



Université
de Toulouse

THÈSE

En vue de l'obtention du
DOCTORAT DE L'UNIVERSITÉ DE TOULOUSE

Délivré par :

Institut National Polytechnique de Toulouse (INP Toulouse)

Discipline ou spécialité :

Systèmes informatiques critiques

Présentée et soutenue par :

Bafing Cyprien SAMBOU

le : lundi 18 juin 2012

Titre :

Systèmes communicants sans fil pour les réseaux avioniques embarqués

Ecole doctorale :

Systèmes (EDSYS)

Unité de recherche :

IRIT: UMR 5505

Directeur(s) de Thèse :

Mr. Christian FRABOUL

Mr. Fabrice PEYRARD

Rapporteurs :

Mme Isabelle GUERIN LASSOUS

Mr. Francis LEPAGE

Membre(s) du jury :

Mme Isabelle GUERIN-LASSOUS, Professeur à l'Université de Lyon 1, Rapporteur

Mr. Francis LEPAGE, Professeur à l'Université Henri Poincaré de Nancy, Rapporteur

Mr. GAYRAUD Thierry, Professeur à l'Université de Toulouse, Examineur

Mr. LOPEZ Juan, Ingénieur de recherche à AIRBUS Toulouse, Examineur

Mr. Christian FRABOUL, Professeur à l'INP de Toulouse, Directeur

Mr. Fabrice PEYRARD, Maître de Conférence HDR à l'Université de Toulouse, Co-Directeur

Je tiens tout d'abord à remercier mes directeurs de thèse Mr. Christian FRABOUL et Mr. Fabrice PEYRARD pour leurs conseils, leur disponibilité et la qualité de leur encadrement. Leurs analyses et démarches scientifiques m'ont aidé à beaucoup progresser durant ma thèse. Je les remercie également du soutien qu'ils m'ont apporté tout au long de la thèse.

Je remercie Mme Isabelle GUERIN LASSOUS et Mr. Francis LEPAGE pour l'intérêt qu'ils ont porté à mes travaux en acceptant de les évaluer. Je les remercie également de leur participation au jury de ma thèse. Merci à Mr. Thierry GAYRAUD qui a accepté de présider le jury et d'examiner mes travaux et à Mr. Juan LOPEZ pour sa participation au jury et son intérêt porté à ma thématique de recherche.

Un grand merci aux membres de l'équipe IRT, enseignants et doctorants qui ont créé un cadre de travail très plaisant. J'en profite pour faire un clin d'œil à Hicham SLIMANI, Assia BOUMAHDAF et Abdelaziz Ahmed NACER, mes collègues de bureau.

Je remercie également les super-héros Sylvie ARMENGUAD et Sylvie EICHEN pour leur bonté, leur disponibilité et leur écoute.

Un très vif remerciement pour Mr. Claude THIRRIOT pour sa disponibilité, son soutien et ses conseils.

J'adresse également un grand merci aux membres du grain : Amadou Baba BAGAYOGO mon frère de galère, l'irréductible Mékossou BAKAYOKO (Baka), Alain TCHANA, Cheikh OUMAR AIDARA, Aboubacar DIALLO, Cheikh TALL et le professeur TOURE Mohamed. Je remercie également les BENGUIS : Suzy TEMATE et Laurent BROTO*, Omer NGUENA TIMO, Larissa MAYAP et Raymond ESSOMBA.

Merci à tous mes confrères « from Galsen » : Bassirou MBACKHE, Lamine NDIAYE, Siradji BA, Baba TOURE, Godfred**, Alassane SENE pour leurs aides et leurs soutiens.

Je termine ces remerciements en adressant une pensée particulière à mes parents : Soussou SAMBOU et Fatou CAMARA, qui m'ont toujours soutenu et encouragé. Je remercie également mes frères et sœur qui ne m'ont pas oublié, malgré ces milliers de kilomètres qui nous séparent.

Table des matières

1	Etat de l'art	6
1.1	Réseaux industriels et technologies de réseaux locaux sans fil	7
1.1.1	Réseaux locaux industriels : description	7
1.1.2	Principaux besoins des systèmes industriels automatisés	9
1.1.3	Technologies de réseaux sans fil dans le milieu industriel	10
1.1.4	Conclusion partielle	19
1.2	Systèmes de communication avioniques	20
1.2.1	Architectures des systèmes avioniques	20
1.2.2	Réseaux de données avioniques	23
1.2.3	Réseau de données AFDX	24
1.2.4	Conclusion partielle	32
1.3	Norme IEEE 802.11e	33
1.3.1	Architecture de l'IEEE 802.11	33
1.3.2	Pile protocolaire IEEE 802.11	34
1.3.3	Méthodes d'accès distribuées de la famille IEEE 802.11	36
1.3.4	Méthodes d'accès centralisées de la famille IEEE 802.11	41
1.3.5	Norme 802.11 dans les applications industrielles automatisées	49
1.3.6	Conclusion partielle	51
2	Architecture hybride IEEE.802.11e/AFDX	53
2.1	Topologie hybride	55
2.1.1	Description de la topologie	55
2.1.2	Contraintes liées à l'IEEE 802.11e	57
2.2	Proposition d'une méthode d'ordonnancement à deux niveaux	69
2.2.1	Ordonnancement local	69
2.2.2	Ordonnanceur centralisé	70
2.3	Conclusion	71
3	Ordonnanceur local : AFDX Wireless Scheduler	73
3.1	Gestion des contraintes temporelles	74
3.1.1	Classification des VLs	75
3.1.2	Contrôle de la gigue et de la latence maximale	75
3.2	Politique de gestion de la retransmission	78
3.3	Expression des besoins de bande passante	79
3.4	Gestion de la bande passante allouée aux VLs	81
3.4.1	Méthode Optimized Solution	81

3.4.2	Méthode Release Bandwidth Solution	82
3.5	Processus d'ordonnancement AWS	83
3.5.1	Définition des différents états des VLs	84
3.5.2	Etapes de l'ordonnancement	84
3.6	Conclusion	86
4	Ordonnancement et un contrôle d'admission centralisés	87
4.1	Description de l'ordonnancement centralisé	88
4.2	Phase d'ordonnancement hors-ligne	90
4.2.1	Définition de l'intervalle de service et de la période d'ordonnancement	91
4.2.2	Surplus de bande passante pour la retransmission	92
4.2.3	Méthode AFBA, Advanced Fixe Bandwidth Allocation	94
4.2.4	Méthode VBA, Variable Bandwidth Allocation	99
4.3	Ordonnancement en ligne	107
4.4	Conclusion	108
5	Evaluation globale de l'architecture hybride proposée	109
5.1	Évaluation de la charge de trafic AFDX admissible par l'IEEE 802.11e dans un scénario de pire cas	110
5.1.1	Motivations et hypothèses	110
5.1.2	VLs admissibles	112
5.1.3	Résultats numériques	113
5.2	Scénarios et paramètres de simulation	115
5.2.1	Caractérisations des scénarios	115
5.2.2	Paramètres de simulation et d'évaluation	117
5.3	Ordonnancement local : QSTA	118
5.3.1	RS et AWS	119
5.3.2	Versions améliorées d'AWS et de RS	125
5.4	Évaluation globale du réseau 802.11e/AFDX	134
5.4.1	Présentation des méthodes d'accès proposées	135
5.4.2	Analyse comparative des méthodes d'accès	137
5.4.3	Synthèse comparative	148
5.4.4	Conclusion partielle	155

Introduction

Motivations

L'évolution des technologies de réseaux locaux sans fil dans l'entreprise et dans le domaine du grand public a été fulgurante cette dernière décennie. Les technologies de réseaux locaux sans fil sont de plus en plus utilisées dans l'habitat, les instituts éducatifs, les bureaux des grandes entreprises, les salles de conférences, les zones publiques (gare, aéroport, ...). Ce phénomène est lié au fait que ces technologies sans fil facilitent la connectivité des équipements tels que les ordinateurs portables, les imprimantes, les claviers, ..., avec la suppression du support physique filaire. L'évolution des technologies sans fil a aussi atteint des secteurs d'activité comme la santé, par exemple avec les capteurs sans fil pour la bio-surveillance à distance. L'industrie automatisée voit également l'arrivée des technologies de réseaux locaux sans fil dans son environnement. Les besoins de réduction des coûts d'installation, de réduction du câblage, de mobilité, d'accessibilité pour les équipements isolés ou difficiles d'accès, de reconfiguration rapide du réseau, ont motivés l'utilisation des technologies sans fil dans l'industrie automatisée.

L'intérêt porté au sans fil ne se limite pas seulement à l'industrie automatisée, le domaine aérospatial s'intéresse également aux technologies sans fil. Nous notons la création du consortium "*Fly-by-Wireless Sector Consortium*" par l'organisation internationale *CAN-US* [13]. Ce consortium regroupe des partenaires des secteurs privés et publics tels que : Industry Canada, Bell Helicopter, NASA JSC, Ecole Polytechnique de Montreal, University of Maine (USA), Boeing Phantom Works, Les efforts du consortium contribuent à réduire les câbles et les connecteurs dans l'industrie aérospatiale en fournissant des services fiables, à moindre coût, et des alternatives de performance plus élevées pour les véhicules. En effet, l'utilisation des technologies sans fil comme support de communication dans l'avionique embarquée peut contribuer à réduire le câblage ; impliquant un gain en poids et en volume pour les constructeurs et les compagnies aériennes. Les technologies sans fil peuvent aussi faciliter l'accessibilité des équipements embarqués et offrir des fonctionnalités de mobilité pour des applications telles que la maintenance. L'avionique peut par ailleurs bénéficier de la flexibilité et du faible coût des systèmes de communication sans fil grâce à leur standardisation et à leurs produits commercialisés.

Cependant l'utilisation des technologies sans fil dans l'avionique, comme dans l'industrie automatisée, reste très particulière et très problématique en raison des contraintes temporelles, de sécurité des données et de fiabilité des applications avioniques à garantir sur un médium radio. Les raisons principales sont liées aux erreurs de transmission dues aux caractéristiques des liens physiques radios et aux délais supplémentaires causés par le

partage du médium entre les communications en Half-Duplex par l'ensemble des stations. Malgré ces limites, les technologies de réseaux locaux sans fil restent attractives pour les systèmes de communication avionique. Par contre elles sont loin d'être considérées comme suffisamment fiables pour les applications avioniques comparées aux systèmes de communication filaire existant comme le réseau avionique AFDX (Avionics Full Duplex switched ethernet). Le réseau AFDX est un réseau de type Ethernet, fiabilisé et physiquement redondant. Il a été développé et standardisé par les industriels de l'aéronautique pour équiper l'A380. Il est soumis à des besoins de fiabilité des données, de déterminisme, de réduction des coûts et aussi à des contraintes de certification. Par conséquent, à court et à moyen terme, il est très improbable que les réseaux locaux de communication sans fil soient en mesure de remplacer totalement le cœur filaire du réseau AFDX. En revanche, les réseaux sans fil pourront cohabiter avec les systèmes de communication filaire avionique, avec l'AFDX comme le réseau fédérateur, pour des applications moins critiques et moins sensibles temporellement que celles des commandes de vols.

Plusieurs applications aéronautiques pourront ainsi bénéficier de l'utilisation des technologies de réseaux sans fil [13]. Parmi lesquelles nous pouvons citer : (1) la surveillance de l'état de la structure et du fuselage de l'avion afin de réduire les heures de tests au sol, (2) la surveillance de l'état du moteur en remplaçant les capteurs existants avec des capteurs sans fil et par conséquent réduire le câblage électrique, gagner en poids et en volume, et diminuer le coût de maintenance, (3) les tests de maintenance des équipements avioniques à bord afin de faciliter l'accès aux équipements, de permettre la mobilité des agents de maintenance et de réduire la durée et le coût de la maintenance.

Nos travaux portent essentiellement sur l'utilisation d'un support de communication sans fil pour des applications de maintenance au sol des équipements avioniques. Cette technologie sans fil doit coexister avec un réseau fédérateur AFDX existant et permettre de satisfaire les exigences des applications avioniques sur le médium sans fil. Au vu de la capacité du réseau AFDX et de la quantité de données transmises, nous avons comparé les technologies de réseaux locaux sans fil, notamment en terme de débit et de portée, et notre choix s'est naturellement porté sur la famille IEEE 802.11 qui offre des débits théoriques allant jusqu'à 54Mbps avec les normes IEEE 802.11g/a et une portée de 50 à 100 mètres. La famille IEEE 802.11 est plus adaptée pour la transmission de grande quantité de données. De plus elle offre un support de qualité de service grâce à l'amendement IEEE 802.11e qui améliore considérablement la couche MAC IEEE 802.11 traditionnellement utilisée en mode *best effort*. Notre objectif consiste donc à concevoir un réseau hybride IEEE 802.11e/AFDX, afin de véhiculer des trafics avioniques sur le support sans fil IEEE 802.11e en garantissant les exigences en termes de fiabilité et de contraintes temporelles des applications avioniques, et ceci pour la maintenance au sol des avions.

Problématiques

Les systèmes de communication avioniques sont soumis à des contraintes de temps, de déterminisme, de sécurité et d'intégrité des données. Face à ces contraintes, l'utilisation de la technologie IEEE 802.11e pour l'avionique embarqué présente plusieurs limitations qui sont liées : aux erreurs de transmission dues aux perturbations sur le support de com-

munication et aux méthodes d'accès de la norme IEEE 802.11e inadaptées aux exigences du réseau AFDX. Les aspects de la sécurité et d'intégrité des données ne sont donc pas abordés dans ce manuscrit, bien que les communications sans fil puissent présenter des faiblesses de sécurité. Nous avons privilégié l'étude et nos contributions sur la garantie de la qualité de service du réseau IEEE 802.11 pour le transport des flux AFDX.

La norme IEEE 802.11e propose la méthode HCF (Hybrid Coordination Function) pour contrôler l'accès au support de communication. Cette méthode est constituée de deux protocoles d'accès au médium : l'un distribué nommé ECDA (*Enhanced Distributed Channel Access*) et l'autre centralisé nommé HCCA (*HCF Controlled Channel Access*). En raison des besoins de déterminisme des applications avioniques, notre choix s'est porté sur la méthode HCCA qui est une méthode d'accès garantissant une QoS paramétrable et offrant un déterminisme d'accès moins aléatoire que celui de la méthode EDCA. Cette dernière offre un accès probabiliste au médium avec des possibilités de collisions de trames. Malgré les fonctionnalités de QoS paramétrables offertes par la méthode HCCA, elle reste inappropriée face aux trafics AFDX. La norme IEEE 802.11e HCCA a été définie pour des trafics à débit constant (CBR, Constant Bit Rate), elle n'est pas adaptée aux transferts de données à débit variable (VBR, Variable Bit Rate). Les propositions publiées pour améliorer la méthode HCCA sont généralement orientées vers des applications multimédias où les contraintes de temps et de criticité sont plus souples.

La norme IEEE 802.11e ne propose aucune différenciation de service entre les flux HCCA. En effet une seule file d'attente est prévue pour transmettre les différents trafics HCCA. Les trames des flux HCCA sont transmises selon leur ordre d'arrivée. Une trame en urgence peut donc être retardée par une trame moins urgente car l'ordonnancement de référence ne prévoit pas la préemption et le réordonnancement. La méthode HCCA propose un contrôle d'erreur de type ARQ (Automatic Repeat ReQuest) qui n'est pas adaptée aux trafics AFDX car la retransmission automatique et successive d'une trame peut entraîner l'échéance des autres trames en attente de transmission. Ce principe de contrôle d'erreur est contraire à la politique d'isolement des erreurs du réseau AFDX où tout dysfonctionnement d'un flux de trafic ne doit pas provoquer un fonctionnement anormal des autres flux.

La méthode HCCA de référence propose un ordonnancement centralisé adapté aux trafics à débit constant, avec un polling statique des stations et une allocation de bande passante fixe. Dans le réseau AFDX, il existe plusieurs flux avioniques par station et chaque flux dispose de son propre débit et de ces propres contraintes temporelles. Il est donc nécessaire de définir une politique d'allocation de bande passante et un schéma de polling adapté pour chaque flux avionique de chaque station. Plusieurs améliorations ont été proposées dans la littérature pour surmonter les limitations de l'HCCA de référence, cependant ces contributions sont spécifiques pour des applications multimédias moins critiques et moins exigeantes temporellement que celles avioniques.

Parmi ces contributions, nous avons étudié les solutions basées sur une allocation de bande passante fixe comme défini dans la méthode HCCA. Ces méthodes sont généralement basées sur les caractéristiques des trafics en entrée du réseau, ce qui leur permet de prévoir la bande passante maximale nécessaire pour chaque flux de trafic. Mais elles ne prennent pas en considération le trafic supplémentaire généré par la retransmission

des trames erronées. L'utilisation de ces méthodes nécessite une adaptation de la bande passante allouée aux stations pour prendre en compte la retransmission.

Notre attention s'est également portée sur les méthodes d'estimation de charge des files d'attente et sur les méthodes de *feedback* d'informations. Ces méthodes proposent une allocation de bande passante variable à chaque station par unité de temps en fonction de chaque flux et en fonction de l'état de la communication. Cette variabilité de la bande passante entraîne une augmentation de la gigue sur la transmission des flux avioniques mais aussi dans certains cas une augmentation de la latence. Pour utiliser ces méthodes, il est donc nécessaire de définir une politique de gestion de la gigue et de la latence adaptée aux flux AFDX sur un support IEEE 802.11.

Contributions

Pour répondre aux exigences des trafics AFDX en terme de gigue, de latence et d'isolement des erreurs, nous proposons une méthode d'accès basée sur l'HCCA appelée AFS-HCCA (*AFDX Flows Scheduling with HCCA*). AFS-HCCA propose deux ordonnanceurs, (1) un ordonnanceur local nommé AWS (*AFDX Wireless Scheduler*) implémenté sur les stations et (2) un ordonnanceur centralisé implémenté par le contrôleur hybride, c'est à dire localisé dans le point d'accès.

L'ordonnanceur AWS améliore l'ordonnancement de référence HCCA basé sur un principe FIFO en intégrant une méthode basée sur la priorisation des flux AFDX pour contrôler leurs giges et leurs latences maximales. AWS définit également une politique de gestion de la retransmission des trames erronées. AWS utilise une politique d'allocation de bande passante définie à partir de la taille de trame maximale, en se basant sur la norme IEEE 802.11 HCCA. Cette politique induit une sur-allocation de bande passante. Pour y remédier les solutions proposées sont : l'*Optimized Solution* avec OAWS et le *Released Bandwidth Solution* avec AWS-RB. Afin de comparer exhaustivement nos contributions, nous appliquons également nos deux solutions à l'ordonnanceur de référence HCCA (RS, Référence Scheduler), ce qui donne respectivement ORS et RS-RB. L'*Optimized solution* améliore les ordonnanceurs locaux de base (AWS et RS) en proposant une politique de réutilisation de la bande passante libre pour la retransmission des trames perdues ou pour la transmission des trames proches de leur échéance. La *Release Bandwidth Solution* améliore AWS et RS, en libérant la bande passante non utilisée. Les résultats de simulations montrent que AWS améliore considérablement la méthode HCCA, mais l'ordonnancement local des trames au niveau des stations n'est pas suffisant pas pour satisfaire toutes les exigences des flux avioniques. La quantité de bande passante allouée à chaque station, et son instant de polling sont des paramètres fondamentaux pour s'approcher des mêmes performances que celles des transmissions AFDX filaires. Il est donc nécessaire de définir un ordonnancement centralisé au niveau du point d'accès, qui a pour rôle d'allouer les bandes passantes appropriées aux stations et de définir un schéma de polling adapté.

Nous proposons un ordonnanceur centralisé spécifique qui résout les limitations de l'ordonnancement de référence. Notre ordonnanceur centralisé : (1) alloue à chaque station un temps de transmission adapté à ses besoins, (2) construit une liste de polling basée

sur les contraintes temporelles des stations et sur leur charge de trafic, et (3) alloue un surplus de bande passante à chaque station pour les trafics en retransmission. Pour ces trois critères, nous proposons deux méthodes d'ordonnancement. La première utilise des temps de transmission fixes, calculés pour satisfaire les exigences temporelles de tous les flux. Cette méthode est nommée AFBA (*Advanced Fixe BandWidth Allocation*). La deuxième méthode est basée sur des temps de transmission variables calculés en fonction des arrivées de trames dans les files d'attente de chaque station, elle est nommée VBA (*Variable Bandwidth Allocation*).

Nous avons évalué les différentes méthodes que nous proposons en terme de paquets perdus, de débits utiles et de délai d'accès maximum. Nous les avons comparé à la méthode de référence de la norme IEEE 802.11e HCCA. Les résultats que nous avons obtenus s'avèrent globalement très satisfaisants même si bien entendu ils restent en de ça des performances d'une solution filaire.

Organisation de la thèse

Ce manuscrit est structuré de la manière suivante :

Le chapitre 1 présente un état de l'art des différents domaines technologiques abordés dans cette thèse : les réseaux industriels et les technologies de réseaux sans fil, les systèmes de communications avioniques et la technologie du réseau local sans fil IEEE 802.11e.

Dans le second chapitre, nous présentons l'architecture de notre réseau hybride IEEE 802.11e/AFDX. Nous définissons dans ce chapitre la topologie générale de ce réseau hybride et abordons principalement la problématique de l'utilisation de la technologie sans fil IEEE 802.11e dans l'environnement avionique.

Le chapitre 3 présente nos contributions concernant la proposition AWS (AFDX Wireless Scheduler) permettant un ordonnancement local des flux AFDX.

Dans le chapitre 4, nous présentons l'étude analytique des politiques d'ordonnancements centralisées que nous proposons. Les deux méthodes AFBA et VBA améliorant la méthode d'accès HCCA sont étudiées et présentées en détail.

Enfin le chapitre 5 est une évaluation de performances par simulation de l'architecture hybride proposée : comparant la méthode d'accès HCCA de référence avec les versions améliorées de l'HCCA que nous avons proposées.

Chapitre 1

Etat de l'art

Contents

1.1 Réseaux industriels et technologies de réseaux locaux sans fil	7
1.1.1 Réseaux locaux industriels : description	7
1.1.2 Principaux besoins des systèmes industriels automatisés	9
1.1.3 Technologies de réseaux sans fil dans le milieu industriel	10
1.1.4 Conclusion partielle	19
1.2 Systèmes de communication avioniques	20
1.2.1 Architectures des systèmes avioniques	20
1.2.2 Réseaux de données avioniques	23
1.2.3 Réseau de données AFDX	24
1.2.4 Conclusion partielle	32
1.3 Norme IEEE 802.11e	33
1.3.1 Architecture de l'IEEE 802.11	33
1.3.2 Pile protocolaire IEEE 802.11	34
1.3.3 Méthodes d'accès distribuées de la famille IEEE 802.11	36
1.3.4 Méthodes d'accès centralisées de la famille IEEE 802.11	41
1.3.5 Norme 802.11 dans les applications industrielles automatisées	49
1.3.6 Conclusion partielle	51

1.1 Réseaux industriels et technologies de réseaux locaux sans fil

1.1.1 Réseaux locaux industriels : description

Les réseaux industriels sont désormais incontournables dans l'automatisation des processus industriels. Ils trouvent généralement leurs applications dans : les industries manufacturières, la gestion de bâtiment et la domotique (la surveillance des bâtiments, le contrôle d'accès, la climatisation, la gestion des appareils électroménagers, la gestion de fluides), les systèmes embarqués (aide au pilotage ou à la conduite de véhicule : automobile, train, avion, ...), le transport d'énergie ou de fluides (le pilotage des réseaux de distribution d'électricité, de gaz, d'eau, de vapeur, ...), etc.

Les réseaux industriels peuvent être définis comme des réseaux locaux utilisés pour connecter différentes machines afin d'assurer des fonctions de contrôle de commande, de surveillance, de supervision, de conduite, de maintenance, dans des contextes de processus industriels. Les machines connectées sont généralement des ordinateurs, des automates programmables, des appareils de mesures, des équipements spécifiques (fours, commandes numériques, ascenseurs, robots, véhicules commandés, etc.). Les machines sont reliées entre elles grâce à : (1) des lignes de communication filaire telles que des câbles électriques et des fibres optiques, (2) des liaisons radios et (3) des éléments d'interface. Les liens de communication filaires sont les plus utilisés dans l'automatisation des systèmes industriels car ils offrent l'avantage d'être sûrs et maîtrisés par rapport aux liens de communication sans fil et permettent de limiter les perturbations liées à l'environnement. Cependant, ils peuvent être un frein pour certaines applications qui requièrent des fonctionnalités de mobilité ou de nomadisme, où l'utilisation d'une liaison sans fil peut être plus avantageuse.

L'aspect de la connexion des machines n'est pas le seul à considérer [119]. Il faut aussi prendre en considération leur environnement de fonctionnement. En effet le qualificatif d'industriel pour un réseau peut également sous-entendre un environnement perturbé. Cet environnement peut être pollué par des ondes électromagnétiques provenant des appareils (moteur, courant forts, champs magnétiques, etc), par des vibrations, de l'humidité, des produits chimiques, etc [134], [99].

Le dernier aspect des réseaux industriels à prendre en considération est les applications industrielles automatisées réparties sur les machines mises en relation par le réseau. Les applications industrielles automatisées recouvrent des domaines multiples et variés, avec des contraintes et des exigences qui leurs sont propres. Les exigences et les besoins des applications dictent généralement le choix d'un réseau plutôt que d'un autre. Il faut noter que les besoins des applications diffèrent selon des critères tels que : la taille des données à transmettre, les contraintes temporelles, les coûts acceptables de connexion, les technologies qu'il est possible de mettre en œuvre, etc. La diversité des applications et des machines utilisées dans les systèmes industriels a engendrée une multitude d'offres de solutions en réseaux de communications industriels par exemple les réseaux : CAN [84]

[130], CANOpen [21], MAP [101], FIP [120], PROFIBUS [8], MODBUS [74], SERCOS [1], AFDX [51].

Les solutions proposées peuvent être classifiées en quatre grandes familles en considérant les fonctions réalisées : les réseaux de terrain, les réseaux de cellule, les réseaux de salle de commande ou d'atelier et les réseaux d'entreprise ou d'usine [8].

- Les réseaux de terrain connectent les capteurs, les actionneurs à des dispositifs tels que les automates et les régulateurs. Les messages transmis sont de petites tailles. Le trafic véhiculé est généralement périodique avec des contraintes de temps réel.
- Les réseaux de machine ou de cellule, parfois appelés réseaux intermédiaires, connectent généralement des équipements de commande de robots, de machines-outils, de contrôle de la qualité (lasers, machines de mesure).
- Les réseaux de salle de commande ou atelier ramènent aux opérateurs les informations qui leur sont nécessaires pour conduire le processus de production, définir les commandes, ou divers paramètres pour les régulateurs et les automates. Ils connectent des automates, des systèmes numériques de contrôle-commande, des systèmes de supervision, etc. Les équipements connectés partagent des ressources communes et sont pilotés par un système de commande global, centralisé ou non.
- Les réseaux d'usine ou d'entreprise irriguent l'ensemble de l'usine, interconnectant les ateliers, les cellules avec les bureaux d'études, avec les services administratifs, commerciaux et financiers de l'entreprise.

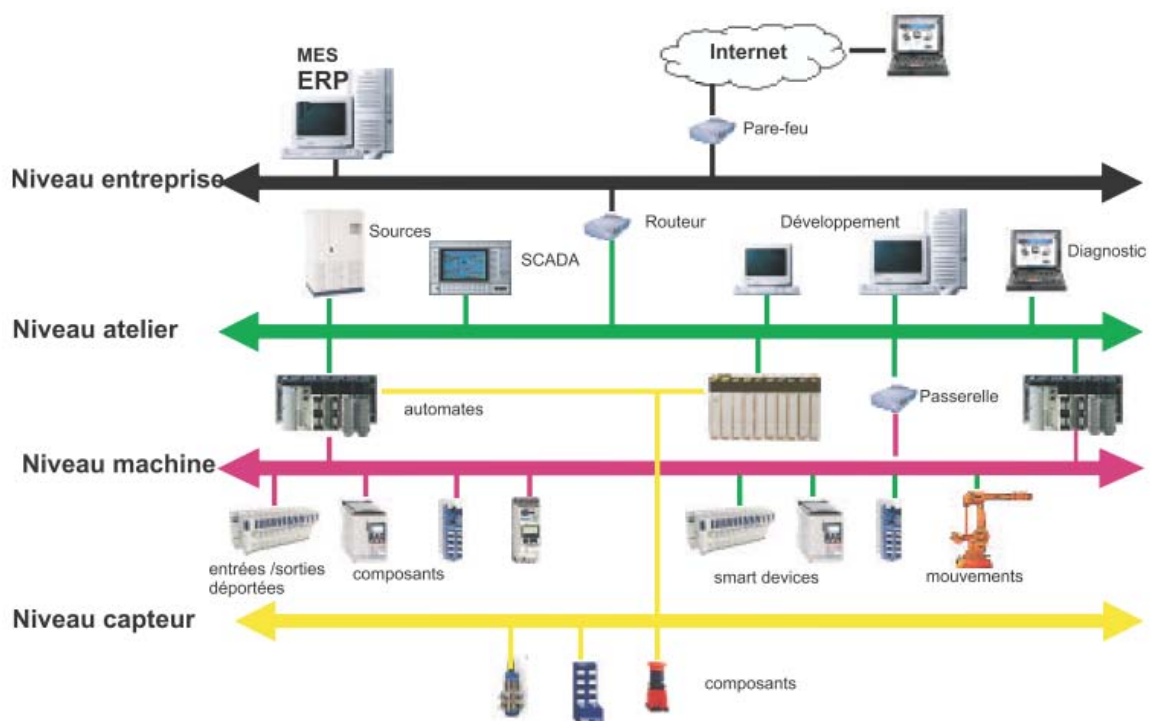


FIGURE 1.1 – Classification des bus de terrain selon la pyramide CIM

Certains réseaux industriels sont spécifiquement dédiés à des domaines d'application particuliers tels que : le tertiaire ou l'immo-tique (EIB, Batibus), l'aéronautique (ARINC), les processus continus (HART, Profibus, PA, Fiedbus) ou les applications embarquées dans le monde des transports (CAN et FlexRay pour l'automobile, TCN pour les trains).

Les caractéristiques et les besoins des réseaux industriels dépendent donc généralement des domaines d'application, cependant il existe des caractéristiques et des besoins spécifiques aux systèmes industriels. Dans la sous-section suivante, nous présentons les principaux besoins et les caractéristiques des systèmes industriels.

1.1.2 Principaux besoins des systèmes industriels automatisés

Les besoins des systèmes industriels automatisés sont liés à leurs domaines d'application.

Par exemple [119], dans une industrie à processus continu (agroalimentaire, sidérurgique : fonderie, aciérie, laminage), on retrouvera des besoins caractéristiques des réseaux de terrain assurant en priorité le trafic temps réel entre les capteurs, les contrôleurs et les actionneurs. Les exigences du système dépendent de la criticité de l'application considérée, qu'elle soit exprimée en terme de qualité des produits, de sécurité des personnes, des machines et de l'environnement. Des supports et des câblages particuliers peuvent être nécessaires selon l'environnement (parasites électromagnétiques, présence de liquides ou de produits chimiques, températures extrêmes). Des redondances du support de communication et de certains équipements sont parfois nécessaires pour garantir une qualité de service et une disponibilité permanente du système.

Par contre dans les applications de gestion de bâtiment (surveillance des bâtiments, contrôle d'accès, etc), cela relève plus du suivi, de l'observation que de la commande. Des caméras ou des microphones sont utilisés pour la télésurveillance. Ces systèmes utilisent des capteurs pour l'ouverture et la fermeture des portes, pour l'allumage et l'extinction de lampes, pour le contrôle de la température, etc. Les conditions environnementales ne sont pas difficiles : pas de vibrations, pas de produits chimiques, ni de températures extrêmes.

Quelque soit le domaine d'application, les besoins et les caractéristiques des systèmes industriels exigent la fiabilité du système de communication pour respecter les contraintes temporelles des applications et la sécurité des données. Les principaux besoins des systèmes industriels sont :

- La disponibilité et la fiabilité des communications : afin de garantir la continuité de la communication en cas de perturbation du système (ex : pannes, fort champs magnétique, vibrations, attaques chimiques, humidité, poussière, forte température, etc.)
- La garantie de performance (QoS) : Les exigences temporelles entre l'utilisation des commandes et leurs exécutions doivent être satisfaites (latence et gigue bornées).
- La prédictibilité des performances du réseau (déterminisme) : cela consiste à vérifier soit par simulation, soit par une méthode formelle si le système peut fournir les performances attendues et s'il autorise un ajustement facile de l'infrastructure pour satisfaire les performances.

- La sécurité et la sûreté des données : les applications industrielles ont des besoins de disponibilité et d'intégrité des données.

Les applications industrielles ainsi que leurs besoins ont beaucoup évolué en particulier grâce à l'essor de l'informatique, de l'électronique et des systèmes de communication industriels. En raison du succès des technologies sans fil dans le monde de l'entreprise et du grand public [128], de nouveaux besoins sont nés dans l'industrie automatisée. Les technologies sans fil sont devenues très attractives dans le milieu industriel avec les besoins de mobilité, de flexibilité du réseau, de réduction du câblage, du temps d'installation et de configuration [134] [124] [135]. Nous présentons dans la sous-section suivante les technologies sans fil dans l'environnement industriel.

1.1.3 Technologies de réseaux sans fil dans le milieu industriel

Les avantages des communications sans fil ont motivé le déploiement d'un certain nombre de technologies sans fil dans l'environnement industriel, en particulier les normes IEEE 802.11, ISA100, WirelessHART, En effet, la possibilité de pouvoir connecter des périphériques sans utiliser de support filaire, constitue un gain en terme de coût de câblage, de temps d'installation et surtout de facilité d'utilisation grâce à la mobilité. Les technologies sans fil peuvent aussi faciliter l'installation et la reconfiguration du système de communication. Elles changent l'accès aux équipements et autorisent une plus grande flexibilité du système de communication. Par exemple, dans les systèmes de production industrielle, en cas de panne d'une machine, le schéma de production peut être réorganisé sur le court terme, tout en respectant les contraintes temps réel du système. Dans les environnements hostiles où le câblage peut être détérioré ou gênant, l'utilisation d'une transmission sans fil peut s'avérer un bon compromis.

Cependant en raison des propriétés des canaux de transmissions radio, il est difficile de satisfaire les exigences strictes des applications industrielles en terme de fiabilité (sécurité, sûreté...) et de contraintes temporelles [27]. Malgré les propriétés des canaux de transmissions radios, les technologies de réseaux locaux sans fil restent très attractives pour les systèmes industriels. En effet, la création du consortium "Fly-By-Wireless Sector Consortium" par l'organisation CANEUS [13] en est un exemple. Ce consortium a pour mission de promouvoir l'utilisation des technologies de réseaux sans fil dans l'industrie aérospatiale afin de limiter le câblage et les connecteurs. L'organisation CANEUS vise à fournir des services fiables, à faible coût, et des alternatives plus performantes pour les véhicules aéronautiques. En dehors du domaine aéronautique, d'autres projets industriels utilisent la technologie sans fil, comme exemple le Projet FlexWARE [28] (Flexible Wireless Automation in Real-Time Environments). Ce projet vise à mettre en œuvre une nouvelle plate-forme de communication temps réel basée sur différentes technologies de réseaux sans fil pour la mobilité ou le nomadisme, la localisation, la flexibilité et l'évolutivité du système, le faible coût avec une réduction du câblage, la facilité de configuration et de maintenance.

Malgré l'intérêt porté aux technologies de réseaux sans fil, il est peu probable qu'à court et à moyen terme qu'elles puissent remplacer totalement les réseaux industriels filaires à fort déterminisme en raison des propriétés du médium radio. Ces technologies sans

fil cohabitent avec les systèmes de communication filaires permettant ainsi l'existence de sous-systèmes sans fil tels que des systèmes de localisation ou de maintenance [30].

Nous présentons dans la sous-section suivante quelques exemples d'utilisation future ou réelle des technologies locales sans fil dans le milieu industriel. Nous présentons, ensuite les contraintes liées à la transmission radio dans le milieu industriel. Nous effectuons ensuite une description des principales technologies de réseau sans fil utilisées dans le milieu industriel. Nous terminons enfin cette sous-section par une comparaison de ces différentes technologies.

1.1.3.1 Exemple d'utilisation des technologies sans fil dans les systèmes industriels

La facilité d'accès, la mobilité, la flexibilité, les faibles coûts, la simplicité d'installation et de configuration des systèmes de transmission sans fil, ont fortement motivé leur utilisation dans les systèmes industriels. Parmi les cas d'application des technologies sans fil dans l'industrie, nous pouvons citer : la localisation, le guidage de véhicules automatisés et les systèmes de gestions des entrepôts.

- *La localisation* : dans les systèmes de fabrication, les transmissions sans fil peuvent être utilisées à des fins de surveillance, elles permettent d'identifier et de localiser les dispositifs mobiles (véhicules, robots, etc.) [28].
- *Guidage des véhicules automatisés* : les véhicules téléguidés sont généralement des robots en mouvement ou de petite voiture [28]. Ils sont utilisés dans des applications industrielles pour déplacer du matériel autour d'installations de fabrication, des entrepôts, des systèmes de tri et de distribution.
- *Les systèmes de gestion des entrepôts* : Ces systèmes peuvent bénéficier d'une réduction du coût de câblage et d'une très grande flexibilité grâce à l'absence de fil permettant ainsi l'utilisation de véhicules téléguidés ou de robots mobiles pour le stockage et la récupération des produits. La localisation des dispositifs permettra une meilleure gestion de la manutention des marchandises [28].

Il est difficile de réaliser ces types d'applications si les technologies de communication filaires sont utilisées, à moins de faire des compromis sur certaines des caractéristiques du système. Par exemple, la mobilité complète des dispositifs d'un système reste peu possible avec les technologies filaires. Seule une mobilité limitée et prédéfinie est envisageable, elle est déterminée par la longueur du fil de connexion.

Il existe donc de fortes probabilités que les technologies de réseaux locaux sans fil soient de plus en plus utilisées dans les environnements industriels. Cependant leur utilisation doit être suivie par une garantie des exigences des applications industrielles.

Les technologies de réseaux locaux et personnels (WLAN et WPAN) actuels ont été développées pour des applications Internet ou destinées à l'entreprise et au grand public. Elles supportent généralement le mode *Best-Effort*, même si certaines technologies de réseau local sans fil comme la norme IEEE 802.11e offre certaines fonctionnalités de QoS. Cependant ces fonctionnalités sont orientées pour des applications multimédias moins contraintes temporellement et moins critiques que les applications industrielles. Les technologies WLAN et WPAN actuelles n'offrent pas de garantie de temps réel, ni de déter-

minisme d'accès au médium [128], [27] et [70]. Ces limitations des technologies de réseaux locaux sans fil sont liées au support de communication sans fil utilisé, mais aussi aux méthodes d'accès utilisées. Par ailleurs leur utilisation nécessite une adaptation au contexte industriel. Ainsi des technologies sans fil telles que ISA100 et WirelessHart ont été élaborées pour répondre à des besoins industriels. Nous présentons dans la sous-section suivante les limitations liées à la transmission radio dans un milieu industriel.

1.1.3.2 Limites des technologies des réseaux locaux sans fil dans les systèmes industriels

L'utilisation des technologies des réseaux locaux sans fil est très prometteuse pour le déploiement de nouvelles applications dans les systèmes industriels telles que la localisation, la mobilité, le contrôle ou la maintenance de dispositifs difficiles d'accès. Les technologies des réseaux locaux sans fil sont généralement couplées à des réseaux filaires, cependant, elles présentent quelques limitations principalement liées aux propriétés des supports de communication sans fil et à leurs protocoles d'accès au médium sans fil [126]. Parmi les principales propriétés des supports de communication sans fil, nous identifions :

- *Le Path Loss* : Il représente l'affaiblissement de propagation. En effet la puissance du signal radio diminue avec la distance entre l'émetteur et le récepteur. Cette diminution est connue sous le nom de *Path Loss*. La magnitude du *Path Loss* dépend de plusieurs paramètres, y compris de la technologie de l'antenne, des fréquences utilisées, des caractéristiques physiques et des conditions environnementales (réflexions, diffractions et absorptions et multi-trajets) [41], [86].
- *La communication en mode Half-Duplex* : elle se caractérise par une liaison dans laquelle les données sont véhiculées dans un sens ou l'autre, mais pas simultanément. Ce mode de fonctionnement permet d'avoir une liaison bidirectionnelle utilisant la capacité totale de la ligne. Cependant lorsqu'une station veut transmettre, elle doit s'assurer que le support de communication est disponible, ce qui représente une latence supplémentaire par rapport aux systèmes de communication en Full-Duplex.
- *Les overheads de la couche physique* : ils sont constitués par le préambule de la couche physique. Le préambule permet la détection du début de la trame, la synchronisation de la trame et la prise du support de communication pour l'émission. Le préambule est constitué de deux parties : les bits de synchronisation et le délimiteur de début de trame. Pour permettre au récepteur d'acquérir le préambule malgré la dégradation du canal de communication, la majeure partie des systèmes sans fil ajoutent une séquence supplémentaire au préambule. Les overheads de la couche physique sont beaucoup plus faibles sur les supports de transmission filaire que ceux en sans fil, par exemple, la trame 802.11 DSSS a un préambule de 144 bits (128 bits de synchronisation et 16 bits de délimiteur de début de trame) alors que la trame 802.3 n'a besoin que de 64 bits (56 bits de synchronisation et 8 bits de délimiteur de début de trame).
- *Les erreurs de transmission* : elles sont fréquentes dans les systèmes de communication sans fil. Durant les transmissions sans fil, les signaux peuvent être soumis à des réflexions, des diffusions, des interférences, etc, ce qui peut entraîner une altération des données transmises.

- *La variabilité des performances du support de communication* : l’environnement des réseaux sans fil n’est pas stable. Lorsque les caractéristiques du canal se dégradent (« shadow fading », forte réflexion, bruit fort, . . .), le débit de transmission change pour s’accommoder aux conditions dégradées de communication. On parle alors de débit de repli, c’est-à-dire que l’on transmet moins de bits sur le même temps symbole (ajustement de la modulation).

Malgré les contraintes liées à la communication radio, les technologies de réseaux locaux sans fil restent très attractives dans l’environnement industriel automatisé, en vu des avantages qu’elles apportent en particulier la mobilité, la localisation, le faible coût des équipements, la facilité d’installation et de maintenance et la flexibilité du système de communication. Dans des environnements tels que l’aéronautique, les technologies de réseaux locaux sans fil peuvent être très intéressantes couplées avec le réseau filaire avionique. Elles peuvent être utilisées pour des applications telles que : la surveillance de l’état de la structure et du fuselage de l’avion, la surveillance du moteur et les tests de maintenance des équipements avioniques à bord.

Dans la sous-section suivante, nous présentons les technologies de réseaux locaux sans fil habituellement utilisées dans le milieu industriel.

1.1.3.3 Principaux réseaux sans fil industriels

Les technologies de réseaux sans fil les plus rencontrées dans le milieu industriel sont naturellement celles utilisées dans l’entreprise et dans le milieu du grand public. Elles sont naturellement représentées par les technologies de réseaux personnels sans fil (WPAN, Wireless Personal Area Network) telles que : l’IEEE 802.15.1/Bluetooth et l’IEEE 802.15.4/ZigBee, et les technologies de réseaux locaux sans fil tel que la famille IEEE 802.11/WiFi. Le choix de ces technologies sans fil est guidé par leur standardisation, la disponibilité des produits commerciaux, leur prix bon marché et l’utilisation de bandes de fréquences libres ne nécessitant pas de licence d’exploitation.

Il existe également des technologies sans fil développées par des groupes de travail spécialisés dans les applications industrielles, parmi lesquelles nous pouvons citer : WirelessHART [129] et ISA100 [52].

1.1.3.3.1 Technologie IEEE 802.15.1/Bluetooth : Bluetooth [5] est une technologie de réseaux locaux sans fil personnels conçue pour remplacer la connectivité filaire entre les dispositifs tels que : les ordinateurs, les imprimantes, les scanners, les claviers, les oreillettes, les souris, les téléphones portables, les lecteurs de code-barres, etc. Elle utilise une technique radio à courte distance (10-15 mètres) pour les connexions entre les dispositifs électroniques. Elle offre un débit de 1 Mbps avec la version 1.2. Ce débit maximale est amélioré à 3 Mbits/s par La version 2.1+EDR. Bluetooth utilise la bande de fréquence ISM (Industrie, Science et Médical) à 2,4 GHz.

Les topologies du réseau Bluetooth sont organisés point à point ou en piconets. Un piconet est défini comme un mini-réseau qui est organisé selon une topologie en étoile

constituée d'un «maître» et jusqu'à sept «esclaves». Le «maître» contrôle le trafic entrant et sortant des «esclaves». Il joue le rôle d'ordonnanceur. La communication est directe entre le «maître» et un «esclave». Les «esclaves» ne peuvent pas communiquer directement entre eux, ils doivent nécessairement passer par le maître. Le «maître» utilise un ordonnancement TDMA/TDD (*Time Division Multiple Access/Time Division Duplex*) pour gérer les transmissions sur le support sans fil. IL contrôle l'horloge et alloue des intervalles de temps de longueur constante ($625\mu\text{s}$), aux esclaves actifs [5]. Dans un tel schéma TDMA, la collision des trames est évitée. Un esclave peut être membre de plusieurs piconet, c'est-à-dire avoir plusieurs «maître», mais un seul est actif à un instant t . Les différents piconets peuvent donc être reliés entre eux. Le réseau ainsi formé est appelé un *scatternet* [5].

Bluetooth est un réseau doté d'un protocole intéressant dans les environnements industriels, ceci dû au fait qu'il a été conçu dans un objectif, pour réduire les coûts pour les communications à faibles débits. Cependant, l'utilisation du protocole Bluetooth pour les applications industrielles est limitée par le nombre de nœud autorisé dans un piconet limité à sept. Les faibles débits de données peuvent être une limitation pour certaines applications industrielles bien que l'on puisse atteindre un débit réel de 4 Mbps dans les versions 3 et 4. Finalement, Bluetooth n'implémente pas de méthode prenant en considération les échéances dans l'ordonnancement des paquets [25]. Il offre aucun traitement de priorisation des flux. Bien que le protocole Bluetooth obtienne des latences généralement faibles, ceci n'est pas une condition suffisante pour fournir une garantie de temps réel en terme d'échéance.

1.1.3.3.2 Technologie IEEE 802.15.4/ZigBee : ZigBee est une technologie de réseau sans fil personnel destinée à l'électronique embarquée à très faible consommation énergétique. Elle trouve ses applications, tant sur le marché grand public des réseaux sans fil domestiques, que dans le secteur industriel (capteurs, commandes à distance etc.). ZigBee est utilisé pour les réseaux sans fil de courte portée et permet de réaliser des transferts de données à des débits compris entre 20 et 250Kbits/s selon la bande de fréquence utilisée. La technologie IEEE 802.15.4/ZigBee peut être utilisée par exemple dans la télérelève. L'une des particularités de ZigBee et de la norme IEEE 802.15.4 [115] est sa très faible consommation énergétique. Ceci grâce à un mode de fonctionnement appelé "*doze*" ou "*somnolence*" qui implique une faible utilisation protocolaire du médium.

La norme IEEE 802.15.4 et ZigBee prévoient deux types de dispositifs : le FFD (Full-Function Device) incorporant la totalité de la spécification ZigBee (IEEE 802.15.4), et le RFD (Reduced-Function Device) aux fonctionnalités allégées permettant de réduire la consommation énergétique. Une entité FFD peut fonctionner comme un coordinateur du réseau ou comme un simple nœud terminal. Il nécessite généralement une source non contrainte énergétiquement. Par contre une entité RFD est toujours considérée comme un nœud terminal (ex : capteur embarqué) [115]. La norme prévoit plusieurs topologies, les principales sont : l'étoile (*star*) et le point à point (*peer to peer*). D'autres topologies plus complexes, maillées ou *cluster tree*, peuvent aussi être élaborées grâce aux fonctionnalités de la couche réseau de ZigBee.

La pile protocolaire ZigBee suit les recommandations du modèle OSI (Open Systems Interconnections) en terme de séparation des rôles attribués aux différentes couches. La pile ZigBee reprend les couches 1 et 2 normalisées de la norme IEEE 802.15.4 et ajoute ses propres couches supérieures, notamment la couche Réseau (NWK) et la couche Application (APL) [115].

Le protocole MAC IEEE 802.15.4 fourni deux modes de fonctionnement :

- Le mode sans "beacon"¹, où la couche protocolaire utilise le CSMA/CA non slotté,
- Le mode avec beacon, où les trames de beacon sont envoyées périodiquement par le coordinateur du réseau, il synchronise tous les nœuds associés. Pour la gestion de l'accès au médium, l'espace temps est découpé en deux périodes : la période active et la période non active. La période active est appelée supertrame, elle est elle-même découpée en deux sous-périodes : une période d'accès avec contention ou CAP (Contention Access Period) et une période d'accès contrôlée ou CFP, Contention Free Period. La CFP est constituée d'au plus de sept intervalles de temps nommés GTS, Guaranteed Time Slot qui sont exclusivement alloués aux nœuds associés.

La norme IEEE 802.15.4 dispose de caractéristiques technologiques intéressantes pour une utilisation dans le milieu industriel. En effet au niveau de la couche physique la norme utilise un schéma de codage, destiné aux faibles débits de données, très robuste contre les bruits et les interférences comparé à ceux utilisés par la famille IEEE 802.11. Le mode de fonctionnement "beaconed" autorisant l'allocation des GTSs peut être utilisé pour garantir une bande passante donnée ou définir un délai d'accès maximal pour chaque nœud. Ces caractéristiques font que l'IEEE 802.15.4 est généralement considérée comme l'un des choix les plus adaptés aux applications contraintes temporellement pour les réseaux de capteurs [128].

Toutefois le faible débit de données peut être un frein pour certaines applications industrielles. Une faible évolutivité du réseau existe pour les trafics temps réels en raison du nombre limité de GTS (sept au plus) dans chaque supertrame. Dans le mode "beaconed", des collisions de beacons peuvent avoir lieu lorsque deux ou plusieurs WPAN 802.15.4 proches fonctionnent sur la même bande fréquence. En effet la coordination n'effectue aucune écoute de la porteuse en transmettant sa trame "beacon".

1.1.3.3.3 Technologie IEEE802.11/WiFi : La norme IEEE 802.11 a été initialement développée par l'IEEE en 1997 [102] et révisée en 2003 [105] puis en 2007 [109]. Les bandes de fréquence choisies pour communiquer sont le 2.4GHz et 5GHz. La norme implémente les deux premières couches basses du modèles OSI. Elle utilise deux modes de fonctionnement : le mode ad-hoc et le mode avec infrastructure. Avec le mode ad-hoc les stations communiquent entre elles sans aucune infrastructure réseau ni aucun contrôleur d'accès au réseau. Dans le cas d'un fonctionnement en mode infrastructure, le réseau dispose d'un point d'accès qui contrôle l'accès au support de communication, il sert aussi d'interface entre le réseau filaire et le réseau sans fil.

Plusieurs groupes de travail ont participé à la création et à l'amélioration de la norme IEEE 802.11, ce qui a donné naissance à plusieurs versions. Chaque version apporte une contribution particulière à la norme de base. Les différentes versions peuvent être regrou-

1. balise d'identification

pées en deux groupes : un premier pour celles qui apportent une contribution sur les débits de transmission et sur la couche physique, et un second groupe pour celles qui améliorent les fonctionnalités MAC de l'IEEE 802.11. Le premier groupe est constitué par les versions IEEE802.11b, IEEE802.11a, IEEE802.11g et IEEE802.11n, liées aux caractéristiques de transmission.

- L'IEEE 802.11b est la première version à être largement déployée. Elle opère dans la bande de fréquence ISM 2.4 GHz et autorise un débit maximum théorique de 11Mbps. La couche physique utilise le HR/DSSS (High Rate/Direct Sequence Spread Spectrum (DSSS)) [104].
- L'IEEE 802.11a utilise les mêmes règles de fonctionnement que la norme de base. Sa couche physique opère dans la bande de fréquence des 5GHz et utilise la modulation OFDM (Orthogonal Frequency-Division Multiplexing). Elle propose un débit physique maximum de 54 Mbps [103].
- L'IEEE 802.11g fonctionne dans la bande des 2,4 GHz et utilise aussi bien le DSSS que l'OFDM. Elle est compatible avec l'IEEE 802.11b et offre un débit maximal de 54 Mbps [106].
- L'IEEE 802.11n a pour objectif d'atteindre au moins un débit proche de celui du «Fast Ethernet». Un débit de 150 Mbps est prévu en utilisant la technique du MIMO (Multiple-Input Multiple-Output) [113]. Cette norme fonctionne sur les bandes de fréquences 2.4GHz et 5GHz. La technique de modulation utilisée est également l'OFDM mais en mode multi-canaux.

Les versions du second groupe ont pour but d'améliorer les fonctionnalités de la couche MAC. Chaque amélioration a un objectif particulier tel que : la sécurité, le roaming, la qualité de service, etc. Les versions les plus intéressantes pour les réseaux industriels sont : 802.11i, 802.11e, 802.11r, 802.11v, 802.11k.

- L'IEEE 802.11i a été implémentée afin d'améliorer la sécurité dans le réseau et de remplacer l'algorithme WEP (Wired Equivalent Privacy) devenu obsolète. Elle a été publiée en 2004 en intégrant des mécanismes d'authentification forte et de chiffrement basé sur l'algorithme AES (Advanced Encryption Standard) [107].
- L'IEEE 802.11e, cette version a été publiée en 2005 et définit la qualité de service pour la couche MAC de l'IEEE 802.11 de base. Elle a été conçue pour supporter des applications contraintes temporellement telles que la voix et la vidéo [108].
- L'IEEE 802.11r, a été publiée en 2008. Elle améliore le *roaming* de la 802.11 legacy en définissant un *roaming* permettant le support des communications temps réel telle que la VoIP [111].
- L'IEEE 802.11v, a été créée pour améliorer les services de gestion des dispositifs sans fil. Elle permet de simplifier la gestion du réseau sans fil et permet la configuration des dispositifs sans fil [114].
- IEEE 802.11k-2008 est un amendement à la norme IEEE 802.11-2007 standard pour la gestion des ressources radio. Il définit et donne les informations sur le radio et sur le réseau pour faciliter la gestion et la maintenance des dispositifs sans fil dans le réseau local sans fil [112].

Contrairement à Bluetooth et ZigBee, l'IEEE 802.11 a été conçue pour la transmission de trames de large taille. Ceci implique une utilisation de cette norme pour transmettre

des trames de petite taille donne des performances non optimales. En effet, la transmission de paquets de petite taille comme pour la plus part des bus de terrain, entraîne une forte diminution du débit utile. Cette diminution est due aux overheads de transmission des paquets, aux erreurs de transmission et à la méthode d'accès basée sur le protocole CSMA non déterministe. L'IEEE 802.11 est basée sur deux méthodes d'accès : le DCF (Distributed Coordination Function), qui est une méthode d'accès distribuée basée sur le CSMA/CA, et le PCF (Point Coordination Function), qui est une méthode d'accès contrôlée [109]. Le DCF a été conçu pour supporter des trafics en mode «Best Effort» ; les trafics non contraints temporellement et non périodiques. Le PCF vise à fournir une meilleure qualité de service, avec un accès au médium contrôlé et une gestion de l'allocation de la bande passante. Malgré cela le PCF rencontre des difficultés à supporter des services périodiques. Pour une meilleure gestion des trafics contraints temporellement, l'IEEE 802.11e améliore le protocole MAC de base. Elle propose l'HCF (Hybrid Coordination Function) qui englobe deux méthodes d'accès : une première nommée EDCA (Enhanced distributed channel access), définie comme une amélioration du DCF et une seconde nommée HCCA (HCF Controlled Channel Access) améliorant le PCF. De nombreux travaux ont été menés sur les méthodes d'accès de l'IEEE 802.11e afin d'améliorer leurs performances. Cependant la grande majorité des contributions sont destinées aux applications multimédias (voix et vidéo).

1.1.3.3.4 Standards des réseaux sans fil industriels : Les activités de standardisation des technologies sans fil industrielles ont été observées depuis 2005. L'IEC 61784-2 (International Electrotechnical Commission), décrit notamment comment transmettre les trames du réseau PROFINET IO par une liaison sans fil en utilisant Bluetooth ou IEEE 802.11 (g et h) [45]. L'IEC 61784-2 ne propose aucune mesure spécifique pour augmenter la robustesse de ces normes face aux respects des exigences et des conditions de l'environnement industriel. De plus, il n'existe aucun test de spécification disponible d'un point de vue industriel pour l'interopérabilité des équipements.

En 2006, l'ISA (International Society of Automation) établie un groupe de travail qui traite des communications sans fil dans l'industrie. L'ISA a constitué un comité de standardisation, l'ISA100 [52] [53], visant à définir une famille de standards cohérents et interopérables, facilitant la mise en œuvre des solutions sans fil dans le monde des automatismes et du contrôle, notamment au niveau du bus de terrain. Elle utilise la radio basée sur la norme IEEE 802.15.4-2006 à 2.4GHz identique à celle Zigbee. La première version de ce standard, l'ISA100.11 a été approuvée par le Comité ISA100 en juillet 2009 et est en cours de ratification officielle au sein de l'ISA avant transmission à l'ANSI.

En 2008, la spécification WirelessHART [129] a été publiée dans IEC/PAS 62591Ed.1, elle utilise les fréquences radio de la norme IEEE 802.15.4 à 2.4GHz. Elle inclut plusieurs caractéristiques pour améliorer la fiabilité des communications dans un environnement industriel ; en particulier le routage redondant (diversité spatiale), la coexistence avec les autres technologies sans fil locales, les communications synchronisées temporellement, la sécurité, l'énergie avec des dispositifs purement sans fil et sans source de puissance filaire. WirelessHART est adressée aux applications à faible performance et à faible consommation énergétique.

1.1.3.3.5 Comparaison entre les principales technologies de réseaux sans fil industriels : Dans cette partie nous présentons une analyse comparative entre les principales technologies sans fil utilisées dans le milieu industriel [128] : l'IEEE 802.15.1/Bluetooth, l'IEEE 802.15.4 et les IEEE 802.11a/b/g. Ces technologies présentent des avantages comme des inconvénients selon les scénarios définis et les applications supportées. Par exemple les systèmes basés sur l'IEEE 802.11 sont plus adaptés pour la transmission de grande quantité de données. L'IEEE 802.15.4 quant à elle est plus adaptée aux communications à faible consommation d'énergie, à une utilisation de petits paquets et à une faible périodicité de la communication. Bluetooth se positionne entre la norme 802.11 et la norme 802.15.4 en offrant une consommation d'énergie réduite par rapport à la norme IEEE 802.11 et avec des débits supérieurs à ceux de l'IEEE 802.15.4 (voir la Table 1.1).

-	IEEE802.15.1 /Bluetooth	IEEE802.15.4 /Zigbee	IEEE.11a/g
Portée	10-100m	100m	50-100m
Débit maximal	1 Mbit/s - 4Mbit/s (versions 3 et 4)	250 Kbit/s	54 Mbit/s
Consommation énergétique	Faible	Très faible	Moyen
Données périodiques	Oui (dépend de l'algo- rithme de scrutation)	Oui	Oui
Retransmissions	Oui	Oui	Oui
FEC (Forward Error Correction)	Disponible	Non	Non

TABLE 1.1 – Tableau comparatif des technologies sans fil utilisables dans l'industrie

Bien que ces technologies puissent être utilisées dans le milieu industriel, aucune d'entre elles ne peut garantir un niveau de performance semblable aux technologies des réseaux filaires industriels actuels. Ceci est principalement dû aux propriétés intrinsèques du médium sans fil pour les communications radio. Cependant, en plus des limitations liées aux caractéristiques des supports de communication sans fil, il est nécessaire de prendre en considération celles liées aux protocoles d'accès au médium. Des solutions sans fil ont été proposées pour les applications temps réel, cependant elles concernent la plupart du temps la voix et la vidéo. La voix peut tolérer une latence d'environ 150ms avec un taux de perte de paquet allant jusqu'à 1 %, tandis que les applications industrielles ont généralement une latence comprise entre 1ms et 10ms et ne tolère aucune perte de paquets. Des études ont été proposées dans la littérature afin de permettre une utilisation des technologies de réseaux locaux sans fil dans l'automatisation des applications industrielles et nous avons réalisé une synthèse.

Hou Wei-yan [43] propose un protocole MAC basé sur l'utilisation d'un jeton temporisé afin d'améliorer l'IEEE 802.11 MAC. *Maadani* [70] utilisent la technique de communication numérique « Spatial multiplexing » du MIMO (Multiple-Input Multiple-Output) [113] couplée avec l'IEEE 802.11e EDCA [108]. Les auteurs ont montré que même en saturé, ils obtiennent de meilleurs résultats comparé à ceux l'IEEE 802.11e EDCA. *Yangbo* [134] propose une technique d'ordonnancement déterministe pour l'IEEE 802.11 basée sur un principe TDMA. Ils utilisent une couche «deterministic scheduling», entre la couche MAC et la couche LLC. Leur modèle consiste à découper « l'intervalle beacon » en quatre périodes : la «Startup stage», phase de maintenance du réseau, la «Periodic message stage», pour la transmission des messages périodiques, la «Nonperiodic message stage», pour la scrutation des dispositifs ayant du trafic non prioritaire et la «Reservation stage»,

la phase de réservation. L'auteur *Yonghoon* [20] propose une contribution basée sur le TDMA pour l'ISA100.11a [53], une technologie de réseaux de capteurs pour les applications industrielles. *Gamba* [31] propose l'utilisation de l'Ethernet POWERLINK [35], [98], pour gérer la communication des dispositifs sans fil. Pour cela, ils ont effectué une évaluation théorique et expérimentale des instants de scrutation. L'Ethernet POWERLINK est un protocole temps réel et déterministe pour l'Ethernet standard, il est basé sur des phases de scrutation et un découpage temporel.

D'autres travaux ont aussi été menés dans le but de coupler les technologies de réseaux locaux sans fil aux bus de terrain utilisés dans les réseaux industriels. Parmi lesquels, nous avons l'auteur *Wang* [123], qui utilise un convertisseur, inclut dans une passerelle, qui adapte les données provenant de la partie sans fil pour les envoyer à la partie filaire (PROFIBUS_DP et MODBUS) et vice-versa. L'auteur *Cuneyt* [7] proposent un dispositif appelé «Wireless Interworking Unit», qui permet aux équipements connectés au bus CAN2.0A de communiquer avec des équipements sans fil utilisant l'IEEE 802.11b.

1.1.4 Conclusion partielle

Les réseaux industriels ont pris une partie incontournable dans l'automatisation des systèmes industriels. Le choix d'un réseau plutôt que d'un autre est dicté par les besoins des applications industrielles automatisées. Vu le nombre et la diversité des applications industrielles automatisées, ils existent de très nombreuses solutions de réseaux industriels dont une partie reste propriétaire et pour des applications spécifiques. L'utilisation des réseaux locaux sans fil dans les systèmes industriels est considérée comme une évolution naturelle des systèmes de communication industrielle. Les technologies de communication sans fil ont le potentiel de fournir des avantages significatifs pour les systèmes industriels. La communication sans fil peut réduire considérablement le coût et le temps nécessaires pour l'installation et la maintenance du système de communication. Elle peut être utilisée dans des environnements difficiles d'accès ou hostiles en présence de produits chimiques ou d'environnement vibratoires. Les transmissions sans fil peuvent aussi offrir une flexibilité de l'infrastructure de communication.

Cependant, en raison des pertes de données élevées et des erreurs de transmission causées par les dégradations du canal, les exigences temporelles et la fiabilité des applications industrielles restent difficiles à garantir. Les réseaux sans fil vont certes sans aucun doute jouer un rôle crucial dans de nombreux systèmes industriels automatisés, mais actuellement ils sont loin d'être considérés suffisamment fiables pour les applications de contrôle-commande industriel comparés aux systèmes filaires. La plupart des experts s'accordent sur le fait qu'à court et à moyen terme, il est très improbable que les communications sans fil soient en mesure de remplacer totalement les solutions actuelles filaires adoptées dans de nombreux scénarios industriels. En revanche, les systèmes sans fil pourront coexister avec les systèmes de communication filaires. Les systèmes sans fil deviennent alors complémentaires aux systèmes filaires permettant l'existence des systèmes sans fil mobiles et une flexibilité dans les réseaux industriels. Ils peuvent aussi être utilisés en périphérie des réseaux filaires pour la localisation ou pour connecter des capteurs à des contrôleurs ou actionneurs.

1.2 Systèmes de communication avioniques

Les systèmes de communication avioniques appartiennent à la famille des systèmes de communication embarqués qui sont définis comme un sous ensemble des systèmes de communication industriels. Le mot embarqué pour les systèmes de communication industriels automatisés peut sous entendre : une criticité des messages, un besoin de réduction du volume et du poids de câblage. Les systèmes avioniques à l'instar des systèmes industriels ont beaucoup bénéficié de l'avancé des systèmes électroniques et de l'informatique. Ce qui a induit une augmentation considérable du nombre de fonctions embarquées et une complexité grandissante des systèmes. Dans cette partie, nous présentons l'architecture des systèmes avioniques, notamment son évolution durant ces 50 dernières années, la classification des systèmes avioniques et les différentes architectures avioniques. Après la description de l'architecture des systèmes avioniques, nous présentons une revue de l'histoire récente des réseaux de données avioniques (ADCN, Aircraft Data Communication Network), de l'ARINC 429, 629 à 664. Nous aborderons, dans la dernière section de cette partie, le cadre général de nos travaux en lien avec la partie 7 de la norme ARINC 664 et plus particulièrement le standard AFDX (Avioniques Full Duplex switched Ethernet).

1.2.1 Architectures des systèmes avioniques

Les systèmes avioniques couvrent l'ensemble des systèmes électroniques et informatiques embarqués à bord de l'avion. Ils incluent les logiciels, les calculateurs, les capteurs, les actionneurs et l'ensemble des moyens de communication comme les bus de terrain. Les systèmes avioniques ont pour rôle de réaliser un ensemble de fonctions telles que : les commandes de vol, le pilotage automatique, la navigation, l'affichage des informations, etc [117] [118].

1.2.1.1 Evolution des systèmes avioniques

A l'instar des systèmes industriels, les systèmes avioniques ont connu une très grande évolution durant ces cinquante dernières années, ceci s'explique par le progrès de l'électronique et de l'informatique. De ce progrès résulte une demande grandissante de nouvelles fonctionnalités à installer à bord et par conséquent une augmentation de la complexité des systèmes avioniques [34]. L'évolution des systèmes avioniques peut être décrite en plusieurs étapes. Dans les années 1950, l'avionique était très simple, chaque fonction était exécutée par un seul calculateur. A partir de 1960, l'avionique a fait ces premiers pas vers l'aviation moderne par le remplacement progressif des équipements analogiques par leurs homologues numériques. Depuis ce jour, la complexité des systèmes avioniques est en constante progression avec l'implémentation de nouvelles fonctions qui bénéficient de l'évolution des systèmes électroniques. Le résultat est un système très complexe avec des interconnexions dédiées. Il est donc devenu très difficile des réaliser toutes ces fonctions avec des liaisons point à point car nécessitant trop de câblage. L'apparition des bus de communication, dans l'année 1970, a grandement contribué à la réduction du câblage et

l'augmentation de la quantité d'information transmise. De 1983 (A310) à 1993 (A340), cette période a été marquée par une très grande évolution des systèmes avioniques. Le nombre d'équipement embarqués a augmenté de 50% (77 à 115), le nombre de bus a doublé (136 à 368), la puissance de calcul totale embarquée a été multipliée par 4 passant de 60 Mips² à 250 Mips. Cette complexité grandissante des systèmes avioniques s'accompagne avec plus de besoins en transmission de données et en communication entre les différents équipements. De nos jours, les systèmes avioniques continuent encore à progresser, ils représentent 30% du coût total d'un appareil civil et jusqu'à 50% d'un appareil militaire [34].

1.2.1.2 Classification des systèmes avioniques

Les systèmes avioniques sont assez proches des systèmes industriels, ils sont soumis à des contraintes de temps et de sûreté de fonctionnement. Ils fonctionnent généralement dans des conditions difficiles : vibrations, variation de température, environnement électromagnétique, etc. En plus de ces contraintes communes, les systèmes avioniques ont des contraintes liées au volume et surtout au poids, ceci pour des raisons évidentes de coût. Les systèmes avioniques peuvent être classifiés en trois catégories en fonction des tâches qu'ils réalisent [89], [4]. Nous avons : les systèmes critiques, les systèmes essentiels et les systèmes non essentiels.

- *Les systèmes critiques* sont généralement caractérisés par des contraintes de sécurité très élevées (aucune défaillance n'est tolérée) et un besoin de temps réel strict. Pour ces raisons, ces systèmes sont souvent redondants et avec une ségrégation relative à la bande passante. Les logiciels utilisés sont de taille et de complexité limitée, et portent souvent sur le contrôle de processus. Pour des besoins de certification, ces systèmes doivent avoir un comportement prévisible et déterministe. En pratique les fonctions de ces systèmes ont des traitements périodiques de l'ordre de 10ms (faible période). Ils sont généralement constitués de capteurs et d'actionneurs. Le système de commande de vol, PFCS (*Primary Flight Control System*), en est un exemple.
- *Les systèmes essentiels* sont aussi caractérisés par des besoins de temps réel strict, de déterminisme et de fiabilité. Cependant une défaillance d'un système essentiel peut certes compromettre le bon déroulement de sa mission, mais ne comporte pas de danger de vie humaine. Les logiciels utilisés sont de taille importante et avec une complexité moyenne, ils comportent un grand nombre d'applications de tailles diverses. Le temps de réponse de ces systèmes est d'environ 100ms. Sur un bimoteur, un des moteurs peut être considéré comme un système essentiel puisque l'avion peut être piloté en cas de panne.
- *Les systèmes non essentiels* sont généralement des systèmes transactionnels, avec des temps de réponse de l'ordre de quelques secondes. Ils utilisent des logiciels de forte complexité et de taille importante. Ils sont voués à une évolution future importante. Ils sont généralement utilisés pour : l'aide à l'équipage durant le vol, la maintenance (aide au dépannage), la suivi technique de l'avion et le service aux passagers (informations, etc.).

