

Ordonnancement des flux avioniques AFDX sur un support 802.11e HCCA

Bafing-Cyprien Sambou, Fabrice Peyrard, Christian Fraboul

► **To cite this version:**

Bafing-Cyprien Sambou, Fabrice Peyrard, Christian Fraboul. Ordonnancement des flux avioniques AFDX sur un support 802.11e HCCA. CFIP 2011 - Colloque Francophone sur l'Ingénierie des Protocoles, May 2011, Sainte Maxime, France. 2011. <inria-00586828>

HAL Id: inria-00586828

<https://hal.inria.fr/inria-00586828>

Submitted on 18 Apr 2011

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.

Ordonnancement des flux avioniques AFDX sur un support 802.11e HCCA

Bafing-Cyprien Sambou — Fabrice Peyrard — Christian Fraboul

Université de Toulouse

IRIT UMR 5505, ENSEEIHT

2 rue Charles Camichel 31071 Toulouse, France

Email : {Bafing-Cyprien.Sambou, Fabrice.Peyrard, Christian.Fraboul}@irit.fr

RÉSUMÉ. Nos activités de recherches visent à mettre en place un réseau hybride IEEE 802.11e/AFDX (Avionics Full Duplex Switched Ethernet) pour des applications de maintenance au sol des avions. Notre objectif est de véhiculer un trafic de type AFDX sur un support de communication sans fil IEEE 802.11e et de ce fait garantir les exigences des trafics AFDX en terme de QoS (Quality of Service). Ces exigences de l'AFDX sont liées : à une garantie de bande passante, à une latence de bout à bout et une gigue bornée. Dans ce papier, nous présentons un ordonnanceur HCCA appelé AWS (AFDX Wireless Scheduler) qui a pour objectif d'ordonner les différents flux AFDX, tout en garantissant leurs exigences. AWS améliore les performances de l'ordonnanceur de référence (RS, Reference Scheduler) en se basant sur : la classification des VLs, la définition de plusieurs états de chaque VL, un ordonnancement individuel des VLs, la définition d'une politique de gestion de la retransmission des trames perdues et le contrôle de la gigue. Nous proposons aussi deux méthodes (OAWS, Optimized AWS et AWS-RB, AWS with Release Bandwidth) pour une meilleure gestion de la bande passante libre dans chaque TXOP.

ABSTRACT. Our research activities aim to design an IEEE 802.11e/AFDX (Avionics Full Duplex Switched Ethernet) hybrid network for ground maintenance applications. Indeed, our goal is to transmit an AFDX traffic on a wireless medium based on IEEE 802.11e standard and for guaranteeing traffic AFDX requirements in terms of QoS. The requirements of AFDX are related to: a guarantee of bandwidth and a bounded latency and jitter. In this paper, we present a HCCA scheduling called AWS (AWS AFDX Wireless Scheduler) that aims for managing the access to wireless medium between flows AFDX and for ensuring their requirements. AWS improves the performance of the Reference Scheduler RS based on: the classification of VLs, the definition of several states of each VL, the individual treatment of each VL, the definition of a retransmission management policy of lost frames, the jitter control and the control of the sporadic aspect of VLs. We also propose two methods (OAWS, Optimized AWS and AWS-RB AWS Release With Bandwidth) for a better management of the available bandwidth in each TXOP.

MOTS-CLÉS : HCCA ; 802.11e ; Qualité de Service ; AFDX ; Ordonnancement.

KEY WORDS: HCCA ; 802.11e ; Quality of Service ; AFDX ; Scheduling.

1. Introduction

Les systèmes avioniques sont soumis à des contraintes très strictes pour garantir la sûreté de fonctionnement des ressources matérielles et logicielles. De ce fait, plusieurs tests de maintenance au sol sont effectués sur les équipements de bord afin de détecter de possibles dysfonctionnements. Cependant certains équipements sont difficiles d'accès ou nécessitent d'être démontés, ce qui représente généralement un surcoût de main-d'œuvre. Pour cela, nous proposons un support de communication sans fil basé sur la norme IEEE 802.11e [IEE 07], permettant d'effectuer des tests de maintenance et en limitant le démontage de ces équipements.

Les réseaux embarqués avioniques civils s'appuient sur les réseaux de communication multiplexés de type AFDX (Avionics Full Duplex switched Ethernet). Il s'agit d'une extension du réseau Ethernet Full Duplex, fiabilisé et standardisé par les industriels de l'aéronautique (norme ARINC 664, partie 7) [AER 04]. Les réseaux AFDX sont confrontés à des exigences de déterminisme ; de latence et de gigue faibles et bornées, d'absence de perte de données et de garantie de bande passante. Utiliser un réseau sans fil IEEE 802.11e dans un contexte aéronautique représente un véritable challenge en regard des contraintes induites par la nature même du médium radio. La norme IEEE 802.11e offre un support de QoS avec l'HCF (Hybrid Coordination Function) qui utilise deux méthodes d'accès au médium ; l'une appelée EDCA (Enhanced Distributed Channel Access) basée sur un accès avec contention et l'autre appelée HCCA (HCF Controlled Channel Access) qui utilise une phase d'accès contrôlée et une phase d'accès avec contention. Pour des raisons évidentes de garantie de la bande passante, nous nous intéressons uniquement à la méthode d'accès centralisée HCCA. Elle offre un déterminisme d'accès au médium avec une QoS paramétrable, alors que la méthode EDCA est distribuée et basée sur un accès probabiliste. La norme prévoit un ordonnanceur de référence HCCA adapté aux trafics CBR (Constant Bit Rate) mais pas prévue pour la gestion de la gigue maximale et de l'aspect critique des flux. Les principales contributions visent à améliorer le mode HCCA pour les applications multimédia (voix et vidéo) dont les pertes et les retransmissions ne sont jamais considérées. Ainsi dans ce papier, nous proposons une méthode d'ordonnement appelée AWS (AFDX Wireless Scheduler) qui améliore l'ordonnanceur de référence afin de véhiculer un trafic AFDX et de garantir ses exigences. Les principaux objectifs d'AWS sont de garantir une bande passante à tous les flux admis, de satisfaire les exigences de gigue et de latence bornées pour chaque flux et de confiner toutes anomalies de fonctionnement d'un flux.

