. En particulier, on a

$$\overrightarrow{\mathcal{F}_R}(s) = \left[\begin{array}{ccc} \overrightarrow{\mathcal{F}_1}(s) & \cdots & \overrightarrow{\mathcal{F}_N}(s) \end{array} \right]$$

avec $\overrightarrow{\mathcal{F}_i}(s) = \left[\begin{array}{ccc} \overrightarrow{\mathcal{F}_i^1}(s) & \cdots & \overrightarrow{\mathcal{F}_i^R}(s) \end{array} \right]$ les flots sortant à chaque slot au nœud i et

$$\overleftarrow{\mathcal{F}_D}(s) = \left[\begin{array}{c} \overleftarrow{\mathcal{F}_{D_1}}(s) \cdots \overleftarrow{\mathcal{F}_{D_{|\mathcal{D}|}}}(s) \end{array} \right]$$

avec $\overleftarrow{\mathcal{F}_{D_d}}(s) = \left[\begin{array}{c} \overleftarrow{\mathcal{F}_{D_d}^1}(s) \cdots \overleftarrow{\mathcal{F}_{D_d}^R}(s) \end{array} \right]$ les flots entrant dans chaque slot à la destination $D_d \in \mathcal{D}$.

8.1.2 Matrice de transition

La propagation des trames dans le réseau peut se représenter par une matrice de transition M. Avec cette matrice M, on est capable de lier la valeur du vecteur de flot au cycle $(s+1)$ à sa valeur au cycle s par la relation matricielle suivante :

$$\mathcal{F}(s+1) = \mathcal{F}(s) \cdot M$$

Pour cela, la matrice M présente la structure suivante :

$$M = \left[\begin{array}{c|c} Q & D \\ \hline \mathbf{0} & I \end{array}\right]$$

Si on pose $\ell = N.R$ et $m = |\mathcal{D}|R$, on a :

- Q, la matrice de relayage, une matrice non-nulle de taille $\ell \times \ell$,
- D, la matrice d'arrivée, une matrice non-nulle de taille $\ell \times m$,
- I la matrice identité de dimension $m \times m$ et
- $\mathbf{0}$ une matrice nulle de dimension $m \times \ell$.

La matrice de transition M présente une structure canonique similaire à une chaine de Markov absorbante finie [JK76]. En effet, nous avons :

- ℓ états transitoires représentés par le fait que des nœuds relai peuvent retransmettre des trames. Un élément de la matrice de relayage Q donne la probabilité qu'une émission par i au slot u dans le cycle s soit ré-émise par j au slot v dans le cycle $(s+1)$ par les relais du réseau.
- m états absorbants représentés par la réception des trames aux destinations de l'ensemble $\mathcal{D}$.

C'est la matrice identité qui modélise le fait que les destinations ne font qu'absorber les trames reçues sans les ré-émettre. La matrice d'arrivée D définit la probabilité de passer d'un état transitoire à n'importe quel état absorbant. En d'autres termes, elle définit la probabilité qu'une émission par i au slot u dans le cycle s arrive à sa destination D_d au slot v dans le cycle $(s+1)$.

La matrice de relayage Q est définie par :

$$Q = \begin{bmatrix} \mathbf{0} & Q_{12} & \cdots & Q_{1N} \\ Q_{21} & \mathbf{0} & \cdots & Q_{2N} \\ \vdots & & & \vdots \\ Q_{N1} & \cdots & Q_{N-1N} & \mathbf{0} \end{bmatrix}$$

avec $\mathbf{0}$ une matrice nulle de taille $R \times R$ qui représente le fait qu'un nœud i ne se relaie pas de trame à soi-même. La matrice Q_{ij} est une matrice de taille $R \times R$ qui donne les probabilités pour un nœud j de retransmettre une trame reçue du nœud i vers un ou plusieurs time slots disponibles :

$$Q_{ij} = \begin{bmatrix} Q_{ij}^{11} & \cdots & Q_{ij}^{1R} \\ \vdots & & \vdots \\ Q_{ij}^{R1} & \cdots & Q_{ij}^{RR} \end{bmatrix} \tag{8.1}$$

Ici, Q_{ij}^{uv} est la probabilité qu'un nœud j transmette sur le slot v une trame émise par i au slot u. Cette valeur est égale à :

$$Q_{ij}^{uv} = p_{ij}^{u} \cdot x_{ij}^{uv}$$

La matrice d'arrivée D est définie par :

$$D = \begin{bmatrix} D_{1D_1} & \cdots & D_{1D_{|\mathcal{D}|}} \\ \vdots & & \vdots \\ D_{ND_1} & \cdots & D_{ND_{|\mathcal{D}|}} \end{bmatrix}$$

Ici, D_{iD_d} est une matrice diagonale de taille $R \times R$. Ses éléments diagonaux $D_{iD_d}^{u}$ présentent la probabilité qu'une trame émise par le nœud i au slot u arrive à la destination D_d. Avec notre modèle de réseau, on a :

$$D^u_{iD_d} = p^u_{iD_d} \cdot a^u_{i,D_d}$$

La variable binaire a^u_{i,D_d} représente le fait que la destination D_d accepte ou non les flux issus du relais i sur le slot u.

<u>La matrice de transition source</u> M_S permet de calculer le vecteur de flots initial $\mathcal{F}(1)$ connaissant le vecteur des taux d'émission des sources de $\mathcal{O}$. Soit S_m ce vecteur listant les taux d'émission de chaque source, définit ainsi :

$$S_m = \left[\begin{array}{cccccccccc} \tau^1_{S_1} & \dots & \tau^R_{S_1} & \tau^1_{S_2} & \dots & \tau^R_{S_2} & \dots & \tau^1_{S_{|\mathcal{O}|}} & \dots & \tau^R_{S_{|\mathcal{O}|}} \end{array} \right].$$

Le vecteur de flots au cycle 1 vaut

$$\mathcal{F}(1) = S_m \cdot M_S.$$

M_S représente ici la matrice source de taille $|\mathcal{O}|.R \times (N + |\mathcal{D}|).R$. C'est aussi une matrice de transition définie par $M_S = [Q_S \ D_S]$ avec Q_S et D_S les matrices de relayage et d'arrivée des trames émises par la source. Elles sont définies par :

$$Q_S = \left[\begin{array}{ccc} Q_{S_1 1} & \cdots & Q_{S_1 N} \\ \vdots & & \vdots \\ Q_{S_{|\mathcal{O}|} 1} & \cdots & Q_{S_{|\mathcal{O}|} N} \end{array} \right]$$

et

$$D_S = \left[\begin{array}{ccc} D_{S_1 D_1} & \cdots & D_{S_1 D_{|\mathcal{D}|}} \\ \vdots & & \vdots \\ D_{S_{|\mathcal{O}|} D_1} & \cdots & D_{S_{|\mathcal{O}|} D_{|\mathcal{D}|}} \end{array} \right]$$

Ici, $Q_{S_o i}$ suit le formalisme de l'équation (8.1) et $D_{S_o D_d}$ est une matrice diagonale de taille $R \times R$ dont les éléments diagonaux sont donnés par la relation $D^u_{S_o D_d} = p^u_{S_o D_d} \cdot a^u_{S_o, D_d}$. La variable binaire $a^u_{S_o, D_d}$ représente le fait que la destination D_d accepte ou non les flux issus de la source S_o sur le slot u.

La multiplication de τ_{S_o} par $Q_{S_o j}$ permet de calculer les flots sortant des relais à partir des trames émises par la source S_o. La multiplication de τ_{S_o} par $D_{S_o j}$ permet de calculer les flots entrant aux destinations à partir des trames émises par la source S_o.

On notera que cette représentation du réseau nous permet aisément de mesurer la performance d'un nombre de flux variables. La complexité de notre modèle de chaine de Markov absorbante ne dépend pas du nombre de flux positionnés dans le réseau. En effet, si on revient à la définition de la matrice de transition M ou à la matrice de transition source M_S, leur structure ne change pas si on augmente le nombre de flux émis par les différentes sources dans le vecteur des taux d'émission source S_m.

8.2 Critères de performance.

La matrice de transition M ne suit pas exactement la définition d'une chaine de Markov absorbante finie standard. En effet, la somme des probabilités sur une ligne peut-être plus grande que l'unité pour plusieurs

raisons. Premièrement, plusieurs nœuds peuvent recevoir le message d'un même nœud et décider de le ré-émettre sur le même slot. On notera que dans ce cas, les interférences générées sur ce slot réduiront fortement la probabilité de réception de cette ré-émission pour d'autres nœuds voisins. D'autre part, on pourrait envisager qu'un nœud puisse choisir de répliquer des trames reçues sur un slot en envoyant une copie sur 2 slot différents (mais nous n'analyserons pas ce type de situation par la suite).

Pour que la matrice de transition soit représentative d'une chaine absorbante, il faut que Q soit convergente et que dans ce cas Q^s tende vers zéro quand le nombre de cycles s tend vers l'infini. Mathématiquement, il faut que la valeur maximale de ses valeurs propres soit strictement inférieure à l'unité. C'est le cas si l'ensemble des chemins entre une source et ses destinations ne présente pas de cycle. C'est aussi le cas si un chemin avec un cycle existe qui présente une probabilité de transmission avec succès dans le cycle strictement inférieure à l'unité. En d'autres termes, il faut qu'un message émis par une source ne tourne pas à l'infini dans un cycle.

Si Q est convergente, on peut représenter l'intensité des flots sortant de chaque nœud relai par la somme des émissions réalisées au bout d'un cycle, deux cycles, trois cycles, etc. Quand le nombre de cycles tend vers l'infini, cette somme $\sum_{s=1}^{\infty} Q^s$ est égale à l'inverse de la matrice $I - Q$. Nous définissons alors la matrice fondamentale par :

$$M_F = (I - Q)^{-1}.$$

Un élément ${M_F}_{ij}^{uv}$ représente le nombre moyen de ré-émissions que le nœud j doit réaliser dans le slot v pour transférer une trame de i reçue au slot u pour que toutes les trames émises par les sources au premier cycle arrivent à destination. Connaissant M_F, il est possible de calculer à partir de $\mathcal{F}(1)$ le *vecteur de flots permanent* $\mathcal{F}(\infty) = \left[\overrightarrow{\mathcal{F}_R}(\infty), \overleftarrow{\mathcal{F}_D}(\infty)\right]$ tel que :

$$\overrightarrow{\mathcal{F}_R}(\infty) = \overrightarrow{\mathcal{F}_R}(1) \cdot M_F$$

$$\overleftarrow{\mathcal{F}_D}(\infty) = \left[\begin{array}{cc} \overrightarrow{\mathcal{F}_R}(\infty) & \overleftarrow{\mathcal{F}_D}(1) \end{array}\right] \cdot \left[\begin{array}{c} D \\ I \end{array}\right]$$

où I est une matrice identité de taille $|\mathcal{D}|R \times |\mathcal{D}|R$.

Les flots transmis par les relais à l'état permanent $\overrightarrow{\mathcal{F}_R}(\infty)$ dérivent directement de la matrice fondamentale. Les flots entrant aux destinations sont obtenus en deux étapes : il faut propager les flots sortant des relais vers les destinations en utilisant D et y ajouter la contribution des transmissions directes de la source aux destinations $\overleftarrow{\mathcal{F}_D}(1)$ au cycle 1. Un élément de $\overleftarrow{\mathcal{F}_{D_d}^u}(\infty)$ donne directement le nombre de trames reçues à la destination D_d au slot u à l'état permanent. Si plusieurs flux sont émis par les sources dans $\overrightarrow{\mathcal{F}_R}(1)$, on ne peut pas différencier la proportion de trames issue de chaque source en une destination donnée. Avec ces matrices, nous sommes en mesure de calculer les critères présentés ci-après.

8.2.1 Capacité f_C et fiabilité f_R

Nous définissons le critère de capacité comme le nombre moyen de trames reçues par cycle en une destination donnée. Si plusieurs sources émettent des flux vers cette destination, nous compterons les trames reçues de toutes ces sources avec ce critère.

Le critère de capacité des flux arrivant à la destination D_d est définit en accumulant les éléments du vecteur $\overleftarrow{\mathcal{F}_D}(\infty)$ liés à cette destination :

$$f_C(D_j) = \overleftarrow{\mathcal{F}_D}(\infty) \cdot I_D(D_j)$$

Ici, $I_D(D_j)$ est un vecteur binaire de dimension $|\mathcal{D}|R$ permettant de sélectionner les R elements relatifs à D_j. $f_C(D_j)$ comprend alors le nombre moyen de trames reçues par cycle (i.e. pendant les R slots de temps).

On notera que ce modèle permet aisément de mesurer la capacité d'un réseau de collecte de données où les destinations sont les puits en charge de la réception de flux périodiques issus de sources réparties dans le réseau maillé. Pour cela, il suffit de choisir un vecteur I_D dont tous les éléments valent un.

Il est aussi possible de n'extraire que la contribution d'une seule source S_i en mettant les taux d'émission des autres sources à 0 dans le vecteur S_m. Mais dans ce cas, on obtient une borne maximale car on ne modélise plus les interférences liées aux autres flux introduits dans le réseau. On notera $f_C(S_i, D_j)$ ce critère de capacité pour un seul flux.

Le critère de fiabilité f_R représente quant à lui le taux de succès de transmission de bout-en-bout. Pour certaines topologies simples, il est possible de le calculer exactement à partir du modèle cross-layer comme présenté dans les références [26][30] . Néanmoins, dans le cas général, le fait de ne pouvoir différencier les trames issues des différentes sources à la destination ne permet pas un calcul fin de la fiabilité. On peut uniquement calculer une borne supérieure sur la fiabilité d'un flux émis par une source S_i donnée par :

$$f_R(S_i, D_j) = \min\left(1, \frac{f_C(S_i, D_j)}{\tau_{S_i}}\right) \tag{8.2}$$

Dans ce cas, le vecteur S_m ne contient que des valeurs non-nulles pour la source S_i. Ainsi, si le nombre moyen de messages reçus $f_C(S_i, D_j)$ normalisé par rapport au taux d'émission de la source S_i est supérieur à 1, on obtient une borne supérieure sur le taux de succès de transmission de bout-en-bout égale à 1. En effet, dans ce cas, on ne calcule pas finement la probabilité que chaque trame émise arrive, mais uniquement la probabilité de recevoir une trame. Cette trame peut-être une copie d'une trame déjà arrivée par le passé.

8.2.2 Délai moyen f_D et énergie moyenne f_E

Les critères de délai et énergie sont exprimés en moyenne dans cette partie. Pour le critère de délai, on suppose que la transmission avec succès d'une trame sur un saut introduit un délai unitaire. Avec notre modèle, on est capable de calculer le nombre de cycles moyens qu'il faut pour qu'une trame parcoure h sauts. Dans la suite, le critère est présenté pour le cas où une trame avance d'un saut à chaque cycle. Si la construction de la supertrame permet à une trame de parcourir plus d'un saut par cycle, il suffit d'ajuster le critère de délai moyen en le divisant par le nombre de sauts par cycles réalisés par ladite trame.

Soit $P(H = h)$ la probabilité qu'une transmission arrive en D_j au bout de h cycles :

$$P(H = h) = \begin{cases} \overleftarrow{\mathcal{F}_D}(1) \cdot I_D(D_j) & h = 1 \\ \overrightarrow{\mathcal{F}_R}(1) \cdot Q^{h-2} \cdot D \cdot I_D(D_j) & h \geq 2 \end{cases} \tag{8.3}$$

Cette mesure est obtenue pour un vecteur sources S_m donné. Si une seule source est active dans S_m, on peut définir un délai moyen entre cette source et une destination à l'aide de la somme infinie suivante :

$$f_D(S_i, D_j) = \sum_{h=1}^{\infty} h \cdot P(H = h)$$

Si V est égal à la somme $2 + 3Q + \cdots + h \cdot Q^{(h-2)} + \cdots$, on peut montrer que $V = (M_F)^2 \cdot (2I - Q)$ et ainsi définir :

$$f_D(S_i, D_j) = \left[\overleftarrow{\mathcal{F}_D}(1) + \overrightarrow{\mathcal{F}_R}(1) \cdot (M_F)^2 \cdot (2I - Q)D\right] \cdot I_D(D_j) \tag{8.4}$$

On retrouve $I_D(D_j)$, le vecteur qui permet de sélectionner la destination du flux. Comme pour le critère de capacité, il est possible de mesurer le délai moyen de communication dans le réseau pour tous les flux du réseau en choisissant un vecteur I_D avec tous ses éléments à un.

Il est possible de mesurer la **quantité d'énergie moyenne** f_E dépensée par le réseau. Par définition, les éléments de la matrice fondamentale représentent le nombre d'émissions que chaque relai réalise dans un slot pour transférer les trames émises par les sources à l'état stationnaire. On peut donc en déduire l'énergie consommée par toutes les émissions de trames réalisées par les relais.

Pour définir l'énergie consommée en moyenne, on compte le nombre d'émissions réalisées par les relais et par les sources $S_i \in \mathcal{O}$. On suppose ainsi qu'une émission coûte une unité d'énergie. Le critère d'énergie moyen f_E s'exprime par :

$$f_E(D_j) = \sum_{i=1}^{|\mathcal{O}|} \sum_{u=1}^{|\mathcal{T}|} \tau_{S_i}^u + \overrightarrow{\mathcal{F}_R}(1) \cdot M_F \cdot \begin{bmatrix} 1 & \cdots & 1 \end{bmatrix}^\dagger \tag{8.5}$$

On peut aussi exprimer $f_E(S_i, D_d)$ en initialisant le vecteur S_m aux seules contributions de la source S_i. Dans ce cas :

$$f_E(S_i, D_j) = \sum_{u=1}^{|\mathcal{T}|} \tau_{S_i}^u + \overrightarrow{\mathcal{F}_R}(1) \cdot M_F \cdot \begin{bmatrix} 1 & \cdots & 1 \end{bmatrix}^\dagger \tag{8.6}$$

La quantité d'énergie consommée par la réception et l'écoute active dans un slot n'est pas prise en compte dans cette métrique. Il est bien connu que cette énergie n'est pas négligeable. Il serait possible d'étendre le critère proposé ici pour prendre cette énergie en compte assez simplement (à quelques approximations près).

Pour cela, on doit déterminer l'énergie consommée en réception dans tout le réseau jusqu'à la bonne réception des trames émises par les sources. Il est possible de connaitre le nombre de slots où un relais est actif en réception en comptant le nombre de variables x_{ij}^{uv} strictement positives. De même, on peut calculer le nombre de slots où une destination est en réception en comptant le nombre de variables a_{ij}^{uv} égales à un. Nous avons aussi déterminé le délai d'acheminement moyen des trames émises avec le critère $f_D(D_j)$.

Nous pouvons en déduire simplement une mesure de l'énergie consommée en réception en multipliant ce délai moyen par le nombre de slots où un relais ou une destination est en écoute active en réception. On obtient alors le nombre de slots en réception total jusqu'à bonne réception des trames émises par les sources. Pour obtenir la quantité d'énergie dépensée en réception, il faudra multiplier ce nombre de slots par la quantité d'énergie nécessaire à l'écoute dans un slot. L'approximation qui est faite avec ce

raisonnement provient du fait qu'on ne dissocie pas le cas où la trame est réellement reçue du cas où aucune trame n'est reçue.

Pour obtenir l'énergie totale (en émission et en réception), on devra multiplier $f_E(D_j)$ par la quantité d'énergie nécessaire à l'émission d'une trame et y ajouter l'énergie en réception. Cette version du critère d'énergie n'a pas été analysée dans les travaux de Qi, mais pourra donner lieu à une étude future.

Les critères définis analytiquement ont été confrontés à des simulations. Une description précises de la formulation des métriques en se basant sur les traces de simulations est donnée dans le rapport de recherche [94] et [95].

8.3 Recherche de bornes multicritère

À partir des critères de délai moyen, énergie moyenne et fiabilité, nous pouvons définir un problème d'optimisation multicritère qui a pour objectif de minimiser conjointement délai et énergie consommée tout en maximisant la fiabilité des transmissions.

8.3.1 Bornes énergie-délai

Notre première étude en ce sens dans la thèse de Mary Schurgot nous a montré qu'il n'étais pas trivial de visualiser des fronts de Pareto en trois dimensions. De plus, plus le nombre de critères est élevé, plus il est long d'extraire les solutions Pareto-optimales avec les algorithmes de recherche que nous manipulons. Nous avons donc choisi de ne définir que deux objectifs à partir des critères de performance identifiés précédemment :

— Le délai moyen pour fiabiliser la transmission entre une source et sa destination :

$$f_D^c(S_i, D_d) = f_D(S_i, D_d)/f_R(S_i, D_d)$$

— L'énergie moyenne pour fiabiliser la transmission entre une source et sa destination :

$$f_E^c(S_i, D_d) = f_E(S_i, D_d)/f_R(S_i, D_d)$$

Ces deux objectifs d'optimisation représentent respectivement le délai moyen et l'énergie moyenne nécessaires à une transmission avec succès des trames du flux entre S_i et D_d. Avec ces métriques, on tient compte de la probabilité de recevoir une trame à la destination, mais cette trame n'est pas forcément porteuse d'une information originale. Elle peut redonder une trame déjà reçue. Cette copie peut provenir d'un autre chemin ou d'une ré-émission suite à une boucle dans le réseau. On se retrouve donc avec des valeur $f_D^c(S_i, D_d)$ et $f_E^c(S_i, D_d)$ qui représentent des bornes supérieures sur le délai et l'énergie nécessaire à la transmission avec succès.

