



HAL
open science

Modélisation analytique et contrôle d'admission dans les réseaux 802.11e pour une maîtrise de la Qualité de Service.

Nada Chendeb Taher

► **To cite this version:**

Nada Chendeb Taher. Modélisation analytique et contrôle d'admission dans les réseaux 802.11e pour une maîtrise de la Qualité de Service.. Réseaux et télécommunications [cs.NI]. Université d'Evry-Val d'Essonne, 2009. Français. NNT: . tel-00411752

HAL Id: tel-00411752

<https://theses.hal.science/tel-00411752>

Submitted on 28 Aug 2009

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

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

N° d'ordre: 2009EVRY0003

THÈSE

Présentée à

L'UNIVERSITÉ D'EVRY VAL D'ESSONNE

ÉCOLE DOCTORALE SITEVRY

Laboratoire Réseaux et Systèmes Multimédia

Par **Nada CHENDEB TAHER**

POUR OBTENIR LE GRADE DE

DOCTEUR DE L'UNIVERSITÉ D'EVRY VAL D'ESSONNE

SPÉCIALITÉ : INFORMATIQUE

Modélisation analytique et contrôle d'admission dans les réseaux 802.11e pour une maîtrise de la Qualité de Service

Soutenue publiquement le : 31 Mars 2009

Devant la commission d'examen composée de :

André-Luc Beylot	Professeur, ENSEEIHT	Rapporteur
Houda Labiod	Maître de conférences, HDR, TELECOM-ParisTech	Rapporteur
Hossam Afifi	Professeur, TELECOM & Management SudParis	Examineur
Guy Bernard	Professeur, TELECOM & Management SudParis	Examineur
Nazim Agoulmine	Professeur, Université d'Evry Val d'Essonne	Directeur
Yacine Ghamri-Doudane	Maître de conférences, ENSIIE	Co-encadrant
Bachar El-Hassan	Maître de conférences, Université Libanaise	Co-encadrant

DEDICACES

*À mes chers et tendres parents, Mohammad et Najah,
sans vous, rien n'aurait pu être possible,
que Dieu vous garde pour moi
et vous prête une longue vie
pleine de santé et de prospérité...*

*À mes sœurs et mes frères,
plus particulièrement à ma chère sœur Hiba
merci de m'avoir soutenu tout au long de mes études
et tout au long de cette aventure,
que Dieu vous préserve...*

*À la personne que rien ne lui récompense,
à l'acteur principal derrière la réussite de ce travail,
à la personne qui a tant sacrifié et qui était à tout moment à côté de moi,
à mon cher et merveilleux mari, BJLAL
que Dieu me donne le pouvoir de te récompenser...*

*À la source d'ambition, d'espoir, de bonheur et de joie,
au petit ange dont le sourire a changé mon monde,
à mon petit Mouemen,
que Dieu me permette de te voir un jour aux positions les plus élevées...*

REMERCIEMENTS

Si cette thèse a pu voir le jour, c'est certainement grâce à Dieu et au soutien et à l'aide de plusieurs personnes. Je profite de cet espace pour les remercier tous.

Mes premiers remerciements vont à Yacine Ghamri-Doudane (du laboratoire LRSM de l'université d'Evry val d'Essonne), ainsi qu'à Bachar El-Hassan (de la faculté de génie de l'université libanaise). Les deux m'ont encadré durant ces années de thèse, ils ont été toujours une source inépuisable d'idées, de savoir et d'encouragement. Ce travail n'aurait jamais pu aboutir sans eux, ils ont toujours su me guider, me conseiller, et me témoigner leur soutien et leur confiance. Je leur transmets l'expression de ma reconnaissance et ma plus profonde gratitude.

Je remercie tout particulièrement Nazim Agoulmine pour avoir accepté de diriger cette thèse, pour ses précieux conseils et remarques, pour son suivi continu, et pour la confiance qu'il m'a accordée.

Mes très vifs remerciements vont à André-Luc Beylot et Houda Labiod pour m'avoir fait l'honneur et avoir accepté la lourde tâche d'être mes rapporteurs. Je les remercie pour leurs remarques et commentaires constructifs. J'ai pleinement profité de leurs expériences et compétences dans le domaine.

Je suis très heureuse et c'est un grand honneur pour moi que Guy Bernard et Hossam Afifi aient accepté d'examiner mes travaux de thèse et faire partie de mon jury. J'adresse un remerciement particulier à Hossam Afifi qui m'a mis en contact avec Yacine Ghamri Doudane au début de la thèse.

J'aimerais également remercier tous les membres du laboratoire LRSM, pour leur aide et pour l'environnement de travail très agréable. Je remercie plus particulièrement Alaa Seddik, Hajar Derbel, Mehdi Nafaa et Elyes Lehtihet pour leur aide et encouragement. Je leur exprime ma profonde sympathie et leur souhaite beaucoup de bien et de bonne chance.

Je ne pourrais clôturer ces remerciements sans me retourner vers les êtres qui me sont les plus chers, qui ont eu un rôle essentiel pendant plusieurs années d'études, et qui sans eux aucune réussite n'aurait été possible. J'adresse de tout mon cœur mes remerciements à ma mère et à mon père qui furent toujours mon exemple du bon couple qui a réussi à faire de leurs enfants les bons exemples des êtres humains. Je leur suis infiniment reconnaissante pour leur amour et leur soutien moral. Qu'ils trouvent dans ce travail le fruit de leurs efforts.

Chers sœurs et frères, merci beaucoup pour vos encouragements continus de près ou de loin. Ma chère sœur et amie Hiba, tu m'as toujours poussé vers plus d'ambition et de

réussite, voici le fruit de tes encouragements et de ton aide précieuse. Malgré tout ça, je n'arrive pas à atteindre le niveau de réussite que tu as pu atteindre.

Je ne connais pas de terme assez fort pour remercier mon merveilleux mari. Je te remercie cher Bilal pour tes encouragements, tes sacrifices, ta présence, ton écoute et ton soutien aux moments les plus difficiles. Sans toi, cette thèse n'aurait été ni débutée ni terminée. Je te remercie aussi pour tout l'amour, et pour m'avoir toujours poussé en avant, faisant fi de mes doutes et mes objections. Je ne vais pas ajouter plus car tous les mots de toutes les langues restent incapables de me servir pour exprimer mes remerciements et mes gratitude envers toi.

Enfin, je voudrais remercier de toutes les profondeurs de mon cœur mon petit fils Mouemen pour, sans toujours le savoir, avoir donné plein de joie et de bonheur à ce travail. Après sa naissance, au début de la troisième année de thèse, je n'ai eu que de la réussite et de l'avancement. Je veux lui dire que son beau sourire qui ne quitte pas ses lèvres sera toujours ma source d'espoir et m'incitera toujours à penser à améliorer son lendemain.

RESUME

L'un des défis majeurs dans la convergence des réseaux et des services vers la technologie tout-IP est le maintien de la qualité de service (QoS) des flux audio/vidéo transmis sur ce type de réseaux. Ce problème s'accroît quand ce type de flux traverse des liens sans fil. Dans ce dernier cas, ces services doivent faire face à plusieurs inconvénients engendrés par le manque de fiabilité du canal sans fil et son partage par plusieurs utilisateurs.

La méthode d'accès de base DCF (Distributed Coordination Function) dans les réseaux locaux sans fil du standard 802.11 est incapable d'assurer la performance demandée aux applications voix/vidéo. En effet, DCF a été initialement conçue pour les services Best Effort. Ainsi l'amendement 802.11e a été publié avec le but d'introduire le support de la QoS dans ce type de réseau. Ce dernier a réussi à introduire la différenciation de service via la nouvelle méthode d'accès EDCA (Enhanced Distributed Coordination Function). Cependant, ne permet pas de fournir les garanties de QoS aux applications ayant des contraintes strictes de QoS. Ceci apparaît plus particulièrement dans le cas où le réseau est complètement saturé. De ce fait, la maîtrise de la QoS dans 802.11e EDCA ne peut être assurée que par un mécanisme de contrôle d'admission efficace qui empêche le réseau d'atteindre un état de saturation importante et par la même garantit les besoins de QoS des applications voix/vidéo. C'est dans cet objectif là que s'inscrivent les contributions de cette thèse.