Nous définissons dans la section 2 le réseau l'AFDX, puis dans la section 3 nous présentons la norme IEEE 802.11e avec l'HCCA. Dans la section 4, l'architecture hybride 802.11e/AFDX est décrite. Dans la section 5, nous présentons notre contribution ; l'ordonnanceur AWS ainsi que les méthodes de gestion de la bande passante libre. Les résultats de l'évaluation de performance sont présentés dans la section 6, puis nous concluons ce papier dans la section 7.

2. Le réseau AFDX

Le réseau AFDX est défini comme étant la version avionique de l'Ethernet commuté Full-Duplex. Il a l'avantage de disposer d'un accès déterministe au support de communication et part conséquent de ne pas avoir de pertes de trames due aux collisions. L'une des particularités de l'AFDX est la connaissance et la maîtrise du trafic à l'entrée du réseau. Ses exigences sont liées

d'une part aux contraintes temporelles (latence de bout à bout et gigue bornée), et d'autre part à une garantie de bande passante et une absence de perte de trames et de propagation d'erreurs. La topologie du réseau AFDX est définie à partir de trois entités [AER 04] (Figure 1) : l'End System (ES), le Virtual Link (VL) et le commutateur AFDX (AFDX Switch).

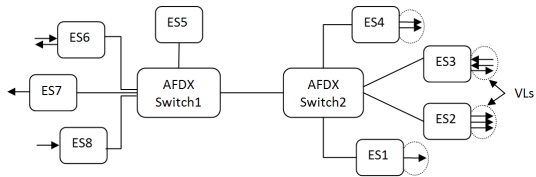


Figure 1. Architecture d'un réseau AFDX

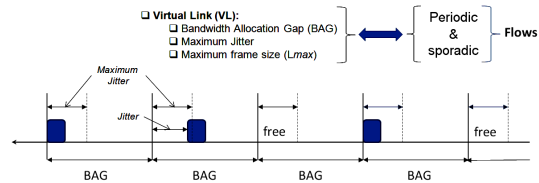


Figure 2. Caractéristiques de communication d'un VL

L'ES représente le terminal final du réseau, il a pour rôle principal de fournir des services d'échanges de données sûrs et fiables pour les applications logicielles des couches supérieures. L'ES utilise la notion de VL pour réguler les flux de trafic des données produites par les différentes applications. Ainsi à la sortie de chaque ES, chaque trame est associée à un VL particulier qui est caractérisé par trois paramètres : (1) un BAG (Bandwidth Allocation Gap), (2) une gigue maximale autorisée, (3) une taille de trame maximale. Le BAG représente le temps minimum entre deux émissions de trames consécutives. La norme prévoit les valeurs de $BAG = 2^k ms$, $k \in [0..7]$. La gigue d'un VL représente le décalage de l'instant de transmission de la trame par rapport à son BAG. Le VL transmet un flux périodique et sporadique (Figure 2). Cela signifie que chaque VL transmet au plus une trame par intervalle de BAG. Le BOR (BAG Occupation Rate) est le taux d'occupation des BAG. Lorsqu'un ES a plusieurs VL en transmission, il utilise un ordonnanceur pour multiplexer tous ses VL pour ainsi former un unique flux multiplexé en sortie. Ce qui induit une gigue sur les trames à leur sortie du ES.

3. La norme IEEE 802.11e et l'ordonnateur de référence HCCA

La norme IEEE 802.11e [IEE 07] offre un support de QoS avec le mécanisme d'accès au médium HCF (Hybrid Coordination Function). L'HCF utilise deux méthodes d'accès ; l'EDCA et l'HCCA. Avec l'HCF, chaque station accédant au support de communication a droit à un temps de transmission appelé TXOP (Transmission Opportunity). L'HCCA est une méthode d'accès centralisée seulement utilisable sur des configurations de réseaux en mode infrastructure. Cette méthode de transfert est sans contention et est basée sur un schéma de polling contrôlé par un coordinateur HC (Hybrid Coordinator) qui opère au niveau du point d'accès QAP (QoS Access Point) du BSS (Basic Service Set). Grâce à son accès prioritaire l'HC prend le contrôle du canal et interroge une à une les stations présentes dans sa liste de polling. Pour être dans la liste de polling la station doit en faire la demande à l'aide d'une trame d'association ou de réassociation (utilisation du sous-champ *Pollable* du champ *Capability Information*). Dans le mode HCCA, il existe deux périodes d'accès au médium : la période CFP (Contention Free Period), contrôlée par le HC, et la période CP (Conten-

