



HAL
open science

Évaluation des performances de trafics agrégés 802.11n

Damien Breck, Jean-Philippe Georges, Thierry Divoux

► **To cite this version:**

Damien Breck, Jean-Philippe Georges, Thierry Divoux. Évaluation des performances de trafics agrégés 802.11n. 5e Journées Doctorales / Journées Nationales MACS, JD-JN-MACS 2013, Jul 2013, Strasbourg, France. pp.CDROM. hal-00865532

HAL Id: hal-00865532

<https://hal.science/hal-00865532>

Submitted on 24 Sep 2013

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.

Évaluation des performances de trafics agrégés 802.11n

Damien BRECK^{1,2}, Jean-Philippe GEORGES^{1,2}, Thierry DIVOUX^{1,2}

¹Université de Lorraine, CRAN, UMR 7039, Campus Sciences,
BP 70239, Vandœuvre lès nancy Cedex, 54506, France.

²CNRS, CRAN, UMR 7039, France.
prenom.nom@univ-lorraine.fr

Résumé— La norme IEEE 802.11 s’est imposée comme le standard pour les réseaux locaux sans-fil. Au même titre qu’Ethernet qui est aujourd’hui passé des îles, à l’avionique en passant par les bureaux, on peut imaginer l’utilisation de normes sans-fil pour des applications critiques. Comme Ethernet, 802.11 n’est pas déterministe. Il peut néanmoins offrir une Qualité de Service déterministe dans certaines conditions d’usage. Pour s’en assurer, il faut obtenir des modèles et nous proposons ici de modéliser un système particulier de 802.11n, le système d’agrégation. Ce système peut avoir un impact non négligeable sur l’arrière de traitement et les délais subi par les paquets. Nous proposons donc de quantifier cet impact de manière déterministe à l’aide du Calcul Réseau et pour chaque paquet agrégé.

Mots-clés— évaluation de performances, système d’agrégation, calcul réseau, IEEE 802.11n

I. INTRODUCTION

Le transport de biens peut être mené de plusieurs manières. Ils peuvent être transportés un par un, avec autant de trajets que de biens à transporter. Ils peuvent être regroupés pour réduire le nombre de trajets. Ce principe existant en logistique est également présent dans les réseaux informatiques pour le transport de données.

Afin de bien cerner les enjeux d’un tel système, prenons l’exemple d’un transporteur routier. À l’heure de son départ, la remorque d’un camion est à moitié pleine. Le transporteur peut faire partir son camion à l’heure prévue ou attendre pour essayer de le remplir. De son point de vue, le plus intéressant est de remplir le camion mais il devrait partir à l’heure s’il veut respecter les exigences de ses clients. Il peut faire un compromis, par exemple, retarder le départ d’une dizaine de minutes pour remplir la remorque aux trois quart. Pour prendre une décision, le transporteur doit connaître le retard toléré par ses clients et les caractéristiques de ses prochains arrivages. Il sera alors en mesure de décider de la valeur seuil qui optimise le compromis entre remplissage du camion et respect des exigences clients. Deux seuils apparaissent alors, une heure de départ maximale et un taux de remplissage minimal du camion. Nous nommerons *système d’agrégation*, un système qui agglomère des objets avant de décider de les envoyer selon deux seuils, un sur le remplissage et un sur le temps. Nous nous intéresserons à l’évaluation des performances de ce système du point de vue du client.

Un tel système est présent dans plusieurs protocoles et normes du domaine des réseaux informatiques. Il est utilisé par exemple dans la Synchronous Digital Hierarchy (SDH), on le retrouve également dans Asynchronous Trans-

fert Mode (ATM). La norme IEEE 802.11n [1] est une extension du célèbre Wi-Fi et propose un système similaire qui fera l’objet de notre étude. L’objectif initial du groupe de travail 802.11 était d’obtenir des débit au niveau de la couche Medium Access Control (MAC) supérieurs à 100 Mb/s. Beaucoup d’innovations ont été réalisées autour de la couche physique pour atteindre cet objectif.

Un système d’agrégation pour 802.11n permet de réduire l’impact des en-têtes lors des émissions. Cette réduction a été placée à l’endroit où le rendement est le plus faible, c’est à dire au sein de la couche MAC. En effet, comme dans tout protocole sans-fil, c’est l’accès au bus de communication qui est pénalisant. Des collisions se produisent, la distance avec le point d’accès va influencer les débits; il est donc intéressant lorsqu’on obtient l’accès au médium de pouvoir transmettre autant de données que possible. Agréger va permettre de réduire le nombre de transmissions et donc le nombre de fois où l’accès au canal est remis en jeu.

Plusieurs auteurs ont étudié les performances des mécanismes d’agrégation de 802.11n à l’aide de méthodes variées :

- Théorie des files d’attente pour évaluer le débit utile, l’utilisation du canal et le délai d’un agrégat [2],[3].
- Étude analytique permettant d’obtenir des majorants du débit utile [4].
- Simulations pour l’évaluation de l’utilisation du canal et le délai d’un agrégat [5],[6].