Il est bien évident qu'un mécanisme de contrôle d'admission a besoin pour sa prise de décision de prédire les métriques de performances pouvant être atteintes par le réseau si un nouveau flux est admis. Dans le but de rendre les décisions efficaces, nous choisissons d'utiliser une méthode de prédiction basée sur un modèle analytique. Ce dernier doit remplir deux conditions : 1) fournir une bonne précision de prédiction et 2) avoir une complexité numérique faible et un temps de réponse limité. Vu que la majorité des modèles analytiques de la littérature ne satisfont pas à ces deux conditions essentielles, nous décidons de développer un nouveau modèle analytique pour EDCA. Ce dernier sera utilisé par l'algorithme de contrôle d'admission comme outil de prédiction des métriques de performance atteignables. On s'intéresse plus précisément à la prédiction du débit et du délai d'accès des différentes catégories d'accès (AC ou Access Category) d'EDCA.

Ainsi, dans un premier temps, nous nous penchons sur la modélisation analytique du temps de transmission des différentes ACs en prenant en compte le paramètre de différenciation TXOPLimit. En effet, ce dernier a été ignoré dans tous les modèles analytiques de la littérature malgré son influence importante sur les performances du réseau. Cette première contribution constitue un premier pas vers le modèle analytique global.

Dans un second temps, nous développons un modèle analytique pour EDCA sous la forme d'une chaîne de Markov à quatre dimensions. Celui-ci est développé d'abord dans les conditions de saturation et permet d'estimer le débit et le délai d'accès de saturation des différentes ACs. Partant de la nécessité d'avoir un modèle analytique capable de prédire les métriques de performances dans toutes les régions de fonctionnement, allant de la non-saturation à la saturation complète, nous proposons une extension du modèle analytique proposé aux conditions générales de trafic. Ainsi, le contrôle d'admission sera capable de prédire les métriques de performances dans toutes les régions de fonctionnement du réseau et par suite éviter de le faire fonctionner dans un état de saturation avancé. Un algorithme de résolution numérique du modèle est également proposé dans le but d'accélérer la recherche de solution et par suite limiter le temps de réponse.

Pour finir, nous proposons un algorithme de contrôle d'admission à implémenter au sein du point d'accès. Ce dernier effectue à chaque demande d'accès par les stations sans fil, la prédiction des métriques de performance pouvant être atteintes une fois ce flux admis. Cet algorithme de contrôle d'admission utilise le modèle analytique précédemment proposé. En fonction de ces prédictions, le point d'accès prend la décision et envoie la réponse à la station qui demande l'accès. Cette décision est prise de façon à respecter les contraintes de QoS des flux déjà actifs ainsi que du nouveau flux en attente d'admission. Pour finir, nous proposons un abaque de solution d'optimisation des paramètres d'accès des différentes ACs. Le but de cette optimisation est d'améliorer les performances du mécanisme de contrôle d'admission par l'utilisation optimale des ressources du réseau.

Mots clés : Réseaux locaux sans-fil, 802.11 DCF, 802.11e EDCA, Modélisation analytique, Contrôle d'admission, Contrôle d'accès au medium, Qualité de Service, Applications multimédia et temps réel, Optimisation des performances.

ABSTRACT

One of the major challenges behinds the convergence of networks and services towards the all-IP technology is the Quality of Service (QoS) control for audio and video flows transmitted over Wireless Local Area Networks (WLANs). In these environments, the services are facing too many inherent limitations that are mainly caused by the lack of channel liability as well as the medium sharing between users.

The mandatory access mechanism, called Distributed Coordination Function (DCF), of the 802.11 standard is unable to assure the required performance for voice and video applications. This is because the DCF was initially developed for Best Effort services. Hence, the 802.11e amendment was published in order to provide the QoS support to WLANs. This amendment was successful in assuring the service differentiation supported by the new access mechanism, called Enhanced Distributed Coordination Function (EDCA). However, it was not designed to guarantee the QoS for the applications having strict QoS constraints. This can be particularly obtrusive when the network is completely saturated. Thus, we strongly believe that the QoS control in 802.11e EDCA cannot be assured without an efficient admission control mechanism which is capable of stopping the network from reaching a high saturation state and therefore guarantee the QoS requirements for voice and video applications. This is the main objective of this thesis.

It is well known that the admission control mechanism needs to predict the performance metrics that can be achieved by the network before deciding to admit any new flow. In order to obtain accurate decisions, we chose to use a prediction method based on an analytical model. The later must 1) grant the best accuracy of the prediction and 2) have a low computational complexity in order to limit the response time. Knowing that the current literatures' major analytical models do not satisfy these two main conditions, we therefore decided to develop a new analytical model for EDCA. Our aim is to use this model in the admission control algorithm as a numerical tool to predict the achievable performance metrics of different Access Categories (ACs) of EDCA such as the throughput and access delay.

Hence, first we concentrate on the analytical modeling of the transmission time of different ACs while taking into account the TXOPLimit differentiation parameter. Indeed, this parameter was ignored in almost all of the existing analytical models despite its remarkable influence on the network performance. This first contribution constitutes the first step towards our global analytical model.

Second, we develop an analytical model for EDCA based on a four dimensional Markov Chain. This model is developed first in the saturation conditions and permits to estimate the saturated achievable throughput and access delay of different ACs. Due to the need to have

an analytical model capable of predicting the performance metrics in all functioning regions, going from non-saturation to complete saturation, the analytical model is then extended to general traffic conditions. Hence, the admission control will be able to track the performance of the network in all its functioning regions and therefore avoid the critical situation in which the network is functioning in a high saturation state. A numerical computation algorithm is also proposed to accelerate the solutions calculation and to limit its complexity and the induced response time.

Finally, we propose the admission control algorithm to be implemented within the QoS Access Point (QAP). At each access request from the QoS stations (QSTAs), the QAP predicts the performance metrics that can be achieved if this new request is admitted, while using the analytical model previously proposed. Depending on these predictions, the QAP takes the decision and sends the response to the requesting QSTA. This decision is taking into account the QoS constraints of active flows as well as the new flow requesting the admission. As a final point, we propose an abacus solution to optimize the configuration of access parameters of different ACs. The objective of this optimization is to enhance the performance of the admission control algorithm by the optimal use of network resources.

Keywords: Wireless Local Area Network (WLAN), 802.11 DCF, 802.11 e EDCA, Medium Access Control (MAC), Analytical modeling, Admission Control, Quality of Service (QoS), Multimedia and real time applications, Performance optimization.

LISTE DES PUBLICATIONS

Articles publiés dans des conférences internationales

- (i) Nada Chendeb Taher, Yacine Ghamri Doudane, Bachar El Hassan, Nazim Agoulmine, "*First Step towards an Efficient Admission Control: A Complete Analytical Model for 802.11e EDCA for Throughput and Delay Prediction*", IEEE/IFIP International Symposium on Integrated Network Management IM – Broadband Convergence Network workshop, BcN 2009, New York, USA, 2009.
- (ii) Nada Chendeb Taher, Yacine Ghamri Doudane, Bachar El Hassan, "*A Complete and Accurate Analytical Model for 802.11e EDCA under Saturation Conditions*", IEEE/ACS International Conference on Computer Systems and Applications, AICCSA 2009, Rabat, Morocco, 2009.
- (iii) Nada Chendeb Taher, Yacine Ghamri Doudane, Bachar El Hassan, "*A Complete and Accurate Analytical Model for 802.11e EDCA under Different Traffic Conditions*", IEEE International Conference on COMMunication Systems and NETWORKS, COMSNETS 2009, Bangalore, India, 2009.
- (iv) Nada Chendeb, Yacine Ghamri Doudane, Bachar El Hassan, "*Effect of Transmission Opportunity Limit on Transmission Time Modeling in 802.11e* ", IEEE International workshop on IP Operation and Management, IPOM 2007, San José, California, USA, 2007.
- (v) Nada Chendeb Taher, Yacine Ghamri Doudane, Bachar El Hassan, "*Transmission Time Analysis and Modeling in 802.11e Contention Free Burst Mode* ", IEEE Global Information and Infrastructure Systems, GIIS 2007, Marrakech, Morocco, 2007.