2. Million d'instructions par seconde

1.2.1.3 De l'avionique classique civil à l'avionique modulaire intégrée

L'évolution de la complexité des systèmes avioniques s'est accompagnée de l'évolution des architectures employées pour les systèmes avioniques [34].

- Les premières architectures utilisées dans l'avionique furent les architectures centralisées. Les rares fonctions embarquées étaient gérées par un ordinateur unique, central. Ce type d'architecture n'est pas adapté aux besoins et exigences de l'aviation civile actuelle, vu la taille des avions, le nombre important de fonctions et leur complexité et pour des raisons de sécurité.
- Il existe ensuite les architectures fédérales principalement utilisées dans les appareils militaires. Dans ce modèle d'architecture, les équipements informatiques sont répartis dans la totalité de l'appareil, à proximité des sous systèmes qu'ils commandent (capteurs et actionneurs). L'ensemble des équipements sont reliés entre eux et leur contrôle est centralisé dans des ordinateurs de moyenne puissance. La répartition des systèmes permet de diminuer la vulnérabilité. La proximité des équipements et des sous systèmes qu'ils commandent permet de diminuer les temps de communication. Cependant, cette architecture suppose une grande intégration de l'ensemble du système pour qu'il puisse être entièrement contrôlé par quelques ordinateurs. Ceci n'est pas le cas pour des appareils civils, où il est important pour les fabricants de faire jouer la concurrence entre différents équipementiers. Ce type d'architecture n'est donc pas commercialement adapté aux avions civils. Les architectures fédérales peuvent être substituées par les architectures réparties.
- Dans ces types d'architecture les équipements sont répartis dans l'ensemble de l'appareil, de la même manière que les architectures fédérales. Les équipements communiquent entre eux à l'aide de bus mono-émetteurs (ARINC 429) [50], [97], ou multiplexés (ARINC 629) [49]. Le contrôle des équipements est décentralisé ; les systèmes accomplissent les missions en coopérant. Du point de vue matériel, ce type d'architecture utilise des modules standards, appelés LRU (Line Replaceable Units). Ces modules regroupent des ressources de mémoire et de capacité de calcul, et offrent une interface standard aux applications qui vont exécuter les fonctions. Cette architecture répartie implique une mauvaise utilisation des ressources : les ressources d'un module ne peuvent pas être partagées par plusieurs fonctions.
- Le dernier type d'architecture concerne l'avionique modulaire intégrée. L'IMA (Integrated Modular Avionics) [2], [65], [77], reprend le même principe de répartition des équipements que les architectures réparties. Cependant, elle remédie aux inconvénients de celles-ci en permettant le partage des ressources (calcul, mémoire, communication) par plusieurs applications. Les ressources sont regroupées dans des modules génériques appelés LRM (Line Replaceable Module), qui sont à leur tour regroupés dans des étagères [47]. Le but principal de l'IMA est de réduire les ressources matérielles, de limiter les types de cartes électroniques des systèmes avioniques et de les rassembler dans différents endroits répartis dans l'avion afin de réduire également le poids du câblage.

L'architecture IMA a été choisie dans l'A380 [12] au vu des avantages qu'elle offre. Comme elle n'impose pas de moyen de communication spécifique entre ses différents composants, Airbus a choisi pour l'A380 d'utiliser la technologie de l'Ethernet Commuté Full-Duplex. L'évolution des protocoles de réseaux locaux et leur maturité en termes

de performance, de fiabilité, leur faible coût grâce à la standardisation, ont motivé le choix d'Airbus. Cependant utiliser une technologie de réseaux locaux Ethernet nécessite une adaptation aux exigences temporelles avioniques. Ce qui a guidé le choix d'Airbus a contribué à la certification de la technologie AFDX (Avionics Ethernet Full Duplex) sur la norme ARINC 664, partie 7 [51].

La section suivante présente les principaux réseaux de données avioniques tels que l'ARINC 429, 629 et 664 avant de présenter en détail le réseau AFDX.

1.2.2 Réseaux de données avioniques

La section suivante est une synthèse des réseaux de données avioniques (ADCN, Aircraft Data Communication Network), en particulier de l'ARINC 429, 629 à 664.

1.2.2.1 ARINC 429

L'ARINC 429 [50], [97] est une des plus anciennes technologies de réseaux de données avioniques, actuellement, elle reste la plus utilisée dans l'avionique civile, malgré l'arrivée de nouvelles technologies de réseaux de données avioniques. Elle a été développée il y a plus d'une trentaine d'années. Elle offre une très grande fiabilité et une simplicité de mise en oeuvre. Elle est utilisée dans plusieurs gamme d'avions : le McDonald Douglas MD-11, les Boeing 737, 747, 757, et 767, et les Airbus 330 et 340. L'ARINC 429 est basée sur un bus unidirectionnel avec un seul émetteur et jusqu'à 20 récepteurs. Les données sont transmises sur une paire torsadée utilisant le Bipolar Return-to-Zero Modulation (BPRZ). La norme spécifie un mot de données fixes de 32 bits qui peut être communiqué via le bus soit à grande vitesse (100 kbps) ou faible la vitesse (12,5 kbps). Cependant, même si l'ARINC 429 [50] est considérée comme un bus, de son architecture «Mono-Emetteur» découle une solution de point-à-point, nécessitant une grande quantité de câblage pour relier ensemble des systèmes avioniques. Malgré sa robustesse et son acceptation dans l'avionique, les faibles débits de données et la quantité volumineuse de câblage nécessaire pour connecter les systèmes ont motivé le développement de solutions plus performantes et économiques.

1.2.2.2 ARINC 629

Avec l'évolution des systèmes avioniques civiles, le concept «Mono-Emetteur» et les faibles débits de l'ARINC 429 ne permettent pas de prendre en charge l'augmentation de la quantité de données transmises entre les systèmes. Pour palier à ce problème, Boeing a développé l'ARINC 629 [49], adoptée en 1989, pour son projet B777. L'ARINC est un bus de données bidirectionnel pouvant supporter jusqu'à 120 terminaux et des débits de données allant jusqu'à 2Mbps. Elle supporte les multi-émetteurs et n'utilise pas de contrôleur de bus, chaque terminal gère son accès au bus de manière autonome. L'ARINC 629 a réduit la quantité et le poids du câblage nécessaire dans un avion et a augmenté le

débit de données de plus de 20 fois comparé à l'ARINC 429. Malgré cela, l'ARINC n'a pas rencontré le succès escompté auprès des décideurs dû fait de l'augmentation des coûts. En effet, l'ARINC 629 nécessite du matériel spécifique, ce qui augmente le coût global de l'avion.

1.2.2.3 ARINC 664

A la fin des années 1990, ont commencé les travaux sur les nouvelles générations d'ADCN basés sur l'Ethernet IEEE 802.3 [110], [97]. Le but était de bénéficier des produits déjà commercialisés afin de réduire les coûts et les temps de développement, tout en garantissant les besoins de l'aviation en terme de robustesse des transmissions et de débit de données. Généralement, l'ARINC 664 définit un réseau profilé IEEE 802.3 qui utilise l'adressage IP et les protocoles de transport (TCP et UDP). L'ARINC 664 définit un ensemble de recommandations et d'exigences, elle est sub-divisée en 8 parties :

- Partie 1 : System Concepts and Overview
- Partie 2 : Ethernet Physical and Data Link Layer Specifications
- Partie 3 : Internet-Based Protocols and Services
- Partie 4 : Internet-Based Address Structures and Assigned Numbers
- Partie 5 : Network Interconnection Services and Interconnection
- Partie 6 : Reserved
- Partie 7 : Avionics Full Duplex Switched Ethernet (AFDX) Network
- Partie 8 : Upper-Layer and User Services

La partie 7 de la spécification ARINC 664 [51] définit une application spéciale pour l'Ethernet Full-Duplex dans les réseaux avioniques déterministes. L'utilisation de la technologie classique Ethernet a permis d'acquérir une certaine avance grâce à sa maturité, ce réseau ayant déjà fait ses preuves en termes de haut débit (100Mbps), de coût et de fiabilité. Dans la section suivante, nous effectuons une description complète de la partie 7 de la norme ARINC 664 avec le standard AFDX (Avioniques Full Duplex switched Ethernet).

1.2.3 Réseau de données AFDX

1.2.3.1 Description

L'AFDX est un réseau de type Ethernet physiquement redondant, fiabilisé, développé et standardisé pour équiper l'AIRBUS A380. Le concept AFDX a été normalisé à partir de l'ARINC 664 avec la contribution de plusieurs industriels : Airbus, Boeing, Rockwell Collins, Honeywell. Le protocole AFDX a été conçu pour utiliser les médias Ethernet, mais avec les caractéristiques de l'ARINC 429, ce qui implique des communications en point à point, une connaissance de la bande passante, la redondance des données et une priorité à la qualité de service. Ces caractéristiques sont définies pour offrir un déterminisme du système de communication, ce qui est extrêmement important dans les systèmes temps réel et critiques.

L'utilisation de l'Ethernet Full-Duplex (EFD), a permis à l'AFDX de supprimer les collisions pouvant subvenir dans le support de communication. Dans ce mode de fonctionnement, l'émission d'un message n'est pas retardée par l'occupation du support de communication par les données provenant d'un autre terminal. Il n'est donc pas nécessaire d'écouter ou de réagir avec le médium physique, puisqu'il n'y a pas de collision possible sur ce médium et l'utilisation de l'algorithme CSMA/CD n'est plus nécessaire.

Cependant, l'EFD n'offre pas la robustesse nécessaire aux systèmes avioniques bien qu'elle propose un débit élevé (100Mbps) et un faible coût en raison de son utilisation commerciale à grande échelle. Le principal inconvénient de l'EFD est l'insuffisance ou l'absence de garantie de bande passante et de qualité de service (QoS). Il faut savoir que l'EFD a été développé pour des contextes moins contraignants que le contexte avionique, son utilisation nécessite une adaptation aux exigences « aéronautiques ».

L'AFDX adapte ainsi le standard EFD existant au contexte avionique et décrit le système de communication global de l'avion. L'AFDX peut donc être défini comme étant la version avionique de l'EFD. Il a l'avantage de ne plus posséder d'indéterminisme d'accès au support physique, et de ne pas entraîner de pertes de trames par collision. Cependant il est possible d'avoir des pertes de trames par congestion au niveau des ports entrée/sortie des commutateurs. Ces congestions peuvent résulter à des délais de bout à bout variables pour les flux de données. Le protocole AFDX tente de résoudre les problèmes liés à l'EFD, tout en permettant l'utilisation d'autant de produit commerciaux IEEE802.3 que possible. Il fournit des moyens de partage des ressources et de ségrégation des flux. De plus l'AFDX prend en compte les contraintes de temps réel et de certification aéronautique. Pour des besoins de certification, il est nécessaire d'effectuer une analyse temporelle des délais de bout à bout dans une logique de pire cas, pour les flux de trafic du réseaux [90], [69], [132], [17]. Cela permet de définir une borne supérieure du délai de bout à bout pour chaque flux de trafic. Pour ce faire plusieurs approches notamment basées sur le Network Calculus ont été proposées [60] [72] dans la littérature. D'autres approches ont aussi été proposées afin d'améliorer l'approche du Network Calculus, ou de diminuer la borne maximale pessimiste du délai de bout à bout définie à partir du Network Calculus. Dans [64], *Xiaoting* améliore l'approche du Network Calculus en introduisant les offsets associés aux différents flux périodiques dans le calcul du délai de bout à bout. Il faut noter que l'approche du Network Calculus considère que les flux transmis sur le réseau sont asynchrones et ne prennent pas en compte l'ordonnancement des flux avant leur entrée dans le réseau. *Bauer* propose dans [6] une approche qui permet d'améliorer l'analyse du délai pire cas de bout à bout. Son approche est basée sur la méthode des trajectoires optimisées. La méthode des trajectoires [72] [73] a été proposée pour le calcul des temps de réponse dans les systèmes distribués. Dans [96], *Scharbary* propose une méthode de calcul probabiliste des bornes supérieures des délais de bout à bout pour les flux avioniques.

L'AFDX est décrit selon plusieurs règles et restrictions pour adapter l'EFD aux exigences des systèmes avioniques :

- *Configuration statique* : la configuration du réseau doit être statique et entièrement connue avant le démarrage du système.
- *Isolation des erreurs* : le réseau doit assurer un confinement des erreurs, c'est-à-dire qu'une erreur locale ne doit pas se propager et détériorer le comportement d'autres éléments du réseau.

- *Des contraintes de temps* : des exigences de latence et de gigue faibles et bornées sont définies pour la transmission et la réception des données.
- *Une absence de perte de paquets* : une limitation des congestions au niveau des commutateurs
- *Une bande passante fixe et limitée* : cela implique aussi une taille de paquet maximale pour chaque flux de données permettant ainsi d’offrir une garantie de bande passante.
- *Des paquets correctement sérialisés* : Les paquets sont reçus dans le même ordre qu’ils sont transmis.
- *Une redondance des liens* : doubles liaisons physiques avec deux ports qui transmettent les mêmes données simultanément.
- *La notion de Virtual Link* : un concept pour implémenter des émetteurs-récepteurs de type ARINC 429 en utilisant le mécanisme «point-à-point» de l’EFD.

Les restrictions et les règles imposées à l’EFD, permet à l’AFDX d’offrir un déterminisme du système de communication, ce qui reste primordiale pour les applications avioniques définies comme critiques ou essentielles. Nous décrivons ci-dessous la structure du réseau AFDX et notamment sa topologie et ces différents composants.

1.2.3.2 Structure du réseau AFDX

Le réseau AFDX prévoit une topologie en étoile de 24 terminaux (End-System) au plus reliés à un commutateur AFDX qui peut être connecté (en cascade) à d’autres commutateurs du réseau [56], [18], [26]. C’est un câble point à point bidirectionnel qui est utilisé pour connecter les commutateurs et les End-Systems. Il offre un débit maximal de 100Mbps pour chaque direction. La topologie du réseau AFDX peut être définie à partir de trois composant à savoir : l’End System (ES), le Virtual Link (VL) et le commutateur AFDX (AFDX Switch)(Figure 1.2), [63], [116].

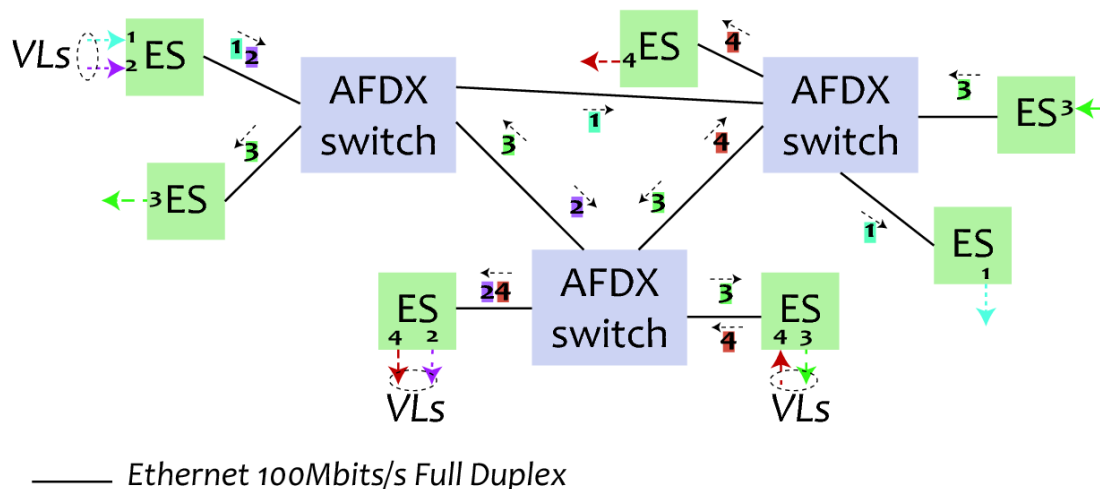


FIGURE 1.2 – Exemple de réseau AFDX

1.2.3.3 End-System (ES)

Il fournit un interface entre les sous-systèmes avioniques (ordinateur de contrôle de vol, système de positionnement global, système de surveillance de pression des pneus, ...) et le support de communication AFDX. Il représente une entrée et une sortie sur le réseau (voir Figure 1.3).

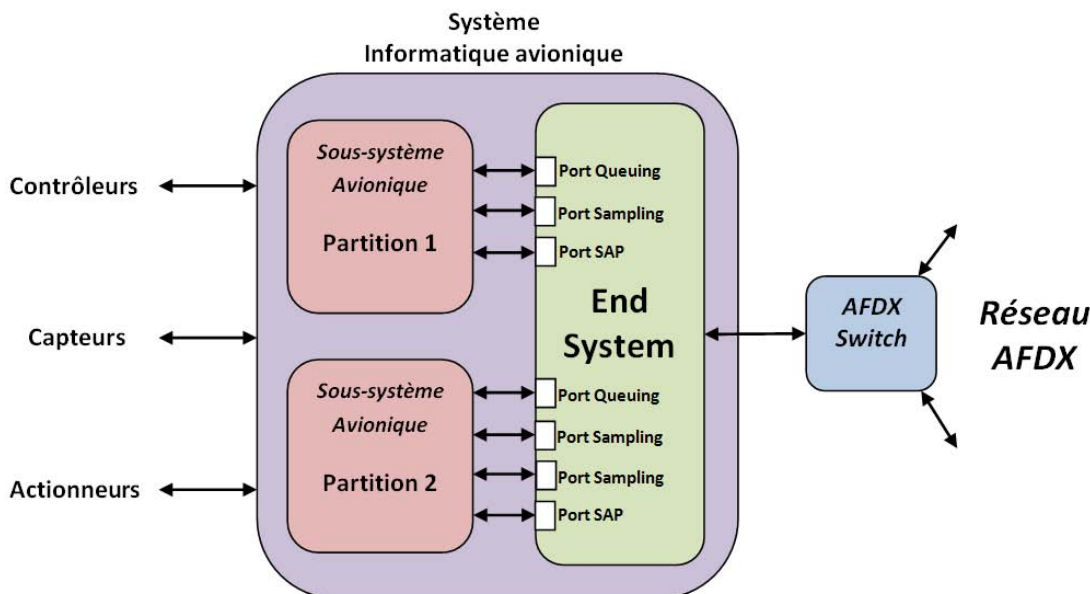


FIGURE 1.3 – End-System

Les partitions fournissent un isolement entre les sous-systèmes avioniques appartenant un même système informatique avionique. Cet isolement est obtenu en limitant la plage d'adressage de chaque partition et en instaurant des limites sur la quantité de temps CPU allouée à chaque partition. L'objectif est de s'assurer qu'un sous-système avionique en dysfonctionnement sur une partition n'affecte pas les autres sous-systèmes fonctionnant sur d'autres partitions.

Les applications avioniques communiquent entre elles en utilisant des ports de communication. Les ports de communication AFDX, définie dans ARINC 664, partie 7, sont respectivement les ports "sampling", "queuing" et SAP (Service Access Point). Les ports "sampling", "queuing" correspondent aux ports définis par l'ARINC 653. L'AFDX introduit un troisième port nommé SAP qui est utilisé pour les communications entre les composants du système AFDX et les système non AFDX.

Le principal rôle de l'End-Système est de fournir des services d'échange de données sûrs et fiables pour les applications logicielles. Il faut noter que les données sont produites et consommées par les applications avioniques. Les prestations de l'End-System doivent satisfaire aux exigences suivantes :

- une garantie de bande passante et une latence bornée,
- une gigue donnée, elle n'est pas fixe puisque qu'elle dépend de l'ensemble du trafic du réseau, néanmoins, une borne maximale doit être définie.

La latence de transmission au niveau de chaque End-System est mesurée entre deux points :

- le début : l’instant où le dernier bit de donnée de l’application est disponible au niveau du service de communication de l’End-System.
- la fin : l’instant où le dernier bit de la trame correspondant est transmis sur le support physique.

Chaque demande de transmission sur le réseau doit être satisfaite sans tenir compte du type de données et un délai de transit maximal sur le réseau doit être garanti. En effet un service garanti avec une borne supérieure du délai de bout-à-bout doit être fourni.

Les End-Systems utilisent la notion de Virtual Link afin de contrôler l’ensemble des flux qui pénètre dans le réseau [131], [95], ceci dans l’optique de garantir une gigue et une latence de bout à bout bornées et une bande passante donnée [51].

1.2.3.4 Virtual Link (VL)

1.2.3.4.1 Qu’est-ce qu’un VL : La nécessité de contrôler l’ensemble des flux qui pénètrent dans le réseau et de garantir une certaine qualité de service, a donné naissance au concept de Virtual Link. Un VL peut être facilement comparable à un bus virtuel ARINC 429 dédié à une seule transmission d’un End-System, on parle de canaux de communication virtuels. De ce fait, on peut supposer qu’une liaison AFDX est composée de plusieurs bus virtuel ARINC 429, nommé : Virtual Link. Ce concept permet de conserver l’existant sur de nombreux équipements.

Le concept de VL fournit un moyen de ségrégation robuste des flux, ceci grâce à une réservation de la bande passante au niveau du canal de communication. Il offre ainsi une possibilité de définir statiquement tous les flux en l’entrée du réseau et d’associer des propriétés de performance à chaque flux. Le concept de VL permet de s’assurer que la somme des bandes passantes allouées à l’ensemble des VLs sur un même lien physique ne dépasse pas les capacités du support physique lui-même. Pour instaurer un déterminisme des communications et un contrôle des temps de transmission, l’AFDX associe des spécifications de bande passante (ou « contrats »). Le respect du contrat de bande passante est surveillé par les commutateurs du réseau AFDX.

Les VLs offrent une isolation des flux. Cette séparation des flux permet de « virtualiser » un bus avionique classique pour chaque flux. Chaque trame transmise sur le réseau est associée à un VL identifié par un numéro d’identification. Cet identifiant est utilisé par le commutateur AFDX pour définir un routage statique et un temps de transit déterministe pour chaque VL. Les commutateurs permettent la ségrégation des flux par un mécanisme de listes de contrôle d’accès (*ACL, Access Control List*) filtrant le trafic en fonction des adresses (Ethernet ou MAC).

1.2.3.4.2 Propriétés des VLs : les applications avioniques utilisent les VLs pour transmettre leurs trames. Le VL étant un canal virtuel permettant de réserver une bande passante pour une ou plusieurs des applications, Les VLs servent de régulateur des flux de trafic des applications [54]. Les flux de trafic peuvent être : périodique, apériodique et sporadique. Cependant à la sortie du régulateur (VL), nous obtenons un flux périodique et sporadique (voir Figure 1.4).

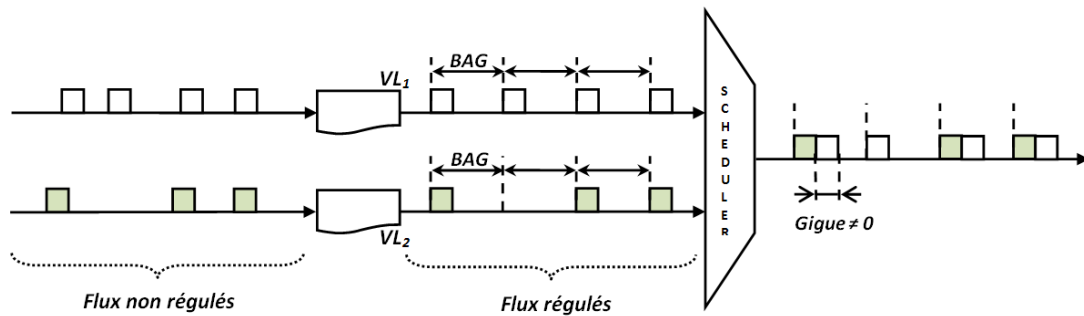


FIGURE 1.4 – Régulation des flux par les VLs et gigue de l'ordonnancement des VLs

A la sortie de chaque ES, chaque trame est associée à un VL particulier qui est caractérisé par : ses tailles de trame maximale et minimale, sa gigue maximale autorisée, son BAG (Bandwidth Allocation Gap) et son offset. Le BAG est le plus petit intervalle de temps entre deux trames n'ayant pas subi de gigue. Il faut noter qu'au plus une seule trame est transmise par BAG. Il peut donc arriver que le VL ne dispose pas de trame durant un ou plusieurs BAG. Nous nommons Taux d'Occupation des BAG (TOB), la probabilité que le VL dispose d'une trame pour chaque BAG (voir Figure 1.5).

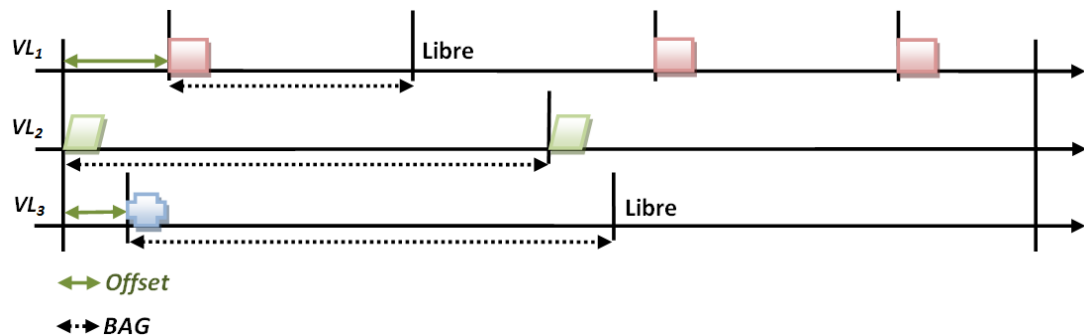


FIGURE 1.5 – Aspect sporadique des VLs

L'offset représente l'intervalle de temps entre l'instant zéro de la table de transmission et le début du BAG du VL. La table de transmission peut être définie comme un ordonnancement des trames de l'ensemble des VLs de l'End-System. Les paramètres des VLs permettent de réguler les flux de trafic des données produites par les applications du End-System. Lorsqu'un End System dispose de plusieurs VLs en transmission, il utilise un ordonnancement défini par sa table de transmission pour multiplexer tous ces VLs et ainsi former un unique flux multiplexé en sortie (voir Figure 1.4). Ce multiplexage des VLs en transmission peut induire une gigue en sortie de l'End-System.

Les End-System utilisent les VLs pour échanger leurs trames Ethernet à travers du réseau. Un VL est caractérisé par un sens de transfert unidirectionnel avec une source unique et un ou plusieurs destinataires. Les VL utilisent des chemins statiques pour rallier les différents destinataires. Chaque VL a un identifiant unique, (i.e, un numéro et un nom). La valeur du BAG est prise parmi les valeurs suivantes : 1, 2, 4, 8, 16, 32, 64, 128

ms.

$$BAG \in \{2^k\} \quad (1.1)$$

$$0 \leq k \leq 7$$

La taille des trames AFDX est comprise entre 64 et 1518 octets, les préambules sont constitués de 7 octets []. Il existe aussi un délimiteur de début de trame d'un octet et un IFG (Inter Frame Gap) de 12 octets (voir Figure 1.6).

7 octets	1 octet	6 octets	6 octets	2 octets	1500 octets			4 octets	12 octets	
Preamble	Start Frame Délimiteur	Destination Address	Source Address	0x800 Ipv4	IP Structure 20 octets	UDP Structure 8 octets	AFDX Payload 0—1471 octets	SN 1 octet	Frame Check Seq	Inter Frame Gap

FIGURE 1.6 – Trame AFDX

La bande passante BW_{VL} du VL est donnée par l'expression suivante :

$$BW_{VL} = \frac{L_{max}}{BAG} \quad (1.2)$$

L_{max} est la taille maximale des trames du VL. Chaque VL doit maintenir l'ordre des trames telles qu'elles ont été transmises par les applications, que ce soit en émission ou en réception. En quelque sorte l'intégrité de l'ordre des trames doit donc être garantie.

1.2.3.5 Redondance physique de l'AFDX

Le réseau AFDX est aussi un réseau physiquement redondant. Pour assurer une disponibilité du réseau et une transmission fiable, l'AFDX offre deux ensembles indépendants de commutateurs qui forment deux réseaux superposés, voir Figure 1.8 [51].

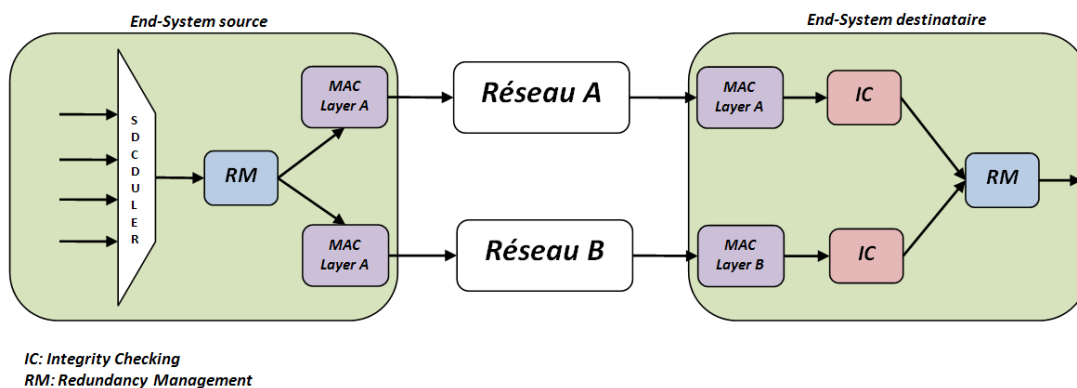


FIGURE 1.7 – Redondance du système de communication

Cette redondance du réseau permet de protéger les communications entre les End-System contre les pertes de données ou d'une partie du réseau de communication. Chaque trame est transmise par l'End-System dans les réseaux A et B simultanément. Si aucune perte de trame n'est constatée, l'End-System recevra deux copies de chaque trame. L'End-System utilise le champs *sequence number* pour identifier les trames arrivant des réseaux A

et B. A la réception, l'End-System vérifie si les numéros de séquence des trames successives sont dans l'ordre. La vérification d'intégrité (*IC, Integrity Checking*) permet de détecter et d'éliminer les trames invalides. Après la vérification d'intégrité, le système de management de redondance (*RM, Redondance Management*) détermine s'il doit envoyer la trame à la couche supérieure ou pas. La trame est supprimée si sa réplique a déjà été envoyée à la couche supérieure (voir la Figure 1.8).

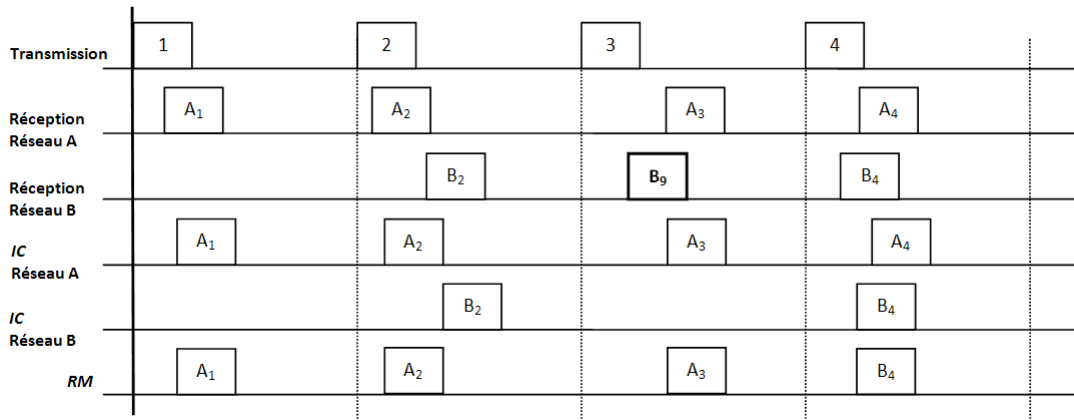


FIGURE 1.8 – Management de la redondance à la réception

Dans la Figure 1.8, la trame B₁ du réseau B est perdue, la trame A₁ est envoyée à la couche haute. La trame A₂ est arrivée avant la trame B₂ qui est éliminée par le RM. La trame B₃ est anormale donc supprimée par le avec l'IC (*identity Checking*).

1.2.3.6 Commutateur AFDX

Le commutateur AFDX est l'équipement le plus important dans le réseau. En plus de ses fonctions de commutateur Ethernet (commutation de trames, mise à jour des informations, monitoring, ...), le commutateur AFDX est soumis à quelques restrictions sur sa modélisation ainsi qu'à des caractéristiques spécifiques liées à son utilisation [51]. En effet le commutateur AFDX doit fonctionner en mode Full Duplex et les trames entrantes sont traitées selon le mode « Store and Forward », ce qui laisse supposer un fonctionnement en deux temps : un premier consacré à la réception de la trame et à son traitement, suivi d'un autre consacré à l'émission. Ce mode de fonctionnement peut entraîner l'apparition des congestions au sein des ports de sortie du commutateur et par conséquent une augmentation de la gigue voir des pertes de trames. Des solutions ont été proposées notamment des méthodes pour borner la latence de bout-à-bout. Les ports de sorties doivent être autonomes : si un port ne peut pas émettre la trame, cela ne doit pas empêcher l'émission sur les autres ports. Le commutateur doit émettre les trames au plus tôt, il ne doit pas rester inactif et doit émettre dès qu'une trame est en attente. Les seuls délais fixes seront donc dus à la réception et au traitement des trames. Les commutateurs AFDX effectuent aussi des fonction de filtrage et contrôle du trafic des VLs.

1.2.4 Conclusion partielle

Les réseaux de communication avioniques comme les réseaux de communication industriels, ont bénéficié du grand succès des technologies de communication pour le grand public (Ethernet, IP, ATM, etc.). Ce qui a donné naissance à une demande grandissante de nouvelles fonctionnalités à installer à bord et par conséquent une augmentation de la complexité des systèmes avioniques. L'architecture des systèmes avioniques a aussi beaucoup évolué en partant de l'architecture classique à l'architecture modulaire intégrée qui a été adoptée par AIRBUS pour l'A380. Nous avons présenté dans cette section une synthèse des réseaux de données avioniques (ADCN, Aircraft Data Communication Network), en particulier : (1) l'ARINC 429, une des plus anciennes technologies de réseaux de données avioniques (bus mono-émetteurs), (2) l'ARINC 629, bus bidirectionnels multiplexés et (3) l'ARINC 664 qui a mener à l'utilisation de technologies Ethernet notamment avec L'AFDX. L'AFDX peut être décrit comme la version avionique de l'Ethernet Full Duplex. C'est un réseau déterministe, fiabilisé qui a la particularité de connaître les caractéristiques des trafics en entrée du réseau. Comme pour les systèmes industriels, les réseaux avioniques peuvent aussi bénéficier des progrès et des avantages des technologies de réseaux locaux sans fil. Les technologies de réseaux locaux sans fil peuvent offrir une flexibilité aux réseaux avioniques, des fonctionnalités de nomadisme, une réduction du coût de câblage, une aide à la maintenance des équipements de bord.

1.3 Norme IEEE 802.11e

Au début du 21ème siècle, les réseaux locaux ont connu une évolution très importante, grâce à l'avènement de l'Internet et à l'arrivée en masse des ordinateurs et d'autres matériels mobiles. Ces derniers ont favorisé une utilisation plus courante du réseau local chez les particuliers et au sein de l'entreprise. Les technologies de réseaux sans fil ont été introduites plus tard dans les foyers et dans l'entreprise pour des besoins de mobilité et de simplification du câblage. Actuellement, parmi les réseaux locaux sans fil, la norme IEEE 802.11 [109] a un vif succès et une démocratisation de son utilisation. Ces applications sont de plus en plus nombreuses et généralement orientées vers les besoins du grand public. Elle présente une simplicité dans l'installation des dispositifs. Elle a l'avantage de proposer une topologie dynamique, ce qui offre plus de souplesse dans la configuration du réseau. Une interconnexion sans fil évoque également la mobilité, mais nous parlerons dans le cadre de notre d'étude de nomadisme plutôt qu'une réelle mobilité. Grâce, à la standardisation de l'IEEE 802.11 et à la création de Wi-Fi Alliance [125] (Wi-Fi, Wireless Fidelity), le coût des réseaux basés sur la technologie IEEE802.11 est abordable et en baisse. Wi-Fi Alliance, anciennement WECA (Wireless Ethernet Compatibly Alliance), est un organisme chargé de maintenir l'interopérabilité entre les dispositifs répondant à la norme IEEE 802.11. La norme IEEE802.11 décrit aussi quelques contraintes par rapport aux technologies de réseaux locaux filaires. Ces contraintes sont notamment liées au support de communication radio [127] et aux méthodes d'accès utilisées.

Dans la section suivante, nous décrivons l'architecture cellulaire de l'IEEE 802.11 et ses différentes variantes : infrastructure et ad-hoc. Ensuite nous présentons la pile protocolaire de l'IEEE 802.11 : la couche physique et la couche liaison de données, définissant les deux couches basses du modèles OSI. Après, nous présentons les méthodes d'accès définies par l'IEEE 802.11 offrant la QoS [108], sous deux ensembles ; d'une part les méthodes d'accès distribuées et d'autre part les méthodes d'accès centralisées. Dans cette partie, nous décrivons également les améliorations apportées par l'amendement IEEE 802.11e [108] en termes de qualité de service par rapport à l'IEEE 802.11 de base. Après ces descriptions générales de l'IEEE 802.11, nous aborderons l'utilisation de l'IEEE 802.11 dans les systèmes industriels et temps-réels. Nous terminons cette section par une conclusion.

1.3.1 Architecture de l'IEEE 802.11

L'architecture de l'IEEE 802.11 est une architecture cellulaire. Les stations à portée radio s'associent pour établir des communications entre elles. Elles forment alors un BSS (Basic Service Set). La zone occupée par les dispositifs d'un BSS est appelée une BSA (Basic Set Area) ou une cellule [36]. Comme l'illustre les Figures 1.9 et 1.10, avec deux modes de fonctionnement : le mode Infrastructure et le mode Ad-Hoc.

Dans le mode infrastructure, nous avons deux types d'équipement : le Point d'Accès (AP, Access Point) et les stations sans fil. Le mode infrastructure implique la présence d'au moins d'un AP [36]. Les APs ont pour fonction principale de gérer les échanges de trames entre les stations sans fil. Lorsque le réseau est composé de plusieurs BSS, chacun d'eux est relié à un système de distribution ou DS (Distribution System) par l'intermédiaire de

leur point d'accès (AP) respectif. Un groupe de BSS connectés par le DS forme alors un ESS (Extended Service Set).

Un réseau en mode Ad-Hoc est un groupe de dispositif formant un IBSS (Independent Basic Service Set) [36]. Il n'y a pas d'AP et les liaisons radio sont directes entre les stations à portée. Ce mode permet de créer rapidement et simplement un réseau sans fil là où il n'existe pas d'infrastructure filaire ou, là où une telle infrastructure n'est pas nécessaire pour les services attendus, chambre d'hôtel, centre de conférence ou aéroport par exemple, ou enfin lorsque l'accès au réseau filaire est interdit. Si cette utilisation a le mérite d'être facile et de gagner en mobilité, chaque point du réseau (appelé aussi nœud) ne peut échanger des données en liaison direct qu'avec un autre nœud à portée de réception. On peut prendre comme exemple de réseau Ad-Hoc, deux ou plusieurs ordinateurs échangeant des fichiers en WiFi radio.

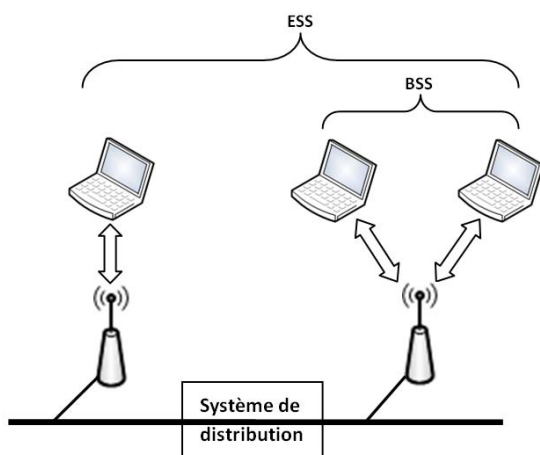


FIGURE 1.9 – Mode infrastructure

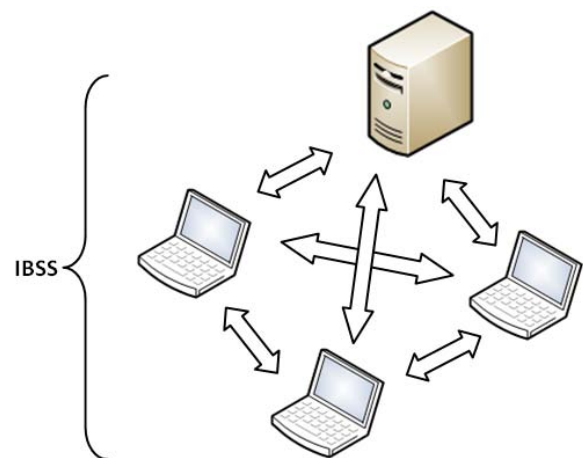


FIGURE 1.10 – Mode Ad-Hoc

1.3.2 Pile protocolaire IEEE 802.11

La norme IEEE802.11 est le standard international décrivant les caractéristiques d'un réseau local sans fil, elle définit les couches basses du modèle OSI [137] : la couche physique et la couche liaison de données composée de deux sous couches : le contrôle de la liaison logique (Logical Link Control, LLC) et le contrôle d'accès au support (Media Access Control, MAC). L'une des caractéristiques essentielles de l'IEEE802.11 est qu'elle définit une couche MAC commune à toutes les couches Physique et aussi commune à toutes les couches réseaux, bien que IP soit la principale utilisée.

1.3.2.1 Couche physique

Elle représente la première couche du modèle OSI, son rôle est de transporter correctement la suite de signaux 0 ou 1 que l'émetteur souhaite envoyer au récepteur. Elle définit la modulation des ondes radioélectriques et les caractéristiques de la signalisation pour la transmission de données. Deux sous couches physiques sont spécifiées : le PMD

(Physical Media Dependant) qui s'occupe de l'encodage des données et le PLCP (Physical Layer Convergence Procedure) qui prend en charge l'écoute du support. La norme IEEE 802.11 et ces amendements définissent plusieurs couches physiques : l'IR (Infrarouge), le FHSS (Frequency Hopping Spread Spectrum), le DSSS (Direct-Sequence Spread Spectrum), l'HR-DSSS (High Rate-Direct Sequence Spread Spectrum), l'OFDM (Orthogonal Frequency Division Multiplexing) et le MIMO (Multiple-Input Multiple-Output) (voir figure 1.11).

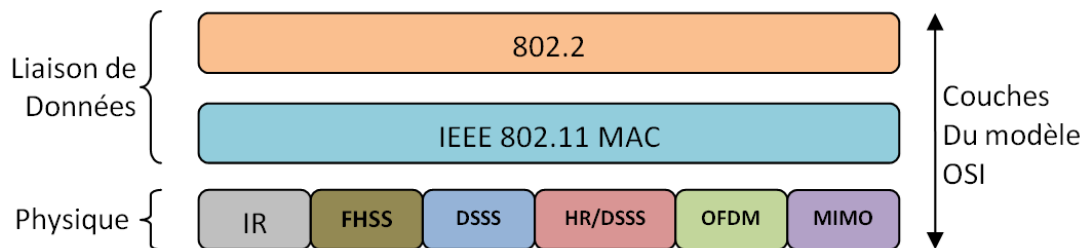


FIGURE 1.11 – Couches physiques de la famille IEEE 802.11

1.3.2.2 Couche MAC IEEE 802.11

La sous-couche MAC est celle du contrôle d'accès au support. Les protocoles appartenant à cette sous-couche ont pour fonction de réguler les transmissions sur un medium donné, en particulier lorsque plusieurs stations indépendantes sont susceptibles d'émettre à tout moment sur le même support tel qu'un bus Ethernet. Cette sous-couche effectue aussi la description des formats de trame et des méthodes d'adressage des stations émettrices et réceptrices.

La norme IEEE 802.11 et sa version IEEE 802.11e définissent deux formes de contrôle d'accès au support : distribuée et centralisée (voir Figure 1.12). Chacune d'elle peut être comparée à une communication entre plusieurs personnes. Par exemple dans une conversation "distribuée", nous attendons que plus personne ne parle pour prendre la parole. Si deux personnes se mettent à parler en même temps, ils s'arrêteront immédiatement, marqueront un temps d'arrêt et commenceront un jeu long et élaboré pour dire "je vous en prie, à vous d'abord". Alors que dans une conversation "centralisée", l'un des participants est chargé de répartir les temps de parole entre les différents interlocuteurs.

La norme IEEE 802.11 [109] de base définit deux méthodes d'accès. Une distribuée supportant le Best-Effort et basée sur les contentions, elle est nommée DCF (Distributed Coordination fonction). L'autre appelée PCF (Point Coordination Function) est un mécanisme d'accès sans contention avec une gestion centralisée. La version IEEE 802.11e [108] apporte la qualité de service avec la proposition d'une nouvelle politique d'accès au médium nommée HCF (Hybrid Coordination Function). Cette politique d'accès regroupe deux méthodes d'accès : une distribuée nommée ECDA (Enhanced Distributed Channel Access) améliorant le DCF et une centralisée nommée HCCA (HCF Controlled Channel Access) améliorant le PCF.

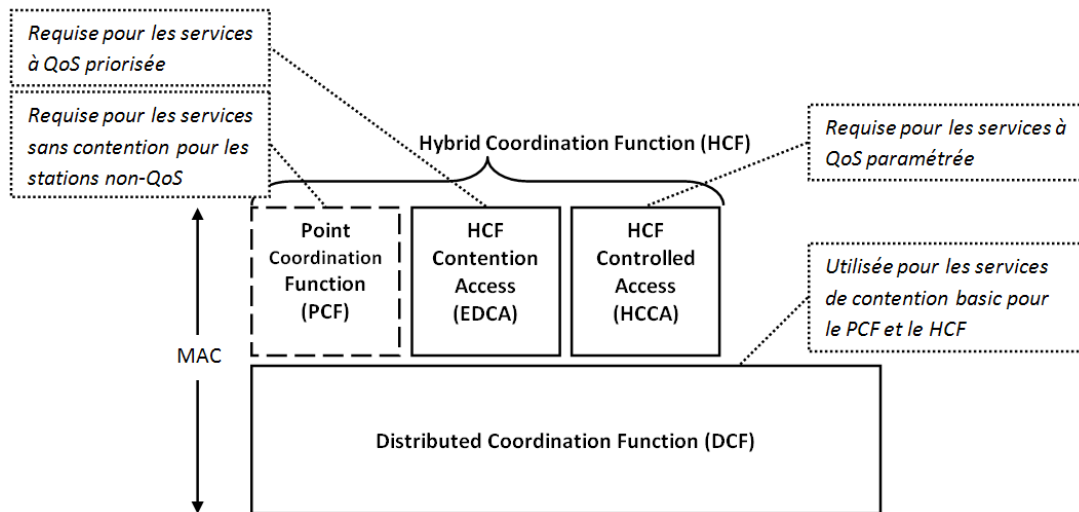


FIGURE 1.12 – Architecture MAC IEEE 802.11

Dans la section suivante, nous présentons d'une part les méthodes d'accès distribuées (le DCF et l'EDCA) et d'autre part les méthodes d'accès centralisées (Le PCF et l'HCCA). Nous faisons en effet une description des méthodes d'accès utilisées par l'IEEE 802.11 de base, ce qui nous permet de montrer les différentes améliorations apportées par l'HCF dans la version IEEE 802.11e.

1.3.3 Méthodes d'accès distribuées de la famille IEEE 802.11

L'aspect distribué d'une méthode d'accès signifie que chaque station de la cellule ou du BSS gère son propre accès au support de communication. Toutefois chaque station doit suivre certaines règles telles que les techniques d'évitement de collision, d'accusée de réception, et de retransmission. Ces règles permettent le partage des ressources du canal et la garantie d'un certain niveau de qualité de service. Les méthodes d'accès distribuées proposées par la famille IEEE 802.11 sont le DCF et l'EDCA. L'EDCA améliore le DCF sur plusieurs points qui sont définis au 1.3.3.2.

1.3.3.1 Méthode DCF (Distributed Controlled Function)

Le DCF est une méthode d'accès avec contention, elle est considérée comme la méthode par défaut de l'IEEE 802.11. Elle s'appuie sur le protocole Carrier Sens Multiple Access/Collision Avoidance (CSMA/CA) [110], combiné à l'algorithme de back-off. Le CSMA/CA est une technique d'accès aléatoire avec écoute de la porteuse, qui permet d'écouter le support de transmission avant d'émettre. Le CSMA/CA évite qu'une transmission soit faite lorsque le support n'est pas libre. Cela réduit le risque de collision, mais ne permet pas de l'éviter complètement. Le CSMA/CA fait appel à différentes techniques, telles que :

- les mécanismes d'écoute du support :

- au niveau de la couche MAC, Virtual Carrier Sense (VCS)
- au niveau de la couche physique, Physical Carrier Sense (PCS)
- l’algorithme de back-off pour la gestion d’accès au support,
- un mécanisme de réservation du support de communication, avec l’utilisation du NAV,
- une méthode d’acquiescement positif (ACK).

Le protocole MAC utilise des Inter-Frames Spacing (IFS) qui permettent de définir un mécanisme d’espacement entre deux trames afin de gérer l’évitement de collision. Ils occupent une part très importante dans cet algorithme car ils définissent les périodes d’inactivité sur le support de transmission et permettent ainsi de gérer l’accès au support pour les stations et d’instaurer un système de priorités lors d’une transmission.

Il existe quatre types d’IFS :

- *Le Short Inter-Frame Spacing (SIFS)* est le plus court des IFS. Il est utilisé pour séparer les différentes trames transmises au sein d’une même séquence de transmission, par exemple, entre des données et leurs acquiescements ou entre différents fragments d’une même trame.
- *Le DCF Inter-Frame Spacing (DIFS)* est le temps que doivent attendre les stations avant de tenter d’émettre un paquet en mode DCF. La valeur du DIFS est donnée par :

$$DIFS = SIFS + 2 * SlotTime \quad (1.3)$$

- Le PCF Inter-Frame Spacing (PIFS) est le temps que doit attendre le point d’accès avant d’émettre un paquet en mode PCF. Sa valeur est inférieure au DIFS, ce qui permet au point d’accès d’avoir un accès prioritaire sur les stations fonctionnant en mode DCF.

$$PIFS = SIFS + SlotTime \quad (1.4)$$

- L’Extended Inter-Frame Spacing (EIFS) est le plus long des IFS. Il est utilisé par les stations qui reçoivent une trame qui contient des erreurs. En utilisant cet IFS, la station réceptrice permet à la station émettrice d’avoir suffisamment de temps pour se rendre compte que la trame n’a pas été correctement reçue, avant de commencer à retransmettre.

$$EIFS = SIFS + DIFS + AckTxTime \quad (1.5)$$

Pour émettre dans le mode DCF (voir Figure 1.13), chaque station doit d’abord écouter le support pour vérifier si aucune autre station n’est pas entrain d’émettre. Si le médium est libre durant un temps égal au DIFS, la station va décrémente une valeur aléatoire (back-off time) choisie dans sa fenêtre de contention. Si cette valeur du back-off atteint la valeur de zéro, alors la station pourra transmettre. Cependant, elle doit aussi s’assurer que le médium soit disponible durant tout le temps de transmission avant de tenter d’émettre. Si la valeur du Backoff n’atteint pas la valeur zéro et que le médium est occupé alors la station va différer sa transmission. La valeur du Backoff restant sera maintenue pour la prochaine tentative de transmission. Après chaque transmission réussie la station choisit une nouvelle valeur du Backoff dans la fenêtre de contention réinitialisée à CW_{min} *Contention Window* (valeur minimal de la fenêtre de contention).

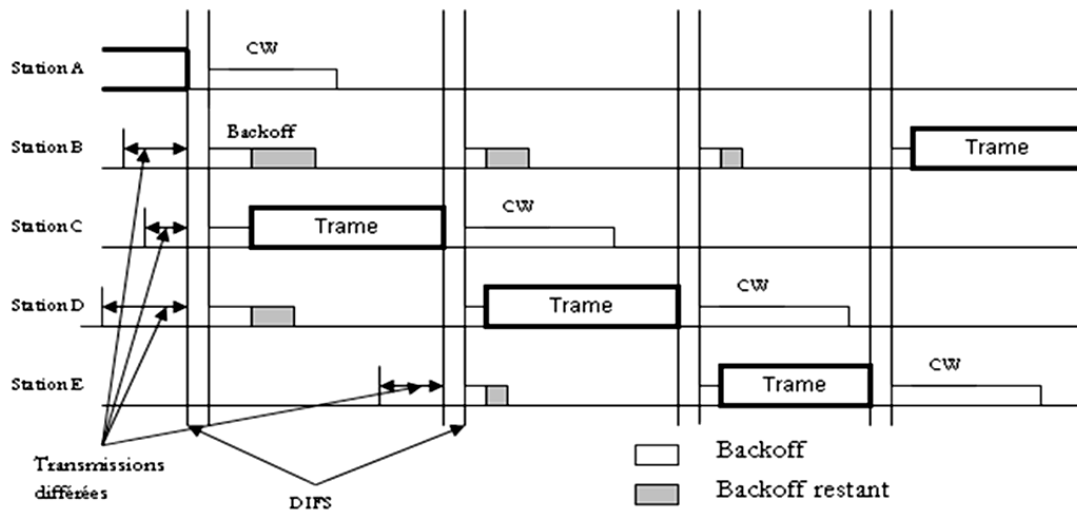


FIGURE 1.13 – Distributed Controlled Function (DCF)

Il peut arriver que deux stations émettent en même temps, lorsqu'elles ont épuisé la valeur de leur Backoff au même moment. Dans ce cas il y aura collision, les stations vont alors choisir une nouvelle valeur du Backoff dans une fenêtre de contention qui prendra une nouvelle valeur selon la formule 1.6 avec CW_{new} la nouvelle fenêtre contention

$$CW_{new} = [(CW + 1) \times 2] - 1 \quad (1.6)$$

Afin d'éviter les problèmes de station cachée, les stations peuvent utiliser un échange de trame de contrôle appelé RTS/CTS [Request To Send (RTS)/ Clear To Send (CTS)] (voir la Figure 1.14).

Lorsqu'une station veut transmettre une trame en utilisant les séquences de contrôle (RTS/CTS). Elle transmet d'abord une trame RTS pour réserver le support pour la durée de ces transmissions. Pour ce faire, elle insère la durée totale de sa séquence de transmission (trames et acquittements) dans le champ Duration/Id de sa trame RTS. Toutes les stations présentes dans sa zone de couverture recevant la trame réinitialiseront leur NAV (Network Allocation Vector) avec la valeur du champ Duration/Id. Le support de transmission reste réservé par la station émettrice durant la durée du NAV. Le NAV est donc un paramètre qui permet de réserver le support de communication sans fil durant tout le temps de transmission. La station destinataire de la trame RTS, donc des données de la station émettrice, répond par une trame CTS. Toutes les stations à sa portée mettront à jour la valeur de leur NAV. La communication entre la station émettrice et la station réceptrice est donc protégée pour toute sa durée contre les collisions liées aux stations cachées. La Figure 1.14 est une illustration d'échanges utilisant les trames RTS/CTS.

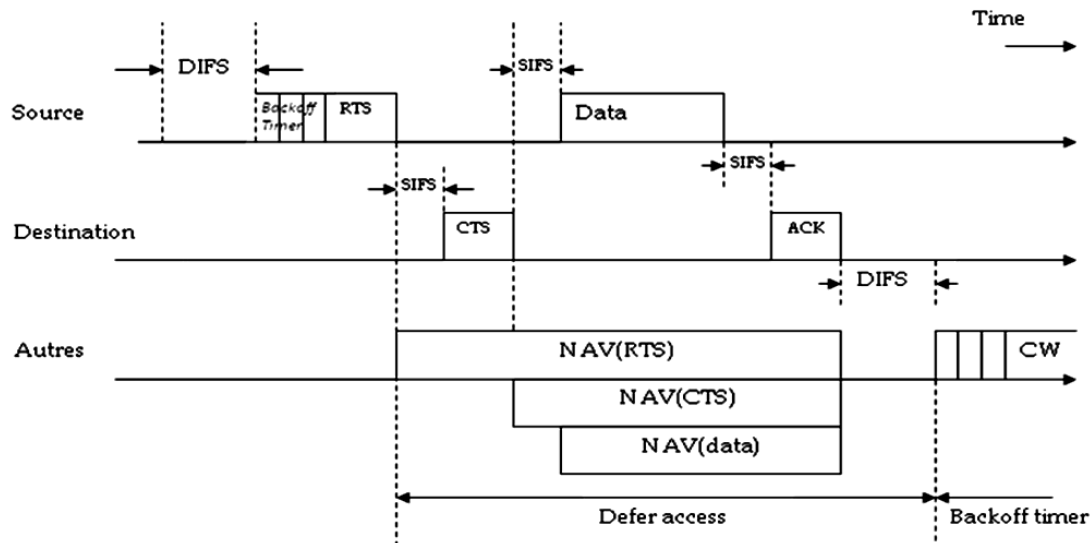


FIGURE 1.14 – Exemple d'utilisation des trames de contrôle RTS/CTS

Pour résumer, il faut noter que le DCF est une méthode d'accès distribuée basée sur le CSMA/CA, elle ne supporte que du Best Effort. Elle n'offre aucune différenciation, ni de priorisation des flux. Une seule file d'attente, supportant toutes les trames des différentes applications, est utilisée. De ce fait, nous n'avons aucune garantie de bande passante et de délai, ce qui est défavorable pour les applications en temps réel ou industrielles.

1.3.3.2 Méthode EDCA (Enhanced Distributed Channel Access)

L'EDCA [108] est une méthode d'accès distribuée proposée dans la version IEEE802.11e avec l'HCF. L'EDCA apporte plusieurs améliorations sur le DCF :

- la différenciation des trafics, avec des files de transmission différentes selon la catégorie de trafic,
- une priorité d'accès par catégorie de trafic avec l'utilisation d'un nouveau IFS appelé AIFS (Arbitration Inter Frame Space) utilisé par catégorie de trafic,
- une gestion indépendante de chaque file de transmission. Chaque file de transmission a sa propre fenêtre de contention minimale (CW_{min}) et maximale (CW_{max}) et son propre AIFS, et effectue sa propre tentative de transmission indépendamment des autres files de transmission,
- la notion de TXOP (Transmission Opportunity) qui offre la possibilité pour une QSTA (Qos-STation) d'émettre plusieurs trames de données dans la même séquence de transmission. Le TXOP représente l'unité de base d'allocation de droit de transmission sur le médium sans fil. Le TXOP est défini par un début (temporel) et une longueur maximale ($TXOP_{Limit}$).

La différenciation des trafics s'effectue grâce à l'utilisation de plusieurs UP (User Priority). EDCA définit 4 catégories d'accès avec plusieurs niveaux de priorité. Chaque type

de trafic est associé à une catégorie d'accès. Les catégories d'accès (AC, Access Category) sont représentées dans la table 1.2.

Priorité	UP (User Priority)	802.1D Désignation	AC	Désignation (informatives)
Faible	1	BK	AC[0]	Background
	2	-	AC[0]	Background
	0	BE	AC[1]	Best Effort
	3	EE	AC[1]	Best Effort
	4	CL	AC[2]	Video
	5	VI	AC[2]	Video
Haute	6	VO	AC[3]	Voice
	7	NC	AC[3]	Voice

TABLE 1.2 – Catégories d'accès en mode EDCA

Chaque catégorie d'accès dispose d'un AIFS, qui correspond au temps d'attente minimal pour tenter d'accéder au médium. La valeur de l'AIFS varie selon le niveau de priorité de la catégorie d'accès. Les catégories d'accès de plus haute priorité auront les plus faibles AIFS. Sa valeur est calculée selon la formule suivante :

$$AIFS[AC] = AIFSN[AC]aSlotTime + aSIFSTime \quad (1.7)$$

La valeur du aSlotTime et celle de l'aSIFSTime dépendent de la couche physique utilisée. Dans la table 1.3 nous avons les différentes valeurs du aSlotTime et du aSIFSTime en fonction de la couche physique.

Couche physique	aSlotTime(μ s)	aSIFSTime(μ s)
FS	50	28
DS	20	10
IR	8	10
OFDM	9	16

TABLE 1.3 – aSlotTime et aSIFSTime

L'AIFSN[AC] est utilisé pour mettre en place une priorité entre les AC. Le AC avec la faible AIFSN a plus de chance d'accéder au support de communication. Ses valeurs par défaut sont présentées dans la table 1.4.

AC	AIFSN
AC_BK	7
AC_BE	3
AC_VI	2
AC_VO	2

TABLE 1.4 – AIFSN

Les QSTAs gèrent leurs propres files d'attente qui sont classifiées selon le niveau de priorité des catégories d'accès. Chaque catégorie d'accès est attribuée à une file d'attente et est caractérisée par les paramètres suivants : un AIFS, une valeur minimale et maximale de la fenêtre de contention (CWmin et CWmax). Dans la figure 1.15, nous avons une illustration de la répartition des catégories d'accès dans les files d'attente selon le niveau de priorité.

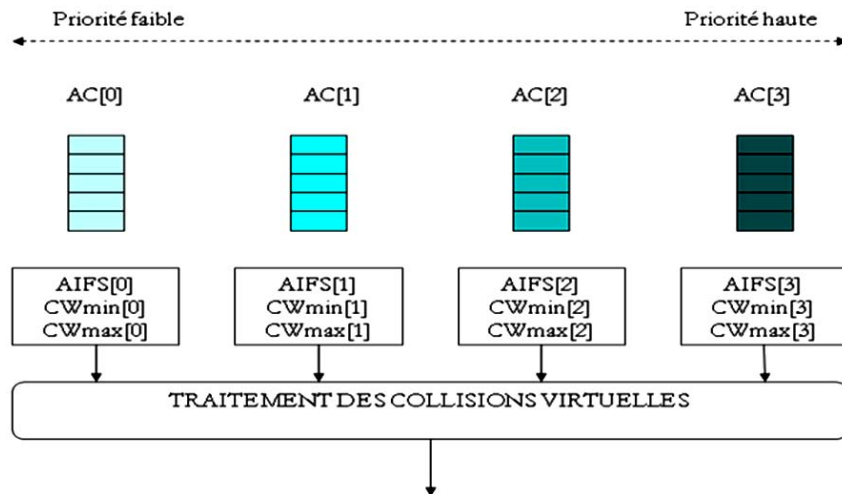


FIGURE 1.15 – Répartition des catégories d'accès dans quatre files d'attente

L'EDCA présente néanmoins plusieurs limitations. En effet, il n'y a aucune garantie de délai de transmission ni de bande passante car elle repose sur un mécanisme aléatoire et certains messages prioritaires peuvent être retardés trop longtemps. En cas de saturation du réseau, le nombre de collisions augmente, ce qui entraîne une diminution du débit. Cette méthode présente aussi des risques de famine pouvant altérer l'efficacité du réseau (un message peu prioritaire peut être émis avec beaucoup de retard s'il y a un trafic régulier avec une priorité plus grande). Dans cette méthode d'accès on peut aussi assister à des collisions virtuelles lorsque deux catégories de trafics d'une même QSTA tirent la même valeur de back-off.

1.3.4 Méthodes d'accès centralisées de la famille IEEE 802.11

Une méthode d'accès est dite centralisée lorsque l'accès au support de communication est contrôlé par un terminal maître qui distribue les droits d'accès au support. Cette méthode d'accès permet de fournir une qualité de service à certain type de trafic. Dans cette section, nous présentons la méthode d'accès PCF définie dans la norme IEEE 802.11 de base puis nous détaillerons le fonctionnement du HCCA offert par la version IEEE802.11e. L'HCCA résout certaines limitations du PCF tout en y apportant plusieurs améliorations.

1.3.4.1 Méthode PCF (Point Coordination Function)

L'IEEE 802.11 MAC propose une méthode d'accès optionnelle appelée PCF [109], qui est seulement utilisable sur des configurations de réseaux en mode infrastructure. Cette méthode permet un accès au médium sans compétition avec une gestion centralisée de l'accès. Elle utilise un coordinateur central (PC, Point Coordinator), qui opère au niveau du point d'accès du BSS (Basic Service Set), pour déterminer quelle station a le droit d'émettre à chaque instant. L'opération se fait essentiellement sur interrogation, par le coordinateur central qui joue le rôle d'ordonnanceur. Ce protocole de communication sans

contention est basé sur un schéma de polling contrôlé par le coordinateur central. Le PCF utilise un espace d'intertrame, le PIFS (PCF InterFrame Space) qui est plus petit que le DIFS utilisé dans le mode DCF. L'utilisation d'un plus petit IFS implique que le trafic du PC aura un accès prioritaire au médium sur les stations fonctionnant en mode DCF. Cette priorité d'accès permet au coordinateur central de prendre le contrôle du canal et d'interroger les stations présentes dans sa liste de polling.

1.3.4.1.1 Super-trame du PCF et découpage temporel : Dans la norme l'espace temporel est découpé en plusieurs super-trames successives. La structure de cette super-trame permet de définir le partage en temps de l'accès au support de communication. La super-trame débute après l'envoi d'une trame balise (beacon) constituée de deux parties :

- Une partie nommée CFP (Contention Free Period) pendant laquelle l'accès au canal est régi suivant la technique de l'accès sans contention (PCF). Durant cette période l'accès au canal est contrôlé par le point d'accès qui alloue le droit d'accès au médium radio aux différentes stations inscrites dans sa liste de polling. Les stations enregistrées dans la liste de polling sont les stations associées au point d'accès qui supportent la fonction PCF. Au début de chaque période CFP, toutes les stations dans la zone de couverture du point d'accès mettent à jour leur vecteur d'allocation NAV. L'utilisation du vecteur NAV permet au point d'accès de garder le contrôle du canal pendant toute la période d'accès sans contention (CFP).
- Après la période contrôlée, nous avons la période durant laquelle l'accès au canal est régi suivant la technique classique du DCF. Cette période est nommée CP (Contention Period). Durant cette période, l'accès au canal est libre. La technique d'accès avec contention est utilisée et toutes les stations peuvent accéder au canal (y compris celles qui ne supportent pas le mode d'accès PCF, ou celles qui ne sont pas configurées). Cette période est aussi utilisée par les stations qui veulent s'associer ou se dé-associer du point d'accès.

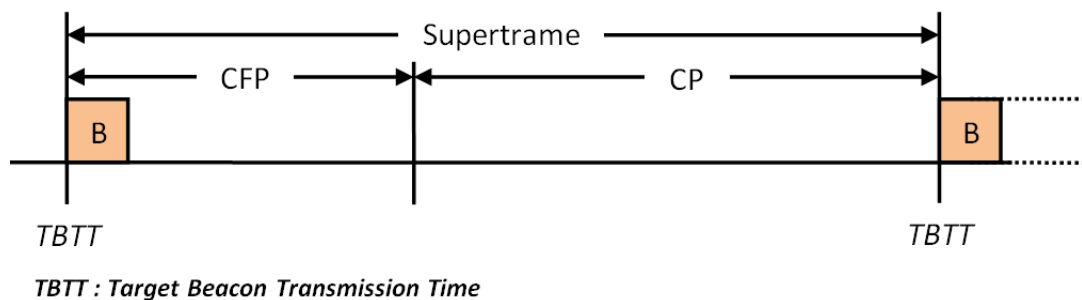


FIGURE 1.16 – Découpage de l'espace temporel du PCF

Le début de chaque période d'accès sans contention est marqué par l'envoi d'une trame balise de type DTIM (Delivery Traffic Information Map). Les trames DTIM sont envoyées de manière périodique. Entre chaque balise DTIM, des balises TIM (Traffic Information Map) sont également envoyées. Les balises DTIM et TIM sont utilisées pour informer les stations du temps restant avant la fin de la période sans contention et permettent aussi d'informer les stations en mode économie d'énergie de la présence dans le point d'accès de données leur étant destinées.

La méthode d'accès PCF définit aussi plusieurs paramètres lui permettant de contrôler le déroulement temporel de chaque période d'accès. Le PCF utilise le paramètre *CFPRate* (Contention-Free Period Rate) correspondant au nombre d'intervalles de temps entre deux envois de balise DTIM, séparant deux périodes CFP. Ce paramètre lui permet de connaître le début de la prochaine CFP. Le PCF utilise aussi le paramètre *CFPMaxDuration* correspondant à la durée maximale de la période CFP. Ce paramètre est défini au niveau du point d'accès en fonction du trafic et de la taille de la liste de polling. Sa valeur est envoyée dans la trame balise qui initie la CFP. Dans les balises DTIM et TIM, le paramètre *CFPDurRemaining* est utilisé pour informer les stations présentes dans la zone de couverture du point d'accès de la durée restante avant la fin de la période CFP. Le paramètre *CFPDurRemaining* est mis à 0 pendant la période d'accès avec contention CP.