Nous pouvons faire plusieurs critiques vis à vis de ces études. D’abord, les indicateurs de performance choisis restent macroscopiques. En effet, les auteurs cherchent uniquement à comparer les performances avec et sans système d’agrégation. Le délai d’une sous-trame par exemple n’est pas évalué. Il est donc impossible de quantifier l’impact de l’agrégation sur la qualité de service pour l’application cliente. Agréger peut devenir contraignant dès lors que l’on considère des applications critiques. Les paquets sont en effet retardés volontairement pour pouvoir augmenter le débit utile au détriment de délais plus grands. C’est pourquoi nous devons être capable de quantifier l’influence de l’agrégation sur les délais. Il est intéressant pour des applications critiques d’être capable d’obtenir des majorants a priori. D’autre part de nombreuses études fournissant des résultats en moyenne ont été réalisées. C’est le cas des études utilisant la théorie des files d’attente et des simulations. Quelques auteurs obtiennent des majorants comme dans [4]. Cependant, leurs résultats sont contraints par une

connaissance approfondie des trafics entrants, ce qui reste complexe en pratique. Prenons par exemple un cas simple avec deux stations 802.11n Sta1 et Sta2 émettant vers un point d'accès AP qui va effectuer l'agrégation. Le nombre de scénarios possible devient rapidement important dès que certaines hypothèses sont relâchées. Les flux entrants peuvent être modifiés en terme d'inter-arrivée, taille des paquets, gigue etc. De plus, les seuils du système d'agrégation peuvent changer. Un extrait des cas possibles est représenté sous la forme de chronogrammes en FIGURE 1.

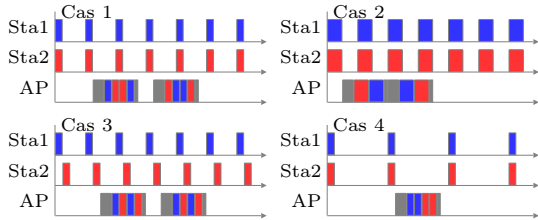


Fig. 1. Exemples de scénarios de communication

Pour palier cette multitude de cas à considérer, nous proposons d'utiliser la théorie du Calcul Réseau. Les principaux résultats concernant cette théorie peuvent être trouvés dans [7], [8] et [9]. Le Calcul Réseau permet l'obtention de majorants du délai et de l'arriéré de traitement d'un système en considérant uniquement le pire cas possible. Cette étude permettra d'aider à la décision de mettre en œuvre un système d'agrégation en tenant compte des contraintes applicatives.

La section II définit plus précisément le système d'agrégation en particulier dans le cas de 802.11n. La section III introduit les notions fondamentales du calcul réseau. Ensuite, nous exprimerons le service offert par le système d'agrégation à un flux particulier. Enfin, nous vérifierons les modèles obtenus. La section IV exprime les majorants du délai et de l'arriéré de traitement et compare une valeur de délai analytique avec un majorant calculé avec notre modèle.

II. SYSTÈME D'AGRÉGATION

Nous le définissons comme un système oisif qui accumule des paquets provenant de flux différents pour créer un nouveau flux ; il les agrège. Les données accumulées seront transmises au prochain nœud sur le réseau selon deux critères. D'abord si la quantité cumulée de données atteint un seuil de taille. Ensuite si le premier paquet entré dans le système devient trop vieux, c'est à dire que le temps passé dans le système par ce paquet atteint un seuil temporel. La FIGURE 2 représente notre système d'agrégation avec s le seuil de taille et h le seuil temporel.

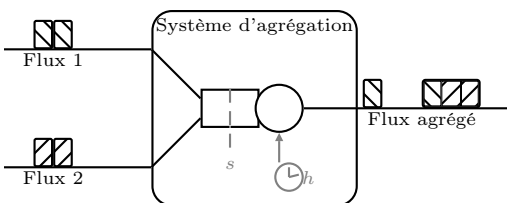


Fig. 2. Représentation fonctionnelle du système d'agrégation

C'est ce système que l'on retrouve dans la norme IEEE 802.11n au niveau de l'entrée de la couche MAC. Il agrège des Mac Service Data Unit (MSDU) pour former une Aggregated-MSDU (A-MSDU) encapsulée dans une trame 802.11n comme présenté FIGURE 3. Ce système a été créé pour permettre une meilleure transition entre les normes IEEE 802.3 (Ethernet) et IEEE 802.11n (Wi-Fi n). En effet, on peut remarquer en FIGURE 3 la présence de pseudo-entêtes Ethernet qui n'ont pas été supprimées afin de réduire les latences au sein des ponts entre les deux protocoles.