Articles soumis à des conférences et journaux

- (vi) Nada Chendeb Taher, Yacine Ghamri Doudane, Bachar El Hassan, Nazim Agoulmine, "*An Efficient Model-Based Admission Control Algorithm to Support Voice and Video services in 802.11e WLANs*", soumis à IEEE Global Information and Infrastructure Systems, GIIS 2009, Hammamet, Tunisia, 2009.
- (vii) Nada Chendeb Taher, Yacine Ghamri Doudane, Bachar El Hassan, Nazim Agoulmine, "*Analytical Performance analysis of 802.11e EDCA under Different Traffic Conditions with Contention Free Bursting*", soumis à Computer Networks, Elsevier.

TABLE DES MATIERES

Dedicaces.....	iii
Remerciements.....	v
Résumé.....	vii
Abstract	ix
Liste des publications.....	xi
Table des matières.....	xiii
Liste des figures	xvii
Liste des tableaux	xxi
Liste des algorithmes	xxiii
Chapitre 1 Introduction	1
1.1 Introduction générale.....	1
1.2 Problématiques et motivations.....	2
1.3 Objectifs et démarches.....	4
1.4 Liste des contributions.....	5
1.5 Plan du manuscrit.....	7
Chapitre 2 La QoS dans 802.11 : Standard, améliorations et problèmes ouverts	11
2.1 Introduction.....	11
2.2 Evolution des réseaux locaux sans fil.....	12
2.3 Mécanismes d'accès dans 802.11.....	13
2.3.1 Principes de bases de la couche MAC du standard 802.11.....	13
2.3.2 DCF : Distributed Coordination Function.....	13
2.3.3 PCF : Point Coordination Function.....	17
2.3.4 Les améliorations de la QoS dans 802.11	18
2.4 Qualité de service et mécanismes d'accès dans 802.11e.....	20
2.4.1 Enhanced Distributed Channel Access, EDCA	21
2.4.1.1 Procédure de transmission dans EDCA.....	22
2.4.1.2 Les paramètres de différenciation de services dans EDCA	23
2.4.2 HCF - Controlled Channel Access, HCCA	26
2.5 Vers un contrôle d'admission dans 802.11e EDCA	26
2.5.1 Limitation du 802.11e pour les applications multimédia - problème de la saturation... ..	27
2.5.2 Limitations des méthodes d'amélioration de performances d'EDCA	28
2.5.3 Nécessité d'un contrôle d'admission efficace.....	29
2.5.4 Le besoin d'un modèle analytique	30
2.6 Conclusion.....	30
Chapitre 3 Modélisation du temps de transmission dans EDCA en mode de transmission par burst. 33	33

3.1	<i>Introduction</i>	33
3.2	<i>Analyse des travaux existants autour de TXOPLimit</i>	34
3.3	<i>Problématiques et motivations</i>	35
3.4	<i>Effet du mode CFB sur la performance globale</i>	37
3.4.1	Topologie de la simulation	37
3.4.2	Effet sur le débit atteignable.....	38
3.4.3	Effet sur le délai d'accès.....	39
3.5	<i>Modélisation du temps de transmission avec le mode CFB</i>	40
3.6	<i>Validation du modèle</i>	43
3.6.1	Analyse de la différenciation	43
3.6.2	Validité du modèle	44
3.6.3	Comparaison par rapport aux travaux existants.....	48
3.6.4	Impact des hypothèses faites sur le modèle.....	49
3.7	<i>Conclusion</i>	50
Chapitre 4	Modèle analytique pour 802.11e EDCA dans le cas de saturation	51
4.1	<i>Introduction</i>	51
4.2	<i>Etude de l'existant</i>	52
4.2.1	Les modèles analytiques pour DCF	52
4.2.2	Les modèles analytiques pour EDCA.....	54
4.2.3	Problématiques communes aux modèles de la littérature	58
4.3	<i>Objectifs et contributions du modèle proposé</i>	59
4.4	<i>Le modèle analytique</i>	60
4.4.1	Suppositions et cadre du modèle	60
4.4.2	L'approche suivie pour le développement du modèle	60
4.4.3	La Chaîne de Markov du système	62
4.4.4	Les probabilités de transition entre les états.....	69
4.4.5	Les équations du système.....	70
4.4.5.1	Calcul des probabilités des états de la chaîne de Markov	70
4.4.5.2	Calcul des probabilités de collision des catégories d'accès	72
4.4.5.3	Calcul de la probabilité d'occupation du canal	72
4.4.5.4	Bilan du système et résolution	73
4.5	<i>Calcul des métriques de performance</i>	74
4.5.1	Calcul du débit atteignable par AC.....	74
4.5.2	Calcul du délai d'accès moyen	75
4.6	<i>Validation du modèle et analyse</i>	78
4.6.1	Scénario de la validation	78
4.6.2	Résultats du système, pb et pc	80
4.6.3	Résultats du système, débit et délai, sans TXOPLimit.....	83
4.6.4	Résultats du système, débit et délai, avec TXOPLimit	85
4.7	<i>Conclusion</i>	86
Chapitre 5	Extension du modèle analytique pour les conditions générales de trafic	89
5.1	<i>Introduction</i>	89
5.2	<i>Limitations d'un modèle en cas de saturation</i>	90
5.3	<i>Analyse des travaux en relation</i>	91
5.3.1	Les modèles analytiques pour DCF	91
5.3.2	Les modèles analytiques pour EDCA.....	92
5.4	<i>Extension de la chaîne de Markov</i>	94
5.4.1	Comment étendre le modèle de saturation vers un modèle général ?	94
5.4.2	La chaîne de Markov dans le cas général.....	95

5.4.3	Equations du système	97
5.5	<i>Calcul des métriques de performances</i>	99
5.5.1	Calcul du débit atteignable	99
5.5.2	Calcul du délai d'accès moyen	100
5.6	<i>Validation du modèle général</i>	101
5.6.1	Activation de tous les paramètres EDCA.....	102
5.6.2	Désactivation du paramètre TXOPLimit	104
5.6.3	Désactivation du paramètre AIFS.....	105
5.6.4	Désactivation du paramètre CW	107
5.6.5	Interprétations et résultats communs	108
5.7	<i>Analyse de la complexité numérique du modèle</i>	110
5.8	<i>Conclusion</i>	112
Chapitre 6	Proposition d'un mécanisme de contrôle d'admission basé sur le modèle analytique .	115
6.1	<i>Introduction</i>	115
6.2	<i>Différentes approches des mécanismes de contrôle d'admission</i>	116
6.2.1	Mécanismes basés sur les mesures	117
6.2.2	Mécanismes basés sur les modèles analytiques.....	120
6.2.3	Mécanismes hybrides basés sur les modèles et les mesures	123
6.2.4	Autres mécanismes de contrôle d'admission	125
6.2.5	Avantages et limitations de ces approches.....	125
6.3	<i>Notre approche pour un mécanisme de contrôle d'admission</i>	127
6.3.1	Le processus au niveau de chaque station sans fil.....	128
6.3.2	Le processus au niveau du point d'accès	129
6.4	<i>Validation du mécanisme proposé</i>	131
6.4.1	Choix d'un scénario réaliste	131
6.4.2	Analyse des résultats	132
6.4.2.1	Voix tout seul	133
6.4.2.2	Vidéo tout seul.....	135
6.4.2.3	Coexistence entre voix et données.....	137
6.4.2.4	Coexistence entre vidéo et données	139
6.4.2.5	Coexistence entre voix et vidéo.....	141
6.4.2.6	Coexistence entre voix, vidéo et données	142
6.4.3	Discussion	143
6.5	<i>Vers une utilisation plus efficace des ressources</i>	144
6.5.1	Les travaux d'adaptation des paramètres EDCA.....	145
6.5.2	Vers une optimisation des paramètres EDCA	146
6.5.3	Contrôle d'admission modifié avec optimisation des paramètres EDCA.....	148
6.5.4	Le problème d'optimisation multi-objectif.....	150
6.6	<i>Conclusion</i>	151
Chapitre 7	Conclusions et Perspectives	153
7.1	<i>Principales contributions</i>	153
7.2	<i>Perspectives et nouveaux défis</i>	156
Bibliographie	159
Liste des abbréviations	171