Les caractéristiques physiques (Tableau 1) du lien sans fil vont entraîner, un partage du médium radio, une gigue, une latence plus grandes et une réduction de la bande passante. L'ordonnanceur de référence RS (Reference Scheduler) HCCA proposé par la norme IEEE 802.11e ne garantit pas la gigue et la transmission de données critiques (deadline). De même, les contributions proposées pour améliorer l'HCCA de référence ne satisfont pas nos exigences. Par exemple dans les travaux HCCA multimédia [CIC 07a], [ANS 06], [FLO 08], [SHI 08], [CIC 07b], [ZHU 08], [HIG 07] et [LUO 09], les auteurs ne prennent pas en considération la gigue maximale et l'aspect critique de certaines données. Dans ces travaux, les paquets audio et vidéo perdus ne sont généralement pas retransmis. Leurs utilisations ne garantiraient pas le respect de la gigue maximale et de la latence maximale des messages critiques. Il faut noter que le protocole HCCA de référence est basé sur le principe ARQ (Automatic Repeat Query) pour gérer le contrôle d'erreur de transmissions avec acquittements. Si l'émetteur ne reçoit pas d'acquiescement dans un temps imparti, il retransmet la trame jusqu'à le recevoir ou arriver à un nombre maximum de retransmissions. Dans notre cas plusieurs retransmissions consécutives d'une trame peuvent facilement entraîner le deadline des trames suivantes dans les files. Ceci devient problématique dans la mesure où le réseau AFDX exige l'isolement et l'absence de propagation des erreurs. Pour répondre à ces exigences, nous proposons une méthode d'ordonnancement appelée AWS.

5. AFDX Wireless Scheduler

L'ordonnancement des flux avioniques du réseau AFDX sur un support IEEE 802.11e nécessite le respect des contraintes temporelles et de qualité de service que nous venons d'énoncer. Nous détaillons dans cette section chacune de nos contributions pour répondre à ces contraintes en proposant ainsi un nouvel ordonnanceur AWS (AFDX Wireless Scheduler) implémentable sur les QSTA.

Traitement individuel des VLs : Nous considérons indépendamment chaque VL. Ainsi, chaque VL est considéré comme un nœud dans le réseau avec un trafic périodique et sporadique qui reçoit un TXOP qui lui est propre.

Garantie de bande passante : Chaque VL dispose de son propre intervalle de service qui est égal à son BAG. Le TXOP de chaque VL est calculé en utilisant l'équation (1) ($TXOP_{max} = 0.362ms$). Nous définissons la période d'ordonnancement comme étant la plus petite période durant laquelle tous les VLs doivent être ordonnancés au moins une fois. Cette période correspond au plus grand BAG de tous les VLs. Ainsi, si n est le nombre de VL, pour garantir une bande passante à tous les VLs nous devons satisfaire à l'équation (2). Le nombre de TXOP n_i alloué au VL_i pour chaque période d'ordonnancement est donné par l'équation (3). A partir des équations (2) et (3) pour garantir une bande passante à chaque nœud/VL, nous devons satisfaire à l'équation (4).

$$\sum_{i=1}^n n_i \cdot TXOP_i \leq BAG_{max} \quad (2)$$

$$n_i = \frac{BAG_{max}}{BAG_i} \quad (3)$$

$$\sum_{i=1}^n \frac{TXOP_i}{BAG_i} \leq 1 \quad (4)$$

Pour chaque VL, le TXOP est calculé à partir de l'équation (1) selon la norme IEEE 802.11e. Cependant le VL transmet une seule frame par TXOP. Donc, le TXOP maximum pour les VLs est donné par l'équation (5).

$$TXOP_{max_{VL}} = M_{TxTime} + O \quad (5)$$

$$O = PIFS + CFPoll_{TxTime} + ACK_{TxTime} + 2 \times SIFS \quad (6)$$

M_{TxTime} est le temps de transmission d'une trame de taille maximum M égale à 1554 octets. O représente les Overheads (polling, acquittement et temps inter-trames) donné par l'équation (6). ACK_{TxTime} est le temps de transmission d'une trame ACK. Le paramètre $CFPoll_{TxTime}$ est le temps de transmission de la trame CFPoll utilisée par le HC pour interroger la station. Les temps intertrames (PIFS, PCF InterFrame Space et SIFS, Short InterFrame Space) sont utilisés par le QAP pour respectivement accéder au médium et pour traiter deux trames de la même séquence.

Classification des VLs : Nous proposons dans l'ordonnanceur AWS la classification des VLs par BAG. Les niveaux de priorité entre les VLs sont définis à partir de leurs BAGs. Un VL avec un plus petit BAG est prioritaire sur un VL avec un plus grand BAG. Le but de cette politique est de transmettre en premier les VLs avec les plus petites gignes maximales. Cette priorité est gérée par 8 files d'attente ; une pour chaque BAG (Figure 5). Au sein d'une QSTA, les VLs ayant un BAG identique, seront traités dans une même file. Leurs ordonnancements suivront le mode FIFO de la file.