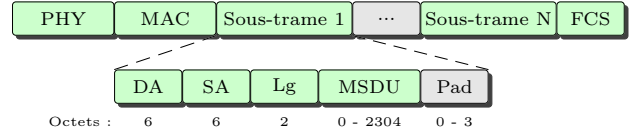


Fig. 3. Format des A-MSDU

La topologie choisie pour notre cas d'étude est représentée en FIGURE 4. D'un côté nous avons deux stations Sta1 et Sta2 connectées à un commutateur Ethernet. De l'autre, nous avons un point d'accès 802.11n nommé AP lui aussi connecté au commutateur Ethernet. Dans notre scénario, les stations émettent chacune un flux périodique vers l'ordinateur portable du réseau sans-fil. Il est important de noter que nous restreindrons ici notre étude à un système d'agrégation avec uniquement un seuil de taille s .

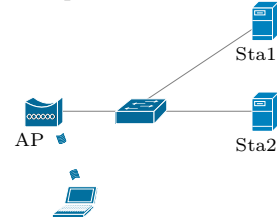


Fig. 4. Topologie considérée

III. IDENTIFICATION DU SERVICE DÉDIÉ À UN FLUX

A. Introduction au Calcul Réseau

Certaines notions sur la théorie du calcul réseau sont nécessaires à la bonne compréhension de cette étude. Comme dit en introduction, les principaux développements et résultats du calcul réseau peuvent être trouvés dans [7],[8] et [9]. En calcul réseau, la modélisation du réseau est effectuée par des fonctions non décroissantes qui représentent une quantité cumulée de données à un instant t .

Ces fonctions sont d'abord utilisées pour modéliser l'arrivée réelle $R(t)$ et la sortie réelle $R^*(t)$. $R(t)$ et $R^*(t)$ représentent le nombre cumulé de bits qui sont respectivement entrés et sortis d'un système \mathcal{S} . Dans cet article, nous considérons que les fonctions sont continues dans le temps et l'espace. Ce n'est pas une restriction majeure étant donnée l'existence de transformations de modèles discrets vers des modèles continus [8]. Les deux principaux résultats du calcul réseau concernent alors l'arriéré de traitement et le délai. Considérons un flux avec une fonction d'arrivée réelle R qui traverse un système \mathcal{S} dont résulte une sortie réelle R^* . L'arriéré de traitement du flux $b(t)$ est défini comme :

$$b(t) = R(t) - R^*(t)$$

Le délai virtuel (correspondant au délai dans le cas d'un ordonnancement FIFO) est défini comme :

$$d(t) = \inf \{ \tau \geq 0 : R(t) \leq R^*(t + \tau) \}$$

$R(t)$ étant inconnu, le calcul réseau introduit la notion suivante de courbe d'arrivée qui s'apparente à une contrainte sur le flux de données. Considérant un flux avec une fonction d'arrivée réelle R , une fonction $\alpha \in \mathcal{F}$ est une courbe d'arrivée pour R si :

$$\forall t, s \geq 0, t \geq s : R(t) - R(t - s) \geq \alpha(s)$$

De manière similaire, le service offert par un système à un flux R, R^* , est modélisé par une courbe de service minimale $\beta \in \mathcal{F}$ tel que :

$$R^* \geq \inf \{ R(s) + \beta(t - s) \}$$

Une courbe de service β sera qualifiée de stricte pour le système \mathcal{S} si au cours de n'importe quel intervalle $]s, t]$ durant lequel l'arriéré de traitement est non nul, au moins $\beta(t - s)$ données sont servies. Ces courbes d'arrivée et de service permettent alors l'obtention des majorants suivants :

Théorème 1 : ([8], [9]). Considérons un système \mathcal{S} qui offre une courbe de service β et qui stocke les données entrantes dans une file d'attente FIFO. Considérons un flux R traversant le système qui possède une courbe d'arrivée α . Nous obtenons alors les majorants suivants pour l'arriéré de traitement b et le délai d .

$$b(t) \geq \sup \{ t \geq 0 | \alpha(t) - \beta(t) \} \quad (1)$$

$$d(t) \leq \inf \{ d \geq 0 | \forall t \geq 0, \alpha(t) \leq \beta(t + d) \} \quad (2)$$

Ces définitions sont données pour un seul système et un seul flux entrant. Dans le cas où plusieurs flux sont en compétition en entrée d'un système, la littérature introduit la notion de courbe de service résiduel.

Lemme 1 : (Service résiduel [9], [10]). Soit un système offrant une courbe de service stricte β avec deux flux entrant de courbes d'arrivée respectives α_1 et α_2 . Le service dédié au flux 1 est alors minoré par la courbe de service :

$$\beta_1 = (\beta - \alpha_2)^+ \quad (3)$$

Notre objectif est de calculer la courbe de service offerte plus particulièrement à un flux en entrée d'un système d'agrégation comme celui prévu dans le standard IEEE 802.11n. Une étude du service offert par un tel système montrera les limites de la notion de service résiduel pour ce type de systèmes.

B. Service offert par le système d'agrégation

Commençons par exprimer le service offert à tous les flux. Le système d'agrégation est défini pour la suite pour un super flux entrant constitué de deux flux tel que $R(t) = R_1(t) + R_2(t)$.