En simulation, il est possible de calculer le vrai taux de succès de transmission d'une trame de bout-en-bout que je noterai $\tilde{f}_R(S_i, D_d)$ dans la suite. De la même façon, on peut définir les critères de délai et énergie moyens suivants :

— Le délai moyen *réel* pour fiabiliser la transmission :

$$f_D^r(S_i, D_d) = f_D(S_i, D_d)/\tilde{f}_r(S_i, D_d)$$

— L'énergie moyenne *réelle* pour fiabiliser la transmission :

$$f_E^r(S_i, D_d) = f_E(S_i, D_d)/\tilde{f}_R(S_i, D_d)$$

Ces critères tiennent compte du taux de succès réel. Ils sont donc supérieurs ou égaux aux critères $f_D^c(S_i, D_d)$ et $f_E^c(S_i, D_d)$ correspondants.

Pour les différencier par la suite, on parlera de :
— Critères à capacité pour $f_D^c(S_i, D_d)$ et $f_E^c(S_i, D_d)$,
— Critères sans codage pour $f_D^r(S_i, D_d)$ et $f_E^r(S_i, D_d)$.

Pour une configuration de réseau donnée (nombre de sources, de destinations et de relais) et un ensemble de flux, on peut optimiser différents paramètres qui influent sur ces critères à capacité. Dans la suite, on cherchera à optimiser la position des N relais, ainsi que leurs probabilités de routage (liées aux taux d'émission par la relation (6.6)). La recherche multicritère est ici réalisée par l'algorithme NSGA-2 et permet d'extraire la borne de Pareto à capacité du réseau $\mathcal{B}_{opt}^c$. Cette borne supérieure s'exprime par

$$\mathcal{B}_{opt}^c = \{(f_D^c(x), f_E^c(x)) \ \ \forall x \in \mathcal{S}_{opt}\}$$

avec $\mathcal{S}_{opt}$ l'ensemble des solutions Pareto-optimales trouvées.

Une fois les solutions Pareto-optimales à capacité $\mathcal{S}_{opt}$ identifiées, on peut extraire le taux de succès de transmission sans codage ($\tilde{f}_R(S_i, D_d)$) de chaque solution $x \in \mathcal{S}_{opt}$ par simulation et ainsi représenter une borne inférieure $\mathcal{B}_{opt}^r$ sur le délai et l'énergie moyens observés :

$$\mathcal{B}_{opt}^r = \{(f_D^r(x), f_E^r(x)) \ \ \forall x \in \mathcal{S}_{opt}\}$$

8.3.2 Bornes énergie-délai et codage réseau.

On se rend bien compte que le critère $f_R(S_i, D_d)$ représente une mesure intéressante de la *capacité du canal* car il extrait la proportion de trames que le réseau peut porter à destination. Néanmoins, il comptabilise aussi les copies circulant dans le réseau et arrivant à destination. S'il était possible de répartir l'information présente dans les trames émises par les sources et relayées par les relais dans ces copies, on sera à même d'augmenter la quantité d'information originale poussée vers la destination. En d'autre termes, on pourra s'approcher de la borne supérieure $\mathcal{B}_{opt}^c$ que l'on trouve en optimisant le réseau.

Les techniques de codage réseau permettent justement de répondre à cette problématique en répartissant l'information présente dans les trames émises par les sources lors de leurs ré-émissions successives par les relais du réseau. Nous montrons dans les résultats suivants qu'il est possible avec des techniques de codage réseau d'améliorer les critères de performance sans codage et à s'approcher des critères à capacité $f_D^c(S_i, D_d)$ et $f_E^c(S_i, D_d)$.

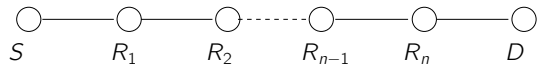
Pour cela, on calcule les critères de délai et énergie pour chaque solution Pareto-optimale $x \in \mathcal{S}_{opt}$ quand on utilise la stratégie de codage réseau suivante. Premièrement, on utilise un code fontaine RL (cf. [Mac05]) pour fiabiliser la transmission de bout-en-bout de K trames que l'on combine à un codage réseau pour répartir l'information entre les relais du réseau. Deux algorithmes simples de codage réseau sont testés aux relais :
— R-XOR : La combinaison des R dernières trames reçues par le relais avec un simple opération XOR bit-à-bit.

— RLNC : La combinaison linéaire aléatoire dans F_2 de toutes les trames en attente dans les files du relay.

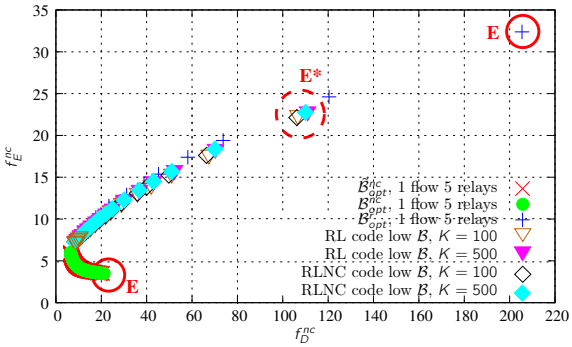
On suppose ici que toutes les trames sont enregistrées dans une file d'attente à discipline FIFO de taille K. A chaque émission, une nouvelle combinaison de trames est réalisée et émise en respectant le taux d'émission dans le slot actif. A chaque réception de trame, la trame la plus ancienne est détruite.

Les figures 8.1, 8.2 et 8.3 présentent les topologies étudiées ainsi que leurs performances. Pour chaque topologie, les bornes supérieure $\mathcal{B}^c_{opt}$, inférieure sans codage $\mathcal{B}^r_{opt}$, ainsi que les compromis obtenus avec les stratégies de codage réseau R-XOR et RLNC sont présentés sur la même figure.

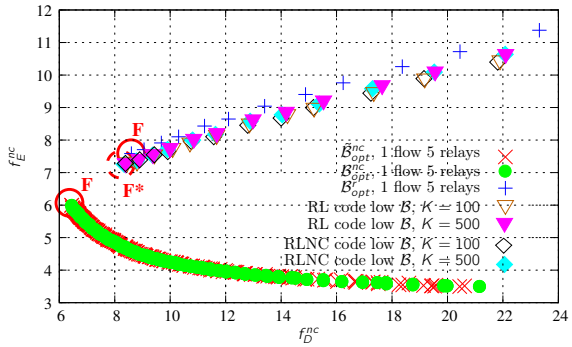
Pour chaque topologie, un slot de temps est alloué à chaque émetteur. Une source S_i émet au slot i, et les relais émettent à tour de rôle dans les slots qui suivent les slots alloués aux sources. La première topologie de la figure 8.1(a) présente le cas d'un réseau linéaire avec un nombre variable de relais. La deux autres topologies considèrent le cas où deux flux sont transmis à l'aide d'un ou deux relais (cf. figures 8.2(a) et 8.2(b)). La dernière topologie présente le cas où 3 flux sont retransmis par un ensemble de 5 relais (cf. figure 8.3(a)).



(a) Topologie 1 flux



(b) Bornes pour 5 relais



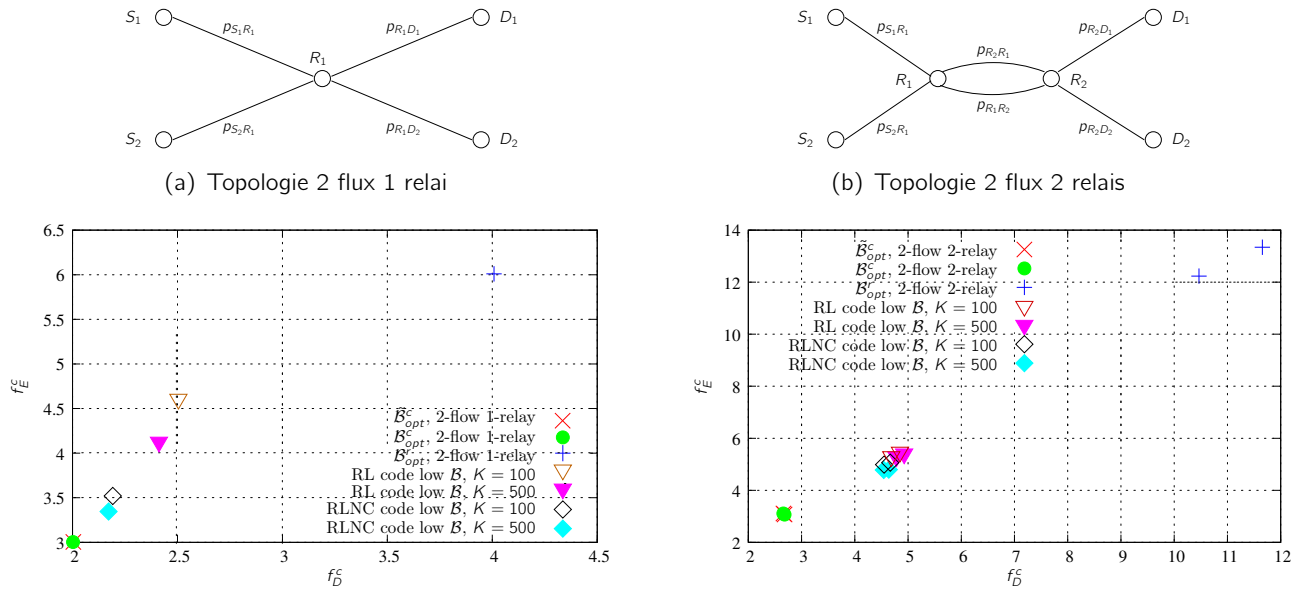
(c) Zoom : Bornes pour 5 relais

Figure 8.1 – Topologie 1 flux - N relais. Les cercles E et F entourent les deux extrémums : E entoure la solution qui présente le délai maximal dans $\mathcal{B}^c_{opt}$ et F celle qui présente le délai minimum. La performance d'une même solution est entourée par un cercle pour la borne $\mathcal{B}^r_{opt}$ et pour les différentes stratégies de codage réseau (cercle en pointillés). Pour toutes les solutions, les relais sont positionnés de façon régulièrement espacée entre S et D.

Pour obtenir ces bornes Pareto-optimales, la position des relais ainsi que la probabilité de routage ont été optimisées dans un ensemble discret de valeurs possibles. Les probabilités de routage qui présentent des slots d'émission différents du slot choisies pour les relais sont mises à zéro.

Sur les figures suivantes, une version simulée de la borne $\mathcal{B}^c_{opt}$ est présentée. Elle est dénommée $\tilde{\mathcal{B}}^c_{opt}$. Pour la construire, on divise les critères d'énergie et de délai par le nombre total de messages reçus, copies incluses donc. On observe que $\tilde{\mathcal{B}}^c_{opt}$ représente fidèlement $\mathcal{B}^c_{opt}$.

La borne inférieure $\mathcal{B}^r_{opt}$ est matérialisée par des croix bleues. Pour calculer $\mathcal{B}^r_{opt}$, les critères d'énergie et délai mesurés par simulation sont divisés par le nombre de message reçus, copies exclues. On observe un réel écart entre la borne supérieure et cette borne inférieure pour toutes les topologies étudiées. La



(a) Topologie 2 flux 1 relai

(b) Topologie 2 flux 2 relais

(c) Bornes 2 flux 1 relai

(d) Bornes 2 flux 2 relais

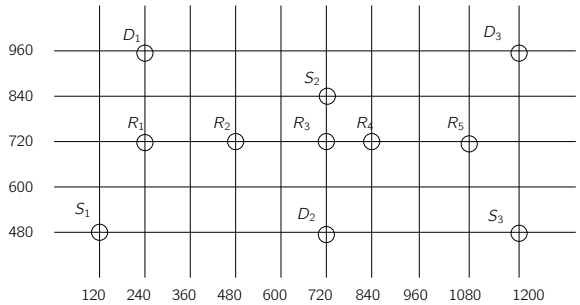
Figure 8.2 – Topologie 2 flux.

redondance introduite par le réseau n'est pas exploitée et un nombre important de re-transmissions ne sert à rien. Par exemple, pour la topologie à un flux de la figure 8.1, la solution Pareto-optimale qui maximise le critère de délai, identifiée par les cercles E, présente une borne inférieure dix fois plus mauvaise en délai et énergie que la borne supérieure. Dans cette solution, la probabilité que le premier relais ré-émette les messages de la source est faible (on a $x_{SR_1} = 0.1$) et les autres relais compensent ce mauvais lien en ré-émettant les messages reçus des deux relais voisins (i.e. $x_{R_{i-1}R_i} = x_{R_iR_{i-1}} = 0.95$). On obtient pour cette solution un nombre important de copies à la destination.

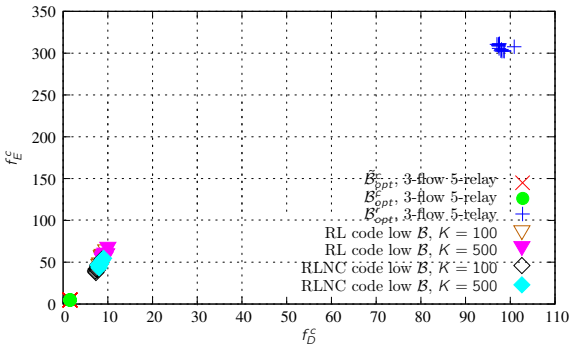
On observe une différence plus faible entre la borne supérieure et la borne inférieure pour la solution qui minimise le délai et maximise l'énergie sur $\mathcal{B}_{opt}^r$. Elle est représentée par les cercles F de la figure 8.1(c). Dans cette solution, les relais retransmettent avec une probabilité de 1 les messages reçus du relais précédent uniquement (i.e. $x_{R_{i-1}R_i} = 1$).

On observe que quand on intègre un mécanisme de codage réseau et source, on obtient un gain important sur les performances de transmission. Le fait de répartir l'information entre les messages améliore nettement les performances. Par exemple, pour la topologie à un flux, on observe que les stratégies de codage réseau améliorent les performances de la solution à délai maximal. Les points à l'intérieur du cercle E^* sont obtenus à partir de la solution du cercle E en appliquant les algorithmes de codage réseau évoqués précédemment. On arrive dans ce cas à réduire de moitié le délai de transmission et d'un tiers l'énergie consommée. Pour l'extremum en F, le gain est moins important que pour E. Pour cette topologie à un flux, on observe principalement l'effet du codage fontaine car peu de messages sont re-codés dans le réseau.

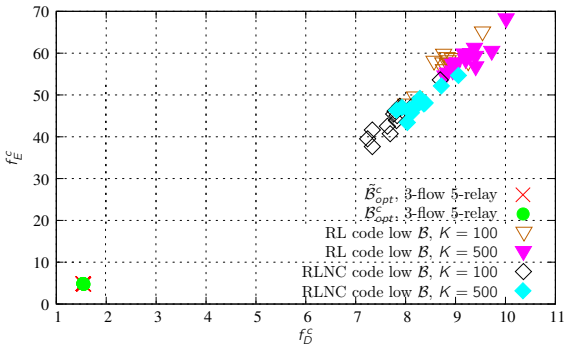
Pour la topologie à 2 flux de la figure 8.2, deux variantes sont analysées, l'une présentant un seul relais et l'autre 2 relais. Une seule solution Pareto-optimale existe pour le cas à 1 relais. Ici, le relais est positionné à l'intersection des lignes qui relient les sources à leurs destinations. Il relaie les messages de chacune des deux sources avec une probabilité de 0.5. On observe que dans ce cas, le codage réseau et à la source permet de nettement améliorer les performances pour s'approcher de la borne maximale. Ici, le gain lié aux



(a) Topologie 3 flux 5 relais



(b) Bornes 3 flux 5 relais



(c) Zoom : Bornes 3 flux 5 relais

Figure 8.3 – Topologie 3 flux.

codage réseau est pré-pondérant. Dans le cas où deux relais existent, la borne supérieure est composée de deux solutions. On observe aussi un gain important lié au codage réseau. Des résultats similaires sont observés pour la topologie à 3 flux de la figure 8.3.

8.4 Conclusion.

Les travaux sur la recherche de bornes multicritères énergie-délai nous ont permis de mettre en exergue la capacité du modèle cross-layer multi-flux à modéliser finement les performances d'un réseau multi-sauts. Il reste bien entendu différents point d'amélioration qui seront évoqués dans les conclusions et perspectives de ce manuscrit. Ce modèle peut-être adapté à différents environnements et servir de base à des études plus appliquées.

C'est avec l'objectif d'intégrer ces travaux de recherche au domaine des réseaux et systèmes embarqués temps-réel que nous avons étendu ce modèle d'évaluation des performances pour calculer le délai pire-cas de communication d'un flux. Ces travaux sont présentés dans le prochain et dernier chapitre technique de ce mémoire.

Chapitre 9

Vers un modèle pour les réseaux sans-fil déterministes et temps-réel.

La principale motivation des travaux présentés ici réside dans la détermination d'un modèle capable d'extraire *le délai pire-cas de communication dans un réseau sans-fil maillé*, sous contraintes d'énergie et de délai. Notre modèle de réseau maillé s'appuie sur une méthode d'accès TDM où les ressources sont partagées entre les noeuds. Les ressources de notre modèle peuvent représenter des slots temporels ou des canaux fréquentiels, ou encore des slots temps-fréquence. Il est ainsi possible de modéliser les protocoles récents de l'IoT Industriel basés sur la couche TSCH de la norme IEEE802.15.4 [80215].

Si les décisions de routage sont déterministes, un réseau basé sur une méthode d'accès TDM propose une solution déterministe puisqu'il est possible de calculer le délai de communication de bout-en-bout pour chaque message arrivé à sa destination. Par contre, les chances de perdre un message sont accrues en sans-fil et il est nécessaire d'inclure ce phénomène dans une métrique de délai pire cas cette fois *probabiliste*. C'est toute la difficulté que je cherche à appréhender dans les études proposées dans ce chapitre.

Dans la suite, je montre comment nous avons extrait le délai pire-cas du modèle réseau multi-flux présenté au chapitre 8. Pour y arriver, il est nécessaire d'exprimer la distribution des délais de communication de bout-en-bout. Une fois le délai pire-cas exprimé, je présente deux études qui ont été menées récemment. Je tiens à souligner que les métriques en jeu sont normalisées par la fiabilité du chemin. Ainsi, les résultats présentés prennent en compte le surcoût de temps et d'énergie nécessaire à la retransmission des messages jusqu'à leur réception avec succès au destinataire final.

Dans la première étude, nous exprimons le délai pire-cas de communication pour une allocation temporelle de slots aux noeuds du réseau. Nous recherchons comme précédemment l'ensemble des décisions de routage Pareto-optimales qui minimise énergie et délai moyen. Nous comparons analytiquement les performances de ces solutions avec le délai pire-cas d'une méthode d'accès de type CSMA/CA. Ces travaux ont été publiés en version courte [29] et en version longue [6].

La seconde étude propose une optimisation de l'allocation des ressources temps-fréquences pour un réseau maillé avec TSCH, allocation permettant de calculer un délai pire-cas de communication pour assurer le comportement temps-réel de la solution proposée. Cette étude est présentée en détails dans la publication [26].

9.1 Dérivation du délai pire-cas TDM

Pour un réseau sans-fil, il est contre-intuitif de définir un délai pire-cas déterministe compte tenu de la probabilité non-négligeable de perte d'une trame. On définira ici un délai pire-cas en probabilité pour exprimer l'effet de la variabilité du canal radio.

La distribution du délai que met une trame d'un flux à arriver à sa destination D_j est donnée par la fonction de masse $P[d_j = d]$, avec d le délai de bout-en-bout.

Le *délai pire-cas* probabiliste pour un flux qui aboutit en D_j est défini comme le délai d^w pour lequel la probabilité $P[d_j \geq d]$ de trouver un délai plus grand que D_W est arbitrairement petite (par exemple plus petite que $\delta = 10^{-9}$). Formellement, on a :

$$d^w = \max\ d \quad s.t. \quad P[d_j \geq d^w] \leq \delta \tag{9.1}$$

Cette définition du délai pire-cas est adoptée dans la suite du manuscrit. Je l'ai introduite dans [38] et exploitée dans le cadre de la thèse de Qi [84].