Définition des états : Un VL peut être dans l'un des quatre états (Idle, Active, Retransmission, Critical). Un VL est à l'état "Idle", lorsqu'il attend le début de son prochain BAG. Un VL est dans l'état "Active" lorsqu'il dispose d'une trame à transmettre au début de son BAG. L'état "Retransmission" est réservé aux VLs ayant subi une erreur de transmission. Un VL est dans un état "Critical" lorsqu'il atteint son seuil ($BAG + G_{max} - \Delta$) où Δ est la période critique du VL, G_{max} est la gigue maximale. La définition de ces états nous permet d'éviter que les VLs avec des grands BAG ne transmettent jamais, de gérer les VLs en retransmission et d'identifier les VLs dans l'urgence de transmission (Figure 6).

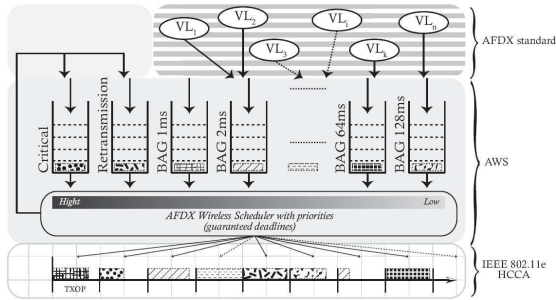


Figure 5. Classification des VLs

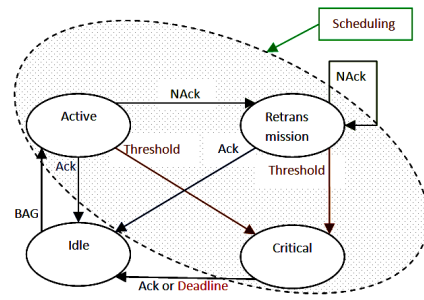


Figure 6. Processus des états des VLs

Gestion de la retransmission : La politique de retransmission d'AWS intervient lorsqu'une trame d'un VL est perdue ou erronée. La retransmission de cette trame n'est pas automatique. AWS va la ré-ordonner avec l'ensemble des trames déjà présentes. La trame sera insérée dans la file "Retransmission" en fonction de son *deadline* suivant l'algorithme d'ordonnancement d'AWS.

Contrôle de la gigue : Selon la norme AFDX, la gigue est considérée comme le décalage de l'instant de transmission d'une trame par rapport au début du BAG de son VL (Figure 2). L'instant de transmission t d'un VL dépend des caractéristiques des VLs en instance de transmission à l'instant ρ où il entre dans l'état "Active". Si on considère $Q_i \neq 0$, la quantité de trafic prioritaire en instance de transmission à l'instant ρ , $Q_{new}(t)$ la quantité de trafic prioritaire arrivée entre ρ et l'instant t et $Q_{rm}(t)$ la quantité de trafic prioritaire supprimée entre ρ et l'instant t pour cause de *deadline atteint*, on a :

$$t = \rho + T_{Q_i} + T_{Q_{new}(t)} - T_{Q_{rm}(t)} \quad (7)$$

avec T_{Q_i} le temps de transmission de Q_i , $T_{Q_{new}(t)}$ le temps de transmission de $Q_{new}(t)$ et $T_{Q_{rm}(t)}$ le temps de transmission de $Q_{rm}(t)$. La gigue pour ce VL est donc donnée par :

$$gigue_{VL} = t - \rho = T_{Q_i} + T_{Q_{new}(t)} - T_{Q_{rm}(t)} \quad (8)$$

Il faut noter que si Q_i est nulle, on aura forcément t égal à ρ et le VL transmettra sa trame de suite et sa gigue sera nulle.

$$Q_i = 0 \Rightarrow \{Q_{rm}(t) = 0 \text{ et } Q_{new}(t) = 0\} \Rightarrow t = \rho \Rightarrow gigue_{VL} = 0 \quad (9)$$

Pour contrôler la gigue et éviter que t soit supérieur à la gigue maximale (G_{max}) autorisée, nous utilisons un compteur appelé Deadline Counter (DC). Chaque VL a un DC qui s'initialise lorsque ce dernier entre dans l'état "Active". Sa valeur initiale est égale à G_{max} et elle se décrémente au cours du temps. Le VL entre dans l'état "Critical" lorsque son DC atteint un seuil nommé Δ . Ce seuil est atteint lorsque :

$$T_{Q_i} + T_{Q_{new}(\Delta)} - T_{Q_{rm}(\Delta)} \geq G_{max} - \Delta \quad (10)$$

Un VL dans l'état "Critical" aura sa trame dans la file de plus haute priorité. Cependant cette priorité n'est pas préemptive d'où le choix d'un Δ qui doit prendre en compte le temps de la transmission en cours. Ainsi Δ doit être supérieur au temps de transmission d'une trame de taille maximale.