Définition 1 : Considérons un système d'agrégation \mathcal{S} avec un flux agrégé entrant $R(t)$. \mathcal{S} émet un agrégat avec une capacité C lorsque son arriéré de traitement est supérieur ou égal à un seuil de taille s . La taille de l'agrégat est comprise dans l'intervalle $]s - l_{max}, s]$, avec l_{max} la taille maximale d'un paquet.

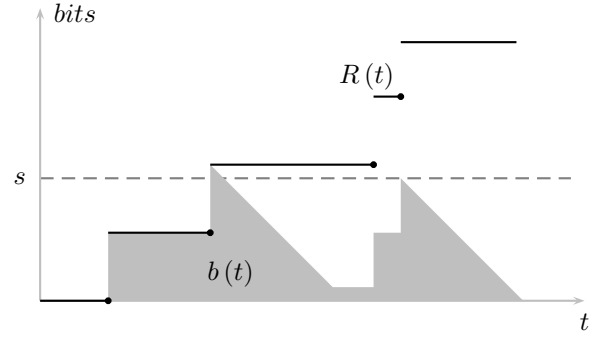


Fig. 5. Évolution de l'arriéré de traitement

La FIGURE 5 montre l'évolution de l'arriéré de traitement en fonction de l'arrivée des trames. Nous pouvons observer que l'arriéré ne décroît que lorsque celui-ci a atteint une taille critique définie par le seuil s , soit $R(t) - R^*(t) \geq s$. En conséquence, le système présente un comportement oisif et le service est fonction de l'arrivée des données (à contrario de système à service de type taux constant $\beta(t) = Ct$).

En d'autres termes, l'émission d'un agrégat est conditionnée par la quantité de trafic entrant. Comme le service est fonction du trafic entrant dans le système, nous proposons de compléter la contrainte sur l'arrivée par une borne minimale comme dans le cas du Real-Time Calculus [12]. Nous admettrons que chaque flux i est enveloppé par deux courbes d'arrivée, une majorante et une mineurante. Cette hypothèse est représentée FIGURE 6. Nous avons ainsi $\forall 0 \leq t_0 \leq t$:

$$\begin{aligned} \underline{\alpha}_i(t - t_0) &\leq R_i(t) - R_i(t_0) \leq \alpha_i(t - t_0) \\ \underline{\rho}_i(t - t_0 - \tau_i)^+ &\leq R_i(t) - R_i(t_0) \leq \sigma_i + \rho_i(t - t_0) \end{aligned} \quad (4)$$

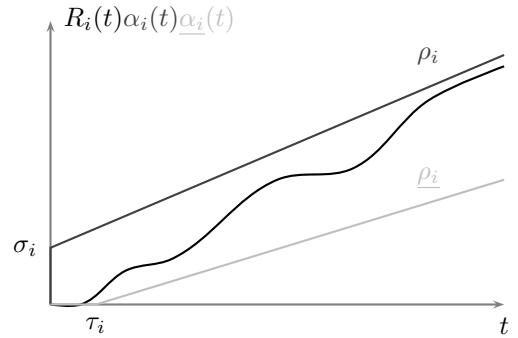


Fig. 6. Courbes d'arrivée enveloppant les flux entrants

Nous proposons alors de modéliser le service offert par le système d'agrégation comme suit.

Proposition 1 : Soit un système d'agrégation \mathcal{S} avec deux flux en entrée contraint par les courbes d'arrivée $\underline{\alpha}_i(t)$ et $\alpha_i(t)$ avec $i = 1, 2$. Le service global offert par le système est contraint par la courbe $\beta(t)$ tel que :

$$\beta(t) = R(t - \Delta)^+$$

avec $R = \underline{\rho} = \underline{\rho}_1 + \underline{\rho}_2$ et $\Delta = \tau_i + s/\underline{\rho}_i$ si $s/\underline{\rho}_i \leq \tau_j - \tau_i$, $\Delta = \tau_i + (s + \underline{\rho}_j(\tau_j - \tau_i)) / (\underline{\rho}_i + \underline{\rho}_j)$ sinon pour $i = \arg \min_{i=1,2} \tau_i$ et $j = \arg \max_{j=1,2} \tau_j$.

L'obtention de cette courbe s'appuie sur l'identification d'une part de l'interarrivée maximale entre deux agrégats

en sortie du système et d'autre part du taux de service minimal.