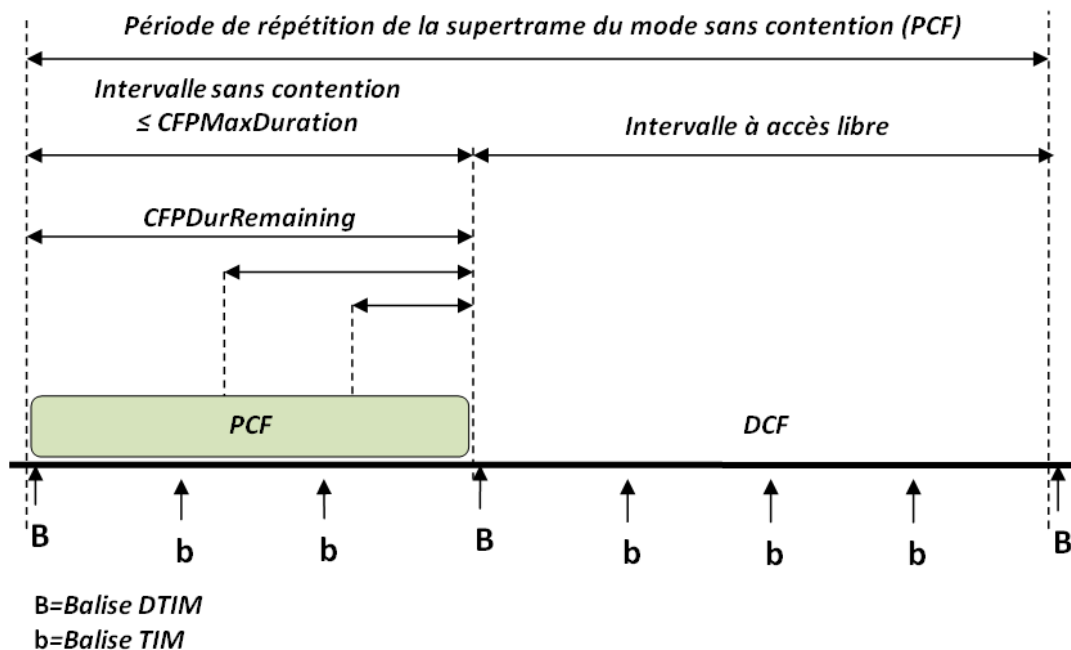


FIGURE 1.17 – Super-trame du PCF

Grâce aux informations contenues dans les trames balises, les stations présentes dans la zone de couverture du point d'accès peuvent donc mettre à jour leur vecteur d'allocation (NAV). La mise à jour du vecteur d'allocation permet aux stations d'être renseignées sur la durée de la période du CFP et ainsi de ne pas tenter d'accéder au médium selon les règles du DCF. Le NAV est réinitialisé par l'ensemble des stations à la fin du CFP ou à la réception d'une trame CF-End.

1.3.4.1.2 Mécanisme d'accès du PCF Au début d'une super-trame, le PC (Point Coordinator) écoute le canal. Si le canal est libre, il interroge les stations présentes dans sa liste de polling une à une. Lorsqu'une station est interrogée, elle répond après un temps égal au SIFS (Short Interframe Space), en transmettant une trame. Si elle n'a pas de trame à transmettre ou si le temps restant de la période CFP ne suffit pas pour transmettre une trame et recevoir son acquittement, alors la station transmettra une trame Null et différera la transmission de sa trame. Cependant, si au bout d'un temps égal au PIFS, la station

ne répond pas, le PC reprend le contrôle du médium et interroge une autre station, s'il reste des stations interrogées dans sa liste de polling, sinon il envoie une trame CF-End pour mettre fin à la période sans contention.

Dans la figure 1.18, nous illustrons des échanges entre le PC et les stations interrogées.

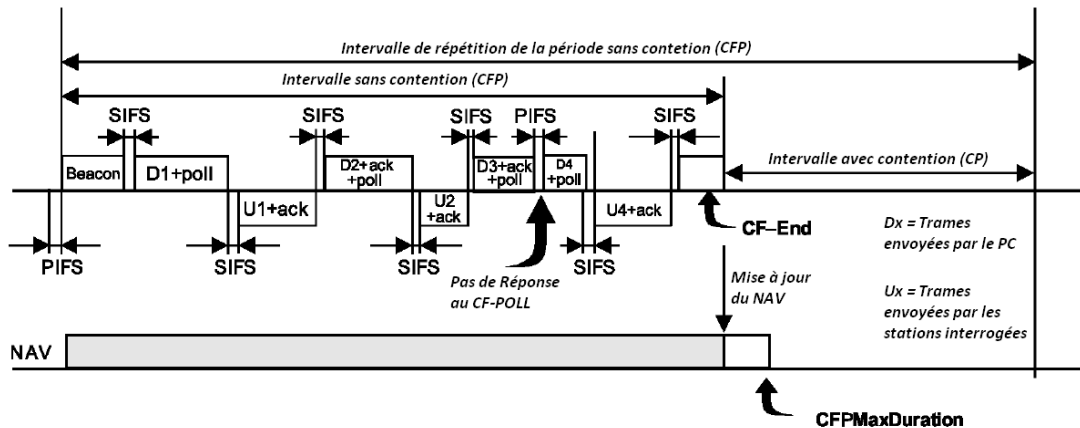


FIGURE 1.18 – Exemple d'échanges entre le PC et les stations interrogées

Le PC envoie une trame balise (beacon) pour débiter la période CFP. Les stations ayant reçues la trame balise mettent à jour leur NAV pour toute la durée de la période CFP. Le PC interroge la station 1 et lui envoie les données qui lui sont destinées. La station répond en envoyant ses trames et acquitte les données reçues. Un SIFS après la fin de la transmission de la station 1, le PC interroge la station 2, lui transmet ses trames et acquitte en même temps les données reçues de la station 1. La station 2 répond en envoyant ses données et un acquittement. A la fin de la transmission de station 2, le PC envoie des données à la station 3, l'interroge et envoie un acquittement à la station 2. La station 3 ne répond pas au bout d'un PIFS, le PC suppose que la station 3 n'a pas de données à transmettre. Le PC reprend le contrôle du canal et envoie à la station 4 ses données et l'interroge. La station 4 répond en envoyant ses données et un acquittement. Pour clore la période CFP, le PC envoie une trame CF-End.

1.3.4.1.3 Liste de polling Pour s'inscrire dans la liste de polling, chaque station doit effectuer une demande auprès du point d'accès. L'inscription dans la liste se fait généralement durant les phases d'association ou de réassociation dans la période avec contention CF. A l'aide du champ Capability Information présent dans les trames Association Request et Reassociation Request, les stations signalent au point d'accès si elles veulent être interrogées ou non. Si la station désire changer son choix, elle devra effectuer une réassociation. Ce choix s'effectue grâce aux sous champs Qos, CF-Pollable, CF-Poll Request du champ Capability Information dont la classification est donnée par la table 1.5.

Capability information			
0	0	0	Station non interrogeable
0	0	1	Station interrogeable, mais ne demande pas à être placée dans la liste de Polling.
0	1	0	Station interrogeable, et demande à être placée dans la liste de Polling.
0	1	1	Station interrogeable, mais ne demande pas à être interrogeable.
1	0	0	La station demande une association dans le BSS
1	0	0	Réservé
1	0	0	Réservé
1	0	0	Réservé

TABLE 1.5 – Usage des sous champs Qos, CF-Pollable, CF-Poll Request du champ Capability Information envoyés par les stations

Ce mécanisme d'accès au médium présente également quelques limitations. Il peut être confronté à des problèmes de perte de bande passante, par exemple, si plusieurs stations, présentes dans la liste d'interrogation, n'ont pas de trame à transmettre. Cette méthode d'accès, comme le DCF, n'offre aucune différenciation des flux de trafic et présente une implémentation plus complexe par rapport au DCF. Le temps de transmission d'une station interrogée n'est pas prédictible; ceci est dû à la variation des caractéristiques du support physique. Des délais supplémentaires provoqués par les transmissions en mode DCF peuvent être observés provoquant ainsi un retard de la trame Beacon pour la période CFP suivante (voir la Figure 1.19).

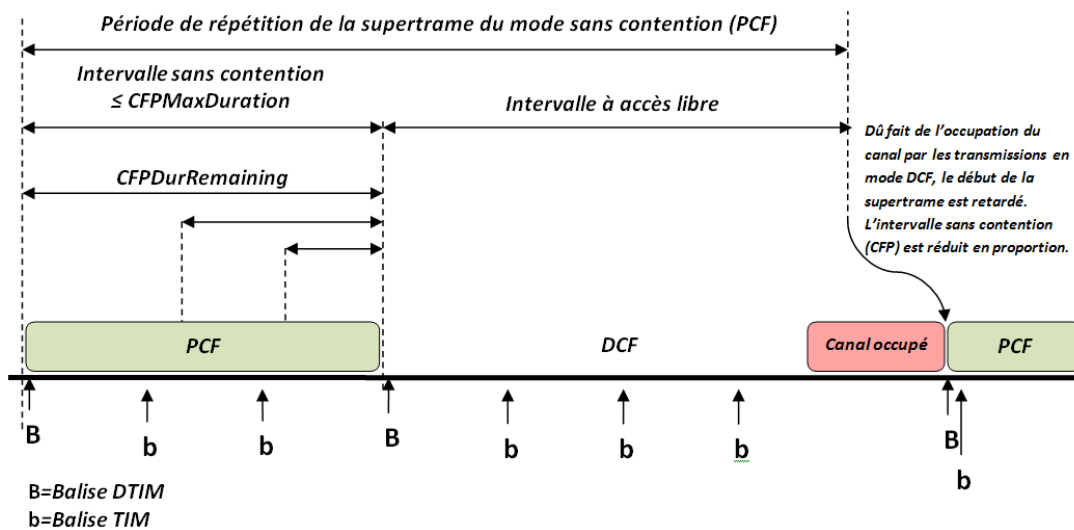


FIGURE 1.19 – Variabilité de la super-trame du PCF

Pour que la durée de la super-trame reste constante, le point d'accès réduit la durée de l'accès sans contention de la durée d'occupation du canal. La Figure 1.19, présente ce cas de figure et rappelle les différents paramètres évoqués précédemment. Enfin, cette méthode peut aussi être sujette aux problèmes liés à la gestion centralisée de l'accès au canal.

1.3.4.2 Méthode HCCA (HCF Controlled channel access)

La méthode d'accès HCCA [108] permet un accès au médium sans compétition avec une gestion centralisée de l'accès. Elle utilise un coordinateur hybride (HC, Hybrid Coordinator), qui opère au niveau du point d'accès, pour déterminer quelle QSTA (QoS STATION) a le droit d'émettre. L'HCCA peut donc être décrite comme une amélioration du PCF. Elle implémente les fonctionnalités du PCF et comprend les améliorations suivantes :

- L'HCCA donne la possibilité à une QSTA d'émettre plusieurs trames de données dans une seule séquence de transmission. Une station qui accède au support de transmission à le droit à une durée spécifique de transmission, nommée TXOP (Transmission Opportunity), définie par l'HC. Le TXOP peut avoir une variabilité temporelle permettant ainsi une optimisation de la bande passante.
- Le trafic délivré par le HC et l'allocation des droits de transmission (TXOP), peuvent être programmés pendant la période de contention CF ainsi que dans toutes les périodes sans contention CFP. Les phases d'accès contrôlées dans la période CP sont nommées CAP (*Controlled Access Phase*).

L'HC offre aussi la possibilité de choisir l'ordre dans lequel il interroge les stations en prenant en compte plusieurs paramètres tels que :

- les priorités des catégories de trafic,
- les paramètres de QoS, requis pour chaque catégorie de trafic,
- la longueur des files d'attente,
- le temps de parole cumulé pour chaque station

Comme pour le PCF, L'HCCA réalise une opération de polling des QSTA, par le coordinateur hybride qui joue le rôle de contrôleur. L'HCCA est utilisable que sur des configurations de réseau en mode infrastructure. L'HC utilise le PIFS, comme espace d'inter-trame, plus petit que les AIFSs utilisés dans le mode EDCA. L'utilisation d'un plus petit IFS implique que le trafic du HC aura un accès prioritaire au médium sur les stations fonctionnant en mode EDCA.

Cette priorité d'accès permet au HC de prendre le contrôle du canal et d'interroger les stations présentes dans sa liste de polling.

Comme l'illustre la figure 1.20, nous avons deux phases d'accès par intervalle de service : une phase d'accès contrôlée et une phase d'accès fonctionnant en mode EDCA. Dans la phase contrôlée l'HC prend le contrôle du canal après un PIFS et interroge les stations une à une.

Dans la Figure 1.21, nous illustrons une séquence d'échange entre le QAP et deux QSTAs. L'HC(QAP) interroge la $QSTA_1$ et lui envoie ces données en même temps à l'aide d'une trame "QoS Data+CF-Poll", la station elle répond après un temps SIFS, en transmettant une trame "QoS Data+CF-Ack". Cette trame lui permet de transmettre sa trame de données et d'acquitter la trame de données reçue du QAP. La QAP acquitte à son tour la trame de données reçue de la $QSTA_1$. A la fin du TXOP de la $QSTA_1$, le QAP reprend le contrôle du canal après un PIFS et interroge la $QSTA_2$. Cette dernière répond au bout d'un SIFS avec une trame de données. Le QAP reçoit la trame et l'acquitte après un SIFS. La $QSTA_2$ envoie une nouvelle trame de données après un SIFS. Au bout d'un

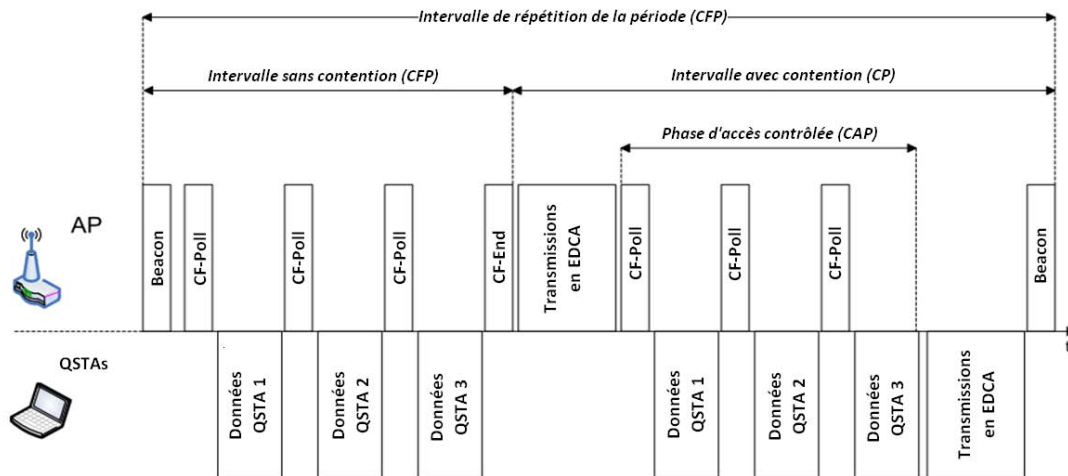


FIGURE 1.20 – Découpage de l'espace temporel du HCCA

ACKTimeout, la $QSTA_2$ ne reçoit pas d'acquiescement, elle considère que sa trame est perdue, cependant elle ne dispose pas suffisamment de temps pour la retransmettre et recevoir l'acquiescement. Elle diffère alors la retransmission jusqu'à son prochain TXOP. Il faut noter que le nombre de retransmissions d'une trame est limité : 7 pour les trames courtes et 4 pour les trames longues. Le QAP envoie une trame CF-End pour mettre fin à la phase d'accès contrôlée.

Il faut aussi noter que si la QSTA interrogée n'a pas de trame à transmettre ou si le temps restant de la période CAP ne suffit pas pour transmettre une trame et recevoir son acquiescement, alors la station transmettra une trame Null (si elle a le temps) et différera la transmission de sa trame. Si au bout d'un temps égal au PIFS, la QSTA interrogée ne répond pas, le HC reprendra le contrôle du médium et interrogera la QSTA suivante dans sa liste de polling, s'il reste des stations non interrogées dans sa liste, sinon il envoie une trame CF-End pour mettre fin à la phase contrôlée.

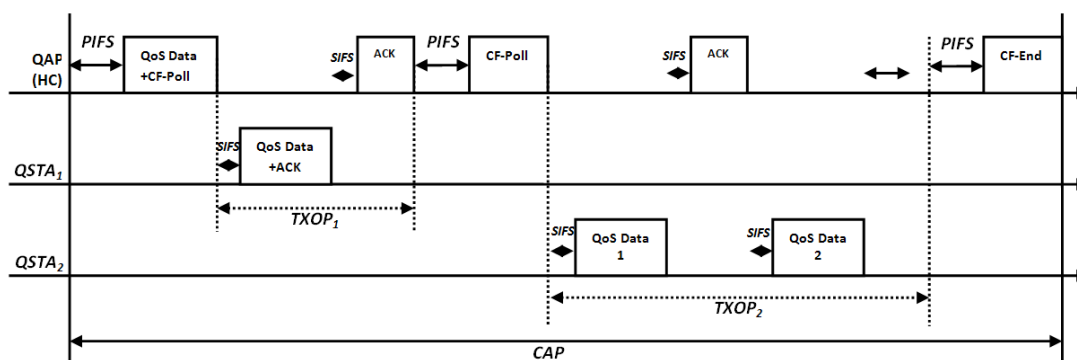


FIGURE 1.21 – Exemple d'échange de trame entre le QAP(HC) et les QSTAs

L'HCCA propose un ordonnancement de référence qui permet de calculer un intervalle de service et la durée du TXOP de chaque QSTA. Elle offre aussi une unité de contrôle d'admission des flux afin de garantir les besoins de performances et de qualité de service des stations.

1.3.4.2.1 Ordonnancement et contrôle d'admission (HCCA) : Dans cette partie nous fournissons les directives de conception de l'ordonnanceur de référence et de l'unité de contrôle d'admission géré par le HC, pour satisfaire les services et les exigences de performance minimum définies dans la norme IEEE 802.11e.

Pour ajouter un nouveau flux dans l'ordonnancement, la station envoie une trame *ADDTS request* (Add Traffic Stream), contenant l'élément TSPEC. Le TSPEC contient l'ensemble des éléments de spécification du flux tels que : les tailles de trames nominale et maximale, l'intervalle de service minimal, l'intervalle de service maximal, les débits de données minimal et maximal, et le délai maximal autorisé, voir la Figure 1.22. Les éléments du TSPEC sont utilisés pour définir le contrôle d'admission et l'ordonnancement des flux.

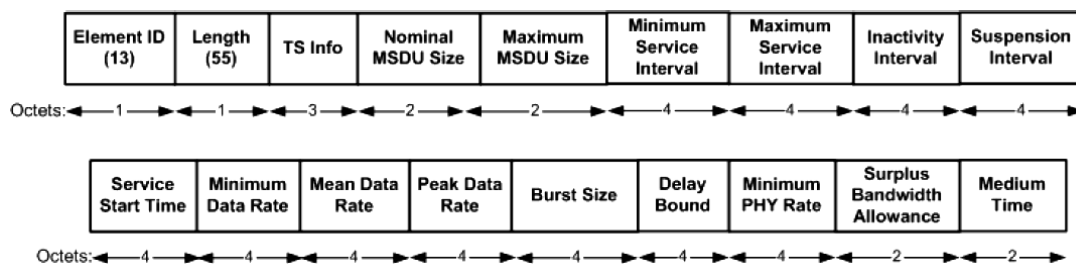


FIGURE 1.22 – Élément TSPEC

Ordonnancement de référence d'un flux admis : L'algorithme d'ordonnancement a été défini afin de déterminer la valeur du TXOPLimit et de l'intervalle de service (SI) de l'ordonnancement global. Il faut noter que la valeur de $TXOP_{Limit}$ reste statique tant qu'un flux n'a pas été admis ou supprimé ou modifie ces paramètres.

L'ordonnancement pour un flux admis est calculé en deux étapes. La première représente le calcul de l'intervalle de service de l'ordonnancement. Dans la seconde étape, la durée du TXOP est calculée pour ce flux. Le calcul de l'intervalle de service s'effectue de la manière suivante :

1. l'ordonnanceur calcule le minimum de tous les maximums d'intervalles de service pour tous les flux admis. Soit m ce minimum.
2. l'ordonnanceur choisit un nombre inférieur à m qui est un sous multiple de l'intervalle Beacon. Cette valeur est l'intervalle de service ordonné pour toutes les stations QSTA avec des flux admis.

Pour calculer la durée du TXOP pour un flux admis, l'ordonnanceur calcule d'abord le nombre de paquets N_i arrivés durant la période de l'intervalle de service avec un débit de donnée moyen (Mean Data Rate(ρ)).

$$N_i = \left\lceil \frac{(SI \times \sigma_i)}{L_i} \right\rceil \quad (1.8)$$

Avec L_i la taille nominale d'un MSDU, SI, l'intervalle de service de l'ordonnanceur et σ_i , le débit moyen des données du flux. Ensuite l'ordonnanceur calcule la durée du TXOP

comme étant le maximum entre le temps pour transmettre N_i trames à un débit R_i , et le temps pour transmettre un MSDU de taille maximum à un débit R_i .

$$TXOP_i = \max\left(\frac{(N_i * L_i)}{R_i} + O, \frac{M}{R_i} + O\right) \quad (1.9)$$

M est le *Maximum Allowable Size* du MSDU, i.e., 2304 octets, et O représente les Overheads en *time-units*. Dans la figure 1.23 nous présentons un exemple d'ordonnancement de deux flux 1 et 2. L'ordonnancement est statique : même ordre de polling, même intervalle de service. De plus la valeur du TXOP est constant. Il faut aussi noter que chaque flux a son propre TXOP qui diffèrent de celui des autres flux de trafic.

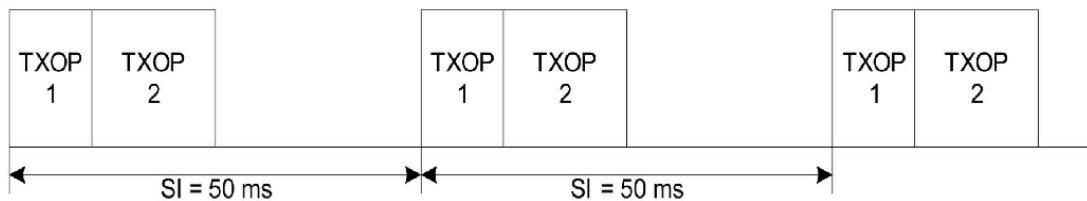


FIGURE 1.23 – Exemple d'ordonnancement pour les flux des stations 1 et 2

1.3.4.2.2 Unité de contrôle d'admission : Elle a pour rôle d'administrer l'admission des flux de trafic, et elle doit garantir que l'ordonnanceur n'alloue pas de TXOPs qui excèdent la durée maximale de la phase d'accès contrôlée (*dot11CAPlimit*). Elle s'assure aussi que tous les flux admis aient une garantie d'accès au canal. Le processus de contrôle d'admission (spécification) d'un nouveau flux $k + 1$ consiste à calculer son $TXOP_{k+1}$, puis vérifier si l'inégalité suivante est satisfaite ou non.

$$\frac{TXOP_{k+1}}{SI_{k+1}} + \sum_{i=1}^k \frac{TXOP_i}{SI_i} \leq \frac{T - T_{cp}}{T} \quad (1.10)$$

Où k est le nombre de flux existant, $k + 1$ est l'indice du nouveau flux, T indique l'intervalle beacon, T_{cp} est le temps utilisé par le trafic EDCA. Il faut noter que les trames *Schedule* sont utilisées par le HC pour annoncer à une station l'ordonnancement de la transmission des données et le polling.

1.3.5 Norme 802.11 dans les applications industrielles automatisées

La norme IEEE802.11 est l'une des technologies de réseaux locaux sans fil les plus populaires dans le monde des systèmes de communication sans fil. Elle a connue un immense succès dans l'entreprise et dans les foyers. Elle présente différentes avantages tels qu'un faible coût, une facilité d'installation, une flexibilité, une mobilité et un bon débit physique de transmission par rapport aux autres technologies de réseaux sans fil (11Mbps (802.11b), 54Mbps (802.11g/a) et 600Mbps (802.11n)). Son succès et ses avantages ont

motivé son adoption dans l'industrie automatisée. Cependant l'utilisation de la technologie IEEE802.11 n'est pas sans contraintes. Les caractéristiques des canaux de transmissions radio rendent difficile la satisfaction des exigences strictes des applications industrielles en termes de fiabilité (sécurité, sûreté, intégrité, ...) et de contraintes temporelles [40], [127], [16] et [15]. En plus des contraintes liées aux propriétés intrinsèques des canaux radio [127], apparaissent également les insuffisances des méthodes d'accès de référence proposées par les normes IEEE 802.11 et 802.11e pour des environnements industriels.

- La technique DCF utilisée par défaut par l'IEEE 802.11 ne fournit pas de garantie de qualité de service, du fait qu'elle ne propose aucune solution de garantie de bande passante. L'accès au support de transmission est aléatoire et toutes les catégories de trafic ont la même priorité d'accès au support, donc la même probabilité d'accès. Il n'y a aucune différenciation qui assure un débit et un délai maximum pour les trafics de haute priorité. En résumé cette méthode d'accès ne prend pas en considération l'urgence des trafics ainsi que les contraintes temporelles associées. Cette méthode d'accès supporte le Best Effort et reste très limitée pour les applications industrielles [40]. Ceci est dû non seulement par le fait que l'accès est probabiliste, mais aussi à cause de l'absence de garantie de bande passante et de la non prise en considération de l'aspect temporel des données.
- Pour améliorer le DCF, la norme IEEE802.11e propose l'EDCA [88] qui fournit des services de différenciation des trafics avec quatre catégories d'accès et quatre files de transmission. Les files de transmissions sont gérées par les stations. L'EDCA définit un niveau de priorité pour chaque file de transmission, ceci grâce au choix de la fenêtre de contention et l'AIFS. L'EDCA définit aussi la notion de *TXOPLimit* qui correspond au temps de transmission maximal autorisé à la station, à chaque accès au support de transmission [75]. Le *TXOPLimit* est calculé par le Contrôleur Hybride dans le but de satisfaire les demandes de QoS de la station. Cependant l'utilisation de l'EDCA pour des applications industrielles reste problématique du fait que l'accès au support de transmission reste probabiliste et comme pour les DCF les collisions restent possibles. Avec l'EDCA nous avons une nouvelle forme de collision nommée collision virtuelle. Elle se produit lorsque deux files de transmission appartenant à la même station ont un back-off identique à zéro. Dans ce cas la file de transmission avec la plus haute priorité envoie sa trame et la file de transmission avec la plus faible priorité lance la procédure de back-off comme si elle avait subi une collision réelle sur le canal de transmission. Avec ces contraintes, il est difficile pour l'EDCA de fournir un déterministe d'accès et une garantie de service aux différents trafics malgré le fait qu'elle ait été élaborée pour répondre aux attentes des applications multimédia [76].
- Après de la méthode d'accès DCF, la norme IEEE802.11 propose la méthode d'accès PCF pour les flux périodiques et les flux ayant un besoin de garantie de bande passante. La méthode PCF est basée sur schéma de polling statique avec un point de coordination qui gère l'accès au support. Elle utilise en alternance deux périodes d'accès : une contrôlée par le point de coordination, et une autre basée sur la technique d'accès du DCF. Les performances du PCF sont remises en question dans le cadre des applications industrielles. Le point de coordination n'est pas en mesure d'estimer la durée de transmission de chaque station. La durée de transmission est liée à la variation des caractéristiques du support physique, à la fragmentation des données, L'in-estimation et la variabilité de la durée de transmission des sta-

tions ont un effet néfaste sur le déterminisme d'accès et sur les performances des trafics périodiques et contraints temporellement. Le début de la période CFP peut être parfois retardée par les transmissions en mode DCF. Ce retard provoque des délais supplémentaires sur les transmissions en mode PCF, et détériore la qualité de service de ces dernières [108].

- Pour résoudre les limites du PCF, la norme IEEE802.11e propose l'HCCA, une méthode d'accès centralisée. L'HCCA utilise la notion de TXOP, lui permettant de prédire le temps de transmission de chaque station tout en lui donnant la possibilité de transmettre plusieurs trames. Pour une meilleure gestion des contraintes temporelles des trafics, l'HCCA autorise des phases d'accès contrôlées (CAP) dans la période de contention fonctionnant sous l'EDCA. La norme IEEE802.11e HCCA ne spécifie pas un algorithme d'allocation de bande passante effectif. A la place il propose un simple ordonnanceur qui utilise des valeurs statiques déclarées par les sources de données pour fournir des services à débit constant CBR (Constant Bit Rate) [55]. Le problème principal vient du fait que cet ordonnanceur de référence n'est pas adapté aux trafics à débit variable (VBR). Le TXOP de référence est défini comme une valeur moyenne des temps de transmission des trames arrivées dans les files de transmission durant l'intervalle de service. Le TXOP de référence ne supporte pas les rafales de trames et ne permet pas de garantir l'échéance de toutes les trames. De plus le calcul du TXOP de référence ne prend pas en considération les trames en retransmission représentant un surplus de bande passante. Dans le cas où il existe plusieurs trafics temps réel dans la même QSTA, il n'existe aucune différenciation entre ces flux dans la file de transmission. Des trafics en urgence de transmission peuvent être retardés par la transmission de données moins urgentes dans la file de transmission. Il faut noter que l'unité de contrôle d'admission proposée par la norme IEEE802.11e HCCA impose un nombre limité de stations admises [121]. Ce nombre est en fonction des demandes de bandes passantes des flux. Dans chaque phase d'accès contrôlée, l'HCCA de référence définit un ordre de polling statique, cependant l'HCCA nous offre la possibilité de définir un ordre de polling spécifique (variable ou non). L'ordre de polling peut être défini suivant diverses paramètres tels que : la priorité des trafics, la longueur des files d'attente, les temps de parole cumulés,

1.3.6 Conclusion partielle

Dans cette section, nous avons effectué une présentation générale de la norme IEEE 802.11. Cette norme est basée sur une architecture cellulaire avec deux modes de fonctionnement : le mode ad-hoc et le mode infrastructure. Elle décrit les deux premières couches du modèle OSI : la couche physique et la couche liaison de données composée de deux sous couches : la couche LLC et la couche MAC. La famille IEEE 802.11 décrit deux familles de méthodes d'accès : les méthodes d'accès distribuées et les méthodes d'accès centralisées. L'IEEE 802.11 introduit la méthode DCF qui repose sur le CSMA/CA avec la procédure du back-off, et le PCF qui est basée sur le polling. La méthode DCF est conçue pour des applications en Best Effort et ne prend pas en considération les applications périodiques et contraintes temporellement. Le PCF fournit plus de déterminisme par rapport au DCF mais éprouve des difficultés pour fournir une garantie de service aux applications

périodiques, ceci dû à la variabilité de la super-trame. La version IEEE 802.11e a été proposée afin de fournir la qualité de service. L'EDCA est une méthode d'accès distribuée qui améliore le DCF tandis que l'HCCA est une méthode d'accès centralisée qui améliore le PCF. L'EDCA fournit une différenciation entre les flux et elle définit plusieurs niveaux de priorité pour les flux de trafic. Cependant l'accès au support de communication reste probabiliste et des collisions peuvent exister. Le HCCA offre une qualité de service paramétrable et un déterminisme d'accès au médium. L'ordonnancement de référence proposé supporte les trafics à débit constant, cependant présente des limites face aux trafics à débit variable. Il ne prend pas également en considération le surplus de bande passante dû à la retransmission.

En outre, l'IEEE 802.11e de référence offre des capacités de QoS intéressantes, mais malheureusement insuffisantes pour l'implémenter telle quelle pour des applications industrielles embarquées. Nous avons pu constater tout au long de cette étude technologique et bibliographique, que nous devrions apporter notre contribution sur la méthode HCCA, la plus déterministe, pour une utilisation industrielle aéronautique.

Chapitre 2

Architecture hybride IEEE.802.11e/AFDX

Contents

2.1	Topologie hybride	55
2.1.1	Description de la topologie	55
2.1.2	Contraintes liées à l'IEEE 802.11e	57
2.2	Proposition d'une méthode d'ordonnancement à deux niveaux	69
2.2.1	Ordonnancement local	69
2.2.2	Ordonnanceur centralisé	70
2.3	Conclusion	71

La flexibilité, la mobilité, les faibles coûts et la facilité de déploiement ont motivé l'utilisation des systèmes de communication sans fil dans les environnements industriels automatisés. Les réseaux embarqués avioniques, une sous famille des réseaux industriels, peuvent aussi bénéficier des progrès des technologies de réseaux locaux sans fil notamment pour faciliter l'accessibilité des certains équipements, la maintenance, la réduction des coûts de cablages et le gain en espace. Cependant l'utilisation des technologies sans fil dans l'avionique reste problématique du fait des contraintes temporelles à respecter et de fiabilité des applications avioniques à garantir sur un médium radio. La principale raison est liée aux dégradations du canal pouvant entraîner des pertes de données élevées et des erreurs de transmission. La raison est aussi liée aux délais supplémentaires causés par le partage du médium des communications en half-duplex de l'ensemble des stations appartenant au même BSS. On note également plus d'overhead physique dans les communications sans fil que les communications filaires avioniques. Malgré ces limitations les technologies de réseaux locaux sans fil restent attractives pour les réseaux avioniques grâce à leur mobilité, leur flexibilité, leur facilité de configuration, à l'absence de câble, etc. Les technologies de réseaux locaux sans fil peuvent jouer un rôle très important dans l'avionique notamment pour la maintenance au sol des avions. L'utilisation des technologies de réseaux locaux sans fil peut faciliter la maintenance des équipements difficiles d'accès ou nécessitant un démontage. Elle permet de diminuer les durées de maintenance et de ce fait réduire le temps d'immobilisation des avions.

Notre objectif est de proposer une technologie de réseaux locaux sans fil, permettant d'effectuer la maintenance au sol des équipements avioniques. Cette technologie doit coexister avec le réseau AFDX existant et permettre de satisfaire les exigences des applications avioniques. Nous avons choisi la famille IEEE 802.11 comme technologie de réseau sans fil à la place des autres technologies existantes (ZigBee, Bluetooth, WirelessHART, ISA100, etc, c.f paragraphe 1.1.3.3.5) pour ses débits théoriques offerts allant jusqu'à 54Mbps avec l'IEEE 802.11g/a. La famille IEEE 802.11 est plus adaptée pour la transmission de grande quantité de données. On note également que la famille IEEE 802.11 offre des fonctionnalité de QoS avec l'amendement IEEE 802.11e. Notre mission consiste alors à concevoir un réseau hybride IEEE802.11e/AFDX, afin de véhiculer des trafics avioniques sur le support sans fil IEEE802.11e en garantissant les exigences en terme de fiabilité et de contraintes temporelles des applications avioniques, et ceci pour la maintenance au sol des avions. Nous allons d'abord présenter la topologie générale du réseau hybride IEEE 802.11e/AFDX. Dans cette partie nous décrivons les différents éléments du réseau hybride et faisons le rapprochement des deux technologies : IEEE 802.11e et AFDX.

Le mode de communication utilisé par la norme IEEE 802.11e est le Half-Duplex. Le support de communication est partagé entre les communications entrantes et sortantes de l'ensemble des QSTAs associées au QAP. De ce fait, pour accéder au support de communication chaque QSTA doit suivre les règles d'un protocole d'accès permettant la gestion de l'accès au médium. La norme IEEE802.11e propose l'HCF constitué de deux protocoles d'accès au médium : un distribué nommé ECDA (*Enhanced Distributed Channel Access*) et un centralisé nommé HCCA (*HCF Controlled Channel Access*). Notre choix porte sur la méthode HCCA qui est une méthode d'accès à QoS très paramétrable et qui offre plus de déterminisme d'accès que l'EDCA. Notons que l'utilisation de l'EDCA pour des applications industrielles reste problématique du fait que l'accès au support de trans-

mission reste probabiliste et, comme pour le DCF, les collisions restent possibles. Avec ces contraintes, il est difficile pour l'EDCA de fournir une garantie de service aux trafics AFDX malgré le fait qu'elle ait été élaborée pour répondre aux attentes des applications temps réel multimédia. Ces raisons ont motivé notre choix de l'HCCA comme protocole d'accès au médium sans fil de notre réseau hybride IEEE802.11e/AFDX, malgré le fait qu'elle présente plus de complexité de mise en œuvre que l'EDCA.

Cependant quelque soit la politique d'accès, l'utilisation d'une technologie de réseau sans fil n'est pas sans contraintes. Nous décrivons dans la troisième sous-section 2.1.2, les limitations liées à l'utilisation de l'IEEE 802.11e dans un contexte avionique. Ces limitations sont rattachées à la nature du médium sans fil et à l'ordonnancement de référence proposé par l'HCCA qui est inapproprié aux trafics AFDX. Pour clore ce chapitre, nous présentons notre proposition d'amélioration de l'HCCA pour supporter des trafics AFDX et satisfaire leurs exigences.

2.1 Topologie hybride

Pour faciliter la maintenance au sol des équipements, nous proposons de fournir un support de communication sans fil basé sur la norme IEEE 802.11e. Pour une zone de maintenance sans fil, il s'agit de substituer les liens filaires des End-Systems (ESs) vers le commutateur AFDX par un lien sans fil partagé entre un QAP/HC et les QSTAs (QoS Station).

2.1.1 Description de la topologie

La topologie hybride est composée de deux technologies de réseaux différentes : le réseau AFDX et le réseau local IEEE 802.11e. Les deux réseaux sont reliés par un point d'accès (QAP, QoS Access Point) connecté à un port d'un commutateur AFDX. Le QAP joue le rôle d'un pont entre les deux réseaux. La partie AFDX est constituée de commutateurs AFDX et d'End-Systems. Au niveau de chaque End-System, nous avons des VLs entrants et des VLs sortants. Dans la partie sans fil IEEE 802.11e, nous avons un QAP et plusieurs QSTAs. Les QSTAs implémentent les fonctionnalités des End-Systems et jouent leur rôle dans la branche sans fil du réseau hybride. Au niveau de chaque QSTA, nous avons ainsi des VLs sortants et entrants (voir la Figure 2.1).

Pour véhiculer les VLs sur le support de communication sans fil, les QSTAs envoient des demandes d'ajout de flux au contrôleur hybride (HC) localisé au niveau du QAP, à l'aide des trames "ADDTTS Request". Ceci dans le but d'inclure leurs VLs dans l'ordonnancement des flux. Pour ce faire, chaque station doit construire un "TSPEC" pour chaque VL ou pour les VLs agrégés. La construction du "TSPEC" s'effectue grâce au rapprochement des caractéristiques du VL et des paramètres du "TSPEC" des flux IEEE 802.11e. Nous notons que dans le réseau AFDX, les flux sont caractérisés par la notion de VL. Un VL est défini par son BAG, sa taille de trame maximale S_{max} , sa taille de trame minimale S_{min} , sa gigue maximale, sa bande passante maximale et son offset. Dans la norme IEEE 802.11e

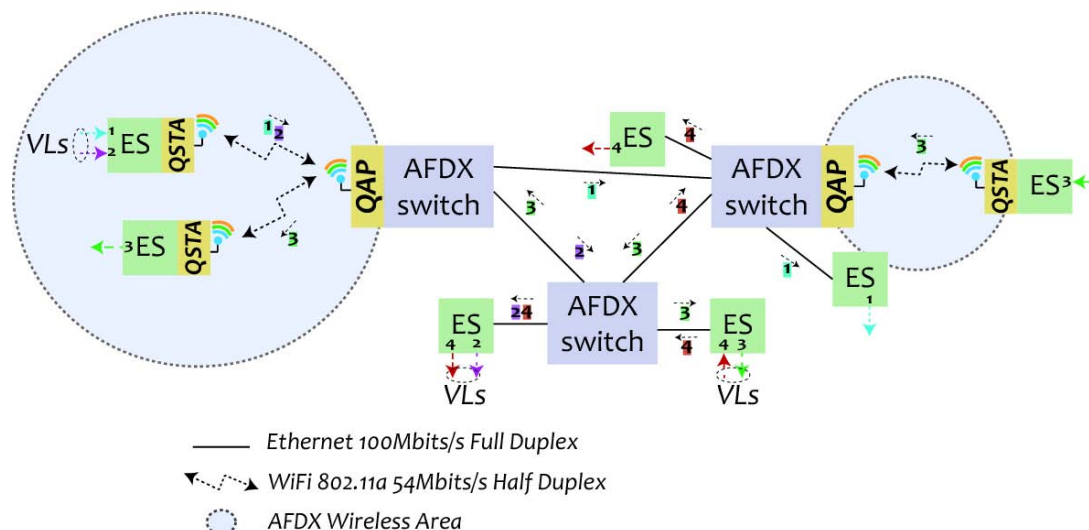


FIGURE 2.1 – Réseau hybride IEEE802.11e/AFDX

chaque flux est caractérisé par un élément "TSPEC" contenant toutes les spécifications du flux tels que : la taille de trame nominale, la taille de trame maximale, l'intervalle de service minimal, l'intervalle de service maximal, les débits de données minimal et maximal, le délai maximal autorisé, l'instant de démarrage des services du flux : le "Start-Time", etc. Les éléments du TSPEC sont utilisés par l'ordonnanceur HC pour définir le contrôle d'admission et l'ordonnancement des flux.

En faisant un rapprochement entre les caractéristiques des VLs de l'AFDX et le "TSPEC" des flux IEEE802.11e, nous remarquons plusieurs correspondances, en particulier : l'offset du VLs et le "Start-Time" du flux IEEE802.11e, l'intervalle de service minimal et la valeur du BAG. Ces correspondances se font aussi entre l'intervalle de service maximal et la valeur du BAG plus la gigue maximale autorisée, le délai maximal autorisé et la gigue maximale. Si la trame est libérée au début du BAG, elle a une latence maximale autorisée égale à la gigue maximale. A la sortie d'un End-System la gigue maximale autorisée d'un VL est égale à sa latence maximale. Ce rapprochement des caractéristiques des flux IEEE 802.11e et celles des VLs (voir la table 2.1), nous permet de construire les "TSPEC" qui seront utilisés dans l'ordonnancement des VLs.

Caractéristiques des VLs	Eléments du TSPEC
Offset	Service "Start Time"
BAG	Intervalle de service minimal
BAG + latence maximale ou BAG + gigue maximale	Intervalle de service maximal
Latence Maximale ou Gigue maximale	Délai limite

TABLE 2.1 – Correspondances entre les caractéristiques des VLs et les éléments du TSPEC

2.1.2 Contraintes liées à l'IEEE 802.11e

L'utilisation de la technologie de réseau sans fil IEEE802.11 comme support de communication pour relier les équipements avioniques génère des contraintes additionnelles. Ces contraintes sont liées aux caractéristiques du médium radio, à l'ordonnancement ou au contrôle d'admission de référence proposé par la méthode d'accès HCCA.

2.1.2.1 Communications radio IEEE802.11 face à l'AFDX

Les caractéristiques radios des supports de communications sans fil présentent des limitations assez importantes face à l'AFDX (voir la table 2.2). L'IEEE 802.11e utilise le mode de communication Half-Duplex, cela signifie que le médium est partagé entre les flux montants vers le QAP et les flux descendants du QAP. Ce mode de fonctionnement ajoute un délai d'accès supplémentaire aux différents flux. Alors que le réseau AFDX utilise un support de communication filaire en Full-Duplex avec un débit physique maximal de 100Mbps. L'IEEE 802.11e offre que 54Mbps. La communication en Full-Duplex, permet d'éviter les collisions de paquets. En terme de bande passante l'AFDX est largement plus avantageux que l'IEEE 802.11e. Il faut noter que : dans le réseau AFDX, chaque End-System est relié à un commutateur AFDX par une liaison point à point Full-Duplex. L'ES utilise la totalité de la bande passante pour ces VLs (c'est-à-dire les 100Mbps), alors que dans l'IEEE 802.11e la bande passante (54Mbps) est partagée entre tous les flux montants ou descendants de l'ensemble des QSTAs associées au QAP. Nous notons aussi des pertes de paquets dues aux erreurs de transmission avec l'IEEE 802.11e, alors que ces pertes sont très négligeables dans l'AFDX. En plus des limitations liées aux caractéristiques du médium radio, nous sommes aussi confrontés à des contraintes liées à l'ordonnancement ou au contrôle d'admission de référence proposé par HCCA.

-	IEEE 802.11	AFDX
Support de communication	Sans fil	Filaire
Mode de communication	Half-Duplex	Full-Duplex
Les erreurs de transmission	Oui [BER (10^{-7} - 10^{-4})]	BER ≈ 0
Débit physique maximal	54 Mbps (802.11a/g)	100 Mbps
Bande passante	Partagée entre toutes les QSTAs du BSS	Liaisons point à point
Collisions	Non avec l'HCCA	Non
Contraintes de distance	Oui (portée limitée)	Non
Débit physique variable	Oui	Non

TABLE 2.2 – 802.11e vs AFDX

2.1.2.2 Ordonnement HCCA de référence

Le choix de la méthode d'accès HCCA n'est pas sans contraintes. En plus de la complexité de mise en œuvre, nous avons des contraintes liées à l'ordonnement de référence proposé. De nombreuses propositions ont été apportées sur la méthode HCCA, les plus significatives à notre sens sont présentées ci-dessous.

2.1.2.2.1 Contributions sur la méthode HCCA et les limites Les propositions d'amélioration de l'IEEE 802.11e HCCA portent de manière générale sur la définition du TXOP, le choix de l'intervalle de service, le choix de l'ordre d'interrogation des QSTA et le contrôle d'admission.

Définition de la valeur du TXOP : L'IEEE 802.11e HCCA propose une méthode de calcul des TXOPs basée sur les informations reçues des TSPECs. Dans chaque intervalle de service, chaque QSTA a droit à un TXOP statique qui ne change pas quelque soit les besoins de la QSTA. Le TXOP est calculé comme étant un temps de transmission moyen des trames arrivées durant un intervalle de service. Cette méthode de calcul du TXOP peut être convenable aux trafics à débit constant (CBR). Cependant face à des trafics à débit variable (VBR) il n'y a pas d'adaptation du TXOP en fonction de la charge de trafic en attente de transmission de la QSTA. Plus précisément, si le débit de données diminue, la totalité du TXOP n'est pas utilisé, ce qui représente une sous-utilisation de la bande passante. Par contre si le débit de données augmente et atteint un pic maximal, le TXOP devient insuffisant pour transmettre l'ensemble des trames en attente. Par exemple dans la Figure 2.2, le $TXOP_2$ est sous utilisé, seules les trames 4 et 5 sont transmises. Cependant le TXOP suivant ($TXOP_3$) reste insuffisant pour transmettre l'ensemble des trames en attente, les trames 6,7 et 8 sont transmises, la trame 9 devra attendre le $TXOP_4$.

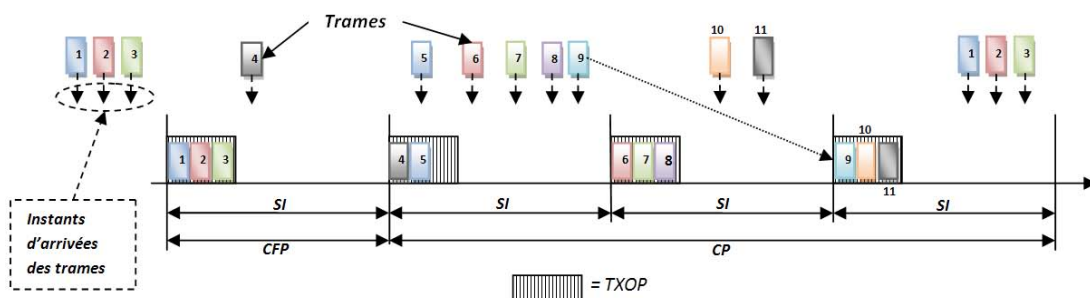


FIGURE 2.2 – TXOP de référence et trafics à débit variable

Pour la gestion des allocations de temps de transmission (TXOP), les contributions scientifiques publiées peuvent être regroupées en trois ensembles : (a) les méthodes par estimation du trafic, (b) les méthodes basées sur les informations reçues des trames de données, et enfin (c) les méthodes basées sur le contrôle du trafic en entrée du réseau.

- **Les méthodes par estimation :** Ces méthodes consistent à estimer la charge ponctuelle du réseau en se basant sur la charge réelle du réseau dans un état antérieur afin de définir les ressources nécessaires à chaque flux ou QSTA. Dans [3], les auteurs visent à fournir des services pour les trafics VBR et CBR en allouant des

TXOPs dynamiques à l'aide d'une estimation de la taille des files de transmission. Ils proposent une méthode appelée FHCF (*Fair HCF*). Cette méthode est composée de deux ordonnanceurs, le *QAP Scheduler* localisé au niveau du QAP et le *Node Scheduler* localisé au niveau de chaque QSTA.

Le *QAP Scheduler* procède à une estimation de la longueur de la file de transmission de chaque QSTA au début de l'intervalle de service. Pour chaque QSTA, cette estimation prend en compte la longueur de sa file de transmission à la fin du dernier TXOP et le nombre de trames arrivées dans la file après la fin du TXOP. La longueur de la file de transmission à la fin du TXOP est connue grâce aux informations reçues des trames de données (le Champ *QoS Control*). Pour calculer le nombre de trames arrivées après la fin du TXOP, le QAP utilise le débit de données moyen défini dans le TSPEC. Le QAP calcule aussi le TXOP idéal de chaque QSTA en supposant que la file de transmission est vide à la fin du TXOP précédent. De là, le QAP définit le nombre de trames additionnelles de chaque QSTA en se basant sur la différence entre le TXOP estimé et le TXOP idéal. Pour terminer le QAP vérifie pour chaque QSTA s'il dispose de suffisamment de bande passante pour allouer l'ensemble des temps de transmission additionnels. Dans ce cas le *QAP Scheduler* partage le bande passante restante du SI à toutes les QSTAs en utilisant un facteur α calculé de manière à satisfaire les conditions d'ordonnement. Par contre si le *QAP Scheduler* ne dispose pas de suffisamment de bande passante pour satisfaire toutes les TXOP estimés, il diminue leur valeur à l'aide d'un facteur α de sorte à satisfaire les conditions d'ordonnement.

Le *Node Scheduler* est implémenté dans chaque QSTA. Lorsque la QSTA reçoit une trame de polling (CF-Poll), le *Node Scheduler* redistribue le temps additionnel du TXOP aux différents flux de trafic. Il reprend les mêmes calculs que le *QAP Scheduler* mais avec une plus grande précision car il connaît exactement la taille de la file de transmission au début du polling et pourra ainsi calculer la longueur de la file de transmission à la fin du TXOP avec le temps additionnel à demander.

Dans [9], les auteurs effectuent une estimation de la longueur des files de transmission en se basant sur les informations reçues en feedback et sur un schéma de contrôle à boucle fermée (*Closed Loop Control Scheme*) basé sur l'HCCA. Les auteurs supposent connaître la longueur de toutes les files de transmission à la fin de chaque phase d'accès contrôlé (CAP, *Controlled Access Phase*) grâce aux informations reçues en feedback. Ils calculent la durée des TXOPs grâce à leurs estimations et construisent leur unité de contrôle d'admission en se basant sur les valeurs des TXOPs estimés.

Dans [83], les auteurs évoquent un modèle à événement discret où l'évolution du système est observée à chaque début d'intervalle de service. Leur objectif est de construire un algorithme de contrôle qui échantillonne les données reçues de l'état du système, au début de chaque cycle de polling, pour prédire la valeur du TXOP. Leur modèle prend en compte deux paramètres : l'état des files de transmission et le trafic à venir obtenu par prédiction.

Dans [87], les auteurs proposent une méthode appelée PRO-HCCA (*Prediction Optimization HCCA*). Cette méthode utilise un mécanisme de prédiction appelé *Wavelet Transform-Based LMS* (WLMS) pour les trafics à débit variable.

Nous rappelons que ces méthodes de calcul du TXOP sont basées sur une estimation donc la valeur obtenue peut être supérieure ou inférieure aux besoins de la QSTA. Nous notons aussi que ces méthodes offrent des TXOPs dynamiques qui varient en

fonction des intervalles de service. Ceci peut induire une gigue pour les QSTAs et dans certaines situations peut entraîner une latence supplémentaire.

- **Les méthodes basées sur les informations de contrôle reçues** : Ces méthodes utilisent généralement le sous-champs *Queue Size* ou le sous-champs *TXOP Duration Request* du champ *QoS Control* des trames de données, pour transmettre l'état des files de transmission ou la demande de TXOP. A partir des informations reçues, une adaptation du TXOP en cours ou du prochain TXOP est effectuée. C'est le cas dans [136], où les auteurs proposent une utilisation conjointe des deux méthodes d'accès de l'HCF : l'EDCA et l'HCCA. Cependant, nous nous intéressons uniquement à la partie HCCA où le TXOP est calculé en fonction de la quantité de trafic stockée dans les files de transmission. Pour l'allocation du $TXOP_{k,c}$ à l'instant t_c , l'ordonnanceur reçoit les informations $R_{c,i}$ relatives à la quantité de trames stockée dans chaque file de transmission de la QSTA k à l'aide des trames de données reçues durant le mode EDCA ou HCCA. Un $TXOP_{k,c}$ est alloué à l'instant t_c en prenant uniquement en compte les informations reçues $R_{c,i}$. Les données nouvellement générées par les couches supérieures applicatives après la réception des informations $R_{c,i}$ et les données n'étant pas transmises avec succès durant le $TXOP_{k,c}$ seront prises en compte dans le prochain $TXOP_{k+1}$, c'est-à-dire dans $R_{c,i+1}$. Il n'y a pas d'estimation du trafic, les auteurs se basent uniquement sur les informations reçues. Dans [58], les auteurs utilisent le sous-champ *TXOP Duration Request* pour adapter le TXOP. La valeur du TXOP est donnée par le TXOP moyen calculé selon l'ordonnement de référence plus la demande de surplus de bande passante effectuée par les QSTAs à l'aide du sous-champ *TXOP Duration Request*. Dans [81], les auteurs utilisent la valeur du sous-champ *Queue Size* pour effectuer une adaptation du TXOP, mais uniquement pour les trafics audio et vidéo. La durée additionnelle est donnée par l'équation 2.1 :

$$add_TXOP_i = \frac{queue_i * L_i}{R_i} \quad (2.1)$$

Avec L_i , la taille de trame nominale, R_i le débit physique et $queue_i$ le surplus de trames audio ou vidéo en attente de transmission et add_TXOP , la durée additionnelle. Dans [29], les auteurs utilisent aussi le sous-champ *Queue Size*. Leur objectif est d'allonger si besoin la durée du TXOP en prenant en compte la longueur des files de transmission, l'espace libre dans l'intervalle de service et le maximum d'intervalle de service de la QSTA (MSI). S'il y a assez de bande passante dans le SI courant, l'HC alloue un surplus de bande passante uniquement lorsque cela n'entraîne pas l'échéance d'un flux. Dans le cas contraire l'HC tente de ré-interroger la station à la fin de tous les TXOPs. D'autres auteurs utilisent d'autres informations tel que le débit physique constaté pour calculer la valeur du TXOP sachant que les caractéristiques du support de communication sans fil peuvent varier au cours du temps, par exemple dans [32] et [11].

Ces méthodes restent intéressantes car elles permettent d'allouer des bandes passantes en fonction des besoins réels des QSTAs. Cependant la précision des TXOPs calculés dépend de la fréquence de mise à jour des informations reçues des QSTAs. Les informations sont transmises grâce aux champs *TXOP Duration request* et *Queue Size* présents dans les trames de données. Cela signifie que tant que la QSTA ne transmet pas de trames de données, les informations sur les QSTA ne seront pas mises à jour. De même, comme pour les solutions basées sur l'estimation,

les solutions basées sur les informations en feedback offrent également des TXOPs variables qui génèrent des gigue sur l'instant de transmission des QSTAs.

- **Les méthodes basées sur le contrôle du trafic en entrée du réseau :** Ces méthodes proposent des stratégies pour contrôler les trafics en entrée du réseau, ce qui leur permet de prévoir plus ou moins le comportement du réseau. En fonction des exigences des trafics, du niveau de qualité de service requis et de la capacité du réseau, ces méthodes définissent les paramètres d'entrée du réseau. Dans [61], les auteurs proposent un algorithme d'ordonnancement basé sur l'algorithme de régulation à double seau percé (Dual Leaky Bucket Controller). Cette régulation du trafic en entrée permet de transformer les trafics VBRs en trafics CBRs et ainsi permettre une plus simple allocation de ressources. Pour déterminer la valeur du TXOP, les auteurs utilisent une approche statistique définie dans [85] et [33]. Ils définissent des enveloppes statistiques leur permettant d'avoir les bornes supérieure et inférieure de trafic en entrée et quelque soit l'intervalle de temps t . Connaissant le taux de service et le débit d'entrée des données dans le réseau, les auteurs déterminent une valeur du TXOP. Dans [42], les auteurs proposent un modèle basé sur le *Latency Rate Scheduling* modifié et sur l'algorithme du *Token Bucket* pour garantir un délai borné dans l'HCCA. Le modèle d'ordonnancement proposé est illustré dans la Figure 2.3.

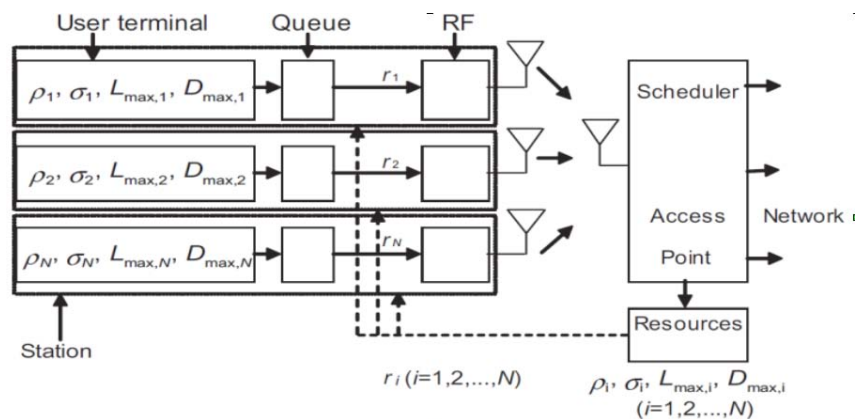


FIGURE 2.3 – Méthode proposée

Le trafic arrivant de la session i ($i=1 \dots N$) passe à travers le contrôle d'admission du *Token Bucket* à l'intérieur de chaque *user terminal*. A son arrivée, un paquet est transmis si la taille du *Token Bucket* moins la taille du paquet et les overheads est supérieur à zéro, sinon le paquet est supprimé car il n'y a pas assez de jeton pour qu'il soit envoyé en prenant en compte ces overheads. L'application utilisant la session i déclare la taille maximale des paquets $L_{max,i}$ et le délai maximal autorisé $D_{max,i}$. Le paquet est stocké dans la station jusqu'à ce qu'il ait accès au médium et soit transmis. Ces paramètres sont utilisés par l'ordonnanceur pour calculer le taux de service pour chaque flux ainsi que son TXOP. Ces méthodes sont intéressantes dans la mesure où l'AFDX utilise aussi une régulation des flux en entrée du réseau. Cependant avec ces méthodes, nous avons un seul flux régulé en sortie du QSTA, alors qu'avec AFDX nous avons plusieurs flux régulés (VL) en sortie du ES/QSTA. L'utilisation de ces méthodes nécessite une adaptation au context AFDX.

Choix de l'intervalle de service : La norme 802.11e HCCA définit un intervalle de service unique pour toutes les QSTAs présentes dans sa liste de polling. Au début de chaque intervalle de service, le contrôleur hybride interroge toutes les stations présentes dans la liste une à une. Chaque station interrogée reçoit un TXOP.

Chaque flux de trafic à son propre intervalle de service minimum et son propre intervalle de service maximum. L'intervalle de service de l'ordonnancement est calculé de sorte à ce qu'il soit inférieur ou égal au minimum de l'ensemble des maximums d'intervalle de service de tous les flux. De ce fait chaque QSTA est interrogée à intervalle régulier et inférieur ou égal aux intervalles de service maximum. Dans certains intervalles de service, il peut arriver que certaines QSTAs n'aient aucune trame dans leur file de transmission, donc n'utiliseront pas leur TXOP (statique) et enverront une trame *NULL*. Cela représente une perte de bande passante qui pourrait être utile à d'autres QSTA ou permettre d'admettre plus de flux (voir la Figure 2.4).

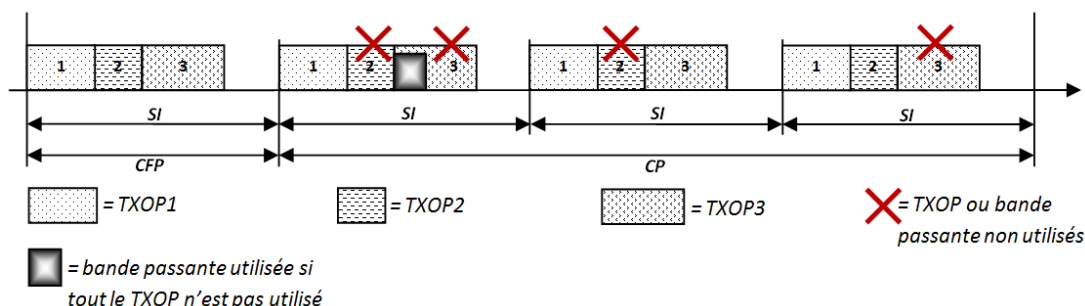


FIGURE 2.4 – Perte de bande passante avec l'HCCA de référence

Dans un réseau à faible charge de trafic, la bande passante perdue avec les TXOPs non-utilisés altère très faiblement le bon fonctionnement du système. Dans la littérature plusieurs solutions ont été proposées pour résoudre ce problème.

- **Intervalle de service unique :** De nombreux auteurs ont préféré conserver le choix de l'intervalle de service unique [61], [81] et [58]. Pour contourner les pertes de bande passante dues à l'inutilisation de certains TXOPs, certains auteurs proposent des méthodes d'allocation du TXOP qui sont fonction du trafic en attente de transmission (voir la Figure 2.5). C'est le cas de [39] qui utilise une méthode de prédiction (Fuzzy Prediction) pour définir la valeur du TXOP, ou de [68] qui conservent l'intervalle de service unique, mais définissent cependant la valeur du TXOP à partir des informations reçues en feedback.

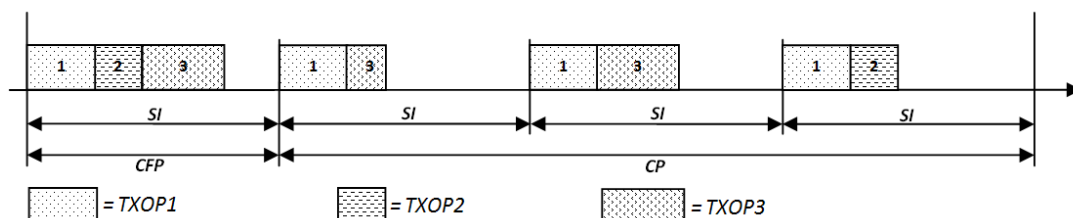


FIGURE 2.5 – Intervalle de service unique avec TXOP adaptatif

- **Intervalle de service multiple** : Pour augmenter le nombre de QSTAs admises et en même temps contourner le problème lié à la perte de bande passante avec l'intervalle de service unique, des auteurs [66], [133] et [100] ont proposé des solutions basées sur des intervalles de service multiple. L'idée commune est de considérer que chaque flux de trafic a son propre intervalle de service. Ainsi chaque QSTA reçoit un unique TXOP durant son intervalle de service (voir la Figure 2.6). Les intervalles de service peuvent être synchrones ou non, tout dépend des applications et des choix faits par les auteurs .

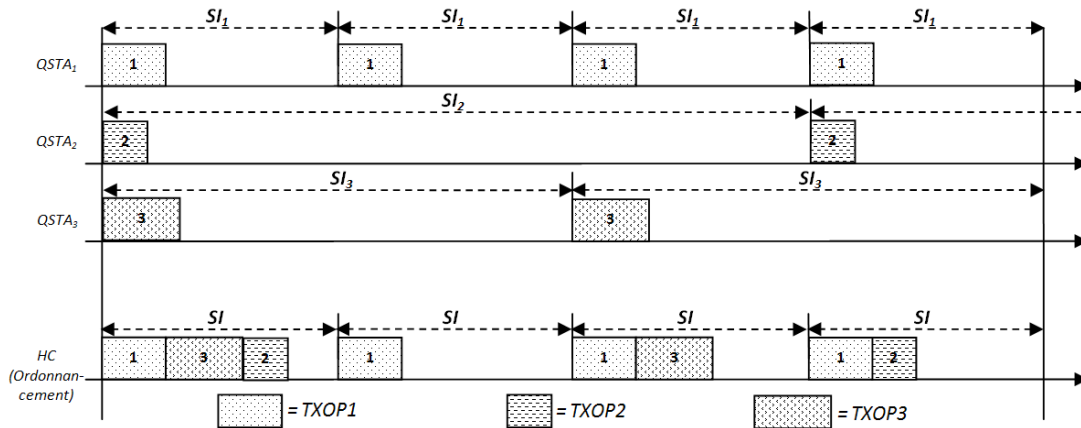


FIGURE 2.6 – Intervalles de service multiples

- **Intervalle de service dynamique** : Le choix d'un intervalle de service dynamique reste très peu utilisé. Dans [58], les auteurs proposent une méthode d'ordonnancement à intervalle de service dynamique et à TXOP dynamique. Ils utilisent les données en feedback reçues de la QSTA dans les trames de données à la fin du TXOP pour calculer le surplus de bande passante pour le prochain TXOP. Pour satisfaire les contraintes temporelles des flux très urgents, le HC diminue la valeur de l'intervalle de service de la QSTA et l'interroge plus tôt que prévu (voir la Figure 2.7). Par exemple dans le SI_3 , à la fin des $TXOP_1$ et $TXOP_3$, grâce aux informations reçues en feedback, le contrôleur hybride constate que le $QSTA_1$ a des trames en urgence de transmission. Le contrôleur hybride diminue alors le SI_3 et avance le début du SI_4 pour interroger la $QSTA_1$ plus-tôt.

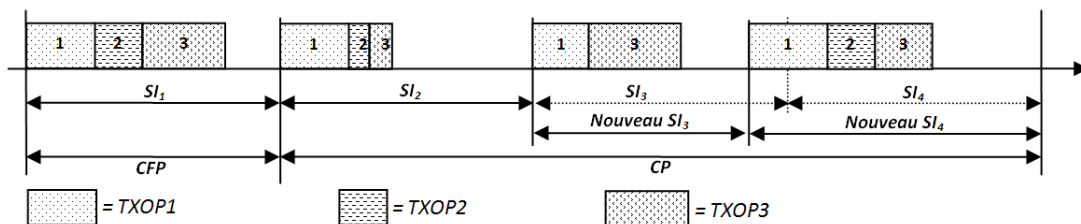


FIGURE 2.7 – Intervalle de service dynamique

Schéma ou ordre de polling : La norme 802.11e HCCA propose un ordonnancement statique cyclique sans préemption, [67] qui utilise un schéma de polling statique basé sur le *Round Robin*. La définition de l'ordre de polling n'est pas spécifié dans la norme

IEEE 802.11e HCCA, cependant, elle reste statique. Il est à noter que dans le PCF l'ordre de polling est basé sur l'ordre d'association des flux de trafic. La liste de polling de l'HCCA peut être modifiée, mais uniquement lorsqu'un nouveau flux est admis ou supprimé. La norme 802.11e HCCA offre la possibilité de définir son propre ordre de polling en fonction de ses propres critères.

- **Schéma de polling statique basé sur le Round Robin** : De nombreuses solutions d'amélioration de l'HCCA utilisent un schéma de polling basé sur le Round Robin [61], [29], [81], [62], et dont l'ordre de polling est souvent défini selon l'ordre d'admission des flux. Les solutions proposées utilisant le schéma du Round Robin définissent généralement des stratégies pour adapter la valeur du TXOP en allouant plus de bande passante ou non aux stations en fonction de leurs besoins.
- **Schéma de polling dynamique ou basé sur une priorisation de flux** : Pour améliorer la méthode d'ordonnement HCCA, plusieurs auteurs ont opté pour une solution de polling basée sur une priorisation fixe ou dynamique des flux. La priorisation des flux sera définie en fonction des besoins de QoS des trafics (contraintes temporelles ou contraintes de bande passante). Dans [23], les auteurs proposent un algorithme d'ordonnement cyclique basé sur l'algorithme *EDF* (*Earliest Deadline First*) non préemptif, et sur la méthode *SRP* (*Stack Resources Policy*). Leur objectif est de concevoir un algorithme d'ordonnement qui est flexible avec une meilleure utilisation du médium et qui fournit aux flux des quantités fixes de capacité sur une période fixe, ce qui convient aux trafics VoIP (paquets de taille fixe à des intervalles fixes). Dans [58], les auteurs proposent un schéma de polling qui interroge uniquement les QSTAs actives. Une QSTA est active lorsqu'elle est dans l'intervalle [mSI, MSI], avec mSI, son minimum d'intervalle de service et MSI, son intervalle de service maximum. Pour ordonner les stations actives, ils utilisent l'algorithme *EDD* (*Earliest Due Date*). Dans [24], les auteurs proposent un algorithme nommé *WTTP* (*Wireless Timed Token Protocol*) qui utilise une liste de polling dynamique. Le WTTP utilise un jeton pour gérer une liste circulaire de nœuds selon les principes du *Round Robin*. Chaque flux de trafic est considéré comme un nœud par WTTP. Un flux est placé dans la liste uniquement lorsqu'il a une trame en attente de transmission. Dans [11], les auteurs utilisent un ordonnancement cyclique basé sur le *RM* (*Rate Monotonic*), les trafics à fort débit de données sont prioritaires devant les trafics à faible débit. De là, ils définissent les conditions d'ordonnancement des flux et de contrôle d'admission.

Les schémas de polling dynamique ou basé sur une priorisation de flux restent intéressants dans la mesure où l'on peut adapter l'ordre de polling en fonction de plusieurs paramètres (échéance, débit, ...) pouvant varier au cours du temps. Ils peuvent permettre d'avoir un polling plus adapté aux exigences ponctuelles ou globales des QSTAs. Cependant le schéma de polling dynamique reste le plus complexe à mettre en œuvre, de plus les informations venant des QSTAs nécessaires à l'ordonnement, doivent être régulièrement mises à jour.