Dans avons vu dans la définition du critère de délai moyen qu'il est possible d'exprimer la probabilité $P(H = h)$ qu'une transmission arrive en h sauts à sa destination (cf. eq. (8.3)). On peut normaliser ce délai par le critère de capacité ou de fiabilité pour exprimer une distribution des délais qui prenne en compte les ré-émissions nécessaires à une transmission parfaite.

$$P(H = h) = \begin{cases} \overleftarrow{\mathcal{F}_D}(1) \cdot I_D(D_j)/f_R(D_j) & h = 1 \\ \overrightarrow{\mathcal{F}_R}(1) \cdot Q^{h-2} \cdot D \cdot I_D(D_j)/f_R(D_j) & h \geq 2 \end{cases}$$

Ici, le critère de fiabilité est utilisé pour exprimer $f_R(D_j)$ comme la somme des débits normalisés reçus depuis toutes les sources en D_j : $f_R(D_j) = \sum_{\forall S_i} f_R(S_i, D_j)$. Connaissant $P(H = h)$, on peut en déduire la distribution des délais en multipliant les valeurs de $P(H = h)$ par la durée de la super-trame.

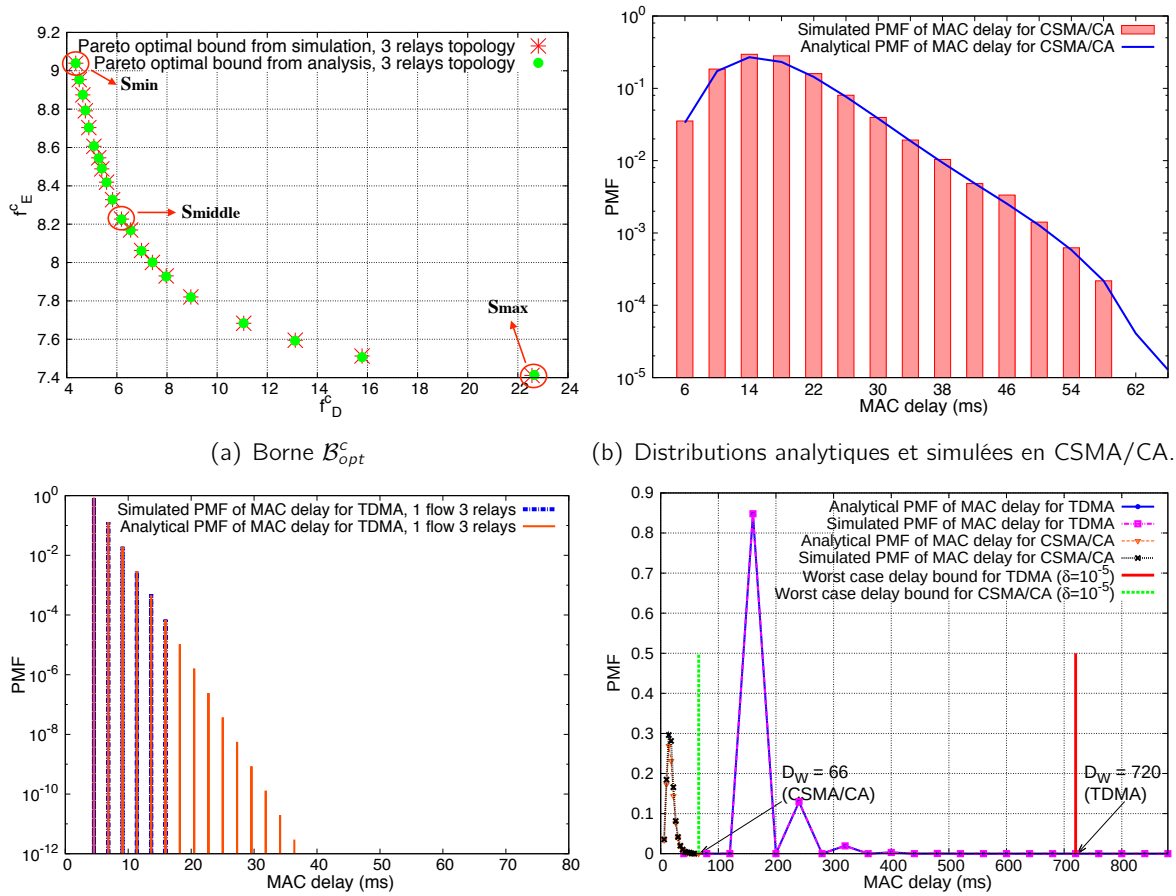
9.2 Comparaison avec la borne en délai pire-cas CSMA/CA

Pour pouvoir comparer la borne pire-cas en TDM à une méthode d'accès aléatoire, nous avons étudié les différents modèles de Markov de la littérature qui permettent d'extraire la distribution des délais pour la méthodes d'accès CSMA/CA. Ces modèles dérivent du modèle de Bianchi [Bia00]. Les deux modèles de distribution que nous avons sélectionnés sont ceux de Zhai et al. [ZKF04] et de Vardakas et al.[VSL08]. Ces deux modèles permettent d'extraire la distribution du délai d'accès au réseau pour un unique émetteur, en présence de nœuds qui saturent le réseau. Dans les travaux [33] et [10], nous avons comparé les deux modèles pour extraire un modèle fidèle à nos simulations. Nous avons sélectionné le plus performant [ZKF04] après avoir adapté certains paramètres de l'inversion numérique de Lattice-Poisson. Nous avons aussi étendu l'analyse à la distribution des délais d'attente dans la file d'attente, et proposé une méthode pour qualifier la qualité du modèle MAC ou de file d'attente utilisé.

Dans [10], une étude préliminaire s'est intéressée au calcul de la distribution des délais de bout-en-bout à deux sauts, c'est-à dire quand les trames de la source sont retransmises par un relais vers la destination. Nous considérons à la fois le délai d'accès MAC et le délai d'attente dans les files pour la source et le

relai. Pour dériver cette distribution, nous avons pris des hypothèses permettant de simplifier le calcul. La première est l'hypothèse d'indépendance des délais de transmissions sur chaque saut et l'autre la nature Poisson de la distribution en entrée de la file d'attente du relai. Nous avons montré que c'est principalement la seconde hypothèse qui induit les différences entre nos simulations et le modèle produit. Notre modèle sous-estime la probabilité des faibles valeurs de délai par rapport aux simulations. Cette erreur est liée en partie au fait que la distribution des arrivées au relais ne soit pas Poisson, mais suive plutôt une distribution log-normale. Cette distribution modélise mieux le fait que les trames perdues sur le premier saut induise un accès au médium plus rapide des trames restantes sur le second saut, et donc diminue leur délai de bout-en-bout.

Nous avons étendu cette étude à une topologie multi-saut dans [6] pour le calcul de la distribution du délai de bout-en-bout de l'accès au médium CSMA/CA uniquement. L'objectif de l'étude [6] était de comparer l'algorithme 2 gouvernant l'accès TDM dans nos travaux antérieurs avec le comportement d'un accès CSMA/CA. Comme dans l'algorithme 2 il n'existe pas de file d'attente, nous avons implanté CSMA/CA sans file d'attente. Si la demande d'accès au médium n'aboutit pas, la trame est perdue.



(a) Borne $\mathcal{B}^c_{opt}$

(b) Distributions analytiques et simulées en CSMA/CA.

(c) Distributions analytiques et simulées en TDM pour S_{min} et un temps slot de 2.1ms

(d) Comparaison des bornes pire-cas pour S_{min}, un temps slot de 10ms et trame de 127 octets

Figure 9.1 – Topologie 1 flux à 3 relais : $\mathcal{B}^c_{opt}$, distribution des délais en TDM et en CDMA, comparaison des délais pire-cas pour $\delta = 10^{-5}$.

Nous avons réalisé notre comparaison pour les topologies 1 flux (cf. figure 8.1(a)) et 2 flux 2 relais (cf. figure 8.2(b)). Pour les deux topologies, nous avons extrait la borne $\mathcal{B}^c_{opt}$ minimisant énergie et délai

moyens. Nous avons alors sélectionné la solutions sur cette borne : les deux extrémums et une solution intermédiaire. Pour ces 3 solutions, nous avons calculé la distribution des délais en TDM et en CSMA/CA. Nous en avons déduit une mesure de délai pire-cas pour $\delta = 10^{-5}$. Un extrait des résultats est présenté pour la topologie 1 flux à 3 relais dans les figures 9.1 et 9.2.

Plusieurs observations découlent des résultats présentés dans ce travail :

— Premièrement, le modèle analytique de la distribution du délai de bout-en-bout en CSMA/CA offre une mesure très proche de la distribution obtenue par simulation dans la figure 9.1(b) (l'erreur quadratique moyenne est de $3.213 * 10^{-2}$). L'hypothèse du traffic Poisson est ici moins critique que pour le modèle complet qui considère à la fois le délai d'attente dans les files et le délai d'accès MAC.

— Deuxièmement, pour les valeurs actuellement utilisées dans la norme IEEE802.15.4e TSCH [80215] (durée du slot de 10ms et trame de taille 127 octets), le délai pire-cas avec notre algorithme TDM est bien plus important que le délai CSMA/CA (cf. figure 9.1(d)). Si l'on réduit la durée du slot TDM à la durée d'une émission de trame avec acquittement en WiFi à 11Mbps (i.e. 0.29ms), on passe à une durée pire-cas en TDM de 20.88ms ce qui devient bien inférieur au délai pire-cas de 66ms en CSMA/CA. On notera que notre algorithme TDM modélise les ré-émissions successives de bout-en-bout nécessaires à l'arrivée des trames.

— Troisièmement, si l'on souhaite augmenter la taille des trames émises (cf. D_W pour 2560 octets), le délai pire-cas en CSMA/CA est quatre fois plus grand que celui en TDM .

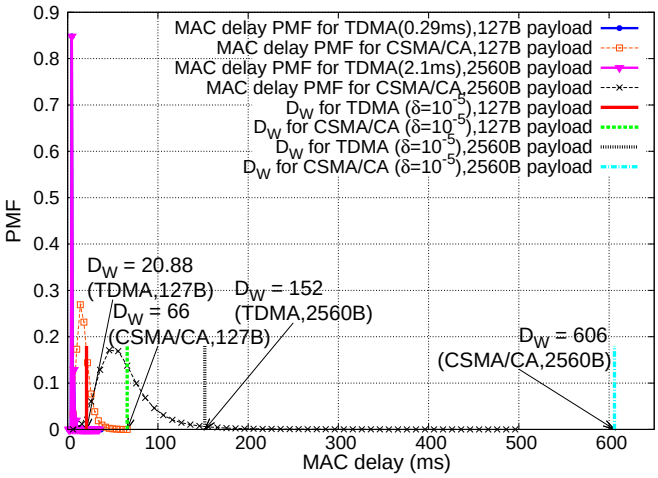


Figure 9.2 – Comparaison des délai pire-cas ($\delta = 10^{-5}$) pour différentes tailles de trame et durées de slot sur la topologie 1 flux à 3 relais.

On peut conclure que la longueur des slots actuels est réellement pénalisante. Cette longueur de slot est nécessaire à la transmission d'une trame de 127 octets à 250kbps avec son acquittement, ce qui dure environ 7 millisecondes, auxquelles il faut ajouter les temps de retournement de la radio. On provisionne également une marge d'une milliseconde en bordure de slot pour être robuste à la dérive due à la faible qualité des quartz embarqués dans les capteurs (∼10ppm). Il est ainsi nécessaire de fournir un algorithme de synchronisation des capteurs qui borne la dé-synchronisation des capteurs deux à deux à une milliseconde afin d'aligner les dates de début d'émission et de début d'écoute au récepteur. La solution de synchronisation actuellement proposée dans TSCH nécessite un envoi de message de synchronisation toutes les 30 secondes pour garantir cet alignement temporel des paires de noeuds communicantes.

Pour pouvoir réduire la durée d'un slot de communication, il faut être en mesure de synchroniser les capteurs avec une précision bien meilleure. Une durée de slot d'une micro-seconde nécessite une qualité de synchronisation de l'ordre de la centaine de nanosecondes. Et bien entendu, un débit d'émission au moins dix fois plus grand, ce qui impose une meilleure résistance à l'étalement de canal subit dans les environnements industriels, et donc des techniques de codage canal plus évoluées.

9.3 Vers une allocation de resources certifiable

Les travaux ont été étendus dans la communication [26] pour avancer sur l'obtention d'une méthode qui permette à la fois de paramétrer l'allocation des slots temps-fréquence dans un réseaux maillé multi-sauts TSCH tout en offrant une méthode de calcul de délai pire-cas probabiliste. Avec cette approche, l'objectif est de produire une méthode d'allocation qui offre à la fois un ensemble de solutions Pareto-optimale mais aussi une mesure sûre du délai pire-cas de communication pour des flux temps-réel.

Comme dans les travaux comparant les performances de TDM et de CSMA, nous avons considéré les topologies élémentaires 1 flux 3 relais (cf. figure 8.1(a)) et 2 flux 2 relais (cf. figure 8.2(b)). Les slots temporels permettant l'émission des sources et relais ont été alloués comme précédemment dans la super-trame : les sources utilisent les premiers slots, suivis par les relais dans l'ordre de leur position vers la destination. Les messages sont ainsi transmis consécutivement de la source, vers les relais et vers la destination dans la même super-trame.

Nous avons voulu observer l'impact de différents paramètres sur l'optimisation des probabilités de routage x_{ij} des relais :

- Nous avons comparé les cas (i) où les x_{ij} sont choisis dans l'ensemble discret $\{0, 1\}$ et le cas (ii) où ils sont choisis dans l'ensemble discret $[0, 0.01, \ldots, 1]$ d'incrément 0.01. On parlera dans le premier cas d'un ordonnancement déterministe, et dans le dernier cas d'un ordonnancement stochastique des émissions.
- Nous avons considéré un lien radio avec une probabilité de succès inférieure à 1. En particulier, nous avons étudié le cas où tous les liens ont un taux d'erreur trame (PER) de 0.1 ou 0.25.
- Dans le cas (ii) et pour un lien radio à pertes, nous avons permis au premier relais d'écouter passivement les trames émises du second relais pour les ré-émettre avec une probabilité de routage non-nulle. On voit alors apparaître une boucle où une trame émise par le relais R_2 à destination de R_3 peut aussi être reçue par le relais R_1 qui peut la ré-émettre. Cette ré-émission peut compenser une perte éventuelle sur le lien entre R_2 et R_3.

Dans ces travaux, nous avons aussi réussi aussi à exprimer la fiabilité exacte de façon analytique (nous n'avions qu'une borne supérieure sur cette valeur dans le cas général des travaux précédents). Cette expression analytique n'est possible que dans le cas où le premier relais peut écouter passivement les trames émises par le 2e relais pour les ré-émettre dans un réseau linéaire 1 flux N relais.

Les tables 9.1 et 9.2 présentent quelques résultats obtenus pour la topologie 1 flux 3 relais. La table 9.1 liste la solution Pareto-optimale unique obtenue pour une ordonnancement déterministe dans le cas où le PER vaut 0.1 et 0.25. Dans les deux cas, seules les probabilités de routage permettant au flux d'aller de la source à la destination en passant par R_1, R_2 puis R_3 valent 1. Les autres probabilités sont nulles. On observe l'impact de la différence de PER sur la fiabilité, le délai et l'énergie moyenne. Ces résultats n'ont rien de surprenant.

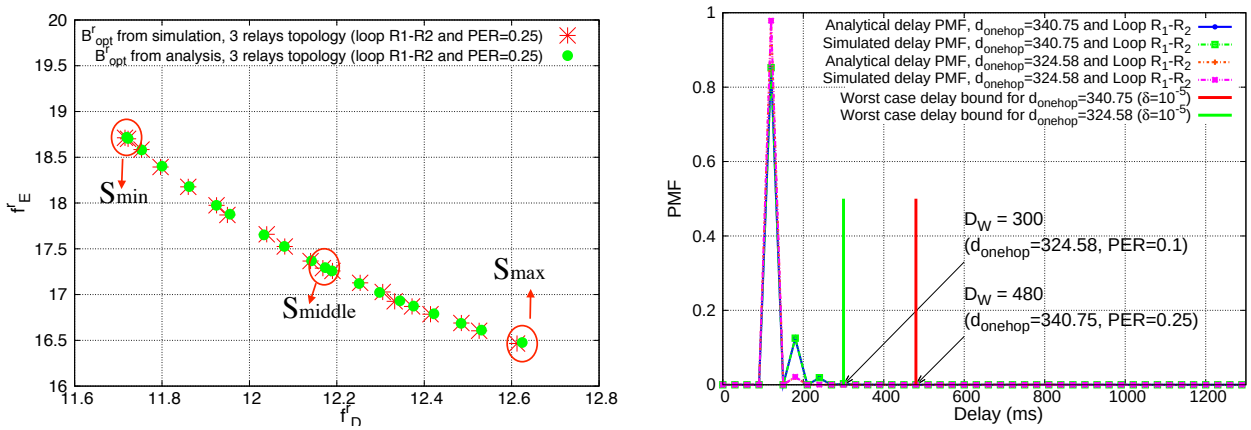
PER	Solution			Critères de performance				
	$x^{12}_{SR_1}$	$x^{23}_{R_1R_2}$	$x^{34}_{R_2R_3}$	f_R	f_D	f_E	f^r_D	f^r_E
0.25	1	1	1	0.3165	4	5.2074	12.6398	16.4551
0.1	1	1	1	0.6561	4	7.2632	6.0965	11.0700

Table 9.1 – Ordonnancement déterministe : description de la solution Pareto-optimale unique pour la topologie 1 flux à 3 relais. Seules les probabilités de routage non-nulles sont présentées. Les critères de performances sont également présentés.

PER	Solution S_{min}				Critères de performance				
	$x^{11}_{SR_1}$	$x^{23}_{R_1R_2}$	$x^{32}_{R_2R_1}$ (loop)	$x^{34}_{R_2R_3}$	f_R	f_D	f_E	f^r_D	f^r_E
0.25	1	1	0.59	1	0.3704	4.3411	6.9338	11.7191	18.7183
0.1	1	1	0.137	1	0.6702	4.0431	7.9327	6.0322	11.8354

Table 9.2 – Ordonnancement stochastique : solution Pareto-optimale S_{min} qui minimise le délai moyen (et maximise l'énergie moyenne) pour la topologie 1 flux à 3 relais. Seules les probabilités de routage non-nulles sont présentées. La probabilité $x^{32}_{R_2R_1}$ représente la boucle passive de ré-émission. Les critères de performances sont également présentés.

C'est en observant les résultats liés à l'ordonnancement stochastique dans la table 9.2 que l'on observe une amélioration de la fiabilité avec la solution Pareto-optimale présentée. Avec des probabilités de routages non binaires, la recherche de compromis entre f^r_D et f^r_E offre un front de Pareto présenté à la figure 9.3-(a) pour PER = 0.25. C'est pour la solution S_{min} qui minimise le délai moyen et maximise l'énergie moyenne que l'on observe que la fiabilité passe de 0.31 à 0.37. Ce gain est directement lié à l'introduction de la boucle entre le relais R_1 et le relais R_2. Ces résultats sont confirmés par nos simulations.



(a) (b)

Figure 9.3 – Dans les deux cas figures, l'ordonnancement est stochastique et une boucle existe entre R_1 et R_2. (a) Front de Pareto pour la topologie 1 flux 3 relais, obtenue pour $PER = 0.25$. (b) Distribution du délai et délai pire-cas pour la topologie 1 flux 3 relais, obtenue avec S_{min} pour $PER = 0.1$ et $PER = 0.25$).

A partir de notre modèle de réseau, il est possible de calculer le délai pire cas de communication qui est représenté dans la figure 9.3-(b). Il est donc possible de certifier un tel réseau sans-fil, tout en optimisant son paramétrage.

9.4 Conclusions

Ces travaux présentent de premières études développées dans le but d'optimiser un réseau sans-fil maillé tout en offrant une garantie temps-réelle pour le transport des flux critiques. Bien entendu, cette modélisation n'est pas parfaite, mais elle constitue une première étape prometteuse. Nous avons montré qu'il est possible de dériver des métriques pire-cas probabiliste fiables en CSMA/CA, mais aussi pour une méthode d'accès TDM. Ces études ont porté sur de petits réseaux, qui se doivent maintenant d'être confirmées pour des réseaux de taille plus importante.

Aussi, les modèles théoriques ont été comparés à des simulations implantées dans un simulateur à événements discrets. Il devient maintenant important de pouvoir comparer les résultats analytiques à des mesures empiriques. Je développerai ce point dans les perspectives de ce chapitre.