A partir de ces considérations, T_{Q_i} et $T_{Q_{new}(t)}$ sont donnés par les équations (11) et (12), où

$$T_{Q_i} = \sum_{i=1}^{c_p} TXOP_i + \sum_{j=1}^c TXOP_j + \sum_{k=1}^{r_p} TXOP_k \quad (11)$$

$$T_{Q_{new}(t)} = \sum_{i=1}^{c_{p,new}(t)} TXOP_i + \sum_{j=1}^{c_{new}(t)} TXOP_j + \sum_{k=1}^{r_{p,new}(t)} TXOP_k \quad (12)$$

c_p est le nombre de VL en instance de transmission à l'instant ρ ayant un plus petit BAG, c est le nombre de VL dans l'état "Critical" à l'instant ρ , r_p représente le nombre de VL en retransmission à l'instant ρ ayant un plus proche *deadline*, $c_{p,new}(t)$ est le nombre de nouveaux VLs arrivés entre les instants ρ et t ayant un plus petit BAG, $c_{new}(t)$ est le nombre de VL ayant un plus grand BAG qui passe à l'état "Critical" entre les instants ρ et t , et enfin r_p représente le nombre de nouveaux VLs en retransmission entre les instants t et ρ ayant un plus proche *deadline*.

Les étapes d'ordonnancement : Après chaque fin de chaque transmission, AWS choisi le prochain VL qui doit transmettre sa trame en suivant les étapes suivantes :

– Etape 1 : AWS vérifie s'il existe au moins un VLs à l'état "Critical". Si oui, AWS autorise le VL¹ de l'état "Critical" ayant le plus petit DC à transmettre sa trame et passe à l'étape 6. Sinon AWS passe à l'étape 2.

– Etape 2 : AWS vérifie s'il existe des VLs dans les état "Active" et "Retransmission". Si oui, AWS compare le $deadline$ du VL en retransmission ayant le plus petit DC avec celui du VL ayant le plus petit BAG parmi les VLs à l'état "Active". Puis, AWS autorise le VL ayant le plus petit DC parmi les deux à transmettre sa trame et passe à l'étape 6. Sinon AWS passe à l'étape 3.

– Etape 3 : AWS vérifie s'il existe uniquement des VLs à l'état "Active". Si oui, AWS autorise le VL à l'état "Active" ayant le plus petit BAG à transmettre sa trame et passe à l'étape 6. Sinon AWS passe à l'étape 4.

– Etape 4 : AWS vérifie s'il existe uniquement des VLs à l'état "Retransmission". Si oui, AWS autorise le VL à l'état "Retransmission" ayant le plus proche $deadline$ à transmettre sa trame et passe à l'étape 6. Sinon AWS passe à l'étape 5.

– Etape 5 : Aucun VL n'a de trame à transmettre². La trame QoS_{Null} est sélectionnée. On passe à l'étape 6.

– Etape 6 : Le VL sélectionné est transmis dans une trame QoS_{Data} dans le TXOP. AWS met à jour la liste des VLs dans l'état critique. Cette mise à jour consiste à déplacer les VLs ayant atteint leur seuil Δ de l'état "Active" à l'état "Critical", et à supprimer ceux qui ont atteint leur $deadline$. Les VLs sont ordonnés selon le plus petit $deadline$.

6. Utilisation optimisée de la bande passante libre des TXOPs

L'ordonnanceur AWS que nous avons proposé transmet chaque flux/VL dans des TXOPs distincts, comme le prévoit l'ordonnanceur de référence RS (Reference Scheduler) de la norme [IEE 07]. Le TXOP est calculé à partir de la taille maximale des MSDUs car une seule trame est prévue par TXOP (cf. Equation (1)). Cependant, la plupart des VLs ont des trames de petite taille (57% entre 0 et 150 octets, cf. Tableau 3) et n'utilise pas toute leur bande passante. Nous proposons donc une amélioration supplémentaire du modèle de référence avec deux stratégies pour gérer cette bande passante libre et permettre aux trames d'être transmises plus tôt. La Figure 7 présente les chronogrammes de l'ordonnanceur AWS et des deux stratégies d'amélioration OAWS et AWS-RB. Sont indiqués sur la figure, les instants d'arrivée des trames de données ($Data_i$), des trames retransmises ($R-Data_i$) ainsi que leurs $Deadline$ respectifs.

La première solution appelée Optimized Solution (OAWS et ORS), consiste à utiliser la bande passante libre du TXOP pour transmettre les trames dans les états "Critical" et "Retransmission". Ainsi à la fin de chaque transmission dans un TXOP donné, s'il reste suffisamment de temps pour transmettre une trame d'un VL dans l'état "Critical" ou "Retransmission", le VL ayant le plus proche $deadline$ transmet sa trame. Sinon OAWS attends la fin du TXOP et continue son ordonnancement. Cette solution limite considérablement le nombre de paquets dropés dûs à l'arrivée de l'échéance du $deadline$. A la Figure 7 ((a) et (b)), l'ordonnanceur OAWS (*Optimized AWS*) parvient à retransmettre la trame ($R-Data_2$) alors qu'elle rejetée avec l'ordonnanceur AWS. Ces résultats sont très

1. Si deux VLs ont le même de DC , alors AWS utilise le principe FIFO.

2. C'est l'aspect sporadique.

satisfaisant en simulation (Figure 9) avec 17% de paquets rejetés en moins dans le pire cas. Dans le cas de l'ordonnancement de référence RS, nous avons contribué au modèle ORS (*Optimized RS*), seulement sur les paquets en retransmission ; puisqu'il n'existe pas de mécanisme de classification des flux et de notion d'état critique.