Unité de contrôle d'admission : Pour garantir les exigences de QoS des flux admis, l'HCCA propose une unité de contrôle d'admission basée sur un intervalle de service unique. Pour admettre un nouveau flux, l'unité de contrôle d'admission vérifie s'il existe suffisamment d'espace dans l'intervalle de service pour les trafics en EDCA, pour l'ensemble des TXOPs HCCA et pour le TXOP du nouveau flux. Dans ce cas, elle admet

le nouveau flux de trafic. Cette méthode de contrôle d'admission permet de garantir une bande passante à tous les flux de trafic. Cependant, selon les caractéristiques du trafic on peut assister à une sous utilisation de la bande passante. C'est le cas pour les QSTAs ayant un intervalle de service supérieur à l'intervalle de service de l'ordonnanceur. En effet ces flux de trafic n'utilisent pas l'ensemble des TXOPs qui leur est alloué. Il faut aussi noter que le schéma d'allocation de bande passante utilisé par le contrôle d'admission de référence ne prend pas en compte la variabilité des trafics du réseau.

De nombreuses solutions ont été proposées dans la littérature scientifique. Nous remarquons que dans la majorité des solutions, deux éléments prennent une part très importante dans l'admission ou non d'un nouveau flux. En effet la politique d'allocation de ressource (TXOP) utilisée et le choix de l'intervalle de service jouent un rôle essentiel dans le contrôle d'admission des flux. L'unité de contrôle d'admission définit d'abord les TXOPs des QSTAs, puis elle vérifie si elle est capable de satisfaire toutes les ressources. Nous avons déjà abordé des politiques d'allocation de ressources dans 2.1.2.2.1. Les moyens utilisés pour vérifier si toutes les ressources peuvent être satisfaites sont généralement liés au choix de l'intervalle de service. Les choix d'intervalle de service les plus fréquents sont l'intervalle de service unique et les intervalles de service multiples. Les auteurs divergent beaucoup sur les méthodes de calcul du TXOP mais convergent généralement sur ces deux choix d'intervalle de service.

Pour les méthodes à intervalle de service unique, un flux est accepté généralement lorsque l'équation 2.2 est satisfaite :

$$\frac{TXOP_{k+1}}{SI} + \sum_{i=1}^k \frac{TXOP_i}{SI} \leq \frac{T - T_{cp}}{T} \quad (2.2)$$

Avec SI l'intervalle de service de l'ordonnancement, T l'intervalle Beacon T_{cp} le temps alloué au trafic EDCA. La valeur du TXOP est calculée selon la méthode de l'auteur (voir 2.1.2.2.1).

Les méthodes à intervalle de service multiple, un flux est généralement accepté si l'équation 2.3 est vérifiée :

$$\frac{TXOP_{k+1}}{SI_{k+1}} + \sum_{i=1}^k \frac{TXOP_i}{SI_i} \leq \frac{T - T_{cp}}{T} \quad (2.3)$$

Avec SI_i l'intervalle de service du flux i , SI_{k+1} , est l'intervalle de service du nouveau flux. La valeur du TXOP est aussi calculée selon la méthode de l'auteur (voir 2.1.2.2.1).

En ce qui concerne les performances du réseau en terme de QoS, le choix de l'intervalle de service reste très discutable et les auteurs divergent. Il faut noter que le choix de l'intervalle de service est plus guidé par la méthode de calcul des TXOPs et par le schéma de polling choisi. La QoS offert dépend plus de la politique d'allocation de bande passante et du schéma de polling que du choix de l'intervalle de service.

2.1.2.2 Limites de l'IEEE 802.11e HCCA par rapport à l'AFDX : Notre objectif est de substituer les liens filaires entre les ESs et le commutateur AFDX par une liaison sans fil avec l'IEEE 802.11e HCCA. Nous présentons dans cette partie les limites de l'IEEE 802.11e HCCA face à l'AFDX. Il faut noter que les flux de trafic du réseau AFDX sont caractérisés par la notion de lien virtuel (VL). Cette notion est utilisée pour contrôler le trafic en entrée du réseau. Nous rappelons qu'un TXOP est défini par son BAG, sa gigue maximale, sa taille de trame maximale, sa taille de trame minimale, son offset et sa bande passante (voir Figure 2.8). Chaque End-System a plusieurs VLs, en se basant sur la table de transmission, le nombre de VLs d'un ES peut atteindre 256 VLs. Chaque ES a une bande passante maximale de 100Mps et accède au médium dès qu'il a une trame en instance de transmission. Les VLs sont asynchrones et contraints temporellement. Chaque trame en attente de transmission d'un VL donné doit être transmise avant sa latence maximale autorisée (gigue maximale du VL par rapport au début de son BAG (voir Figure 2.8)). Chaque VL_i doit recevoir une bande passante égale à S_{max}/BAG_i avec S_{max} , la taille de trame maximale. L'AFDX a une politique d'isolement des erreurs qui consiste à éviter qu'une faute temporelle ou un non respect du contrat de trafic d'un VL influe sur le bon fonctionnement des autres VLs.

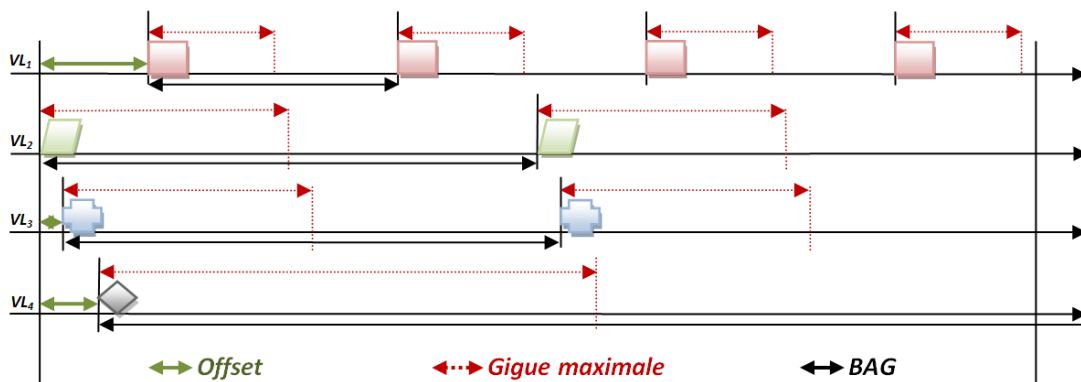


FIGURE 2.8 – VLs et caractéristiques

Pour véhiculer des VLs avec l'IEEE 802.11e HCCA, il faut prendre en considération le partage du support de communication entre toutes les QSTAs appartenant au même BSS, c'est-à-dire associées au même QAP. Ainsi une trame en attente de transmission est transmise uniquement lorsque la QSTA accède au support de communication, ce qui génère une latence supplémentaire par rapport à l'AFDX (voir Figure 2.9).

Pour la gestion de l'accès au médium et le partage de la bande passante, la méthode d'accès HCCA propose un simple ordonnanceur de référence. L'ordonnanceur de référence utilise les valeurs statiques des TSPECs déclarées pour fournir des services à débit constant. Dans le cas où il existe plusieurs trafics temps réel dans la même station, il n'existe aucune différenciation de service entre les flux. Des données en urgences de transmission peuvent être retardées par la transmission des données moins urgentes (voir Figure 2.9). En effet en transmettant les trames des VLs selon leur ordre d'arrivée dans la file de transmission, certaines trames pourront atteindre leur échéance (latence maximale) avant d'accéder au support de communication. Par exemple, nous considérons la station i avec les VLs : VL_1 , VL_2 , VL_3 et VL_4 . Nous prenons l'hypothèse que toutes les VLs ont la

même taille de trame. Nous voyons que le VL_1 perd sa trame au profit des trames du VL_3 et du VL_4 qui ne sont pas en urgence de transmission.

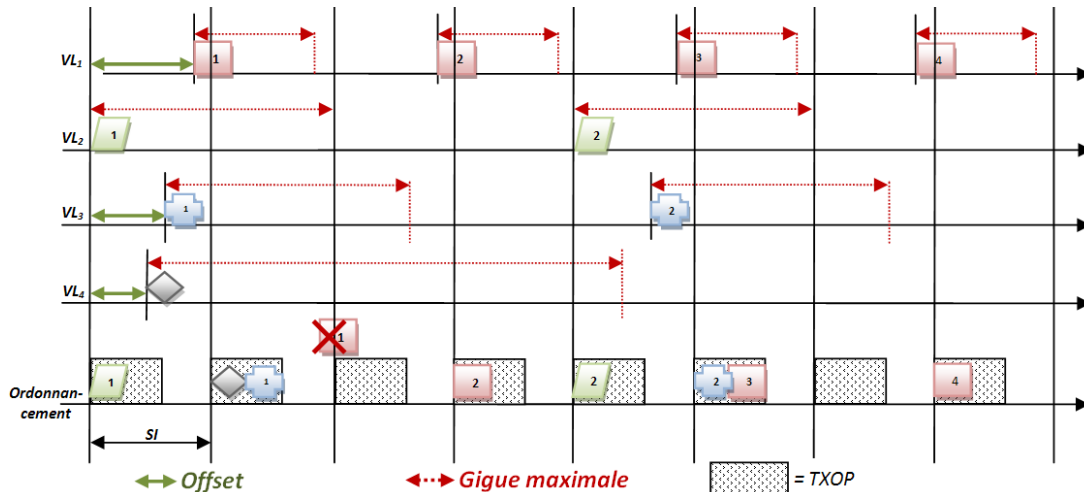


FIGURE 2.9 – Ordonnancement sans prise en compte de l'urgence des trames

L'HCCA ne présente aucune prise en considération du surplus de bande passante dû à la retransmission dans le calcul du TXOP, ni de l'impact de la retransmission sur le délai des trames en attente de transmission. L'HCCA utilise la méthode de contrôle d'erreur ARQ (Automatic Repeat ReQuest). L'ARQ utilise des acquittements et des *timeout* pour garantir une transmission efficace de l'information. Un acquittement est envoyé par le récepteur vers l'émetteur afin de lui indiquer que la trame (ou le paquet) de données émise a été correctement reçue. Un timeout est l'instant précis situé après l'instant d'émission et dont l'écart avec ce dernier est égal à une durée spécifique ; si l'émetteur ne reçoit pas d'acquiescement avant le timeout, il retransmet la trame ou le paquet jusqu'à recevoir un acquiescement ou dépasser un nombre prédéfini de retransmissions. Ce mode de fonctionnement n'est pas adapté aux trafics AFDX car la retransmission automatique et successive d'une trame peut entraîner l'échéance des autres trames en attente de transmission. Ce phénomène peut provoquer une violation de la ségrégation des VLs définie par l'AFDX (voir la Figure 2.10, le VL_1 perd sa trame 3 alors que le VL_3 pourrait attendre le prochain TXOP pour retransmettre sans excéder sa gigue et latence maximale).

Il faut aussi noter que l'unité de contrôle d'admission proposée par la norme IEEE802.11e HCCA impose un nombre limité de stations admises. Ce nombre est en fonction des demandes de bandes passante des flux. Plusieurs améliorations ont été proposées dans la littérature pour surmonter les limitations de l'HCCA, cependant ces contributions sont généralement orientées vers les applications multimédias.

Parmi les contributions, nous avons retenu celles basées sur des méthodes d'estimation de la charge des files de transmission ou sur les informations reçues en feedback. Ces méthodes adaptent la durée du TXOP en fonction des besoins estimés de la station ou évalués en fonction des informations reçues. Cependant cette variabilité de la durée des TXOPs entraîne une gigue sur la transmission des VLs mais aussi dans certaines situations une latence supplémentaire (voir la Figure 2.11 avec g_i^j la gigue de la QSTA i dans la SI j). Dans la Figure 2.11, nous présentons des TXOPs variables. Dans le SI_2 , nous remarquons

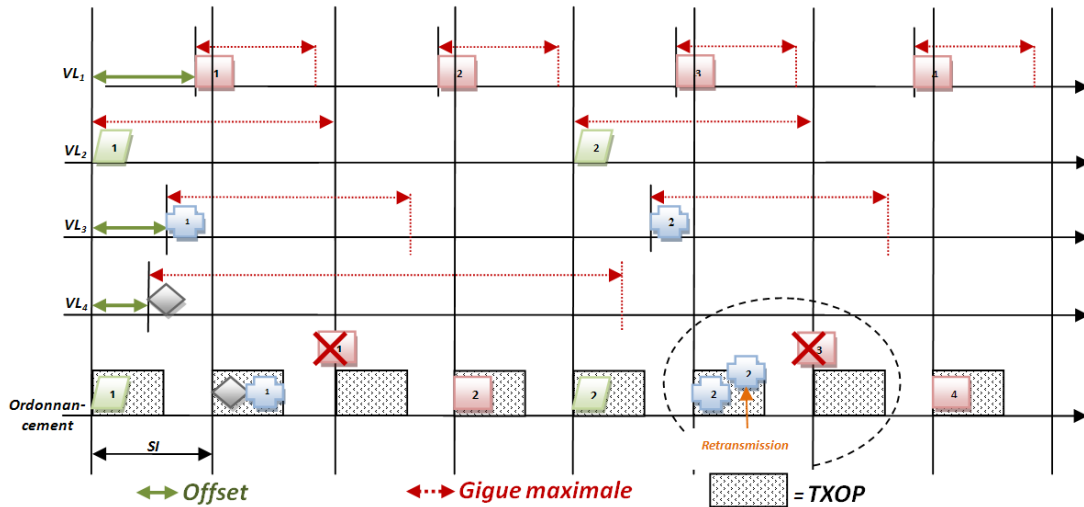


FIGURE 2.10 – Effet de la retransmission sur l'échéance des trames en attente de transmission

une gigue sur le $TXOP_2$ induite par la variation du $TXOP_1$. Le $TXOP_3$ subit une gigue induite par le $TXOP_1$ et le $TXOP_2$.

Aucune de ces méthodes, à notre connaissance, ne prennent pas en compte la gigue, seule la quantité d'information en attente de transmission est prise en compte [3], [9], [83], [87], [136], [58], [81], [80]. Dans certaines méthodes la retransmission est aussi prise en compte [136], [44]. Pour utiliser ces mécanismes basés sur l'adaptation de la durée du TXOP, il est nécessaire de proposer une solution permettant de contrôler la gigue et la latence maximale.

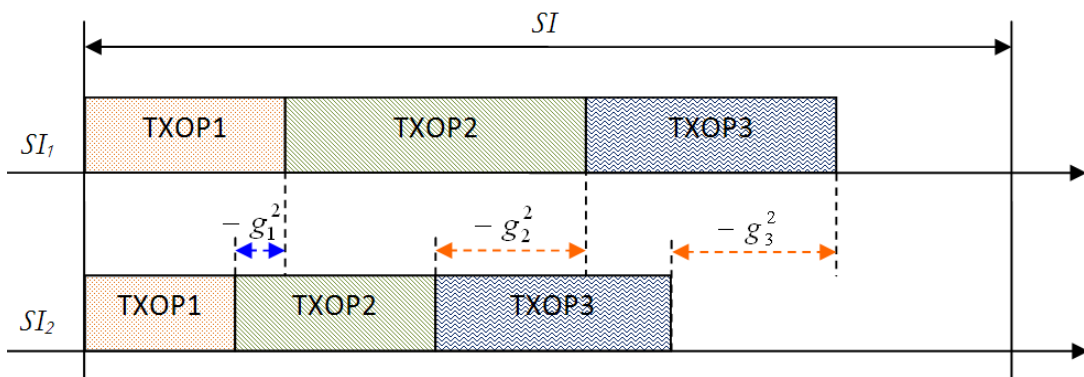


FIGURE 2.11 – Effet de la variabilité des TXOPs sur la gigue

Nous avons aussi étudié les solutions basées sur l'utilisation d'un TXOP fixe comme défini dans la norme. Généralement les TXOPs fixes sont utilisés par les méthodes basées sur le contrôle du trafic en entrée du réseau [19], [78]. Comme, ils connaissent les caractéristiques des trafics en entrée, ils peuvent prévoir la bande passante maximale nécessaire pour chaque flux de trafic. Cependant dans un environnement radio il existe des pertes de paquets dont la retransmission génère un trafic supplémentaire aléatoire non-contrôlé. Cela nécessite une adaptation de la valeur du TXOP pour satisfaire les besoins des flux.

A coté des solutions d'allocation de bande passante, nous avons les solutions basées sur le polling des stations. Elles définissent un ordre de polling dynamique ou fixe en fonction de l'urgence ou des besoins de la station. Parmi les méthodes d'ordonnement utilisées, il y a le *Rate Monotonic*, l'*Earliest Deadline First*, *Earliest Due Date*, etc [67]. Ces méthodes sont très intéressantes pour garantir une latence maximale aux VLs et seront utilisées dans nos travaux. Les solutions basées sur ces méthodes utilisent généralement des TXOPs fixes. Elles calculent soit un TXOP maximal pour chaque QSTA, soit une TXOP moyen. Pour le premier choix, nous sommes confrontés à une sous-utilisation de la bande passante, dans le second choix nous faisons face à un TXOP moyen qui ne permet pas de garantir la transmission de l'ensemble des trames avant leur échéance surtout en cas de retransmission.

Nous rappelons que les solutions d'amélioration du HCCA utilisent aussi le principe *ARQ (Automatic Repeat Query)* pour gérer le contrôle d'erreur de transmissions avec acquittements. Dans un contexte avionique, les retransmissions consécutives de la trame d'un VL peuvent facilement entraîner l'échéance des trames suivantes appartenant à d'autres VLs. Ceci devient problématique dans la mesure où le réseau AFDX exige l'isolement et l'absence de propagation des erreurs.

Cette inadéquation au contexte avionique est surtout due au fait que l'HCCA et les propositions d'amélioration de ses solutions sont orientées vers les applications multimédias [82], [79], [79], où les contraintes temporelles et la criticité des données sont plus souples par rapport aux applications avioniques. Par exemple la voix tolère une latence de 150 ms avec un taux de perte de 1%, alors que dans le réseau AFDX la latence maximale des VLs dans les commutateurs est de l'ordre de 10 ms et les pertes dans les buffers de transmissions ne sont pas tolérées.

2.2 Proposition d'une méthode d'ordonnement à deux niveaux

Pour répondre aux exigences des trafics AFDX notamment en termes de gigue, latence et d'isolement des erreurs, nous proposons une méthode d'accès basée sur l'HCCA appelé AFS-HCCA (*AFDX Flows Scheduling with HCCA*). AFS-HCCA propose deux ordonnanceurs, un ordonnanceur local distribué sur toutes les QSTAs et un ordonnanceur central managé par le contrôleur hybride localisé dans le QAP.

2.2.1 Ordonnement local

Lorsque qu'une QSTA reçoit un TXOP, elle l'utilise pour transmettre les trames présentes dans ses files de transmission. Chaque trame a ses propres contraintes temporelles liées aux caractéristiques du VL auquel elle est associée. Dans les files de transmission, il existe des trames de VL plus en urgence de transmission que d'autre et comme le montre la Figure 2.9, la transmission des trames moins urgentes peut entraîner l'échéance des

trames plus urgentes. Cela nécessite alors une politique de sérialisation des trames au niveau de la QSTA afin de garantir l'ensemble des contraintes temporelles.

L'HCCA et ses améliorations utilisent l'ARQ comme méthode de contrôle d'erreurs de transmission. Ainsi, suite à une perte de trame, la QSTA procède à des retransmissions automatiques et successives jusqu'à ce que la trame soit bien transmise ou ait atteint son échéance ou un nombre de retransmission prédéfini (4 pour les trames longues et 7 pour les trames courtes). Cette politique de retransmission n'est pas adaptée à la politique de confinement d'erreur de l'AFDX, d'où la nécessité de définir une politique de gestion de la retransmission des trames.

L'ordonnanceur local proposé est nommé AWS (AFDX Wireless Scheduler). Il améliore l'ordonnanceur de référence afin de véhiculer un trafic AFDX et de satisfaire ses exigences. AWS a pour objectifs de satisfaire les exigences de gigue et de latence pour chaque VL et de confiner toutes anomalies de fonctionnement d'un VL. Nous proposons aussi une politique de garantie de bande passante à tous les VLs admis. AWS est basée sur : la classification des VLs, la définition de plusieurs états pour chaque flux, la définition d'une politique de gestion de la retransmission des trames perdues, le contrôle de la latence et de la gigue et la garantie de bande passante.

AWS alloue une bande passante à chaque VL calculée en fonction de la taille de trame maximale (S_{max}/BAG). Cependant, dans certaines situations, le VL n'a pas de trame à transmettre dans son BAG, donc n'utilise pas son TXOP. De plus, toutes les trames des VLs n'ont pas une taille de trame maximale. De ce fait, les VLs n'utilisent donc pas l'ensemble de la bande passante qui leur est allouée. Pour gérer la bande passante libre non-utilisée, nous proposons deux solutions : l'*Optimized solution* (OAWS, *Optimized AWS*) et le *Release Bandwidth Solution* (AWS-RB, *AWS Release Bandwidth*). OAWS améliore AWS en proposant une politique de réutilisation de la bande passante libre pour la retransmission des trames perdues ou pour la transmission des trames proches de leur échéance. AWS-RB améliore AWS en libérant la bande passante libre et en autorisant ainsi au VL suivant dans l'ordonnancement local de transmettre sa trame, cela permet d'avancer les instants de transmission des VLs.

L'algorithme d'ordonnancement AWS permet d'améliorer considérablement l'ordonnancement des flux au sein d'une même station (voir la section 5.3.1), mais l'ordonnancement général de l'ensemble des stations du réseau doit être appliqué par le contrôleur hybride. C'est pour cela que nous avons aussi un ordonnancement centralisé au niveau du point d'accès.

2.2.2 Ordonnanceur centralisé

L'HCCA propose un ordonnancement central de référence géré par le contrôleur hybride. L'ordonnancement de référence consiste à découper l'espace temporel en intervalles de service égaux. Au début de chaque intervalle de service, le contrôleur hybride interroge les stations présentes dans sa liste de polling une à une. Il s'agit d'un ordonnancement cyclique qui se répète à chaque intervalle de service. Chaque station interrogée reçoit un

temps de transmission moyen calculé en fonction du nombre moyen de trames dans les files de transmission par intervalle de service. Dans 2.1.2.2.1 nous avons montré les limites du TXOP moyen. Les solutions utilisant un TXOP dynamique proposées par la littérature ne prennent pas en considération la gigue générée par la variabilité du TXOP. Les solutions basées sur le contrôle du trafic en entrée ne considère pas non plus le surplus de bande passante généré par les retransmissions.

Nous proposons donc un ordonnanceur centralisé afin de satisfaire l'ensemble des besoins en bande passante des stations, ainsi que les contraintes temporelle des VLs. L'instant de polling d'une station et la valeur de son TXOP sont deux paramètres très importants pour satisfaire les échéances des VLs. Nous avons fait le choix d'un intervalle de service unique pour les QSTAs. Il faut noter que dans chaque station, nous avons plusieurs VLs asynchrones avec des *offset* différents. En définissant un intervalle de service unique avec des TXOPs adaptés, nous permettons aux QSTAs ayant des SI supérieurs à l'intervalle de service d'ordonnancement de transmettre plus tôt.

Nous proposons un ordonnancement des QSTA basé sur les contraintes temporelles de chaque station. L'ordonnanceur central à pour rôle : (1) d'allouer à chaque QSTA un temps de transmission adapté à ses besoins, (2) de construire une liste d'interrogation basée sur les échéances et sur la charge de trafic en-cours des stations, et (3) d'allouer un surplus de bande passante à chaque station pour les trafics en retransmission. Pour l'allocation des bandes passantes nous proposons deux méthodes. La première est basée sur des TXOPs variables calculés en fonction des arrivées de trames dans les files de transmission de chaque QSTA, elle est nommée VBA comme *Variable Bandwidth Allocation*. La deuxième méthode utilise un TXOP fixe calculé de sorte à satisfaire les exigences temporelle de tous les VLs. Cette méthode est nommée AFBA (*Advanced Fixe BandWidth Allocation*).

2.3 Conclusion

Pour des applications de maintenance au sol des équipements avioniques, notre objectif est de concevoir un réseau hybride IEEE 802.11e/AFDX, afin de véhiculer des trafics avioniques sur le support sans fil IEEE 802.11e et de satisfaire les exigences des applications avioniques en termes de fiabilité et de contraintes temporelles. Dans ce chapitre, nous avons présenté la topologie générale du réseau hybride IEEE 802.11e/AFDX, avec d'un côté le réseau AFDX et d'un autre côté le réseau IEEE 802.11e. Le réseau AFDX est constitué d'End-Systems et de commutateurs AFDX reliés par des liens en Full-Duplex. La partie sans fil IEEE 802.11e est constituée d'une ou de plusieurs QSTAs et d'un QAP. Les QSTAs implémentent les fonctionnalités des End-Systems et le QAP joue aussi le rôle d'un pont entre les deux réseaux. L'utilisation d'une technologie de réseau sans fil dans un contexte avionique n'est pas sans contraintes. En effet les limitations du support de communication radio restent problématiques : erreurs de transmission (perte de paquets), communication en Half-Duplex, partage du support de transmission entre toutes les QSTAs appartenant au même BSS. En plus des contraintes liées à la nature du médium radio, nous avons les contraintes liés à l'ordonnancement de référence proposé par l'HCCA. Ce dernier est inadapté aux trafic AFDX, ainsi que ses améliorations proposées par la communauté scientifique. A notre connaissance, les propositions d'amélioration de

l'ordonnanceur de référence ne satisfont pas à toutes les exigences des trafics AFDX. Ses améliorations sont plutôt orientées vers le multimédia (voix et vidéo) où les contraintes temporelles et de fiabilité sont plus souples. Nous avons décrit dans ce chapitre, les principales limites de l'ordonnancement de référence et de ses améliorations véhiculant un trafic avionique de type AFDX. D'où notre proposition d'une solution d'amélioration du HCCA nommée AFS-HCCA. Elle est basée sur un ordonnancement à deux niveaux. Au niveau local, c'est-à-dire au niveau de chaque QSTAs, AFS-HCCA propose une méthode ordonnancement local des VLs nommé AWS, ainsi que deux variantes OAWS et AWS-RB. Au niveau du QAP, AFS-HCCA propose un ordonnanceur global avec deux variantes VBA et AFBA. L'ordonnanceur local sérialise les VLs en fonction de leurs contraintes temporelles et l'ordonnanceur global, gère l'accès au médium des QSTAs et l'allocation de la bande passante. Dans le chapitre 3, nous présentons, l'ordonnancement local et dans le chapitre 4 nous présentons l'ordonnancement global.

Chapitre 3

Ordonnancement local : AFDX Wireless Scheduler

Contents

3.1	Gestion des contraintes temporelles	74
3.1.1	Classification des VLs	75
3.1.2	Contrôle de la gigue et de la latence maximale	75
3.2	Politique de gestion de la retransmission	78
3.3	Expression des besoins de bande passante	79
3.4	Gestion de la bande passante allouée aux VLs	81
3.4.1	Méthode Optimized Solution	81
3.4.2	Méthode Release Bandwidth Solution	82
3.5	Processus d'ordonnancement AWS	83
3.5.1	Définition des différents états des VLs	84
3.5.2	Etapes de l'ordonnancement	84
3.6	Conclusion	86

Les systèmes de communications avioniques sont soumis à de forts besoins de fiabilité et de déterminisme. Les réseaux AFDX sont ainsi confrontés à des exigences temporelles (latence et gigue bornées), à un besoin de garantie de bande passante à tous les VLs, à une absence de perte de données et à une absence de propagation des erreurs. Utiliser un réseau sans fil IEEE 802.11e dans un contexte avionique représente un véritable challenge au regard des contraintes induites par la nature 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) et l'autre HCCA (HCF Controlled Channel Access). 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 802.11e prévoit un ordonnanceur de référence HCCA adapté aux trafics CBR (Constant Bit Rate) [14]. Au niveau des QSTAs, l'ordonnanceur de référence ne prévoit aucune différenciation de service entre les flux quelque soit l'urgence des trames. Sa politique de gestion des erreurs de transmission basée sur l'ARQ n'est pas adaptée à la politique d'isolement des erreurs de l'AFDX. Les principales contributions visant à améliorer l'HCCA sont adaptées pour des applications multimédia (voix et vidéo) [37], [38], [59], où les contraintes de temps et de fiabilité sont plus souples. Nous proposons une méthode d'ordonnement local appelée AWS (AFDX Wireless Scheduler) implémentée dans les QSTAs [91], [94]. AWS améliore l'ordonnanceur de référence afin de véhiculer un trafic AFDX et de garantir ses exigences. AWS a pour rôle de sérialiser les trames en instance de transmission dans la QSTA en fonction des contraintes temporelles de leurs VLs, cela dans le but de transmettre le maximum de trame avant leur échéance. Pour ce faire AWS propose une méthode de classification des VLs et de contrôle de la gigue et de la latence maximales. AWS propose également une politique de gestion de la retransmission afin de diminuer l'impact de la retransmission des trames perdues sur l'échéance des trames en attente de transmission. Nous veillons aussi à offrir un bon dimensionnement de la partie sans fil du réseau afin de satisfaire les besoins de bande passante de chaque VLs admis.

L'ordonnement 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 la suite de ce chapitre chacune de nos contributions pour répondre à ces contraintes en proposant ainsi un nouvel ordonnanceur local AWS (AFDX Wireless Scheduler) implémentable sur les QSTAs.

3.1 Gestion des contraintes temporelles

La norme IEEE prévoit au plus huit types de flux de trafic par QSTA. Pour chaque flux de trafic, la QSTA peut construire un TSPEC et faire une demande de bande passante. Elle peut aussi agréger l'ensemble de ces flux pour faire une demande unique avec un seul TSPEC. A partir des informations reçues (TSPECs), le contrôleur hybride calcule le TXOP à allouer à la QSTA. Dans l'EDCA, la norme IEEE 802.11 spécifie le nombre de file de transmission à quatre, avec huit types de flux de trafic. Dans l'HCCA, il n'y a aucune précision du nombre de file de transmission. Lorsque la QSTA reçoit un TXOP pour un flux de trafic donné, elle se réserve le droit de transmettre les trames de son choix. Cependant

l'ordonnanceur de référence ne définit aucune politique de différenciation de service entre les flux et quelque soit leurs exigences temporelles. Pour satisfaire le maximum d'échéance, nous proposons une politique de sérialisation des trames en fonction des caractéristiques du VL auquel elles sont associées.

3.1.1 Classification des VLs

Dans un QSTA/End-System, nous pouvons avoir plusieurs dizaines de VLs (voir 256 VLs au maximum). Chaque VL a ses propres caractéristiques : BAG, gigue, latence, tailles de trame minimale et maximale et bande passante maximale. Les VLs ayant le même BAG ont les mêmes contraintes temporelles. Ce qui permet de les classifier en huit catégories de trafic en fonction de leur BAG. Le BAG représente l'espace temporel minimal entre deux trames appartenant au même VL et n'ayant pas subi de gigue. L'AFDX prévoit 8 types de BAG tel que : $BAG_i = 2^k \text{ms}$ avec $0 \leq k \leq 7$. Les valeurs possibles du BAG sont donc : 1ms, 2ms, 4ms, 8ms, 16ms, 32ms, 64ms, 128ms. Nous définissons un ordre de priorité entre les files de transmission afin de permettre aux VLs les plus contraints temporellement de transmettre leur trame en priorité. Ainsi les files de transmission avec les plus petits BAGs ont une priorité sur les files de transmission avec les grands BAGs. A l'intérieur des files de transmission les trames des VLs sont classées par ordre d'arrivée, elles suivent la loi du *premier arrivée - premier servi* (FIFO, First-In, First-Out). Cette politique de classification des VLs permet de définir des niveaux de priorité entre les VLs en fonction de leurs contraintes temporelles liées à leur BAG. De ce fait, un VL avec un plus petit BAG est prioritaire sur un VL avec un plus grand BAG et deux VLs de même BAG ont la même priorité. Cette priorité est gérée à l'aide des 8 files de transmission (Figure 3.1).

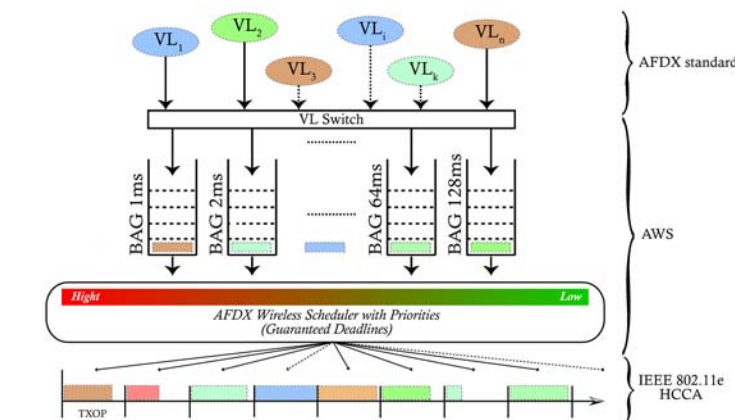


FIGURE 3.1 – Classification des VLs

3.1.2 Contrôle de la gigue et de la latence maximale

Selon la norme AFDX, la gigue d'une trame à la sortie d'un End-System est considérée comme la différence temporelle entre l'instant de transmission de la trame et le début du

BAG du VL auquel elle est associée (Figure 3.2). A partir de cette définition la latence d'une trame dans le End-System est égale à sa gigue de sortie.

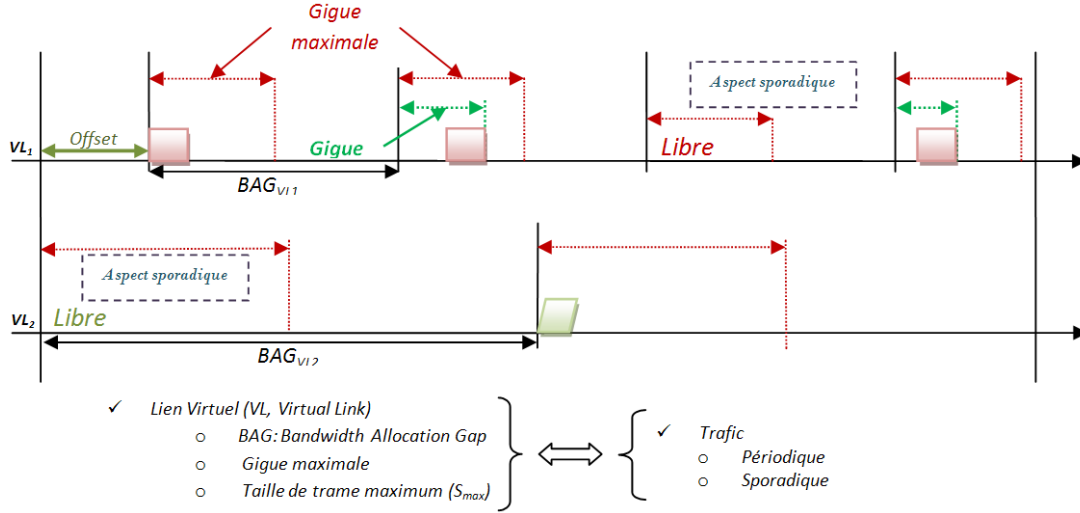


FIGURE 3.2 – Caractéristiques des VLs

Nous définissons un état "Actif" pour les VLs. Un VL est dit "Actif" lorsqu'il a atteint son BAG et qu'il dispose d'une trame à transmettre. De ce fait, l'instant de transmission t_i d'un VL_i dépend des caractéristiques des VLs en instance de transmission à l'instant ρ_i où VL_i devient "Actif". Les trames des VLs actifs sont réparties dans les files de transmission en fonction de leur BAG. La gigue du VL est donc donnée par :

$$gigue_{VL_i} = t_i - \rho_i \quad (3.1)$$

En partant de l'hypothèse que la QSTA reçoit un temps de transmission ($TXOP_{QSTA}$) suffisamment grand pour transmettre toutes les trames de ses files de transmission. Soit β l'instant où la QSTA reçoit son $TXOP_{QSTA}$, et ρ_i est l'instant où le VL_i devient actif.

- Si le VL_i devient actif avant que la QSTA ait reçu l'autorisation de transmettre, c'est-à-dire β est supérieur à ρ_i , on considère $Q_i \neq 0$ la quantité de trafic prioritaire en instance de transmission à l'instant β , $Q_i^{new}(t)$ la quantité de trafic prioritaire arrivée entre β et l'instant t_i et $Q_i^{rm}(t_i)$ la quantité de trafic prioritaire supprimée entre β et l'instant t_i pour cause d'échéance atteinte. L'instant de transmission t_i du VL_i est donné par :

$$t_i = \beta + T_{Q_i} + T_{Q_i^{new}(t_i)} - T_{Q_i^{rm}(t_i)} \quad (3.2)$$

La gigue du VL_i est donnée par :

$$gigue_{VL_i} = t_i - \rho_i = (\beta - \rho_i) + T_{Q_i} + T_{Q_i^{new}(t_i)} - T_{Q_i^{rm}(t_i)} \quad (3.3)$$

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 $Q_{rm}(t)$ et $(\beta - \rho_i)$ est le temps d'attente de la trame du VL_i avant le début du TXOP. Il faut noter que si la quantité de trafic prioritaire à l'instant β (Q_i) est nulle et que ρ_i est égale à β , on aura forcément t_i égal à ρ_i et le VL_i transmettra sa trame de suite et sa gigue sera nulle.

$$\begin{aligned} \{(Q_i = 0) \text{ et } (\rho = \beta)\} &\Rightarrow \{(Q_i^{new}(t_i) = 0) \text{ et } (Q_i^{rm}(t_i) = 0)\} \\ &\Rightarrow t_i = \rho_i \Rightarrow gigue_{VL_i} = 0 \end{aligned} \quad (3.4)$$

- Si $\beta \leq \rho_i < (\beta + TXOP_{Q_{STA}} - TXOP_{VL_i})$, avec $TXOP_{VL_i}$ le temps de transmission réservé au VL_i alors en considérant $Q_i \neq 0$, la quantité de trafic prioritaire en instance de transmission à l'instant ρ_i , $Q_i^{new}(t)$ la quantité de trafic prioritaire arrivée entre ρ_i et l'instant t et $Q_i^{rm}(t)$ la quantité de trafic prioritaire supprimée entre ρ_i et l'instant t pour cause de *deadline atteint*, on a :

$$t_i = \rho_i + T_{Q_i} + T_{Q_i^{new}(t_i)} - T_{Q_i^{rm}(t_i)} \quad (3.5)$$

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

$$gigue_{VL_i} = t_i - \rho_i = T_{Q_i} + T_{Q_i^{new}(t_i)} - T_{Q_i^{rm}(t_i)} \quad (3.6)$$

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

$$\begin{aligned} \{(Q_i = 0) \Rightarrow \{(Q_i^{new}(t_i) = 0) \text{ et } (Q_i^{rm}(t_i) = 0)\} \\ \Rightarrow t_i = \rho_i \Rightarrow gigue_{VL_i} = 0 \} \end{aligned} \quad (3.7)$$

Pour contrôler la gigue et éviter que $gigue_{VL_i}$ soit supérieure 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 "Actif". Sa valeur initiale est égale à G_{max} et elle se décrémente au cours du temps. Le VL entre dans l'état "Critique" lorsque son DC atteint un seuil nommé Δ . Ce seuil est atteint lorsque :

$$gigue_{VL_i} \geq G_{max} - \Delta \quad (3.8)$$

Nous définissons une nouvelle file de transmission nommée file "Critique" (voir la Figure 3.3b). La file "Critique" a la plus haute priorité. Un VL dans l'état "Critique" aura sa trame

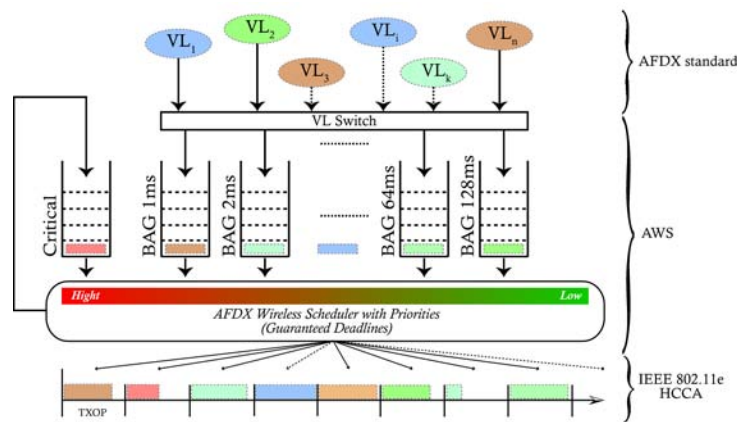


FIGURE 3.3 – File critique

dans la file "Critique". 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.

$$\Delta \geq Tx_{frame_{max}} \quad (3.9)$$

A partir de ces considérations, T_{Q_i} et $T_{Q_{new}(t)}$ sont donnés par les équations (3.10) et (3.11).

$$T_{Q_i} = \sum_{i=1}^{c_p} TXOP_{VL_i} + \sum_{j=1}^c TXOP_{VL_j} + \sum_{k=1}^{r_p} TXOP_{VL_k} \quad (3.10)$$

$$T_{Q_{new}(t)} = \sum_{i=1}^{c_{p,new}(t)} TXOP_{VL_i} + \sum_{j=1}^{c_{new}(t)} TXOP_{VL_j} + \sum_{k=1}^{r_{p,new}(t)} TXOP_{VL_k} \quad (3.11)$$

Soit α le minimum entre l'instant où la station reçoit l'autorisation de transmettre β et l'instant où le VL_i devient actif ρ_i . c_p est le nombre de VL "Actif" prioritaire à l'instant α , c est le nombre de VL "Critique" à l'instant α , r_p représente le nombre de VL en retransmission à l'instant α ayant une plus proche échéance (section 3.2), $c_{p,new}(t_i)$ est le nombre de nouveaux VLs "Actif" prioritaires entre les instants α et t_i , $c_{new}(t_i)$ est le nombre de VL moins prioritaire au début et qui devient "Critique" entre les instants α et t_i , et enfin r_p représente le nombre de nouveaux VLs en retransmission entre les instants α et t_i ayant un plus proche échéance.

3.2 Politique de gestion de la retransmission

La norme IEEE 802.11e HCCA et les contributions utilisent le principe de contrôle d'erreur *ARQ* (*Automatic Repeat Query*). Il faut noter que toutes les contributions sur l'HCCA ne prennent pas en compte les pertes de paquets et la retransmission des trames. Dans l'HCCA, lorsqu'une QSTA perd une trame suite à un non acquittement, elle retransmet automatiquement la trame jusqu'à recevoir un acquittement positif ou jusqu'à atteindre un nombre de retransmission prédéfini. La QSTA arrête aussi la retransmission lorsque la trame atteint son échéance. Dans un contexte avionique, les retransmissions automatiques et successives de la trame d'un VL peuvent facilement entraîner l'échéance des trames en attente de transmission appartenant à d'autres VLs. Ceci devient problématique dans la mesure où le réseau AFDX exige l'isolement et l'absence de propagation des erreurs. Pour éviter que les retransmissions influent sur les échéances des trames en instance de transmission, la solution la plus plausible consiste à transmettre d'abord les trames en attente des VLs dans les états "Critique" et "Actif" et ensuite transmettre les trames des VLs dans l'état "Retransmission". Un VL est dans l'état "Retransmission" lorsque sa trame est perdue et n'a pas atteint son échéance. Cette méthode permet d'éviter que la retransmission d'une trame entraîne l'échéance des autres trames en attente de transmission. Cette méthode peut présenter quelques limites dans la mesure où la retransmission d'une trame d'un VL "Critique" après la transmission de l'ensemble des trames des VLs "Critique" et "Actif", peut entraîner son échéance.

En résumé : La retransmission immédiate consécutive d'une trame perdue peut entraîner l'échéance des trames des VLs "Actif" ou "Critique" en attente de transmission. De même la retransmission d'une trame perdue à la fin de la transmission de l'ensemble des trames des VLs "Critique" et "Actif" peut entraîner son échéance, sachant que parmi les trames des VLs "Actif", il peut y avoir certaines qui ne sont pas en urgence de transmission.

Pour pallier à ces deux problèmes, notre politique de retransmission consiste à réordonner la trame perdue avec l'ensemble des trames présentes dans les files de transmission en se basant sur les échéances. De ce fait, lorsqu'une trame est perdue, elle sera retransmise uniquement lorsqu'elle a la plus proche échéance et qu'elle n'a pas atteint son nombre de retransmissions prédéfini. Avec cette méthode, il peut arriver qu'une trame d'un VL "Actif" atteigne son échéance au profit d'une trame en retransmission. Par contre elle permet de satisfaire plus d'échéance. Pour gérer les trames en retransmission, nous utilisons une file de transmission "Retransmission" (Figure 3.4) où sont insérées les trames en retransmission en fonction de leur échéance. Les trames en retransmission avec les plus proches échéances sont prioritaires dans la file de retransmission.

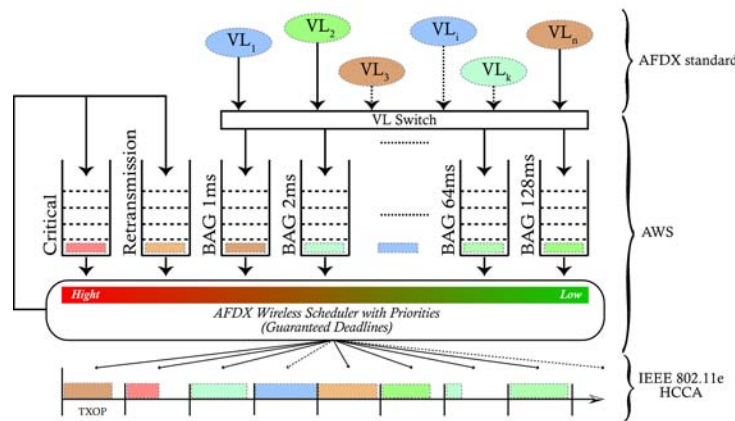


FIGURE 3.4 – File de retransmission

Nous notons qu'AWS utilise 10 files de transmission dont 8 pour la classification des VLs et la définition des priorités entre les VLs, une file pour la gestion de la gigue et de la latence maximale (file critique) et une dernière nommée la file "Retransmission" pour la gestion de la retransmission des trames perdues. Le processus d'ordonnancement AWS est défini dans la section 3.5. Dans la suite de ce chapitre, nous définissons les besoins en bande passante des VLs dans le réseau hybride.

3.3 Expression des besoins de bande passante

Dans la partie sans fil IEEE 802.11e du réseau hybride, la bande passante du support de communication est partagée entre toutes les QSTA/ESs associées au QAP et de ce fait la bande passante est intrinsèquement partagée entre tous les VLs appartenant au même BSS. Pour offrir une garantie de bande passante, nous considérons l'ensemble des VLs présents dans la partie radio IEEE 802.11e du réseau hybride. Selon la norme AFDX, la bande passante réservée à un VL_i est donnée par S_{max}/BAG_i . Cela signifie que dans chaque BAG_i le VL_i peut transmettre une taille de trame maximale. En prenant l'hypothèse que chaque VL occupe l'ensemble de la bande passante qui lui est réservée, la valeur du BAG étant constante, le trafic véhiculé par le VL_i devient un trafic périodique avec le BAG comme période. Dès lors, pour garantir une bande passante à tous les VLs du réseau, il suffit de leur garantir une bande passante dans une période égale au plus petit commun multiple des BAGs [67]. Cette période sera appelée *Période d'Ordonnancement*, PO. La

valeur du BAG est donnée par 2^k avec ($0 \leq k \leq 7$), de ce fait les BAG se divisent et sont multiples entre eux. Soit BAG_{max} , le plus grand BAG de la partie sans fil du réseau hybride. BAG_{max} est le plus petit commun multiple de tous les BAGs des VLs présents dans la partie sans fil du réseau. La valeur de la PO est donc égale au BAG_{max} .

Soit $TXOP_{VL_i}$ le temps de transmission réservé au VL_i dans chaque BAG_i . Si N est le nombre de VL du BSS, pour garantir une bande passante à tous les VLs, nous devons satisfaire à l'équation (3.12). Cela signifie que la somme de l'ensemble des temps de transmission réservé aux VLs, $TXOP_{VL}$ doit être inférieur à la PO. Le nombre de $TXOP_{VL}$, n_i alloué au VL_i dans chaque période d'ordonnancement, est donné par l'équation (3.13). Notons que la période d'ordonnancement PO est égale au BAG_{max} . A partir des équations (3.12) et (3.13) pour garantir une bande passante à chaque nœud/VL, nous devons satisfaire à l'équation (3.14).

$$\sum_{i=1}^n n_i \cdot TXOP_{VL_i} \leq BAG_{max} \quad (3.12)$$

$$n_i = \frac{BAG_{max}}{BAG_i} \quad (3.13)$$

$$\sum_{i=1}^n \frac{TXOP_{VL_i}}{BAG_i} \leq 1 \quad (3.14)$$

Chaque VL étant considéré comme un flux qui reçoit un temps de transmission dans chacun de ces BAG, le temps de transmission $TXOP_{VL_i}$ réservé au VL_i est considéré comme un TXOP alloué au VL_i par l'ordonnanceur local. Pour chaque VL_i , le $TXOP_{VL_i}$ est calculé à partir de la taille de trame maximale selon la norme IEEE 802.11e. Le VL_i transmet une seule trame par $TXOP_{VL_i}$. Le $TXOP_{VL_i}$ pour les VLs est donné par l'équation (3.15).

$$TXOP_{VL_i} = Smax_{TxTime} + O \quad (3.15)$$

$Smax_{TxTime}$ est le temps de transmission d'une trame de taille maximum $Smax$ égale à 1554 octets. O représente les Overheads (polling, acquittement et temps inter-trames).

Au niveau de la QSTA, chaque VL est considéré comme un flux dans le réseau avec un trafic périodique qui reçoit un temps de transmission ($TXOP_{VL}$) qui lui est propre. Le temps de transmission ($TXOP_{VL}$) est alloué aux VLs par l'ordonnanceur local AWS. En effet lorsqu'une $QSTA_i$ reçoit son $TXOP_{QSTA_i}$, AWS se charge de répartir cette bande passante aux différents VLs présents dans la $QSTA_i$. L'équation 3.14, nous permet de garantir une bande passante à tous les VLs présents dans le BSS. Le contrôle hybride présent dans le QAP gère la répartition de la bande passante entre les QSTAs et AWS partage la bande passante de la station entre les VLs. Le contrôle hybride se charge de définir la bande passante nécessaire à chaque QSTA pour satisfaire les exigences temporelles des VLs. Cette partie sera détaillée dans le chapitre 4.

3.4 Gestion de la bande passante allouée aux VLs

Notre politique d'ordonnancement local est basée sur une réservation de bande passante pour chaque VL dans chacun de ses BAG [92], [93]. Dans chaque BAG, Le VL reçoit une bande passante pour transmettre sa trame. Il faut noter que la QSTA reçoit un $TXOP_{QSTA}$ qu'elle partage entre les VLs actifs, en retransmission ou critiques, grâce à l'ordonnanceur local. Chaque VL transmet sa trame dans un $TXOP_{VL}$ qui lui est propre. Le VL transmet une trame par $TXOP_{VL}$, ce qui est suffisant car dans chaque BAG le VL a au plus une trame à transmettre. Le $TXOP_{VL}$ est calculé à partir de la trame de taille maximale selon la norme IEEE 802.11e. Cependant, la plupart des VLs ont des tailles de trame variables et comprises entre leur S_{max} et leur S_{min} . S_{max} est la taille de trame maximale du VL et S_{min} est la taille de trame minimale du VL. Les VLs n'utilisent donc pas l'ensemble de la bande passante qui leur est allouée. Il y a aussi l'aspect sporadique des VLs à prendre en considération. En effet un VL peut ne pas avoir de trame à transmettre durant un BAG. Cela signifie que le VL n'utilisera pas la bande passante ($TXOP_{VL}$) qui lui est attribuée. Le $TXOP_{VL}$ est donné par l'équation 3.15, il peut aussi être exprimé par l'équation 3.16, c'est à dire la somme entre la bande passante réellement (Bw_{real}) utilisée par le VL et la bande passante libre, Bw_{free} restant du TXOP. Bw_{real} est égale au temps de transmission de la trame du VL plus les "Overhead" de transmission.

$$TXOP_{VL_i} = Bw_{real} + Bw_{free} = (Tx_{frame} + O) + Bw_{free} \quad (3.16)$$

Cette politique de réservation de bande passante est aussi valable pour l'ordonnanceur local de référence (RS, Reference Scheduler) basé sur le principe du *premier arrivé premier servi*. Nous proposons donc deux stratégies pour gérer la bande passante réservée à chaque VL, dans le but de résoudre le problème de sur-évaluation de bande passante réservée aux VLs des méthodes de base (AWS, RS). Ces méthodes permettent aux trames des VLs d'être transmises plus tôt que prévu. Ces stratégies sont donc : L'*Optimized Solution* et le *Release Bandwidth Solution*.

3.4.1 Méthode Optimized Solution

La première solution est appelée *Optimized Solution*. Cette solution est appliquée à AWS et RS. La version avec AWS est nommée OAWS (*Optimized AWS*) et celle associée à RS est appelée ORS (*Optimized RS*). Cette méthode consiste avec OAWS à transmettre les trames dans les états "Critique" et "Retransmission" dans les bandes passantes non utilisées des $TXOP_{VL}$. Cela, nous permettra ré-utiliser des bandes passantes libres, mais aussi d'avancer les instants de transmission de certaines trames. L'efficacité de cette méthode dépend de la taille des trames en entrée du réseau. Plus les tailles de trame sont grandes, plus les bandes passantes non utilisées dans les $TXOP_{VL}$ sont faibles, et par conséquent plus la probabilité de transmission d'une trame critique ou en retransmission dans ces bandes passantes diminue.

Soulignons que pour transmettre une trame dans la bande passante libre d'un $TXOP_{VL}$, il faut que la bande passante nécessaire pour transmettre la trame soit inférieure à la bande

passante libre. Dans le cas échéant, l'ordonnanceur OAWS attend la fin du TXOP et continue sa politique d'allocation de bande passante. Cette solution limite considérablement le nombre de paquets rejetés pour cause d'échéance atteinte.

Dans le cas de l'ordonnement de référence RS, nous avons contribué au modèle ORS (*Optimized RS*), mais uniquement sur les paquets en retransmission ; puisqu'il n'existe pas de mécanisme de classification des flux ni de notion d'état critique dans le modèle RS.

La Figure 3.5 présente les chrono-grammes de l'allocation de $TXOP_{VL}$ classique (AWS et RS) et de la stratégie *Optimized Solution*. La Figure 3.5(a), illustre la méthode classique et la Figure 3.5(b) représente la méthode *Optimized Solution*. Dans la Figure 3.5(a), la trame "data₁" est transmise dans le premier TXOP. Elle est perdue à cause des perturbations du canal et doit être retransmise, étant donnée qu'une seule trame est transmise par $TXOP_{VL}$ dans la méthode classique (AWS et RS). La trame "data₁" est retransmise dans le $TXOP_{VL}$ suivant. La trame "data₂" est donc retardée d'un $TXOP_{VL}$. la trame "data₂" est perdue à son tour et doit être retransmise dans le TXOP suivant, cependant elle atteint son échéance avant, et elle est donc rejetée.

Avec la méthode *Optimized solution*, la Figure 3.5(b), la trame "data₁" est retransmise dans son propre TXOP (deux trames dans le même TXOP). Ce qui permet de ne pas retarder l'instant de transmission de la trame "data₂" appartenant à un autre VL. La trame "data₂" a pu être retransmise avant son échéance contrairement à la méthode classique (AWS, RS).

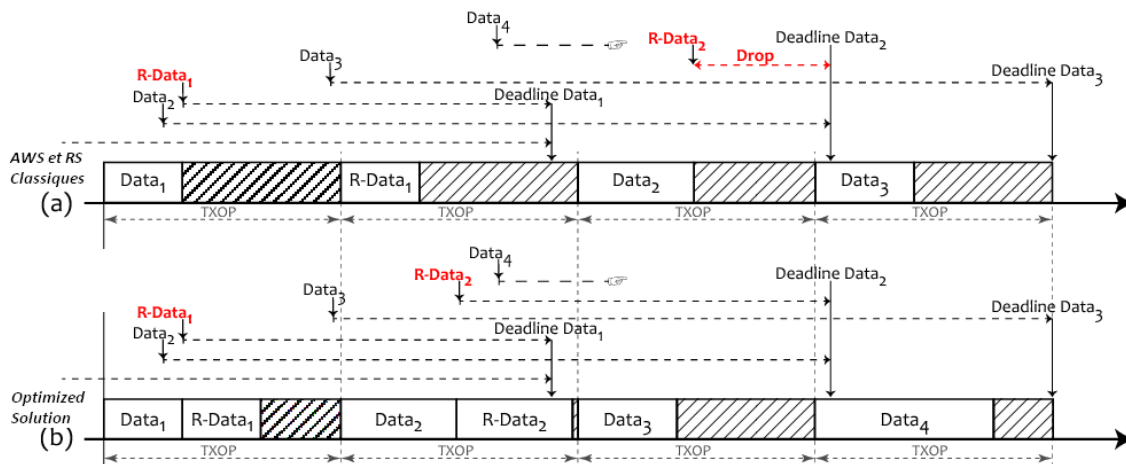


FIGURE 3.5 – Méthode *Optimized solution*

3.4.2 Méthode Release Bandwidth Solution

La deuxième solution est appelée *Release Bandwidth Solution*, *RB*. Cette méthode appliquée à AWS est nommée AWS-RB et associée à RS, elle est nommée RS-RB. Cette stratégie consiste à libérer la bande passante libre de chaque $TXOP_{VL}$. Comme pour la méthode "Optimized Solution", l'efficacité de cette méthode est fonction de la taille des trames en entrée du réseau. Plus les tailles de trames sont grandes, plus la bande passante libérée (libre) diminue. Cependant comparée à la méthode *Optimized Solution*,

cette méthode nous permet de gagner en bande passante et d'avancer les instants de transmission des trames, quelque soit la taille des trames. Il suffit qu'elle soit inférieure à la taille maximale.

Nous utilisons dans cette stratégie 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. Dans la Figure 3.6(c), nous avons le chrono-gramme de la méthode *Release Bandwidth Solution*. Nous notons l'avancée des instants de transmission des trames suite à la libération des bande passante libre des $TXOP_{VL}$. De la libération des bandes passantes libre des $TXOP_{VL}$ résulte des $TXOP_{VL}$ variables et propres à la trame de chaque VL.

La trame "data₁" est retransmise de suite, juste après sa perte de trame liée au support de communication. La trame "data₂" est transmise juste après la retransmission de la trame "data₁". La méthode *Release Bandwidth Solution* n'attend pas la fin du $TXOP_{VL}$ réservé à la trame "data₁" pour transmettre la trame "data₂", comme l'a effectué la méthode *Optimized solution*, ou à la fin des $TXOP_{VL}$ réservés à la trame "data₁" et à sa retransmission dans la méthode classique (AWS, RS).

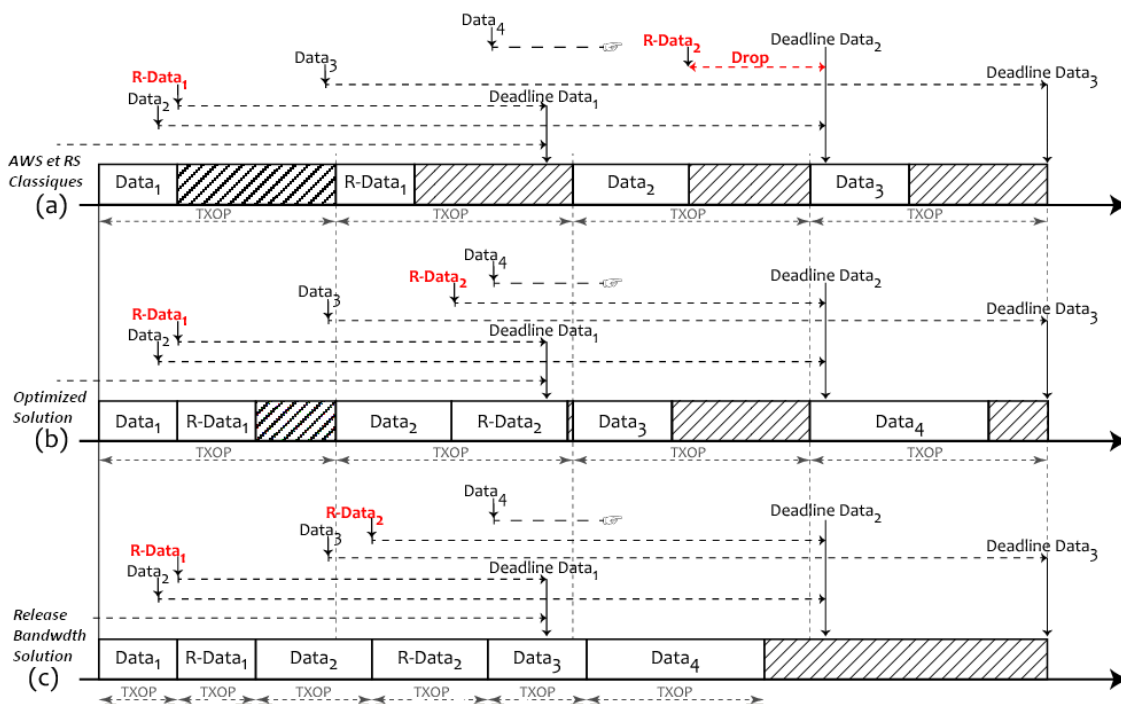


FIGURE 3.6 – Méthode *Release Bandwidth Solution*

3.5 Processus d'ordonnancement AWS

Dans cette section, nous définissons les différentes étapes de l'ordonnancement local AWS. Mais préalablement nous définissons d'abord les différents états des VLs.

3.5.1 Définition des différents états des VLs

Dans la Figure 3.7, nous définissons les différents états occupés par les VLs durant la phase d'ordonnancement. Les états sont donc : "Idle", "Actif" ($BAG[i]_{queue}$), "Network", "Retransmission" ($Retrans.queue$), "Critique" ($Critical.queue$) et l'état "Drop".

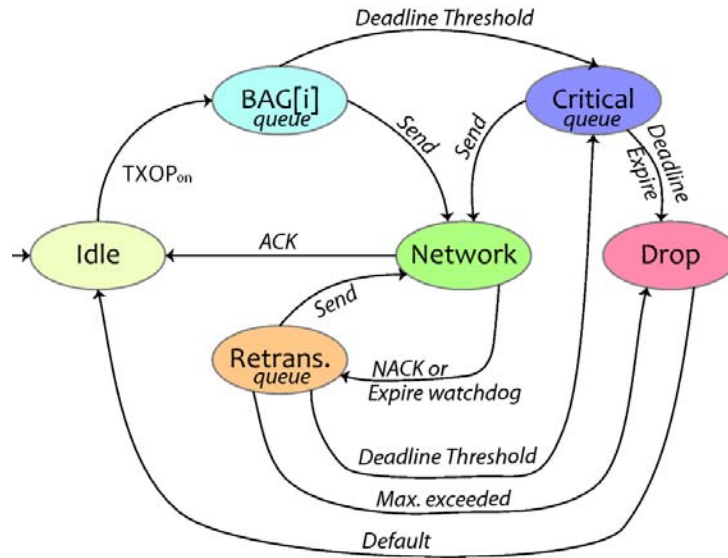


FIGURE 3.7 – Processus des états des VLs

Un VL est à l'état "Idle", lorsqu'il attend le début de son prochain BAG, ou lorsqu'il n'a pas de trame à transmettre. Dès que le VL atteint le début de son BAG et dispose d'une trame en attente de transmission, il devient "Actif" et sa trame est insérée dans la file de transmission correspondant à son BAG ($BAG[i]_{queue}$). Lorsque sa trame est en cours de transmission ou de retransmission, le VL passe dans l'état "Network". Si la trame est bien transmise ou retransmise, la QSTA reçoit une trame d'acquiescement et le VL redevient "Idle" jusqu'à son prochain début de TXOP, sinon le VL passe dans l'état "Retransmission" et sa trame est insérée dans la file de retransmission en fonction de son échéance. Lorsque le temps d'attente atteint un seuil δ dit "*Deadline Threshold*", le VL devient "Critique" et sa trame est insérée dans la file critique ($Critical.queue$) en fonction de son échéance. Le seuil est atteint lorsque le temps d'attente de la trame est égale à $G_{max} - \Delta$ où Δ est la période critique du VL, G_{max} est la gigue ou la latence maximale de la trame dans la QSTA. La trame est rejetée lorsqu'elle atteint son échéance ou lorsqu'elle atteint son nombre de retransmissions prédéfini, le VL passe dans l'état "Drop". Cet état est un état de transition, le VL passe donc automatique à l'état "Idle". La caractérisation ces états nous permet de définir l'algorithme d'ordonnancement AWS.

3.5.2 Étapes de l'ordonnancement

Le processus d'ordonnancement AWS suit les étapes suivantes :

- **Etape 1 :** AWS vérifie s'il existe au moins un VLs à l'état "Critique". Si oui, AWS autorise le VL¹ de l'état "Critique" ayant le plus petit DC , *Deadline Counter*² (voir 3.1.2) à transmettre sa trame et passe à l'étape 6. Sinon AWS passe à l'étape 2. L'état du VL transmetteur devient "Network"
- **Etape 2 :** AWS vérifie s'il existe des VLs dans les états "Actif" et "Retransmission". Si oui, AWS compare l'échéance du VL en retransmission ayant le plus petit DC avec celui du VL ayant le plus petit BAG parmi les VLs à l'état "Actif". 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. L'état du VL transmetteur devient "Network"
- **Etape 3 :** AWS vérifie s'il existe uniquement des VLs à l'état "Actif". Si oui, AWS autorise le VL à l'état "Actif" ayant le plus petit BAG à transmettre sa trame et passe à l'étape 6. Sinon AWS passe à l'étape 4. L'état du VL transmetteur devient "Network"
- **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. L'état du VL transmetteur devient "Network"
- **Etape 5 :** Aucun VL n'a de trame à transmettre³. La trame QoS_{Null} est sélectionnée. On passe à l'étape 6.
- **Etape 6 :** Le VL sélectionné transmet sa trame QoS_{Data} dans le $TXOP_{QSTA}$. AWS met à jour la liste des VLs dans l'état critique. Cette mise à jour consiste à déplacer les trames des VLs ayant atteint leur seuil Δ , des files actives $BAG[i]_{queue}$ vers la file *Critical.queue*. Les VLs correspondants passe de l'état "Actif" vers l'état "Critique". Nous notons que dans la file critique, les VLs sont ordonnés selon la plus petite échéance. Les trames ayant atteint leur échéance sont supprimées et les VLs associés passent à l'état "Drop" puis à l'état "Idle".

Fin 6

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

2. Nous notons : le VL avec le plus petit DC a la plus proche échéance.

3. C'est l'aspect sporadique.

3.6 Conclusion

Ce chapitre 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 ce chapitre nous proposons un algorithme d'ordonnancement AWS qui améliore l'ordonnanceur de référence HCCA (RS) en se basant sur une politique de gestion des contraintes temporelles avec la classification des VLs en fonction de leur BAG et la définition d'une politique de gestion de la gigue et de la latence maximale. AWS prône une politique d'isolement des erreurs avec un traitement individuel des flux et une politique de gestion de la retransmission des paquets perdus. Nous définissons aussi une expression des besoins en bande passante de l'ensemble des VLs du réseau. Nous notons qu'avec l'AFDX, chaque VL a une bande passante qui lui est dédiée et calculée à partir de la taille de trame maximale du VL. En définissant cette politique d'allocation de bande passante sur l'IEEE 802.11e HCCA avec l'hypothèse que chaque VL est un flux, un $TXOP_{VL}$ est alloué à chaque VL dans chacun de ces BAG. Selon l'IEEE 802.11e HCCA le TXOP est calculé en fonction de la taille de trame maximale, si une seule trame est transmise dans le $TXOP_{VL}$. Cependant AWS et RS n'optimisent pas la bande passante allouée aux VLs, ce qui résulte à une sur-évaluation de la bande passante allouée aux VLs. Pour répondre à cette problématique, nous avons proposé dans ce chapitre deux stratégies de gestion de la bande passante libre (c'est-à-dire la bande passante non utilisée) dans chaque TXOP. Ces stratégies ont pour objectif de réutiliser les bandes passantes libres des $TXOP_{VL}$ et ainsi avancer les instants de transmission prévus des trames des VLs permettant de réduire le nombre de paquets rejetés pour cause d'échéance atteinte. Ces stratégies sont donc : l'*Optimized Solution* et le *Release Bandwidth Solution*. La solution *Optimized Solution*, appliquée à AWS est nommée OAWS comme *Optimized AWS* et celle appliquée à RS est nommée ORS comme *Optimized RS*. Cette méthode consiste à utiliser la bande passante libre de chaque $TXOP_{VL}$ pour transmettre les trames appartenant à d'autres VLs. La solution OAWS permet de transmettre les trames des VLs dans les états "Critique" et "Retransmission" dans la bande passante libre, alors que la solution ORS permet uniquement de transmettre les trames en retransmission ; puisqu'il n'existe pas de mécanisme de classification des flux et de notion d'état critique. La deuxième solution, appelée *Release Bandwidth Solution*, *RB*. Cette méthode appliquée à AWS donne AWS-RB et associée à RS, elle est nommée RS-RB. Cette stratégie consiste à libérer la bande passante libre de chaque $TXOP_{VL}$ et ainsi avancer les instants de transmission des trames des VLs en attente de transmission. Comparée à la méthode *Optimized Solution*, cette méthode nous permet de gagner en bande passante et d'avancer les instants de transmission des trames, quelque soit la taille des trames ; il suffit simplement quelle soit inférieure à la taille maximale. Les résultats de ces contributions sont présentées au 5.3.1 et montrent l'intérêt de la politique de gestion de la latence et de la gigue, et de la gestion de la retransmission. Ces politiques sont inexistantes dans l'HCCA de référence.