La dernière étude de ce chapitre a montré que l'utilisation de probabilités de routage non-binaires permet d'augmenter la fiabilité des transmissions par l'introduction d'une boucle d'écoute passive dans un réseau. Ces résultat n'est pas nouveau et suscite un engouement actuel dans la communauté qui s'intéresse aux réseaux sans-fils déterministes [HT18] [LJKPM18] [KPF$^+$18]. On peut se demander maintenant où placer cette boucle dans le réseau. Intuitivement, il faut qu'elle se trouve aussi près que possible de la source pour réintroduire les trames perdues suffisamment tôt dans le flux. De plus, il est aussi intéressant de placer cette boucle juste avant le lien au taux de perte le plus élevé.

On peut aussi se demander combien de boucles pourraient être mises en œuvre dans un réseau. De plus, si plusieurs chemins se croisent, il devient possible de déployer des réseaux où l'écoute passive permet d'introduire de la redondance à faible coût. Cette problématique rejoint de travaux actuellement en cours sur la création des allocations de resources pour créer des chemin diffusants multiples dans un réseau utilisant le protocole de routage RPL [LJKPM18][KPF$^+$18]. Ils rejoignent aussi une question que j'ai abordée dans mes travaux liés au routage par gradient [49][45].

Une autre remarque sur ce travail concerne une adaptation plus pratique qui pourrait par exemple s'implémenter avec une solution 6TiSCH. La solution proposée ici n'exploite pas les 16 canaux de communication orthogonaux disponibles avec la couche TSCH pour la création de la slotframe (i.e. la super-trame de TSCH). Dans la solution proposée ici, si le relais R_1 entend une trame de R_2, celle-ci ne pourra être transmise que dans la slotframe suivante. Ceci introduit un délai important puisque le duty cycle typique est de l'ordre du pourcent. Il est alors important de placer toutes les ré-émissions dans la même slotframe dans le création du schedule comme proposé dans [HT17]. Pour y arriver, on peut s'appuyer sur la métrique ETX qui caractérise pour un lien le nombre moyen d'émissions nécessaires à la réception d'une trame. Avec cette métrique, on a un idée du nombre maximal de ré-émissions nécessaires. Avec TSCH, nous avons aussi une information supplémentaire qui n'est pas prise en compte dans notre modèle : chaque trame est acquittée. Ainsi si R_1 entend l'acquittement de R_3, il n'a pas à ré-émettre. Il serait intéressant de dériver une allocation qui provisionne ETX-1 passages dans une boucle sur les canaux logiques adjacents, et ce avant un lien qui présente un ETX élevé sur un chemin. Et bien entendu, de modéliser les performances d'une telle allocation pour en extraire un délai pire cas de communication.

Chapitre 10

Perspectives de la partie II

Dans cette partie, j'ai développé les grandes lignes des recherches que j'ai menées pour caractériser la performance de réseaux sans-fils maillés. Je m'y suis intéressée à la fois :

- à la définition de modèles stochastiques de ces réseaux basés sur des chaines de Markov,
- mais aussi à la mise en oeuvre de ces modèles pour pousser l'IoT industriel vers un déploiement permettant le transport de flux temps-réel critiques.

Je souhaite poursuivre mes recherche dans les prochaines années sur ces deux thématiques. Dans un soucis de cohérence, je développerai d'abord mes perspectives autour de l'IoT temps-réel, puis dans le développement de modèles stochastiques de réseaux.

10.1 Vers l'IoT temps-réel pour l'embarqué critique.

10.1.1 Contexte

Les réseaux embarqués temps-réel sont utilisés par nombre de systèmes critiques de nos jours. Les plus critiques d'entre eux ont développé des méthodes mathématiques pour certifier le comportement temps-réel du réseau. Je pense notamment aux méthodes de calcul basées sur le calcul réseau [HCF06] ou sur l'approche par trajectoires [HBF10] dans les réseaux avioniques.

Actuellement, l'industrie se tourne vers le déploiement de réseaux sans-fil déterministes pour simplifier la maintenance de ses installations, mais aussi augmenter le nombre de points de mesures en déployant en nombre des capteurs sans-fil. Pour rendre ces réseaux de capteur déterministes, des solutions IoT industrielles basées sur le protocole TSCH de l'IEEE802.15.4e [80215] ont été développées telles que WirelessHART [Wir11], ISA-100.11a [ISA11] ou encore 6TiSCH [DWVT14]. Si l'on souhaite déployer ces réseaux dans un environnement embarqué tel qu'un avion ou encore dans un véhicule connecté, pour transporter en partie ou totalement les flux temp-réels critiques, il est obligatoire de proposer à l'industrie une méthode de calcul de délai pire-cas de communication qui représente une borne sûre pour la méthode d'accès employée et la couche physique utilisée.

C'est en combinant mes recherches liées à la modélisation des performances de réseau maillé sans-fil, l'optimisation multicritère des performances d'un réseau et mes premières recherches dans le monde des systèmes embarqués temps-réel que j'ai construit un programme de recherche visant à répondre à cette

problématique. Le chapitre 9 présente les premières études que j'ai menées en ce sens. Pour aller plus loin dans l'industrialisation des réseaux sans fils de l'IoT, je projette de travailler sur le projet de recherche que j'ai proposé à l'ANR dans le cadre d'une collaboration franco-chinoise l'an dernier. Il n'a pas été financé mais reflète clairement mon ambition. Un résumé de cette proposition est présenté dans la suite de cette partie.

10.1.2 Certification temps-réelle de réseaux de capteurs maillés.

Le projet CLOcK (i.e. *CertifiabLe hard real-time internet Of things networK*) a pour objectif de proposer un cadre complet permettant de calculer un délai pire-cas de communication dans un réseau maillé sans-fil, et ce pour les principales technologies de communication disponibles actuellement. Une composante importante du projet cherche à valider en simulation mais surtout par des expérimentations les modèles théoriques dérivés ici. C'est principalement vers cette phase d'expérimentation que je souhaite orienter mes recherches par la suite, pour conforter et ajuster les modèles théoriques actuels et futurs.

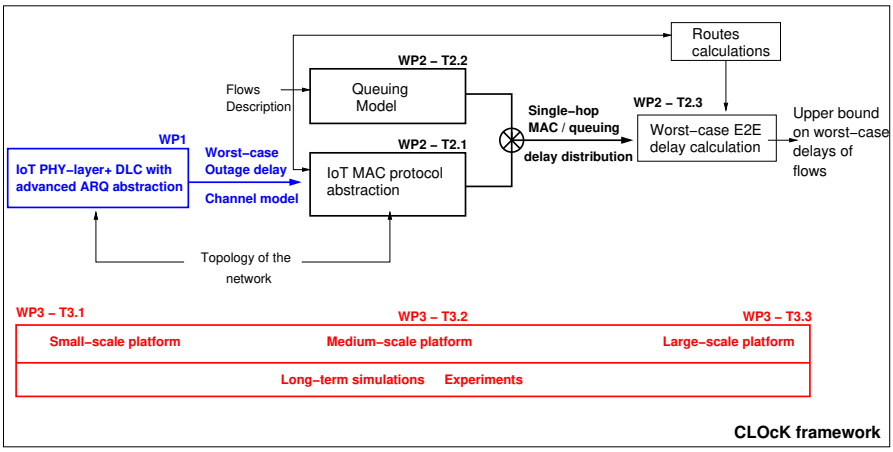


Figure 10.1 – CLOcK certification framework.

La figure 10.1 représente l'articulation des différents lots (WP) et tâches du projet. Le WP1 propose de dériver un modèle analytique de la distribution des délais de communication sur un saut pour les couches physiques de l'IEEE 802.15.4-2015 principalement. Dans ce WP, on se concentre sur le délai pire-cas pour un seul saut, en prenant en compte les mécanismes avancés de liaison de donnée de type ARQ. On s'inspirera bien entendu de la littérature scientifique pour dériver ces modèles, mais aussi on les expérimentera avec différentes interfaces radio disponibles. Une collaboration avec Charly Poulliat de l'équipe SC de l'IRIT est prévue sur ce lot 1. Dans les travaux présentés dans la deuxième partie de ce manuscrit, la probabilité de succès utilisée pour caractériser les liens est une moyenne. Comme je l'ai présenté dans [38], il serait intéressant de connaitre plus finement la distribution des délais sur un saut pour la prendre ne compte dans un calcul de délai pire-cas.

Le second lot se concentre sur la modélisation stochastique des protocoles de la couche MAC et leur impact sur le délai d'attente dans les files sur un saut. Ces travaux ont déjà été bien avancés dans la thèse de Qi. Le coeur du problème de ce lot est la dérivation d'un délai pire-cas de communication pour un flux multi-sauts. Comme nous l'avons montré précédemment, dans un réseau chargé, le délai qui prédomine est le délai d'attente dans les files. Or, la perte de messages sur un lien change la loi d'arrivée des messages sur

le noeud relais et l'hypothèse d'un traffic Poisson ne tient plus. Il faudra alors s'intéresser à la dérivation de la distribution des délais sous une hypothèse d'arrivée générale, ou avec un modèle de file d'attente avec abandon. La dernière partie du second lot s'intéresse à la modélisation des performances quand plusieurs flux partagent le réseau. Les différents modèles développés dans le second lot seront validé par simulations et par expériences.

Il est très difficile d'exhiber un pire cas de communication par simulation, et encore plus par expérimentation. C'est néanmoins l'objectif du troisième lot qui a pour objet de simuler et de mesurer la distribution des délais. Des mesures sur de petites plateformes présentes déjà à l'ENSEEIHT ou à l'IUT de Blagnac sont prévues pour valider les modèles à un saut du lot 1. Des mesures à plus grande échelle sont prévues sur la plateforme ouverte expérimentale FIT IoT-LAB [1] pour valider les modèles du lot 2. Que ce soit en mesure ou en simulation, nous chercherons à nous placer dans des conditions permettant d'observer un pire cas. Il faudra principalement lancer des expériences à long terme pour cela. Il faudra aussi contrôler le niveau d'interférence pour caractériser la distribution des délai d'une communication à un saut pour différents modes et canaux de communication. Pour valider les modèles de couche MAC non-déterministes, on fera aussi varier le nombre de flux ainsi que leur charge. Ces mesures permettront d'affiner nos modèles pour calculer des distribution des délais réalistes, et ainsi en déduire pour ces technologies une méthode de certification des délais pire-cas de communication.

10.2 Modèles stochastiques pour les réseaux dynamiques

Comme je l'ai évoqué dans l'introduction de ce manuscrit, il y a une part de mes activités de recherche que j'ai choisies de ne pas détailler ici. Ces activités sont liées à la modélisation de réseaux dynamiques et les perspectives de ces travaux sont introduites ici après une mise en contexte.

10.2.1 Contexte

Je me suis intéressée à ces réseaux à la fin de la thèse de Mary. Elle a choisi, dans la dernière partie de sa thèse, de développer un modèle capable de représenter les performances d'un réseau tolérant en délai où les nœuds mobiles ne peuvent s'échanger des données que quand ils sont suffisamment proches. Un modèle stochastique de diffusion de ces messages de proche en proche a été défini dans [36] où la probabilité d'échange d'un message entre deux nœuds dépend de la probabilité qu'ils ont de se rencontrer. Ces travaux ont suscité un intérêt grandissant pour moi pour la modélisation de grands réseaux de nature diverse, que les nœuds soient mobiles, que le réseau soit potentiellement déconnecté, composé de lien hétérogènes ou représente en fait autre chose que les réseaux de communication.

Par la suite, c'est dans la thèse de Qiankun [82] que nous avons imaginé un réseau tolérant au délai déployé via le réseau de bus d'une ville pour offrir un mode alternatif de transport de données volumineuses, voire intégrer une plate-forme de services numériques que les usagers peuvent utiliser à bord du bus. [30][27].

En parallèle, j'ai monté avec plusieurs partenaires Européens un projet de recherche CHIST-ERA nommé MACACO qui avait pour but de développer des stratégies de déchargement du réseaux cellulaires vers d'autres réseaux d'accès sans-fils. L'intérêt du projet était de modéliser finement le comportement des

1. https://www.iot-lab.info/

utilisateurs (i.e. leur mobilité, leur connectivité réseau, etc.) ainsi que le contenu des données à transmettre pour pouvoir efficacement pré-charger des données sur le réseau d'accès WiFi, et ce avant que l'utilisateur ne soit servi plus que par le réseau cellulaire. Ce projet a commencé par une collecte importante de données pour mettre en place des méthodes d'apprentissage de leur comportement, et ainsi préparer le déchargement dans le temps [22]. Cette modélisation du comportement dynamique des utilisateurs a même débouché sur une collaboration avec l'université de Sapienza sur l'apprentissage des traits psychologiques à travers l'analyse de la mobilité des utilisateurs [87].

En d'autres mots, je m'intéresse ici à la modélisation de systèmes que l'on peut représenter sous la forme d'un grand graphe, dont les arêtes représentent par exemple la mobilité des sommets, ou encore l'importance de la relation entre les sommets. Ces arêtes peuvent être dirigées ou non.

Dans la suite, je présente le sujet de recherche sur lequel j'ai commencé à travailler avec la thèse de Samer [81] (projet GOMOBILE) et que je compte faire progresser dans les prochaines années à l'aide du financement GOIA que nous venons d'obtenir pour financer une nouvelle thèse à la rentrée 2019. Ces deux projets sont soutenus par l'Université Fédérale de Toulouse et la région Occitanie. Ces travaux sont menés dans le cadre d'une collaboration avec Dima Shepelyansky et Klaus Frahm du laboratoire de Physique Théorique de l'Université Paul Sabatier. Ils s'appuient sur la matrice de Google, qui n'est autre qu'une chaine de Markov représentant le déplacement d'un surfeur sur une graphe dirigé. A chaque sommet, le surfeur choisit soit de suivre le graphe (en sélectionnant de manière équiprobable une des arêtes de sortie) soit de se faire télé-porter sur un autre sommet choisi aléatoirement de façon uniforme. Je présente dans la suite le contenu du projet GOIA qui démarrera à la rentrée avec le début de la thèse de Justin Loye.

10.2.2 GOIA : Matrice de Google pour l'Intelligence Artificielle

Nombre de nos sources de connaissance peuvent être organisées sous la forme de graphes dirigés de grande taille. On pense naturellement à l'Internet et à sa structure hyper-liée grâce au mécanisme des URLs. Mais on peut aussi organiser des connaissances médicales (génomique du cancer, virologie, etc), économiques (échanges de biens et flux financiers), artistiques (histoire de la peinture) ou représentant les interactions humaines (réseaux sociaux). On peut aussi représenter la mobilité humaine comme une séquence de lieux de passage visités successivements.

Ces réseaux peuvent être modélisés par de grands graphes orientés dont les sommets représentent les nœuds et les arcs orientés les liens. Ces graphes sont souvent dynamiques, ce qui signifie que l'ensemble des sommets et des arcs orientés évolue au fil du temps (i.e. des sommets ou des arcs peuvent apparaître ou disparaître). Il sera fondamental dans un futur proche de pouvoir extraire rapidement de l'information cohérente et synthétique de ces grands graphes pour qu'une intelligence artificielle puisse mieux les exploiter en temps-réel.

Dans le cadre de cette collaboration avec Dima et Klaus, je me suis intéressée ces dernières années à extraire de ces grands graphes des vues thématiques. Ces vues thématiques sont modélisées par des réseaux, les sommets représentant l'ensemble des entités étudiées et les arcs une mesure de l'influence relative entre les sommets. On peut aussi décrire ces vues thématiques comme des sous-graphes du grand graphe complet d'origine. Ces vues thématiques sont en réalité une version réduite de la matrice de Google qui caractérise finement les interactions entre les sommets.

Dans les travaux de la thèse de Samer, nous avons défini des vues thématiques pour synthétiser les

connaissances enregistrées dans Wikipedia. Nous avons par exemple construit une matrice réduite entre les principaux groupes terroristes du globe [4], entre un ensemble de peintres [1] ou encore entre un ensemble de nations pour étudier leurs interactions géopolitiques [5] [2]. La construction de cette vue thématique se base sur l'algorithme REGOMAX [7].

Le projet GoIA a pour objectif de proposer un nouveau modèle de construction de ces sous-réseaux thématiques pour qu'une intelligence artificielle puisse bénéficier en temps-réel de sa capacité d'analyse et de synthèse des connaissances. On s'appuiera naturellement sur l'algorithme REGOMAX, mais on cherchera aussi à proposer une alternative qui soit en mesure à la fois de construite le sous-réseau (i.e. sélectionner les nœuds du sous-réseau) et la vue thématique correspondante.

Actuellement, REGOMAX permet de calculer une matrice réduite qui représente les interactions et des relations d'influence qui existent entre un sous-ensemble de nœuds du grand graphe. Ce sous-ensemble (i.e. notre vue thématique) se construit pour un grand graphe dirigé donné et pour un ensemble de nœuds thématiquement proches choisis arbitrairement. Par exemple, on peut définir une vue thématique des peintres de la Renaissance en sélectionnant dans une premier temps les nœuds d'un réseau dirigé tel que Wikipedia qui font référence à des peintres de la renaissance, et dans un second temps en construisant la vue thématique correspondante avec l'algorithme REGOMAX. Cet algorithme réalise une réduction de la dimensionalité de la matrice de Google et permet d'extraire les interactions directes et indirectes entre les nœuds du sous-réseau thématique des peintres de la Renaissance.

A l'heure actuelle, nous ne sommes pas en mesure de construire ce sous-réseau thématique automatiquement. En d'autres termes, la sélection des nœuds constituant le sous-réseau thématique est faite manuellement et nécessite donc une expertise humaine dédiée. Pour que ces vues thématiques puissent être extraites par une intelligence artificielle, il faut lui donner les moyens pour un thème donné de construire le sous-réseau correspondant automatiquement. Mais la tâche est ardue quand le réseau dirigé comporte plusieurs millions de nœuds. De plus, si le réseau étudié est dynamique, il est nécessaire de capturer l'impact des changements sur la vue thématique à moindre coût algorithmique.

Les deux objectifs sont donc de définir des méthodes et modèles capables :

- d'extraire automatiquement un ensemble de nœuds liés thématiquement du grand graphe dirigé pour un thème donné, ou à partir d'un premier sous-réseau partiel.
- de mettre à jour efficacement une vue thématique suite à une évolution connue du grand graphe dirigé.

Le premier point est lié à la problématique d'extraction de communautés dans les grands graphes, mais aussi à l'étude des vecteurs propres d'ordre supérieur de la matrice de Google. Le second point permettra de prendre en compte la dynamicité du grand graphe et ainsi de construire une vue thématique également dynamique.

Le projet GoIA a pour objectif d'offrir de nouveaux outils d'analyse de grands graphes dirigés en exploitant les propriétés de la matrice de Google. Une application possible est par exemple, pour un graphe dirigé donné, de pouvoir à partir d'un noyau de noeuds créer un sous-graphe thématique cohérent. Cette possibilité permettra par exemple d'extraire automatiquement d'un graphe social les individus liés entre eux par des interactions indirectes notables et présentant une idéologie commune. On pourra aussi comprendre comment l'arrivée d'un noeud dans le graphe modifie les interactions dans la vue thématique. On pourrait alors imaginer une application liée à la recherche de groupes terroristes dans les réseaux sociaux ou encore la détection d'individus source de contre-vérités (i.e. *fake news*) ou de calomnies.

Troisième partie

Notice individuelle et liste des publications.

Chapitre 11

Notice individuelle

11.1 Curriculum Vitæ

Katia Jaffrès-Runser,
Maître de Conférences, Section CNU 27 Informatique
`http://www.irit.fr/~Katia.Jaffres/`

Etablissement d'affectation :
Institut National Polytechnique de Toulouse (Toulouse INP)
École Nationale supérieure d'Electrotechnique, d'Electronique, d'Informatique, d'Hydraulique et des Télécommunications (ENSEEIHT)
Département Sciences du Numérique

Laboratoire d'affectation :
Institut de Recherche en Informatique de Toulouse (IRIT)
Département Architecture, Systèmes, Réseaux (ASR)
Equipe "Réseaux, Mobiles, Embarqués, Sans fil, Satellites" (RMESS)

11.1.1 Expérience Professionnelle

Depuis le 1er septembre 2011
Maître de Conférences, Toulouse INP-ENSEEIHT
Département Télécommunications et Réseaux, intégré au nouveau département Sciences du Numérique en 2017

1er semestre 2011
Post-doctorant au laboratoire CITI / INSA de Lyon, équipe projet INRIA SWING
Participation au consortium **GreenTouch** (`http://greentouch.org`)
Décembre 2009 - Décembre 2010
Chercheur sous contrat au laboratoire CITI / INSA de Lyon, membre de l'équipe INRIA SWING
Dernière année du Financement Européen **FP6 Marie-Curie International Outgoing Fellowship**
Avril 2007 - Mars 2009
Chercheur sous contrat au laboratoire CITI / INSA de Lyon, membre de l'équipe INRIA ARES

détaché au laboratoire WNet, Stevens Institute of Techonology, Hoboken, NJ, USA
Financement Européen **FP6 Marie-Curie International Outgoing Fellowship** de 3 ans

Juin 2006 - Janvier 2007

Post-doctorat au laboratoire WNet, **Stevens Institute of Technology**, Hoboken, New-Jersey, USA
Supervision de Pr Cristina Comaniciu. Financement Office of Naval Research (ONR)
Sujet *Cross-Layer Cooperation for Energy Efficiency in Wireless Sensor*

Septembre 2002 - Octobre 2005

Doctorat à **l'INSA de Lyon**,
Thèse effectuée au laboratoire CITI de l'INSA de Lyon, dans le projet ARES de l'INRIA Rhône-Alpes.
sous la direction de Pr. Jean-Marie Gorce et Pr. Stéphane Ubéda
Sujet *Méthodologies pour la planification de réseaux locaux sans-fil*
Monitorat, en Informatique, INSA de Lyon, France.