LISTE DES FIGURES

Figure 1.1 : Un réseau WLAN typique futur (réseau domestique).....	2
Figure 2.1 : Les règles d'accès dans DCF, méthode d'accès de base	14
Figure 2.2 : La procédure de backoff.....	15
Figure 2.3 : Les règles d'accès dans DCF, méthode d'accès RTS/CTS	16
Figure 2.4 : Les règles d'accès dans PCF.....	17
Figure 2.5 : Architecture de la couche MAC dans 802.11e	20
Figure 2.6 : Modèle d'implémentation de référence d'EDCA	21
Figure 2.7 : Les règles d'accès dans EDCA, relation entre les différents IFS	22
Figure 2.8 : Contenu du EDCA Parameter Set Element.....	24
Figure 2.9 : TSPEC information element.....	30
Figure 3.1 : Débit de saturation – Comparaison ente simulation et modèle.....	36
Figure 3.2 : Topologie de la simulation – Effet de TXOPLimit.....	37
Figure 3.3 : Effet de CFB sur le débit atteignable par chaque AC.....	38
Figure 3.4 : Effet de CFB sur le débit total atteignable.....	38
Figure 3.5 : Effet de CFB sur le délai d'accès de chaque AC.....	39
Figure 3.6 : Temps de transmission d'une trame de données – a) mode de base, b) mode RTS/CTS.....	41
Figure 3.7 : Taux d'accès par AC en fonction du taux d'arrivée	44
Figure 3.8 : Longueur moyenne de la file d'attente et nombre moyen de trames transmises par accès au canal - région de non-saturation (AC_0 et AC_1).....	45
Figure 3.9 : Longueur moyenne de la file d'attente et nombre moyen de trames transmises par accès au canal - région de non-saturation (AC_2 et AC_3).....	45
Figure 3.10 : Nombre moyen de trames transmises par accès au canal, avant et dans la région de saturation..	46
Figure 3.11 : Longueur moyenne de la file d'attente et nombre moyen de trames transmises par accès au canal pour toutes les ACs de la non-saturation à la saturation complète	46
Figure 3.12 : Valeurs instantanées de la longueur de la file d'attente et du nombre de trames transmises pour l' AC_1 - région de non-saturation.....	47
Figure 3.13 : Valeurs instantanées de la longueur de la file d'attente et du nombre de trames transmises pour l' AC_1 - région de transition	47
Figure 3.14 : Valeurs instantanées de la longueur de la file d'attente et du nombre de trames transmises pour l' AC_1 - région de saturation	47
Figure 3.15 : Temps de transmission, modèles précédents, notre modèle, simulation.....	48
Figure 4.1 : AIFS et ses transitions après chaque suspension du compteur de backoff ($1 \leq j \leq m$, $1 \leq k \leq w_j$)	64
Figure 4.2 : Les états du premier AIFS et leurs transitions	64
Figure 4.3 : Les états du Backoff et leurs transitions ($1 \leq j \leq m-1$, $1 \leq k \leq w_j$).....	64
Figure 4.4 : Premier étage de backoff et ses transitions	65
Figure 4.5 : Les états Frozen et leurs transitions ($1 \leq j \leq m$, $1 \leq k \leq w_j$)	65
Figure 4.6 : Les états de Collision et leurs transitions ($0 \leq j \leq m-1$)	66

Figure 4.7 : Les états de Post Collision et leurs transitions ($0 \leq j-1 \leq m-1$)	66
Figure 4.8 : Les états de Transmission et leurs transitions.....	67
Figure 4.9 : Schéma bloc des transitions entre les périodes.....	67
Figure 4.10 : Schéma de la chaîne de Markov complète dans le cas de saturation	68
Figure 4.11 : Temps de collision pour une trame. (a) mode de base, (b) mode RTS/CTS.	75
Figure 4.12 : Topologie de la simulation dans le cas de saturation	79
Figure 4.13 : Probabilité que le canal soit occupé, mode de base, sans CFB.....	80
Figure 4.14 : Probabilités de collision, mode de base, sans CFB.....	81
Figure 4.15 : Probabilité que le canal soit occupé, mode RTS/CTS, sans CFB.....	81
Figure 4.16 : Probabilité de collision, mode RTS/CTS, sans CFB	82
Figure 4.17 : Probabilité que le canal soit occupé, mode de base, CFB comparé au non CFB.....	82
Figure 4.18 : Probabilités de collision, mode de base, CFB comparé au non CFB.....	82
Figure 4.19 : Probabilité que le canal soit occupé, mode RTS/CTS, CFB comparé au non CFB.....	83
Figure 4.20 : Probabilités de collision, mode RTS/CTS, CFB comparé au non CFB.....	83
Figure 4.21 : Comparaison des résultats de calcul du débit pour les 4 ACs, sans CFB.....	84
Figure 4.22 : Comparaison des résultats de calcul du débit total, sans CFB	84
Figure 4.23 : Comparaison des résultats de calcul du délai d'accès pour les 4 ACs, sans CFB	84
Figure 4.24 : Comparaison des résultats de calcul du débit pour les 4 ACs, avec CFB	85
Figure 4.25 : Comparaison des résultats de calcul du débit total, avec CFB	85
Figure 4.26 : Comparaison des résultats de calcul du délai d'accès pour les 4 ACs, avec CFB	86
Figure 5.1 : Extension de la chaîne de Markov pour les conditions générales de trafic.....	96
Figure 5.2 : Schéma de la chaîne de Markov complète dans le cas général	97
Figure 5.3 : Débit atteignable par AC - tous les paramètres de différenciation sont activés	103
Figure 5.4 : Débit total atteignable - tous les paramètres de différenciation sont activés.....	103
Figure 5.5 : Délai d'accès moyen par AC - tous les paramètres de différenciation sont activés.....	103
Figure 5.6 : Débit atteignable par AC - TXOPLimit est désactivé.....	104
Figure 5.7 : Débit total atteignable - TXOPLimit est désactivé.....	104
Figure 5.8 : Délai d'accès moyen par AC - TXOPLimit est désactivé	105
Figure 5.9 : Débit atteignable par AC - AIFS est désactivé	106
Figure 5.10 : Débit total atteignable - AIFS est désactivé	106
Figure 5.11 : Délai d'accès moyen par AC - AIFS est désactivé.....	106
Figure 5.12 : Débit atteignable par AC - CW est désactivé.....	107
Figure 5.13 : Débit total atteignable - CW est désactivé.....	107
Figure 5.14 : Délai d'accès moyen pour les 4 ACs, CW est désactivé	107
Figure 6.1 : Schématisation de la procédure de contrôle d'admission dans 802.11e EDCA.....	128
Figure 6.2 : Effet du contrôle d'admission sur le débit atteignable de la voix – CFB désactivé.....	133
Figure 6.3 : Effet du contrôle d'admission sur le délai d'accès de la voix – CFB désactivé.....	134
Figure 6.4 : Effet du contrôle d'admission sur le débit atteignable de la voix – CFB activé	134
Figure 6.5 : Effet du contrôle d'admission sur le délai d'accès de la voix – CFB activé	134
Figure 6.6 : Effet du contrôle d'admission sur le débit atteignable de la vidéo – CFB désactivé.....	135
Figure 6.7 : Effet du contrôle d'admission sur le délai d'accès de la vidéo – CFB désactivé.....	135