Chapitre 4

Ordonnancement et un contrôle d'admission centralisés

Contents

4.1	Description de l'ordonnancement centralisé	88
4.2	Phase d'ordonnancement hors-ligne	90
4.2.1	Définition de l'intervalle de service et de la période d'ordonnancement	91
4.2.2	Surplus de bande passante pour la retransmission	92
4.2.3	Méthode AFBA, Advanced Fixe Bandwidth Allocation	94
4.2.4	Méthode VBA, Variable Bandwidth Allocation	99
4.3	Ordonnancement en ligne	107
4.4	Conclusion	108

La méthode d'accès IEEE 802.11e HCCA est utilisée sur une configuration avec infrastructure dotée d'un contrôleur hybride implémenté sur le QAP qui gère l'accès au support de communication radio. Le support de communication est partagé entre toutes les QSTAs associées au QAP ; les communications s'effectuent en Half-Duplex. Chaque QSTA dispose de plusieurs VLs sortants¹ qui sont soumis à des besoins de garantie de bande passante et à des exigences de latence et de gigue bornées. Avec la méthode d'accès de référence HCCA, dans chaque intervalle de service, chaque QSTA reçoit un temps de transmission (TXOP) pour transmettre ses trames [122]. Le TXOP d'une QSTA est statique et calculé à partir du temps de transmission du nombre moyen de trames arrivant dans les files de transmission par intervalle de service. Dans un contexte AFDX, les VLs sont asynchrones et n'ont pas les mêmes caractéristiques : BAG, gigue, taille de trame maximale et offset. Cela signifie que le nombre de trames entrants dans les files d'attente de la QSTA par unité de temps est variable. Le TXOP moyen prévu par la norme ne nous permet pas de garantir que toutes les trames des VLs seront transmises avant leurs échéances. Par exemple, si nous avons une forte rafale de trames entrant dans les files d'attente de la QSTA, le TXOP moyen de l'HCCA devient insuffisant pour transmettre toutes les trames. De plus, nous avons aucune garantie que les trames non transmises dans le TXOP courant le seront avant leur échéance. Des solutions d'adaptation de la valeur du TXOP en fonction de l'état des files d'attente ont été proposées dans la littérature scientifique. Ces solutions sont basées soit sur une estimation de la quantité de trafic en attente de transmission [3], [83], [87], soit sur les informations reçues en feedback dans les trames de données [10], [57], [32] et [11]. Ces méthodes permettent d'avoir des TXOPs variables en fonction de l'état du réseau. Cependant, la variabilité du TXOP d'une QSTA entraîne une gigue et dans certain cas une latence supplémentaire aux VLs appartenant aux autres QSTAs.

Nous proposons dans ce chapitre une méthode d'ordonnancement nommée AFS-HCCA pour les flux AFDX (VLs) sur un support de communication sans fil 802.11e HCCA (voir la section 2.2 du chapitre 2). L'AFS-HCCA a pour objectif de garantir les exigences des VLs sur la partie sans fil IEEE802.11e. L'AFS-HCCA définit deux ordonnanceurs : un ordonnanceur local nommé AWS présent dans toutes les stations du BSS et un ordonnanceur centralisé implémenté sur le QAP. Nous avons présenté AWS dans le chapitre 3. AWS sérialise les trames au niveau de la QSTA en fonction de leurs contraintes temporelles. Cependant cela ne suffit pas pour les exigences temporelles des trames. En plus de l'ordonnancement AWS local des trames, il est nécessaire de définir un ordonnancement centralisé des QSTAs qui aura pour rôle de satisfaire les besoins de bande passante de ces dernières et de définir leurs instants de polling afin de satisfaire aux contraintes temporelles.

4.1 Description de l'ordonnancement centralisé

Nous proposons dans cette partie un ordonnancement centralisé pour gérer l'accès au support de communication sans fil des QSTAs. L'ordonnancement centralisé définit deux phases d'ordonnancement : une phase d'ordonnancement hors-ligne et une phase

1. Les VLs entrants des QSTAs sont considérés comme des VLs sortants du QAP.

d'ordonnement en ligne. La phase d'ordonnement hors-ligne se déroule avant le démarrage du système de communication. Elle se base sur les informations connues des VLs et a pour rôle de définir une table d'ordonnement où sera définie le schéma de polling des QSTAs et la quantité de ressources à allouer à chaque QSTA au cours du temps. La phase d'ordonnement en ligne se déroule durant le fonctionnement du système et a pour rôle de lire la table d'ordonnement, d'interroger les stations et d'allouer les TXOPs.

La méthode d'accès AFS-HCCA est construite suivant quatre grandes étapes, comme le montre la Figure 4.1 : (1) le découpage de l'espace temporel, (2) le contrôle d'admission, (3) la construction d'une table d'ordonnement et (4) la procédure d'exécution. Le découpage de l'espace temporel, le contrôle d'admission et la table d'ordonnement constituant les trois premières étapes représentent la phase d'ordonnement hors-ligne. La phase d'ordonnement en ligne est constituée de la procédure d'exécution.

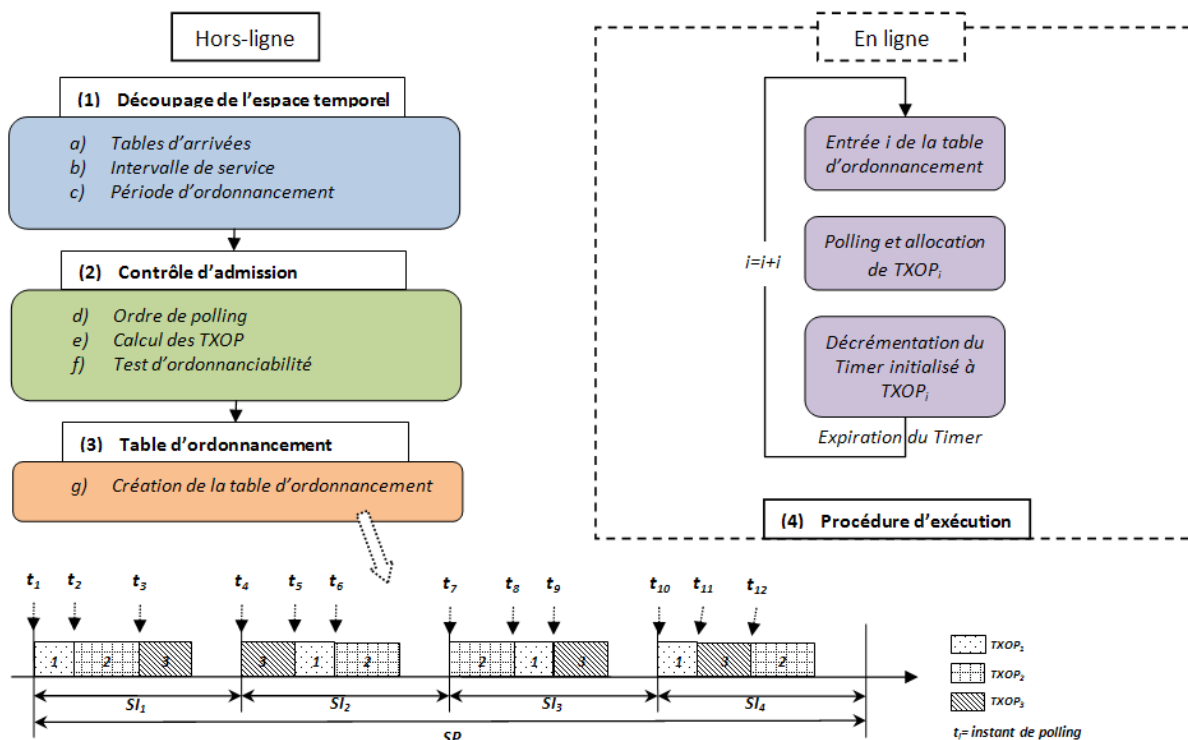


FIGURE 4.1 – Description de la méthode AFS-HCCA

Le découpage de l'espace temporel a pour objectif de définir la période d'ordonnement et la durée des intervalles de service (voir la Figure 4.1(1)). Dans l'étape de contrôle d'admission, l'AFS-HCCA définit l'ordre de polling des QSTAs, calcule les TXOPs des QSTAs et effectue un test d'ordonnanciabilité pour vérifier si toutes QSTA satisfont leurs échéances temporelles (voir la Figure 4.1(2)). L'AFS-HCCA utilise deux politiques de contrôle d'admission. La première méthode est basée sur une politique d'allocation de bande passante fixe nommée AFBA (*Advanced Fixed Bandwidth Allocation*). La deuxième méthode est basée sur une politique d'allocation de bande passante variable nommée VBA comme *Variable Bandwidth Allocation*. La troisième étape consiste à définir la table d'ordonnement. Cette table contient les instants de polling de l'ensemble des QSTAs et la

valeur des TXOPs sur toute la période d'ordonnement. Pour chaque intervalle de service la table définit la liste de polling des QSTAs et la valeurs de leurs TXOPs. La liste de polling par intervalle de service SI peut varier (voir la Figure 4.1(3)). La procédure d'exécution constitue la dernière étape de la méthode AFS-HCCA, elle s'effectue durant le fonctionnement du système (en ligne). Son rôle consiste à lire la table d'ordonnement, interroger les QSTA et leur allouer des TXOPs.

4.2 Phase d'ordonnement hors-ligne

Le réseau AFDX a la particularité d'avoir un trafic en entrée dont les caractéristiques sont connues, grâce à la notion de VL utilisée pour contrôler le trafic en entrée du réseau. Le trafic véhiculé par un VL peut être défini comme un trafic périodique et sporadique avec une gigue maximale et une latence maximale. Il faut noter que chaque VL est caractérisé par son BAG, sa taille de trame maximale, sa gigue et son offset, voir la Figure 4.2.

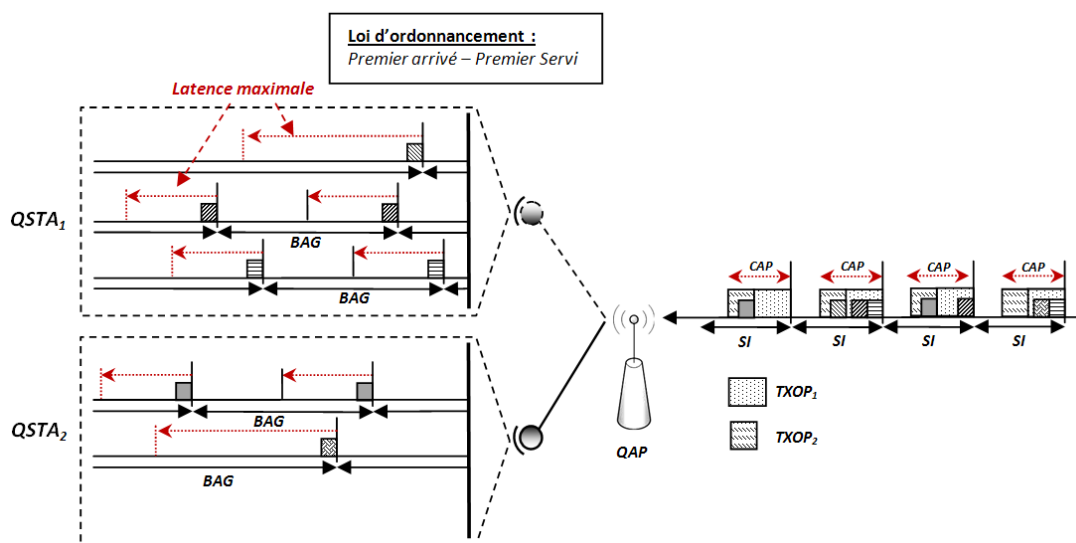


FIGURE 4.2 – Caractéristiques des VLs et polling des QSTAs

Chaque QSTA a plusieurs VLs sortants et chaque VL a ses propres besoins temporels. Connaissant les caractéristiques des VLs, chaque QSTA crée sa "table d'arrivées des trames" où elle définit tous les instants d'arrivée des trames de ces VLs. Chaque instant d'arrivée d'une trame correspond à une entrée dans la table d'arrivées. Pour chaque entrée de la table, la QSTA définit, l'instant d'arrivée de la trame, l'identifiant du VL auquel la trame est associée, son BAG, la latence maximale autorisée à la trame, la taille de la trame et la taille de trame maximale du VL auquel la trame est associée.

A partir de la table d'arrivées, nous connaissons le nombre de trames maximales arrivant dans les files d'attente par unité de temps dans chaque QSTA. La connaissance des caractéristiques des VLs, nous permet ainsi de définir les ressources nécessaires aux QSTAs pour tout intervalle de temps donné. Cependant, il ne suffit pas uniquement de garantir des ressources aux QSTAs, pour satisfaire les besoins temporels de VLs, l'ordon-

nancement hors-ligne doit aussi définir un schéma de polling des QSTAs (voir la Figure 4.2).

L'objectif final de l'ordonnement hors-ligne consiste à construire une table d'ordonnement où seront défini les instants de polling des QSTAs au cours du temps, ainsi que la valeur de leurs TXOPs. La table d'ordonnement hors-ligne est définie en fonction des besoins en bande passante et des contraintes temporelles des QSTAs.

4.2.1 Définition de l'intervalle de service et de la période d'ordonnement

Pour définir la table d'ordonnement hors-ligne des QSTAs, nous considérons que chaque VL occupe l'ensemble de la bande passante qui lui est réservée. La bande passante maximale d'un VL_i est donnée par $S_{max,i}/BAG_i$, avec S_{max} , sa taille de trame maximale. Ainsi, le trafic véhiculé par un VL peut être considéré comme un trafic périodique avec une gigue maximale donnée. Le BAG représente dans ce cas la période du VL. De ce fait, la durée de la table d'ordonnement, nommée *Scheduling Period*, (SP) ou période d'ordonnement, prend le plus petit commun multiple des BAGs. Comme les BAGs sont multiples entre eux alors la période SP est égale à la valeur du plus grand BAG de l'ensemble des VLs, voir l'équation 4.1.

$$SP = BAG_{max} \quad (4.1)$$

Cela signifie que la séquence des arrivées de trames dans les files d'attente de la QSTA sur une période égale à SP , se répète dans toutes les périodes SP suivantes. Ceci donne un ordonnancement cyclique qui se répète sur toute la durée de la communication (voir la Figure 4.3).

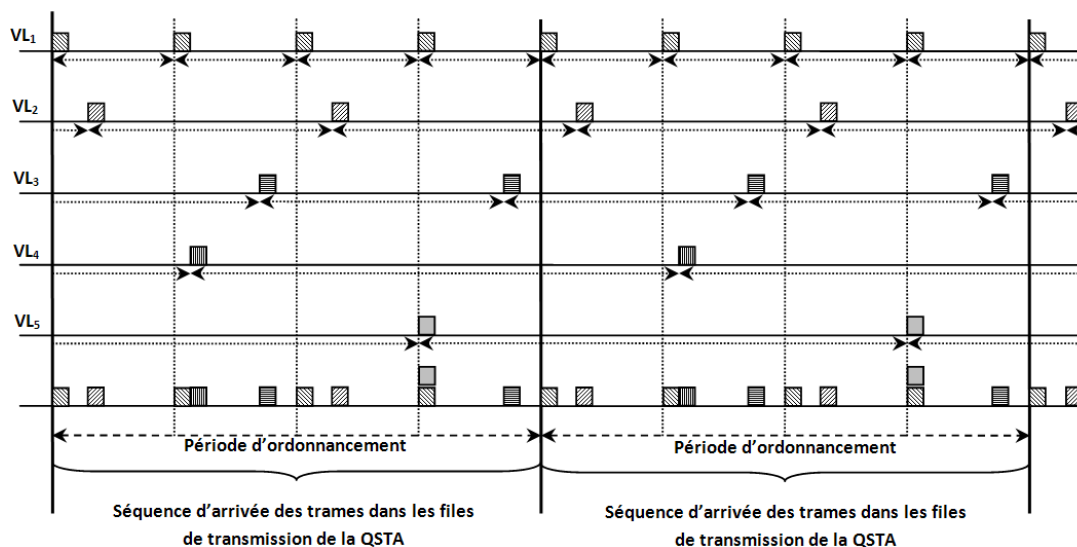


FIGURE 4.3 – Séquence d'arrivée de trame VL

A l'intérieur de la période d'ordonnancement (SP), l'ordonnancement hors-ligne suit le même découpage temporel que l'ordonnancement de référence HCCA (voir la Figure 4.4). L'espace temporel est découpé en intervalle de service (SI). Dans chaque intervalle de service, les QSTAs sont interrogées par le contrôleur hybride. Chaque station interrogée reçoit un TXOP pour transmettre ses trames. Dans notre cas d'étude, nous n'avons pas de trafic en EDCA pour des soucis de garantie de bande passante. Toutes les trames des VLs sont transmises en mode HCCA.

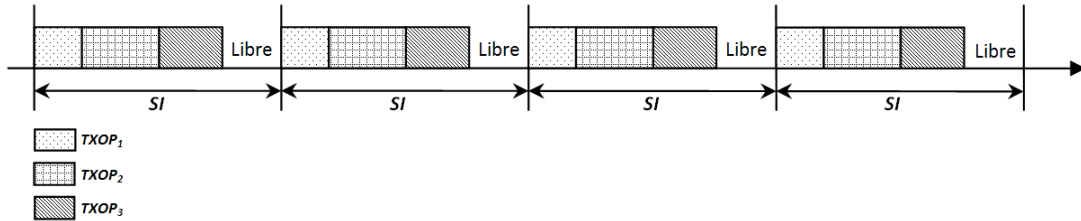


FIGURE 4.4 – Découpage de l'espace temporel

La définition de l'intervalle de service suit la norme IEEE 802.11e (voir la section 1.3). L'intervalle de service de l'ordonnancement est défini comme étant égal à la plus petite des latences maximales autorisées (gigues maximales) des VLs appartenant au BSS. La gigue maximale d'un VL_i dans la QSTA est égale à $BAG_i/2$. n représente le nombre de VLs dans le BSS et SP est un multiple de SI .

$$SI = \min_{i \in [1, n]} \left(\frac{BAG_i}{2} \right) \quad (4.2)$$

Pour définir le contrôle d'admission hors-ligne des QSTAs, nous proposons deux méthodes : l'AFBA comme (*Advanced Fixed Bandwidth Allocation*) et VBA comme *Variable Bandwidth Allocation*. La première méthode AFBA utilise une politique d'allocation de bande passante fixe, et un polling basé sur le principe du DM (Deadline-Monotonic). La deuxième méthode VBA est basée sur une politique d'allocation de bande passante variable et sur un polling selon l'EDF (Earliest Deadline First). Quelque soit la méthode utilisée, la bande passante allouée à la QSTA doit être suffisante pour satisfaire les besoins en ressources de la QSTA. Elle doit aussi permettre de satisfaire les contraintes temporelles des VLs de la QSTA. De ce fait, il est nécessaire de prévoir un surplus de bande passante pour les trafics en retransmission.

4.2.2 Surplus de bande passante pour la retransmission

Au vu des caractéristiques du support de communication radio, des erreurs de transmission restent fréquentes lors des transferts de données. La retransmission des trames perdues est une nécessité pour garantir un niveau de qualité de service suffisant, cependant elle nécessite une bande passante supplémentaire pour chaque QSTA. Dans cette partie nous définissons une méthode d'allocation de surplus de bande passante aux QSTAs pour transmettre leur trame en retransmission. Nous considérons la taille de trame

maximale (S_{max}) à 1554 octets. Elle est constituée de la trame maximale AFDX (1518 octets) et de l'entête MAC 802.11e (36 octets). En supposant qu'une trame est déclarée incorrecte si elle a au moins un bit erroné, la probabilité d'erreur (PER, Packet Error Rate) d'une trame de taille maximale est donnée par l'équation 4.3. BER (Bit Error Rate) représente le taux d'erreur binaire. Nous notons que l'équation 4.3 est une sur-estimation de la probabilité d'erreur des trames car elle ne prend pas en considération les techniques de correction d'erreur. Cependant, elle nous permet d'avoir une borne supérieure pessimiste du PER.

$$PER = 1 - (1 - BER)^{S_{max}}, \quad (4.3)$$

Nous considérons N_{frame} le nombre de trames transmises. En se basant sur l'équation 4.3, le nombre de trames reçues incorrectes est donné par :

$$N_{fr_{lost}} = \lceil N_{frame} \cdot PER \rceil \quad (4.4)$$

Les trames reçues incorrectes doivent être retransmises. Cependant il est possible que ces trames retransmises soient de nouveau reçues incorrectes car il existe toujours une probabilité d'erreur sur les trames. Le nombre de trames en retransmission sera la somme de l'ensemble des trames reçues erronées (voir l'équation 4.5). Dans le cas pratique le nombre de retransmission est limité à 7 pour les trames courtes et à 4 pour les trames longues. $N_{fr_{retrans}}$ représente le nombre maximal de retransmissions prévues.

$$N_{fr_{retrans}} = N_{fr_{lost}} + N_{fr_{lost}} \cdot PER + N_{fr_{lost}} \cdot PER^2 + \dots + N_{fr_{lost}} \cdot PER^6$$

$$N_{fr_{retrans}} = \sum_{n=0}^6 N_{fr_{lost}} \cdot PER^n \quad (4.5)$$

La somme 4.5 donne :

$$N_{fr_{retrans}} = N_{fr_{lost}} \cdot \frac{1 - PER^7}{(1 - PER)} \quad (4.6)$$

En remplaçant $N_{fr_{lost}}$ par sa valeur dans l'équation 4.3, nous obtenons :

$$N_{fr_{retrans}} = \left\lceil N_{frame} \cdot \frac{PER \cdot (1 - PER^7)}{(1 - PER)} \right\rceil \quad (4.7)$$

$\left(\frac{PER \cdot (1 - PER^7)}{(1 - PER)} \right)$ représente le facteur de retransmission $F_{retrans}$. Il est égal à 2,13 pour un BER=10⁻⁴ (médium dégradé) et à 0,127 pour un BER=10⁻⁵ en considérant les équations 4.3 et 4.7.

Dans la suite, nous présentons nos deux politiques de contrôle d'admission : l'Advanced Fixe Bandwidth Allocation (AFBA) et le Variable Bandwidth Allocation (VBA). Elles utilisent le facteur de retransmission pour un BER=10⁻⁵ qui est plus proche d'un cas réel de fonctionnement du médium sans fil, permettant de réserver une bande passante à la retransmission.

4.2.3 Méthode AFBA, Advanced Fixe Bandwidth Allocation

L'ordonnanceur de référence HCCA propose un ordre de polling statique des QSTAs et définit un TXOP de référence fixe pour chaque QSTA. Le TXOP de référence est défini comme étant le temps de transmission du nombre moyen de trames arrivant dans les files d'attente par intervalle de service. Cette méthode offre un temps de transmission moyen aux QSTAs et ne permet pas de garantir les contraintes temporelles des VLs suite à l'arrivée d'une rafale de trames.

Notre contribution dans cette partie consiste à proposer une méthode de calcul d'un TXOP fixe permettant de supporter les rafales de trames et de satisfaire leurs échéances. L'idée est de trouver le plus petit TXOP possible pour transmettre toutes les trames des VLs avant leur échéance. La méthode AFBA propose une méthode de calcul du TXOP, un schéma de polling basé sur Deadline-Monotonic, un surplus de bande passante pour la retransmission des trames perdues et un test d'ordonnanciabilité des QSTAs pour garantir leurs échéances. Nous notons aussi que la garantie des échéances est valable que pour un médium parfait avec un $BER = 0$, cependant il est prévu un surplus de bande passante pour les retransmissions dans les cas réels de $BER \neq 0$.

4.2.3.1 Schéma de polling

Pour satisfaire les exigences des VLs, AFBA est basé sur un schéma de polling périodique des QSTAs. Chaque QSTA doit recevoir un TXOP à chaque période égale à l'intervalle de service de l'ordonnancement. Les TXOPs étant fixes, nous définissons un ordre de polling statique des QSTAs. Cependant et contrairement à l'HCCA de référence, l'ordre de polling des QSTAs est basé sur la latence maximale autorisée des QSTAs. Les QSTAs avec les plus faibles latences maximales autorisées sont prioritaires, ceci afin de permettre aux QSTAs les plus contraints temporellement de transmettre leur trames en priorité. Étant donné que chaque QSTA a plusieurs VLs et que chaque VL a sa propre latence maximale, nous choisissons la latence maximale de chaque QSTA comme étant la plus petite latence de ses VLs. Ce choix a pour objectif de satisfaire toutes les latences des QSTAs.

4.2.3.2 Calcul de la valeur du TXOP

Chaque QSTA, connaissant les caractéristiques de ses VLs, calcule la valeur de son TXOP avant le démarrage du système. La QSTA définit un ordre de priorité entre les VLs en se basant sur la valeur de leur BAG. Un VL avec un plus petit BAG est prioritaire sur un VL avec un plus grand BAG. La QSTA définit une taille de trame nominale (S_{nom}) pour ces VLs. S_{nom} prendra la valeur de la plus grande taille de trame des VLs de la QSTA. Ce choix nous permet de définir un TXOP suffisamment grand pour transmettre toutes les trames avant leur échéance.

$$(BAG_i \leq BAG_j) \Rightarrow (Prio_{VL_i} \geq Prio_{VL_j}) \quad (4.8)$$

Nous définissons par L_i , la latence maximale autorisée du VL_i , et par x_i son offset. Pour satisfaire les échéances du VL_i , il faut qu'entre l'instant d'arrivée de la trame du VL_i et son échéance, que la quantité de trafic prioritaire plus le temps de transmission de la trame du VL_i soient inférieurs au temps de transmission reçue par la QSTA (voir l'équation 4.9).

$$Q_x(L_i) + Tx_{S_{nom}} \leq C_x(L_i) \quad (4.9)$$

$Q_x(t)$ est le temps de transmission de la quantité de trafic de l'ensemble des VLs prioritaires au VL_i entre les instants x et $x + t$ et $C_x(t)$ est somme des temps de transmission reçue par la QSTA entre les instants x et $x + t$. $Tx_{S_{nom}}$ représente le temps de transmission d'une trame nominale. $Q_x(t)$ est donnée par l'équation 4.10.

$$Q_x(t) = \sum_{k=1}^p Q_{xk}(t) + O_x(t) \quad (4.10)$$

$Q_{xk}(t)$ est le temps de transmission des trames du VL_k entre les instants x et $x + t$, le VL_k étant prioritaire au VL_i . p est le nombre de VLs prioritaires au VL_i et $O_x(t)$ représente les overheads dus au polling. Dans chaque BAG_k le VL_k transmet une trame par conséquent, $Q_{xk}(t)$ dépend de la valeur du BAG_k . De ce fait pour avoir le nombre de trame du VL_k dans l'intervalle $[x, x + t]$, nous divisons $(x + t) - x$ par BAG_k . $Q_{xk}(t)$ est donnée par le produit entre le nombre de trames du VL_k entre x et $x + t$, et le temps de transmission d'une trame nominale (voir l'équation 4.11).

$$Q_{xk}(t) = \left\lceil \frac{t}{BAG_k} \right\rceil \times Tx_{S_{nom}} \quad (4.11)$$

A partir des équations 4.10 et 4.11, $Q_x(t)$ est donnée par l'équation 4.12.

$$Q_x(t) = \sum_{k=1}^p \left(\left\lceil \frac{t}{BAG_k} \right\rceil \times Tx_{S_{nom}} \right) + O_x(t) \quad (4.12)$$

Dans chaque intervalle de service, la QSTA doit recevoir un $TXOP_{QSTA}$. De ce fait, la quantité de ressource de la QSTA entre les instants x et $x + t$ est donnée par l'équation 4.13. $N_x(t)$ représente le nombre d'intervalle de service entre x et $x + t$.

$$C_x(t) = N_x(t) \times TXOP_{QSTA} + O_x(t) \quad (4.13)$$

$N_x(t)$ est donné par l'équation 4.14.

$$N_x(t) = \left\lceil \frac{t}{SI} \right\rceil \quad (4.14)$$

$O_x(t)$ représente les overheads dus au polling, sa valeur est donnée par l'équation 4.15.

$$O_x(t) = N_x(t) \times (PIFS + Tx_{CF_{Poll}}) \quad (4.15)$$

En prenant α comme le nombre de trames transmises dans le $TXOP_{QSTA}$, la valeur du TXOP est donnée par l'équation 4.16.

$$TXOP_{QSTA} = \alpha \cdot Tx_{S_{nom}} \quad (4.16)$$

$Tx_{S_{nom}}$ est donnée par le temps de transmission de la trame nominale $TX_{frame_{nom}}$ plus les overheads de transmission de l'IEEE 802.11e : la trame d'acquittement et les espaces inter-trames (voir l'équation 4.17).

$$Tx_{S_{nom}} = TX_{frame_{nom}} + Tx_{Ack} + 2 \times SIFS \quad (4.17)$$

A partir des équations 4.13, 4.14 et 4.16, la quantité de ressource pour la QSTA entre les instants x et $x + t$ est donnée par l'équation 4.18.

$$C_x(t) = \left\lceil \frac{t}{SI} \right\rceil \times \alpha \cdot Tx_{S_{nom}} + O_x(t) \quad (4.18)$$

L_i est la latence maximale des trames du VL_i . A partir des équations 4.9, 4.12 et 4.18, pour satisfaire les exigences des trames du VL_i , l'équation 4.19 doit être satisfaite.

$$\sum_{k=1}^p \left(\left\lceil \frac{L_i}{BAG_k} \right\rceil \times Tx_{S_{nom}} \right) + Tx_{S_{nom}} \leq \left\lceil \frac{L_i}{SI} \right\rceil \times \alpha \cdot Tx_{S_{nom}} \quad (4.19)$$

En simplifiant $Tx_{S_{nom}}$ de l'équation 4.19, nous obtenons l'équation :

$$1 + \sum_{k=1}^p \left\lceil \frac{L_i}{BAG_k} \right\rceil \leq \left\lceil \frac{L_i}{SI} \right\rceil \times \alpha \quad (4.20)$$

L'expression $\sum_{k=1}^p \left\lceil \frac{L_i}{BAG_k} \right\rceil$ de l'équation 4.20 représente le nombre de trames prioritaires à la trame du VL_i entre l'instant où elle arrive dans les files d'attente et l'instant de son échéance.

Pour déterminer la valeur de $TXOP_{QSTA}$, de sorte que les exigences des VLs soient satisfaites, il suffit de déterminer la plus petite valeur de α tel que quelque soit le VL_i , l'équation 4.20 est satisfaite. Pour obtenir la valeur de α , les indices des VLs sont définis selon l'ordre de priorité des VLs. Par exemple si le BAG du VL_i est inférieur au BAG du VL_j alors l'indice i est inférieur à l'indice j .

$$(Prio_{VL_i} \leq Prio_{VL_j}) \Rightarrow (i \leq j) \quad (4.21)$$

Nous initialisons la valeur de α à zéro. Ainsi pour chaque VL en partant du VL_0 jusqu'au VL_n , nous vérifions si l'équation 4.20 est satisfaite avec $n - 1$ le nombre de VLs de la QSTA. Si tel est le cas α garde sa valeur, sinon sa valeur est incrémentée à un. Le $TXOP_{QSTA}$ est obtenu avec la valeur finale de α , nommée α_f .

Si nous prenons en compte la retransmission avec un facteur de retransmission ($F_{retrans}$), le TXOP est donnée par l'équation 4.22.

$$TXOP_{QSTA} = \alpha_f \cdot Tx_{S_{nom}} \times (1 + F_{retrans}) \quad (4.22)$$

4.2.3.3 Test d'ordonnancement

Le test d'ordonnancement, nous permet de garantir la transmission de toutes les trames des VLs avant leur échéance si aucune trame n'est perdue. Lorsque le médium de communication est perturbé, le surplus de bande passante dû à la retransmission augmente et nous ne pouvons pas garantir la transmission correcte de toutes les trames avant leurs échéances. La retransmission d'une trame dépend de son échéance et de son nombre de retransmissions autorisées. En effet une trame peut atteindre son échéance après un certain nombre de retransmissions qui ne sont pas contrôlables. De plus la trame peut aussi atteindre son nombre de retransmission maximal autorisé et par conséquent être supprimée.

Le test d'ordonnancement prend comme hypothèse qu'il n'y a aucune perte de trame, donc aucune retransmission. La définition des TXOPs avec AFBA, nous permet de satisfaire les échéances de l'ensemble des trames sans perte de trame. Le test d'ordonnancement consiste donc à vérifier s'il existe suffisamment de bande passante pour allouer tous les TXOPs des QSTAs. Pour ce faire l'équation 4.23 doit être satisfaite, c'est-à-dire que la somme des TXOPs des QSTAs doit être inférieure ou égale à l'intervalle de service de l'ordonnancement, k représente le nombre de QSTAs associées au QAP.

$$\sum_{i=1}^k \frac{TXOP_{QSTA_i}}{SI} \leq 1 \quad (4.23)$$

4.2.3.4 Table d'ordonnancement AFBA

La table d'ordonnancement respecte le même découpage temporel que l'ordonnancement de référence. L'espace temporel est découpé en intervalle de service. Au début de chaque intervalle de service les QSTAs sont interrogées et reçoivent leurs TXOPs. La contribution, que nous proposons, réside dans le choix de la valeur du TXOP et de la définition de l'ordre de polling.

Soit N le nombre d'intervalle de service dans la période SP . Pour chaque intervalle de service SI_i , la table d'ordonnancement définit une table de polling contenant la liste d'ordonnancement des QSTAs. Chaque entrée de la table de polling contient les éléments suivants :

- l'identifiant de la QSTA,
- la valeur de son TXOP,
- la valeur de sa latence maximale.

La liste de polling est ordonnée en fonction de la latence maximale autorisée des QSTAs. La QSTA avec la plus faible latence maximale autorisée occupe la tête de la table de polling et ainsi de suite, comme l'illustre la Figure 4.5.

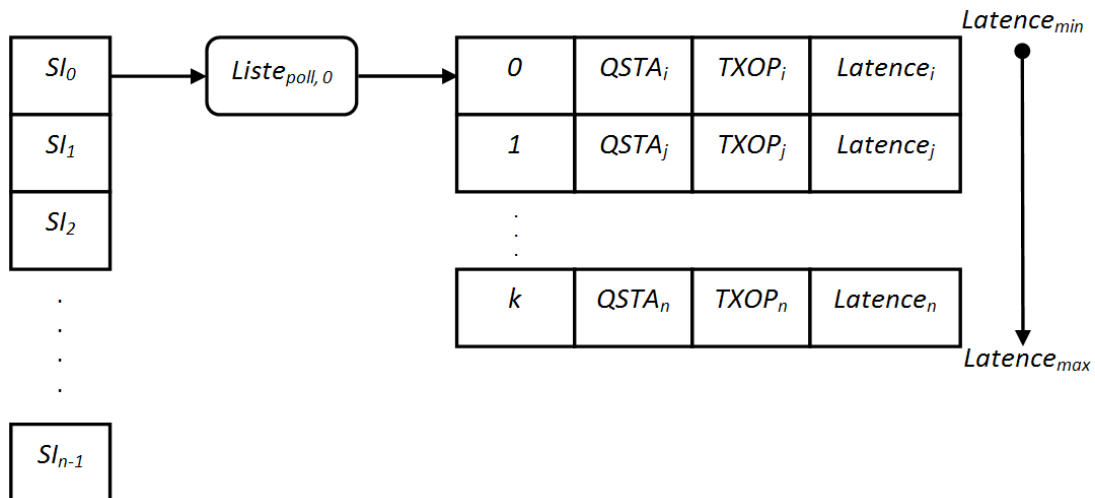


FIGURE 4.5 – Table d’ordonnancement de la méthode AFBA

4.2.3.5 Etapes de l’ordonnanceur hors-ligne (AFBA)

Dans cette sous-partie nous décrivons les différentes phases et les différents échanges entre le QAP et les QSTAs pour la création de la table d’ordonnancement hors-ligne.

Etape 1 : QSTA

- Calcul de la plus petite latence autorisée ($BAG_{min}/2$) de l’ensemble de ses VLs, pour la définition de l’intervalle de service de l’ordonnancement.
- Calcul du plus grand BAG (BAG_{max}), pour la définition de la période d’ordonnancement SP .

Etape 2 : QAP

- Premier polling des QSTAs selon l’ordre d’association des QSTA.

Etape 3 : QSTA

- Réception du polling et envoie des informations ($BAG_{min}/2$ et BAG_{max}) au QAP.

Etape 4 : QAP

- Réception des informations : $BAG_{min}/2$ et BAG_{max} ,
- Définition de l’intervalle de service SI de l’ordonnancement,
- Définition de la période d’ordonnancement,
- Envoie du SI et du SP aux QSTAs.

Etape 5 : QSTA

- Réception des informations : SI et SP ,
- Calcul du TXOP,
- Création de la trame ADDTS².

Etape 6 : QAP

- Deuxième polling des QSTAs selon leur ordre d’association.

Etape 7 : QSTA

- Envoie de la trame ADDTS

Etape 8 : QAP

- Réception de trame ADDTS,
- Test d’ordonnancement : vérifier si la somme des TXOPs est inférieur à SI ,

2. ADDTS : ADD Traffic Stream cf section 1.3

- Création de la table d'ordonnancement hors-ligne, si le test d'ordonnanciabilité est validé.

Dans cette sous-section, nous avons proposé une méthode d'ordonnancement basée sur une politique d'allocation de bande passante statique avec des TXOP fixes aux QSTAs permettant de satisfaire les exigences temporelles et de bande passante de tous les VLs des QSTAs, si aucune erreur de transmission n'est constatée. Avec la méthode AFBA, le TXOP alloué à une QSTA reste statique, même si dans certain cas la QSTA n'a aucune ou peu de trames à transmettre. Ceci représente une partie de bande passante inutilisée. Dans certain cas lors de l'arrivée d'une rafale de trames dans les files de transmission de la QSTA, le TXOP proposé par la méthode AFBA est défini de sorte que la QSTA puisse transmettre toutes ses trames avant leur deadline, si aucune erreur de transmission n'est constatée à condition que l'équation 4.23 soit satisfaite. Dans la sous-section suivante, nous proposons une deuxième méthode d'ordonnancement des QSTAs qui permet d'allouer la bande passante à une QSTA par intervalle de service en fonction de la quantité de trafic prévue dans les files d'attente de la QSTA. Cette méthode, nous permet d'éviter les pertes de bande passante de la méthode AFBA.

4.2.4 Méthode VBA, Variable Bandwidth Allocation

La méthode VBA est basée sur une politique d'allocation de bande passante variable adaptée aux besoins des QSTAs. Cette politique a pour objectif de diminuer les pertes de bande passante présentes dans les méthodes de référence HCCA 802.11e et AFBA. Elle a aussi pour objectif de satisfaire l'ensemble des exigences temporelles des QSTAs. Le réseau AFDX est défini de sorte que les caractéristiques des trafics en entrée du réseau sont connues. Cela nous permet de définir la quantité de trafic maximal en entrée dans les files d'attente d'une QSTA, ainsi que leurs exigences temporelles, pour n'importe quel intervalle de temps donné.

Notre contribution avec la méthode VBA consiste donc à déterminer des TXOPs adaptés aux besoins des QSTAs et à veiller à ce que toutes les exigences temporelles des QSTAs soient satisfaites. La quantité de trafic en entrée dans les files de transmission des QSTAs étant variable pour chaque intervalle de temps donné, la méthode VBA définit un TXOP variable et propose un ordonnancement des QSTAs basé sur la plus proche échéance (EDF) pour satisfaire les exigences temporelles de toutes les QSTAs.

4.2.4.1 Principe de la méthode

La méthode VBA est basée sur la même architecture que celle de la méthode AFBA. L'espace temporel est découpé en intervalle de service SI . Pour chaque intervalle de service, une liste de polling est définie. Cette liste de polling suit le principe de la méthode EDF. Pour éviter les pollings inutiles, une QSTA est dans la liste de polling uniquement, lorsqu'elle a au moins une trame à transmettre au début de l'intervalle service. Le nombre d'entrée de la liste de polling est égal au nombre de QSTAs actives. Une QSTA est dit active lorsqu'elle a au moins une trame au début de l'intervalle de service courant. La QSTA active dispose de deux types de trames : les trames urgentes et les trames non

urgentes. Une trame est dite urgente lorsque son échéance est dans l'intervalle de service courant. Une trame urgente doit être impérativement transmise avant son échéance dans l'intervalle de service courant. Une trame est dite non urgente lorsque son échéance n'est pas dans l'intervalle de service courant. La QSTA active est dite urgente dans un intervalle de service donné lorsqu'elle a au moins une trame urgente au début de l'intervalle de service. La QSTA est dite non urgente dans le cas contraire.

Pour créer la liste de polling d'un intervalle de service donné et définir les TXOPs des QSTA, la méthode VBA suit les étapes suivantes :

1. La méthode VBA définit l'ordre de polling des QSTA actives dans l'intervalle de service en se basant sur l'algorithme EDF.
2. Elle calcule un TXOP initial pour chaque QSTA et définit son instant polling.
3. Elle effectue un test de bande passante pour vérifier si elle peut satisfaire tous les TXOPs initiaux dans l'intervalle de service. Si tel est le cas alors la méthode VBA passe à l'étape 4, sinon il y a échec de l'ordonnancement.
4. Elle effectue un test d'échéance pour vérifier si toutes les QSTAs satisfont à leur échéance. Si tel est le cas, VBA crée la liste de polling de l'intervalle de service avec les TXOPs des QSTA actives. Sinon VBA passe à l'étape 5.
5. VBA effectue un nouveau test d'échéance pour vérifier si elle peut transmettre toutes les trames urgentes des QSTA actives avant leur échéance. Si tel est le cas, VBA passe à l'étape 6, sinon il y a échec de l'ordonnancement.
6. VBA redéfinit les TXOPs des QSTAs prioritaires pour permettre aux QSTAs fautive de satisfaire leur échéance. Pour ce faire VBA crée deux cycles de polling des QSTA actives : un premier cycle de polling avec un premier TXOP pour chaque QSTA active lui permettant de transmettre ses trames urgentes, et un second cycle pour lui permettre de transmettre ses trames non urgentes restantes dans les files d'attente. Puis VBA passe à l'intervalle de service suivant.

4.2.4.2 Définition de l'ordre de polling

La politique d'ordonnancement proposée par la méthode VBA est basée sur l'EDF (Earliest First Deadline). La QSTA ayant la plus proche échéance est prioritaire sur la transmission des trames, elle reçoit un TXOP en priorité. Ainsi au début de chaque intervalle de service, nous définissons l'échéance de toutes les QSTAs. L'échéance d'une QSTA correspond à l'échéance la plus proche de ses trames arrivées dans ses files d'attente entre la fin de son TXOP précédent et le début de l'intervalle de service courant. Ce choix contraignant de l'échéance de la QSTA est réalisé dans le but de transmettre toutes les trames avant leurs échéances.

Cette politique d'ordonnancement des QSTAs ne suffit pas pour satisfaire les échéances des QSTAs, à cause de la variabilité des TXOP. Dans certains cas un TXOP trop grand d'une QSTA prioritaire peut entraîner l'échéance des QSTAs moins prioritaires. A la Figure 4.6, nous représentons les TXOPs variables des $QSTA_1$ et $QSTA_2$. La $QSTA_1$ a la plus proche échéance donc est prioritaire sur la $QSTA_2$. Cependant la valeur de son

$TXOP_{1_2}$ étant trop grand, elle entraîne l'échéance de la trame fr_2 de la $QSTA_2$. Nous notons que les méthodes proposées dans la littérature, basées sur des TXOP variables [87], [10], [57], [32], [11], sont aussi soumises à cette problématique liée à la variabilité des TXOPs.

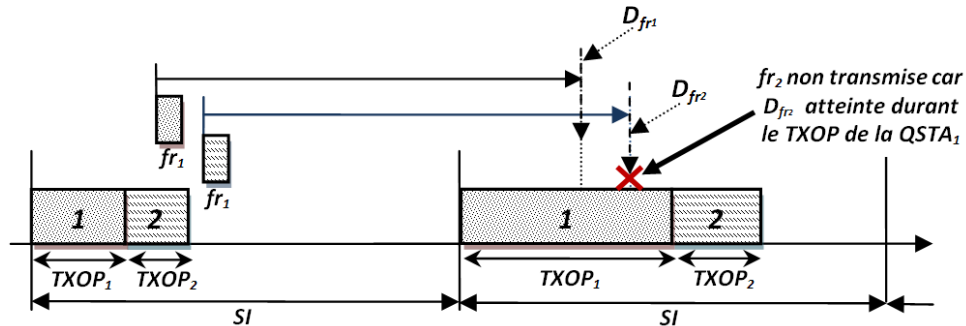


FIGURE 4.6 – Variabilité des TXOPs et échéances atteintes

Pour résoudre ce problème, il est nécessaire de proposer une politique de gestion des exigences des QSTAs en définissant un TXOP maximal par QSTA et par intervalle de service. Ce TXOP maximal sera déterminé de sorte que toutes les QSTAs satisfassent leurs échéances. De ce fait, pour chaque intervalle de service, nous définissons :

- un premier cycle de polling pour les QSTAs urgentes basé sur EDF durant lequel, chaque QSTA urgente recevra un TXOP inférieur ou égal à leur TXOP maximal prédéfini. Les QSTAs urgentes pourront transmettre dans ce premier TXOP leurs trames urgentes. A la Figure 4.7, le TXOP de la $QSTA_1$ est réduit pour permettre à la $QSTA_2$ de transmettre sa trame urgente avant son échéance.
- Un second cycle de polling est nécessaire pour les QSTAs non urgentes et pour les QSTAs urgentes ayant un besoin de surplus de bande passante pour transmettre les trames non urgentes restantes dans leurs files d'attente. Ce second cycle de polling suit le même principe d'ordonnancement que le premier cycle. C'est-à-dire que les QSTAs seront interrogées selon leurs échéances en utilisant l'algorithme EDF.

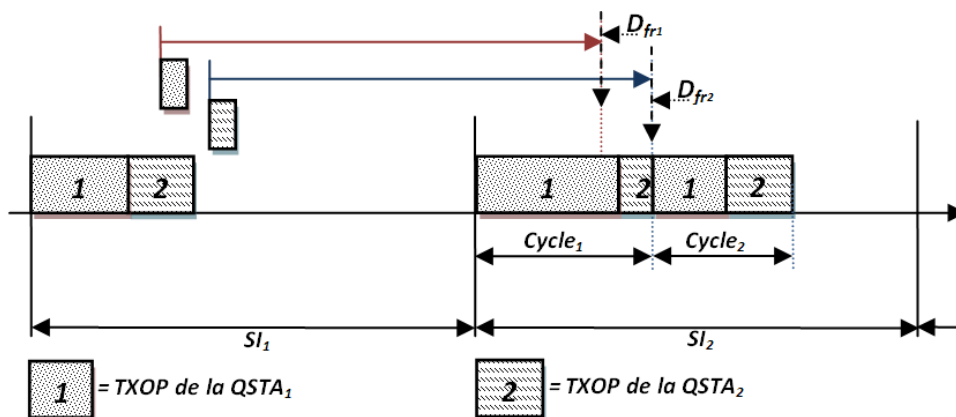


FIGURE 4.7 – Politique de gestion des échéances des QSTAs

4.2.4.3 Définition des TXOPs et test d'ordonnancement

La méthode VBA propose une méthode de calcul des TXOPs permettant de satisfaire les exigences temporelles et de bande passante de l'ensemble des QSTAs associées au QAP. Elle permet aussi de définir les instants de polling des QSTAs nécessaires à la construction de la table d'ordonnancement hors-ligne. Nous présentons dans la table 4.1 les abréviations utilisées dans cette partie.

Abréviations	Significations
SI_m	Intervalle de service à indice m
$TXOP_{k_m}^{init}$	TXOP initial de la $QSTA_k$ dans le SI_m
$TXOP_{k_{m-1}}^{init}$	TXOP initial de la $QSTA_k$ dans l'intervalle de service $SI_{(m-1)}$ (m est un modulo) avec le nombre d'intervalle de service
$F_{retrans}$	Facteur de retransmission calculé avec un BER= 10^{-5}
$N_{QSTA,m}$	Nombre de QSTA actives dans l'intervalle de service SI_m
D_{k_m}	Échéance de la $QSTA_k$ dans le SI_m
o_m	Ordre de la $QSTA_k$ dans la liste de polling du SI_m
$TXOP_{p,i_m}^{init}$	TXOP initial de la QSTA prioritaire à la position i_m de la liste de polling
$QSTA_{k_u}$	QSTA urgente, i.e. QSTA ayant son échéance dans le SI_m courant
$TXOP_{k_m}^u$	TXOP de la $QSTA_k$ dans le premier cycle de polling du SI_m . $TXOP_{k_m}^u$ est défini pour les trames urgentes
$TXOP_{k_m}^{\bar{u}}$	TXOP de la $QSTA_k$ dans le second cycle de polling du SI_m . $TXOP_{k_m}^{\bar{u}}$ est défini pour les trames non urgentes.
Bw_{k_m}	Somme des temps de transmission des trames urgentes et des trames non urgentes dans le SI_m
$Bw_{k_m}^u$	Bande passante de la $QSTA_{k_u}$ pour ses trames urgentes.
$Bw_{k_m}^{\bar{u}}$	Bande passante de la $QSTA_{k_u}$ pour ses trames non urgentes.
Bw_{p,i_m}^u	Bande passante des trames urgentes de la QSTA prioritaire à la position i_m de la liste de polling du SI_m
$Bw_{k_m}^r$	Bande passante restante pour les trafics non urgents entre le début du SI_m et D_{k_m}
$Bw_{k_m}^{\bar{u}'}$	Bande passante restante (non urgente) redistribuée à la la $QSTA_{k_u}$ dans le SI_m

TABLE 4.1 – Table des abréviations

TXOP initial : Dans chaque intervalle de service SI_m de la période d'ordonnancement (SP), la méthode VBA définit d'abord un TXOP initial ($TXOP_{k_m}^{init}$) pour chaque $QSTA_k$. m est l'indice de l'intervalle de service SI_m , il est défini tel que le début de l'intervalle de service SI_m dans la période SP correspond à $t_m = m \times SI$ (voir la Figure 4.8).

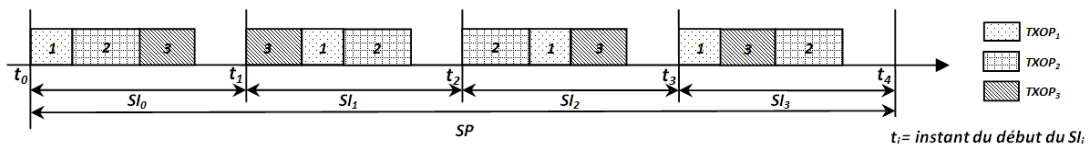


FIGURE 4.8 – Découpage de l'espace temporel

Le $TXOP_{k_m}^{init}$ doit être suffisamment grand pour permettre la transmission de l'ensemble des trames présentes dans les files d'attente de la QSTA entre la fin de son TXOP précédent $TXOP_{k_{(m-1)}}^{init}$ et le $TXOP_{k_m}^{init}$ courant. Le $TXOP_{k_m}^{init}$ est défini par l'équation 4.24, où n_{k_m} est le nombre de trames entrant dans les files d'attente de la $QSTA_k$ entre la fin du TXOP précédent $TXOP_{k_{(m-1)}}^{init}$ et le $TXOP_{k_m}^{init}$ courant. n_{k_m} est connu grâce à la table d'arrivée construite par la $QSTA_k$. Tx_{VL_i} représente le temps de transmission

d'une trame maximale du VL_i , il prend en compte le temps de transmission de la trame d'acquiescement Tx_{Ack} et les espaces inter-trames $SIFS$.

$$TXOP_{k_m}^{init} = (1 + F_{retrans}) \cdot \sum_{i=1}^{n_{k_m}} Tx_{VL_i} + Tx_{CF_{poll}} + PIFS \quad (4.24)$$

$$Tx_{VL_i} = Tx_{fr_i} + Tx_{Ack} + 2 \cdot SIFS$$

Une QSTA est dit active dans l'intervalle de service SI_m , si elle a au moins une trame en attente de transmission dans ses files d'attente au début de l'intervalle de service SI_m . Pour garantir une bande passante à toutes les QSTAs actives dans SI_m , la somme des TXOPs initiaux doit être inférieure à l'intervalle de service SI (équation 4.25).

$$\sum_{k=1}^{N_{QSTA,m}} TXOP_{k_m}^{init} \leq SI \quad (4.25)$$

$N_{QSTA,m}$ représente le nombre de QSTAs actives dans l'intervalle de service SI_m . L'équation 4.25 vérifie s'il y a suffisamment de bande passante pour toutes les QSTAs actives dans le SI_m , mais elle ne permet pas de garantir que toutes les QSTAs satisfassent leurs échéances.

Nous définissons D_{k_m} l'échéance de la $QSTA_k$ et o_m son ordre dans la liste de polling du SI_m (cf 4.2.4.2). Pour satisfaire l'échéance de la $QSTA_k$ dans le SI_m , il faut qu'il y ait suffisamment de bande passante entre le début de SI_m et l'échéance D_{k_m} pour l'ensemble des TXOPs des QSTAs actives prioritaires³ ($TXOP_{p,i_m}^{init}$) et pour le $TXOP_{k_m}$ de la $QSTA_k$ (équation 4.26). i_m représente la position de la QSTA prioritaire dans la liste de polling du SI_m .

$$\sum_{i_m=1}^{o_m-1} TXOP_{p,i_m}^{init} + TXOP_{k_m}^{init} \leq D_{k_m} - m \cdot SI \quad (4.26)$$

$$\forall k \in [1, N_{QSTA,m}]$$

Si les équations 4.25 et 4.26 sont satisfaites pour tous les intervalles de service et quelque soit la $QSTA_k$, alors l'ensemble des exigences de bande passante des QSTAs et leurs échéances sont satisfaites.

Dans certaines situations, il peut arriver qu'il y ait suffisamment de bande passante pour toutes les QSTAs actives dans l'intervalle de service SI_m et que certaines QSTA ne satisfasse pas leur échéance. Cela signifie que l'équation 4.25 est satisfaite et que l'équation 4.26 est non satisfaite. Ce phénomène se produit lorsque plusieurs QSTAs ont leur échéance dans l'intervalle de service courant SI_m (voir Figure 4.6). Dans ce cas de Figure, VBA redéfinit les TXOPs initiaux de ces QSTAs de sorte à satisfaire l'ensemble des exigences temporelles des QSTA urgentes dans le SI_m courant. Nous définissons par QSTA urgente ($QSTA_{k_u}$), toute QSTA ayant son échéance dans le SI_m courant.

TXOP redéfini : Si dans un intervalle de service SI_m donné, l'équation 4.25 est vérifiée et l'équation 4.26 ne l'est pas pour une $QSTA_k$ donnée, cela signifie que le TXOP alloué

3. Les QSTAs actives prioritaires sont les QSTAs ayant un plus proche échéance que la $QSTA_k$ (cf 4.2.4.2).

aux QSTAs prioritaires à la $QSTA_k$ sont trop grands et entraînent son échéance (voir la Figure 4.9(a)). Pour éviter ce phénomène, VBA définit une politique d'ordonnancement basée sur deux cycles de polling comme nous l'avons présenté dans la Figure 4.7. Un premier cycle est défini pour permettre aux QSTAs de transmettre leurs trames urgentes et un second cycle de polling nécessaire pour leur permettre de transmettre leurs trames non urgentes restantes. La redéfinition des TXOP concerne uniquement les QSTA urgentes, ayant leur échéance dans le SI_m courant. Si une QSTA n'a pas son échéance dans le SI_m courant et qu'il existe suffisamment de bande passante pour son TXOP⁴ alors la QSTA satisfait les exigences temporelles des trames dans le SI_m courant. Les QSTA non urgentes seront interrogées dans le second cycle de polling. Dans la suite seuls les TXOP des QSTAs urgentes seront redéfinis voir la Figure 4.7.

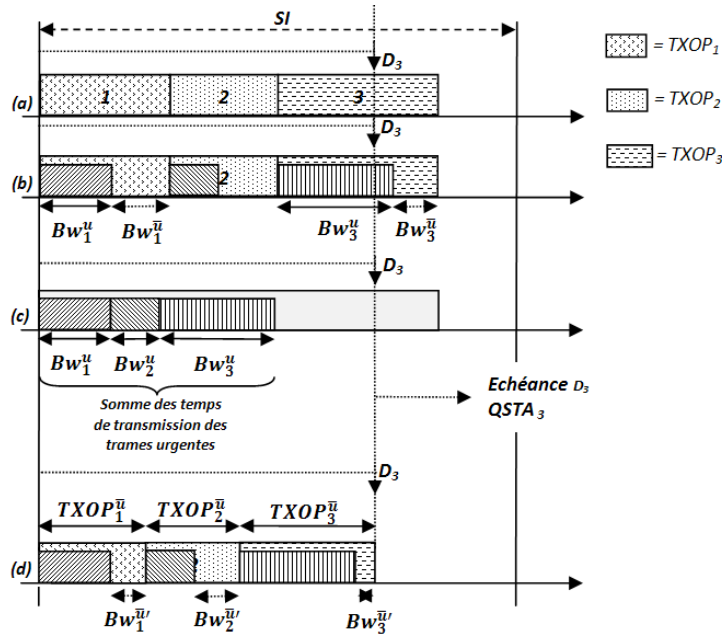


FIGURE 4.9 – Échéance relative

Soient $TXOP_{k_m}^u$ et $TXOP_{k_m}^{\bar{u}}$, les TXOPs de la $QSTA_{k_u}$ dans respectivement le premier et le second cycle de polling. Nous définissons Bw_{k_m} la somme des temps de transmission des trames urgentes et des trames non urgentes dans l'intervalle de service SI_m , voir équation 4.27. Bw_{k_m} n'inclut pas les overheads de polling. Les overheads seront pris en considération dans le calcul du TXOP.

$$Bw_{k_m} = (Bw_{k_m}^u + Bw_{k_m}^{\bar{u}}) \cdot (1 + F_{retrans})$$

$$Bw_{k_m}^u = \sum_{i_u=1}^{k_u} Tx_{VL_{i_u}}$$

$$Bw_{k_m}^{\bar{u}} = \sum_{i_{\bar{u}}=1}^{k_{\bar{u}}} Tx_{VL_{i_{\bar{u}}}}$$

$$Tx_{VL_i} = Tx_{fr_i} + Tx_{Ack} + 2 \cdot SIFS$$

(4.27)

4. Cela signifie que l'équation 4.25 est satisfaite.

$Bw_{k_m}^u$ représente les besoins en bande passante de la $QSTA_{k_u}$ pour transmettre les trames urgentes. Le temps nécessaire pour transmettre les trames non urgentes est donné par $Bw_{k_m}^{\bar{u}}$. $Bw_{k_m}^u$ et $Bw_{k_m}^{\bar{u}}$ sont illustrées dans la Figure 4.9(b). $Tx_{VL_{i_u}}$ donne le temps de transmission de la trame urgente fr_{i_u} appartenant au VL_i et $Tx_{VL_{i_{\bar{u}}}}$ représente le temps de transmission de la trame non urgente $fr_{i_{\bar{u}}}$ du VL_i . Tx_{Ack} est le temps de transmission d'une trame d'acquiescement.

Avant de redéfinir les TXOPs des QSTAs urgentes dans l'intervalle de service SI_m courant, il est nécessaire de vérifier si toutes les trames urgentes pourront être transmises avant leurs échéances. Soit la $QSTA_{k_u}$, o_m sa position dans la liste de polling et SI_m l'intervalle de service courant. La condition d'ordonnanciabilité de la $QSTA_{k_u}$ dans le SI_m est donnée par l'équation 4.28.

$$m \cdot SI + \sum_{i_m=1}^{o_m-1} Bw_{p,i_m}^u + Bw_k^u + \sum_{k'=1}^{N_{poll,m}} (Tx_{CF_{poll}} + PIFS) \leq D_{k_m} \quad (4.28)$$

$$\forall k \in [1, N_{qsta}]$$

Cela signifie que pour chaque $QSTA_{k_u}$, il doit y avoir suffisamment de bande passante entre le début de l'intervalle de service SI_m et l'échéance D_{k_m} de la $QSTA_{k_u}$ pour transmettre l'ensemble des trames urgentes des QSTAs prioritaires et l'ensemble des trames urgentes de la $QSTA_{k_u}$ (voir la Figure 4.9(c)).

Si l'équation 4.28 est vérifiée, nous pouvons déterminer la valeur du $TXOP_{k_m}^u$ de la $QSTA_{k_u}$ dans le premier cycle de polling, de même que la valeur du $TXOP_{k_m}^{\bar{u}}$, s'il existe pour le second cycle de polling. Sinon, il y a échec de l'ordonnancement.

Nous définissons par $Bw_{k_m}^r$, la bande passante restante pour les trafics non urgents entre le début de l'intervalle de service et D_{k_m} . $Bw_{k_m}^r$ est donnée par l'équation 4.29 et elle est illustrée dans la Figure 4.9(c).

$$Bw_{k_m}^r = D_{k_m} - \left[m \cdot SI + \sum_{i_m=1}^{o_m-1} Bw_{p,i_m}^u + Bw_k^u + \sum_{k'=1}^{N_{poll,m}} (Tx_{CF_{poll}} + PIFS) \right] \quad (4.29)$$

$$\forall k \in [1, N_{qsta}]$$

La bande passante $Bw_{k_m}^r$ est redistribuée aux QSTAs urgentes prioritaires et à la $QSTA_{k_u}$ comme l'illustre la Figure 4.9(d). La bande passante reçue par la $QSTA_{k_u}$ est nommée $Bw_{k_m}^{\bar{u}'}$. La valeur de $TXOP_{k_m}^u$ est donnée par l'équation 4.30

$$TXOP_{k_m}^u = Bw_{k_m}^u + Bw_{k_m}^{\bar{u}'} + (Tx_{CF_{poll}} + PIFS) \quad (4.30)$$

Pour définir la valeur de $Bw_{k_m}^{\bar{u}'}$, nous définissons $QSTA_{(k-1)_u}$ la QSTA précédant la $QSTA_{k_u}$ dans la liste de polling de l'intervalle de service SI_m si l'ordre de polling o_m de la $QSTA_{k_u}$ est supérieur à 1. C'est-à-dire la $QSTA_{k_u}$ n'est pas la première dans la liste de polling du SI_m . $D_{(k-1)_m}$ est l'échéance de la $QSTA_{(k-1)_m}$. Si $QSTA_{k_u}$ est la première QSTA dans la liste de polling du SI_m , nous notons $D_{(k-1)_m} = 0$.

Si entre $D_{(k-1)_m}$ et D_{k_m} de la $QSTA_k$, il existe suffisamment de bande passante pour le $TXOP_{k_m}^{init}$, alors $TXOP_{k_m}^u$ prend la valeur de $TXOP_{k_m}^{init}$ (voir équation 4.31) et $Bw_{k_m}^{\bar{u}'}$ prend la valeur de $Bw_{k_m}^u$. Le $TXOP_{k_m}^{\bar{u}}$ est nul, la $QSTA_{k_u}$ ne sera pas ré-interrogée dans le second cycle de polling.

Si $(D_{k_m} - D_{k-1_m}) \geq TXOP_{k_m}^{init}$, alors :

$$TXOP_{k_m}^u = TXOP_{k_m}^{init} \quad (4.31)$$

$$TXOP_{k_m}^{\bar{u}} = 0 \quad (4.32)$$

$$Bw_{k_m}^{\bar{u}'} = Bw_{k_m}^{\bar{u}} \quad (4.33)$$

Sinon, soit α_{k_m} défini tel que :

$$\alpha_{k_m} = \frac{TXOP_{k_m}^{init}}{\sum_{i_m=1}^{o_m} TXOP_{i_m}^{init}} \quad (4.34)$$

α_{k_m} nous permet de partager la bande passante restante de façon équitable entre les QSTAs prioritaires et la $QSTA_{k_u}$. La nouvelle bande passante des trafics non urgents de la $QSTA_{k_u}$ et de celui des QSTAs prioritaires est donnée par l'équation 4.35.

$$Bw_{k_m}^{\bar{u}'} = \begin{cases} \alpha_{k_m} \cdot Bw_{k_u}^r & \text{si } \alpha_{k_m} \cdot Bw_{k_u}^r \geq Tx_{S_{max},k_u} \\ 0 & \text{sinon} \end{cases} \quad (4.35)$$

Tx_{S_{max},k_u} est le temps de transmission d'une trame maximale de la $QSTA_{k_u}$.

Pour permettre aux QSTAs de transmettre leurs trames non urgentes restantes, un deuxième cycle de polling est effectué. Il concerne uniquement les QSTAs ayant un $TXOP_{k_m}^u$ inférieur à leur $TXOP_{k_m}^{init}$. Ces QSTAs recevront une bande passante, $TXOP_{k_m}^{\bar{u}}$, pour transmettre leurs trames restantes. $TXOP_{k_m}^{\bar{u}}$ est donné par l'équation 4.36 :

$$TXOP_{k_m}^{\bar{u}} = \begin{cases} \left\lceil \frac{(Bw_{k_m}^{\bar{u}} - Bw_{k_m}^{\bar{u}'})}{Tx_{S_{max}}} \right\rceil \cdot Tx_{S_{max}} & \text{si } Bw_{k_m}^{\bar{u}'} < Bw_{k_m}^{\bar{u}} \\ 0 & \text{sinon} \end{cases} \quad (4.36)$$

4.2.4.4 Table d'ordonnement VBA

La table d'ordonnement est illustrée dans la Figure 4.10. Elle est constituée d'une liste de polling pour chaque intervalle de service de la période d'ordonnement. La liste de polling est constituée d'un ou de deux cycles polling. Les QSTAs sont ordonnées selon leurs échéances. Chaque entrée de la liste de polling est constituée :

- de l'ordre de polling,
- de l'identifiant de la QSTA,
- de son TXOP et,
- de son échéance.

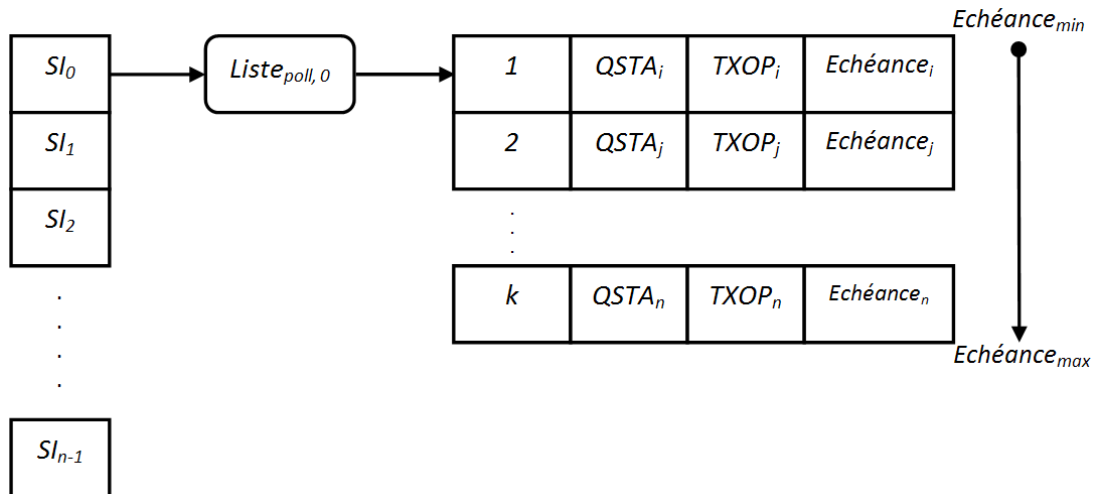


FIGURE 4.10 – Table d’ordonnement de la méthode VBA

4.2.4.5 Étapes de l’ordonneur hors-ligne (VBA)

Dans cette sous-partie nous décrivons les différentes phases et les différents échanges entre le QAP et les QSTAs pour la création de la table d’ordonnement hors-ligne.

Etape 1 : QSTA

- Création de la table d’arrivée des trames des VLs. Chaque QSTA crée une table où elle définit tous les instants d’arrivées des trames de ses VLs.

Etape 2 : QAP

- Premier polling des QSTAs selon leur ordre d’association.

Etape 3 : QSTA

- Réception du polling et envoie au QAP de la table d’arrivée des trames des VLs.

Etape 4 : QAP

- Réception des tables d’arrivée des trames des VLs de chaque QSTA.
- Calcul de la plus petite latence autorisée ($BAG_{min}/2$) de tous les VLs, pour la définition de l’intervalle de service de l’ordonnement.
- Calcul du plus grand BAG (BAG_{max}), pour la définition de la période d’ordonnement SP .
- Définition du nombre d’intervalle de service $M = \frac{SP}{SI}$. SP est un multiple de SI
- Calcul des TXOPs et test d’ordonnanciabilité (cf 4.2.4.3)
- Création de la table d’ordonnement hors-ligne si le test est réussi.

4.3 Ordonnement en ligne

La phase de l’ordonnement en ligne se déroule lorsque le système est en fonctionnement. Durant cette phase les ordonnanceurs locaux et l’ordonneur central fonctionnent ensemble et exécutent chacun les tâches qui leur sont attribuées. Au niveau de chaque QSTA, l’ordonnement local aura pour rôle principal de sérialiser les trames des VLs

en fonction de leurs échéances et aussi de contrôler la retransmission de trames perdues (chapitre 3). L'ordonnancement central a pour rôle d'allouer à chaque QSTA la bande passante nécessaire pour qu'elle satisfasse l'ensemble des exigences de ses VLs. Quelque soit la politique de création de la table d'ordonnancement hors-ligne utilisée, au début de chaque intervalle de service, l'ordonnancement central lit la liste de polling associée à l'intervalle de service et interroge les QSTAs une à une. Chaque QSTA interrogée reçoit un temps de transmission (TXOP) pour transmettre ses trames.