Notons Δ la latence maximale avant qu'un agrégat soit émis. En supposant que durant l'intervalle $[t, t + \Delta]$ aucun service ne soit rendu, nous avons :

$$\Delta \leq \sup_{t \geq 0} \{ \inf \{ \delta \geq 0 \mid (R_1(t + \delta) + R_2(t + \delta)) - (R_1^*(t + \delta) + R_2(t + \delta)) \geq s \} \}$$

Durant cette durée, puisque la quantité en attente n'est pas suffisante pour qu'un agrégat soit généré, nous avons $R_i^*(t + \delta) = R_i(t)$. La définition des courbes d'arrivée nous donne alors $\forall \delta \geq 0$ (i.e. $t \geq s$) :

$$\Delta \leq \sup_{t \geq 0} \{ \inf \{ \delta \geq 0 \mid (\underline{\alpha}_1(t + \delta) + \underline{\alpha}_2(t + \delta)) - (\underline{\alpha}_1(t) + \underline{\alpha}_2(t)) \geq s \} \}$$

Pour que le seuil soit atteint, il est donc nécessaire qu'au moins l'un des flux apporte du trafic en entrée. Compte tenu que l'arrivée des flux est minorée par une fonction de type *rate-latency*, différents cas de figure doivent être pris en compte suivant t , τ_1 et τ_2 . On note alors $i = \arg \min_{i=1,2} \tau_i$ et $j = \arg \max_{j=1,2} \tau_j$. Il est ainsi possible de montrer que si $s/\underline{\rho}_i \leq \tau_j - \tau_i$:

$$\begin{aligned} \delta &\leq \tau_i + s/\underline{\rho}_i && \text{si } 0 \leq t < \tau_i \\ \delta &\leq s/\underline{\rho}_i && \text{si } \tau_i \leq t < \tau_j - s/\underline{\rho}_i \\ \delta &\leq (s + \underline{\rho}_j s/\underline{\rho}_i) / (\underline{\rho}_i + \underline{\rho}_j) && \text{si } \tau_j - s/\underline{\rho}_i \leq t < \tau_j \\ \delta &\leq s / (\underline{\rho}_i + \underline{\rho}_j) && \text{sinon } (t \geq \tau_j) \end{aligned}$$

sinon ($s/\underline{\rho}_i > \tau_j - \tau_i$) :

$$\begin{aligned} \delta &\leq \tau_i + (s + \underline{\rho}_j(\tau_j - \tau_i)) / (\underline{\rho}_i + \underline{\rho}_j) && \text{si } 0 \leq t < \tau_i \\ \delta &\leq (s + \underline{\rho}_j(\tau_j - \tau_i)) / (\underline{\rho}_i + \underline{\rho}_j) && \text{si } \tau_i \leq t < \tau_j \\ \delta &\leq s / (\underline{\rho}_i + \underline{\rho}_j) && \text{sinon } (t \geq \tau_j) \end{aligned}$$

$\Delta = \sup \delta$ est ainsi obtenu pour $0 \leq t < \tau_i$.

Le second point pour l'obtention de la proposition 1 concerne le taux de service minimum. Les agrégats sont transmis par le système à un taux constant noté C . Dans le pire cas, on aura donc un agrégat tous les Δ unités de temps comme illustré à la FIGURE 7.

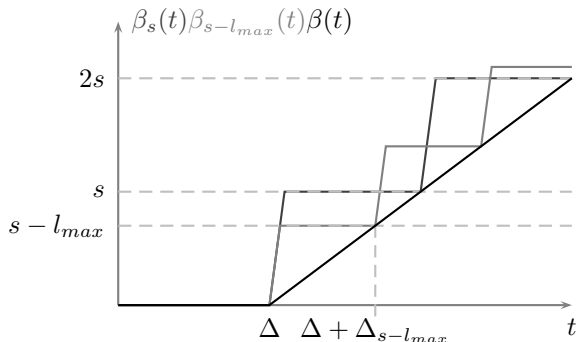


Fig. 7. Courbes de services pour différentes tailles d'agrégat

En cas de non fragmentation (comme dans le cas de 802.11n), la taille d'un agrégat peut varier dans l'intervalle $]s - l_{max}, s]$. La FIGURE 7 montre l'évolution du service lorsque la taille de l'agrégat vaut $s - l_{max}$ et lorsqu'elle vaut s . Il s'agit là de deux évolutions possibles, aussi nous proposons de se référer à la courbe de type *rate-latency* $\beta(t)$ qui minore toutes les évolutions possibles. On obtient ainsi $\beta(t) = R(t - \Delta)^+$ avec :

$$R = \frac{s - l_{max}}{\frac{s - l_{max}}{\rho}} = \frac{s}{\rho} = \underline{\rho} = \underline{\rho}_1 + \underline{\rho}_2$$

C. Service dédié à un flux

La proposition 1 correspond au service offert au super flux $R_1(t) + R_2(t)$. Le but de cette section est d'identifier la courbe de service réservé au flux R_1 , que l'on notera $\beta_1(t)$.

Comme notre courbe de service est stricte, nous pouvons appliquer le service résiduel défini par l'équation (3). Avec les courbes d'arrivée et de service considérées, le service résiduel s'exprime comme,

$$\begin{aligned} \beta_1(t) &= (\beta(t) - \alpha_2(t))^+ \\ &= ((\underline{\rho}_1 + \underline{\rho}_2)(t - \Delta)^+ - (\sigma_2 + \rho_2))^+ \end{aligned} \quad (5)$$

La FIGURE 8 montre que le service résiduel revient à considérer le flux 2 comme prioritaire.