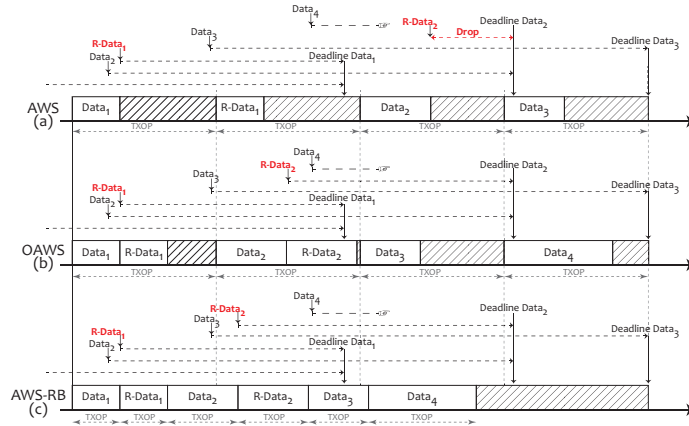


Figure 7. Solutions d'optimisation de la bande passante libre des TXOPs

La deuxième solution, appelée Release Bandwidth Solution (RS-RB et AWS-RB), consiste à libérer la bande passante non utilisée du TXOP après chaque fin de transmission d'un VL. Cette stratégie utilise la trame QoS_{Null} ($27.74\mu s$), prévue par la norme IEEE 802.11e, pour libérer la bande passante non occupée de chaque TXOP. Cette stratégie nous permet de gagner en bande passante et d'avancer les instants de transmission de certaines trames et ainsi réduire le nombre de paquets rejetés (deadline atteint) (Figure 7 (c)).

7. Simulations et des résultats

Les ordonnanceurs RS et AWS ainsi spécifiés ont été modélisés avec Opnet Modeler ainsi que leurs versions optimisées (ORS, RS-RB, OAWS et AWS-RB). Dans cette section, nous présentons l'évaluation de performance de ces six ordonnanceurs en terme de taux de paquets rejetés, de débit utile et de délais d'accès. A l'issue de nos travaux préliminaires [SAM 10] avec un seul scénario simplifié, nous avons bâti trois scénarii basés sur un cas d'application réel fourni dans l'article [SCH 09]. Les trois scénarii que nous avons retenu correspondent à des charges différentes du réseau. Dans le premier scénario nous avons 30 VLs, cela signifie que 60% de la bande passante du support sans fil est réservé aux TXOPs. Le deuxième scénario avec 40 VLs (77% de la bande passante) et le dernier avec 50 VLs (95% de la bande passante). Pour chacun de ces scénarii, le réseau est composé de quatre QSTAs et d'un QAP. Les VLs sont répartis équitablement sur les quatre QSTAs. Les ordonnanceurs sont implémentés sur les QSTAs, évalués à tour de rôle, mais tous identiques pour une simulation donnée. Le QAP implémente le contrôle d'admission de référence décrit dans la norme, organisant son *polling* avec un nombre de flux et de stations connus. Nous avons retenu comme

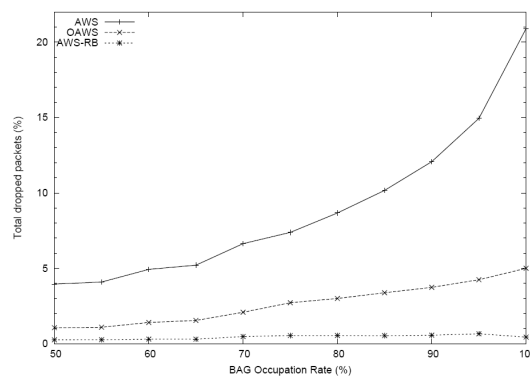
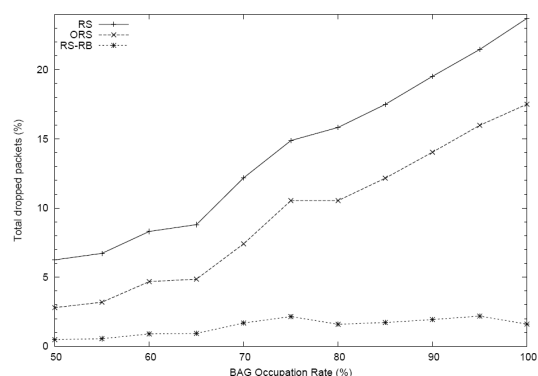
hypothèses de contraindre fortement la gigue maximale au seuil de BAG/4 en sans fil, alors que l'AFDX prévoit BAG/2. Les paramètres utilisés pour le calcul des TXOPs sont donnés au Tableau 2. Ils prennent en considération les propriétés des couches physique et MAC pour la résolution des équations (5) et (6). Le côté gauche du Tableau 3 montre la distribution des VLs par rapport à la valeur des BAGs. Nous notons que les grands BAG sont les plus utilisés dans cette configuration. La partie droite du Tableau 3 représente la distribution des VLs par rapport à la taille des trames.