4.4 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons présenté la deuxième partie d'une méthode d'ordonnancement nommée AFS-HCCA. L'AFS-HCCA propose deux ordonnanceurs : un ordonnanceur local nommé AWS présent dans toutes les stations du BSS et un ordonnanceur centralisé implémenté sur le QAP. Les deux ordonnanceurs ont pour objectif de garantir les exigences des VLs sur la partie sans fil IEEE802.11e. AWS présenté dans le chapitre 3 ordonne les trames au niveau de la QSTA en fonction de leurs contraintes temporelles. C'est un ordonnancement distribué, mais qui ne prend pas en considération les contraintes temporelles des autres QSTA. L'utilisation de l'ordonnanceur AWS ne suffit pas pour satisfaire toutes les exigences temporelles des trames, car l'instant polling de la QSTA et la quantité de bande passante qui lui est allouée sont aussi des paramètres très importants dans la gestion des exigences temporelles des trames. En plus d'un ordonnancement local des trames, il est donc nécessaire de définir un ordonnancement centralisé des QSTAs qui aura pour rôle de satisfaire les besoins de bande passante des QSTAs et de définir leurs instants de polling. Nous avons proposé dans cette partie un ordonnancement centralisé définissant deux phases d'ordonnancement : une phase d'ordonnancement hors-ligne et une phase d'ordonnancement en ligne. La phase d'ordonnancement hors-ligne est possible grâce à notre connaissance du trafic maximal en entrée du réseau pour tout intervalle de temps donné. Cette phase se déroule avant le démarrage du système de communication. Pour l'allocation des bandes passantes, nous proposons deux méthodes de calcul des TXOPs et de définition des instants de polling : l'AFBA et le VBA. L'AFBA propose une politique d'allocation de bande passante fixe aux QSTAs, supporte les rafales de trames et permet leurs transmissions avant leurs échéances si aucune erreur de transmission n'est constatée. Elle offre aussi un surplus de bande passante aux QSTAs, pour les trames en retransmission. Cependant, dans certains cas, il est possible d'être dans une configuration de sous utilisation de la bande passante lorsque la QSTA interrogée n'a pas de trame en instance de transmission. Pour pallier à ce problème nous avons proposé la méthode VBA, qui alloue des TXOPs adaptés aux besoins encours des QSTAs. VBA offre des TXOPs variable aux QSTAs. Cette méthode définit aussi une politique qui permet de réduire la taille des TXOPs trop grands qui influent sur les échéances des QSTAs suivantes dans la liste de polling. Pour clore cette partie nous avons présenté le fonctionnement de notre modèle d'accès AFS-HCCA après le démarrage du système, et nous présentons dans un cinquième et dernier chapitre, une analyse comparative des résultats obtenus par simulations des différents modèles d'ordonnancements que nous avons proposé.

Chapitre 5

Evaluation globale de l'architecture hybride proposée

Contents

5.1	Évaluation de la charge de trafic AFDX admissible par l'IEEE 802.11e dans un scénario de pire cas	110
5.1.1	Motivations et hypothèses	110
5.1.2	VLs admissibles	112
5.1.3	Résultats numériques	113
5.2	Scénarios et paramètres de simulation	115
5.2.1	Caractérisations des scénarios	115
5.2.2	Paramètres de simulation et d'évaluation	117
5.3	Ordonnancement local : QSTA	118
5.3.1	RS et AWS	119
5.3.2	Versions améliorées d'AWS et de RS	125
5.4	Évaluation globale du réseau 802.11e/AFDX	134
5.4.1	Présentation des méthodes d'accès proposées	135
5.4.2	Analyse comparative des méthodes d'accès	137
5.4.3	Synthèse comparative	148
5.4.4	Conclusion partielle	155

Face aux contraintes liées au support de communication sans fil et à la méthode d'accès HCCA de référence, pour répondre aux exigences des trafics AFDX notamment en terme de gigue, de latence et d'isolement des erreurs, nous avons proposé une méthode d'ordonnancement à deux niveaux appelée AFS-HCCA (*AFDX Flows Scheduling with HCCA*). Cette méthode est constituée de deux ordonnanceurs : un ordonnanceur local distribué sur toutes les QSTAs et un ordonnanceur central géré par le contrôleur hybride du QAP. L'ordonnanceur local a pour rôle de sérialiser les trames dans les files de transmission selon la politique d'accès définie. L'ordonnancement global gère le polling des QSTAs et la quantité de trafic à allouer à chaque QSTA ainsi que le contrôle d'admission. Comme ordonnanceur local, nous avons utilisé la méthode (RS) issue de la norme 802.11e comme référence pour comparer nos contributions, comme la solution AWS et les versions améliorées de RS et d'AWS pour améliorer la gestion de la bande passante : ORS, OAWS, RS-RB et AWS-RB. Nous avons aussi deux ordonnanceurs centralisés : l'un basé sur une allocation de bande passante fixe aux QSTAs (AFBA : (*Advanced Fixe BandWidth Allocation*)) et l'autre sur une allocation de bande passante variable aux QSTAs (VBA *Variable Bandwidth Allocation*).

Dans ce chapitre, nous faisons une évaluation de performance globale de l'architecture hybride proposée : d'une part avec la méthode d'accès HCCA de référence et d'autre part avec les versions améliorées de l'HCCA que nous avons proposées. Pour définir les scénarios ainsi que les charges en entrée du réseau, nous effectuons d'abord une évaluation de la charge de trafic AFDX admissible par le réseau IEEE 802.11e. Ensuite, nous définissons les scénarios ainsi que les différents paramètres d'évaluation de l'architecture hybride. Dans un premier temps ; nous évaluons les ordonnanceurs locaux : RS, ORS, RS-RB, AWS, OAWS et AWS-RB, puis nous évaluons l'ordonnancement global (AFS-HCCA) sous ces deux formes (AFBA et VBA), couplé avec les ordonnanceurs locaux.

5.1 Évaluation de la charge de trafic AFDX admissible par l'IEEE 802.11e dans un scénario de pire cas

5.1.1 Motivations et hypothèses

Pour définir les charges en entrée du réseau, il est nécessaire de définir la charge maximale et minimale admissible par le réseau. Pour ce faire, nous nous positionnons dans une situation de pire cas pour connaître les charges minimales et maximales admissibles par le réseau. Dans cette partie (5.1) d'évaluation théorique, nous prenons l'hypothèse qu'il n'y a pas de perte de trame, donc pas de retransmission. Dans les parties simulations (5.3 et 5.4), bien au contraire le taux d'erreur binaire est un paramètre important des évaluations.

Supposons que N est le nombre de VLs dans la partie sans fil. Pour chaque VL_i , nous désignons $T_{x_{tr_{max},i}}$ le temps de transmission de sa trame maximale et BAG_i son BAG.

Soit PO , la période d'ordonnancement égale au plus grand BAG (BAG_{max}) des VLs du réseau sans fil (voir 4.2.1).

Notre première hypothèse pessimiste consiste à supposer que chaque VL_i utilise toute sa bande passante, c'est-à-dire chaque VL_i transmet une $trame_{max,i}$ dans chacun de ses BAGs, où $trame_{max,i}$ est sa trame maximale. De ce fait le VL_i transmet n_i fois la $trame_{max,i}$ par période d'ordonnancement PO , n_i est donné par l'équation 5.1.

$$n_i = \frac{BAG_{max}}{BAG_i} \quad (5.1)$$

Notons que les BAGs des VLs sont multiples entre eux, d'où n_i est un entier naturel. Dans chaque PO , la bande passante occupée par le VL_i est :

$$BW_{VL_i} = n_i \times (Tx_{trame_{max,i}} + Tx_{Ack} + 2 \cdot SIFS) \quad (5.2)$$

Soit $Over$ la somme des *overheads* d'accès (PIFS) du contrôleur hybride et des *overheads* de polling. La bande passante nécessaire (BW_{nec}) pour supporter tous les VLs est donnée par l'équation 5.3 qui représente la somme des *overheads* de communication et des bandes passantes occupées par les VLs.

$$BW_{nec} = \sum_{i=1}^N BW_{VL_i} + Over \quad (5.3)$$

Avec les équations 5.1 et 5.2, l'équation 5.3 devient :

$$BW_{nec} = \sum_{i=1}^N \left(\frac{BAG_{max}}{BAG_i} \times (Tx_{trame_{max,i}} + Tx_{Ack} + 2 \cdot SIFS) \right) + Over \quad (5.4)$$

Pour supporter tous les VLs BW_{nec} doit être inférieur à PO . De ce fait, nous devons avoir :

$$\sum_{i=1}^N \left(\frac{BAG_{max}}{BAG_i} \times (Tx_{trame_{max,i}} + Tx_{Ack} + 2 \cdot SIFS) \right) + Over \leq BAG_{max} \quad (5.5)$$

Nous rappelons que PO est égale à BAG_{max} .

$$\sum_{i=1}^N \left(\frac{1}{BAG_i} \times (Tx_{trame_{max,i}} + Tx_{Ack} + 2 \cdot SIFS) \right) + \frac{Over}{BAG_{max}} \leq 1 \quad (5.6)$$

Pour se situer dans un pire cas nous maximisons la partie gauche de l'équation 5.6. Pour ce faire, nous devons minimiser les BAGs des VLs et maximiser les tailles de trames et les *overheads* de communication. De ce fait, nous prenons comme deuxième hypothèse pessimiste que tous les VLs ont un BAG égal au BAG_{min} , le plus petit BAG des VLs du réseau sans fil. Soit $trame_{max}$ la taille de trame maximale de tous les VLs, nous prenons comme troisième hypothèse pessimiste que tous les VLs ont une taille de trame maximale égale à $trame_{max}$.

Tous les VLs ayant leur BAG égal au BAG_{min} , cela signifie qu'à chaque BAG_{min} tous les VLs auront une trame de taille maximale à transmettre. Pour maximiser les *overheads*

de communication, nous prenons une quatrième hypothèse qui consiste à dire que chaque VL sera considéré comme un flux indépendant par le HC, donc sans agrégation de VL, ce qui signifie que chaque VL dispose de son propre TXOP, par conséquent une seule trame est transmise par TXOP. De ce fait la QSTA recevra un polling pour chacun de ces VLs en liaison montante.

Un VL est dit en liaison montante lorsque ses trames partent de la QSTA vers le point d'accès. Un VL est dit en liaison descendante lorsque ses trames quittent le point d'accès à destination de la QSTA destinataire. A partir de ce postulat, notons que les overheads de communication diffèrent selon les VLs en liaison montante ou en liaison descendante. Le pire cas est obtenu lorsque nous avons des alternances de VLs montants et de VLs descendant dans l'ordonnancement des flux, ce qui constitue notre dernière hypothèse pessimiste (voir Figure 5.1).

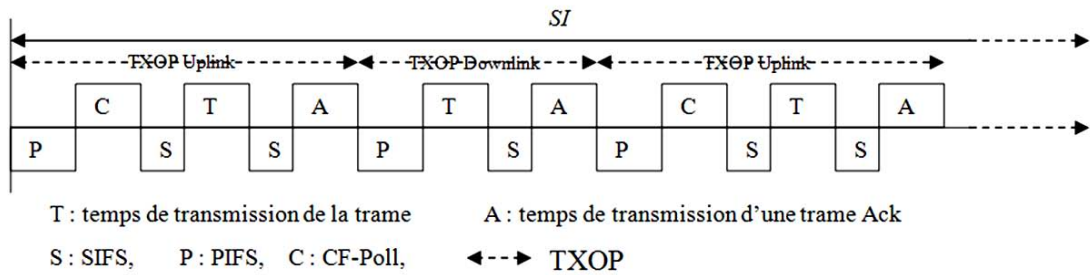


FIGURE 5.1 – Pire cas : alternance entre un VL montant et un VL descendant

Les overheads de communications pour les VLs montants sont donnés par l'équation 5.7 :

$$Over_{up} = PIFS + Tx_{CF_{Poll}} + Tx_{Ack} + 2 \cdot SIFS \quad (5.7)$$

$Tx_{CF_{Poll}}$ représente l'overhead dû au polling. Les overheads de communication pour les VLs descendants sont donnés par l'équation 5.8 :

$$Over_{down} = PIFS + Tx_{Ack} + 2 \cdot SIFS \quad (5.8)$$

En résumé, nous avons cinq hypothèses de pire cas :

1. Chaque VL a une trame dans chacun de ses BAGs,
2. tous les VLs ont le même BAG égal au BAG_{min} ,
3. tous les VLs ont une taille de trame égale à $trame_{max}$,
4. aucune agrégation des VLs : d'où un TXOP par VL,
5. alternance des VLs montants et descendants dans l'ordonnancement des flux.

Dans la section suivante nous déterminons le nombre maximal de VLs admissibles en fonction de la taille maximale des trames et de l'intervalle de service (SI) dans le contexte de pire cas définit précédemment.

5.1.2 VLs admissibles

Dans chaque intervalle de service, la somme des temps de transmission des VLs en liaison montante et des VLs en liaisons descendante doit être inférieur à l'intervalle de

service, sachant qu'aucun trafic est généré en mode EDCA. Ceci est illustré par l'équation 5.9.

$$Tx_{up} + Tx_{down} \leq SI \quad (5.9)$$

Le temps de transmission des VLs en liaison montante, Tx_{up} est obtenu en faisant la somme des temps de transmission de tous les VLs montants, ce qui est formalisé par l'équation 5.10, avec n le nombre de VLs montants.

$$Tx_{up} = n \times (PIFS + Tx_{CFpoll} + Tx_{trame_{max}} + T_{Ack} + 2 \cdot SIFS) \quad (5.10)$$

Le temps de transmission des VLs en liaison descendante est donné par l'équation 5.11, avec m le nombre de VL en liaison descendante. Notons qu'il y a pas d'overhead dû au polling.

$$Tx_{down} = m \times (PIFS + Tx_{trame_{max}} + T_{Ack} + SIFS) \quad (5.11)$$

A partir des équations 5.9, 5.10 et 5.11, nous devons garantir l'inégalité 5.12 :

$$\begin{aligned} n \times (PIFS + Tx_{CFpoll} + Tx_{trame_{max}} + T_{Ack} + 2 \cdot SIFS) + \\ m \times (PIFS + Tx_{trame_{max}} + T_{Ack} + SIFS) \leq SI \end{aligned} \quad (5.12)$$

Le nombre de VL admissibles est donné par l'équation 5.13

$$N = n + m \quad (5.13)$$

Le temps de transmission maximal d'une trame est donné par l'équation 5.14 :

$$Tx_{trame_{max}} = T_{preamble} + T_{signal} + \frac{16 + 8 \times Taille_{trame} + 6}{Debit_{physique}} + \frac{T_{Syn}}{2} \quad (5.14)$$

Les paramètres Physique (OFDM) utilisés sont définis dans la table 5.1 Dans la section

Paramètres	Valeurs
$Debit_{physique}$	54 Mbits/s
$Taille_{trame}$	[100..1554]octets
$T_{preamble}$	16 μs
T_{signal}	4 μs
T_{sym}	4 μs
T_{CFPOLL}	27.74 μs
T_{Ack}	24.5 μs
PIFS	25 μs
SIFS	16 μs

TABLE 5.1 – Paramètres 802.11e MAC et Physique OFDM

suivante, nous présentons les valeurs de N obtenues en fonction des intervalles de services (SI) et des tailles de trames $trame_{max}$. Le débit physique utilisé est considéré comme constant et fixe 54 Mbps. Nous notons également que l'intervalle de service est défini en fonction du BAG_{min} .

5.1.3 Résultats numériques

A partir des équations 5.12, 5.13, 5.14 et des paramètres numériques définis à la table 5.1, nous avons calculé pour chaque intervalle de service, le nombre de VL en liaison

montante et descendante. Nous présentons le nombre de VLs admissibles par intervalle de service et par taille de trame dans un scénario de pire cas.

Les résultats obtenus sont illustrés dans les Figures 5.2 et 5.3. A la Figure 5.2, nous présentons le nombre de VLs admissibles pour les intervalles de service : 1, 2, 4 et 8 ms. A la Figure 5.3, nous présentons le nombre de VLs admissibles pour les intervalles de service : 16, 32, 64 et 128 ms. Pour chaque intervalle de service nous avons fait varier la taille des trames de 100 à 1554 octets.

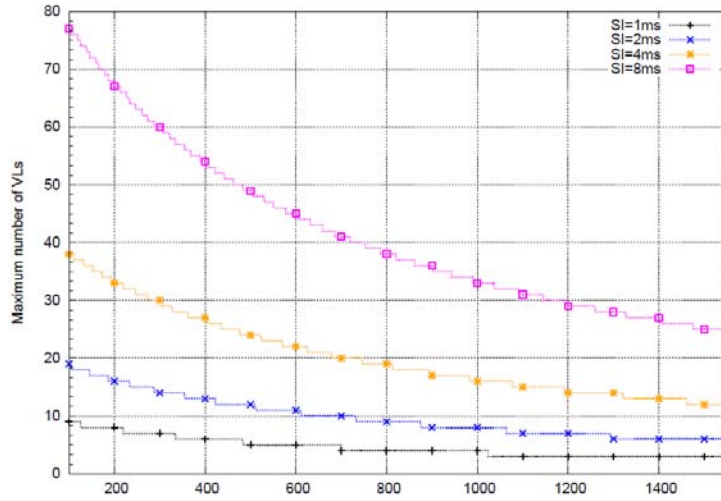


FIGURE 5.2 – VLs admissibles par intervalle de service [1, 2, 4, 8] ms

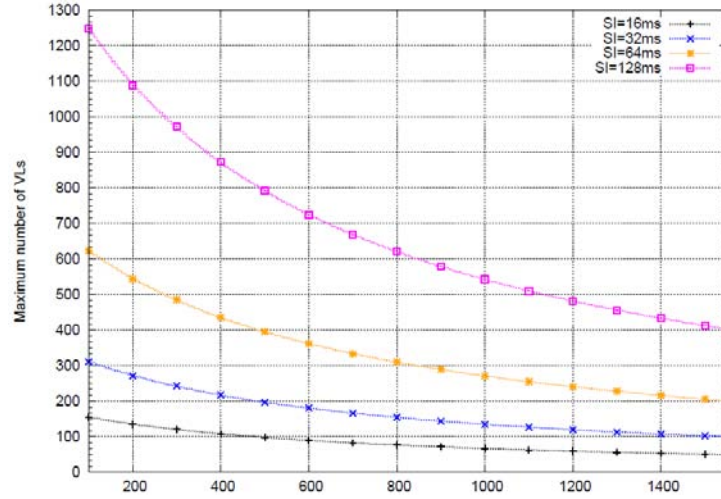


FIGURE 5.3 – VLs admissibles par intervalle de service [16, 32, 64, 128] ms

Nous remarquons sur ces deux résultats que le nombre de VLs admissibles diminue lorsque l'intervalle de service diminue. Cela s'explique par le fait que l'intervalle de service est proportionnel au BAG_{min} . Il faut noter que la bande passante occupée par un VL_i dans chaque PO peut s'écrire de la manière suivante :

$$BW_{VL_i} = \frac{Tx_{trame_{max,i}} + Tx_{Ack} + 2 \cdot SIFS}{BAG_i} \quad (5.15)$$

De ce fait, si le BAG_{min} diminue, alors la bande passante occupée par les VLs augmente. Ainsi, nous pouvons dire que plus l'intervalle de service diminue (i.e BAG_{min}

diminue), plus la bande passante des VLs augmente, et par conséquent le nombre de VLs admissibles diminue.

Nous remarquons également une diminution du nombre de VLs admissibles avec l'augmentation de la taille de trame. Cela s'explique à partir de l'équation 5.15 représentant la bande passante occupée par un VL_i donné. Nous constatons que la bande passante du VL_i augmente lorsque sa taille de trame maximale augmente. Cela se traduit sur les Figures 5.2 et 5.3 par une diminution du nombre de VLs admissibles.

Nous notons, d'une part, que le cas le plus favorable de notre scénario est obtenu lorsque nous avons la plus petite taille de trame maximale (100 octets) et le plus grand intervalle de service (128ms) avec 1243 VLs. D'autre part, le cas le moins favorable de notre scénario, nous autorise au plus 3 VLs admissibles avec le plus petit intervalle de service (1ms) et une taille de trame maximale de 1554 octets.

Ces résultats permettent de borner au pire cas les scénarios de simulation pour évaluer nos propositions d'ordonnanceur. Par exemple, si nous avons au moins un VL avec un BAG 2ms et une taille de trame maximale à 1554 octets, nous savons que nous pouvons garantir dans le pire cas une bande passante à 3 VLs, si le support de communication est parfait. De même si la taille de trame maximale est de 400 octets, le nombre de VLs admissibles au pire cas passe à 6 VLs.

5.2 Scénarios et paramètres de simulation

Nous définissons dans cette section les différents scénarios ainsi que les paramètres de simulation et d'évaluation. Il est à noter que les ordonnanceurs locaux et les globaux ont été modélisés et évalués avec Opnet Modeler 16.0.

5.2.1 Caractérisations des scénarios

Dans cette section, nous caractérisons les différents scénarios de simulation pour évaluer les performances de l'ordonnanceur de référence et des solutions que nous proposons. Les scénarios utilisés ont été bâtis à partir d'un cas réel d'application disponible dans l'article [96]. Les auteurs fournissent une distribution des VLs en fonction des BAGs. C'est-à-dire, que pour chaque type de BAG, ils donnent le pourcentage de VL associés à ce type BAG. De même, ils effectuent une distribution des VLs en fonction des tailles de trame (voir la table 5.2). Les informations définies dans cette table, nous permettent de connaître le pourcentage de VLs par taille de trame. Nous remarquons que dans la table de distribution, nous avons un faible pourcentage de VLs avec un BAG à 2ms (2,03%), alors que les VLs avec un BAG à 128ms représentent plus d'un quart des VLs (25,91 %). Nous notons, de manière générale, que plus la valeur du BAG augmente plus le pourcentage de VLs correspondants augmente. Par ailleurs, la répartition des VLs en fonction de la taille des trames suit un schéma inverse. En effet, nous notons que plus les tailles de trame augmente plus le pourcentage de VLs correspondants diminue. Nous remarquons qu'il y

a très peu de VLs ayant une taille de trame supérieure à 1500 octets. Cependant, plus de la moitié des VLs (57%) ont une taille de trame inférieure à 150 octets et 77,53% des VLs ont une taille de trame inférieure à 300 octets et par ailleurs 89,12 % des VLs ont une taille trame inférieure à 600 octets. Cette distribution illustre une très grande majorité de VLs avec une petite taille de trame.

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%

TABLE 5.2 – Distribution des VLs

A partir cette table de distribution, nous avons identifié trois scénarios. Chaque scénario est défini par un nombre de VL donné : 30, 40 et 50 VLs. La répartition des VLs suit la distribution de la table 5.2. Le choix du nombre de VLs est défini à partir de la section 3.3 du chapitre 3. En effet, lorsqu'une $QSTA_i$ reçoit un $TXOP_{QSTA_i}$, l'ordonnanceur local de la $QSTA_i$ se charge de répartir cette bande passante aux différents VLs "Actif" (3.5.1). Chaque VL_i "Actif" reçoit un $TXOP_{VL_i}$ pour transmettre sa trame. Ce $TXOP_{VL}$ est calculé dans l'ordonnanceur AWS avec la taille de trame maximale, d'une valeur de $362\mu s$. Soit U , la bande passante occupée par les $TXOP_{VL}$, calculée selon AWS. U est donnée par l'équation 5.16.

$$U = \sum_{i=1}^n \frac{TXOP_{VL}}{BAG_i} \times 100 \quad (5.16)$$

Les trois scénarios que nous avons retenus correspondent à des charges de réseau croissantes dont les valeurs de U sont 60% (moyennement chargé), 70% (chargé) et 95% (très chargé). Dans le premier scénario, composé de 30 VLs, la valeur $U=60\%$. La répartition des VLs est donnée à la table 5.3. Pour chaque type de BAG nous présentons le nombre de VLs et les tailles de trame minimale et maximale associées [$Smin$, $Smax$]. $Smin$ est la taille de trame minimale et $Smax$ la taille de trame maximale.

BAG (ms)	Nombre de VLs	Trames (octets) (octets)
1	0	[0, 0]
2	1	[301, 450]
4	1	[301, 450]
8	2	[301, 600] et [601, 900]
16	4	[151, 300] et 3 × [301, 600]
32	7	2 × [1, 150], 4 × [151, 300] et [1201, 1500]
64	7	7 × [1, 150]
128	8	8 × [1, 150]

TABLE 5.3 – Distribution des VLs p/r au BAG des tailles de trames dans le scénario (30 VLs)

Le second scénario dispose de 40 VLs avec $U=77\%$. La table de répartition des VLs et des trames est donnée par la table 5.4

BAG (ms)	Nombre de VLs	Trames (octets)
1	0	[0, 0]
2	1	[301, 450]
4	2	2 × [301, 450]
8	2	[301, 600] et [601, 900]
16	6	2 × [151, 300] et 4 × [301, 600]
32	9	2 × [1, 150], 6 × [151, 300] et [1200, 1500]
64	9	9 × [1, 150]
128	11	11 × [1, 150]

TABLE 5.4 – Distribution des VLs p/r au BAG des tailles de trames dans le scénario (40 VLs)

Le dernier scénario a 50 VLs avec $U=95\%$. La table de répartition des VLs et des trames est donnée par la table 5.5.

BAG (ms)	Nombre de VLs	Trames (octets)
1	0	[0, 0]
2	1	[301, 450]
4	2	2 × [301, 450]
8	4	[301, 600], 3 × [601, 900]
16	8	3 × [151, 300], 5 × [301, 600]
32	11	4 × [1, 150], 6 × [151, 300] et [1201, 1500]
64	11	10 × [1, 150] et [1201, 1500]
128	13	12 × [1, 150] et [901, 1200]

TABLE 5.5 – Distribution des VLs p/r au BAG et des tailles de trames dans le scénario (50 VLs)

5.2.2 Paramètres de simulation et d'évaluation

Les paramètres MAC et Physique utilisés dans l'évaluation de performance sont les mêmes que ceux utilisés pour le dimensionnement des VLs admissibles dont les valeurs sont données à la table 5.1. Notons que le débit physique de transmission est de 54Mbit/s fixe (pas de débit de repli en cas de mauvaise transmission) et la taille de trame maximale est de 1554 octets.

Pour chaque scénario et pour chaque ordonnanceur local et global, nous avons retenus d'évaluer :

- le délai d'accès maximal,
- le pourcentage de paquets rejetés pour cause d'échéance atteinte,
- le débit utile,

en fonction du taux d'erreur binaire (BER, Bit Error Rate) et du taux d'occupation des BOR (BAG Occupation Rate). Nous notons que le pourcentage de paquets erronés augmente lorsque le BER augmente. Nous faisons varier le BER afin de d'étudier le comportement des ordonnanceurs lorsque le pourcentage de paquets erronés augmente. Ceci nous permet également de mettre en avant les politiques d'ordonnanceur et de gestion de la retransmission d'AWS, mais aussi de mettre en avant les méthodes de gestion de la bande passante allouée aux VLs : "Optimized Solution" et "Release Bandwidth Solution". Dans chacun de ces BAG, le VL dispose au plus d'une trame en instance de transmission. Cela signifie que durant certains BAG, le VL ne dispose pas de trame en attente

transmission. BOR correspond à la probabilité que le VL ait une trame en instance de transmission. En augmentant le BOR, la charge en entrée du réseau augmente également.

Il convient de souligner que le délai d'accès d'une trame associée au VL_i est défini comme le temps d'attente entre l'instant où la trame entre dans les files de transmission de la QSTA et l'instant où la trame accède au support de communication pour la première fois. Le délai d'accès maximal du VL_i représente le plus grand délai d'accès subi par les trames associées au VL_i . Si le support de communication est parfait, alors le délai d'accès correspond à la latence de la trame. Cependant en cas de retransmission, la latence prend en compte le temps de transmission de la trame perdue plus les overheads et le temps d'attente entre la fin de la séquence de transmission et le début de la retransmission. Nous avons choisi le délai d'accès maximal comme critère d'évaluation, pour mettre en évidence l'effet de l'ordonnancement local des trames. Afin d'évaluer les pires cas nous avons retenu la valeur maximale du délai d'accès pour chaque simulation.

Le second paramètre d'évaluation correspond au pourcentage de paquets rejetés pour cause d'échéance atteinte. En effet chaque trame a une échéance temporelle qui dépend du VL auquel elle est associée. Le VL définit une gigue maximale pour chacune de ces trames. Une trame qui dépasse cette gigue maximale autorisée est rejetée. Notons qu'au niveau des QSTAs, la gigue maximale d'une trame correspond à sa latence dans la QSTA.

La dernière métrique est le débit utile qui est défini comme le nombre de bits utiles correctement reçus par unité de temps. Si toutes les trames sont correctement reçues alors, le débit utile théorique calculé est donné par l'équation (5.17) où n est le nombre de VLs.

$$Throughput = \sum_{i=1}^n \frac{PSDU_{size,i}}{BAG_i} \quad (5.17)$$

A partir des tables de répartition des VLs en fonction des BAG et des tailles de trames (5.3, 5.4 et 5.5), nous déterminons le débit théorique minimal et maximal pour les trois scénarios : 30 VLs, 40 VLs et 50 VLs. Le débit théorique minimal est calculé à partir des tailles de trames minimales et le débit théorique maximal est calculé à partir des tailles de trames maximales. Ainsi, à partir de l'équation 5.17, si le taux d'erreur binaire est égal à zéro et nous pouvons en déduire que le débit théorique est compris entre $[3,69 \dots 6,20]Mbits/s$ pour le scénario à 30 VLs, $[4,82 \dots 8,47]Mbits/s$ pour le scénario à 40 VLs et $[6,95 \dots 11,35]Mbits/s$ pour le scénario à 50 VLs.

5.3 Ordonnancement local : QSTA

Dans cette partie, nous évaluons l'impact de l'ordonnancement local des VLs au niveau de chaque QSTA/ES. Nous faisons une analyse comparative entre l'ordonnancement référence HCCA (IEEE 802.11e) et les ordonnancements locaux que nous proposons. Il faut noter que dans l'HCCA de référence, les trames sont transmises dans les TXOPs selon leur ordre d'arrivée, elles subissent la loi du *premier arrivé premier servi*, ce qui peut être défavorable pour les trames les plus contraintes temporellement (BAG=1 et 2ms). Nous nommons l'ordonnancement local de l'HCCA de référence RS (Reference Scheduler). Nous

proposons l'ordonnanceur AWS (AFDX Wireless Scheduler) qui sérialise les trames en se basant sur plusieurs paramètres en particulier l'échéance et le BAG du VL auquel chaque trame est associée. AWS alloue à chaque VL une bande passante calculée à partir de la taille de trame maximale (1554 octets). Dans certains cas, ceci représente une sous utilisation de la bande passante pour les VLs ayant des trames de petite taille. Pour remédier à ce problème nous proposons deux solutions pour utiliser le surplus de bande passante allouée à ces VLs.

Les solutions proposées sont nommées : *Optimized Solution* avec OAWS et *Released Bandwidth Solution* avec AWS-RB. Nous appliquons également nos deux solutions à l'ordonnanceur de référence RS et par conséquent proposons deux nouvelles solutions d'ordonnement à comparer, voir la table 5.6.

RS	Reference Scheduler (HCCA)
AWS	AFDX Wireless Scheduler
ORS	Optimized RS
OAWS	Optimized AWS
RS-RB	RS-Release Bandwidth
AWS-RB	AWS-Release Bandwidth

TABLE 5.6 – Ordonnanceurs locaux

Dans les sections suivantes nous analysons les résultats de ces 6 ordonnanceurs et les comparons selon les différents paramètres présentés au chapitre 5.2.2.

5.3.1 RS et AWS

Dans cette section nous faisons une analyse comparative entre l'ordonnanceur local de référence RS et AWS. Les ordonnanceurs sont évalués avec les trois scénarios définis dans la section 5.2.2 : 30 VLs, 40 VLs et 50 VLs. Les paramètres physiques utilisés sont ceux définis dans la section 5.2.2. La gigue maximale autorisée aux VLs que nous avons retenu est de BAG/4, qui est une contrainte temporelle forte pour les VLs ayant un faible BAG. Les VLs sont asynchrones et leurs *Offset* (start time) sont choisis aléatoirement.

5.3.1.1 Délai d'accès maximum

Dans les Figures 5.4, 5.5 et 5.6, nous présentons le délai d'accès maximum des VLs ayant un BAG à 2ms respectivement pour les scénarios 30, 40 et 50 VLs. Nous avons choisi les VLs les plus contraints temporellement car ils représentent plus de 90% des paquets rejetés pour cause d'échéance atteinte. Le délai d'accès maximum est tracé en fonction du taux d'occupation des BAGs (BOR) pour les BER à 10^{-6} , 10^{-5} et 10^{-4} .

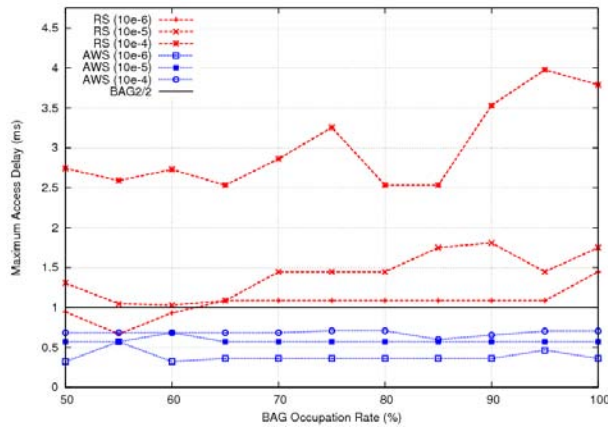


FIGURE 5.4 – Délai d'accès maximum p/r au BOR (BAG2ms, 30 VLs)

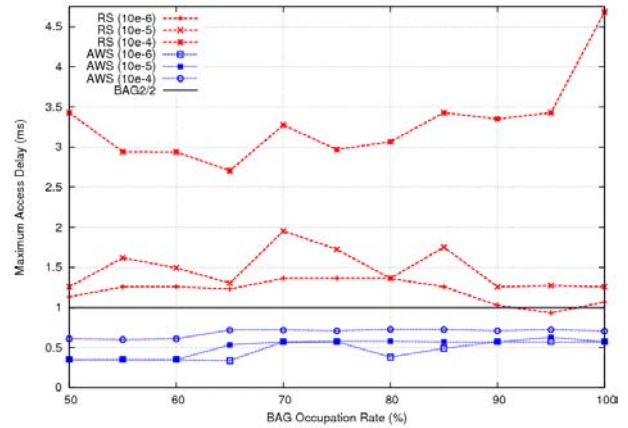


FIGURE 5.5 – Délai d'accès maximum p/r au BOR (BAG2ms, 40 VLs)

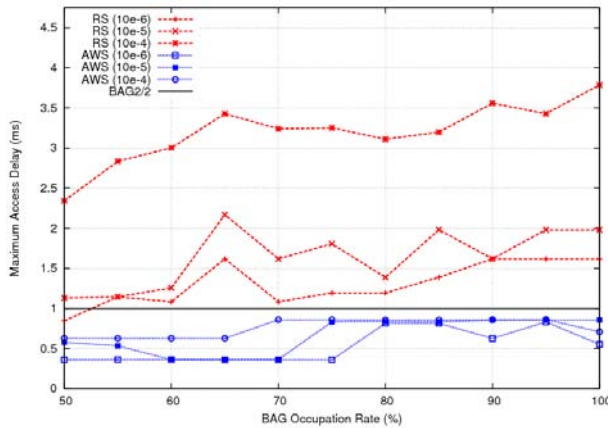


FIGURE 5.6 – Délai d'accès maximum p/r au BOR (BAG2ms, 50 VLs)

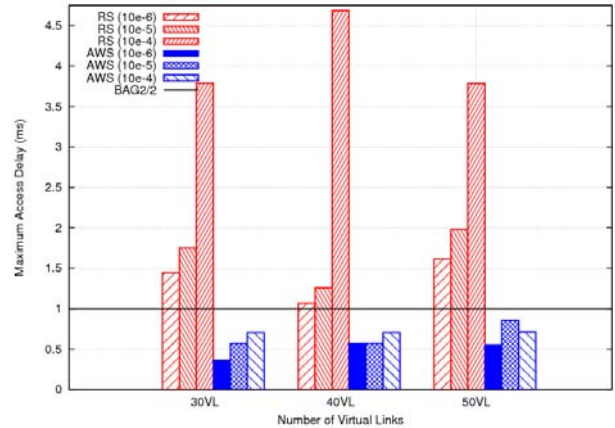


FIGURE 5.7 – Maximum délai d'accès pour les 3 scénarios p/r au BER (BOR=100%)

Dans les Figures 5.4, 5.5 et 5.6, nous remarquons que les courbes représentant RS sont très volatiles, ceci est dû à l'aspect sporadique des VLs et à la variation du taux d'occupation des VLs. Le délai d'accès d'une trame dépend dans RS du nombre de trames en instance de transmission. Étant donné que les VLs sont asynchrones et sporadiques, le nombre de trames en instance de transmission varie. Avec la méthode AWS, il s'avère que les délais d'accès maximum sont plus homogènes, lisses et largement inférieurs à ceux de RS. Il est à noter qu'AWS sérialise et priorise les VLs ayant les plus petits BAG donc les plus contraints temporellement. Cela se vérifie par les résultats avec des délais d'accès maximum qui sont deux à trois fois plus petits que ceux de RS. Nous pouvons dire que les délais d'attente des trames les plus contraintes temporellement sont plus faibles dans AWS que dans RS, et ceci grâce à la priorisation des flux d'AWS que nous avons mis en place.

Nous notons également que le délai d'accès maximum augmente en fonction du BER, ce qui est un phénomène normal car le nombre de paquets perdus augmente aussi, d'où une augmentation du nombre de retransmissions. Ceci représente une charge supplémentaire sur le réseau. La retransmission dans RS est automatique (comme le prévoit la norme), la trame est retransmise autant de fois que nécessaire, jusqu'à ce qu'elle soit correctement transmise, ou qu'elle atteigne son échéance ou bien son nombre maximum de retransmissions prédéfinis.

Nous remarquons aussi dans les trois Figures 5.4, 5.5 et 5.6 que l'écart est très important entre les courbes RS(10^{-5}) et RS(10^{-4}), comparé à l'écart qui existe entre les courbes RS(10^{-6}) et RS(10^{-5}). Cela est dû au fait que nous avons beaucoup plus de perte de paquets donc de retransmission à 10^{-4} comparé à 10^{-5} alors que entre 10^{-5} et 10^{-6} , l'écart en terme de paquets perdu est beaucoup plus faible. Nous notons que dans RS plus il y a de perte de paquets, plus il y a de retransmissions automatiques et plus le délai d'attente des trames en instance de transmission augmentent.

Dans AWS l'augmentation du BER a moins d'impact sur le délai d'accès des VLs prioritaires (voir les Figures 5.4, 5.5 et 5.6). Ceci, s'explique grâce à la politique de gestion de la retransmission qui permet d'éviter une retransmission de trame non urgente devant une trame contrainte temporellement. Cela signifie qu'une retransmission successive d'une trame non urgente ne retardera pas la transmission d'une trame urgente. Nous avons de ce fait un faible écart entre les courbes AWS(10^{-6}), AWS(10^{-5}) et AWS(10^{-4}) quelque soit le scénario. Notons que les VLs(BAG2ms) sont les plus contraints temporellement dans nos scénarios.

Quelque soit le scénario, nous constatons que le délai d'accès maximum de RS est toujours supérieur au seuil défini ($BAG/4 = 0,5ms$) et même supérieur au $BAG/2 = 1ms$ (voir les Figures 5.4, 5.5 et 5.6). Alors qu'avec AWS, quelque soit le scénario, les résultats sont en dessous du seuil $BAG/2$, et seulement inférieur à $BAG/4$ pour le scénario à 30VLs (voir la Figure 5.4).

A la Figure 5.7, nous faisons un zoom sur le délai d'accès maximum pour un taux d'occupation des BAG à 100 (un pire cas) pour les trois scénarios. Ce qui nous permet de mettre en avant les écarts de délai qui existe entre RS et AWS.

Le fait que le délai d'accès maximum soit supérieur au seuil défini ne signifie pas que toutes les trames seront rejetées. Il faut noter que le délai d'accès maximum représente le pire des délai subi par les trames (BAG2ms). Un VL ayant un délai d'accès maximal supérieur au seuil défini, signifie qu'il existe au moins une de ces trames ne respectant pas son échéance. Ainsi, le délai d'accès maximum seul ne nous permet pas d'évaluer finement l'efficacité des ordonnanceurs locaux. C'est la raison pour laquelle nous analysons également le taux de perte de paquets pour cause d'échéance atteinte.

5.3.1.2 Taux de paquets rejetés

Les résultats de simulations des taux des paquets rejetés sont présentés aux Figures 5.8, 5.9 et 5.10. Ce sont les pourcentages de paquets rejetés pour cause d'échéance atteinte qui

sont représentés, c'est à dire ayant dépassé leur latence maximale autorisée. Les résultats présentés concernent l'ensemble des trames transmises dans le réseau, quelque soit le type de VL auquel elles sont associées. Le pourcentage de paquets rejetés est tracé en fonction du taux d'occupation des BAG. Nous remarquons que quelque soit le scénario le pourcentage de paquets rejetés augmente en fonction du BER. Globalement, nous avons aussi une augmentation du pourcentage paquets rejetés en fonction du taux d'occupation des BAG.

Nous notons que quelque soit le scénario, AWS offre un taux de paquets rejetés inférieur à celui de RS et ce pour les taux d'erreur binaire : 10^{-6} , 10^{-5} et 10^{-4} .

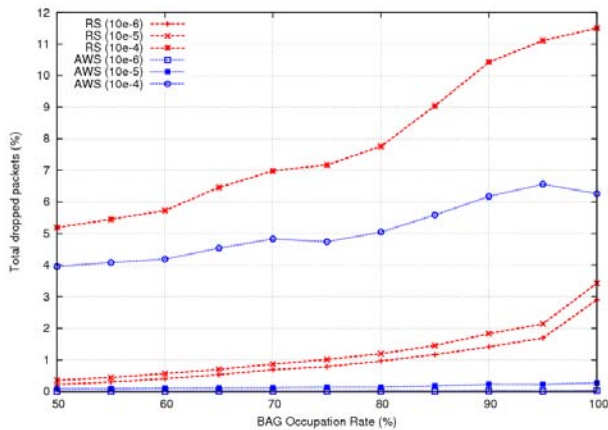


FIGURE 5.8 – Taux de paquets rejeté p/r au BOR (30 VLs)

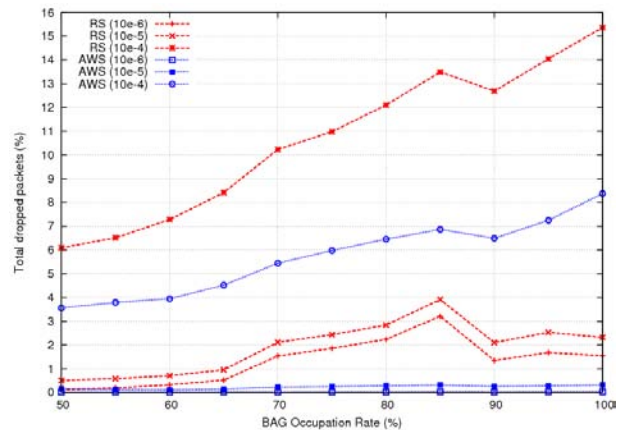


FIGURE 5.9 – Taux de paquets rejeté p/r au BOR (40 VLs)

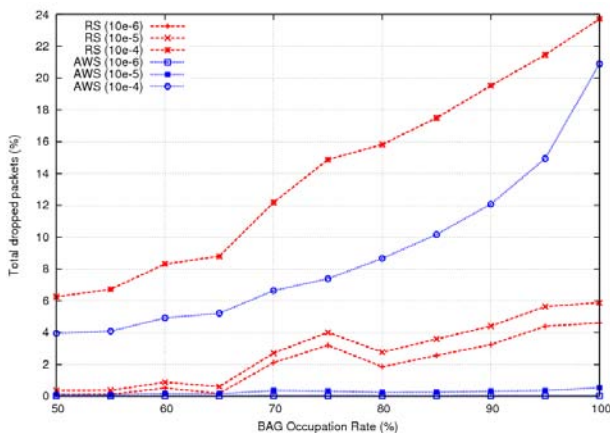


FIGURE 5.10 – Taux de paquets rejeté p/r au BOR (50 VLs)

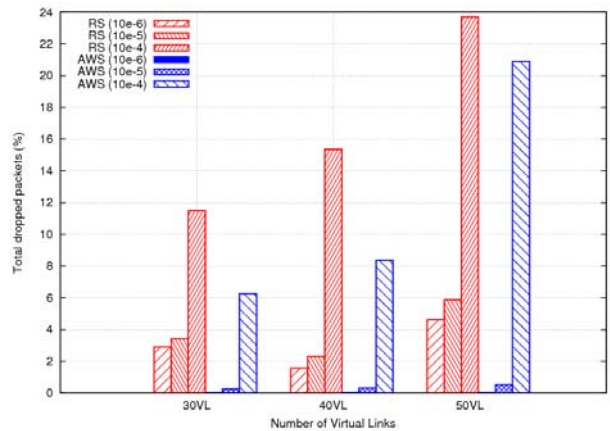


FIGURE 5.11 – Taux de paquets rejetés pour les 3 scénarios p/r au BER (BOR=100%)

Dans la Figure 5.8, représentant le scénario 30VLs (réseau peu chargé), il est à noter que le taux de pertes de paquets rejetés d'AWS est inférieur à 0,03% pour un BER= 10^{-6} et inférieur à 0,3% pour un BER= 10^{-5} . Alors que RS offre un taux de paquets rejetés qui

atteint 2,9% pour un $\text{BER}=10^{-6}$ et 3,4% pour un $\text{BER}=10^{-5}$. Ceci est plus de dix fois supérieur au taux de paquets rejetés d’AWS. Lorsque le médium est dégradé ($\text{BER}=10^{-4}$), AWS offre de nouveau les meilleures performances par rapport à RS. Cependant nous notons des taux de rejet élevés à l’ordre de 6,26% pour AWS et de 11,5% pour RS.

Pour le scénario à 40 VLs (Figure 5.9), les taux de paquets rejetés sont plus élevés par rapport au scénario à 30VLs. AWS offre toujours les meilleurs performances, par exemple pour un $\text{BER}=10^{-5}$, AWS a un taux de rejet de paquets inférieur à 0,32% alors que RS atteint 3,91%. Dans un médium dégradé ($\text{BER}=10^{-4}$), le taux de rejet d’AWS est inférieur à 8,37%, ce qui est largement inférieur au taux de rejet de RS à 15,36%.

Lorsque le réseau est chargé (scénario à 50VLs), les taux de paquets rejetés augmentent aussi par rapport aux autres scénarios (30 et 40 VLs). A $\text{BER}=10^{-6}$, l’écart entre les taux de paquets rejetés de RS et de AWS est très grand. RS a un taux de rejet maximal de l’ordre de 4.61%, alors qu’AWS offre un taux de rejet inférieur 0,37%. Ceci représente un gain de plus de 90%. Pour un $\text{BER}=10^{-5}$ le taux de paquets rejetés dans RS atteint 5,87%, alors que celui d’AWS est inférieur à 0,54%. Dans un médium perturbé avec un $\text{BER}=10^{-4}$, le taux maximal de paquets rejetés dans RS est de 24%, AWS offre un taux de rejet maximal de l’ordre de 21%. En comparant ces valeurs aux taux de paquets rejetés dans AWS, nous voyons que les résultats d’AWS sont très satisfaisants par rapport à ceux de RS.

Dans la Figure 5.11, nous présentons les taux de paquets rejetés avec un taux d’occupation du BAG à 100%¹ pour les trois scénarios. Nous remarquons que dans un scénario de pire cas (médium dégradé $\text{BER}=10^{-4}$) le pourcentage de paquets rejetés dans RS est presque égal au double du pourcentage de paquets rejetés dans AWS pour les scénarios 30 et 40 VLs. Pour 50 VLs, nous avons un gain de 12% des paquets rejetés. Pour un $\text{BER}=10^{-5}$, RS a des taux de rejet de paquets six fois supérieur à ceux d’AWS, pour les scénarios 30 et 40VLs. Pour le scénario 50 VLs l’écart entre AWS et RS augmente encore avec un taux de rejet plus 8 fois supérieur pour RS. Pour un $\text{BER}=10^{-6}$, AWS transmet presque toutes ces trames avec un taux de rejet proche de zéro ($< 0,3\%$) quelque soit le scénario, alors que RS atteint un taux de rejet de 4,61% dans le scénario à 50 VLs.

Nous notons que plus le BER augmente, plus les résultats de RS et AWS sont proches. Cela s’explique par le fait que lorsque le BER augmente, la probabilité d’avoir un paquet erroné augmente. Ce qui entraîne une augmentation des pertes de paquets et de la charge du réseau avec les retransmissions. Dans un réseau chargé avec un fort BER, il est plus difficile d’ordonnancer les VLs et de satisfaire leurs échéances temporelles.

5.3.1.3 Débit utile

Dans cette section, nous présentons le débit utile pour RS et AWS avec les trois scénarios. Aux Figures 5.12, 5.13 et 5.14, nous avons tracé le débit utile de réception au niveau du QAP par rapport au BOR.

1. Chaque VL a une trame à transmettre dans chacun de ces BAGs.

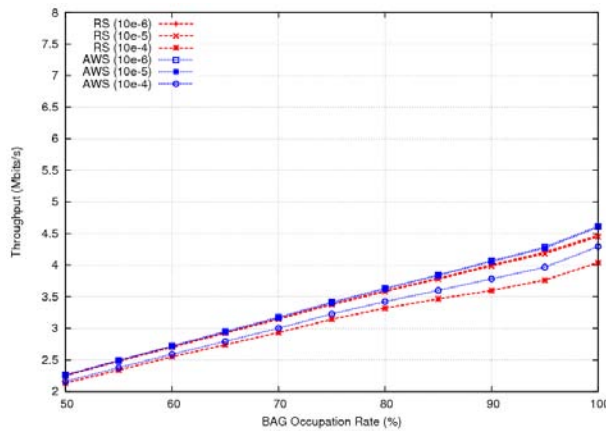


FIGURE 5.12 – Débit utile p/r au BOR (30 VLs)

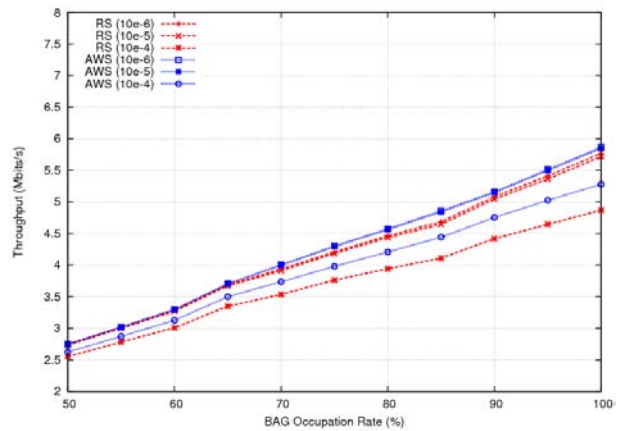


FIGURE 5.13 – Débit utile p/r au BOR (40 VLs)

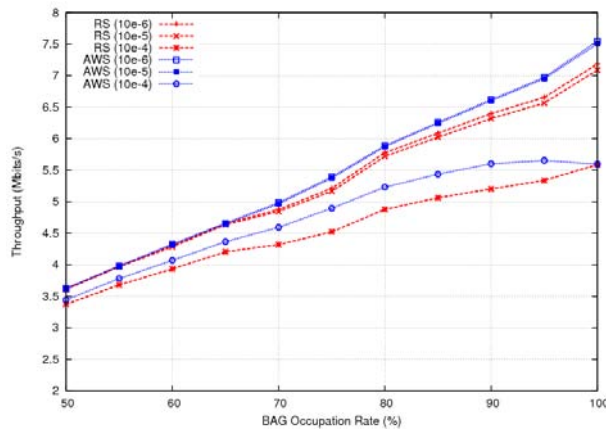


FIGURE 5.14 – Débit utile p/r au BOR (50 VLs)

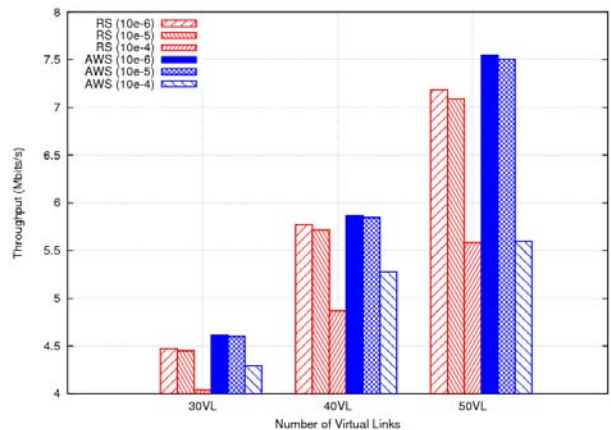


FIGURE 5.15 – Débit utile pour les 3 scénarios p/r au BER

Le débit utile représente le nombre de bits utiles correctement reçus par unité de temps par le QAP. De manière globale, nous remarquons dans les Figures 5.12, 5.13 et 5.14, une augmentation du débit en fonction du BOR quelque soit le BER et quelque soit le scénario. Ceci s'explique par le fait que la charge du réseau augmente lorsque le BOR augmente. Le nombre de trames transmises double entre BOR=50% à BOR=100%. Nous notons aussi que les débits utiles d'AWS sont supérieurs à ceux de RS quelque soit le scénario. Ces résultats d'AWS sont liés aux taux de paquets rejetés.

Dans la Figure 5.15, nous présentons le débit utile de RS et AWS pour les BER 10^{-6} , 10^{-5} et 10^{-4} , et pour les trois scénarios avec un taux d'occupation des BAGs à 100%. Nous notons que le débit utile augmente en fonction du nombre de VLs. Ce qui est normal étant donné que la charge du réseau augmente avec l'augmentation du nombre de VLs. Nous notons également, une diminution du débit utile lorsque le BER augmente et la plus grande chute de débit utile est atteinte pour les BER 10^{-5} et 10^{-4} . Il faut noter que lorsque le

BER augmente, le nombre de paquets erronés augmente, ces paquets erronés doivent être retransmis, ce qui représente plus de charge dans le réseau d'où une augmentation du nombre de paquets rejetés et une diminution du débit utile. Nous notons que quelque soit le BER et quelque le scénario (30, 40 et 50 VLs) le débit utile d'AWS reste supérieur à celui de RS.

Dans le scénario 50 VLs à 10^{-6} nous notons un débit utile égal à 7,55 Mbits/s pour AWS et à 7,18 Mbits/s pour RS. AWS obtient un gain de 4,90%. Ces valeurs sont dans l'intervalle théorique $[4,82 \dots 8,47] Mbits/s$ du débit utile calculé (voir 5.2.2).

Dans le scénario 40 VLs 10^{-6} nous notons un débit utile égal à 5,85 Mbits/s pour AWS et à 5,76 Mbits/s pour RS. AWS offre un gain de 1,54%. Ces résultats sont dans l'intervalle théorique $[4,82 \dots 8,47] Mbits/s$ du débit utile calculé.

De même dans le scénario 30 VLs 10^{-6} nous notons un débit utile égal à 4,62 Mbits/s pour AWS et à 4,47 Mbits/s pour RS avec un gain de 3,25% pour AWS. Ces résultats sont dans l'intervalle théorique $[4,82 \dots 8,47] Mbits/s$ du débit utile calculé.

5.3.1.4 Conclusion partielle

Pour clore cette section, nous pouvons dire que l'utilisation d'un ordonnanceur local AWS s'avère très bénéfique au vue des résultats obtenus notamment en terme de délai d'accès maximum, de taux de paquets rejetés et de débit utile. Dans des conditions de pire cas avec un BER à 10^{-4} , canal dégradé et un réseau chargé (50 VLs, $U=95\%$), AWS fournit des délais d'accès maximum pour les VLs (BAG2ms) généralement inférieur à la moitié des délais d'accès maximum offerts par RS (voir Figure 5.7). La méthode AWS réduit le nombre de paquets rejetés par RS. Nous notons un gain de 12% dans AWS par rapport à RS sur le pourcentage de paquets rejetés pour les 50 VLs et plus de 80% pour les deux autres scénarios avec un BER à 10^{-4} . Ces résultats se confirment au niveau du débit utile avec les meilleures performances offertes par AWS. Pour un BER à 10^{-4} , nous avons 5.60 Mbit/s dans AWS et 5.58 Mbit/s dans RS pour 50 VLs, 5.28 Mbit/s dans AWS et 4.86 Mbit/s dans RS pour 40 VLs et pour finir 4.29 Mbit/s dans AWS et 4.04 Mbit/s dans RS pour 30 VLs. Les résultats présentés ici montre l'intérêt de la méthode AWS comme ordonnanceur au niveau de chaque QSTA. Cependant AWS présente des limites du fait de la sur-allocation de bande passante aux VLs. Il faut noter que dans AWS le temps de transmission alloué à un VL est calculé à partir de la taille de trame maximale (1554 octets) or tous les VLs n'ont pas une taille de trame maximale égale à 1554 octets. Ce qui a mené à la proposition de deux solutions nommés "Optimized Solution" et "Release Bandwidth Solution" pour gérer la bande passante non utilisée des VLs, afin d'améliorer AWS et RS.

5.3.2 Versions améliorées d'AWS et de RS

Les versions améliorées d'AWS et de RS résultent des solutions proposées dans le chapitre 2 pour la gestion de la bande allouée et non utilisée par les VLs. Ces solutions

sont : "Optimized Solution" et "Release Bandwidth Solution". La méthode "Optimized Solution" appliquée à AWS est nommée OAWS et celle appliquée à RS est nommée ORS. Dans OAWS, lorsqu'un VL donné n'utilise pas l'ensemble du temps de transmission qui lui est alloué, OAWS vérifie si elle peut transmettre une trame "critique" ou une trame en retransmission dans le temps restant. Si la réponse est positive. Dans ce cas, elle transmet, sinon elle attend la fin du temps alloué au VL. Cependant dans ORS, seules les trames en retransmission sont transmises dans les bandes passantes libres des $TXOP_{VL}$. Ceci découle du fait que RS ne possède pas la notion de trame "critique". La méthode "Release Bandwidth Solution" libère la bande passante non utilisée et avance l'instant de transmission de la trame suivante. Ceci est valable pour les ordonnanceurs AWS-RB et RS-RB.

Dans la section suivante, nous faisons une analyse comparative des 6 ordonnanceurs : RS, ORS, RS-RB, AWS, OAWS et AWS-RB. Ils sont évalués sur les mêmes critères que RS et AWS.

5.3.2.1 Délai d'accès maximum des VLs (BAG2ms)

Dans cette section, nous présentons le délai d'accès maximum pour ORS, OAWS, RS-RB et AWS-RB pour les scénarios à 30, 40 et 50 VLs avec les taux d'erreurs binaires : 10^{-6} , 10^{-5} et 10^{-4} . Aux Figures 5.16, 5.17 et 5.18, nous traçons le délai d'accès maximum de ORS et OAWS par rapport aux taux d'occupation des BAGs avec les BER : 10^{-6} , 10^{-5} et 10^{-4} , respectivement pour les scénarios à 30, 40 et 50 VLs. De même aux Figures 5.19, 5.20 et 5.21, nous traçons les délais d'accès maximum de RS-RB et AWS-RB avec les mêmes paramètres.

Nous remarquons tout d'abord, de manière générale, que les délais d'accès maximum offerts par RS et RS-RB sont très volatiles et varient fortement en fonction du taux d'occupation des VLs. A contrario ceux d'OAWS et AWS-RB sont plus réguliers avec une faible variation, ce qui s'explique par les politiques d'ordonnancement utilisées (voir 5.3.1.1).

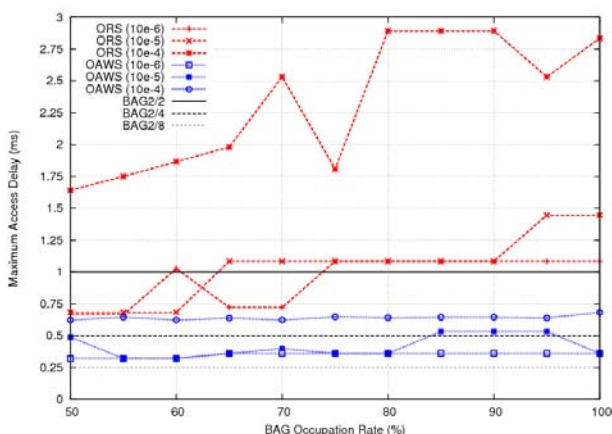


FIGURE 5.16 – Délai d'accès maximum (ORS et OAWS)(30 VLs)

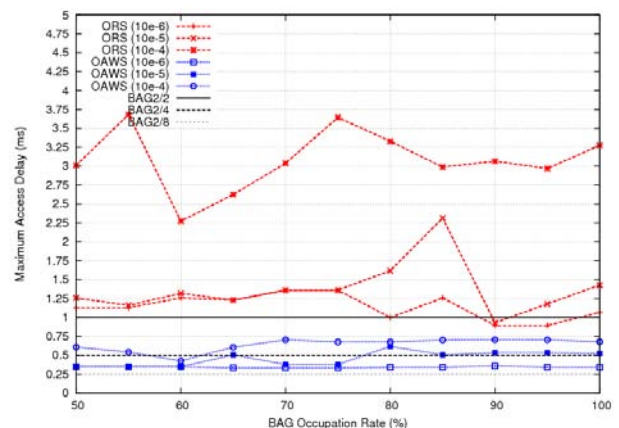


FIGURE 5.17 – Délai d'accès maximum (ORS et OAWS)(40 VLs)

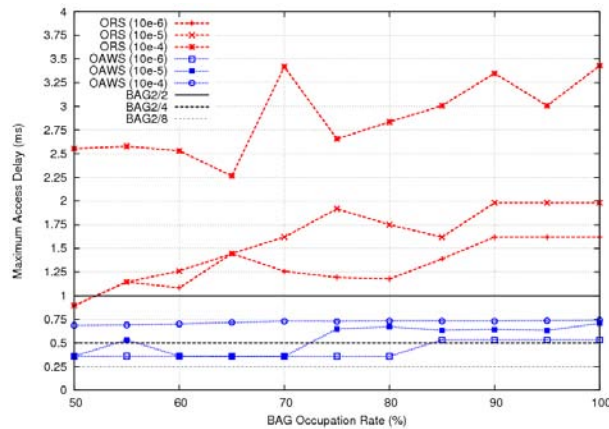


FIGURE 5.18 – Délai d'accès maximum (ORS et OAWS)(50 VLs)

Les résultats présentés aux Figures 5.16, 5.17 et 5.18 montrent qu'OAWS offre de meilleurs délais d'accès maximum qu'ORS. Nous notons qu'avec un $\text{BER}=10^{-6}$ (faible perturbation du canal), AWS nous permet d'avoir un délai d'accès maximum en dessous du seuil (0,5ms) pour les scénarios 30 et 40 VLs (voir respectivement les Figures 5.16 et 5.17). Sous 50 VLs et avec un $\text{BER}=10^{-6}$, OAWS a un délai d'accès maximum inférieur au seuil et ce jusqu'à un $\text{BOR}=75\%$, alors que les délais d'accès maximum d'ORS sont toujours au dessus du seuil autorisé (0,5ms) quelque soit le scénario (voir les Figures 5.16, 5.17 et 5.18).

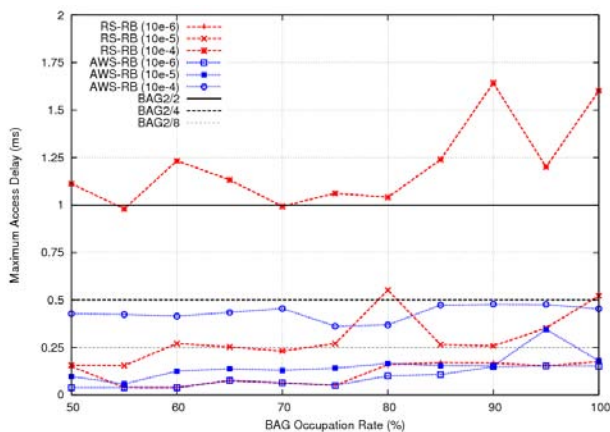


FIGURE 5.19 – Délai d'accès maximum (RS-RB et AWS-RB)(30 VLs)

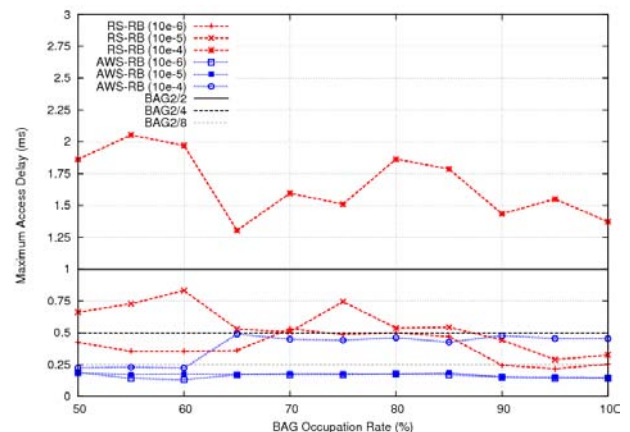


FIGURE 5.20 – Délai d'accès maximum (RS-RB et AWS-RB)(40 VLs)

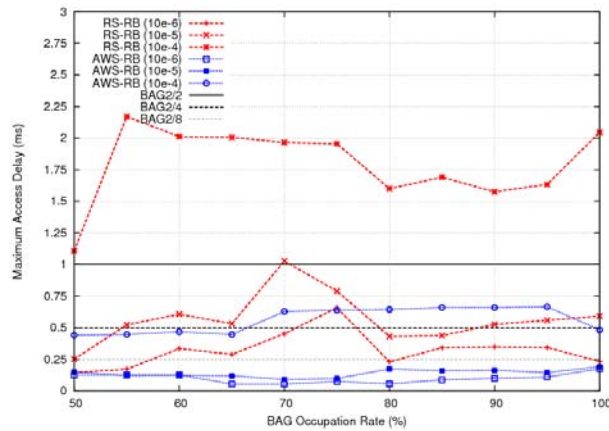


FIGURE 5.21 – Délai d'accès maximum (RS-RB et AWS-RB)(50 VLs)

Aux Figures 5.19, 5.20 et 5.21, nous remarquons qu'AWS-RB offre des meilleurs délais d'accès comparé à RS-RB. Cependant, les écarts de délai maximum entre AWS-RB et RS-RB sont plus faibles par rapport aux écarts de délai maximum entre OAWS et ORS. En particulier pour les faibles taux d'erreur binaire. Dans le cas le plus favorable (30 VLs et $\text{BER}=10^{-6}$), avec un réseau peu chargé et un faible taux de perte, les courbes de AWS-RB et RS-RB sont presque confondues et inférieures au BAG/8 (0,25ms). A faible charge et à faible taux d'erreur RS-RB est quasi équivalent à AWS-RB. Cela signifie que sous certaines conditions RS-RB peut bien remplacer AWS-RB. Cependant lorsque le taux d'erreur augmente ou que le nombre de VLs augmente, l'écart de délai maximum entre AWS-RB et RS-RB augmente aussi. Ce qui montre aussi l'intérêt de définir une politique d'ordonnancement des trames. AWS-RB offre des résultats très satisfaisant, il faut noter que pour $\text{BER}=10^{-6}$ et 10^{-5} , quelque soit le scénario (Figures 5.19, 5.20 et 5.21) AWS-RB à un délai d'accès maximum inférieur au BAG/8, la moitié du seuil autorisé. Avec un $\text{BER}=10^{-4}$, il reste inférieur au seuil pour les scénarios 30 et 40 VLs (Figures 5.19 et 5.20). AWS-RB offre de meilleurs délais d'accès par rapport à RS-RB grâce à sa politique d'accès basée sur la classification des flux d'AWS.

A la Figure 5.22, nous faisons une synthèse des délais d'accès maximum pour les 6 ordonnanceurs locaux avec un BOR à 100%.

Globalement en comparant les délais d'accès maximum de RS, ORS et RS-RB, nous remarquons d'une part que RS a les plus grands délais d'accès maximums suivi par ORS, puis par RS-RB. D'autre part, les délais d'accès d'AWS sont plus grands par rapport à ceux d'OAWS et d'AWS-RB. AWS-RB détient les plus faibles délais d'accès. En outre, nous pouvons dire que la solution "Release Bandwidth solution" offre les meilleurs délais d'accès suivie de la solution "Optimized Solution" puis par les versions simples d'AWS et d'RS.

ORS et OAWS offre de meilleurs délai d'accès par rapport à leurs homologues RS et AWS, car elles permettent la transmission de certaines trames plus tôt que prévue du fait quelles soient dans l'état critique où en retransmission, ceci en utilisant une bande passante libre d'un VL. Cette bande passante libre n'est utilisée que lorsqu'elle est suffisamment grande pour permettre la transmission de la trame critique ou en retransmission. De ce fait

plus la taille de trame du VL en transmission est grande, plus la bande passante diminue, plus la probabilité de l'utiliser diminue. Ce qui n'est pas le cas pour la solution "Release Bandwidth solution", qui récupère systématiquement la bande passante libre et avance la transmission de la trame suivante. Cette politique justifie les résultats des méthodes AWS-RB et RS-RB en terme de délai d'accès maximum.