<i>Figure 6.8 : Effet du contrôle d'admission sur le débit atteignable de la vidéo – CFB activé</i>	<i>136</i>
<i>Figure 6.9 : Effet du contrôle d'admission sur le délai d'accès de la vidéo – CFB activé</i>	<i>136</i>
<i>Figure 6.10 : Effet du contrôle d'admission sur le débit atteignable – voix puis introduction des données.....</i>	<i>137</i>
<i>Figure 6.11 : Effet du contrôle d'admission sur le délai d'accès - voix puis introduction des données</i>	<i>138</i>
<i>Figure 6.12 : Effet du contrôle d'admission sur le débit atteignable – données puis introduction de la voix</i>	<i>138</i>
<i>Figure 6.13 : Effet du contrôle d'admission sur le délai d'accès – données puis introduction de la voix</i>	<i>139</i>
<i>Figure 6.14 : Effet du contrôle d'admission sur le débit atteignable – vidéo puis introduction des données</i>	<i>139</i>
<i>Figure 6.15 : Effet du contrôle d'admission sur le délai d'accès – vidéo puis introduction des données.....</i>	<i>140</i>
<i>Figure 6.16 : Effet du contrôle d'admission sur le débit atteignable – données puis introduction de la vidéo ...</i>	<i>140</i>
<i>Figure 6.17 : Effet du contrôle d'admission sur le délai d'accès – données puis introduction de la vidéo</i>	<i>140</i>
<i>Figure 6.18 : Effet du contrôle d'admission sur le débit atteignable – voix puis introduction de la vidéo</i>	<i>141</i>
<i>Figure 6.19 : Effet du contrôle d'admission sur le délai d'accès – voix puis introduction de la vidéo</i>	<i>141</i>
<i>Figure 6.20 : Effet du contrôle d'admission sur le débit atteignable – vidéo puis introduction de la voix</i>	<i>142</i>
<i>Figure 6.21 : Effet du contrôle d'admission sur le délai d'accès– vidéo puis introduction de la voix</i>	<i>142</i>
<i>Figure 6.22 : Effet du contrôle d'admission sur le débit atteignable – Coexistence entre voix, vidéo et données</i>	<i>143</i>
<i>Figure 6.23 : Effet du contrôle d'admission sur le délai d'accès – Coexistence entre voix, vidéo et données</i>	<i>143</i>

LISTE DES TABLEAUX

<i>Tableau 2.1 : Relation entre les priorités et les catégories d'accès dans EDCA.....</i>	<i>21</i>
<i>Tableau 2.2 : les paramètres de différenciation par défaut d'EDCA</i>	<i>24</i>
<i>Tableau 3.1 : Paramètres physiques du standard 802.11b utilisés dans la validation.....</i>	<i>43</i>
<i>Tableau 3.2 : Paramètres de différenciation par défaut d'EDCA utilisés dans la validation</i>	<i>43</i>
<i>Tableau 4.1 : Comparaison des modèles analytiques pour DCF – Conditions de saturation.....</i>	<i>53</i>
<i>Tableau 4.2 : Comparaison des modèles analytiques pour EDCF/EDCA – Conditions de saturation</i>	<i>57</i>
<i>Tableau 5.1 : Comparaison des modèles analytiques pour DCF – Conditions générales du trafic</i>	<i>92</i>
<i>Tableau 5.2 : Comparaison des modèles analytiques pour EDCF/EDCA – Conditions générales du trafic.....</i>	<i>93</i>
<i>Tableau 5.3 : Paramètres EDCA pour les simulations – Conditions générales du trafic.....</i>	<i>102</i>
<i>Tableau 6.1 : Comparaison des mécanismes de contrôle d'admission basés sur les mesures.....</i>	<i>119</i>
<i>Tableau 6.2 : Comparaison des mécanismes de contrôle d'admission basés sur les modèles analytiques</i>	<i>122</i>
<i>Tableau 6.3 : Comparaison des mécanismes de contrôle d'admission hybrides.....</i>	<i>125</i>
<i>Tableau 6.4 : Caractéristiques des applications choisies pour la validation du contrôle d'admission</i>	<i>132</i>
<i>Tableau 6.5 : Besoins de QoS des applications choisies pour la validation du contrôle d'admission.....</i>	<i>132</i>

LISTE DES ALGORITHMES

<i>Algorithme 5.1 : Recherche classique complète de la solution</i>	<i>111</i>
<i>Algorithme 5.2 : Recherche optimisée de la solution</i>	<i>112</i>
<i>Algorithme 6.1 : Processus de demande d'accès au niveau de la station sans fil</i>	<i>129</i>
<i>Algorithme 6.2 : Algorithme de contrôle d'admission au niveau du point d'accès</i>	<i>130</i>
<i>Algorithme 6.3 : Algorithme de contrôle d'admission avec optimisation EDCA.....</i>	<i>148</i>

CHAPITRE 1 INTRODUCTION

1.1 INTRODUCTION GENERALE

Nous vivons dans un monde sans précédent, avec des dimensions et des horizons totalement nouveaux, dans lequel les limites de la technologie et de l'imagination ont été repoussées à l'infini. Un nouveau pouvoir, celui de l'Information, modèle une géographie différente avec de nouvelles cultures, de nouveaux acteurs et de nouvelles structures organisationnelles.

Ces notions, décrivent une nouvelle et troisième révolution dans l'histoire de l'humanité : l'ère de l'Information, qui conduit à une vaste redistribution de sources de travail, de production et de pouvoir qui touche le monde entier et tous les réseaux. La première révolution a été agricole, la seconde industrielle, la troisième informationnelle. La révolution informationnelle est due principalement au développement fulgurant des technologies de l'information qui permettent actuellement le traitement, le stockage et la transmission d'énormes quantités de données quasiment en temps réel. Les différents moyens de télécommunications ont permis la création de nouveaux marchés mondiaux sans considérer les frontières des nations ni les distances qui les séparent. Ces moyens correspondent principalement aux trois grands réseaux déployés à l'échelle mondiale : le réseau de données Internet, le réseau téléphonique et le réseau de diffusion TV.

Jusqu'à présent, la spécialisation était la caractéristique principale de ces moyens de communications puisque chaque réseau permettait l'accès à un service particulier à travers une infrastructure particulière. Ceci obligeait les utilisateurs à s'abonner aux trois réseaux et à utiliser un terminal spécifique pour accéder aux services transmis par chacun d'eux. Cette situation commence à changer graduellement grâce aux évolutions technologiques réalisées durant ces dernières années. En effet, la numérisation des données et l'élaboration de nouveaux standards et de nouveaux composants électroniques de plus en plus petits et de plus en plus performants, ont permis aux réseaux de devenir numériques, sans fil et mobiles. Aussi, l'augmentation des capacités de transmission a permis la multiplication des services sur toutes les infrastructures. Par conséquent, les barrières qui séparaient auparavant les différents types de réseaux de communications commencent à céder les unes après les autres et les terminaux d'accès deviennent multimédia et multiservices intégrant plusieurs interfaces de communication leur permettant de se connecter à différents réseaux. Actuellement, les acteurs des télécommunications s'acheminent vers la notion de convergence qui regroupera tous les réseaux et tous les services sous une seule infrastructure censée représenter le réseau de nouvelle génération *NGN (Next Generation Network)*. Les différents acteurs s'accordent à dire que la technologie IP sera la brique de base pour bâtir les *NGNs*. En effet, la simplicité et la puissance du protocole IP, démontrées dans les réseaux Internet, fait de ce dernier la technologie de prédilection qui offre un compromis entre le coût de déploiement et l'efficacité de fonctionnement.