Interruptions de carrière

- Deux congés de maternité : 3 mois en 2007 et 7 mois en 2009.
- Relocalisation aux USA (nov. 2005 à mai 2006).

11.1.2 Diplômes

2002-2005

Doctorat, Institut National des Sciences Appliquées de Lyon (INSA), France.

Date et lieu	le 27 octobre 2005, à l'INSA de Lyon, salle René Char.
Intitulé	Méthodologies pour la planification de réseaux locaux sans-fil
Directeurs	M. Jean-Marie Gorce, Maître de Conférences, INSA Lyon,
	Pr. Stéphane Ubeda, Professeur, INSA Lyon.
Jury	Pr. Alexandre Caminada, Professeur, UTBM Belfort, France (Rapporteur),
	M. Jean-Marie Gorce, Maître de Conférences, INSA Lyon, France (Directeur),
	Pr. Xavier Lagrange, Professeur, ENST Bretagne, France (Rapporteur),
	Pr. David Simplot-Ryl, Professeur, U. de Lille, France (Président du jury),
	Pr. Stéphane Ubeda, Professeur, INSA Lyon, France (Directeur),
	Pr. Rodolphe Vauzelle, Maître de Conférences, U. de Poitiers, France (Examinateur).

Obtenu avec les Félicitations du Jury

2001-2002

DEA Images et Systèmes, INSA de Lyon, France, Mention Très Bien.

Intitulé	Algorithme de planification WLAN utilisant le modèle de propagation MR-FDPF.
Directeur	M. Jean-Marie Gorce (Maître de conférences, INSA Lyon).

1997-2002

Diplôme d'ingénieurs en Télécommunications, INSA Lyon, Rang 2/50, Félicitations du Jury.

Mémoire	Algorithme de planification WLAN utilisant le modèle de propagation MR-FDPF.
Directeur	M. Jean-Marie Gorce (Maître de conférences, INSA Lyon).

Juin 1997

Baccalauréat S, option Technologie Industrielle, spécialité Mathématiques, Mention Très Bien
Lycée Jean Mermoz, Saint-Louis (68), France.

11.1.3 Distinctions

- Septembre 2017 : Obtention de la Prime d'Encadrement Doctoral et de Recherche (PEDR) avec un avis global B.

- La communication "RECAST : Telling Apart Social and Random Relationships in Dynamic Networks" [32] a été listée parmi les 3 meilleures publications de la conférence ACM MSWiM 2013.

- Septembre 2013 : Obtention de la Prime d'Excellence Scientifique (PES) avec un avis global A

- MCCA Micro travel grant de 400€pour assister au workshop N2Women que j'ai co-organisé à Chicago en août 2014.

- Juin 2010 : Les travaux d'Anya Apavatjrut présentés à la conférence IEEE WoWMoM ont obtenu le Best PhD Presentation Award du PhD. Forum à Montréal au Canada.

- Janvier 2005 : *Prix de l'innovation STIC* aux 12e Carrefours de la Fondation Rhône-Alpes Futur pour "le Dimensionnement et planification des réseaux sans fil de type WiFi", avec J.-M. Gorce et G. De La Roche.

- Avril 2003 : *Best Paper Award on Propagation* à IEE International Conference on Antennas and Propagation, Exeter, UK :"An adaptative multi-resolution algorithm for 2D simulations of indoor propagation".

11.2 Enseignement

11.2.1 Enseignements effectués à l'ENSEEIHT

La figure 11.1 présente les cours avec leur volume d'heures équivalent TD que j'ai enseignés depuis mon arrivée à l'ENSEEIHT. On notera une augmentation importante de la ma charge en 2017-2018 et 2018-2019 qui s'expliquent par la période de transition liée à la fusion des deux départements IMA et TR. En 2017-2018, nous avons joué la première année du nouveau département SN, en gardant les 2A et 3A des départements TR identiques. En 2018-2019, nous avons joué la 2SN en gardant la 3TR d'origine. A la rentrée prochaine, nous aurons fini cette période transitoire. Plusieurs enseignements (∼50 ETD) donnés en 3ème année disparaitront alors de ma charge.

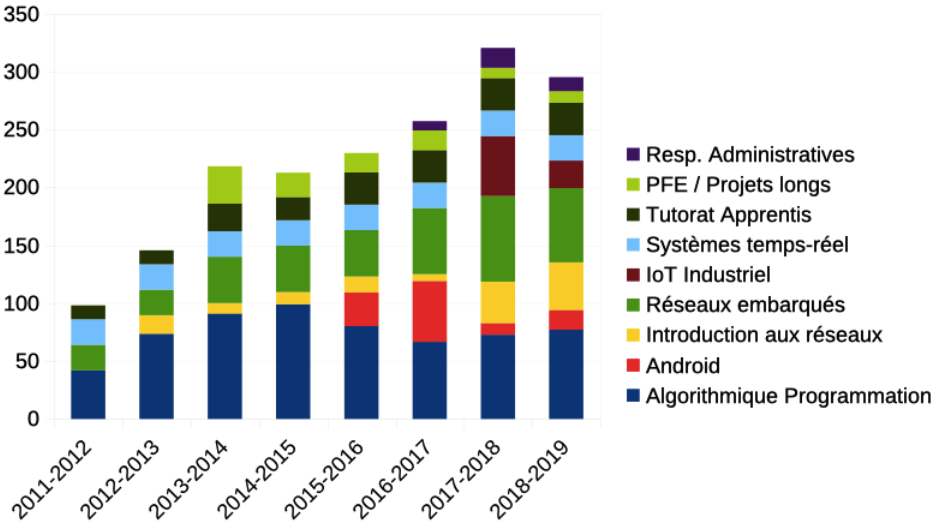


Figure 11.1 – Evolution de ma charge à l'ENSEEIHT

La création du nouveau département a aussi vu la création et ma participation à deux nouveaux Masters : le Master REOC de la mention Télécommunications que je gère en commun avec l'INSA, et le Mastère IoT porté par l'INSA dans laquelle je donne des enseignements liés à l'IoT Industriel. J'interviens aussi depuis 2014 dans le Master Systèmes Embarqués porté par l'ISAE.

11.2.2 Montage de programmes d'enseignement

- Proposition et montage en 2018 d'un DU d'un an sur la "Concepteur de systèmes IoT pour l'Industrie" pour la formation continue dans le domaine de l'Internet des Objets. Le DU a pour objectif de former des informaticiens à l'ensemble des outils du monde de l'IoT, du capteur au framework IoT, en passant par l'analyse de données. L'objectif de la formation est de donner les bases permettant au diplômé de comprendre les tenants et les aboutissants de la conception d'un système IoT industriel. La formation ouvrira en septembre 2019. Un financement de 34000 euros a été obtenu de la DIRECCTE Occitanie dans le cadre de l'appel "AAP 2018 "Accompagnement des mutations économiques et développement de l'emploi".

- Participation à la définition de la nouvelle maquette du parcours de 3SN “Systèmes embarques et IoT Industriel (SEmbIIoT)" en 2018. Ouverture à la rentrée 2019.

- Création de l'UE “IoT Industriel et Usine du Futur" de 64h en 2017 pour le parcours "Systèmes et Réseaux Embarqués" du département TR et qui sera jouée dans le futur parcours “Systèmes embarques et IoT Critique" à partir de 2019.

- Participation à l'élaboration du parcours de M2 “Réseaux Embarqués et Objets Connectés" de la Mention Réseaux et Télécoms du site toulousain. Ce parcours est co-accrédité avec l'INSA de Toulouse et va ouvrir en septembre 2016.

- Montage d'une UE optionnelle sur l'IoT Critique pour le Mastère spécialisé IoT porté par l'INSA de Toulouse en 2016.

- Co-création et co-gestion de l'UE “Programmation impérative" pour les 175 étudiants de 1SN en 2017.

- Montage des cours “Systèmes temps réels" et “Réseaux embarqués" pour la 3e année de la formation par apprentissage “Informatique et Réseaux" en 2011.

11.2.3 Tâches administratives ENSEEIHT

Responsabilités récurrentes

- Responsable du parcours de 3e année “Systèmes Embarqués et IoT Industriel" du département Sciences du Numérique (anciennement Systèmes et Réseaux Embarqués au département Télécommunications et Réseaux) depuis 2017.

- Responsable du M2 “Réseaux Embarqués et Objets Connectés" de la Mention Réseaux et Télécoms pour l'ENSEEIHT. Ce parcours est co-accrédité avec l'INSA de Toulouse depuis septembre 2017.

- Co-gestion du bureau du Vivier des section 26 et 27 de Toulouse INP avec Philippe Queinnec depuis 2016.

- Correspondant ENSEEIHT de la Mission Handicap de l'INP. Suivi, avec Ronan Guivarch, des étudiants en situation de handicap à leur demande. Aide à l'organisation d'actions de sensibilisation au handicap. Relations avec les missions handicap des entreprises.

- Siège au CEVE de l'ENSEEIHT pour le département Télécom et Réseaux.

Tâches ponctuelles

- Co-animation avec Marc Pantel du groupe de travail sur la procédure d'orientation des 175 étudiants de 1SN dans les 6 parcours de spécialité de 2e année en 2017. Mise en oeuvre de la procédure choisie pour l'orientation de la première promotion du département SN (Sciences du Numérique).

- Co-animation avec Marc Pantel du groupe de travail sur la procédure de réorientation des étudiants de 2SN dans les 6 parcours de 3e année en 2018.

- Membre de la commission interdisciplinaire chargée des avancements de grade à l'INP en 2015.

11.3 Co-encadrements

11.3.1 Post-doctorants

- Mr. Tao Peng (janv. 2015 - avril 2016) : “Context and content aware data offloading". Financement du projet CHIST-ERA MACACO et COFUND PRESTIGE. Je le co-encadre avec Gentian Jakllari, mon collègue de l'IRIT. Tao a travaillé sur la conception et le développement d'une application Android capable de :

- mesurer l'activité de son utilisateur en terme d'usage des données et de contexte d'utilisation,
- prédire les situations où l'utilisateur perd sa connectivité WiFi pour passer en cellulaire,
- précharger les applications qui vont vraisemblablement nécessiter des données après la déconnection WiFi.

- Mr. François Despaux (oct. 2015 - sept. 2016) : “Synchronisation fine d'un réseaux de capteurs pour la localisation TDOA". Financement DIGIFAB de la région Midi-Pyrénées. Je le co-encadre avec Adrien van den Bosche et Thierry Val. François développe une solution protocolaire pour synchroniser un ensemble d'ancres nécessaires à la localisation TDOA d'un tag mobile. Il a passé les trois premiers mois à travailler chez le partenaire industriel, la société Maple HT.

11.3.2 Doctorants

- Mme Oana Hotescu (sept. 2016 -) : “Quality of Service pour les réseaux embarqués avioniques", co-encadrée à 40% avec Jean-Luc Scharbarg et Christian Fraboul, IRIT-ENSEEIHT.

- Mr. Samer El Zant (sept. 2015 - 6 juillet 2018) : “Google matrix analysis of Wikipedia networks", co-encadré à 50% avec Dima Shepelyansky, Laboratoire de Physique Théorique, CNRS - Université Paul Sabatier.
ATER à l'ENSEEIHT en 2018/2019.

- Mr. Qiankun Su (sept. 2013 - 19 mai 2017) : “Mobile Data Offloading via Urban Public Transportation Networks", co-encadré à 40% avec Gentian Jakllari et Charly Poulliat, IRIT-ENSEEIHT.
Actuellement lecturer à Jimei University, China.

- Mme Nesrine Badache (sept. 2011 - 27 mai 2016), “Allocation temporelle de systèmes avioniques modulaires embarqués", co-encadrée à 33% avec Jean-Luc Scharbarg et Christian Fraboul, IRIT - ENSEEIHT.
Actuellement ingénieur de recherche et développement chez CS, Toulouse.

- Mme Qi Wang (sept. 2010 - 27 mai 2015), “Performance Evaluation and Optimization Algorithm in Multi-hop Wireless Networks", co-encadrée à 50% avec ZhongCheng Li, Institute of Computing Technology, Chinese Academy of Science, Pékin, et Christian Fraboul, IRIT-ENSEEIHT.
Actuellement chercheur, Institute of Computing Technology, Chinese Academy of Science, Pékin.

- Mme Mary Schurgot (nov. 2008 - 26 avril 2012), “Multiobjective performance evaluation in wireless ad hoc networks", co-encadrée à 50% avec Cristina Comaniciu, Stevens Institute of Technology, NJ, USA.
Actuellement R&D Technical Director chez LGS Innovations, Florham Park, NJ, USA.

- Mme Anya Apavatjrut (sept. 2007 - 12 juillet 2011), “De l'usage des codes fontaines dans les réseaux de

capteurs multisauts", co-encadrée à 20% avec Claire Goursaud et Jean-Marie Gorce, Inria SWING, INSA Lyon.
Actuellement lecturer à Faculty of Engineering, Chiang Mai University, Thaïlande.

11.3.3 Stages de Master

Depuis mon arrivée a l'ENSEEIHT

- Mme. Oana Hotescu (2016)
"Validation d'une solution de synchronisation distribuée pour les réseaux de capteurs sans-fil". Ce travail a donné lieu à la publication [24].

- M. Fadel Abdallah (2014)
"Interconnexion de réseaux sans-fils et de réseaux embarqués".

Avant mon arrivée a l'ENSEEIHT

- Seyhun M. Futaci, (2006-2008)
"On Modeling Energy-Security Trade-offs for Distributed Monitoring in Wireless Ad hoc Networks' Co-encadrement (50%) avec Cristina Comaniciu (Master Electrical Eng., Stevens Institute of Technology). Ce travail a donné lieu à la publication [48].

11.4 Responsabilité de projets de recherche

J'ai eu l'occasion de participer à plusieurs projets de recherche au début de ma carrière. Pour pouvoir financer mes recherches aux Etats-Unis après mon doctorat, j'ai répondu à l'appel à projet Marie Curie OIF. Ce projet Européen a été sélectionné et m'a permis de travailler deux ans de plus au Stevens Institute of Technology. Cette expérience m'a conforté dans mon envie de porter et déposer d'autres projets pour soutenir mes travaux. Ainsi, depuis mon arrivée à l'ENSEEIHT, j'ai pu porter des projets de dimension régionale ou Européenne.

11.4.1 Depuis mon arrivée à l'ENSEEIHT

CHIST-ERA MACACO (nov. 2013-oct. 2017) `-http://macaco.inria.fr-` 147 k€
Ce projet Européen s'intitule "Mobile context-Adaptive CAching for COntent-centric networking". Il regroupe 5 partenaires Européens et un partenaire Brésilien. Le coordinateur du projet est l'Inria et je suis responsable du projet pour l'ENSEEIHT, et responsable d'un work package scientifique. Le financement, comme pour tous les projets du programme CHIST-ERA, est apporté directement par les agences nationales. C'est donc l'ANR qui finance ces travaux.
Ce projet contribue à la définitions d'algorithmes avancés de délestage du réseau cellulaire au profit des réseaux de type WiFi en exploitant la connaissance fine du comportement des utilisateurs. Ce comportement fin est modélisé connaissant i) le contexte d'utilisation et ii) le contenu des échanges des utilisateurs de smartphones. Le bénéfice attendu est une réduction des débits de pointe des opérateurs cellulaires et

une meilleur qualité d'expérience pour les utilisateurs. Le projet a financé le post-doctorat de Tao Peng et plusieurs stages (Master, PFE).

COFUND PRESTIGE (mars 2015-fev. 2016) - 15 k€
Ce financement abonde le support de post-doctorat obtenu via MACACO. Il a été obtenu suite à un appel lancé par le projet PRESTIGE du programme FP7-PEOPLE-2013-COFUND (`http://www.campusfrance.org/en/prestige`). Je porte ce projet qui a permis d'étendre de 3 mois la durée du post-doctorat de Tao Peng.

APR GOMOBILE (oct.2015-sept. 2018) - 103 k€
La titre de ce projet est "Google Matrix analysis of mobile networks". Ce projet s'intéresse à la caractérisation des grands réseaux complexes en utilisant la matrice de Google entre autres outils mathématiques (chaines de Markov, opérateurs de Peron-Froebenius, etc.). L'objectif est d'analyser la dynamique de ces graphes. Des graphes issus du monde de l'Internet (Wikipedia), de traces mobiles ou du commerce mondial seront utilisés à cette fin.
Je porte ce projet, en collaboration avec Dima Shepelyanski du laboratoire de physique théorique de l'Université Paul Sabatier. Ce projet est soutenu pour moitié par l'université fédérale Midi-Pyrénées (APR 2015) et pour moitié par la région Midi-Pyrénées. Il finance l'allocation de recherche doctorale de Samer El Zant depuis octobre 2015. Samer a soutenu sa thèse le 6 juillet 2018. Son travail a été nominé par le jury au prix Léopold Escande décerné par Toulouse INP en décembre.

APR GOIA (oct.2019-sept. 2022) - 102 k€
La titre de ce projet est "Matrice de Google pour l'Intelligence Artificielle". Le projet GoIA fait suite au projet GOMOBILE. Il a pour objectif d'exploiter l'algorithme REGOMAX qui s'appuie sur la matrice réduite de Google proposée dans la thèse de Samer El Zant. Pour qu'une intelligence artificielle puisse exploiter cet outil puissant avec une intervention humaine réduite, il faut pouvoir construire ce sous-réseau thématiquement proche efficacement. De plus, il faut pouvoir maintenir à faible coût la vue thématique calculée si le grand graphe dirigé change de structure (apparition de nœuds ou de liens). Ce projet propose de construire des modèles et méthodes mathématiques capables de répondre à ces deux objectifs. Ces méthodes et modèles seront expérimentés sur des grands graphes de plusieurs millions de nœuds déjà en possession des deux équipes.
Je porte ce projet, en collaboration avec Dima Shepelyanski du laboratoire de physique théorique de l'Université Paul Sabatier. Ce projet a été sélectionné parmi les 12 projet soumis sur 140 lors de l'appel APR 2019 pour un financement complet.

MASTODON APLIGOOGLE (2016 et 2017) - 40 k€+ 10 k€
Ce projet est porté par Dima Shepelyansky du CNRS, et est financé via l'AAP CNRS MASTODON. Ce projet a pour objectif de fédérer des équipes pour favoriser l'émergence d'une communauté scientifique interdisciplinaire autour des Big Data et de la Science des Données. Ce projet regroupe des physiciens, biologistes et informaticiens autour de l'analyse mathématique avancée des réseaux dynamiques.

FEDER DIGIFAB Easynov GUINNESS (oct. 2015-mai. 2017) - 67 k€pour l'IRIT
Je participe à ce projet porté par Adrien Van den Bossche et Thierry Val, mes collègues de l'IRIT. C'est un projet financé par l'appel DIGIFAB de la région Midi-Pyrénées pour l'usine du futur. Ce projet a été monté avec la société Maple HT. Il a pour objectif de développer une solution de synchronisation fine pour de la localisation TDOA dans un réseau de capteur responsable de la traçabilité d'une chaine du froid dans l'agroalimentaire. François Despaux travaille actuellement en post-doctorat pour mener à bien ce projet. En ce qui me concerne, je supervise le stage de Master recherche de Mlle Oana Hotescu dans le cadre de ce projet.

DGAC IRHEDO 2 (2014-2019) IRHEDO 2 is a DGAC project (Direction Générale de l'Aviation Civile)(2014-2019) This project investigates the design of the next generation of safe embedded Avionics networks. The main research area addressed by IRIT in this project is the design of certifiable networks that carry both time-critical and non-time-critical flows in the same network. IRIT came up with assurance frameworks for flow scheduling, both at end-systems and inside the network to offer real-time garanties to time-critical flows and minimize jitter of non-time critical ones. The main external partners are THALES Avionics, Airbus group, ONERA and ISAE.