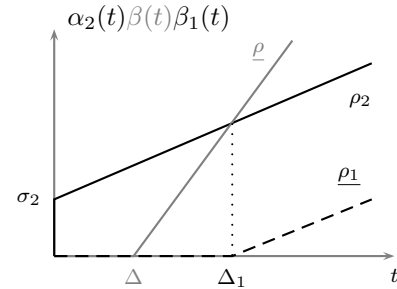


Fig. 8. Courbe de service dédiée au flux 1

Lorsque $t > \Delta_1$, le taux de service dédié au flux 1 sera donc égal à $\underline{\rho}_1 + \underline{\rho}_2 - \rho_2$ soit $\underline{\rho}_1$. De plus nous avons :

$$\begin{aligned} \sigma_2 + \rho_2 \Delta_1 &= (\underline{\rho}_1 + \underline{\rho}_2)(\Delta_1 - \Delta)^+ \\ &= (\underline{\rho}_1 + \underline{\rho}_2)(\Delta_1 - \Delta) \\ \Delta_1 &= \frac{\sigma_2 + \Delta(\underline{\rho}_1 + \underline{\rho}_2)}{\underline{\rho}_1 + \underline{\rho}_2 - \rho_2} \end{aligned} \quad (6)$$

Nous obtenons donc la proposition suivante :

Proposition 2 : Le système d'agrégation défini à la proposition 1 offre au flux $R_1(t)$ une courbe de service minimale :

$$\beta_1(t) = \underline{\rho}_1 (t - \Delta_1)^+$$

Pour cette proposition 2, on note que si Δ représente le pire délai avant qu'un agrégat soit prêt à être transmis, cela n'implique pas explicitement que cet agrégat contienne des données du flux 1. Ensuite, l'expression de Δ_1 prend en considération la rafale du flux 2 or si une telle rafale avait été présente, un agrégat serait parti plus tôt, et donc le service rendu aurait été meilleur. Nous proposons donc d'améliorer cette expression. L'étude est alors la même que

pour la proposition 1 excepté pour la définition de Δ . En effet, nous chercherons désormais Δ'_1 , l'interarrivée maximale entre deux agrégats contenant des données du flux R_1 , de sorte que $\Delta'_1 \geq \Delta$.

On peut déjà noter que suivant le principe FIFO, si $\tau_1 < \tau_2$, alors $\Delta'_1 = \Delta$. Dans le cas inverse, cela signifie que l'on peut avoir $\Delta \leq \tau_1$, et qu'il est donc nécessaire d'attendre le prochain agrégat qui sera émis après τ_1 . Dans ce cas, l'interarrivée sera majorée par :

$$\delta_1 = \tau_1 + \frac{s - \rho_2 \left((\tau_1 - \tau_2) - \lfloor \frac{\tau_1 - \tau_2}{s/\rho_2} \rfloor \frac{s}{\rho_2} \right)}{\rho_2 + \rho_1}$$

Nous obtenons alors une nouvelle courbe de service.

Proposition 3 : Le système d'agrégation défini à la proposition 1 offre au flux $R_1(t)$ une courbe de service minimale :

$$\beta'_1(t) = \underline{\rho}_1 (t - \Delta'_1)^+$$

avec $\Delta'_1 = \max(\Delta, \delta'_1)$.

D. Application

Le scénario considéré comprend deux flux périodiques de période 1 ms, la taille d'une MSDU sera 1000 octets et le seuil de taille sera de 3839 octets (qui est un des deux seuils définis pour 802.11n). Aidés d'un générateur de traces, nous pouvons tracer le service réel pour le comparer à notre modèle. Les courbes d'arrivée seront obtenues selon la taille des paquets, l'inter-arrivée minimale entre deux paquets et la gigue comme mentionnée dans [11].

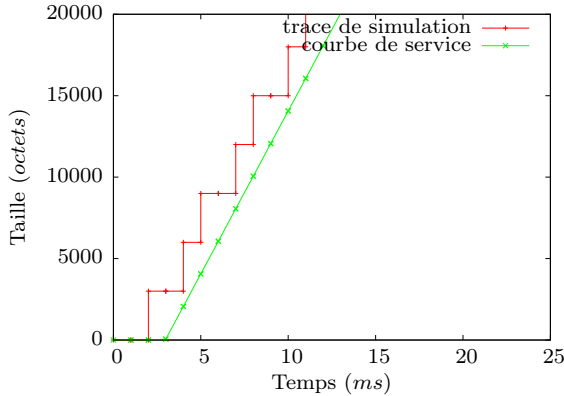


Fig. 9. Comparaison de $\beta(t)$ avec une trace de simulation

La FIGURE 9 représente la courbe de service obtenue avec la proposition 1 comparée à la sortie réelle. La FIGURE 10 représente le service dédié à un flux selon les propositions 2 et 3. Le tracé du service dédié à un flux montre qu'avec ce scénario, la proposition 3 est la plus proche de la simulation, et donc que l'application du service résiduel conduit ici à un pessimisme de modélisation.