Paramètres	Valeurs
$M_{DATARATE}$	54 Mbits/s IEEE 802.11a
F_{LENGTH}	[1..1554] octets
$T_{PREAMBLE}$	16 μ s
T_{SIGNAL}	4 μ s
T_{SYM}	4 μ s
T_{CF_POLL}	27.74 μ s
T_{ACK}	24.5 μ s
$PIFS$	25 μ s
$SIFS$	16 μ s

BAG (ms)	VL	Trames (octets)	VL
2	2.03%	1-150	57%
4	4.06%	151-300	20.53%
8	7.93%	301-600	11.59%
16	14.43%	601-900	5.79%
32	23.27%	901-1200	1.22%
64	22.36%	1201-1500	3.56%
128	25.91%	< 1500	0.3%

Tableau 3. Distribution des VLs

Tableau 2. Paramètres 802.11 MAC et PHY

Figure 8. Paquets rejetés (mode RS) $BER=10^{-4}$ Figure 9. Paquets rejetés (mode AWS) $BER=10^{-4}$

Nous avons modélisé et simulé les trois scénarii en fonction du BER et du BOR. Nous présentons les résultats de pire cas ($BER=10^{-4}$, $BOR=100\%$) obtenus avec le troisième scénario (50 VLs) pour les six ordonnanceurs. Dans les Figures 8 et 9, nous présentons, le taux de perte de paquets (*deadline atteint*) respectivement pour RS (ORS et RS-RB) et AWS (OAWS et AWS-RB) en fonction du BOR. Les taux de RS, ORS, AWS et OAWS augmentent en même temps que le BOR et atteignent leur maximum lorsque le BOR atteint 100% ((RS (23.7%) et AWS (20.9%)), (ORS (17.5%) et OAWS (5.0%)), (RS-RB (1.6%) et AWS-RB (0.43 %))). Les taux les plus faibles obtenus sont ceux avec RS-RB et AWS-RB, grâce à l'avancement des instants de transmission des trames avec la méthode de libération de la bande passante libre (Figure 7). Nous notons que cette méthode permet d'obtenir un taux quasi constant malgré l'augmentation du BOR. AWS-RB est le meilleur ordonnanceur avec un taux inférieur à 0.5%.

A la Figure 10, nous présentons le débit utile de RS, ORS, RS-RB, AWS, OAWS et AWS-RB en fonction du BER [0...0.0005]. Le débit utile est défini comme le nombre de bits utiles correctement

reçus par unité de temps. Si toutes les trames sont correctement reçues, le débit utile théorique calculé est donné par l'équation (13) où n est le nombre de VLs.

$$Throughput = \sum_{i=1}^n \frac{PSDU_{size,i}}{BAG_i} \quad (13)$$

A partir de cette équation, on en déduit le débit théorique qui est compris entre $[6.95 \dots 11.35] Mbits/s$ avec un $BER = 0$. Dans ce cas, on obtient pour RS et ORS un débit utile inférieur à ceux de AWS et OAWS. Les ordonnanceurs RS et ORS subissent des pertes de trame par *deadline* même avec un $BER = 0$. L'ordonnanceur AWS-RB a le meilleur débit utile avec un maximal de $7.54 Mbits/s$, suivi par RS-RB, puis OAWS, ORS, AWS et RS. Pour un BER allant de $3 * 10^{-5}$ à $5 * 10^{-4}$ (médium dégradé), nous avons une forte augmentation des pertes de paquets, néanmoins AWS-RB détient le meilleur débit utile comparé aux autres.

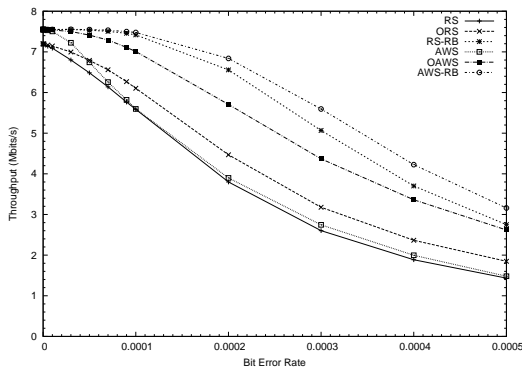


Figure 10. Débit utile ($BOR=100\%$)

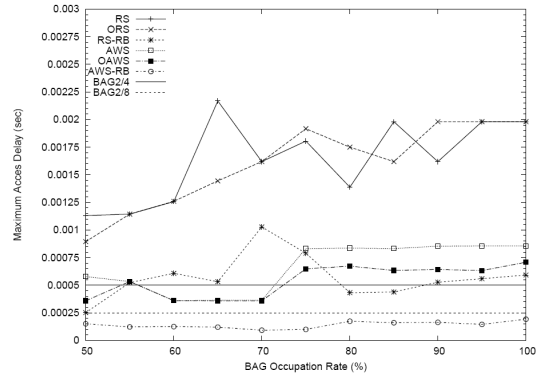


Figure 11. Délai d'accès maximum ($BAG=2ms$)

A la Figure 11, nous présentons le délai d'accès maximum MAD (Maximum Access Delay) pour les BAG les plus contraints (2ms) du scénario. Nous distinguons deux groupes de courbes : RS et ORS, et les autres. Dans le premier groupe, les courbes sont peu constantes mais croissantes avec l'augmentation du BOR. Elles dépassent largement le *deadline* ($BAG/4$) = $0.5ms$ que nous nous sommes fixé comme hypothèse. Dans le deuxième groupe de courbes, AWS et OAWS satisfont le *deadline* jusqu'à un $BOR = 70\%$. La version RS-RB est moyennement identique aux versions AWS et OAWS mais ne garantit pas un MAD inférieur au *deadline*. L'ordonnanceur AWS-RB a une valeur de MAD quasi constante et inférieure au ($BAG/8$) = $0.25ms$ malgré l'augmentation du BOR, ce qui est largement satisfaisant par rapport au *deadline*.