Soutien à la Mobilité Internationale (SMI) de l'INP Toulouse - 1,4k€
Ce soutien m'a permis de renforcer la collaboration avec Tracy Camp, du Colorado School of Mines, USA. J'ai pu passer 2 semaines dans son équipe à l'été 2014. Cette visite m'a permis de démarrer le co-encadrement du Master de Santiago Gonzales. J'ai participé à son jury de Master le 16 novembre 2015.

11.4.2 Avant l'ENSEEIHT

Marie Curie OIF DistMO4WNet (2007-2010) - 250k€
Ce projet Européen, intitulé "A distributed multiobjective framework for the performance evaluation of wireless networks" a été financé par le programme Marie Curie Outgoing Individual Fellowship. Il m'a permis de travailler sur optimisation multiobjectifs des performances d'un réseau sans-fil pendant 3 ans, à la fois au Stevens Institute of Technologyet au laboratoire CITI de l'INSA de Lyon.

GreenTouch (2010-2015) - `http://greentouch.org`
Consortium avait pour objectif de re-concevoir les réseaux de télécommunications pour réduire leur consommation énergétique d'un facteur 1000. J'y ai participé en tant que déléguée du projet Inria SWING en 2010. J'ai participé au groupe qui a travaillé sur l'analyse du compromis entre l'efficacité spectrale et la consommation énergétique de futures couches PHY. La publication [8] en est issue.

Cross-Layer Cooperation for Energy Efficiency in Wireless Sensor Networks : Game Theoretic Solutions (2006-2008) -
Ce projet était porté par Cristina Comaniciu, au Stevens Institute of Technology(financement US Office of Naval Research #N00014-06-1-0063). Il a financé mon premier post-doctorat. Il s'intéressait au dé-

veloppement d'algorithmes efficaces en énergie pour la coopération 'trans-couches' dans les réseaux de capteurs issus de la théorie des jeux

11.5 Collaborations

11.5.1 En France

INSA de Lyon
- Jean-Marie Gorce, Professeur, INSA de Lyon
- Claire Goursaud, Maître de conférences, INSA de Lyon
- Frédéric Le Mouël, Maître de conférences, INSA de Lyon
- Stéphane Ubéda, Professeur, INSA de Lyon

Inria
- Aline Carneiro Viana, Chargée de Recherche, Inria Saclay
- Cédric Lauradoux, Chargé de Recherche, Inria Grenoble

Laboratoire de Physique Théorique, Université Paul Sabatier, Toulouse
- Klaus Frahm, Professeur, Université Paul Sabatier, Toulouse
- Dima Shepelyansky, Directeur de recherche, CNRS

11.5.2 A l'étranger

En Italie
- Marco Fiore, Chercheur, IEIIT, CNR, Turin
- Julinda Stefa, Associate Professor, Université La Sapienza, Rome
- Alessandro Mei, Professor, Université La Sapienza, Rome

En Suisse
- Silvia Giordano, Professeur, SUPSI, Lugano

Royaume-Uni
- Mirco Musolesi, Reader University College London

Aux Etats-Unis
- Cristina Comaniciu, Associate Professor, Stevens, Hoboken, NJ.
- Tracy Camp, Professor, Colorado School of Mines, Golden, CO.
- Damla Turgut, Professor, University of Central Florida, FL.
- Lotzi Bölöni, Professor, University of Central Florida, FL.

En Chine
- Qi Wang, Chercheur, Institute for Computing Technology, Chinese Academy of Sciences
- Yi Sun, Chercheur, Institute for Computing Technology, Chinese Academy of Sciences

Au Brésil
- Pedro Olmo Vaz de Melo, Professeur, Universidade Federale de Minais Gerais
- Antonio Loureiro, Professeur, Universidade Federale de Minais Gerais

11.6 Évaluations et expertises

11.6.1 Jurys de Thèses et Master

- Membre du jury de thèse de M. Mohammed Amer, LIP ENS Lyon, dirigée par Anthony Busson et Isabelle Guérin-Lassous
Titre de la thèse : “Centralized Optimization of the Association in IEEE 802.11 Networks."
Date de soutenance : 12 novembre 2018.

- Membre du jury de thèse de M. Abdelaziz Ahmed Nacer, IRIT, dirigée par Jean-Luc Scharbarg et Christian Fraboul
Titre de la thèse : “Analyse et dimensionnement de réseaux hétérogènes embarqués."
Date de soutenance : 9 mars 2018.

- Membre du jury de thèse de Mme. Emilie Berard, IRIT, dirigée par Jean-Luc Scharbarg et Christian Fraboul
Titre de la thèse : “Distribution d'une architecture modulaire intégrée dans un contexte hélicoptère."
Date de soutenance : 12 décembre 2017.

- Membre du jury de thèse de M. Huu-Nghi Nguyen, LIP ENS Lyon, dirigée par Thomas Bégin, Antony Busson et Isabelle Guérin-Lassous
Titre de la thèse : “Estimation de l'écart type du délai de bout-en-bout par méthodes passives"
Date de soutenance : 9 mars 2017.

- Membre du jury de thèse de M. Mohammad Ashjaei, Mälardalen University, Suède, dirigée par Moris Behnam et Thomas Nolte
Titre de la thèse : “Real-Time Communication over Switched Ethernet with Resource Reservation"
Date de soutenance : 10 novembre 2016.

- Rapporteur et membre du jury de thèse de M. Tao Peng, à l'Université de Trento, International Doctorate School in Information and Communication Technologies, Italie.
Titre de la thèse : “Modeling and Compostion of Environment-as-a-Service"
Date de soutenance : 23 février 2015.

- Rapporteur pour la thèse de Mme. Qurrat-ul-Ain Minhas, Quaid-I-Azam University, Islamabad, Pakistan sous la direction de Hasan Mamoohd. Date d'envoi du rapport : Avril 2015
Titre de la thèse : “Resource allocation in cognitive radio ad hoc networks : A potential game perspective"

- Membre du jury de thèse de Mme Neetya Shrestha, dirigé par Lucille Sassatelli et Guillaume Urvoy-Keller
Titre de la thèse : “Routing and Inter-Session Network Coding in Delay Tolerant Mobile Social Networks"
Date de soutenance : 25 avril 2015

- Membre du jury de Master de M. Santiago Gonzales, EECS Dept. Colorado School of Mines, 16 nov. 2015, Golden, CO, USA.
Titre du manuscrit : “Improving the time synchronization protocols in wireless sensor networks".

- Membre du jury de M. Fadel Abdallah, Master 2 en informatique, parcours Réseaux, Université Paul Sabatier, 20 sept. 2014
Titre du manuscrit : “Interconnexion de réseaux sans-fils et de réseaux embarqués"

11.6.2 Expertises de projets

- 2011 : Expertise d'une proposition dans le cadre du programme ANR Blanc

- 2013 : Expertise d'une proposition dans le cadre du programme ANR INFRA

- 2013 : Expertise d'une proposition pour le Qatar National Research Fund

11.6.3 Participation à des comités de sélection

- 2014 : comité de sélection MCF61 au premier cycle de l'INSA de Lyon, laboratoire CITI

- 2015 : comité de sélection MCF27 à l'Université Nice Sophia Antipolis, laboratoire I3S

- 2016 : comité de sélection MCF27/61 à l'école ISIS de l'Institut National Universitaire Champollion (à Castres) et au laboratoire IRIT

- 2017 : comité de sélection MCF27 au Département Télécommunications et Réseaux de l'INSA de Lyon et au laboratoire CITI.

- 2018 : comité de sélection MCF27 à Grenoble INP / ENSIMAG et au laboratoire LIG.

- 2019 : comité de sélection Professeur Associé en "Réseaux et Intelligence Artificielle" à Télécom ParisTech.

11.6.4 Comités techniques et de programmes

- **Co-présidente du comité de programme** d'Algotel 2016 avec David Ilcinkas (LaBRI). `http://algotel2016.labri.fr/`.

- Membre du comité technique de la revue Elsevier Computer Communications depuis septembre 2014,

- Membre des comités de programme de plusieurs conférences internationales (IEEE LCN depuis 2012, PE-WASUN depuis 2014, RTCSA 2017, EWSN 2012 à 2014, IEEE PIMRC 2011 à 2014, et 2008, UIC 2015 à 2017, ICC 2017, Algotel 2014 et 2015, CoRes 2017, ECQT 2016, CCNC 2014, N2Women workshop 2012 et 2014).

- Relectrice régulière pour des journaux à audience internationale (IEEE Transactions on Wireless Communications Magazine, IEEE Transactions on Mobile Computing, IEEE Transactions on Industrial Informatics, IEEE Transactions on Communications, IEEE Communications Magazine, IEEE Communications Letters, Elsevier Ad Hoc Networks, ...)

11.6.5 Animation de la vie scientifique

- **Co-organisatrice** avec Gilles Trédan (LAAS), André-Luc Beylot (IRIT) et Brigitte Ducrocq (LAAS) de l'édition 2019 d'AlgoTel/CoRes dans les Corbières.

- **Co-organisation** avec André-Luc Beylot, Emmanuel Chaput, Julien Fasson, Gentian Jakllari, Riadh Dhaou et Béatrice Paillassa des journées non-thématiques RESCOM du GRD Réseaux et Systèmes Distribués, les 18 et 19 janvier 2018 à l'ENSEEIHT. Mise en place du site web (`https://katiajaffres.`

wixsite.com/rescom2018), appel à contributions et gestion des inscriptions.

- **Co-présidence** de l'organisation ACM N2Women (http://committees.comsoc.org/n2women/) depuis Septembre 2016 avec Sami Rolling (University of San Francisco) et depuis janvier 2019 avec Damla Turgut (University of Central Florida). L'organisation mène des actions pour favoriser l'intégration des groupes sous-représentés dans la communauté des chercheurs en réseaux et communications numériques depuis plus de 10 ans [20]. Elle organise des réunions dans les conférences majeures du domaine en offrant des fellowships à des étudiants organisateurs. Le groupe organise aussi annuellement des workshops d'une journée ayant pour but d'offrir des outils de développement professionnels à ses participants. Le groupe reçoit depuis 2016 un soutient récurrent de l'IEEE ComSoc de $20000 par an, de ACM SIGCOMM de $20000, de ACM SIGMOBILE de $10000 et de IEEE TCCC de $2000.

- **Co-chair du 4th N2Women Workshop** (avec Sami Rollins, U. San Francisco, USA). Organisation en août 2014 de la 4ème édition de ce workshop co-localisé avec ACM SIGCOMM à Chicago. C'est un workshop d'une journée qui a pour objectif de renforcer les liens de la communauté féminine des chercheurs en réseaux.
Nous avons obtenus pour cette édition du workshop $39500 de CRA-W/CDC, NSF, HP Labs, Inria, ALU France, SIGCOMM, SIGMOBILE, et Google pour financer les orateurs prestigieux (http://conferences.sigcomm.org/sigcomm/2014/n2women.php) et offrir 34 travel awards. Il y a eu 77 participants, dont 16 chercheurs senior et 61 chercheurs junior. Les deux tiers sont restés pour assiter à SIGCOMM.

- Membre du conseil scientifique de l'école de Luchon
(http://www.quantware.ups-tlse.fr/ecoledeluchon/conseil.html).

- Fellowship co-chair du groupe ACM N2Women de janvier 2010 à décembre 2012. Sélection des étudiantes en doctorat qui reçoivent une bourse pour assister à une des conférences majeures du domaine des réseaux et communications numériques. En contrepartie, elles organisent une réunion favorisant la rencontre des chercheuses présentes à la conférence.

11.7 Séminaires, ateliers, écoles d'été

11.7.1 Communications invitées

- Conférencière invitée à l'Institut des Hautes Etudes Scientifiques : "Etude de Wikipedia par la matrice réduite de Google" lors de la conférence *Google Matrix : fundamentals, applications and beyond*, IHES workshop 15-18 Oct 2018.
https://www.youtube.com/watch?v=DNNW6kyYex8

- "Crowdsourcing mobile networks", ParisTech-Shanghai Institute of Engineering, Jiaotong University,14 juillet 2015, Shanghai, Chine, .

- "On the delay performance of wireless networks : from hard real-time to delay-tolerant opportunistic networking", EECS Dept Seminar, Colorado School of Mines, 28 août 2014, Golden, CO, USA.

- "RECAST : Telling Apart Social and Random Relationships in Dynamic Networks", 13eme Forum des Jeunes Mathématicien-ne-s, 13-15 novembre 2013, Lyon, France.

11.7.2 Oratrice école d'été

- "Crowdsourcing mobile networks from the MACACO experiment", Ecole des sciences avancées de Luchon, Networks and Data Mining, Session II, 1er juillet 2015, Luchon, France.

- "Network analysis for context and content oriented wireless networking", Ecole des sciences avancées de Luchon, Network analysis and applications, 3 juillet 2014, Luchon, France.

11.7.3 Diffusion et vulgarisation des connaissances

- Avril 2018 : Portrait vidéo de la série "Qui cherche cherche", produite par Echosciences Occitanie et l'IRIT. Vidéo disponible en ligne : `https://www.youtube.com/watch?v=RsEgEO5OFM4`.
Diffusion de la vidéo dans le cadre de l'exposition « Drôles de bureaux, drôles de labos ! »
  — au Quai des Savoirs, du 7 au 16 septembre 2018,
  — à la Cité de l'espace le 28 septembre à l'occasion de la Nuit Européenne des Chercheurs.
  — du 06 au 14 octobre dans le Hall administratif de l'Université Toulouse III Paul Sabatier, lors de la Fête de la Science.

- Organisation d'une demi-journée de visite du site ENSEEIHT du laboratoire IRIT destiné à un groupe de collégiens en situation de handicap et issus de la diversité. Cette visite s'intègre dans le parcours découverte organisé par le Rectorat et la convention Atout pour tous pour les collégiens de 3e (`https://www.irit.fr/Dans-la-cadre-Atout-pour-tous`).
  — 20 nov. 2014 : Organisation de la demi-journée dans le cadre du parcours Informatique.
  — 1er déc. 2015 : Organisation de la demi-journée dans le cadre du parcours Aeronautique.
  — 1er fév. 2018 : Organisation de la demi-journée dans le cadre du parcours Informatique à nouveau.

Chapitre 12

Liste des publications

12.1 Articles de revue

12.1.1 Revues internationale avec comité de lecture

[1] S. El Zant, K. Jaffrès-Runser, K.M. Frahm and D. L. Shepelyansky, “Interactions and influence of world painters from the reduced Google matrix of Wikipedia networks", in *IEEE Access*, vol. 6, pp. 47735-47750, 2018.

[2] S. El Zant, K. Jaffrès-Runser and D. L. Shepelyansky, “Capturing the influence of geopolitical ties from Wikipedia with reduced Google matrix", in *Elsevier PLOS ONE*, August 24 2018.

[3] F. Despaux, A. van den Bossche, K. Jaffrès-Runser and T. Val, “N-TWR : An Accurate Time-of-flight-based N-ary Ranging Protocol for Ultra-Wide Band", in *Elsevier Ad Hoc Networks Journal*, vol. 79, pp. 1-19, October 2018.

[4] S. El Zant, K. M. Frahm, K. Jaffrès-Runser and D. L. Shepelyansky, “Analysis of world terror networks from the reduced Google matrix of Wikipedia", in *European Physical Journal B* 91 (1), pp. 7, January 2018

[5] K. Frahm, S. El Zant, K. Jaffrès-Runser and D. Shepelyansky, “Multi-cultural Wikipedia mining of geopolitics interactions leveraging reduced Google matrix analysis", in *Elsevier Physics Letters A* 381 (2017) 2677-2685.

[6] Q. Wang, K. Jaffres-Runser, Y. Xu, J. L. Scharbarg, Z. An and C. Fraboul, “TDMA versus CSMA/CA for wireless multi-hop communications : a stochastic worst-case delay analysis", in *IEEE Transactions in Industrial Informatics*, vol. 13, no. 2, pp. 877-887, April 2017.

[7] K. Frahm, K. Jaffrès-Runser and D. Shepelyansky, “Wikipedia mining of hidden links between political leaders", in *European Physics Journal B*, Volume 89, Issue 12, December 2016, p. 269.

[8] D. Tsilimantos, J.-M. Gorce, K. Jaffrès-Runser and V. Poor,“Spectral and Energy Efficiency Trade-offs in Cellular Networks", in *IEEE Transactions on Wireless Communications*, Volume 15, Issue 1, January 2016, pp. 54-66.

[9] P. Olmo Vaz de Melo, A. Viana, M. Fiore, K. Jaffrès-Runser, F. Le Moüel, A. A. F. Loureiro, L. Addepallib and G. Chen, “RECAST : Telling Apart Social and Random Relationships in Dynamic Networks", in *Elsevier Performance Evaluation*, Volume 87, May 2015, pp. 19-36.

[10] Q. Wang, K. Jaffrès-Runser, J.-L. Scharbarg, C. Fraboul, Y. Sun, J. Li and Z. Li, “A thorough analysis of the performance of delay distribution models for IEEE 802.11 DCF", in *Elsevier Ad Hoc Networks Journal*, Volume 24, Part B, January 2015, pp. 21-33.

[11] K. Jaffrès-Runser, M. Schurgot, Q. Wang, C. Comaniciu and J.-M. Gorce, “A Cross-layer Framework for Multiobjective Performance Evaluation of Wireless Ad Hoc Networks", in *Elsevier Ad Hoc Networks Journal*, Volume 11, Issue 8, November 2013, pp. 2147-2171.

[12] Q. Shi, C. Comaniciu and K. Jaffrès-Runser, “An Auction-based Mechanism for Cooperative Sensing in Cognitive Networks", in *IEEE Transactions on Wireless Communications*, Volume 12, Number 8, August 2013, pp.3649-3661.

[13] M. Schurgot, C. Comaniciu and K. Jaffrès-Runser, “Beyond Traditional DTN Routing : Social Networks for Opportunistic Communication", in *IEEE Communications Magazine*, Volume 50, Number 7, July 2012, pp. 155-162 .

[14] A. Apavatjrut, W. Znaidi, A. Fraboulet, C. Goursaud, K. Jaffrès-Runser, C. Lauradoux and M. Minier, “Energy Efficient Authentication Strategies for Network Coding”, in *Wiley Concurrency and Computation : Practice and Experience*, Volume 24, Number 10, July 2012, pp. 1086–1107.

[15] A. Apavatjrut, C. Goursaud, K. Jaffrès-Runser, C. Comaniciu and J.-M. Gorce, “Toward Increasing Packet Diversity for Relaying LT Fountain Codes in Wireless Sensor Networks" in *Communications Letters, IEEE*, Volume 15, Number 1, January 2011, pp. 52–54

[16] K. Jaffrès-Runser, J.-M. Gorce and S. Ubéda, “Mono- and multiobjective formulations for the indoor wireless LAN planning problem”, in *Computers and Operations Research - Part Special Issue : Telecommunications Network Engineering*, Elsevier, Volume 35, Issue 12, pp. 3885-3901, December 2008.

[17] J.-M. Gorce, K. Runser and G. De La Roche, “A deterministic approach for fast simulations of Indoor radio wave propagation”, in *IEEE Transactions on Antennas and Propagation*, Volume 55, Number 3, Part 2, pp. 938-948, March 2007.

[18] G. De La Roche, K. Jaffrès-Runser and J.-M. Gorce, “On predicting In-Building WiFi coverage with a fast discrete approach”, in *International Journal of Mobile Network Design and Innovation*, Volume 2, Number 1, pp. 3-12, 2007.

[19] K. Jaffrès-Runser, J.-M. Gorce and S. Ubéda, “QoS constrained wireless LAN optimization within a multiobjective framework”, in *IEEE Wireless Communications Magazine, Special Issue on 3G/4G/WLAN/WMAN Planning and Optimization*, Volume 13, Number 6, pp. 26-33, December 2006.

12.1.2 Revues de vulgarisation / Newsletter

[20] K. Jaffrès-Runser, S. Rollins, T. Camp and W. Heinzelman, “10 Years of Networking Networking Women", in *GetMobile : Mobile Computing and Communications*, vol. 20, no. 4, pp. 12-16, 18 April 2017.

12.2 Actes de conférences

12.2.1 Communications internationales avec comité de lecture.

[21] O. Hotescu, K. Jaffrès-Runser, J.-L. Scharbarg and C. Fraboul, “Impact of Source Scheduling on End-to-End Latencies in a QoS-aware Avionics Network", in Proceedings of *34th ACM/SIGAPP Symposium on Applied Computing (SAC) - short papers*, Limassol, Cyprus, April 8-12, 2019.

[22] K. Jaffrès-Runser and G. Jakllari, “PCach : The Case for Pre-Caching your Mobile Data", in Proceedings of *43nd IEEE Conference on Local Computer Networks (LCN) - short papers*, Chicago, USA, pp. 465-468, October 1-4, 2018.