IV. CALCUL DE MAJORANTS

Nous allons maintenant calculer des majorants de l'arrière de traitement et du délai à partir des équations (1) et (2). La FIGURE 11 montre que les majorant de l'arrière de traitement et du délai sont respectivement les distances

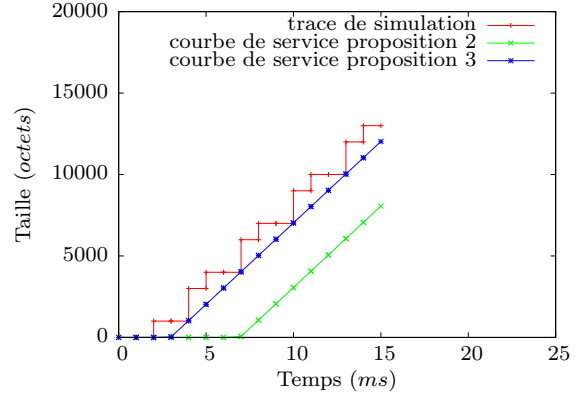


Fig. 10. Comparaison de $\beta'_1(t)$ et $\beta_1(t)$ avec une trace de simulation

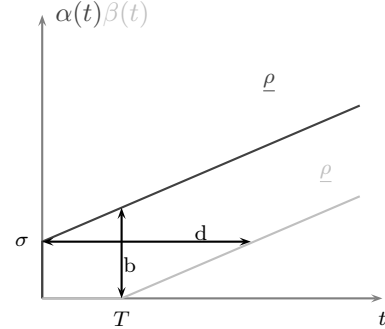


Fig. 11. Calcul des majorants du délai et de l'arrière

verticale et horizontale maximales entre les courbes d'arrivée et de service.

La distance verticale est maximale à $t = T$ comme représenté en FIGURE 11. Ici, $T = \Delta$ le majorant de l'arrière de traitement est donc,

$$b = \alpha(\Delta) - \beta(\Delta) \quad (7)$$

$$b = \sigma_1 + \sigma_2 + \Delta(\underline{\rho}_1 + \underline{\rho}_2) \quad (8)$$

Le délai sera calculé pour chaque MSDU composant l'agrégat. Nous utiliserons donc les courbes dédiées à un flux pour l'exprimer. Comme le montre la FIGURE 11, la valeur maximale du délai est obtenue en considérant la rafale maximale σ_1 , d'où :

$$d_1(t) \leq \inf \{d \geq 0 | \forall t \geq 0, \beta_1(t+d) \leq \sigma_1\}$$

$$d_1 = \frac{\sigma_1}{\underline{\rho}_1} + \Delta_1$$

Lors du calcul du majorant du délai, il est nécessaire que $\forall i, \underline{\rho}_i = \rho_i$. En effet, si cette contrainte n'est pas respectée, le calcul du délai virtuel donnera un majorant infini. Ce résultat est obtenu car le taux de la courbe de service vaut $\underline{\rho}_i$ alors que la courbe d'arrivée maximale évolue à long terme en suivant ρ_i .

Nous allons considérer plusieurs scénarios de communication pour illustrer le pessimisme de nos majorants. Prenons le même scénario que lors de l'application. En sommant les différentes latences élémentaires composant la traversée du système nous sommes capables d'estimer une valeur analytique du délai. Dans notre cas, nous additionnons le temps

mis pour recevoir la totalité des paquets nécessaires à la formation d'un agrégat ($P + T_R$), le temps de transmission de l'agrégat (T_E) et la latence de traversée de la couche MAC (T_{MAC}) fixée à $2 \mu s$. Le calcul de ce point de comparaison est illustré en FIGURE 12.

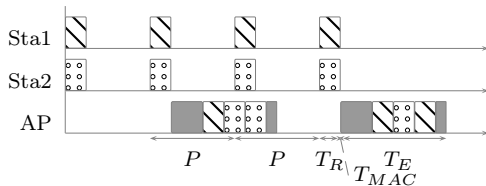


Fig. 12. Calcul d'une valeur de comparaison pour le délai

Avec 14 octets d'en-têtes par MSDU et 18 octets d'en-tête MAC pour l'agrégat, la valeur calculée du majorant est,

$$D = 2P + T_R + T_E + T_{MAC} = 2,52ms$$

Calculons maintenant d_1 dans ce scénario. Dans notre cas $s/\rho_i > \tau_j - \tau_i$, donc

$$\Delta = \tau_1 + (s + \rho_1(\tau_2 - \tau_1)) / (\rho_1 + \rho_2).$$

Nous obtenons $d_1 = 3,91ms$, avec $\tau_1 = \tau_2 = 1 ms$, $\rho_1 = \rho_2 = 1000$ octets/ms et $\sigma_2 = 1000$ octets.

Le délai virtuel d_1 majore bien le délai calculé analytiquement. L'écart avec D est d'environ 35% ce qui peut laisser penser que nos hypothèses sont trop pessimistes ou que notre modèle de l'arrivée n'est pas assez précis. Ce résultat n'est cependant valable que pour ce scénario.