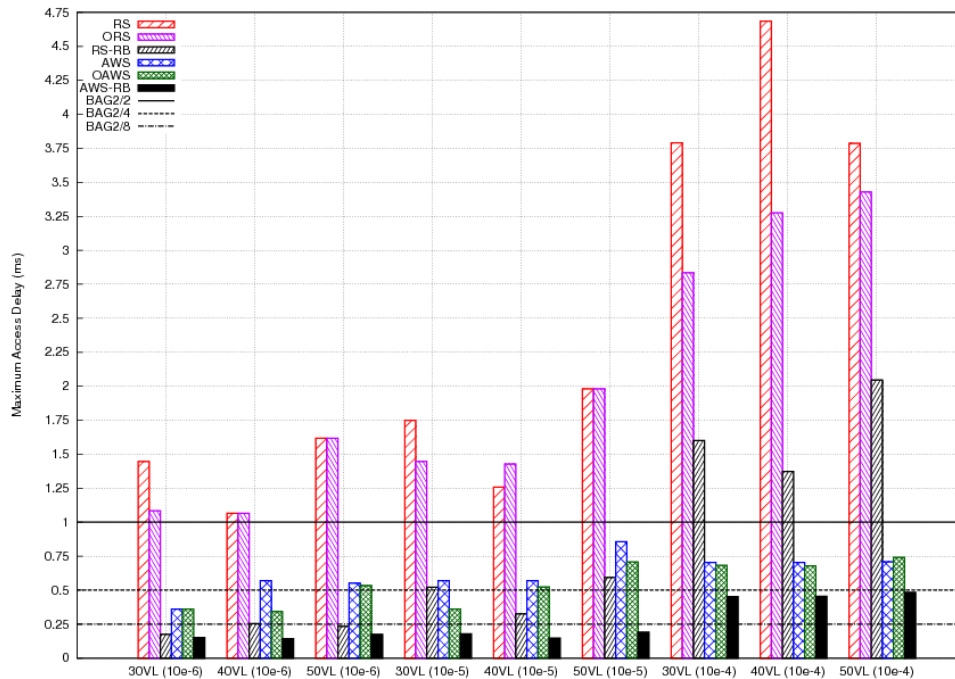


FIGURE 5.22 – Délai d'accès maximum (BOR=100%)

Il est à souligner que RS est toujours au dessus du seuil (BAG/4=0,5ms) de même ORS. Cependant RS-RB offre des résultats acceptables pour les BER=10⁻⁶ et 10⁻⁵. RS-RB a un meilleur délai d'accès maximum que AWS et OAWS pour ces deux BER (10⁻⁶ et 10⁻⁵). A 10⁻⁴, le délai d'accès maximum de RS-RB augmente rapidement et devient moins bon comparé à celui d'AWS et OAWS. Ce qui met aussi en avant l'intérêt de la définition de la politique de gestion de la retransmission pour éviter que la retransmission successive de trames moins prioritaires influe l'échéance des trames critiques. Dans RS-RB à 10⁻⁴ les trames à BAG2ms sont retardées par les retransmissions successives, ce qui n'est le cas dans les versions AWS.

AWS et OAWS ont des délais d'accès maximum proches et acceptables, ils sont toujours inférieurs au BAG/2 (1ms). AWS-RB, offre les meilleurs résultats avec des délais d'accès inférieurs au seuil (0,5ms) en toute circonstance. Cependant cela ne signifie pas qu'AWS-RB n'a aucune trame rejetée pour cause d'échéance atteinte. En effet, une trame peut accéder au support de communication avant son échéance, cependant avec les perturbations du support de communication, elle peut être perdue ou erronée lors de sa transmission. Elle doit donc être retransmise, mais, à condition de n'avoir pas atteint son échéance. De ce fait une trame qui accède une première fois au support de communication avant son échéance peut être rejetée pour cause d'échéance atteinte après une ou plusieurs retransmission. Ceci sera illustré pour le taux de paquets rejetés présenté dans la suite.

5.3.2.2 Taux de paquets rejetés

Dans cette section, nous présentons le taux de paquets rejetés suite à l'échéance atteinte. Les résultats analysés sont significatifs dans le cas d'un médium dégradé ($BER=10^{-4}$). Nous présentons aux Figures 5.23, 5.24 et 5.25, le taux de paquets rejetés en fonction du taux d'occupation des BAG pour les scénarios respectifs 30, 40 et 50 VLs.

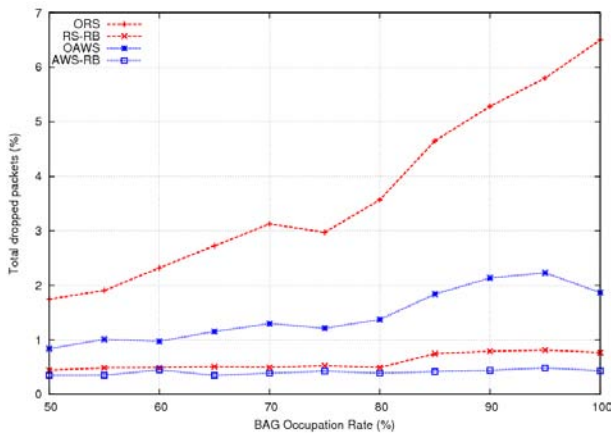


FIGURE 5.23 – Taux de paquets rejetés avec $BER=10^{-4}$ (30 VLs)

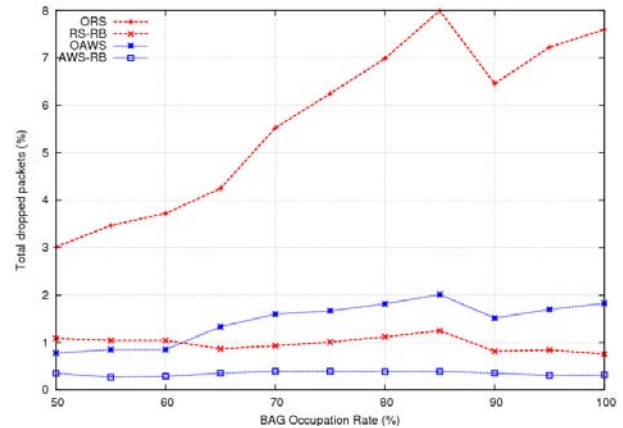


FIGURE 5.24 – Taux de paquets rejetés avec $BER=10^{-4}$ (40 VLs)

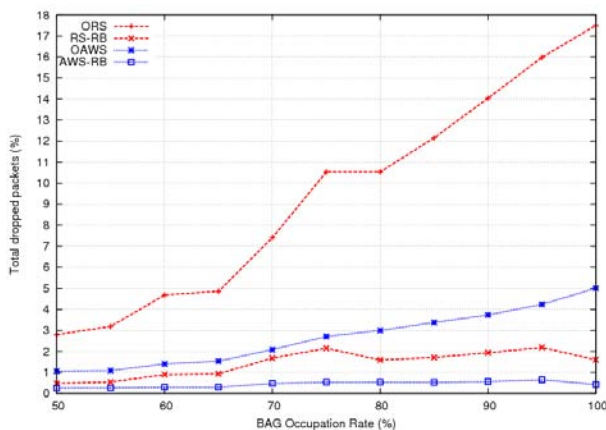


FIGURE 5.25 – Taux de paquets rejetés avec $BER=10^{-4}$ (50 VLs)

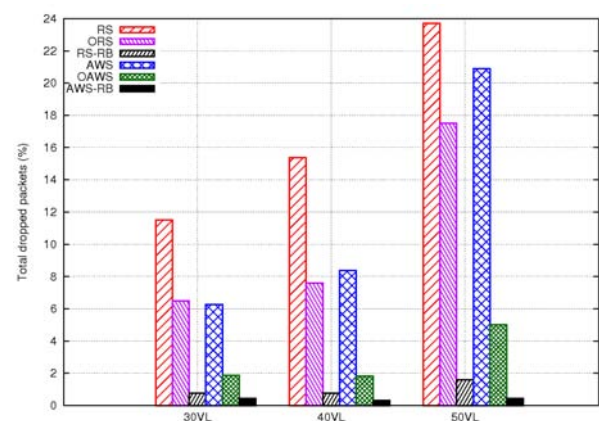


FIGURE 5.26 – Taux de paquets rejetés avec 10^{-4} p/r au BOR (30, 40 et 50 VLs)

Nous remarquons premièrement que les meilleurs résultats sont obtenus avec les versions "Release Bandwidth solution" comparées aux versions "Optimized solution". AWS-RB a un taux de rejet inférieur à 0,66% quelque soit le scénario et offre les meilleurs performances parmi les 4 ordonnanceurs comparés. Cela confirme notre analyse au 5.3.2.1 où AWS-RB respecte un délai d'accès maximum inférieur au seuil BAG/4.

La solution RS-RB, ayant un taux de rejet inférieur à 2.18% quelque soit le scénario, offre de meilleures performances qu’AWS et OAWS. Cela confirme que même si dans certaines situations des trames peuvent être retardées par des retransmissions successives, le fait de libérer la bande passante non utilisée peut être très bénéfique surtout dans un scénario où près de 89% des VLs ont une trame inférieure à 600 octets (voir la table 5.2).

A la Figure 5.26, nous présentons une synthèse du taux de paquets rejetés pour l’ensemble des scénarios, à savoir pour un BER= 10^{-4} (médium dégradé) et un BOR à 100%. Quelque soit le scénario, RS (norme HCCA 802.11e) rejette le plus de trame entre 12 et 20%. Les performances de AWS restent perfectibles entre 6 et 20% de rejet. La version optimisée OAWS n’excède pas 6% de rejet mais demeure encore supérieure respectivement à RS-RB et AWS-RB. La solution "Release Bandwidth" montre ici son efficacité même avec un ordonnanceur sans classification de flux.

A partir de la Figure 5.26, nous présentons, à la table 5.7, le gain en paquets rejetés obtenu par ORS, RS-RB, AWS, OAWS et AWS-RB par rapport à RS.

-	RS	ORS	RS-RB	AWS	OAWS	AWS-RB
30 VLs	0	43,50	93,34	45,56	83,76	96,23
40 VLs	0	50,53	95,06	45,50	88,11	97,95
50 VLs	0	26,18	93,23	11,86	78,91	98,16

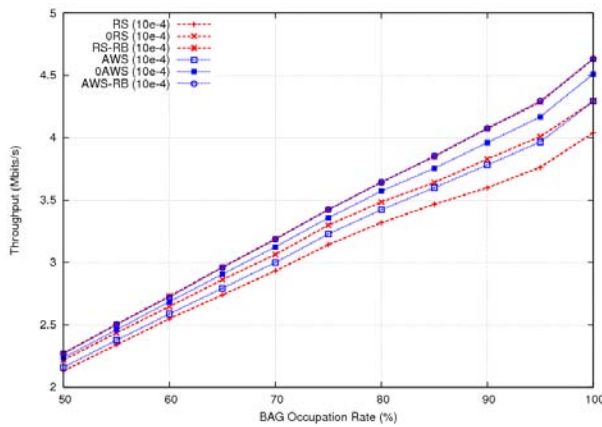
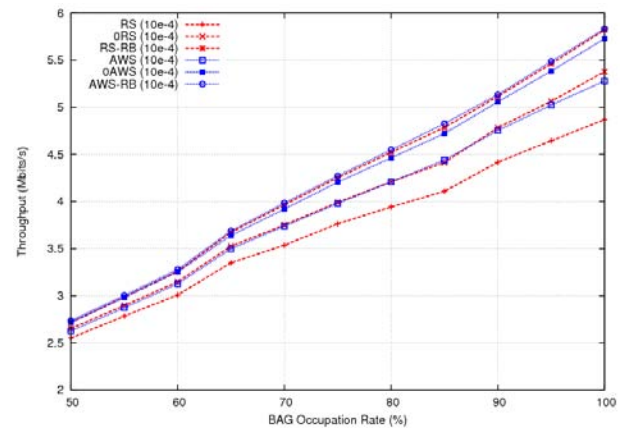
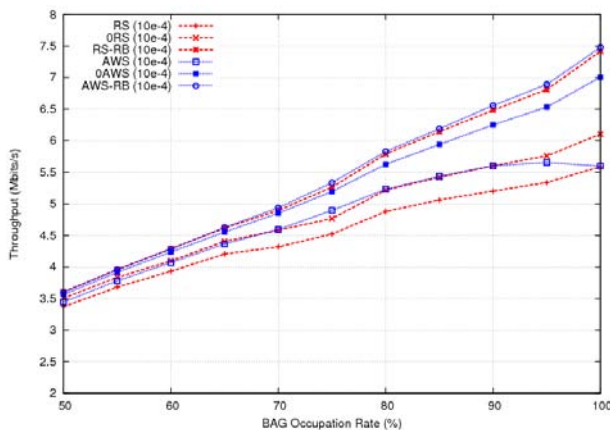
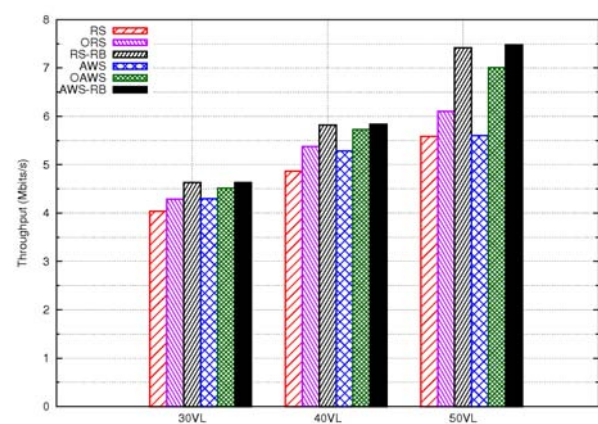
TABLE 5.7 – Gain en paquets rejetés en (%) p/r à RS (BER= 10^{-4} BOR=100%)

Nous remarquons que les gains les plus importantes sont obtenus par AWS-RB [96% 98%] suivi de RS-RB [93% 95%]. Cette table illustre l’intérêt, des politiques de gestion des temps de transmission non utilisés par les VLs. AWS s’avère même moins performantes que ORS pour les scénarios avec 40 et 50 VLs. Ces gains en trames rejetées se confirment lors de l’analyse du débit utile de réception au niveau du QAP.

5.3.2.3 Débit utile

Nous présentons, dans cette dernière section d’analyse des ordonnanceurs locaux, le débit de réception des trames au niveau du QAP. Les courbes sont tracées pour un médium dégradé (BER= 10^{-4}). Aux Figures 5.27, 5.28, et 5.29, nous présentons le débit utile en fonction du taux d’occupation des BAG pour respectivement les scénarios 30, 40 et 50 VLs. Nous remarquons une augmentation du débit utile quasi linéaire en fonction du BOR. Plus le BOR augmente plus la charge en entrée du réseau augmente. AWS-RB a les meilleurs débits utiles suivi par RS-RB, ensuite OAWS, puis ORS et AWS, et pour terminer avec RS.

La Figure 5.30 est une synthèse dans le pire cas avec un BOR=100%, ceci nous permet de mettre évidence les performances obtenues par les versions AWS-RB et RS-RB, qui sont suivi par les versions OAWS et ORS.

FIGURE 5.27 – Débit utile avec $BER=10^{-4}$ p/r au BOR (30 VLs)FIGURE 5.28 – Débit utile avec $BER=10^{-4}$ p/r au BOR (40 VLs)FIGURE 5.29 – Débit utile avec $BER=10^{-4}$ p/r au BOR (50 VLs)FIGURE 5.30 – Débit utile avec $BER=10^{-4}$ p/r au BOR (30, 40 et 50 VLs)

Les solutions d'améliorations d'AWS et de RS offrent de meilleurs résultats par rapport aux méthodes de base AWS et RS qui rejettent plus de paquets. A la table 5.8, est présenté le gain en débit utile des méthodes ORS, RS-RB, AWS, OAWS et AWS-RB par rapport à RS. Le meilleur gain est obtenu par AWS-RB avec 25,27%, suivi de RS-RB avec 24,68%. Les résultats très proches de ces deux méthodes confirment les deux analyses précédentes. Les plus petits gains sont obtenus par AWS.

-	RS	ORS	RS-RB	AWS	OAWS	AWS-RB
30 VLs	0	5,81	12,77	5,88	10,44	12,79
40 VLs	0	9,49	16,37	7,78	15,00	16,54
50 VLs	0	8,44	24,68	0,19	20,24	25,27

TABLE 5.8 – Gain en débit utile en (%) p/r à RS ($BER=10^{-4}$ BOR=100%)

La Figure 5.31, illustre le débit utile pour notre scénario le plus chargé (50 VLs) avec un BOR maximale à 100%. Nous faisons varier le BER de 0 à $5 \cdot 10^{-4}$, pour évaluer le

comportement des ordonnanceurs locaux face à la détérioration de la qualité du médium radio.

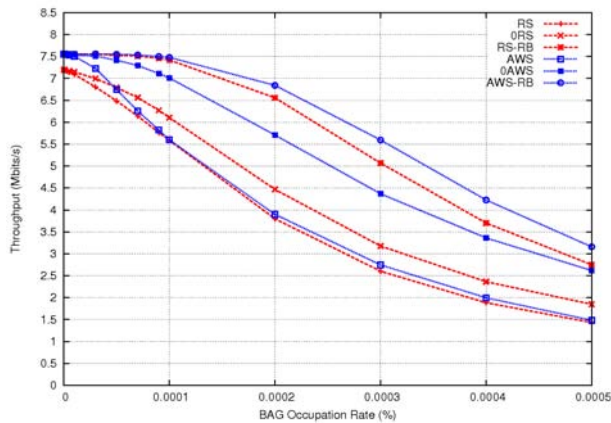


FIGURE 5.31 – Débit utile p/r au BER pour un BOR=100% (50 VLs)

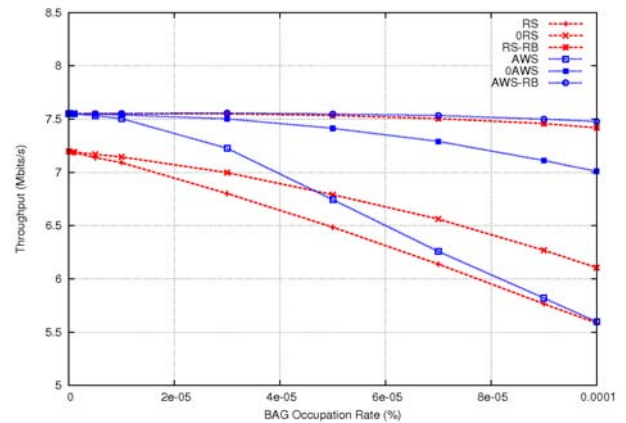


FIGURE 5.32 – Débit utile p/r au BER $\in [0, 10^{-4}]$ pour un BOR=100% (50 VLs)

Comme premier constat, nous avons une diminution du débit utile avec l'augmentation du BER et ce quelque soit le modèle. Plus le BER augmente, plus le taux de paquets correctement reçus diminue, les retransmissions augmentent aussi tout comme le nombre de paquets rejetés pour cause d'échéance atteinte. Les résultats confirment ceux présentés aux Figures 5.27, 5.28, 5.29 et 5.30. Avec un BER variant de BER=0 à BER= $3 \cdot 10^{-5}$, AWS a un meilleur débit utile que ORS. Il faut noter qu'avec BER=0, ORS et RS sont identiques, car il n'y a pas de perte de trame, donc pas de retransmission donc ORS n'utilise pas la bande passante libre. Si le BER augmente, le nombre de retransmissions augmente et ORS utilise de plus en plus la bande passante libre. Ce qui explique qu'à partir de BER= $3 \cdot 10^{-5}$ ORS offre de meilleurs résultats qu'AWS, d'où l'intérêt de la solution "Optimized Solution" (voir Figure 5.32).

5.3.2.4 Conclusion partielle

Pour conclure cette partie, les méthodes "Optimized Solution" et "Release Bandwidth Solution" ont été proposées pour résoudre le problème de sur-allocation de bande passante défini dans AWS. La première méthode "Optimized Solution", consiste à transmettre les trames critiques (OAWS) et les trames en retransmission (OAWS et ORS) dans ces bandes passantes non utilisées. Cela est possible que lorsqu'il existe assez de temps dans les $TXOP_{VL}$ pour transmettre la trame critique ou en retransmission. Les résultats présentés dans cette partie montre que la méthode "Optimized Solution" apporte des gains par rapport aux méthodes de base AWS et RS. Concernant les méthodes "Release Bandwidth Solution", elles offrent encore de meilleurs résultats. Ces méthodes utilisent systématiquement, le temps de transmission non utilisé alloué à une trame d'un VL donné. Cette politique leurs permet d'avancer les instants de transmission de toutes les trames par rapport aux autres méthodes. Elle se traduit par un gain en performance par rapport à la

méthode "Optimized Solution" et à la méthode de base (AWS et RS). Nous notons aussi de manière globale des meilleures performances pour les versions AWS, OAWS et AWS-RB par rapport à leurs homologues RS, ORS et RS-RB, d'où l'intérêt de d'implémentation AWS au niveau de chaque QSTA. Par contre la version RS-RB à base de la norme 802.11e HCCA sans classification de flux s'avère meilleure que les méthodes AWS et OAWS.

Au vu des résultats obtenus, nous retiendrons les versions AWS-RB et RS-RB comme ordonnanceur local pour la suite de l'analyse. Dans la section suivante nous présentons l'évaluation globale du réseau avec les différentes méthodes d'allocation de bande passante définies dans le QAP : VBA et AFBA.

5.4 Évaluation globale du réseau 802.11e/AFDX

Dans cette section, nous faisons l'évaluation et l'analyse du réseau hybride avec les différentes méthodes d'accès proposées. Nous utilisons les paramètres MAC et Physique définis à la table 5.1, identiques à ceux utilisés pour l'évaluation des ordonnanceurs locaux. Nous avons défini la latence maximale autorisée aux trames égal à $BAG/2$. La norme AFDX définit une gigue et la latence maximale des trames en sortie des End-Systems égal à 0,5ms. La gigue maximale à la sortie d'un port d'un commutateur AFDX est égale à $BAG/2$ et majorée par 10 ms. Les ports de sortie des commutateurs sont partagés par plusieurs VLs appartenant à plusieurs End-Systems différents. Dans la partie sans fil du réseau hybride, nous avons une situation similaire avec des VLs appartenant à plusieurs QSTA/ES différents partageant le même support de communication. C'est pour cette raison que nous avons choisi une gigue et une latence maximale égal au $BAG/2$ à la sortie des QSTAs.

Les scénarios utilisés sont ceux à 30, 40 et 50 VLs, avec une distribution des VLs par rapport aux BAG et aux tailles de trame identique à celle utilisée dans l'évaluation des ordonnanceurs locaux (voir la table 5.2). Le réseau simulé est constitué de deux QSTAs et d'un QAP. Le nombre de QSTA nous est imposé par nos scénarios et par l'HCCA de référence. Il faut noter que dans chacun de nos scénarios nous avons un VL à $BAG=2ms$, ce qui implique un intervalle de service de 1ms. Le TXOP minimum alloué à chaque QSTA par le HC de référence est égal à $362\mu s$, en utilisant le contrôle d'admission de référence (voir équation 2.2), nous pouvons ordonnancer au plus deux QSTAs.

Aux tables 5.9, 5.10 et 5.11, nous présentons la distributions des VLs entre les deux QSTAs.

BAG (ms)	Nombre de VLs		Trames(octets)
	QSTA 1	QSTA 2	
1	0	0	[0, 0]
2	1	0	[301, 450]
4	0	1	[301, 450]
8	0	2	[301, 600] et [600, 900]
16	2	2	[151, 300] et 3 × [301, 600]
32	3	4	2 × [1, 150], 4 × [151, 300] et [1200, 1500]
64	4	3	6 × [1, 150]
128	5	3	8 × [1, 150]

TABLE 5.9 – Distribution des VLs p/r aux QSTAs (30 VLs)

BAG (ms)	Nombre de VLs		Trames(octets)
	QSTA 1	QSTA 2	
1	0	0	[0, 0]
2	1	0	[301, 450]
4	0	2	2 × [301, 450]
8	1	1	[301, 600] et [601, 900]
16	3	3	2 × [151, 300] et 4 × [301, 600]
32	5	4	2 × [1, 150], 6 × [151, 300] et [1200, 1500]
64	3	6	9 × [1, 150]
128	7	4	11 × [1, 150]

TABLE 5.10 – Distribution des VLs p/r aux QSTAs (40 VLs)

BAG (ms)	Nombre de VLs		Trames(octets)
	QSTA 1	QSTA 2	
1	0	0	[0, 0]
2	1	0	[301, 450]
4	0	2	2 × [301, 450]
8	2	2	[301, 600], 3 × [601, 900]
16	4	4	3 × [151, 300], 5 × [301, 600]
32	6	5	4 × [1, 150], 7 × [151, 300] et [1200, 1500]
64	4	7	10 × [1, 150] et [1200, 1500]
128	8	5	12 × [1, 150] et [900, 1200]

TABLE 5.11 – Distribution des VLs p/r aux QSTAs (50 VLs)

Dans cette section, nous proposons une présentation de toutes les méthodes d'ordonnement évaluées. Ensuite, nous faisons une évaluation et une analyse comparative de ces méthodes en termes : (1) de délai d'accès maximum des VLs de BAG à 2ms et à 4ms, (2) de taux de rejet des paquets pour cause d'échéance atteinte et (3) de débit utile. Nous proposons ensuite une synthèse comparative des performances de toutes ces méthodes, et enfin nous concluons.

5.4.1 Présentation des méthodes d'accès proposées

Notre objectif est de proposer une méthode d'accès permettant de satisfaire au mieux les exigences des trafics AFDX sur le support sans fil IEEE 802.11e. Les méthodes proposées sont basées sur le couplage d'un ordonnanceur local et d'un ordonnanceur centralisé. L'ordonnanceur local sérialise les trames en attente de transmission et les transmet durant son TXOP selon un ordre défini par sa politique d'ordonnement. Les ordonnanceurs locaux sont implémentés dans toutes les QSTAs (voir Figure 5.33) et sont implémentables dans le QAP si ce dernier a des VLs entrant dans la partie sans fil du réseau hybride.

Comme ordonnanceurs locaux, nous avons AWS et RS. RS représente la méthode utilisée par l'HCCA de référence pour la transmission des trames. RS suit le principe du "premier arrivé premier servi".

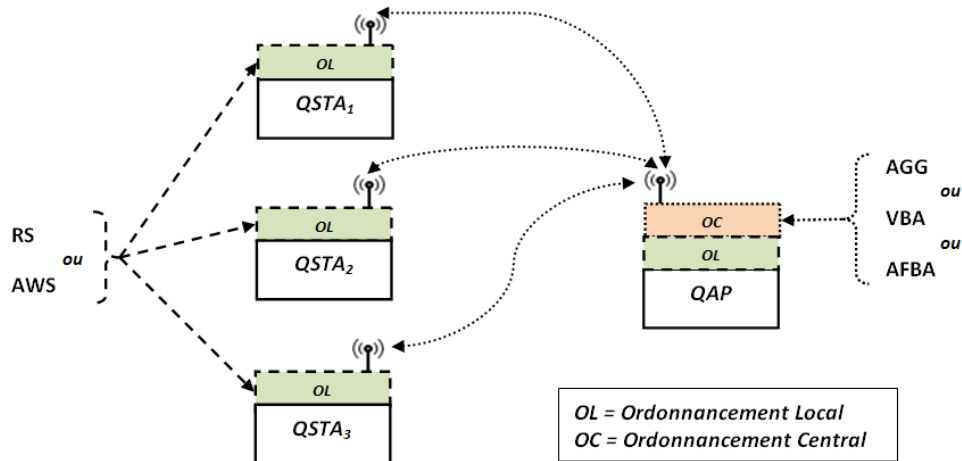


FIGURE 5.33 – Répartitions ordonnanceurs locaux et centraux

Au niveau du QAP, nous avons l'ordonnancement central des QSTAs effectué par le contrôleur hybride (HC) (voir la Figure 5.33). Notre étude est basée sur une agrégation des VLs au niveau de chaque QSTA, étant donnée le nombre de VLs qui peut exister par QSTA. En se basant sur la table de transmission définie dans la norme AFDX [51], nous pouvons avoir jusqu'à 256 VLs par ES/QSTA. L'ordonnancement central de l'HCCA de référence est nommé AGG comme "Aggregation". Il en résulte la dénomination de RS-AGG, de la méthode d'accès HCCA de référence définie dans la norme IEEE 802.11e [108]. En complément de l'ordonnancement central AGG défini par l'HCCA, nous proposons les méthodes VBA et AFBA. La méthode VBA est basée sur une allocation variable de bande passante par QSTA et par intervalle de service. La méthode AFBA est basée sur une politique d'allocation fixe de bande passante par QSTA. Ces méthodes visent à améliorer la méthode de référence AGG. Elles sont couplées avec les ordonnanceurs RS et AWS. Les méthodes d'accès sont nommées AWS-VBA et AWS-AFBA.

La table 5.12 présente les différents modèles d'accès que nous évaluons avec la répartition des ordonnanceurs locaux/globaux utilisés.

Modèles	Ordonnanceurs Locaux		Ordonnanceurs Centraux		
	RS	AWS	AGG	AFBA	VBA
RS-AGG (HCCA)	X		X		
AWS-AGG		X	X		
RS-FBA	X			X	
AWS-FBA		X		X	
RS-VBA	X				X
AWS-VBA		X			X

TABLE 5.12 – Modèles évalués et ordonnanceurs utilisés

5.4.2 Analyse comparative des méthodes d'accès

Dans cette section, nous présentons une analyse comparative des différents modèles d'accès définis dans ce manuscrit : RS-AGG (ou HCCA), AWS-AGG, RS-FBA, AWS-FBA, RS-VBA et AWS-VBA. Ces modèles d'accès sont évalués en termes de délai d'accès maximum, de pourcentage de paquets rejetés pour cause d'échéance atteinte, et de débit utile.

5.4.2.1 Délai d'accès maximum

Aux Figures 5.34, 5.35 et 5.36, nous présentons les délais d'accès maximum des trames à BAG=2ms pour les trois scénarios avec respectivement un BER faible (10^{-6}), un BER moyen (10^{-5}) et un BER fort (10^{-4}).

De manière générale, aux Figures 5.34, 5.35 et 5.36, les meilleurs délais d'accès maximums sont obtenus par les modèles AWS. Quelque soit le scénario et le taux d'erreur pris dans les trois Figures, le modèle RS-AGG (HCCA 802.11e) est toujours au dessus du seuil maximum autorisé (BAG2ms/2) et reste la moins performante des méthodes en terme de délai d'accès maximum.

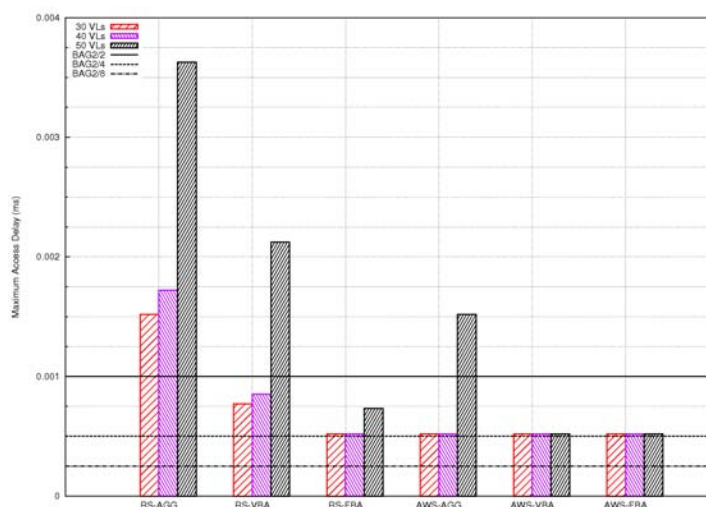


FIGURE 5.34 – Délai d'accès maximum BAG=2ms (BER= 10^{-6})

A la Figure 5.34, nous traçons le délai d'accès maximum des trames à BAG=2ms avec un BER faible (10^{-6}) pour les trois scénarios. Les modèles avec AWS offrent les meilleurs délais d'accès maximum, plus particulièrement avec AWS-VBA et AWS-FBA. Ces méthodes ont des délais d'accès inférieurs au seuil (BAG2/2=1ms) quelque soit le scénario. AWS-AGG présente aussi des délais d'accès maximum inférieurs au seuil mais uniquement pour les scénarios 30 et 40 VLs. Nous notons que les modèles réunissant l'ordonnanceur de référence RS aux ordonnanceurs centralisés que nous proposons (RS-VBA et RS-FBA) offrent également de bonnes performances dans les scénarios 30 et 40 VLs avec des délais d'accès maximum inférieurs au seuil. RS-FBA offre de meilleurs

performances qu'AWS-AGG pour les trois scénarios. Ceci met en avant la nécessité de définir une politique d'allocation de bande passante adéquate.

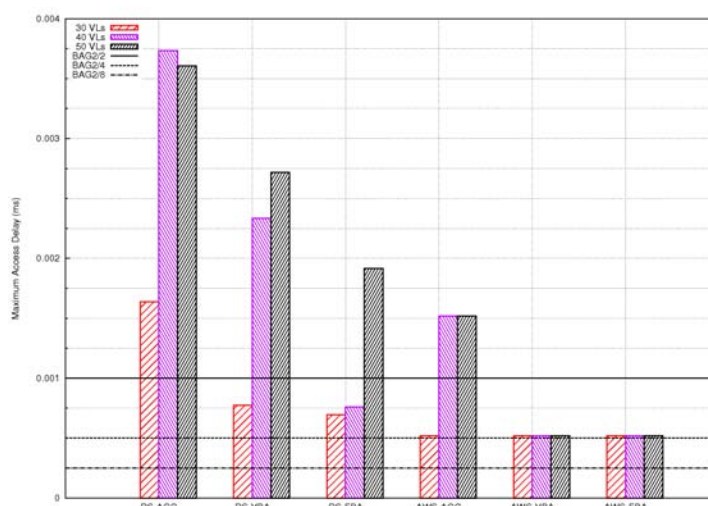


FIGURE 5.35 – Délai d'accès maximum BAG=2ms (BER=10⁻⁵)

A la Figure 5.35, pour un BER moyen égal à 10⁻⁵, les modèles AWS-VBA et AWS-FBA ont toujours les meilleurs résultats et leurs délais d'accès maximums sont toujours inférieurs au seuil pour les trois scénarios. Ce qui n'est pas le cas pour les autres modèles et plus particulièrement pour le modèle RS-AGG(HCCA) qui est toujours au dessus du seuil (BAG2/2). Lorsque que le réseau est peu chargé (scénario 30 VLs), tous les modèles que nous proposons ont un délai d'accès maximum inférieur au seuil, seul le modèle RS-AGG(HCCA) dépasse ce seuil. Lorsque le réseau est chargé (scénario à 50 VLs), les méthodes avec RS comme ordonnanceur local dépassent le seuil, il en est de même que pour AWS-AGG. Par contre les modèles AWS-VBA et AWS-FBA restent en dessous du seuil.

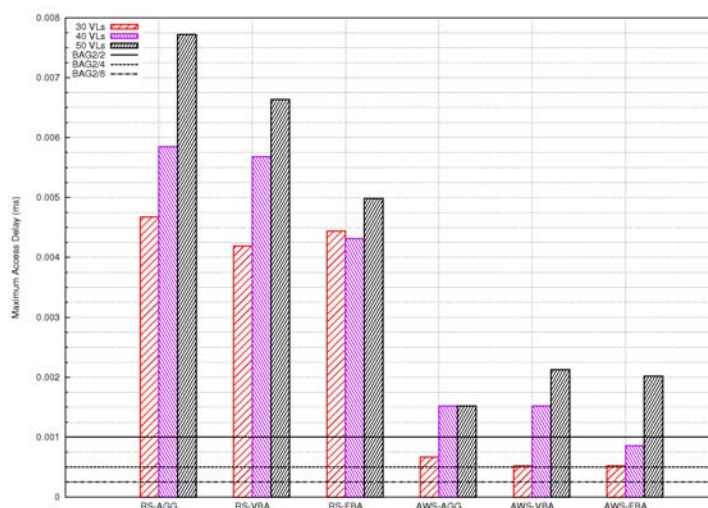


FIGURE 5.36 – Délai d'accès maximum BAG=2ms (BER=10⁻⁴)

A la Figure 5.36 avec un BER fort à 10^{-4} , nous remarquons une forte augmentation du délai d'accès maximum et ce pour toutes les méthodes. Les méthodes avec AWS ont les meilleurs résultats et leurs délais d'accès maximums sont inférieurs au seuil pour le scénario à 30 VLs, ce qui n'est pas le cas pour les autres scénarios : 40 et 50 VLs. Mais elles restent satisfaisantes, en comparaison aux méthodes utilisant RS qui dépassent les 4ms et quelque soit le scénario.

Pour aller plus loin dans l'analyse, nous faisons varier le BER de 0 à $5 \cdot 10^{-4}$, dans les Figures 5.37, 5.38 et 5.39. Nous avons choisi un taux d'occupation des BAG maximal (BOR=100%). Les résultats sont tracés pour les trois scénarios : 30, 40 et 50 VLs.

Aux Figures 5.37, 5.38 et 5.39, nous remarquons deux groupes de courbes. Un premier groupe constitué par RS-AGG, RS-FBA et RS-VBA, et un second groupe constitué de AWS-AGG, AWS-FBA et AWS-VBA.

Nous remarquons que les délais d'accès maximum du premier groupe augmentent rapidement en fonction BER, ils atteignent des valeurs comprises entre 15ms et 18ms avec un $BER=5 \cdot 10^{-4}$.

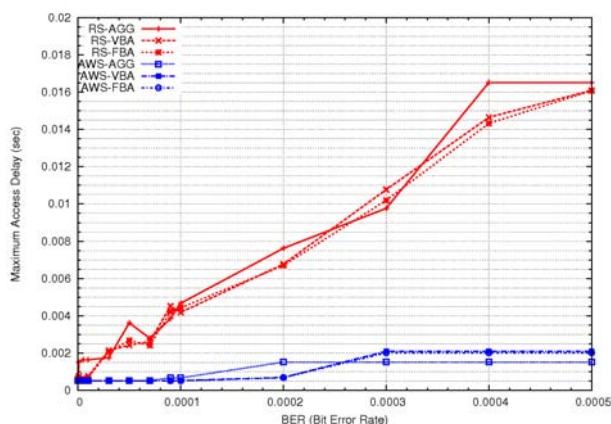


FIGURE 5.37 – Délai d'accès maximum en fonction du BER (30 VLs)

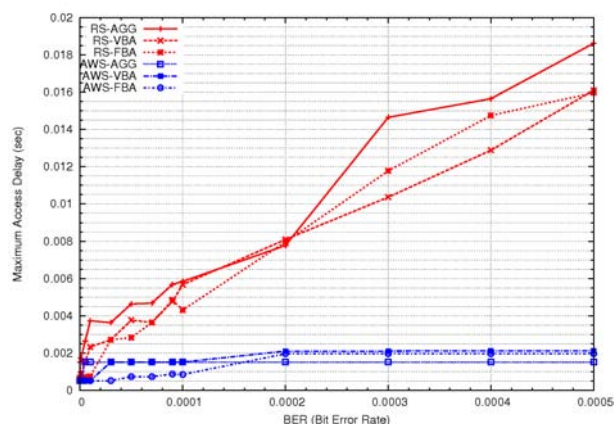


FIGURE 5.38 – Délai d'accès maximum en fonction du BER (40 VLs)

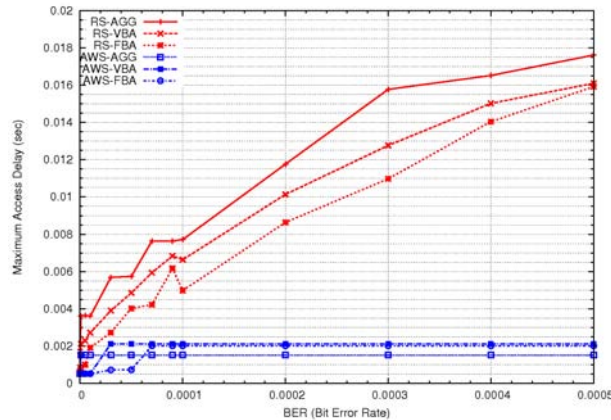


FIGURE 5.39 – Délai d'accès maximum en fonction du BER (50 VLs)

Notons qu'à $5 \cdot 10^{-4}$, la probabilité d'avoir un paquet erroné en réception est quasiment égale à 1. Dans les modèles avec RS, les trames à BAG=2ms devront attendre la transmission et les retransmissions successives de toutes les trames arrivées dans les files de transmission avant elles. Cela se traduit dans les courbes par les délais d'accès maximaux qui augmentent lorsque le BER augmente (voir les Figures 5.37, 5.38 et 5.39).

Dans le deuxième groupe de courbes (modèles avec AWS), les délais d'accès augmentent en fonction du BER puis se stabilisent et restent bornés à 1,519ms pour AWS-AGG, 2,123ms pour AWS-VBA et 2,018ms pour AWS-FBA et ceci pour les trois scénarios (voir les Figures 5.37, 5.38 et 5.39). De là, nous pouvons dire qu'au pire cas, avec AWS, toutes les trames à BAG2ms auront accès au support de communication dans un intervalle de temps borné et quelque soit le BER. Ceci s'explique grâce à la priorisation des trames les plus contraintes temporelles et dans nos scénarios, elles sont représentées par les trames à BAG2ms.

Les résultats de ces deux groupes nous permettent de voir l'influence de la méthode d'ordonnancement local sur le délai d'accès des trames les plus contraintes temporellement. Nous remarquons que les méthodes avec AWS offrent de meilleurs délais d'accès maximum.

Il est à noter aussi que le délai d'accès maximal des VLs, les plus contraints temporellement, ne permet pas de conclure sur les performances de ces modèles d'accès. Une analyse du pourcentage de trames rejetés pour cause d'échéance atteinte est donc nécessaire.

5.4.2.2 Taux de paquets rejetés

Nous présentons dans cette partie le pourcentage de paquets rejetés parce qu'ils ont dépassés leur latence maximale autorisée. Ce pourcentage est calculé en fonction du nombre de trames entrant dans les files de transmission.

Aux Figures 5.40, 5.41 et 5.42, nous représentons le pourcentage de paquets rejetés pour cause d'échéance atteinte par rapport au nombre de paquets entrants dans les files de transmissions pour respectivement les BER : 10^{-6} , 10^{-5} et 10^{-6} . Les résultats sont tracés

pour les trois scénarios : 30, 40 et 50 VLs. De manière générale, nous remarquons dans ces trois Figures que RS-AGG (HCCA) présente les plus forts taux de rejet de paquets. Globalement les meilleurs résultats sont obtenus selon cet ordre : AWS-VBA, AWS-FBA, RS-VBA, RS-FBA, AWS-AGG, RS-AGG(HCCA). Nous notons que dans le scénario le plus chargé (50 VLs), AWS-AGG offre de meilleures performances que RS-FBA.

Nos modèles d'ordonnancement centralisés couplés avec l'ordonnanceur local AWS offrent les plus faibles taux de rejet, suivi par nos modèles d'ordonnancement centralisés couplés avec l'ordonnanceur local de référence RS. RS-VBA et RS-FBA offrent généralement de meilleures performances que AWS-AGG. D'où l'intérêt de définir une politique d'allocation de bande passante adéquate pour les QSTA. Les performances de nos modèles se confirment aux Figures 5.40, 5.41 et 5.42.

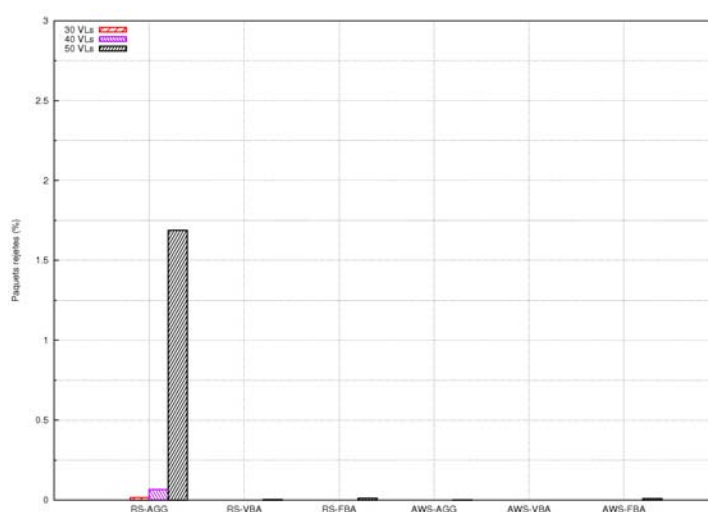
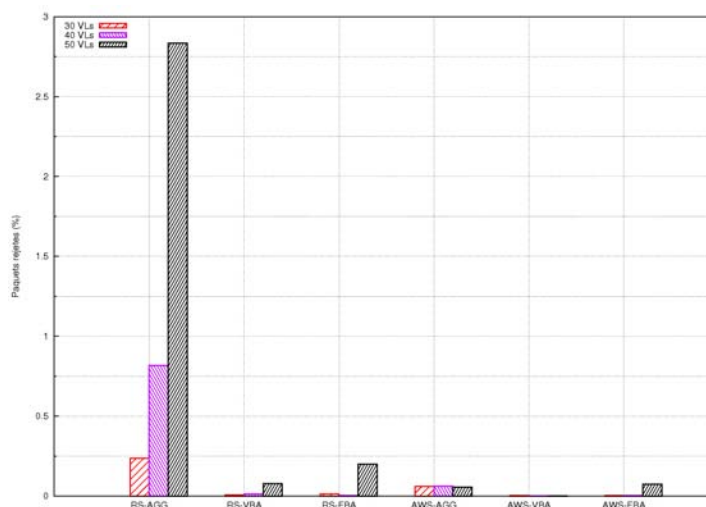
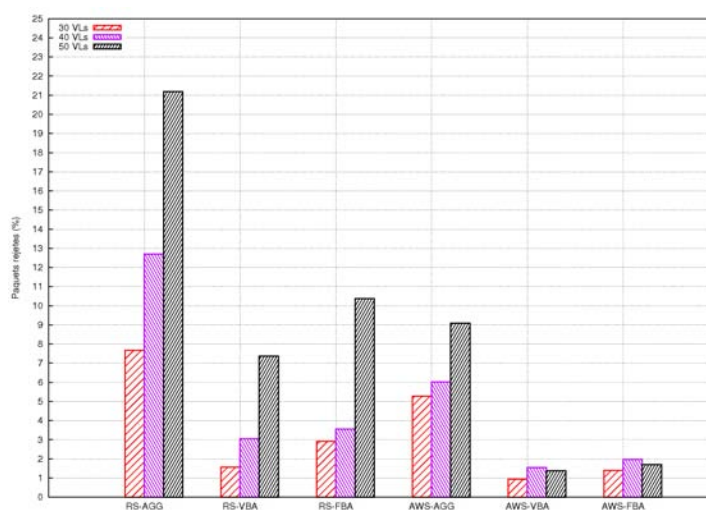


FIGURE 5.40 – Taux de paquets rejetés ($BER=10^{-6}$)

A la Figure 5.40, le BER est faible (10^{-6}), le taux de paquets rejetés pour RS-AGG(HCCA) est non nul et ce quelque soit le scénario. Il atteint le valeur de 1,69% pour le scénario à 50 VLs. Alors que nos modèles ont des taux de rejets nuls ou très proche de zéro.

FIGURE 5.41 – Taux de paquets rejetés (BER=10⁻⁵)

A la Figure 5.41, nous constatons qu'avec un BER=10⁻⁵, la méthode RS-AGG(HCCA) rejette toujours plus de paquets (0,24% pour 30 VLs, 0,82% pour 40 VLs et 2,83% pour 50 VLs). Nos modèles ont un taux de rejet inférieur à 0,2% quelque soit le scénario. Nous notons qu'AWS-VBA a un taux de rejet nul pour les trois scénarios.

FIGURE 5.42 – Taux de paquets rejetés (BER=10⁻⁴)

Lorsque le support de communication se dégrade avec un BER=10⁻⁴ (Figure 5.42), Les taux de paquets rejetés augmentent aussi. Pour RS-AGG(HCCA) nous notons une très forte augmentation du taux de rejet. RS-AGG(HCCA) détient les plus forts taux avec : 7,67% pour 30 VLs, 12,70% pour 40 VLs et 21,19% pour 50 VLs (voir la table 5.13).

-	RS-AGG (HCCA)	RS-VBA	RS-FBA	AWS-AGG	AWS-VBA	AWS-FBA
30 VLs	7,67%	1,56%	1,91%	5,28%	0,94%	1,39 %
40 VLs	12,70%	3,05%	3,55%	6,02%	1,55%	1,96 %
50 VLs	21,19%	7,38%	10,38%	9,09%	1,38%	1,69 %

TABLE 5.13 – Taux de paquets rejetés avec un BER=10⁻⁴ et un BOR=100%)

Le modèle RS-AGG est suivi par AWS-AGG. Après AWS-AGG, nous avons RS-FBA. Les meilleures performances sont obtenues par AWS-VBA, suivie par AWS-FBA. En troisième position nous avons RS-VBA. Les performances de AWS-VBA et AWS-FBA sont très satisfaisantes avec des taux de rejet inférieurs à 2% avec un BER de 10^{-4} .

Aux Figures 5.43, 5.44 et 5.45, nous faisons varier le BER de 0 à $5 \cdot 10^{-4}$, pour voir le comportement des méthodes d'accès dans des conditions où le canal est très dégradé.

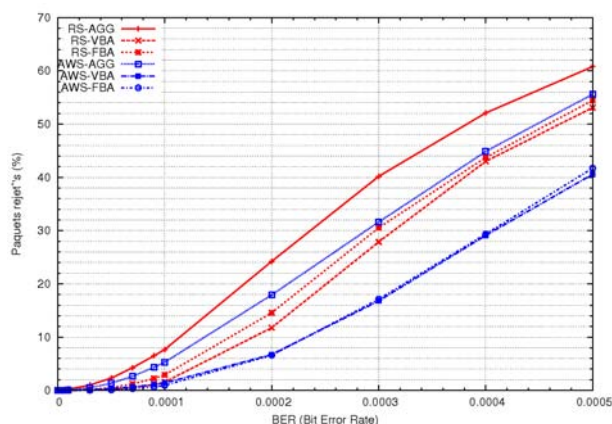


FIGURE 5.43 – Taux de paquets rejetés en fonction du BER (30 VLs)

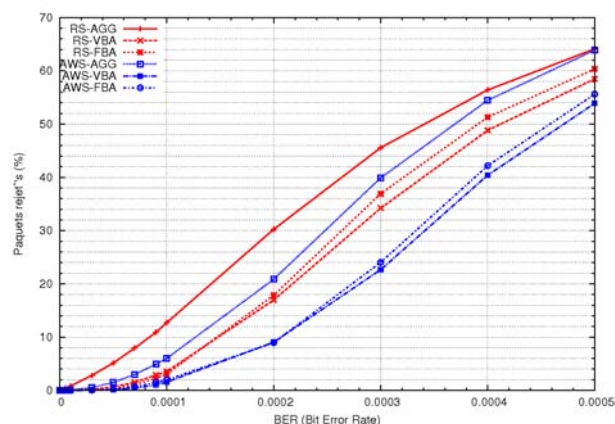


FIGURE 5.44 – Taux de paquets rejetés en fonction du BER (40 VLs)

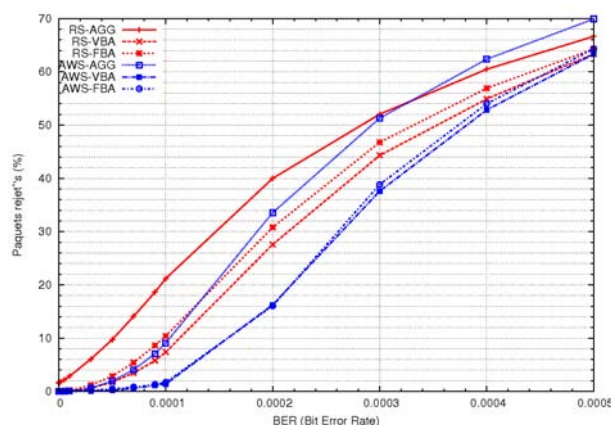


FIGURE 5.45 – Taux de paquets rejetés en fonction du BER (50 VLs)

Nous remarquons sur les trois Figures (5.43, 5.44 et 5.45) que le taux de rejet augmente en fonction du BER. A $BER=5 \cdot 10^{-4}$, nous notons des taux de rejet compris : (1) entre 40,57% et 60,79% pour 30 VLs, (2) entre 53,85% et 64,10% pour 40 VLs, (3) et entre 63,35% et 69,93% pour 50 VLs et ce pour tous les modèles.

Ces trois Figures montrent que le modèle AWS-VBA détient le plus faible taux de rejet suivi par la méthode AWS-FBA puis par RS-VBA, ensuite par RS-FBA. Le plus mauvais taux de rejet est obtenu par RS-AGG suivi par AWS-AGG. Cependant à la Figure 5.45 (50 VLs) après $BER=3 \cdot 10^{-4}$ nous remarquons que RS-AGG offre de meilleur taux de rejet par rapport à AWS-AGG.

5.4.2.3 Débit utile

Nous présentons dans cette partie le débit utile de réception au niveau du QAP. Les performances obtenues en terme de débit utile de réception au niveau du QAP sont forte-

ment liées aux taux de rejet des paquets au niveau des QSTAs. En effet, pour une charge en entrée donnée, plus le taux de rejet de paquets augmente au niveau des QSTAs plus le débit utile de réception diminue au niveau du QAP.

Aux Figures 5.46, 5.47 et 5.48, nous présentons les débits utiles des modèles avec un respectivement un BER faible 10^{-6} , un BER à 10^{-5} et un BER fort 10^{-4} , pour les scénarios : 30 VLs, 40 VLs et 50 VLs.

Nous remarquons, aux Figures 5.46, 5.47 et 5.48, de manière générale que le débit utile augmente lorsque la charge en entrée du réseau augmente de 30 VLs (peu chargé) à 50 VLs (chargé). Nous notons aussi une diminution de débit utile de réception lorsque le BER augmente. Les performances des modèles en terme de débit utile suivent le même ordre que celles obtenues avec les taux de rejet des paquets. Les meilleurs débits utiles sont offert par AWS-VBA, suivi de AWS-FBA, puis de RS-VBA, ensuite RS-FBA. RS-AGG(HCCA) offre les plus faibles performances suivi par AWS-AGG.

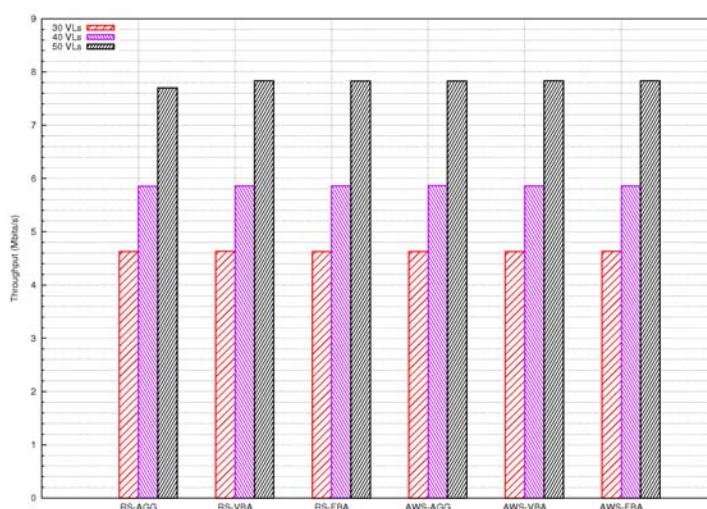
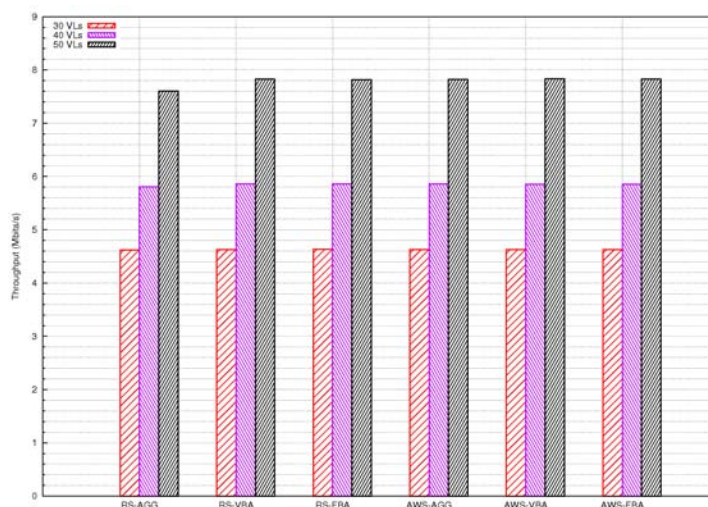
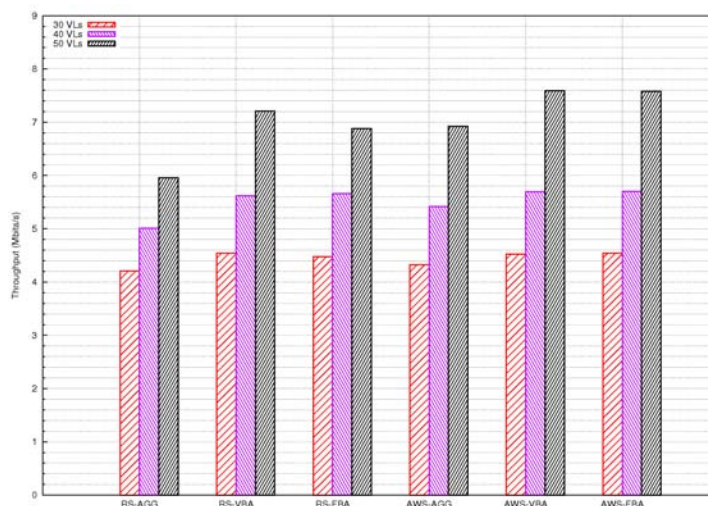


FIGURE 5.46 – Débit utile (BER= 10^{-6})

A la Figure 5.46, nous avons tracé le débit utile pour un BER faible 10^{-6} , avec les scénarios 30, 40 et 50 VLs. Nous remarquons que pour les scénarios 30 et 40 VLs, les débits utiles sont sensiblement égaux pour tous les modèles. Ceci s'explique par le fait que l'ensemble des modèles ont des taux de rejet des paquets très faibles inférieurs à 0,02% (30 VLs) et 0,06% (40 VLs). AWS-VBA offre même des taux de rejet des paquets nul. Pour le scénario à 50 VLs, où le réseau est chargé, RS-AGG (HCCA) a un plus faible débit utile comparé à nos modèles, ce qui est dû à un taux de rejet de 1,69%.

FIGURE 5.47 – Débit utile (BER=10⁻⁵)

A la Figure 5.47, le BER est de 10⁻⁵. Pour le scénario à 30 VLs, les performances en terme de débit utile sont sensiblement égales pour toutes les méthodes. RS-AGG dispose de la plus faible valeur (4,62 Mbit/s) et AWS-VBA a la plus haute valeur (4,63 Mbits/s). A 40 VLs, les écarts augmentent entre RS-AGG et les autres modèles. A 50 VLs, RS-AGG détient aussi le plus faible débit utile (5,81 Mbit/s). Nos modèles ont des débits utiles approximativement égaux de l'ordre de 5,86 Mbits.

FIGURE 5.48 – Débit utile (BER=10⁻⁴)

A la Figure 5.48, nous présentons le débit utile avec un fort BER 10⁻⁴, un médium dégradé. Les écarts entre les modèles sont plus significatifs. Dans les trois scénarios (30, 40 et 50 VLs), les plus faibles débits utiles sont obtenus par RS-AGG, suivi de AWS-AGG. Les meilleurs débits utiles sont offerts par AWS-VBA, suivi de AWS-FBA, puis de RS-VBA, ensuite RS-FBA.

Dans le scénario à 30 VLs RS-AGG(HCCA) offre un débit utile de 4,21 Mbits/s suivi par AWS-AGG avec 4,32 Mbits/s ensuite par RS-FBA avec 4,47 Mbits/s. Les autres modèles ont des débits utiles sensiblement égaux de l'ordre de 4,53 Mbits, cela s'explique par le fait qu'ils ont un faible taux de rejet de paquets. A 40 VLs, l'écart entre les méthodes augmente par rapport au scénario à 30 VLs. AWS-VBA, AWS-FBA, RS-FBA et RS-VBA ont des débits utiles très proches et compris entre 5,6 Mbits/s et 5,7 Mbits/s. Le plus faible débit est offert par RS-AGG (5,01 Mbits/s) suivi de AWS-AGG (5,42 Mbits/s). A 50 VLs l'écart entre les méthodes est de plus en plus significatif avec une augmentation des débits utiles dû à l'augmentation de la charge en entrée du réseau. Les performances sont similaires à celles obtenues avec le taux de rejet des paquets. AWS-VBA avec le plus faible taux de rejet offre le meilleur débit utile (7,59 Mbits/s), suivi par AWS-FBA (7,58 Mbits/s), puis RS-VBA (7,21 Mbits/s), AWS-AGG (6,92 Mbits/s), RS-FBA (6,88 Mbits/s) et RS-AGG (5,76 Mbits/s).

Aux Figures 5.49, 5.50 et 5.51, nous faisons varier le BER de 0 à 10^{-4} , afin d'évaluer le comportement des méthodes dans un médium très dégradé.

Nous remarquons, aux Figures 5.49, 5.50 et 5.51, une diminution du débit utile lorsque le BER augmente (le nombre de paquets reçus erronés augmente). Globalement les performances des modèles en terme de débit utile restent les mêmes pour tous les scénarios. Ils sont classés selon leurs performances par ordre suivant : AWS-VBA, AWS-FBA, RS-VBA, RS-FBA, AWS-AGG et RS-AGG(HCCA).

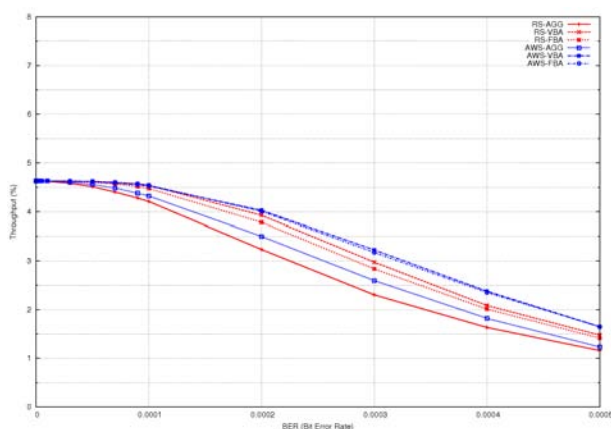


FIGURE 5.49 – Débit utile en fonction du BER (30 VLs)

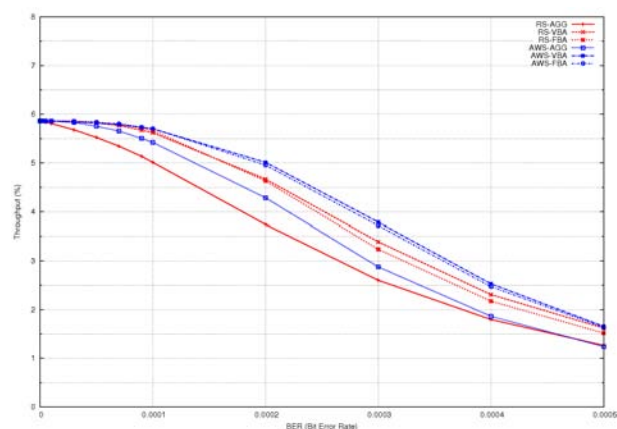


FIGURE 5.50 – Débit utile en fonction du BER (40 VLs)

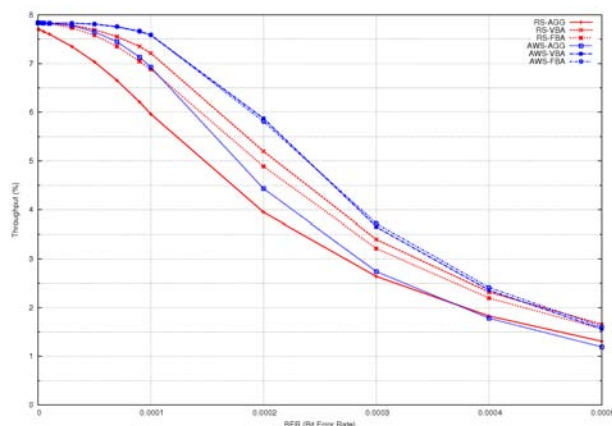


FIGURE 5.51 – Débit utile en fonction du BER (50 VLs)

En comparant les résultats obtenus en terme débit utile avec ceux obtenus en terme de taux de paquets rejetés, la classification des modèles en terme de performance reste identique. Les modèles RS-VBA et RS-FBA sont meilleurs qu’AWS-AGG, malgré le fait qu’elles utilisent la loi du *”premier arrivé premier servi”* au niveau des QSTAs. Ceci montre l’importance de la définition d’une politique d’allocation de bande passante adéquate et adaptée aux besoins des QSTAs, et d’un ordre de polling dépendant de l’urgence des données.

En faisant le rapprochement des résultats obtenus en terme de débit utile et de taux de paquets rejeté, avec ceux obtenus avec le délai d’accès maximum pour les trames à BAG2ms, nous remarquons que le délai d’accès maximum ne suffit pour évaluer les performances des modèles d’accès.

En effet les résultats présentés dans 5.4.2.1 montrent que les méthodes avec RS (RS-AGG, RS-VBA et RS-FBA) ont des délais maximum nettement supérieurs par rapport aux méthodes avec AWS, surtout lorsque le BER est largement au dessus de 10^{-4} . En regardant les performances en terme de taux de paquets rejetés et en terme de débit utile, nous remarquons que les méthodes RS-VBA et RS-FBA sont plus performantes que AWS-AGG. Cela montre que le délai d’accès maximum des trames à BAG=2ms est simplement un paramètre indicatif sur les pires latences subies par les trames les plus contraintes temporellement. Seul, il ne permet pas d’évaluer l’efficacité du modèle d’accès. Par la suite, nous réalisons une synthèse de l’évaluation de performance en faisant une analyse comparative, d’une part des ordonnanceurs locaux (RS, AWS) et d’autre part des ordonnanceurs centralisés (AGG, AFBA, VBA). Ces analyses sont basées sur le taux de paquets rejetés pour cause d’échéance atteinte, ce paramètre restant le plus significatif pour évaluer l’efficacité de nos modèles d’accès.

5.4.3 Synthèse comparative

Dans cette partie, nous faisons une analyse comparative des différents modèles en terme de taux de paquets rejetés pour cause d’échéance atteinte. Nous évaluons uniquement le

scénario 50 VLs où la charge en entrée du réseau est plus grande et les écarts entre les méthodes sont plus significatif. Pour commencer, nous allons étudier les résultats des ordonnanceurs locaux couplés avec les ordonnanceurs centraux. Puis, nous poursuivons en analysant le comportement des ordonnanceurs centralisés avec chacun des ordonnanceurs locaux.

5.4.3.1 Ordonnanceurs locaux

Dans cette partie, nous faisons une analyse comparative entre les modèles avec RS et les modèles avec AWS. Nous notons que les ordonnanceurs locaux RS et AWS sont couplés aux ordonnanceurs centralisés : AGG(HCCA de Référence), AFBA et VBA.

A la Figure 5.52, nous présentons les ordonnanceurs locaux RS et AWS couplés avec l'ordonnanceur centralisé de référence (AGG). En faisant varier le BOR de 50% à 100% avec un BER à 10^{-4} , nous remarquons qu'AWS-AGG offre de meilleures performances que RS-AGG (HCCA) en terme de taux de paquets rejetés. L'écart entre AWS-AGG et RS-AGG est maximal lorsque BOR=100% avec 21,19% pour RS-AGG et 9,08% pour AWS-AGG.

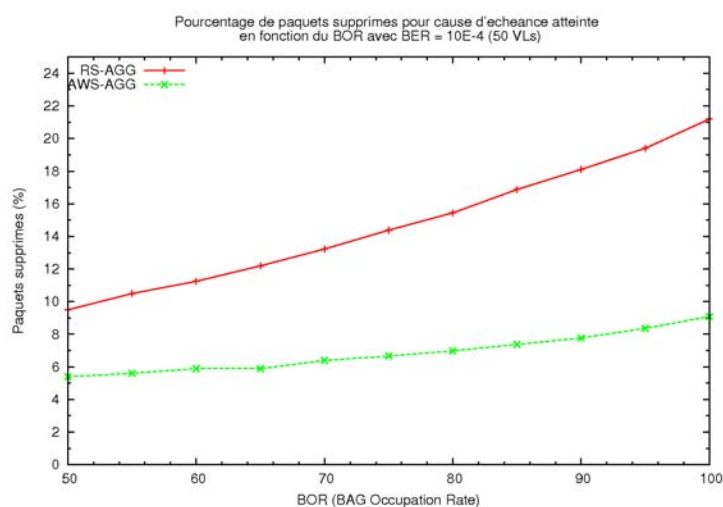


FIGURE 5.52 – Taux de paquets rejetés en fonction du BOR : RS-AGG vs AWS-AGG (BER= 10^{-4})

En faisant varier le BER de 0 à $5 \cdot 10^{-4}$ (Figure 5.53), nous notons une confirmation des performances d'AWS par rapport à RS. Cependant après $3 \cdot 10^{-4}$, RS offre un plus faible taux de rejet de paquets qu'AWS. Il faut noter qu'à $3 \cdot 10^{-4}$ le BER est très très fort et la probabilité d'avoir un paquet erroné à la réception est très proche de 1, $PEP \approx 1$ (PER, Probabilité d'erreur paquet). Les trames à BAG=2ms sont plus contraintes temporellement, et ont plus de chance d'atteindre leur échéance et d'être rejetées. AWS effectue beaucoup plus de tentatives de transmission de trame à BAG=2ms que RS, étant donné sa politique d'ordonnancement basée sur la priorisation des trames plus contraintes temporellement. Il est à noter aussi qu'une trame à BAG=2ms peut être retransmise au plus deux fois avant son échéance alors qu'une trame à 16ms peut l'être jusqu'à 7 fois.

Pour résumer, la méthode AWS effectue plus de tentatives de transmission de trames à $BAG=2ms$, que la méthode RS, qui sont rejetés au bout de deux retransmissions.