[23] S. E. Zant, K. Jaffrès-Runser and D.L. Shepelyansky, “Geopolitical interactions from reduced Google matrix analysis of Wikipedia", in Proceedings of *2018 IEEE Middle East and North Africa Communications Conference (MENACOMM)*, Jounieh, 2018, pp. 1-6, April 18-20, 2018.

[24] O. Hotescu, K. Jaffrès-Runser, A. Van-den-Bossche and T. Val, “Synchronizing Tiny Sensors with SISP : a Convergence Study", in *Proceedings of 20th ACM International Conference on Modeling, Analysis and Simulation of Wireless and Mobile Systems (MSWIM'17)*, Miami Beach, FL, USA, 21st-25th November 2017.

[25] S. Gonzalez, T. Camp and K. Jaffrès-Runser, “The Sticking Heartbeat Aperture Resynchronization Protocol", in *Proceedings of 26th International Conference on Computer Communications and Networks (ICCCN 2017)*, Vancouver, Canada, August 2017 (invited).

[26] Q. Wang, K. Jaffrès-Runser, Y. Xu and J.-L. Scharbarg, “A certifiable resource allocation for real-time multi-hop 6TiSCH wireless networks", in *Proceedings of 13th IEEE International Workshop on Factory Communication Systems (WFCS17)*, Trondheim, Norway, June 2017

[27] Q. Su, K. Jaffrès-Runser, G. Jakllari and C. Poulliat, “An Efficient Content Delivery Infrastructure Leveraging the Public Transportation Network", in *Proceedings of 19th ACM International Conference on Modeling, Analysis and Simulation of Wireless and Mobile Systems (MSWIM'16)*, Malta, 13-17 November 2016.

[28] F. Despaux, K. Jaffrès-Runser, A. van den Bossche and T. Val, “Accurate and Platform-agnostic Time-of-flight Estimation in Ultra-Wide Band", in *Proceedings of 27th International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC'16)*, Valencia, Spain, 4-7 September 2016.

[29] Q. Wang, K. Jaffrès-Runser, Y. Xu, J.-L. Scharbarg, Z. An and C. Fraboul, “ TDMA versus CSMA/CA for wireless multi-hop communications : a comparison for soft real-time networking", in *Proceedings of 12th IEEE World Conference on Factory Communication Systems*, Aveiro, Portugal, 3-6 May 2016.

[30] Q. Su, K. Jaffrès-Runser, G. Jakllari and C. Poulliat. “XOR Network Coding for Data Mule Delay Tolerant Networks", In *Proceedings of WiMAN'2016 workshop*, held in conjunction with IEEE/CIC International Conference on Communications in China (IEEE/CIC ICCC'15), Shenzhen, China, 2-4 November 2015. (invited)

[31] N. Badache, K. Jaffrès-Runser, J.-L. Scharbarg and C. Fraboul, “Managing temporal allocation in Integrated Modular Avionics", In *Proceedings of IEEE International Conference on Emerging Technology & Factory Automation (ETFA 2014)*, Barcelona, Spain, 16-19 September 2014

[32] P. Olmo Vaz de Melo, A. Viana, M. Fiore, K. Jaffrès-Runser, F. Le Moüel and A. A. F. Loureiro, “RECAST : Telling Apart Social and Random Relationships in Dynamic Networks", in *Proceedings of 16th ACM International Conference on Modeling, Analysis and Simulation of Wireless and Mobile Systems (ACM MSWim 2013)*, Barcelona, Spain, 3-8 November 2013. (shortlisted as one of the 3 best paper award candidates)

[33] Q. Wang, K. Jaffrès-Runser, J.-L. Scharbarg, C. Fraboul, Y. Sun, J. Li, Z. Li, “Delay Distribution of IEEE802.11 DCF : a Comparative Study under Saturated Conditions", in *10th ACM International Symposium on Performance Evaluation of Wireless Ad Hoc, Sensor, and Ubiquitous Networks (ACM PE-WASUN 2013)*, Barcelona, Spain, 3-7 November 2013.

[34] T.F. Pulgar, J.-L. Scharbarg, K. Jaffrès-Runser and C. Fraboul, “Extending CAN over the air : an interconnection study through IEEE802.11", in *IEEE International Conference on Emerging Technology & Factory Automation (IEEE ETFA 2013)*, Cagliari, Italy, 10-15 September 2013.

[35] Q. Wang, K. Jaffrès-Runser, C. Goursaud, J. Li, Y. Sun and J.-M. Gorce, “Deriving Pareto-optimal performance bounds for 1 and 2-relay wireless networks", in International Conference on Computer Communications and Networks (IEEE ICCCN 2013), Nassau, Bahamas, August 2013.

[36] M. Schurgot, C. Comaniciu and K. Jaffrès-Runser, “Modeling Opportunistic Data Delivery in Dynamic Wireless Networks", in *Proceedings of IEEE Global Communications Conference (IEEE GLOBECOM 2012)*, December 2012, Annaheim, CA, USA.

[37] A. Apavatjrut, C. Goursaud, K. Jaffrès-Runser and J.-M. Gorce, “Impact of intra-flow network coding on the relay channel performance : an analytical study", in *Proceedings of IEEE 8th International Conference on Wireless and Mobile Computing, Networking and Communications (WiMob)*, October 2012, Barcelona, Spain.

[38] K. Jaffrès-Runser, “Worst case delay analysis for a wireless point-to-point transmission", in *11th International Workshop on Real-Time Networks (in conjunction with ECRTS'12)*, July 10, 2012, Pisa, Italy.

[39] A. Apavatjrut, K. Jaffrès-Runser, C. Goursaud and J.-M. Gorce, “Combining LT codes and XOR network coding for reliable and energy efficient transmissions in wireless sensor networks", in *Proceeding of 35th IEEE Sarnoff Symposium 2012*, May 21-22, 2012, Newark, NJ, USA.

[40] Q. Shi, C. Comaniciu and K. Jaffrès-Runser, “An Auction-based Mechanism for Cooperative Sensing in Cognitive Networks", in *Proceeding of 4th International Conference on Cognitive Radio and Advanced Spectrum Management (CogART'11)*, October 2011 (invited), Barcelona, Spain, pp. 34 :1–34 :5.

[41] A. Apavatjrut, C. Goursaud, K. Jaffrès-Runser and C. Lauradoux, “On the Flooding Overhead of Fountain Codes in Wireless Sensor Networks", in *Proceeding of IEEE 22nd Personal, Indoor and Mobile Radio Conference (PIMRC)*, September 2011, Toronto, ON, Canada.

[42] K. Jaffrès-Runser and C. Lauradoux, “Authentication planning for XOR network coding in wireless sensor networks", in Proceedings of *International Symposium on Network Coding (NetCod)*, July 2011, Beijing, China.

[43] K. Jaffrès-Runser, M. Schurgot, C. Comaniciu and J.-M. Gorce, “A Multiobjective Performance Evaluation Framework for Routing in Wireless Ad Hoc Networks”, in *IEEE 8th International Symposium on Modeling and Optimization in Mobile, Ad Hoc, and Wireless Networks*, May 31-June 4th 2010, Avignon, France.

[44] J.-M. Gorce, R. Zhang, K. Jaffrès-Runser and C. Goursaud, “Energy, Latency and Capacity Tradeoffs in Wireless Multi-hop Networks", in *IEEE 21th Personal, Indoor and Mobile Radio Conference (PIMRC)*, September 2010, Istanbul, Turkey, (invitée mais avec comité de lecture).

[45] K. Jaffrès-Runser, C. Comaniciu, J.-M. Gorce and R. Zhang, “U-GRAB : A Utility-Based Gradient Broadcasting Algorithm for Wireless Sensor Networks”, in *IEEE Conference on Military Communications (MILCOM 2009)*, Boston, MA, USA, October 2009.

[46] R. Zhang, J.-M. Gorce and K. Jaffrès-Runser, “Low Bound of Energy-Latency Trade-off of Opportunistic Routing in Multi-hop Networks”, in *IEEE International Conference on Communications (ICC 2009)*, Dresden, Germany, June 2009.

[47] R. Zhang, J.-M. Gorce, R. Dong and K. Jaffrès-Runser, “Energy Efficiency of Opportunistic Routing with Unreliable Links”, in *IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC 2009)*, Budapest, Hungary, April 2009.

[48] S. M. Futaci, K. Jaffrès-Runser and C. Comaniciu, “On Modeling Energy-Security Trade-offs for Distributed Monitoring in Wireless Ad hoc Networks”, in *IEEE Conference on Military Communications (MILCOM 2008)*, San Diego, California, USA, November 2008.

[49] K. Jaffrès-Runser and C. Comaniciu, “A Probabilistic Interference and Energy Aware Gradient Broadcasting Algorithm for Wireless Sensor Networks”, in *IEEE International Symposium on Wireless Pervasive Computing*, Santorini, Greece, pp. 1-5, May 2008.

[50] K. Jaffrès-Runser, J.-M. Gorce and S. Ubéda, “Multiobjective QoS-oriented planning for indoor wireless LANs”, in *IEEE Vehicular Technology Conference*, Fall 2006, Montréal, Québec, Canada, pp. 1-5, September 2006.

[51] J.-L. Lu, K. Jaffrès-Runser, J.-M. Gorce and F. Valois, “Indoor WLAN Planning with a QoS constraint based on a Markovian Performance Evaluation Model”, in *IEEE International Conference on Wireless and Mobile Computing, Networking and Communications (WiMob 2006)*, Montréal, Québec, Canada, pp. 152-158, June 2006.

[52] G. De La Roche, R. Rebeyrotte, K. Runser and J.-M. Gorce, “A QoS-based FAP criterion for Indoor 802.11 wireless LAN optimization”, in *IEEE International Conference on Communications (ICC 2006)*, Istanbul, Turkey, pp.5676-5681, June 2006. (Poster session)

[53] G. De La Roche, R. Rebeyrotte, K. Runser and J.-M. Gorce, “A new strategy for indoor propagation fast computation with MR-FDPF algorithm." in *IASTED International Conference on Antennas, Radar and Wave Propagation (ARP)*, Banff, Alberta, Canada, Juillet 2005.

[54] J.-M. Gorce and K. Runser, “Assessment of a frequency domain TLM like approach for 2D simulation of Indoor propagation." in *IMACS World Congress Scientific Computation, Applied Mathematics and Simulation*, Paris, France, Juillet 2005.

[55] K. Runser and J.-M. Gorce.“Assessment of a new indoor propagation prediction model based on a multi-resolution algorithm" in *Proceedings of the IEEE Vehicular Technology Conference Spring 2005*, Stockholm, Sweden, pp. 35-38, Mai 2005.

[56] K. Runser, E. Jullo, J.-M. Gorce. “Wireless LAN planning using the multi-resolution FDPF propagation model" in *Proceedings of the 12th IEE International Conference on Antennas and Propagation*, Exeter, UK, vol. I, pp. 80-83, Avril 2003.

[57] J.-M. Gorce, E. Jullo and K. Runser, “An adaptative multi-resolution algorithm for 2D simulations of indoor propagation" in *Proceedings of the 12th IEE International Conference on Antennas and Propagation* , Exeter, UK, vol. I, pp. 216-219, Avril 2003, **Best Paper Award on Propagation**.

12.2.2 Communications internationales courtes - Work in Progress.

[58] O. Hotescu, K. Jaffrès-Runser, J.-L. Scharbarg and C. Fraboul, “Towards Quality of Service Provision with Avionics Full Duplex Switching", in *Work in Progress Proceedings of the 29th Euromicro Conference on Real-Time Systems (ECRTS17)*, Dubrovnik, Croatia, June 2017

[59] K. Jaffrès-Runser, G. Jakllari, T. Peng and V. Nitu, “Crowdsensing Mobile Content and Context Data : Lessons Learned in the Wild", in *Proceedings of the 1st Workshop on Data Analytics for Mobile Networking (DAMN'17)* , Kona, Big Island, Hawaii, USA, 17 mars 2017 (invited)

[60] A. Ahmed Nacer, K. Jaffrès-Runser, J.-L. Scharbarg and C. Fraboul, “Strategies for the Interconnection of CAN buses through an Ethernet switch", in *Work in Progress session of 8th IEEE International Symposium on Industrial Embedded Systems (IEEE SIES 2013)*, Porto, Portugal, June 19-21 2013.

[61] N. Badache, K. Jaffrès-Runser, J.-L. Scharbarg and C. Fraboul, “End-to-end delay analysis in an Integrated Modular Avionics architecture", in *Work in Progress session of IEEE ETFA-WiP 2013*, Cagliari, Italy, 10-15 September 2013.

[62] T.F. Pulgar, J.-L. Scharbarg, K. Jaffrès-Runser and C. Fraboul, “Extending real-time networks over WiFi : related issues and first developments", in *Work in Progress session of 25th Euromicro Conference on Real-Time Systems (ECRTS-WiP 2013)*, Paris, France, 9-12 July 2013.

12.2.3 Conférences et workshop nationaux avec comité de lecture

[63] O. Hotescu, K. Jaffrès-Runser, J.-L. Scharbarg and Christian Fraboul, “Injection de flux non-critiques dans l'Avionics Full-DupleX switched Ethernet", in *Ecole d'été Temps Réel*, Paris, France, Aout 2017.

[64] S. El Zant, K. M. Frahm, K. Jaffrès-Runser, D. L. Shepelyansky, “Analyse des interactions géopolitiques par la matrice de Google réduite", in *Actes AlgoTel 2017*, Quiberon, France, Juin 2017.

[65] P. Olmo Vaz de Melo, A. Viana, M. Fiore, K. Jaffrès-Runser, F. Le Moüel and A. A. F. Loureiro, “Usando Redes Aleatórias na Análise de Mobilidade", in *Proceedings of 30th Brazilian Symposium on Computer Networks and Distributed Systems (SBRC'12)*, Ouro Preto, Brazil, May 2012.

[66] A. Apavatjrut, C. Goursaud, K. Jaffrès-Runser, C. Comaniciu and J.-M. Gorce, “Diversité et relayage des codes fontaines LT dans les réseaux de capteurs", in *Actes Algotel 2010*.

[67] K. Jaffrès-Runser, M. Schurgot, C. Comaniciu and J.-M. Gorce, “Optimisation multiobjectif des performances d'un réseau sans-fil", in *Actes Algotel 2010*.

[68] K. Jaffrès-Runser and J.M. Gorce, “Planification multicritère de réseaux locaux sans-fil." *7e congrès de la Société Française de Recherche Opérationnelle et d'Aide à la Décision (ROADEF)*, Lille, France, Février 2006.

[69] G. De La Roche, R. Rebeyrotte, K. Runser and J.-M. Gorce, “Prédiction de couverture radio pour les réseaux locaux sans fil par une approche 2D multi-résolution." in *Actes des 14èmes journées nationales micro-ondes*, Mai 2005 .

[70] K. Runser, P. Buhr, G. De La Roche and J.M. Gorce", “Validation de la méthode de prédiction de couverture radio MR-FDPF" in *Actes ALGOTEL 2004*, Batz sur Mer, France, pp. 21-26, Mai 2004.

[71] K. Runser, S. Ubeda and J.M. Gorce, “0ptimisation de réseaux locaux sans-fil" in *5e congrès de la Société Française de Recherche Opérationnelle et d'Aide à la Décision (ROADEF)*, Avignon, France, pp. 250-251, Février 2003.

12.3 Chapitres de livre

[72] K. Jaffres-Runser and Cédric Lauradoux, “Sécurité par le codage réseau", in *Codage en réseau*, Hermès Science Publishing, collection "IC2 reseaux et telecoms", édité par Khaldoun Al Agha, 5 Septembre 2012, ISBN 978-2-7462-2509-1

[73] A. Apavatjrut, C. Goursaud, K. Jaffres-Runser and J.-M. Gorce, “Codes fontaine et codage réseau pour les réseaux de capteurs", in *Codage en réseau*, Hermès Science Publishing, collection "IC2 reseaux et telecoms", édité par Khaldoun Al Agha, 5 Septembre 2012, ISBN 978-2-7462-2509-1

[74] K. Jaffres-Runser and Cédric Lauradoux, “Security by Network Coding”, in *Network Coding*, Wiley-ISTE, edited by Khaldoun Al Agha, May 1st., 2012, ISBN 978-1848213531.

[75] A. Apavatjrut, C. Goursaud, K. Jaffres-Runser and J.-M. Gorce, “Fountain Codes and Network Coding for WSNs”, in *Network Coding*, Wiley-ISTE, edited by Khaldoun Al Agha, May 1st., 2012, ISBN 978-1848213531.

[76] K. Jaffres-Runser, J.-M. Gorce and C. Comaniciu, “A multiobjective Tabu framework for the optimization and evaluation of wireless systems,”, in *Local Search Techniques : Focus on Tabu Search*, I-Tech Education and Publishing, edited by Wassim Jaziri, pp. 29-54, September 2008, ISBN 978-3-902613-34-9.

[77] N. Nie, K. Jaffres-Runser and C. Comaniciu, “On the trade-offs of cross-layer protocols for cognitive radio networks,” in *Cognitive Radio Networks*, Auerbach Publications, CRC Press, Taylor and Francis Group, edited by Yang Xiao and Fei Hu, December 2008, ISBN 142-0-064-20-7.

12.4 Développements technologiques

[78] A. Van-den-Bossche, R. Dalcé, F. Despaux, K. Jaffrès-Runser, L. Tancerel and T. Val, “Méthode de synchronisation de noeuds dans un réseau de capteurs sans fil", Patent : INPI 16 55026, June 2017.

[79] J-M Gorce, K Runser, G de la Roche, S Frénot and S Ubéda, WIPLAN : A planning tool for wireless LAN, software registered, INSAVALOR, France, Sept. 2005.

12.5 Mémoires

[80] K. Runser, “Méthodologie pour la planification de réseaux locaux sans-fil.", PhD thesis, Lyon, France : INSA de Lyon, 27 octobre 2005, 230p.

Mémoires des doctorants que j’ai co-encadrés

[81] Samer El Zant. “Google matrix analysis of Wikipedia networks", PhD thesis, Toulouse, France : ENSEEIHT, 6 juillet 2018, 146p.

[82] Qiankun Su. “Mobile Data Offloading via Urban Public Transportation Networks", PhD thesis, Toulouse, France : ENSEEIHT, 19 mai 2017, 137p.

[83] Nesrine Badache. “Performance Evaluation and Optimization Algorithm in Multi-hop Wireless Networks", PhD thesis, Toulouse, France : ENSEEIHT, 27 mai 2016, 143p.

[84] Qi Wang. “Performance Evaluation and Optimization Algorithm in Multi-hop Wireless Networks", PhD thesis, Beijing, China : Institute of Computing Technologies, Chine Academy of Science, 27 mai 2015, 135p.

[85] Mary R. Schurgot. “Multiobjective performance evaluation in wireless ad hoc networks", PhD thesis, Hoboken, NJ, USA : Stevens Institute of Technology, 26 avril 2012, 112p.

[86] Anya Apavatjrut. “De l’usage des codes fontaines dans les réseaux de capteurs multisauts", PhD thesis, Lyon, France : INSA Lyon, 12 juillet 2011, 160p.

12.6 Rapports de recherche

[87] Aline Carneiro Viana, Adriano Di Luzio, Katia Jaffrès-Runser, Alessandro Mei and Julinda Stefa, “Accurately Inferring Personality Traits from the Use of Mobile Technology", in *https ://hal.inria.fr/hal-01954733/*, 2018

[88] Katia Jaffres-Runser and Gentian Jakllari, “PCach : The Case for Pre-Caching your Mobile Data", in *arXiv :1807.10051*, 2018

[89] Samer El Zant, Katia Jaffres-Runser, Klaus M Frahm and Dima L Shepelyansky, “Interactions and influence of world painters from the reduced Google matrix of Wikipedia networks", in *arXiv :1807.01255*, 2018.

[90] Samer El Zant, Katia Jaffres-Runser and Dima L Shepelyansky, “Capturing the influence of geopolitical ties from Wikipedia with reduced Google matrix", in *arXiv :1803.05336*, 2018.

[91] Samer El Zant, Klaus M Frahm, Katia Jaffres-Runser and Dima L Shepelyansky, “Analysis of world terror networks from the reduced Google matrix of Wikipedia", in *arXiv :1710.03504*, 2017.

[92] Klaus M. Frahm, Samer El Zant, Katia Jaffrès-Runser, Dima L. Shepelyansky, “Multi-cultural Wikipedia mining of geopolitics interactions leveraging reduced Google matrix analysis", in *arXiv :1612.07920*, 2016.

[93] Klaus M. Frahm, Katia Jaffrès-Runser, Dima L. Shepelyansky, “Wikipedia mining of hidden links between political leaders", in *arXiv :1609.01948*, 2016.

[94] Q. Wang, C. Goursaud, K. Jaffrès-Runser and J.-M. Gorce, “Fundamental limits of wireless ad hoc networks : lower MO bounds", INRIA Research Report RR-7905, March 2012, 22p.