Considérons maintenant un second scénario, toujours compatible avec les courbes d'arrivée minorantes précédentes. Le tableau ci-dessous donne les caractéristiques des trames en entrée du système pour ce scénario.

temps (ms)	0	1	1,5	2,1	2,5	2,85
flux	1	2	2	1	1	2
taille (octets)	1000	500	1300	250	650	139

La valeur de comparaison devient ici $D = 3,16 ms$. Il est donc possible de se rapprocher du majorant avec un écart de 20 %. Cet écart est en fait principalement lié à la qualité de la modélisation du trafic d'une part et d'autre part, au mode de calcul du délai. En effet, le délai correspond à la distance horizontale entre la courbe de service minimale établie via les courbes d'arrivée minorantes et la courbe d'arrivée majorante. Il est à noter que l'écart entre les courbes d'arrivées majorantes et minorantes, et donc l'incertitude sur la date d'arrivée d'une trame est ici de 2 ms tandis que la différence entre le majorant calculé et la trace est seulement de 0,75 ms. Plus l'écart entre ses deux courbes sera faible, plus le majorant calculé sera atteignable.

V. CONCLUSIONS ET PERSPECTIVES

Nous avons obtenu une première modélisation du service offert dans le cas d'une agrégation 802.11n. Comparé à la littérature en calcul réseau, la problématique mise en avant concerne ici la relation directe entre arrivée de données et service (voire service résiduel) et la nécessité de disposer

de courbe d'arrivée minimale. Nous avons proposé deux courbes de service pour ce système. La courbe de service offert à tous les flux entrants dans le système permet de calculer un majorant pour l'arrière de traitement. La courbe de service dédié à un flux particulier permet de majorer le délai subi par ce flux. Nous avons comparé notre majorant du délai avec une valeur calculée analytiquement sur un scénario d'étude. Nous envisageons d'utiliser des outils de simulation pour éprouver nos courbes de service bien qu'il n'existe pas à notre connaissance de simulateur intégrant nativement le mécanisme d'agrégation de MSDU de 802.11n.

Dans les travaux futurs, nous allons prendre en considération le seuil temporel prévu pour l'émission d'un agrégat dans le standard 802.11n et nous nous attacherons à évaluer l'évolution du pessimisme des majorants obtenus lorsque le système admet n flux en entrée. Cette généralisation pourra introduire une difficulté relative à l'ordonnancement choisi pour les $n - 1$ flux concurrents à celui étudié.

RÉFÉRENCES

- [1] IEEE 802.11-2012. IEEE Standard for Information technology. Telecommunications and information exchange between systems Local and metropolitan area networks. Specific requirements Part 11 : Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications.
- [2] Lin Y., Wong V. W. S., WSN01-1 : Frame Aggregation and Optimal Frame Size Adaptation for IEEE 802.11n WLANs, IEEE Global Telecommunications Conference, GLOBECOM, San Francisco, California, USA, Nov.-Dec. 2006.
- [3] Kuppa S. et Dattatreya G. R., Modeling and Analysis of Frame Aggregation in Unsaturated WLANs with Finite Buffer Stations. IEEE International Conference on Communications, ICC, Istanbul, Turkey, June 2006.
- [4] Ginzburg B. et Kesselman A. Performance analysis of A-MPDU and A-MSDU aggregation in IEEE 802.11n. Sarnoff Symposium, Princeton, New Jersey, USA, April-May 2007.
- [5] Skordoulis D. et al. IEEE 802.11n MAC frame aggregation mechanisms for next-generation high-throughput WLANs. *IEEE Wireless Communications*, vol. 15, n° 1, pp. 40-47, 2008.
- [6] Wang C.-Y. et Wei H.-Y. IEEE 802.11n MAC Enhancement and Performance Evaluation. *Mobile Networks and Applications*, vol. 14, n° 6, pp. 760-771, 2009.
- [7] Cruz R. L. A calculus for network delay. 1 : Network elements in isolation. *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 37, n° 1, pp. 114-131, 1991.
- [8] Chang C.-S. *Performance Guarantees in Communication Networks*. Springer-Verlag, London, 2000.
- [9] Le Boudec J.-Y. et Thiran P. *Network calculus : a theory of deterministic queuing systems for the internet*. Springer-Verlag, Berlin, 2001.
- [10] Schmitt J.B., Zdarsky F.A. et Fidler M. Delay Bounds under Arbitrary Multiplexing : When Network Calculus Leaves You in the Lurch... IEEE Conference on Computer Communication, Infocom, Phoenix, Arizona, USA, April 2008.
- [11] Chakraborty S., Kunzli S. et Thiele L. A General Framework for Analysing System Properties in Platform-Based Embedded System Designs. Design, Automation and Test in Europe Conference and Exhibition, DATE, Munich, Germany, March 2003.
- [12] L. Thiele, S. Chakraborty, and M. Naedele. Real-time calculus for scheduling hard real-time systems. In IEEE International Symposium on Circuits and Systems (ISCAS'00), volume 4, pages 101-104, Genève, May 2000. ISCAS.