La technologie IP est confortée par le concept Tout-IP dont l'objectif est de faire migrer tous les services traditionnels vers la technologie IP. Toutefois, la réalisation des *NGNs* engendre plusieurs défis techniques (Qualité de Service, hétérogénéité, sécurité, handover, etc.) qu'il faudra relever pour basculer définitivement d'un concept théorique vers une architecture réellement exploitable. La problématique de la qualité de service, représente l'un des plus grand défis. En effet, les services de téléphonie et de diffusion TV possèdent des contraintes de QoS difficiles à respecter dans les réseaux actuels de données et plus particulièrement dans les réseaux d'accès sans fil du standard 802.11. C'est dans ce cadre là que s'inscrivent les travaux de cette thèse, proposer des solutions de maîtrise de la QoS pour le support d'applications temps réel et multimédia dans les réseaux locaux sans fil afin de faciliter leur intégration dans les *NGNs*.

1.2 PROBLEMATIQUES ET MOTIVATIONS

Les réseaux locaux sans fil (*Wireless Local Area Network* ou *WLAN*) ont reçu ces dernières années un grand succès grâce à leur simplicité, rapidité et faible coût de déploiement. Dès lors, ils constituent une alternative sérieuse aux réseaux locaux filaires. On commence d'ailleurs à les trouver partout : dans les aéroports, les hôtels, les bureaux et ainsi que dans les environnements domestiques. Cependant, l'utilisation de ces réseaux est limitée aux services de données et elle n'est pas encore étendue aux services de la voix ou de la vidéo.

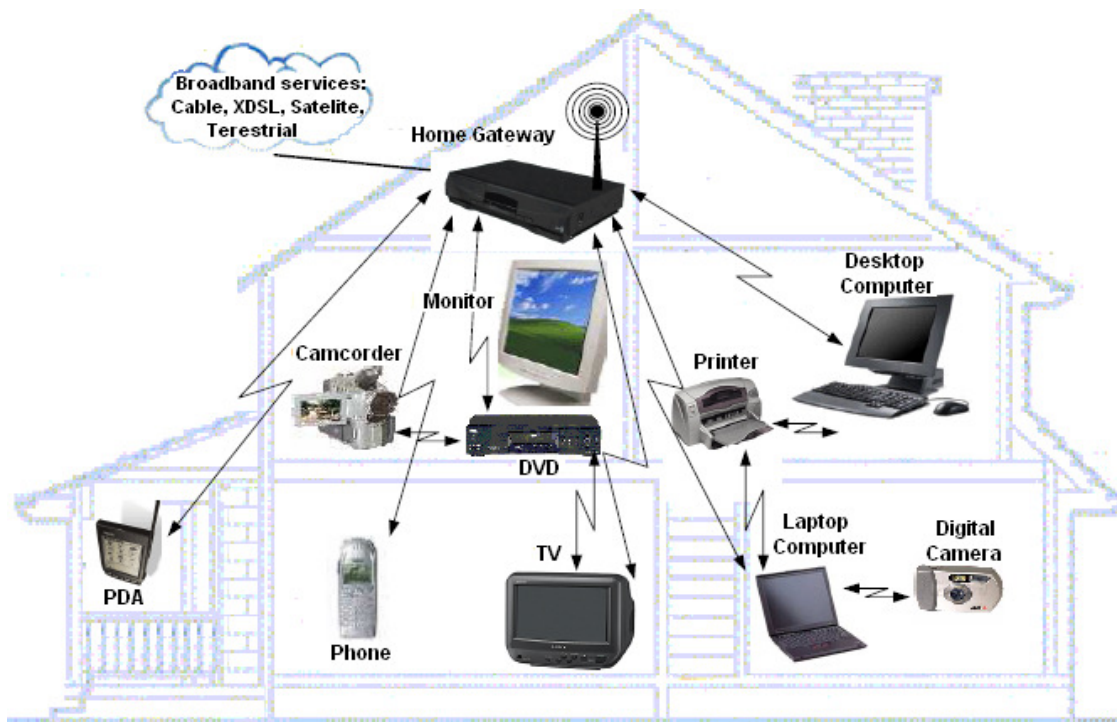


Figure 1.1 : Un réseau *WLAN* typique futur (réseau domestique)

L'un des domaines d'utilisation future du *WLAN* est illustré dans la Figure 1.1. C'est le cas du réseau domestique dans lequel le câblage disparaît complètement et tous les équipements (ordinateurs fixes et portables, téléphones, télévisions, PDAs, imprimantes,

lecteurs DVD, etc.) communiquent ensemble via des liaisons radio utilisant différentes technologies sans fil. Tous ces équipements accèdent au réseau internet via le point d'accès lequel utilise la technologie sans fil définie par le standard 802.11.

Le scénario d'utilisation décrit ci-dessus ne peut pas être envisagé à ce jour car il reste encore plusieurs verrous inhérents à la nature sans fil de ces réseaux qui ne sont pas complètement résolus. L'un de ces verrous est lié à la méthode d'accès de base *DCF* (*Distributed Coordination Function*) et son incapacité à garantir la QoS requise par les applications temps réel et multimédia ; applications dont le besoin de leur support sur les réseaux informatiques continue à croître jour après jour.

En 1999, le standard 802.11 a défini la méthode d'accès distribuée *DCF*. Cette dernière a été conçue pour le support unique des applications élastiques de transfert de données et du web, et il n'a pas été prévu initialement que le standard *DCF* puisse être utilisé par les applications exigeantes en termes de QoS comme la voix et la vidéo. Dès lors, 802.11 *DCF* a été incapable d'assurer la performance demandée par ce type d'applications. La présence de cette limitation accompagnée du besoin croissant du multimédia a poussé les activités de recherche à investiguer et proposer différentes solutions possibles capables d'améliorer la performance des *WLANs*. Parmi ces différentes solutions, une solution basée sur la différenciation de service a été retenue par l'IEEE 802.11 qui a fondé un groupe de travail qui a abouti en 2005 à la standardisation d'un amendement de QoS appelée 802.11e. Dans cet amendement, *DCF* a été remplacée par *EDCA* (*Enhanced Distributed Channel Access*) qui supporte quatre catégories d'accès (*Access Category* ou *AC*), chacune possède ses propres paramètres d'accès : *Arbitration Inter Frame Spacing (AIFS)*, *Contention Window (CW)* et *Transmission Opportunity Limit (TXOPLimit)*. La priorité de chaque catégorie d'accès est définie par les valeurs de ces paramètres qui ne sont pas fixes comme dans *DCF* mais ajustables selon les besoins.

802.11e *EDCA* a réussi à améliorer la performance du 802.11. La différenciation de service qui y est introduite a abouti à de bons comportements du protocole avec les applications ayant des contraintes de QoS. Cependant, aucune garantie de QoS ne peut être assurée par *EDCA* surtout lorsque le réseau est saturé. Plusieurs études d'évaluation d'*EDCA* ont démontré cette limitation, et plusieurs propositions d'amélioration ont essayé de résoudre ce problème. Cependant, ces propositions pour l'amélioration des performances d'*EDCA* restent limitées par le problème de dégradation des performances dans les conditions de saturation du réseau. En effet, ces améliorations ne proposent toujours pas de garanties de QoS.

De ce fait, nous avons abouti à la conclusion que la maîtrise de la QoS dans 802.11e *EDCA* ne peut être assurée que par un mécanisme de contrôle d'admission efficace qui empêche le réseau d'atteindre un état de saturation importante et qui permet par la même de garantir les besoins de QoS des applications multimédia. C'est dans cet objectif là que s'inscrivent les contributions dans cette thèse.