8. Conclusion

Cet article présente une partie de notre contribution pour la conception d'un réseau hybride IEEE 802.11e/AFDX. L'objectif est d'acheminer un trafic AFDX sur un réseau sans fil IEEE 802.11e en garantissant le niveau de qualité de service exigé par l'AFDX. Dans cet article nous proposons un algorithme d'ordonnancement AWS qui améliore l'ordonnanceur de référence HCCA (RS) en se basant sur la classification des flux, sur le *deadline* des trames, sur la gigue maximale, sur le

traitement individuel des flux, sur une politique de gestion de la retransmission des paquets perdus et sur une garantie de bande passante. Les résultats des simulations montrent que l'ordonnanceur AWS offre de meilleurs résultats que celui de référence, mais n'optimise pas la bande passante disponible. Pour répondre à cette problématique, nous avons également présenté dans cet article deux stratégies de gestion de la bande passante libre dans chaque TXOP. Ainsi, nous montrons que les versions optimisées d'AWS, en particulier AWS-RB, permettent une réduction du nombre de paquets rejetés, une nette amélioration du débit utile et surtout un respect des contraintes temporelles du *deadline* imposées par l'AFDX même avec un taux d'erreurs binaires élevé. Nous notons enfin qu'avec un réseau surchargé et un médium sans fil dégradé, les performances de RS-RB peuvent être aussi une alternative à la version OAWS qui dont l'implémentation est plus complexe.

9. Bibliographie

- [AER 04] AERONAUTICAL RADIO I., *ARINC-SPECIFICATION-664. Aircraft Data Networks PART 7 AFDX*, New York, 2004.
- [ANS 06] ANSEL P., NI Q., TURLETTI T., « FHCF : A Simple and Efficient Scheduling Scheme for IEEE 802.11e Wireless LAN », *Mobile Networks and Applications*, vol. 11, 2006, p. 391-403, Springer.
- [CIC 07a] CICCONETTI C., LENZINI L., MINGOZZI E., STEA G., « Design and performance analysis of the Real-Time HCCA scheduler for IEEE 802.11e WLANs », *Comput. Netw.*, vol. 51, 2007, p. 2311-2325, Elsevier North-Holland, Inc.
- [CIC 07b] CICCONETTI C., LENZINI L., MINGOZZI E., STEA G., « An efficient cross layer scheduler for multimedia traffic in wireless local area networks with IEEE 802.11e HCCA », *SIGMOBILE Mob. Comput. Commun. Rev.*, vol. 11, 2007, p. 31-46, ACM.
- [FLO 08] FLOROS A., KANELLOPOULOS N., « A low complexity IEEE802.11e scheduling scheme for efficient wireless delivery », *Communications, Control and Signal Processing, 2008. ISCCSP 2008. 3rd International Symposium on*, 2008, p. 1-5.
- [HIG 07] HIGUCHI Y., FORONDA A., OHTA C., YOSHIMOTO M., OKADA Y., « Delay Guarantee and Service Interval Optimization for HCCA in IEEE 802.11e WLANs », *Wireless Communications and Networking Conference, 2007.WCNC 2007. IEEE*, 2007, p. 2080-2085.
- [IEE 07] IEEE-802.11e., *Specific requirements Part 11 : Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specification*, IEEE Computer Society, New York, 2007.
- [LUO 09] LUO H., SHYU M.-L., « An Optimized Scheduling Scheme to Provide Quality of Service in 802.11e Wireless LAN », *Proceedings of the 2009 11th IEEE International Symposium on Multimedia, ISM '09*, Washington, DC, USA, 2009, IEEE Computer Society, p. 651-656.
- [SAM 10] SAMBOU B. C., PEYRARD F., FRABOUL C., « Optimized HCCA schedulers for an IEEE 802.11e/AFDX hybrid network », *Proceedings of the 6th ACM workshop on QoS and security for wireless and mobile networks, Q2SWinet '10*, ACM, 2010, p. 29-32.
- [SCH 09] SCHARBARG J.-L., RIDOUARD F., FRABOUL C., « A Probabilistic Analysis of End-To-End Delays on an AFDX Avionic Network », *Industrial. Informatics, IEEE Transactions on*, vol. 5, n° 1, 2009.
- [SHI 08] SHI S., ZHU G., SU G., « An Optimized QoS Traffic-Scheduling Algorithm based on HCCA », *Intelligent Computation Technology and Automation (ICICTA), 2008 International Conference on*, vol. 2, 2008, p. 229-233.
- [ZHU 08] ZHU R., WANG J., MA M., « Intelligent MAC model for traffic scheduling in IEEE 802.11e wireless LANs », *Applied Mathematics and Computation*, vol. 205, n° 1, 2008, p. 109 - 122.