[95] K. Jaffrès-Runser, Q. Wang, J.-M. Gorce and C. Comaniciu, “Fundamental limits of wireless ad hoc networks : upper MO bounds", INRIA Research Report RR-7799, November 2011, 20p.

[96] W. L. Choo, F. Le Mouël, K. Jaffrès-Runser and M. Fiore, “Adding Network Coding Capabilities to the WSNet Simulator", Rapport Technique INRIA RT-0405, Mars 2011, 25p.

[97] K. Jaffrès-Runser and C. Lauradoux, “Authentication planning for XOR network coding", Rapport de Recherche INRIA RR- 7562, Mars 2011, 17p.

[98] A. Apavatjrut, C. Goursaud, K. Jaffrès-Runser and C. Lauradoux, “On the Flooding Overhead of Fountain Codes in Wireless Sensor Networks", Rapport de Recherche INRIA RR- 7397, September 2010,

[99] K. Jaffrès-Runser, J.-M. Gorce and C. Comaniciu, “On the Performance Evaluation of Wireless Networks with Broadcast and Interference-limited Channels", Rapport de Recherche INRIA RR-7379, September 2010, 21p.

[100] A. Apavatjrut, C. Goursaud, K. Jaffrès-Runser, C. Comaniciu and J.-M. Gorce, “Towards increasing packet diversity for relaying LT Fountain Codes in Wireless Sensor Networks", Rapport de recherche INRIA RR-7231, March 2010, 8p.

[101] K. Jaffrès-Runser, M. Schurgot, C. Comaniciu and J.-M. Gorce, “A Multiobjective Optimization Framework for Routing in Wireless Ad Hoc Networks", Rapport de recherche INRIA RR-7180, January 2010, 21p.

[102] R. Zhang, J.-M. Gorce and K. Jaffrès-Runser, “Energy-delay bounds analysis in wireless multi-hop networks with unreliable radio links”, Rapport de recherche INRIA RR-6598, Juillet 2008, 40p.

[103] J.M. Gorce, K. Jaffrès-Runser and G. De La Roche “The Adaptive Multi-Resolution Frequency-Domain ParFlow (MR-FDPF) Method for Indoor Radio Wave Propagation Simulation. Part I : Theory and Algorithms". Rapport de recherche INRIA RR-5740, Novembre 2005, 57p.

12.7 Séminaires et communications orales

[104] K. Jaffrès-Runser, “Reduced Google Matrix analysis of Wikipedia networks", Oratrice invitée, Workshop on Google Matrix, fundamentals, applications and beyond, Institut des Hautes Etudes Scientifiques (IHES), 16 October 2018, Bures-sur-Yvettes, France.

[105] K. Jaffrès-Runser, “Modèles pour le calcul du délai pire-cas de communication dans les réseaux IoT industriels", Journées IIoT - L’Internet des objets industriel, GDR RSD, 3 juillet 2018, Strasbourg, France.

[106] K. Jaffrès-Runser, “An efficient content delivery infrastructure leveraging the public transportation network", Journées non thématiques RESCOM du GDR RSD, 12 janvier 2017, Sofia Antipolis, France.

[107] K. Jaffrès-Runser, “Un bref retour d’expérience sur le métier de Maître de Conférences", Journée du GDR ISIS “Carrières en Signal, Image & Vision”, 4 novembre 2015, Paris, France.

[108] K. Jaffrès-Runser,“Crowdsourcing mobile networks", ParisTech-Shanghai Institute of Engineering, Jiaotong University, Shanghai, 14 juillet 2015, Shanghai, France. (invitée)

[109] K. Jaffrès-Runser, “Crowdsourcing mobile networks from the MACACO experiment", Ecole des sciences avancées de Luchon, Networks and Data Mining, Session II, 1er juillet 2015, Luchon, France. (invitée)

[110] K. Jaffrès-Runser, “On the delay performance of wireless networks : from hard real-time to delay-tolerant opportunistic networking", EECS Dept Seminar, Colorado School of Mines, 28 août 2014, Golden, CO, USA. (invitée)

[111] K. Jaffrès-Runser, “Network analysis for context and content oriented wireless networking", Ecole des sciences avancées de Luchon, Network analysis and applications, 3 juillet 2014, Luchon, France. (invitée)

[112] K. Jaffrès-Runser, “RECAST : Telling Apart Social and Random Relationships in Dynamic Networks", 13eme Forum des Jeunes Mathématicien-ne-s, 13-15 novembre 2013, Lyon, France. (invitée)

[113] K. Jaffrès-Runser, “On the performance evaluation of wireless networks with broadcast and interference-limited channels", Journées Pôle ResCom du GRD ASR CNRS, le 26 novembre 2010, Lyon, France.

[114] K. Jaffrès-Runser, M. Schurgot, C. Comaniciu and J.-M. Gorce, “Multiobjective Optimization for the Performance Evaluation of Wireless Ad Hoc Networks", First N2Women Workshop (collocated with MobiHoc/MobiCom 2010), Chicago, IL, USA, September 20, 2010. (poster session)

[115] R. Zhang, J.-M. Gorce, K. Jaffrès-Runser, "Analysis of Energy-Latency Trade-off of Opportunistic Routing in Multi-hop Networks", Séminaire COST 2100 TD(08)660, 6-8 Octobre 2008.

[116] K. Jaffrès-Runser, "A Multiobjective Model for Wireless Networks : Application to Sensor Networks", séminaire SIMCITI, Laboratoire CITI, le 11 juin 2008, Lyon, France.

[117] K. Jaffres-Runser and C. Comaniciu, "A gradient broadcasting algorithm for wireless sensor networks based on a non-cooperative game model", Journées Pôle ResCom du GDR ASR CNRS, le 20 September 2007, Toulouse, France.

[118] K. Jaffres-Runser,"Prise en compte des interférences et de la congestion pour le routage multi-chemins dans les réseaux de capteurs.", Réunion IRAMUS, le 18 september 2007, Lyon, France.

[119] K. Runser et J.-M Gorce, " Ingénierie des réseaux mobiles WiFi", Séminaires du laboratoire Systèmes et Transports, le 24 Janvier 2005, Belfort, France.

[120] K. Runser, "Le problème de Planification de Réseaux WLAN', PhD.'s seminars, Laboratoire CITI, le 6 Février 2003, Lyon, France.

La plupart des références listées ci-avant sont disponibles à l'URL suivante :

`http://www.irit.fr/\~{}Katia.Jaffres/references.html`

Références

[80211a] IEEE Std 802.1AS-2011 - IEEE Standard for Local and Metropolitan Area Networks - Timing and Synchronization for Time-Sensitive Applications in Bridged Local Area Networks, 2011.

[80211b] IEEE Std 802.1BA-2011 - IEEE Standard for Local and metropolitan area networks–Audio Video Bridging (AVB) Systems, 2011.

[80215] 802.15.4-2015 - IEEE Standard for Low-Rate Wireless Networks. *IEEE Standard 802.15.4-2015*, 2015.

[80216] IEEE Std 802.1Qbu-2016 (Amendment to IEEE Std 802.1Q-2014) - IEEE Standard for Local and metropolitan area networks – Bridges and Bridged Networks – Amendment 26 : Frame Preemption, 2016.

[80217] IEEE Std 802.1CB-2017 - IEEE Standard for Local and metropolitan area networks–Frame Replication and Elimination for Reliability, 2017.

[80218] IEEE Std 802.1Q-2018 (Revision of IEEE Std 802.1Q-2014) - IEEE Standard for Local and Metropolitan Area Networks—Bridges and Bridged Networks, 2018.

[ABB+15] D. Alanis, P. Botsinis, Z. Babar, S. X. Ng, and L. Hanzo. Non-dominated quantum iterative routing optimization for wireless multihop networks. *IEEE Access*, 3 :1704–1728, 2015.

[ARI13] ARINC. ARINC specification 818-2 Avionics Digital Video Bus (ADVB) High Data Rate. Technical report, ARINC, 2013.

[ASBHP11] A. Al Sheikh, O. Brun, P.E. Hladik, and B.J. Prabhu. A best-response algorithm for multiprocessor periodic scheduling. In *Real-Time Systems (ECRTS), 2011 23rd Euromicro Conference on*, juillet 2011.

[ASEF12] Muhammad Adnan, Jean-Luc Scharbarg, Jérôme Ermont, and Christian Fraboul. An improved timed automata approach for computing exact worst-case delays of AFDX sporadic flows. In *Emerging Technologies and Factory Automation (ETFA), Krakow*, septembre 2012.

[AT12] B. Annighofer and F. Thielecke. Multi-objective mapping optimization for distributed integrated modular avionics. In *Digital Avionics Systems Conference (DASC), 2012 IEEE/AIAA 31st*, octobre 2012.

[BDG+14] Pat Bosshart, Dan Daly, Glen Gibb, Martin Izzard, Nick McKeown, Jennifer Rexford, Cole Schlesinger, Dan Talayco, Amin Vahdat, George Varghese, and David Walker. P4 : Programming protocol-independent packet processors. *SIGCOMM Comput. Commun. Rev.*, 44(3) :87–95, July 2014.

[Bia00] G. Bianchi. Performance analysis of the ieee 802.11 distributed coordination function. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, 18(3) :535–547, 2000.

[BJN+98] Cynthia Barnhart, Ellis L Johnson, George L Nemhauser, Martin WP Savelsbergh, and Pamela H Vance. Branch-and-price : Column generation for solving huge integer programs. *Operations research*, 46(3) :316–329, 1998.

[BSF09] H. Bauer, J. Scharbarg, and C. Fraboul. Applying and optimizing trajectory approach for performance evaluation of afdx avionics network. In *Emerging Technologies Factory Automation, 2009. ETFA 2009. IEEE Conference on*, 2009.

[CIS17] CISCO. Cisco visual networking index : Global mobile data traffic forecast update, 2016–2021 white paper. Technical report, White Paper, February 2017.

[CK96] Yang Cai and M.C. Kong. Nonpreemptive scheduling of periodic tasks in uni- and multiprocessor systems. *Algorithmica*, 1996.

[CLV06] Carlos A. Coello Coello, Gary B. Lamont, and David A. Van Veldhuizen. *Evolutionary Algorithms for Solving Multi-Objective Problems (Genetic and Evolutionary Computation)*. Springer-Verlag New York, Inc., Secaucus, NJ, USA, 2006.

[CPD03] B. E. Royer C. Perkins and S. Das. *Ad hoc on-demand distance vector (AODV) routing*. Internet RFCs, Publisher : IETF, 2003.

[CS03] Y. Collette and P. Siarry. *Multiobjective Optimization. Principles and Case Studies*. Springer, August 2003.

[DLT10] C. Dhaenens, J. Lemesre, and E.G. Talbi. K-ppm : A new exact method to solve multi-objective combinatorial optimization problems. *European Journal of Operational Research*, 200(1) :45 – 53, 2010.

[DPAM02] K. Deb, A. Pratap, S. Agarwal, and T. Meyarivan. A fast and elitist multiobjective genetic algorithm : Nsga-ii. *IEEE Transactions on Evolutionary Computation*, 6(2) :182–197, Apr 2002.

[DWKP10] Brian Dougherty, Jules White, Russell Kegley, and Jonathan Preston. Deployment optimization for embedded flight avionics systems 1, 2010.

[DWVT14] D. Dujovne, T. Watteyne, X. Vilajosana, and P. Thubert. 6tisch : deterministic ip-enabled industrial internet (of things). *IEEE Communications Magazine*, 52(12) :36–41, December 2014.

[EG14] M. Ehrgott and X. Gandibleux. *Fixed Point Theory, Variational Analysis, and Optimization*, chapter Multi-objective combinatorial optimisation : Concepts, exact algorithms and metaheuristics., pages 307–341. CRC Press, 2014.

[EGP16] M. Ehrgott, X. Gandibleux, and A. Przybylski. *Multiple Criteria Decision Analysis : State of the Art Surveys*, chapter Exact Methods for Multi-Objective Combinatorial Optimisation, pages 817–850. Springer New York, New York, NY, 2016.

[FFG06] Fabrice Frances, Christian Fraboul, and Jérôme Grieu. Using network calculus to optimize the afdx network. In *ERTS 2006 : 3rd European Congress ERTS Embedded real-time software*, pages pp. 1–8, 2006.

[GEK+11] A. Goldsmith, M. Effros, R. Koetter, M. Medard, A. Ozdaglar, and L. Zheng. Beyond shannon : the quest for fundamental performance limits of wireless ad hoc networks. *IEEE Communications Magazine*, 49(5) :195–205, May 2011.

[GG11] Nicolas Gast and Bruno Gaujal. A mean field approach for optimization in discrete time. *Discrete Event Dynamic Systems*, 21(1) :63–101, March 2011.

[GGT09] G. M. Garner, A. Gelter, and M. J. Teener. New simulation and test results for ieee 802.1as timing performance. In *2009 International Symposium on Precision Clock Synchronization for Measurement, Control and Communication*, pages 1–7, Oct 2009.

[GHN08] Mathieu Grenier, Lionel Havet, and Nicolas Navet. Pushing the limits of CAN - scheduling frames with offsets provides a major performance boost. In *4th European Congress on Embedded Real Time Software (ERTS 2008)*, 2008.

[GHPT18] Frédéric Giroire, Nicolas Huin, Stéphanes Perennes, and Andrea Tomassilli. Provably Efficient Algorithms for Placement of Service Function Chains with Ordering Constraints. In *IEEE International Conference on Computer Communications (INFOCOM)*, pages 1–7, Honolulu, Hawai, US, April 2018.

[GR11] G. M. Garner and H. Ryu. Synchronization of audio/video bridging networks using ieee 802.1as. *IEEE Communications Magazine*, 49(2) :140–147, February 2011.

[GTSP15] S. B. Gee, K. C. Tan, V. A. Shim, and N. R. Pal. Online diversity assessment in evolutionary multiobjective optimization : A geometrical perspective. *IEEE Transactions on Evolutionary Computation*, 19(4) :542–559, Aug 2015.

[GW18] Fabien Geyer and Max Winkel. Towards Embedded Packet Processing Devices for Rapid Prototyping of Avionic Applications. In *9th European Congress on Embedded Real Time Software and Systems (ERTS 2018)*, Toulouse, France, January 2018.

[HBF10] J.L. Scharbarg H. Bauer and C. Fraboul. Improving the worst-case delay analysis of an afdx network using an optimized trajectory approach. *Industrial Informatics, IEEE Transactions on*, 6(4) :521–533, 2010.

[HCF06] J. Ermont H. Charara, J.L. Scharbarg and C. Fraboul. Methods for bounding end-to-end delays on an afdx network. In *18th Euromicro Conference on Real-Time Systems*, 2006.

[HGO15] P. Heise, F. Geyer, and R. Obermaisser. Deterministic openflow : Performance evaluation of sdn hardware for avionic networks. In *2015 11th International Conference on Network and Service Management (CNSM)*, pages 372–377, Nov 2015.

[HT17] Inès Hosni and Fabrice Théoleyre. Self-healing distributed scheduling for end-to-end delay optimization in multihop wireless networks with 6tisch. *Computer Communications*, 110 :103–119, 2017.

[HT18] Inès Hosni and Fabrice Théoleyre. Adaptive k-cast scheduling for high-reliability and low-latency in ieee802.15.4-tsch. In Nicolas Montavont and Georgios Z. Papadopoulos, editors, *Ad-hoc, Mobile, and Wireless Networks*, pages 3–14, Cham, 2018. Springer International Publishing.

[Inc97a] Aeronautical Radio Inc. ARINC 651, *Design Guidance for Integrated Modular Avionics*. Technical report, Aeronautical Radio Inc., 1997.

[Inc97b] Aeronautical Radio Inc. ARINC 653, *Avionics Application Software Standard Interface*. Technical report, Aeronautical Radio Inc., 1997.

[Inc01] Aeronautical Radio Inc. Arinc specification 429-all : Mark 33 digital information transfer system. Technical report, Aeronautical Radio Inc., 2001.

[Inc05] Aeronautical Radio Inc. ARINC 664, *Aircraft Data Network, Part 7* : Avionics full duplex switched ethernet (afdx) network. Technical report, Aeronautical Radio Inc., 2005.

[ISA11] Wireless systems for industrial automation : Process control and related applications. *International Society of Automation, ISA Standard ISA-100.11a-2011*, May 2011.

[JK76] J.L. Snell J.G. Kemedy. *Finite Markov Chains*. Van Nostrand Publishing Company, 1976.

[JM] D. B. Johnson and D. A. Maltz. Dynamic source routing in ad hoc wireless network. In *Mobile Computing*, volume 5, pages 153–181.

[KHP+17] R. Kumar, M. Hasan, S. Padhy, K. Evchenko, L. Piramanayagam, S. Mohan, and R. B. Bobba. End-to-end network delay guarantees for real-time systems using sdn. In *2017 IEEE Real-Time Systems Symposium (RTSS)*, pages 231–242, Dec 2017.

[KPF+18] R. Koutsiamanis, G. Z. Papadopoulos, X. Fafoutis, J. M. D. Fiore, P. Thubert, and N. Montavont. From best effort to deterministic packet delivery for wireless industrial iot networks. *IEEE Transactions on Industrial Informatics*, 14(10) :4468–4480, Oct 2018.

[LJKPM18] T. Lagos Jenschke, R. A. Koutsiamanis, G. Papadopoulos, and N. Montavont. Multi-path Selection in RPL Based on Replication and Elimination. In *ADHOC-NOW International Conference on Ad Hoc Networks and Wireless*, 2018.

[MAB+08] Nick McKeown, Tom Anderson, Hari Balakrishnan, Guru Parulkar, Larry Peterson, Jennifer Rexford, Scott Shenker, and Jonathan Turner. Openflow : Enabling innovation in campus networks. *SIGCOMM Comput. Commun. Rev.*, 38(2) :69–74, March 2008.

[Mac05] David J. C. MacKay. Fountain codes. *IEE Communications*, 152 :1062–1068, 2005.

[MD05] G. Mavrotas and D. Diakoulaki. Multi-criteria branch and bound : A vector maximization algorithm for mixed 0-1 multiple objective linear programming. *Applied Mathematics and Computation*, 171(1) :53 – 71, 2005.

[MTPBL12] A. Mehiaoui, S. Tucci-Piergiovanni, J. Babau, and L. Lemarchand. Optimizing the deployment of distributed real-time embedded applications. In *Embedded and Real-Time Computing Systems and Applications (RTCSA), 2012 IEEE 18th International Conference on*, aout 2012.

[MWTP+13] Asma Mehiaoui, Ernest Wozniak, Sara Tucci Piergiovanni, Chokri Mraidha, Marco Di Natale, Haibo Zeng, Jean-Philippe Babau, Laurent Lemarchand, and Sébastien Gerard. A two-step optimization technique for functions placement, partitioning, and priority assignment in distributed systems. In *SIGPLAN/SIGBED Conference on Languages, Compilers and Tools for Embedded Systems 2013*, 2013.

[Tou08] S. Toumpis. Mother nature knows best : A survey of recent results on wireless networks based on analogies with physics. *Computer Networks : The International Journal of Computer and Telecommunications Networking*, 52(2) :360–383, 2008.

[VSL08] J.S. Vardakas, M. K. Sidiropoulos, and M.D. Logothetis. Performance behaviour of IEEE 802.11 distributed coordination function. *Circuits, Devices Systems, IET*, 2(1) :50–59, 2008.

[VSR+13] Thomas Vincent, Florian Seipp, Stefan Ruzika, Anthony Przybylski, and Xavier Gandibleux. Multiple objective branch and bound for mixed 0-1 linear programming : Corrections and improvements for the biobjective case. *Computers and Operations Research*, 40(1) :498 – 509, 2013.

[VTPU98] M. Visée, J. Teghem, M. Pirlot, and E.L. Ulungu. Two-phases method and branch and bound procedures to solve the bi–objective knapsack problem. *Journal of Global Optimization*, 12(2) :139–155, Mar 1998.

[Wir11] WirelessHART Specification 75, TDMA Data-Link Layer, HART Communication Foundation Standard hCF SPEC-75. 2008.1.1.

[WMM+13] E. Wozniak, A. Mehiaoui, C. Mraidha, S. Tucci-Piergiovanni, and S. Gerard. An optimization approach for the synthesis of AUTOSAR architectures. In *Emerging Technologies Factory Automation (ETFA), 2013 IEEE 18th Conference on*, Septembre 2013.

[ZG08] Ruifeng Zhang and J.-M. Gorce. Optimal Transmission Range for Minimum Energy Consumption in Wireless Sensor Networks. In *IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC)*, pages 757–762, Las Vegas, NV, USA, March 2008.

[ZKF04] Hongqiang Zhai, Younggoo Kwon, and Yuguang Fang. Performance analysis of IEEE 802.11 MAC protocols in wireless LANs. *Wireless Communications and Mobile Computing*, 4(8) :917–931, 2004.