1.3 OBJECTIFS ET DEMARCHES

L'objectif principal de cette thèse est d'aboutir à un mécanisme de contrôle d'admission efficace qui prend les décisions d'admission ou de rejet en respectant au mieux les besoins de QoS des applications temps réel et multimédia en termes de bande passante requise et de délai d'accès tolérable tout en utilisant de façon optimale les ressources du réseau. Pour franchir les obstacles qui nous séparent de cet objectif, nous devons répondre à un ensemble de questions clés :

- (i) Comment introduire un mécanisme de contrôle d'admission dans 802.11 e ?
- (ii) Quels sont les métriques de QoS à adopter dans le processus de contrôle d'admission ?
- (iii) Comment obtenir des informations sur les ressources disponibles dans le réseau ?
- (iv) Y-a t-il un moyen de trouver une relation directe entre les ressources disponibles dans le réseau et les besoins de QoS ? Autrement dit, est ce qu'on peut prédire les ressources réseau disponibles et les traduire en métriques de QoS atteignables ?
- (v) Dans le cas où la réponse à la question précédente est oui, quelle est la meilleure méthode de prédiction des métriques de QoS atteignables ? et quelle est sa précision ?
- (vi) Pour finir, quelle sera l'utilisation des ressources du réseau avec ce mécanisme de contrôle d'admission ? Et comment la rendre optimale ?

Pour répondre à ces questions clés et atteindre l'objectif visé, nous suivons la démarche suivante :

Comme première étape de notre recherche, nous réalisons une étude détaillée de l'amendement 802.11e et de l'état de l'art en relation avec celui-ci. Cette étude nous permet de situer le mécanisme de contrôle d'admission dans 802.11e. Elle nous permet également de connaître la manière d'obtenir les informations concernant les besoins de QoS des applications en demande d'accès. Un mécanisme d'échanges de base a été défini dans 802.11e, cependant l'algorithme de contrôle d'admission n'a pas été spécifié et il a été laissé à la discrétion des différents concepteurs et vendeurs de cartes réseaux. Dès lors, la spécification de cet algorithme constitue notre contribution ultime.

Pour identifier les métriques de QoS à adopter dans le contrôle d'admission, nous choisissons le délai d'accès au médium et le débit atteignable. En effet, nous choisissons le délai d'accès au médium et non pas le délai de bout en bout, car ce qui nous intéresse dans cette thèse, c'est la performance du mécanisme d'accès EDCA uniquement. Autrement dit, nous cherchons à identifier le délai et le débit atteignables qui résultent de l'application de la méthode d'accès EDCA. Ceux-ci pourront alors être utilisés dans une vision plus globale pour quantifier les performances de bout en bout par exemple.

Pour l'estimation des ressources dans le réseau, l'étude de l'état de l'art relatif à cela nous permet d'identifier plusieurs méthodes de prédiction potentielles. Cette étude nous a

également permis de choisir la méthode de prédiction de ressources qui semble la plus efficace, c'est celle basée sur la modélisation analytique. En effet, il nous semble plus simple et plus efficace de bâtir notre algorithme de contrôle d'admission en se basant sur un modèle analytique capable de manipuler les contraintes de QoS requises par les applications et déduire les performances globales atteintes par le réseau.

L'étude de l'état de l'art des modèles analytiques d'EDCA nous montre l'existence d'une gamme importante de modèles basés principalement sur les chaînes de Markov. Une étude détaillée de l'ensemble de ces modèles est nécessaire pour permettre d'identifier le meilleur modèle qui peut constituer la base pour notre contrôle d'admission. Malheureusement, même le meilleur de ces modèles s'avère loin d'atteindre un degré suffisant de validité et de précision. En effet, l'étude des spécifications d'EDCA d'un côté et des modèles analytiques proposés pour le protocole d'un autre côté, nous permet d'identifier un ensemble de limitations dans l'ensemble de ces modèles. Plus particulièrement, ces derniers négligent la transmission par rafale par le biais de la limite *TXOP (Transmission Opportunity)*. Face à cette situation, nous fixons comme objectif de développer un nouveau modèle analytique qui pallie toutes ces limitations. Dans le développement de ce modèle réside les contributions majeures de cette thèse.

Pour finir, nous observons l'effet important que possède la configuration des paramètres de différenciation d'EDCA sur la performance globale du réseau et sur le niveau d'utilisation des ressources du canal radio. Ceci nous poussent à proposer une amélioration de la performance de notre contrôle d'admission par la discussion d'une solution qui permet au point d'accès de chercher dans le cas d'une décision de rejet d'une nouvelle demande d'accès s'il existe une configuration optimale de ces paramètres. Cette configuration doit optimiser l'utilisation des ressources et par la même permettre d'accepter plus de demandes.

1.4 LISTE DES CONTRIBUTIONS

Hormis les études de l'état de l'art, les analyses et les synthèses des travaux de la littérature que nous effectuons dans chaque étape de notre démarche de travail, les principales contributions de cette thèse sont les suivantes :

1- Proposition d'une méthode de modélisation du temps de transmission dans EDCA en mode de transmission en burst

Partant de la nécessité d'introduire le troisième paramètre de différenciation (*TXOPLimit*) dans le modèle analytique en plus des deux autres paramètres (*CW* et *AIFS*), notre première contribution concerne l'étude de l'effet de ce paramètre sur la performance des quatre ACs ainsi que sur la performance globale du réseau. Notre première constatation est que ce paramètre a un effet certain sur les performances des ACs et du réseau dans sa globalité. Le débit global du réseau est en effet augmenté. De plus, l'utilisation de *TXOPLimit* a un effet positif sur la performance de la catégorie d'accès qui emploie la valeur la plus grande de ce

paramètre (AC_VI). Ceci nous conforte dans l'idée de proposer une méthode de modélisation analytique de cet effet par le calcul du temps de transmission dont bénéficie une AC à chaque accès au canal. Le modèle prend en compte à la fois la charge des ACs ainsi que les caractéristiques de transmission en burst (Contention Free Burst, CFB) et son paramètre TXOPLimit. Une discussion détaillée des performances de notre modèle est aussi dressée. Cette modélisation du temps de transmission constitue un premier pas vers notre proposition d'un modèle analytique complet pour EDCA.

2- Développement d'un modèle analytique pour EDCA dans les conditions de saturation capable de calculer le débit atteignable et le délai d'accès de chaque AC

La plupart des contributions dans le domaine de la modélisation analytique d'EDCA considèrent les conditions de saturation (chaque AC possède à tout moment des données en attente de transmission). De plus, le modèle le plus abouti que nous identifions à partir de notre étude de l'état de l'art, considère aussi les conditions de saturation. En même temps, les conditions de saturation permettent des simplifications importantes dans la modélisation et rendent le modèle plus facile à comprendre. Pour toutes ces raisons, et dans le but de situer notre modèle par rapport au modèle le plus abouti, nous choisissons de commencer par le développement d'un modèle analytique basé sur l'utilisation d'une chaîne de Markov à quatre dimensions. Ce modèle permet de calculer le débit atteignable et le délai d'accès de chaque AC dans la région de saturation. Celui-ci considère tous les paramètres de différenciation EDCA et reproduit fidèlement son fonctionnement. L'évaluation des performances de notre modèle montre clairement ses avantages par rapports aux modèles existants.