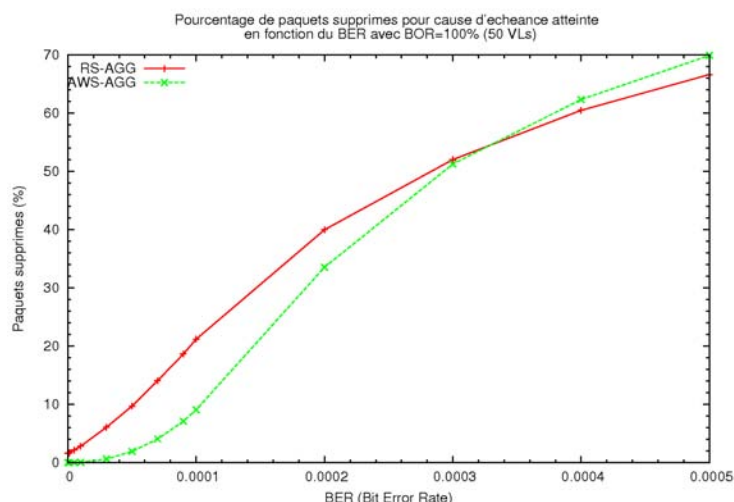


FIGURE 5.53 – Taux de paquets rejetés en fonction du BER et BOR=100%

Avec la méthode AFBA, AWS offre aussi les meilleures performances comparées à RS. À la Figure 5.54, nous remarquons l'écart entre RS-FBA et AWS-FBA. De plus AWS-FBA augmente lorsque le BOR varie de 50% à 100%. L'écart atteint son maximum à BOR=100% avec 10,38% pour RS-FBA et 1,69% AWS-FBA.

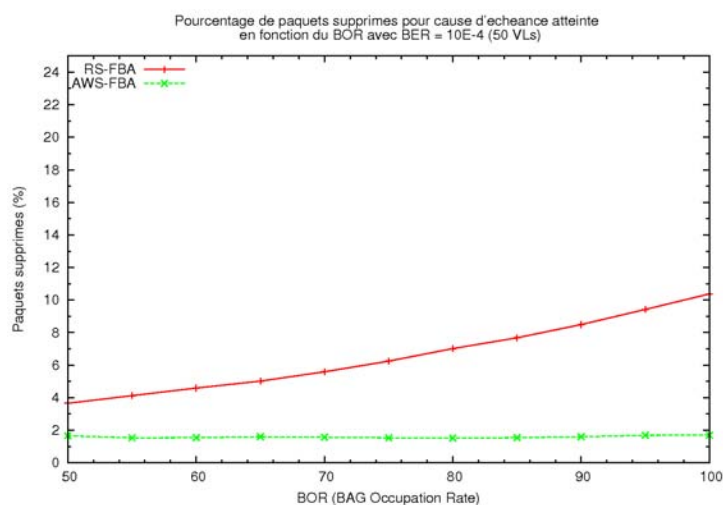


FIGURE 5.54 – Débit utile en fct du BOR : RS-FBA vs AWS-FBA (BER=10⁻⁴)

En faisant varier le BER de 0 à $5 \cdot 10^{-4}$ (Figure 5.55). AWS-FBA offre toujours les meilleures performances par rapport à RS-FBA. À $5 \cdot 10^{-4}$, les deux courbes se rejoignent. Avec un BER aussi fort, quelque soit la méthode utilisée, les performances sont médiocres avec près de 63% de paquets rejetés.

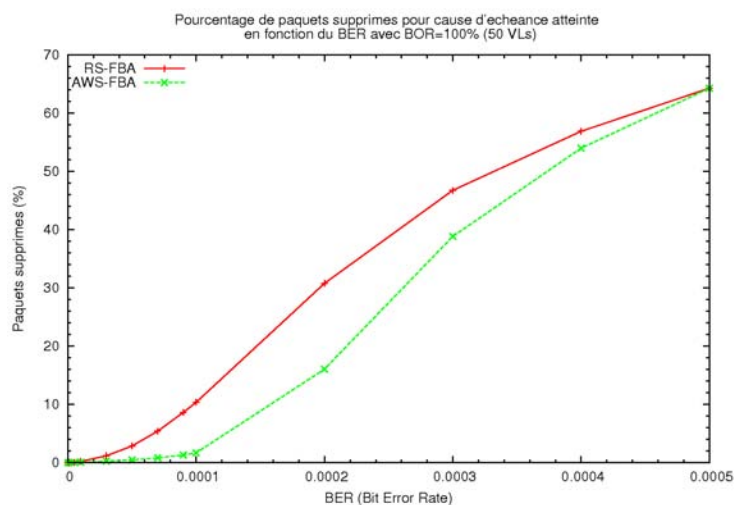
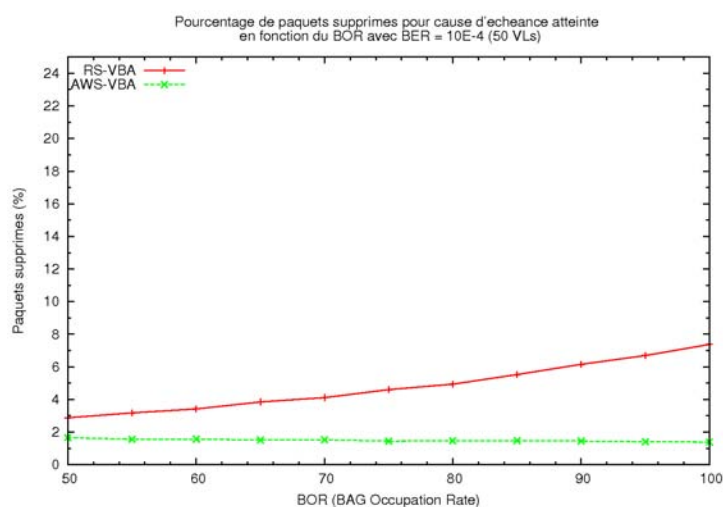


FIGURE 5.55 – Taux de paquets rejetés en fct du BER : RS-FBA vs AWS-FBA

Avec la méthode VBA, Nous notons également qu'AWS-ABA est meilleur que RS-VBA. En faisant varier le BOR de 50% à 100% (Figure 5.56), nous remarquons que l'écart entre RS-VBA et AWS-VBA augmente et atteint son maximum à BOR=100% avec 7,36% pour RS-VBA et 1,38% pour AWS-VBA.

FIGURE 5.56 – Débit utile en fct du BOR : RS-VBA vs AWS-VBA (BER= 10^{-4})

En faisant varier le BER de 0 à $5 \cdot 10^{-4}$ (Figure 5.57). AWS-VBA offre toujours les meilleures performances par rapport RS-VBA.

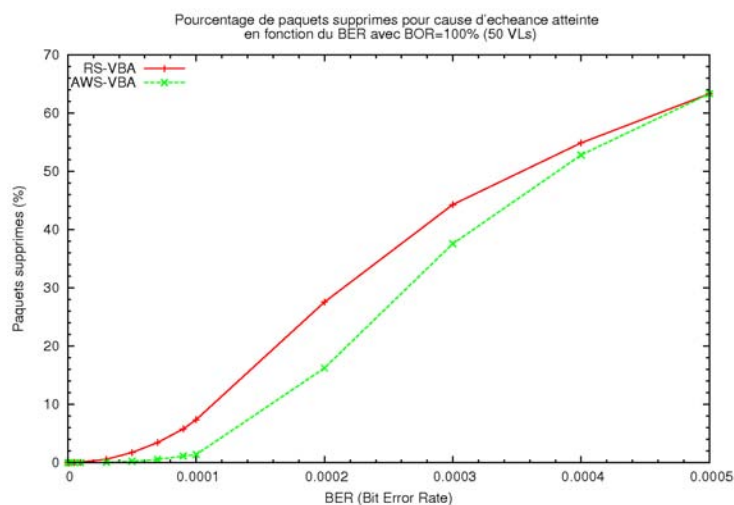


FIGURE 5.57 – Taux de paquets rejetés en fct du BER : RS-VBA vs AWS-VBA

Les résultats présentés montrent les gains en terme de taux de paquets rejetés obtenus par AWS comparé à RS. Cela s'explique par les différentes politiques utilisées par AWS : gestion de la gigue et de la latence maximale, gestion de la retransmission, partage de la bande passante entre les VLs. Cette analyse comparative entre RS et AWS, nous a permis de montrer l'intérêt de définir un ordonnanceur local pour gérer les contraintes temporelles des VLs ainsi que l'isolement des erreurs.

5.4.3.2 Ordonnanceurs centralisés

Dans cette partie nous menons une analyse comparative entre l'ordonnancement de référence centralisé HCCA (AGG) et les différentes politiques d'ordonnancement centralisés proposées dans ce manuscrit : AFBA et VBA.

Aux Figures 5.58 et 5.59, nous représentons le taux de paquets rejetés pour cause d'échéance atteinte en fonction du BOR pour un BER=10⁻⁴ (médium dégradé). Nous avons fait varier le BOR de 50% à 100%. Avec les méthodes avec RS nous voyons une augmentation significative du taux de rejet des paquets en fonction du BOR (voir Figure 5.58).

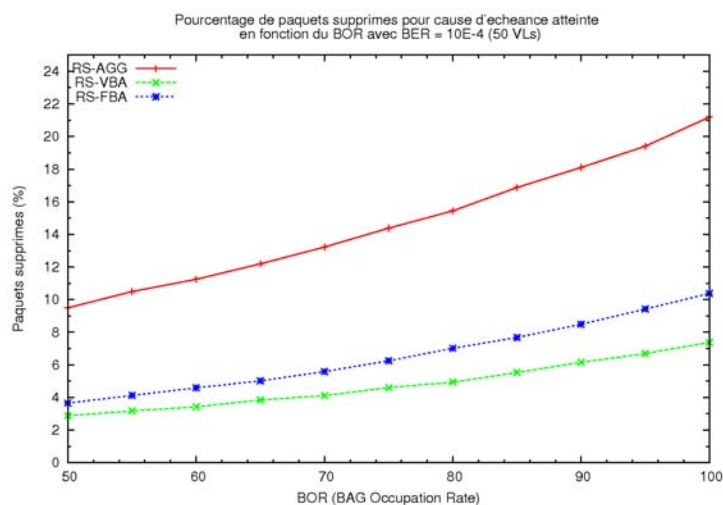
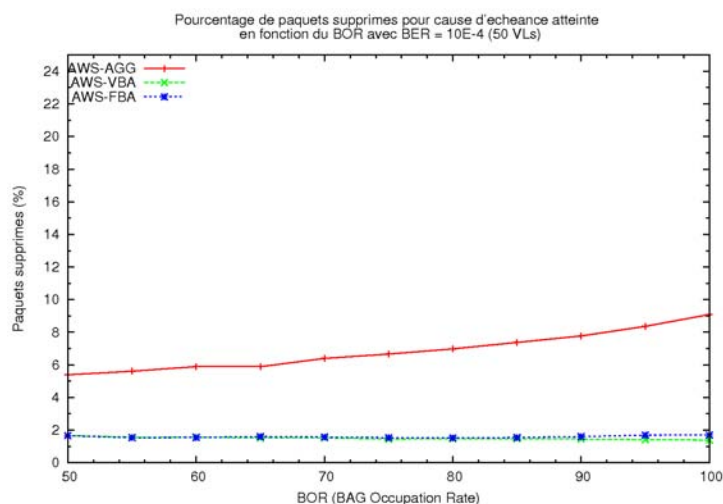


FIGURE 5.58 – Taux de paquets rejetés en fct du BOR

FIGURE 5.59 – Débit utile en fct du BOR : RS-VBA vs AWS-VBA ($BER=10^{-4}$)

Avec les méthodes avec AWS le taux de rejet est presque constante avec l'augmentation du BOR, sauf pour AWS-AGG, où l'on note une augmentation faible et progressive du taux de rejet. Les méthodes AWS-VBA et AWS-FBA offrent des performances similaires de BOR=50% jusqu'au BOR=90%. Après un BOR=90%, AWS-VBA obtient un taux de rejet légèrement inférieur à celui de AWS-FBA. AWS-AGG a un taux de rejet largement au dessus d'AWS-VBA et AWS-FBA.

Aux Figures 5.58 et 5.59, nous constatons que la politique d'ordonnancement VBA offre les meilleurs résultats avec le plus petit taux de rejet, suivi de AFBA puis de AGG(HCCA).

Pour aller plus loin dans l'analyse, nous faisons varier le BER de 0 à $5 \cdot 10^{-4}$ afin de voir le comportement des méthodes dans un environnement très fortement perturbé. En observant les Figures 5.60 et 5.61, nous constatons que VBA offre encore les meilleurs performances suivi de AFBA puis de AGG et indépendamment de l'ordonnanceur local

utilisé. Nous remarquons aussi que l'écart entre VBA et AFBA et beaucoup plus significatif avec RS comme ordonnanceur local qu'avec AWS.

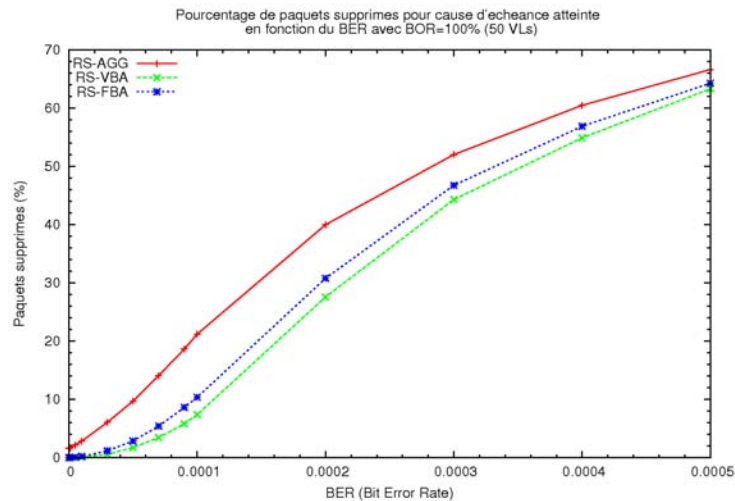


FIGURE 5.60 – Taux de paquets rejetés en fct du BER : RS-VBA vs AWS-VBA

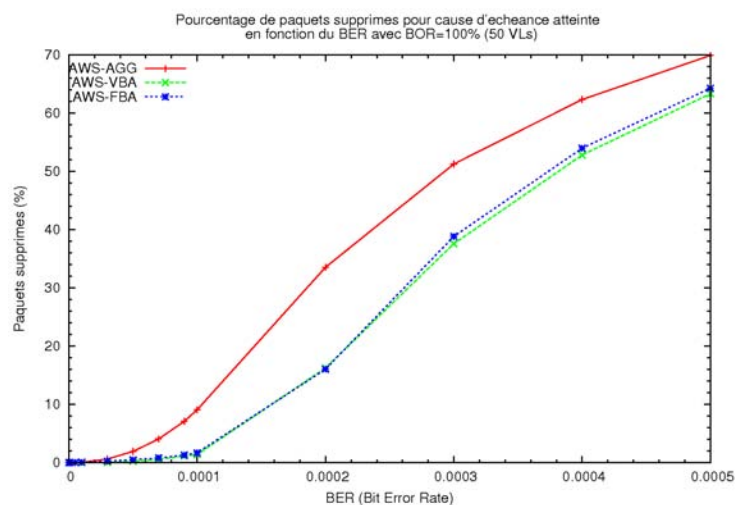


FIGURE 5.61 – Débit utile en fct du BOR : RS-VBA vs AWS-VBA ($BER=10^{-4}$)

Les résultats présentés dans cette partie montrent que la politique d'allocation de bande passante variable (VBA) offre les meilleures performances quelque soit l'ordonnanceur local (RS ou AWS). Cette analyse nous à montrer l'intérêt de définir une politique d'allocation de bande passante qui s'adapte aux besoins des QSTA.

Il faut noter que VBA propose une politique d'allocation de bande passante basée sur le trafic prévu en entrée des QSTAs (grâce à la connaissance des caractéristique des VLs), sur une redéfinition des TXOPs pour satisfaire les échéances des QSTAs et celles des VLs, et sur un schéma de polling des QSTAs basée sur EDF. VBA est suivi par AFBA. AFBA propose une politique d'allocation de bande passante fixe à chaque QSTA, cependant contrairement à AGG(HCCA), elle propose un TXOP suffisamment grand pour satisfaire

l'échéance de tous les VLs, lorsque le BER est nul. AFBA propose un schéma de polling statique basé sur le *Deadline Monotonic*.

5.4.4 Conclusion partielle

Dans cette section, nous avons effectué une évaluation générale et une analyse globale des méthodes d'accès proposées : RS-FBA, RS-VBA, AWS-AGG, AWS-FBA et AWS-VBA, comparées à RS-AGG(HCCA). Les scénarios utilisés sont ceux à 30, 40 et 50 VLs. La distribution des VLs par rapport au BAG a été définie à partir d'un cas réel de distribution publié dans [96]. Les méthodes ont été évaluées en terme de délai d'accès maximum pour les VLs à BAG2ms, les plus contraints temporellement dans nos scénarios. Elles ont aussi été évaluées en terme de taux de paquets rejetés pour cause d'échéance atteinte. Il faut noter que chaque trame a une latence maximale autorisée dans les files de transmission qui est liée au BAG du VL auquel elle est associée. La latence maximale utilisée dans l'évaluation globale des méthodes d'accès est donnée par le BAGms/2.

Nous remarquons que quelque soit le scénario et le taux d'erreur (10^{-6} , 10^{-5}) et 10^{-4} , RS-AGG est toujours au dessus du seuil maximum autorisé (BAG2ms/2) et reste la moins performante des méthodes en terme de délai d'accès maximal. Les méthodes avec AWS ont les meilleurs résultats et leurs délais d'accès maximums sont inférieurs au seuil pour le scénario à 30 VLs, ce qui n'est pas le cas pour les autres scénarios : 40 et 50 VLs. Mais elles restent satisfaisantes, comparées aux méthodes utilisant RS qui dépassent les 4ms et ce quelque soit le scénario. Il faut noter que le délai d'accès maximal des VLs, les plus contraints temporellement, ne permet pas de conclure sur les performances de ces méthodes d'accès. Une analyse du pourcentage de trames rejetées pour cause d'échéance est donc nécessaire. Nous avons évalué le pourcentage de paquets rejetés lorsqu'ils ont dépassés leur latence maximale autorisée. Ce pourcentage est calculé est fonction du nombre de trames entrant dans les files de transmission.

Les meilleurs résultats sont obtenus selon cette ordre : AWS-VBA, AWS-FBA, RS-VBA, RS-FBA, AWS-AGG, RS-AGG(HCCA). Il faut noter qu'avec le scénario le plus chargé (50 VLs), AWS-AGG offre de meilleures performances que RS-FBA. Cependant malgré le fait qu'AWS-AGG offre de meilleurs résultats à $BER=10^{-4}$ avec le scénario à 50 VLs, de manière générale RS-FBA offre de meilleures performances. Nous notons que globalement les méthodes RS-VBA et RS-FBA offrent de meilleurs résultats par rapport à AWS-AGG et RS-AGG(HCCA). Cela montre qu'il ne suffit pas uniquement de définir une politique d'ordonnanceur local pour avoir les meilleures performances. La politique d'allocation de bande passante aux QSTAs reste aussi une part très importante pour satisfaire les exigences temporelles des VLs. Dans notre cas d'étude, nous avons plusieurs flux(VLs) avec des besoins de bande passante et des contraintes temporelles différentes. De ce fait il est nécessaire de définir une politique d'allocation de bande passante appropriée. Les méthodes AWS-VBA et AWS-FBA, montrent que le couplage d'AWS avec un ordonnanceur plus adapté au contexte AFDX offre des résultats très satisfaisant par rapport AWS-AGG (couplé avec l'ordonnanceur central de référence). En comparant les performances de RS et d'AWS couplés aux ordonnanceurs centraux, nous remarquons qu'AWS permet d'obtenir les meilleurs performances et montre aussi l'intérêt de son implémentation au niveau

des QSTAs. Les performances en terme de débit utiles ont été tracé. Les résultats obtenus permettent de confirmer ceux obtenus avec le taux de paquets rejetés. Les meilleurs résultats sont obtenus selon cet ordre : AWS-VBA, AWS-FBA, RS-VBA, RS-FBA, AWS-AGG et RS-AGG(HCCA).

Conclusion et perspectives

Conclusion

Cette partie clôt cette thèse en résumant nos contributions et en proposant également des perspectives de recherche sur des nouveaux points à étudier que nous avons fait émerger lors de cette thèse.

Les technologies de réseaux locaux sans fil ont eu un grand succès dans les communications grand public. Leur utilisation dans les systèmes industriels est considérée comme une évolution naturelle des systèmes de communications. Les technologies de réseaux locaux sans fil peuvent offrir une flexibilité aux réseaux industriels, comme des fonctionnalités de nomadisme, un faible coût de câblage, une diminution du temps d'installation et de maintenance du système. Elles peuvent aussi être utilisées dans des environnements hostiles ou difficiles d'accès. Parmi les systèmes industriels, les réseaux avioniques peuvent eux aussi bénéficier des progrès et des avantages des technologies de réseaux locaux sans fil. Cependant, en raison des pertes de données élevées et des erreurs de transmission causées par les dégradations du canal, les exigences de temps et de fiabilité des applications avioniques restent difficiles à garantir. Par conséquent, une utilisation généralisée des communications sans fil à la place des systèmes de communications avioniques tel que l'AFDX, est improbable à court et à moyen terme. Par contre, les systèmes sans fil pourront cohabiter avec les systèmes de communication filaire, pour offrir plus de mobilité, d'accessibilité et de flexibilité. Elles peuvent être un bon compromis pour certaines applications telle que la maintenance au sol des équipements à bord.

L'objet de notre étude porte sur la mise en œuvre d'un réseau AFDX couplé à un réseau sans fil pour diverses applications dont la maintenance au sol des équipements avioniques. Notre choix de technologie sans fil porte sur la technologie IEEE 802.11 pour les débits physiques qu'elle offre et pour la qualité de service offerte par sa version IEEE 802.11e. Notre objectif est de véhiculer des trafics avioniques sur le support sans fil IEEE 802.11e et de satisfaire les exigences des applications avioniques en termes de fiabilité et de contraintes temporelles. Nous avons choisi la méthode d'accès HCCA disponible dans la norme IEEE 802.11e, car elle offre une qualité de service paramétrable et plus de déterminisme d'accès que l'EDCA. En revanche, l'ordonnancement de référence proposé par HCCA est plus adapté aux trafics à débit constant et présente des limitations lors de l'utilisation de trafics à débit variable. Elle ne prend pas en considération le surplus de bande passante dû à la retransmission. Les contributions existantes apportées à cette méthode HCCA sont généralement orientées vers les applications multimédias où les contraintes de temps et de fiabilité des données sont moins exigeantes que celle du

réseau AFDX. La méthode HCCA de référence offre des capacités de QoS intéressantes, mais malheureusement insuffisantes pour être implémentée telle quelle pour des applications avioniques embarquées. De plus, nous notons les limitations liées au support de communication radio : erreurs de transmission, communication en Half-Duplex, partage du support de transmission entre toutes les stations appartenant à un même BSS, Face à ces limitations, la méthode HCCA n'est pas applicable dans un contexte AFDX. Nous avons donc proposé une solution plus adaptée aux flux de données AFDX, que nous avons nommée AFS-HCCA. Cette solution propose un ordonnancement à deux niveaux : une méthode nommée AWS, d'ordonnancement local des VLs au niveau des stations et un ordonnanceur centralisé avec deux variantes VBA et AFBA, au niveau du point d'accès. Les deux ordonnanceurs (local et centralisé) ont pour objectif de garantir les exigences des VLs sur la partie sans fil IEEE 802.11e. AWS est un ordonnancement implémenté sur chaque station, qui prend en considération les contraintes temporelles de la station. L'utilisation de l'ordonnanceur AWS ne suffit pas pour satisfaire toutes les exigences temporelles des trames. AWS a une vision locale du trafic de chaque station. Il n'a pas la capacité d'identifier les instants de polling et les quantités de bande passante à allouer aux stations. C'est la raison pour laquelle, nous avons défini un ordonnancement centralisé des stations qui a pour rôle de satisfaire les besoins de bande passante des stations et de définir leurs instants de polling.

L'ordonnanceur local AWS améliore l'ordonnanceur de référence HCCA (RS) en proposant une politique de gestion des contraintes temporelles et fournit une politique d'isolement des erreurs. AWS contrôle les contraintes temporelles en classifiant les VLs en fonction de leur BAG et en définissant une politique de gestion de la gigue maximale et de la latence maximale. Pour l'isolement des erreurs, AWS prône un traitement individuel des flux et une politique de gestion de la retransmission des paquets perdus. Les résultats obtenus (cf partie 5.3.1), en terme de délai d'accès maximum, de taux de paquets rejetés et de débit utile, montrent que l'utilisation d'un ordonnanceur local AWS s'avère très bénéfique, mais n'est pas suffisante. En effet, l'ordonnanceur AWS présente des limites dues au fait qu'il n'optimise pas la bande passante allouée aux VLs, il en résulte une sur-évaluation de la bande passante. Deux stratégies de gestion de la bande passante des intervalles temporels $TXOP_{VL}$ ont été proposées pour répondre à cette problématique : l'*Optimized Solution* (OAWS et ORS) et le *Release Bandwidth Solution* (AWS-RB et RS-RB). L'*Optimized Solution* utilise la bande passante libre de chaque $TXOP_{VL}$ pour transmettre des trames urgentes ou en retransmission. Cependant, cette solution appliquée au modèle de référence (ORS) permet uniquement de transmettre les trames en retransmission ; puisqu'il n'existe pas de mécanisme de classification des flux et de notion d'état critique dans la norme IEEE 802.11e HCCA. La *Release Bandwidth Solution* consiste à libérer la bande passante libre de chaque $TXOP_{VL}$ et ainsi d'avancer les instants de transmission des trames des VLs en attente de transmission. Les résultats présentés dans la partie 5.3.2 montrent que la méthode *Optimized Solution* apporte des gains par rapport aux méthodes de base AWS et RS en diminuant le nombre de paquets rejetés. Cependant les meilleurs résultats sont obtenus avec la méthode *Release Bandwidth Solution* avec AWS-RB et RS-RB qui utilisent systématiquement les temps de transmission non utilisés alloués aux VLs. Cette politique se traduit par un gain en performance par rapport à la méthode *Optimized Solution* et à la méthode de base (AWS et RS). Grâce aux résultats de simulations, nous avons identifié de meilleures performances pour les versions AWS, OAWS et AWS-RB par rapport à leurs homologues RS, ORS et RS-RB,

d'où l'intérêt d'utiliser AWS au niveau de chaque station. Cependant la version de référence HCCA sans classification de flux mais avec libération de la bande passante (RS-RB) s'avère meilleure que les méthodes ordonnancées AWS et OAWS. Ceci permet d'identifier l'intérêt de la libération de bande passante dans des scénarios de transport de flux AFDX dans un réseau IEEE 802.11e HCCA.

Nous avons également proposé dans ce manuscrit un ordonnancement centralisé des stations, définissant deux phases d'ordonnancement : une phase d'ordonnancement hors-ligne et une phase d'ordonnancement en ligne. Les propriétés intrinsèques du réseau AFDX permettent de connaître les caractéristiques des flux (nombre de VLs, tailles des trames, taux de rafraîchissement, ...) malgré le côté sporadique des trafics AFDX (VLs). Il est donc possible d'avoir une vision déterministe du pire cas. Cela nous permet de prévoir la charge des files d'attente lorsque aucune perte de trames n'est constatée et nous permet également de définir un ordonnancement hors-ligne des stations en prévoyant un surplus de bande passante pour la retransmission. Ce surplus de bande passante a été défini pour un $BER=10^{-5}$, qui est proche du BER moyen et réel du médium sans fil. La phase d'ordonnancement hors-ligne crée une table d'ordonnancement où sont définis les instants de polling des stations et leurs TXOPs. Nous avons proposés deux méthodes d'ordonnancement hors-ligne : l'AFBA et le VBA.

L'AFBA propose une politique d'allocation de bande passante fixe aux stations, supporte les rafales de trames et permet leurs transmissions avant leurs échéances si aucune erreur de transmission n'est constatée. Elle offre également un surplus de bande passante pour les trames en retransmission. Les résultats présentés dans la partie 5.4 montrent les gains obtenus en terme de débit utile augmenté et de diminution du nombre de paquets rejetés, par rapport à l'ordonnancement centralisé de référence. Cependant, comme pour l'HCCA de référence, AFBA peut être, dans certains cas, dans une configuration de sous utilisation de la bande passante ; comme lorsqu'une station interrogée n'a pas de trame en instance de transmission. Pour pallier à ce problème nous avons proposé la méthode VBA. Cette méthode alloue des TXOPs adaptés aux besoins des stations et offre des TXOPs variables. Cette méthode définit aussi une politique de gestion des latences supplémentaires induites par la variabilité des TXOPs et des échéances des stations. Les résultats présentés au 5.4 montrent que cette politique d'ordonnancement améliore nettement les performances de la méthode AFBA et reste meilleure par rapport à l'ordonnancement de référence HCCA.

Perspectives

Nos travaux d'étude effectués sur le couplage d'un réseau AFDX avec la norme IEEE 802.11e et plus précisément sur la méthode d'accès HCCA, ont fait émerger de nouvelles propositions de recherches intéressantes.

La réalisation d'un prototype réel de dispositif IEEE802.11e implémentant nos différents ordonnanceurs sera intéressante dans un futur proche. Elle permettra de valider par l'expérimentation les limites de stabilité et les performances de notre système sans fil couplé au réseau AFDX dans un environnement avionique réel.

En effet, nous proposons une solution de réseaux sans fil redondant, à l'image du réseau filaire AFDX. Cette approche permettra d'augmenter la fiabilité du trafic et de réduire la probabilité de paquets erronés dus aux perturbations sur le support radio. Nous pouvons ainsi améliorer les performances de notre méthode d'ordonnancement AFS-HCCA, en utilisant des canaux radios dans des bandes de fréquences différentes (2,4GHz et 5GHz).

La mise œuvre d'une communication sans fil en mode full-duplex avec l'utilisation de deux canaux de communication, apporterait un gain significatif en bande passante et une réduction de la latence. Cette perspective nécessiterait la mise en place d'un dispositif (logiciel ou matériel) permettant aux stations de transmettre sur un canal donné et de recevoir sur un autre canal.

Bibliographie

- [1] IEC 61491. *Electrical Equipment of Industrial Machines—Serial Data Link for Real Time Communications Between Controls and Drives*. 2002.
- [2] R.L. Alena, J.P. Ossenfort, K.I. Laws, A. Goforth, and F. Figueroa. Communications for integrated modular avionics. In *Aerospace Conference, 2007 IEEE*, pages 1–18, march 2007.
- [3] P. Ansel, Q. Ni, and T. Turetli. Fhcf : A simple and efficient scheduling scheme for ieee 802.11e wireless lan. *Mobile Networks and Applications*, 11 :391–403, 2006. 10.1007/s11036-006-5191-z.
- [4] SAE ARP4754. *Certification Considerations for Highly-Integrated or Complex Aircraft Systems*. 1996.
- [5] D.M. Bakker and D.M. Gilster. *Bluetooth End to End*. John Wiley & Sons, Inc., New York, NY, USA, 2002.
- [6] H. Bauer, J.-L. Scharbag, 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, nov. 2010.
- [7] C. Bayilmis, I. Erturk, C. Ceken, and I. Ozcelik. A can/ieee 802.11b wireless lan local bridge design. *Comput. Stand. Interfaces*, 30 :200–212, March 2008.
- [8] K. Bender. *PROFIBUS, the Fieldbus for Industrial Automation*. Prentice-Hall, 1993.
- [9] G. Boggia, P. Camarda, L.A. Grieco, and S. Mascolo. Feedback-based control for providing real-time services with the 802.11e mac. *Networking, IEEE/ACM Transactions on*, 15(2) :323–333, april 2007.
- [10] G. Boggia, P. Camarda, L.A. Grieco, S. Mascolo, and A. Stefanelli. Performance evaluation of feedback-based bandwidth allocation algorithms for 802.11e mac. In *Vehicular Technology Conference, 2007. VTC2007-Spring. IEEE 65th*, pages 835–839, april 2007.
- [11] A.A. Bourawy, N.A. AbuAli, and H.S. Hassanein. A selectivity function scheduler for ieee 802.11e. In *Computers and Communications, 2009. ISCC 2009. IEEE Symposium on*, pages 950–955, july 2009.
- [12] F. Brajou and P. Ricco. The airbus a380 - an afdx-based flight test computer concept. In *AUTOTESTCON 2004. Proceedings*, pages 460–463, sept. 2004.

- [13] CANEUS. CANEUS Fly-by-Wireless Sector Consortium. <http://www.caneus.org/fbw/content.aspx?ID=default>.
- [14] C. Casetti, C.-F. Chiasserini, M. Fiore, and M. Garetto. Notes on the inefficiency of 802.11e hcca. In *Vehicular Technology Conference, 2005. VTC-2005-Fall. 2005 IEEE 62nd*, volume 4, pages 2513–2517, sept., 2005.
- [15] G. Cena, I.C. Bertolotti, A. Valenzano, and C. Zunino. Analysis of response times in 802.11 industrial networks. In *Industrial Informatics, 2007 5th IEEE International Conference on*, volume 1, pages 195–200, june 2007.
- [16] G. Cena, I.C. Bertolotti, A. Valenzano, and C. Zunino. Evaluation of response times in industrial wlans. *Industrial Informatics, IEEE Transactions on*, 3(3) :191–201, aug. 2007.
- [17] H. Charara, J.-L. Scharbarg, J. Ermont, and C. Fraboul. Methods for bounding end-to-end delays on an afdx network. In *Real-Time Systems, 2006. 18th Euromicro Conference on*, pages 10 pp.–202, 0-0 2006.
- [18] X. Chen, X. Xiang, and J. Wan. A software implemetation of afdx end system. In *New Trends in Information and Service Science, 2009. NISS '09. International Conference on*, pages 558–563, 30 2009-july 2 2009.
- [19] C-T. Chou, S.N. Shankar, and K.G. Shin. Achieving per-stream qos with distributed airtime allocation and admission control in iee 802.11e wireless lans. In *INFOCOM 2005. 24th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings IEEE*, volume 3, pages 1584–1595 vol. 3, march 2005.
- [20] Y. Chung, K-H. Kim, and S-W. Yoo. Time slot schedule based minimum delay graph in tdma supported wireless industrial system. In *Computer Information Systems and Industrial Management Applications (CISIM), 2010 International Conference on*, pages 265–268, oct. 2010.
- [21] CIA. CAN In Automation. <http://www.can-cia.de/index.php?id=specifications>.
- [22] CIAME. *Réseaux de terrain : critères de sûreté de fonctionnement*. Lavoisier, 2009.
- [23] C. Cicconetti, L. Lenzini, E. Mingozzi, and G. Stea. Design and performance analysis of the real-time hcca scheduler for iee 802.11e wlans. *Comput. Netw.*, 51 :2311–2325, June 2007.
- [24] C. Cicconetti, L. Lenzini, E. Mingozzi, and G. Stea. An efficient cross layer scheduler for multimedia traffic in wireless local area networks with iee 802.11e hcca. *SIGMOBILE Mob. Comput. Commun. Rev.*, 11 :31–46, July 2007.
- [25] M. Collotta, L. Lo Bello, and O. Mirabella. Deadline-aware scheduling policies for bluetooth networks in industrial communications. In *Industrial Embedded Systems, 2007. SIES '07. International Symposium on*, pages 156–163, july 2007.
- [26] L. Ding, D. Song, X. Zeng, and Q. Hu. The research of afdx system simulation model. In *Multimedia Technology (ICMT), 2010 International Conference on*, pages 1–4, oct. 2010.

- [27] E. Egea-Lopez, A. Martinez-Sala, J. Vales-Alonso, J. Garcia-Haro, and J. Malgosa-Sanahuja. Wireless communications deployment in industry : a review of issues, options and technologies. *Comput. Ind.*, 56 :29–53, January 2005.
- [28] FLEXWARE. Flexible Wireless Automation in Real-Time Environments. <http://www.flexware.at/>.
- [29] A. Floros and N. Kanellopoulos. A low complexity ieee802.11e scheduling scheme for efficient wireless delivery. In *Communications, Control and Signal Processing, 2008. ISCCSP 2008. 3rd International Symposium on*, pages 1–5, march 2008.
- [30] G. Gaderer, P. Loschmidt, and A. Mahmood. A novel approach for flexible wireless automation in real-time environments. In *Factory Communication Systems, 2008. WFCS 2008. IEEE International Workshop on*, pages 81–84, may 2008.
- [31] G. Gamba, L. Seno, and S. Vitturi. Theoretical and experimental evaluation of polling times for wireless industrial networks using commercially available components. In *Emerging Technologies and Factory Automation (ETFA), 2010 IEEE Conference on*, pages 1–8, sept. 2010.
- [32] D. Gao, J. Cai, and L. Zhang. Physical rate based admission control for hcca in ieee 802.11e wlans. In *Advanced Information Networking and Applications, 2005. AINA 2005. 19th International Conference on*, volume 1, pages 479–483 vol.1, march 2005.
- [33] P. Giacomazzi, L. Musumeci, G. Saddemi, and G. Verticale. Analytical methods for resource allocation and admission control with dual-leaky-bucket regulated traffic. In *Communications, 2007. ICC '07. IEEE International Conference on*, pages 499–505, june 2007.
- [34] J. Grieu. *Analyse et évaluation de techniques de commutation Ethernet pour l'interconnexion des systèmes avioniques*. PhD thesis, INPT, 2004.
- [35] Ethernet Powerlink Standardization Group. *Ethernet powerlink communication profile specification : v. 2.0*. 2003.
- [36] P. Guy. *Les réseaux*. Editions EYROLLES, 2008.
- [37] S. Han, M. Park, and Y. Cho. An efficient job selection scheme in real-time scheduling under the stack resource policy. In *Parallel and Distributed Processing Symposium, 2003. Proceedings. International*, page 8 pp., april 2003.
- [38] Y. He, J. Sun, R. Yuan, and W. Gong. A reservation based backoff method for video streaming in 802.11 home networks. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, 28(3) :332–343, april 2010.
- [39] J. Heo, N. Kim, and W.H. Kwon. An efficient scheduling scheme based on fuzzy prediction for ieee 802.11e wlan. In *Control, Automation and Systems, 2007. ICCAS '07. International Conference on*, pages 481–485, oct. 2007.
- [40] S. Hernandez, P. Lafarguette, A. Freitas, and M. Mission. First evaluations of a simulation architecture of the use of a ieee 802.11 wlan in industrial context. In *Wireless Communications and Networking Conference, 2004. WCNC. 2004 IEEE*, volume 1, pages 405–410 Vol.1, march 2004.

- [41] K.T. Herring, J.W. Holloway, D.H. Staelin, and D.W. Bliss. Path-loss characteristics of urban wireless channels. *Antennas and Propagation, IEEE Transactions on*, 58(1) :171–177, jan. 2010.
- [42] Y. Higuchi, A. Foronda, C. Ohta, M. Yoshimoto, and Y. Okada. Delay guarantee and service interval optimization for hcca in ieee 802.11e wlans. In *Wireless Communications and Networking Conference, 2007. WCNC 2007. IEEE*, pages 2080–2085, march 2007.
- [43] W-Y. Hou, W-C. Liu, and M-R. Fei. A token-based mac oriented wireless industrial control networks. In *Information Acquisition, 2006 IEEE International Conference on*, pages 22–25, aug. 2006.
- [44] J-J Huang, Y-H Chen, and C-Y Chang. An msi-based scheduler for ieee 802.11e hcca. In *Vehicular Technology Conference Fall (VTC 2009-Fall), 2009 IEEE 70th*, pages 1–5, sept. 2009.
- [45] IEC. International Electrotechnical Commission. <http://www.iec.ch/>.
- [46] Aeronautical Radio Inc. *ARINC specification 651 : Design Guidance for Integrated Modular Avionics*. 1991.
- [47] Aeronautical Radio Inc. *ARINC project paper 659 : Backplane Data Bus*. 1993.
- [48] Aeronautical Radio Inc. *ARINC project paper 653 : Avionics Application Software Standard Interface*. 1997.
- [49] Aeronautical Radio Inc. *ARINC specification 629 : Multi-transmitter Data Bus Part 1-Technical Description*. 1999.
- [50] Aeronautical Radio Inc. *ARINC Specification 429-ALL : Mark 33 Digital Information Transfer System (DITS) Parts 1, 2, 3*. 2001.
- [51] Aeronautical Radio Inc. *ARINC Specification 664 Aircraft Data Networks PART 7, AFDX*. 2004.
- [52] ISA. International Society of Automation. <http://www.isa100.fr/>.
- [53] ISA100a. ISA-100.11a-2009 Wireless systems for industrial automation : Process control and related applications. <http://www.isa.org/ISA100-11a>.
- [54] Z. Jiandong, L. Dujuan, and W. Yong. Modelling and performance analysis of afdx based on petri net. In *Future Computer and Communication (ICFCC), 2010 2nd International Conference on*, volume 2, pages V2–566–V2–570, may 2010.
- [55] S.P. Karanam, H. Trsek, and J. Jasperneite. Potential of the hcca scheme defined in ieee802.11e for qos enabled industrial wireless networks. In *Factory Communication Systems, 2006 IEEE International Workshop on*, pages 227–230, 0-0 2006.
- [56] I. Khazali, M. Boulais, and P. Cole. Afdx software network stack implementation x2014 : Practical lessons learned. In *Digital Avionics Systems Conference, 2009. DASC '09. IEEE/AIAA 28th*, pages 1.B.5–1–1.B.5–10, oct. 2009.

- [57] S-M. Kim and Y-J. Cho. Channel time allocation scheme based on feedback information in iee 802.11e wireless lans. *Comput. Netw.*, 51 :2771–2787, July 2007.
- [58] S-R. Kim, D-Y. Lee, and C-W. Lee. An adaptive mac scheduling algorithm for guaranteed qos in iee 802.11e hcca. *International Journal of Future Generation Communication and Networking*, -.
- [59] Y-H. Kim, H-R. Park, and J-B. Suk. Bandwidth guarantee per session for video transmission over iee 802.11e hcca. In *Consumer Communications and Networking Conference (CCNC), 2010 7th IEEE*, pages 1–2, jan. 2010.
- [60] J-Y. Le Boudec and P. Thiran. *Network calculus : a theory of deterministic queuing systems for the internet*. Springer-Verlag, Berlin, Heidelberg, 2001.
- [61] D-Y. Lee and C-W. Lee. Dual token bucket based hcca scheduler for iee 802.11e wlan. In *The International Conference on Ubiquitous Information Management and Communication, ICUIMC'10*, January 14-15, 2010, Suwon, Korea.
- [62] H-J. Lee, J-H. Kim, and S. Cho. A novel piggyback selection scheme in iee 802.11e hcca. In *Communications, 2007. ICC '07. IEEE International Conference on*, pages 4529–4534, june 2007.
- [63] J. Li, L. Zheng, and J. Yao. Afdx based avionic data bus architecture design and analysis. In *Autonomous Decentralized Systems, 2009. ISADS '09. International Symposium on*, page 1, march 2009.
- [64] X. Li, J.-L. Scharbarg, and C. Fraboul. Improving end-to-end delay upper bounds on an afdx network by integrating offsets in worst-case analysis. In *Emerging Technologies and Factory Automation (ETFA), 2010 IEEE Conference on*, pages 1–8, sept. 2010.
- [65] X. Li and H. Xiong. Modelling and simulation of integrated modular avionics systems. In *Digital Avionics Systems Conference, 2009. DASC '09. IEEE/AIAA 28th*, pages 7.B.3–1–7.B.3–8, oct. 2009.
- [66] L.W. Lim, R. Malik, P.Y. Tan, C. Apichaichalermwongse, K. Ando, and Y. Harada. A qos scheduler for iee 802.11e wlans. In *Consumer Communications and Networking Conference, 2004. CCNC 2004. First IEEE*, pages 199–204, jan. 2004.
- [67] S. Liu and W. Jane. *Systems, Real-Time*. Prentice Hall, April 2000.
- [68] H. Luo and M-L. Shyu. An optimized scheduling scheme to provide quality of service in 802.11e wireless lan. In *Multimedia, 2009. ISM '09. 11th IEEE International Symposium on*, pages 651–656, dec. 2009.
- [69] T. Lv, N. Hu, Z. Wu, and N. Huang. The analysis of end-to-end delays based on afdx configuration. In *Reliability, Maintainability and Safety (ICRMS), 2011 9th International Conference on*, pages 1296–1300, june 2011.
- [70] M. Maadani, S.A. Motamedi, and M.M. Noshari. Delay analysis and improvement of iee 802.11e-based soft-real-time wireless industrial networks : Using an open-loop spatial multiplexing scheme. In *Computer Networks and Distributed Systems (CNDS), 2011 International Symposium on*, pages 17–22, feb. 2011.

- [71] Z. Mammeri and J-P. Thomesse. *Réseaux Locaux Industriels FIP et MAP dans les systèmes automatisés*. Editions EYROLLES, 1993.
- [72] S. Martin and P. Minet. Schedulability analysis of flows scheduled with fifo : application to the expedited forwarding class. In *Parallel and Distributed Processing Symposium, 2006. IPDPS 2006. 20th International*, page 8 pp., april 2006.
- [73] S. Martin and P. Minet. Worst case end-to-end response times of flows scheduled with fp/fifo. In *Networking, International Conference on Systems and International Conference on Mobile Communications and Learning Technologies, 2006. ICN/I-CONS/MCL 2006. International Conference on*, page 54, april 2006.
- [74] Modbus. *MODBUS over Serial Line Specification and Implementation Guide v1.0*. February 2002.
- [75] R. Moraes, P. Portugal, and F. Vasques. Simulation analysis of the iee 802.11e edca protocol for an industrially-relevant real-time communication scenario. In *Emerging Technologies and Factory Automation, 2006. ETFA '06. IEEE Conference on*, pages 202–209, sept. 2006.
- [76] R. Moraes, P. Portugal, F. Vasques, and J.A. Fonseca. Limitations of the iee 802.11e edca protocol when supporting real-time communication. In *Factory Communication Systems, 2008. WFCS 2008. IEEE International Workshop on*, pages 119–128, may 2008.
- [77] M.J. Morgan. Integrated modular avionics for next-generation commercial airplanes. In *Aerospace and Electronics Conference, 1991. NAECON 1991., Proceedings of the IEEE 1991 National*, pages 43–49 vol.1, may 1991.
- [78] J. Navarro-Ortiz, P. Ameigeiras, J. J. Ramos-Munoz, and J. M. Lopez-Soler. An 802.11e hcca scheduler with an end-to-end quality aware territory method. *Comput. Commun.*, 32 :1281–1297, July 2009.
- [79] Z.A.B.M. Noh, T. Suzuk, and S. Tasaka. A multimedia priority dynamic scheduling scheme for audio-video transmission with user-level qos guarantee by iee 802.11e hcca. In *Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, 2007. PIMRC 2007. IEEE 18th International Symposium on*, pages 1–5, sept. 2007.
- [80] Z.A.B.M. Noh, T. Suzuki, and S. Tasaka. A packet scheduling scheme for audio-video transmission with iee 802.11e hcca and its application-level qos assessment. In *Communications, 2006. APCC '06. Asia-Pacific Conference on*, pages 1–5, 31 2006-sept. 1 2006.
- [81] Z.A.B.M. Noh, T. Suzuki, and S. Tasaka. Packet scheduling for user-level qos guarantee in audio-video transmission by iee 802.11e hcca. In *TENCON 2007 - 2007 IEEE Region 10 Conference*, pages 1–4, 30 2007-nov. 2 2007.
- [82] B. J. Oh and C. W. Chen. A cross-layer adaptation hcca mac for qos-aware h.264 video communications over wireless mesh networks. In *Circuits and Systems (IS-CAS), Proceedings of 2010 IEEE International Symposium on*, pages 2259–2262, 30 2010-june 2 2010.

- [83] L. Palopoli, R. Lo Cigno, and A. Colombo. Control and optimisation of hcca 802.11e access scheduling. In *Decision and Control, 2007 46th IEEE Conference on*, pages 4427–4432, dec. 2007.
- [84] D. Paret. *Le bus Can : Description, de la théorie à la pratique*. Dumod, 2009.
- [85] J.-Y. Qiu and E.W. Knightly. Inter-class resource sharing using statistical service envelopes. In *INFOCOM '99. Eighteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings. IEEE*, volume 3, pages 1404–1411 vol.3, mar 1999.
- [86] T.S. Rappaport. Indoor radio communications for factories of the future. *Communications Magazine, IEEE*, 27(5) :15–24, may 1989.
- [87] M.M. Rashid, E. Hossain, and V.K. Bhargava. Controlled channel access scheduling for guaranteed qos in 802.11e-based wlans. *Wireless Communications, IEEE Transactions on*, 7(4) :1287–1297, april 2008.
- [88] B. Rauf, M.F. Amjad, and K. Ahmed. Performance evaluation of iee 802.11 dcf in comparison with iee 802.11e edca. In *Internet Technology and Secured Transactions, 2009. ICITST 2009. International Conference for*, pages 1–6, nov. 2009.
- [89] Requirements and Technical Concepts for Aviation. *DO-178B : Software Considerations in Airborne Systems and Equipment Certification*. 1992.
- [90] F. Ridouard, J.-L. Scharbarg, and C. Fraboul. Stochastic network calculus for end-to-end delays distribution evaluation on an avionics switched ethernet. In *Industrial Informatics, 2007 5th IEEE International Conference on*, volume 1, pages 559–564, june 2007.
- [91] B.C. Sambou, F. Peyrard, and C. Fraboul. Optimized hcca schedulers for an iee 802.11e/afdx hybrid network. In *Proceedings of the 6th ACM workshop on QoS and security for wireless and mobile networks, Q2SWinet '10*, pages 29–32, New York, NY, USA, 2010. ACM.
- [92] B.C. Sambou, F. Peyrard, and C. Fraboul. Afdx wireless scheduler and free bandwidth managing in 802.11e(hcca)/afdx network. In *Wireless Communications and Mobile Computing Conference (IWCMC), 2011 7th International*, pages 2109–2114, july 2011.
- [93] B.C. Sambou, F. Peyrard, and C. Fraboul. Ordonnancement des flux avioniques AFDX sur un support 802.11e HCCA. In *CFIP 2011 - Colloque Francophone sur l'Ingénierie des Protocoles*, Sainte Maxime, France, 2011. UTC. Session Réseaux de capteurs.
- [94] B.C. Sambou, F. Peyrard, and C. Fraboul. Scheduling avionics flows on an iee 802.11e hcca and afdx hybrid network. In *Computers and Communications (ISCC), 2011 IEEE Symposium on*, pages 205–212, 28 2011-july 1 2011.
- [95] J.-L. Scharbarg and C. Fraboul. Simulation for end-to-end delays distribution on a switched ethernet. In *Emerging Technologies and Factory Automation, 2007. ETFA. IEEE Conference on*, pages 1092–1099, sept. 2007.

- [96] J.-L. Scharbarg, F. Ridouard, and C. Fraboul. A probabilistic analysis of end-to-end delays on an afdx avionic network. *Industrial Informatics, IEEE Transactions on*, 5(1) :38–49, feb. 2009.
- [97] T. Schuster and D. Verma. Networking concepts comparaison for avionics architecture. In *Digital Avionics Systems Conference, 2008. DASC 2008. IEEE/AIAA 27th*, pages 1.D.1–1–1.D.1–11, oct. 2008.
- [98] L. Seno, S. Vitturi, and C. Zunino. Analysis of ethernet powerlink wireless extensions based on the ieee 802.11 wlan. *Industrial Informatics, IEEE Transactions on*, 5(2) :86–98, may 2009.
- [99] A.U.H. Sheikh and Y.D. Al-Moallem. On the design of a wireless network in an industrial environment. In *Communication Systems (ICCS), 2010 IEEE International Conference on*, pages 756–760, nov. 2010.
- [100] S. Shi, G. Zhu, and G. Su. An optimized qos traffic-scheduling algorithm based on hcca. In *Intelligent Computation Technology and Automation (ICICTA), 2008 International Conference on*, volume 2, pages 229–233, oct. 2008.
- [101] C.A. Skelton. Manufacturing automation protocol - a 1985 update on applications. In *Decision and Control, 1985 24th IEEE Conference on*, volume 24, page 2059, dec. 1985.
- [102] IEEE Computer Society. 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. *IEEE Std 802.11-1997*, pages i–445, 1997.
- [103] IEEE Computer Society. Supplement to 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 : High-Speed Physical Layer in the 5 GHz Band. *IEEE Std 802.11a-1999*, page i, 1999.
- [104] IEEE Computer Society. IEEE Standard for Information Technology - Telecommunications and Information Exchange Between Systems - Local and Metropolitan Area Networks - Specific Requirement. Part 11 : Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications. Amendment 2 : Higher-Speed Physical Layer (PHY) Extension in the 2.4 GHz Band - Corrigendum 1. *IEEE Std 802.11b-1999/Cor 1-2001*, page 01, 2001.
- [105] IEEE Computer Society. 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. *ANSI/IEEE Std 802.11, 1999 Edition (R2003)*, pages i–513, 2003.
- [106] IEEE Computer Society. IEEE Standard for Information Technology- Telecommunications and Information Exchange Between Systems- Local and Metropolitan Area Networks- Specific Requirements Part Ii : Wireless LAN Medium Access

- Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications. *IEEE Std 802.11g-2003 (Amendment to IEEE Std 802.11, 1999 Edn. (Reaff 2003) as amended by IEEE Std 802.11a-1999, 802.11b-1999, 802.11b-1999/Cor 1-2001, and 802.11d-2001)*, pages i-67, 2003.
- [107] IEEE Computer Society. 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 Amendment 6 : Medium Access Control (MAC) Security Enhancements. *IEEE Std 802.11i-2004*, pages 01-175, 2004.
- [108] IEEE Computer Society. 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 Amendment 8 : Medium Access Control (MAC) Quality of Service Enhancements. *IEEE Std 802.11e-2005 (Amendment to IEEE Std 802.11, 1999 Edition (Reaff 2003))*, pages 01-189, 2005.
- [109] IEEE Computer Society. 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. *IEEE Std 802.11-2007 (Revision of IEEE Std 802.11-1999)*, pages C1-1184, 12 2007.
- [110] IEEE Computer Society. IEEE Standard for Information Technology- Telecommunications and Information Exchange Between Systems-Local and Metropolitan Area Networks-Specific Requirements Part 3 : Carrier Sense Multiple Access With Collision Detection (CSMA/CD) Access Method and Physical Layer Specifications - Section One. *IEEE Std 802.3-2008 (Revision of IEEE Std 802.3-2005)*, pages c1-597, 26 2008.
- [111] IEEE Computer Society. 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 Amendment 2 : Fast Basic Service Set (BSS). *IEEE Std 802.11r-2008 (Amendment to IEEE Std 802.11-2007 as amended by IEEE Std 802.11k-2008)*, pages c1-108, 15 2008.
- [112] IEEE Computer Society. 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 Amendment 1 : Radio Resource Measurement of Wireless Lans. *IEEE Std 802.11k-2008 (Amendment to IEEE Std 802.11-2007)*, pages c1-222, 12 2008.
- [113] IEEE Computer Society. 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 Amendment 5 : Enhancements for Higher Throughput. *IEEE Std 802.11n-2009 (Amendment to IEEE Std*

- 802.11-2007 as amended by IEEE Std 802.11k-2008, IEEE Std 802.11r-2008, IEEE Std 802.11y-2008, and IEEE Std 802.11w-2009*), pages c1–502, 29 2009.
- [114] IEEE Computer Society. 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 Amendment 8 : IEEE 802.11 Wireless Network Management. *IEEE Std 802.11v-2011 (Amendment to IEEE Std 802.11-2007 as amended by IEEE Std 802.11k-2008, IEEE Std 802.11r-2008, IEEE Std 802.11y-2008, IEEE Std 802.11w-2009, IEEE Std 802.11n-2009, IEEE Std 802.11p-2010, and IEEE Std 802.11z-2010)*, pages 1–433, 9 2011.
- [115] IEEE Computer Society. IEEE Standard for Local and metropolitan area networks–Part 15.4 : Low-Rate Wireless Personal Area Networks (LR-WPANs). *IEEE Std 802.15.4-2011 (Revision of IEEE Std 802.15.4-2006)*, pages 1–314, 5 2011.
- [116] D. Song, X. Zeng, L. Ding, and Q. Hu. The design and implementation of the afdx network simulation system. In *Multimedia Technology (ICMT), 2010 International Conference on*, pages 1–4, oct. 2010.
- [117] C.R. Spitzer. *Digital avionics systems : principles and practices*. McGraw-Hill, 1993.
- [118] C.R. Spitzer. *Digital avionics handbook : development and implementation. Avionics*. The electrical engineering handbook series. CRC Press, 2007.
- [119] J-P. Thomesse. Les réseaux locaux industriels. concepts, topologie, caractéristiques. [s 7 574]. *Technique de l'ingénieur*, Juin 2004.
- [120] J-P. Thomesse. Fieldbus technology in industrial automation. *Proceedings of the IEEE*, 93(6) :1073–1101, june 2005.
- [121] H. Trsek, J. Jasperneite, and S.P. Karanam. A simulation case study of the new iee 802.11e hcca mechanism in industrial wireless networks. In *Emerging Technologies and Factory Automation, 2006. ETFA '06. IEEE Conference on*, pages 921–928, sept. 2006.
- [122] R. Viegas, P. Portugal, L.A. Guedes, and F. Vasques. A proposal of real-time publish-subscribe scheme compatible with 802.11e wireless networks. In *Industrial Electronics, 2009. IECON '09. 35th Annual Conference of IEEE*, pages 2393–2398, nov. 2009.
- [123] H. Wang, W. Hou, and M. Fei. Polling-based protocol converter for the integration of hybrid wired/wireless industrial control networks. In *Control Conference (CCC), 2010 29th Chinese*, pages 5772–5777, july 2010.
- [124] Hui Wang. The application and research of wireless technology in industrial network. In *Wireless Communications, Networking and Mobile Computing, 2008. WiCOM '08. 4th International Conference on*, pages 1–4, oct. 2008.
- [125] WIFI. Wi-fi alliance. <http://www.wi-fi.org/>.
- [126] A. WILLIG. Recent and emerging topics in wireless industrial communications : A selection. *Industrial Informatics, IEEE Transactions on*, 4(2) :102–124, may 2008.

- [127] A. WILLIG, M. Kubisch, C. Hoene, and A. Wolisz. Measurements of a wireless link in an industrial environment using an iee 802.11-compliant physical layer. *Industrial Electronics, IEEE Transactions on*, 49(6) :1265–1282, dec 2002.
- [128] A. WILLIG, K. Matheus, and A. Wolisz. Wireless technology in industrial networks. *Proceedings of the IEEE*, 93(6) :1130–1151, june 2005.
- [129] WirelessHART. Wirelesshart training resources. <http://www.hartcomm.org/protocol/training/training/resources/wihart.html>.
- [130] L. Wolfhard. *CAN System Engineering From Theory to Practical Applications*. Springer, 2007.
- [131] M. Yao, Z. Qiu, and K. Kwak. Leaky bucket algorithms in afdx. *Electronics Letters*, 45(11) :543–545, may 2009.
- [132] X. Zeng and D. Song. The research on end-to-end delay calculation method for real-time network afdx. In *Computational Intelligence and Software Engineering, 2009. CiSE 2009. International Conference on*, pages 1–4, dec. 2009.
- [133] Q. Zhao and D.H.K. Tsang. An equal-spacing-based design for qos guarantee in iee 802.11e hcca wireless networks. *Mobile Computing, IEEE Transactions on*, 7(12) :1474–1490, dec. 2008.
- [134] Y. Zheng, A. Xu, Y. Song, W. Zhao, and M. Liu. Industrial wireless deterministic communication based on wlan : Design, implementation and analysis. In *Communications Technology and Applications, 2009. ICCTA '09. IEEE International Conference on*, pages 274–278, oct. 2009.
- [135] T. Zhong, Z. Peng, and W. Hong. Analysis and design of real-time and reliable industrial wireless control communication network and protocol. In *Control Conference (CCC), 2010 29th Chinese*, pages 4157–4163, july 2010.
- [136] R. Zhu, J. Wang, and M. Ma. Intelligent mac model for traffic scheduling in iee 802.11e wireless lans. *Applied Mathematics and Computation*, 205(1) :109–122, 2008.
- [137] H. Zimmermann. Osi reference model—the iso model of architecture for open systems interconnection. *Communications, IEEE Transactions on*, 28(4) :425–432, apr 1980.

Liste des tableaux

1.1	Tableau comparatif des technologies sans fil utilisables dans l'industrie . . .	18
1.2	Catégories d'accès en mode EDCA	40
1.3	aSlotTime et aSIFSTime	40
1.4	AIFSN	40
1.5	Usage des sous champs Qos, CF-Pollable, CF-Poll Request du champ Capability Information envoyés par les stations	45
2.1	Correspondances entre les caractéristiques des VLs et les éléments du TSPEC	56
2.2	802.11e vs AFDX	57
4.1	Table des abréviations	102
5.1	Paramètres 802.11e MAC et Physique OFDM	113
5.2	Distribution des VLs	116
5.3	Distribution des VLs p/r au BAG des tailles de trames dans le scénario (30 VLs)	116
5.4	Distribution des VLs p/r au BAG des tailles de trames dans le scénario (40 VLs)	117
5.5	Distribution des VLs p/r au BAG et des tailles de trames dans le scénario (50 VLs)	117
5.6	Ordonnanceurs locaux	119
5.7	Gain en paquets rejetés en (%) p/r à RS (BER= 10^{-4} BOR=100%)	131
5.8	Gain en débit utile en (%) p/r à RS (BER= 10^{-4} BOR=100%)	132
5.9	Distribution des VLs p/r aux QSTAs (30 VLs)	135
5.10	Distribution des VLs p/r aux QSTAs (40 VLs)	135
5.11	Distribution des VLs p/r aux QSTAs (50 VLs)	135
5.12	Modèles évalués et ordonnanceurs utilisés	136
5.13	Taux de paquets rejetés avec un BER= 10^{-4} et un BOR=100%)	142

Table des figures

1.1	Classification des bus de terrain selon la pyramide CIM	8
1.2	Exemple de réseau AFDX	26
1.3	End-System	27
1.4	Régulation des flux par les VLs et gigue de l'ordonnancement des VLs . . .	29
1.5	Aspect sporadique des VLs	29
1.6	Trame AFDX	30
1.7	Redondance du système de communication	30
1.8	Management de la redondance à la réception	31
1.9	Mode infrastructure	34
1.10	Mode Ad-Hoc	34
1.11	Couches physiques de la famille IEEE 802.11	35
1.12	Architecture MAC IEEE 802.11	36
1.13	Distributed Controlled Function (DCF)	38
1.14	Exemple d'utilisation des trames de contrôle RTS/CTS	39
1.15	Répartition des catégories d'accès dans quatre files d'attente	41
1.16	Découpage de l'espace temporelle du PCF	42
1.17	Super-trame du PCF	43
1.18	Exemple d'échanges entre le PC et les stations interrogées	44
1.19	Variabilité de la super-trame du PCF	45
1.20	Découpage de l'espace temporelle du HCCA	47
1.21	Exemple d'échange de trame entre le QAP(HC) et les QSTAs	47
1.22	Élément TSPEC	48
1.23	Exemple d'ordonnancement pour les flux des stations 1 et 2	49
2.1	Réseau hybride IEEE802.11e/AFDX	56
2.2	TXOP de référence et trafics à débit variable	58
2.3	Méthode proposée	61
2.4	Perte de bande passante avec l'HCCA de référence	62
2.5	Intervalle de service unique avec TXOP adaptatif	62
2.6	Intervalles de service multiples	63
2.7	Intervalle de service dynamique	63
2.8	VLs et caractéristiques	66
2.9	Ordonnancement sans prise sans compte de l'urgence des trames	67
2.10	Effet de la retransmission sur l'échéance des trames en attente de transmission	68
2.11	Effet de la variabilité des TXOPs sur la gigue	68
3.1	Classification des VLs	75
3.2	Caractéristiques des VLs	76
3.3	File critique	77
3.4	File de retransmission	79

3.5	Méthode <i>Optimized solution</i>	82
3.6	Méthode <i>Release Bandwidth Solution</i>	83
3.7	Processus des états des VLs	84
4.1	Décripition de la méthode AFS-HCCA	89
4.2	Caractéristiques des VLs et polling des QSTAs	90
4.3	Séquence d'arrivée de trame VL	91
4.4	Découpage de l'espace temporel	92
4.5	Table d'ordonnancement de la méthode AFBA	98
4.6	Variabilité des TXOPs et échéances atteintes	101
4.7	Politique de gestion des échéances des QSTAs	101
4.8	Découpage de l'espace temporel	102
4.9	Échéance relative	104
4.10	Table d'ordonnancement de la méthode VBA	107
5.1	Pire cas : alternance entre un VL montant et un VL descendant	112
5.2	VLs admissibles par intervalle de service [1, 2, 4, 8] ms	114
5.3	VLs admissibles par intervalle de service [16, 32, 64, 128] ms	114
5.4	Délai d'accès maximum p/r au BOR (BAG2ms, 30 VLs)	120
5.5	Délai d'accès maximum p/r au BOR (BAG2ms, 40 VLs)	120
5.6	Délai d'accès maximum p/r au BOR (BAG2ms, 50 VLs)	120
5.7	Maximum délai d'accès pour les 3 scénarios p/r au BER (BOR=100%)	120
5.8	Taux de paquets rejeté p/r au BOR (30 VLs)	122
5.9	Taux de paquets rejeté p/r au BOR (40 VLs)	122
5.10	Taux de paquets rejeté p/r au BOR (50 VLs)	122
5.11	Taux de paquets rejetés pour les 3 scénarios p/r au BER (BOR=100%)	122
5.12	Débit utile p/r au BOR (30 VLs)	124
5.13	Débit utile p/r au BOR (40 VLs)	124
5.14	Débit utile p/r au BOR (50 VLs)	124
5.15	Débit utile pour les 3 scénarios p/r au BER	124
5.16	Délai d'accès maximum (ORS et OAWS)(30 VLs)	126
5.17	Délai d'accès maximum (ORS et OAWS)(40 VLs)	126
5.18	Délai d'accès maximum (ORS et OAWS)(50 VLs)	127
5.19	Délai d'accès maximum (RS-RB et AWS-RB)(30 VLs)	127
5.20	Délai d'accès maximum (RS-RB et AWS-RB)(40 VLs)	127
5.21	Délai d'accès maximum (RS-RB et AWS-RB)(50 VLs)	128
5.22	Délai d'accès maximum (BOR=100%)	129
5.23	Taux de paquets rejetés avec $BER=10^{-4}$ (30 VLs)	130
5.24	Taux de paquets rejetés avec $BER=10^{-4}$ (40 VLs)	130
5.25	Taux de paquets rejetés avec $BER=10^{-4}$ (50 VLs)	130
5.26	Taux de paquets rejetés avec 10^{-4} p/r au BOR (30, 40 et 50 VLs)	130
5.27	Débit utile avec $BER=10^{-4}$ p/r au BOR (30 VLs)	132
5.28	Débit utile avec $BER=10^{-4}$ p/r au BOR (40 VLs)	132
5.29	Débit utile avec $BER=10^{-4}$ p/r au BOR (50 VLs)	132
5.30	Débit utile avec $BER=10^{-4}$ p/r au BOR (30, 40 et 50 VLs)	132
5.31	Débit utile p/r au BER pour un BOR=100% (50 VLs)	133
5.32	Débit utile p/r au $BER \in [0, 10^{-4}]$ pour un BOR=100% (50 VLs)	133
5.33	Répartitions ordonnanceurs locaux et centraux	136
5.34	Délai d'accès maximum BAG=2ms ($BER=10^{-6}$)	137

5.35	Délai d'accès maximum BAG=2ms (BER=10 ⁻⁵)	138
5.36	Délai d'accès maximum BAG=2ms (BER=10 ⁻⁴)	138
5.37	Délai d'accès maximum en fonction du BER (30 VLs)	139
5.38	Délai d'accès maximum en fonction du BER (40 VLs)	139
5.39	Délai d'accès maximum en fonction du BER (50 VLs)	140
5.40	Taux de paquets rejetés (BER=10 ⁻⁶)	141
5.41	Taux de paquets rejetés (BER=10 ⁻⁵)	142
5.42	Taux de paquets rejetés (BER=10 ⁻⁴)	142
5.43	Taux de paquets rejetés en fonction du BER (30 VLs)	144
5.44	Taux de paquets rejetés en fonction du BER (40 VLs)	144
5.45	Taux de paquets rejetés en fonction du BER (50 VLs)	144
5.46	Débit utile (BER=10 ⁻⁶)	145
5.47	Débit utile (BER=10 ⁻⁵)	146
5.48	Débit utile (BER=10 ⁻⁴)	146
5.49	Débit utile en fonction du BER (30 VLs)	147
5.50	Débit utile en fonction du BER (40 VLs)	147
5.51	Débit utile en fonction du BER (50 VLs)	148
5.52	Taux de paquets rejetés en fonction du BOR : RS-AGG vs AWS-AGG (BER=10 ⁻⁴)	149
5.53	Taux de paquets rejetés en fonction du BER et BOR=100%	150
5.54	Débit utile en fct du BOR : RS-FBA vs AWS-FBA (BER=10 ⁻⁴)	150
5.55	Taux de paquets rejetés en fct du BER : RS-FBA vs AWS-FBA	151
5.56	Débit utile en fct du BOR : RS-VBA vs AWS-VBA (BER=10 ⁻⁴)	151
5.57	Taux de paquets rejetés en fct du BER : RS-VBA vs AWS-VBA	152
5.58	Taux de paquets rejetés en fct du BOR	153
5.59	Débit utile en fct du BOR : RS-VBA vs AWS-VBA (BER=10 ⁻⁴)	153
5.60	Taux de paquets rejetés en fct du BER : RS-VBA vs AWS-VBA	154
5.61	Débit utile en fct du BOR : RS-VBA vs AWS-VBA (BER=10 ⁻⁴)	154