3- Extension du modèle analytique proposé pour les conditions de saturation à un modèle général applicable à toutes les conditions d'arrivées du trafic

Le modèle analytique que nous proposons dans notre deuxième contribution ne peut prédire que les métriques de QoS de la région de saturation. Donc, dans une région bien particulière de fonctionnement. Ainsi, les valeurs des métriques estimées ne constituent que les valeurs asymptotiques ou limites du fonctionnement et non pas les valeurs optimales. Par ailleurs, notre but dans le contrôle d'admission est de ne pas entrer dans un état de saturation aggravée où les performances souffrent d'une importante dégradation. Par conséquent, les métriques de QoS de la région de saturation ne permettent pas de prendre des décisions efficaces de contrôle d'admission. Une extension du modèle proposé aux conditions générales d'arrivées du trafic devient donc primordiale. Pour cela, nous étendons le modèle de chaîne de Markov par l'ajout de nouveaux états qui représentent l'état de non-saturation et nous développons les équations qui en résultent. Le modèle résultant peut alors calculer le débit atteignable et le délai d'accès de chaque AC quelque soit la région de fonctionnement allant de la non-saturation à la saturation complète en passant par la région de transition. Il est également capable de prédire les métriques de QoS pour toutes les configurations des trois paramètres de différenciation d'EDCA. L'étude de performances

réalisée nous permet de confirmer tout cela et de confirmer la précision du modèle à prédire les métriques de QoS atteignables.

4- Proposition d'un algorithme de contrôle d'admission basé sur le modèle analytique général

Le modèle obtenu lors de notre troisième contribution constitue le noyau de base sur lequel nous fondons notre algorithme de contrôle d'admission. Le mécanisme de contrôle d'admission que nous proposons est complètement compatible avec 802.11e. Nous utilisons les messages *ADDTS Request* et *ADDTS Response* avec le cadre général du contrôle d'admission spécifiés par le standard pour inclure notre algorithme. Ce dernier lance à chaque demande *ADDTS Request* le calcul analytique des métriques de performance atteignables dans le réseau en supposant ce nouveau flux actif, compare les valeurs obtenues pour tous les flux actifs à leurs valeurs demandées, et envoie la décision d'admission ou de rejet dans le message *ADDTS Response* en fonction des résultats de cette comparaison. Une évaluation des performances de notre algorithme de contrôle d'admission utilisé dans un cas usuel mais sous différentes possibilités d'utilisation est effectuée. Cette évaluation montre clairement l'intérêt et l'utilité de notre algorithme pour la maîtrise de la QoS dans les réseaux 802.11e.

Notre algorithme de contrôle d'admission permet donc de maîtriser la QoS des réseaux 802.11 pour une configuration EDCA donnée. Poussé par le fait que la configuration des paramètres EDCA influence la capacité du réseau, nous proposons également une ébauche de solution pour l'extension des capacités de notre algorithme de contrôle d'admission. Ceci se fait par l'ajout d'un module d'optimisation multi-objectif des paramètres EDCA. Ce module aura pour objectif de chercher les configurations optimales des paramètres d'accès des différentes catégories d'accès pour conduire à une utilisation optimale de ressources. Nous définissons le problème d'optimisation et présentons l'algorithme étendu. Cette proposition d'extension est une ébauche qui permet de montrer que notre algorithme de contrôle d'admission est extensible vers une maîtrise totale des réseaux 802.11e.

1.5 PLAN DU MANUSCRIT

Pour détailler l'ensemble de nos contributions et notre démarche de travail, ce manuscrit de thèse est organisé comme suit :

Après ce chapitre introductif, le Chapitre 2 a comme objectif la présentation d'une étude de l'état de l'art couvrant l'historique de l'évolution du standard 802.11. Ainsi, dans un premier temps, nous décrivons les spécifications des mécanismes d'accès de base dans 802.11, puis nous discutons des limitations de QoS de ces mécanismes et des propositions d'amélioration de leurs performances. Dans un second temps, nous décrivons les spécifications des mécanismes d'accès de l'amendement de QoS du standard 802.11e. Nous nous intéressons plus particulièrement à la méthode d'accès EDCA, à sa procédure de transmission et ses différents paramètres de différenciation. Nous discutons également les

limitations d'EDCA pour le support des applications multimédia et les limitations de toutes les propositions d'amélioration de performance sans garantie de QoS. Ce chapitre est terminé par la conclusion qu'un mécanisme de contrôle d'admission et un modèle analytique pour EDCA sont primordiaux pour la maîtrise de la QoS dans EDCA.

Le Chapitre 3 détaille notre première contribution. Dans celle-ci, nous montrons tout d'abord l'absence du paramètre de différenciation TXOPLimit dans la majorité voire la totalité des modèles analytiques de la littérature. Nous analysons l'effet de ce paramètre sur la performance globale du réseau et sur celle des quatre ACs. Puis nous présentons notre modélisation du temps de transmission avec *CFB*. Nous validons la modélisation proposée par la comparaison des résultats de notre modèle aux résultats de simulations sous ns2.

Notre deuxième contribution fait l'objet du Chapitre 4. Ce chapitre contient une étude large de l'état de l'art de la modélisation analytique d'EDCA. Une analyse détaillée de chaque modèle à part et des tableaux de comparaison sont dressés. Ceux-ci permettent d'identifier les limitations communes à tous ces modèles. Suite à cette étude nous fixons nos objectifs pour le modèle désiré. Notre modèle, sa chaîne de Markov, les probabilités de transitions, les équations mathématiques, sa résolution numérique et les équations analytiques de calcul du débit et du délai d'accès de saturation sont alors détaillés. Pour finir, nous validons le modèle obtenu en le comparant aux résultats des simulations sous ns2 et aux résultats d'un modèle de référence choisi parmi les plus aboutis à partir de l'étude de l'état de l'art.

Le Chapitre 5 contient notre troisième contribution. Nous commençons par l'analyse des limitations posées par l'hypothèse de saturation pour un modèle analytique développé pour être utilisé dans un contrôle d'admission. Nous présentons ensuite l'étude de l'état de l'art en relation avec les extensions du modèle au cas général (c.à.d. saturation et non-saturation) et les discussions qui en résultent. Au vue des limitations des extensions proposées dans la littérature, nous exposons notre manière d'étendre notre modèle et nous donnons les équations analytiques des métriques de QoS dans le cas général. Nous démontrons la validité du modèle final par comparaison aux résultats des simulations pour différentes configurations des paramètres EDCA. Nous terminons ce chapitre par une analyse de complexité numérique de notre modèle et de la manière de résolution que nous adoptons pour réduire la complexité algorithmique et améliorer le temps de réponse. Ceci est particulièrement utile pour la proposition d'un mécanisme de contrôle d'admission simple et efficace.

Le Chapitre 6 est consacré à la présentation de notre algorithme de contrôle d'admission. Comme tous les autres chapitres, nous le commençons par une étude de l'état de l'art, une analyse et une discussion des différentes approches possibles, leurs avantages et leurs inconvénients. Enrichi de cette étude, nous présentons notre approche pour un mécanisme de contrôle d'admission efficace. Le processus au niveau de chaque station sans fil et au niveau du point d'accès sont décrits et les pseudo-codes des algorithmes résultants sont donnés. Ensuite, nous validons l'algorithme par des calculs numériques sous Matlab et des simulations sous ns2 en choisissant un scénario réaliste avec différentes situations (Voix

seul ; vidéo seul ; voix et données ; vidéo et données ; voix et vidéo ; voix, vidéo et données). Après cette validation, nous étudions les solutions d'adaptation et d'optimisation des paramètres EDCA de l'état de l'art et nous proposons une ébauche d'extension de notre algorithme de contrôle d'admission par l'ajout d'un module d'optimisation multi-objectif. Nous terminons ce chapitre par la formulation du problème d'optimisation résultant.

Le dernier chapitre est consacré aux conclusions générales obtenues de l'ensemble de ces travaux et aux perspectives de cette thèse.

CHAPITRE 2 LA QOS DANS 802.11 : STANDARD, AMELIORATIONS ET PROBLEMES OUVERTS

2.1 INTRODUCTION

La mobilité des utilisateurs et leurs besoins d'accès itinérant aux réseaux informatiques rendent les réseaux traditionnels (filaire) obsolètes. De plus, le besoin accru d'accéder à différents types d'applications via le support radio pousse la recherche vers de nouvelles solutions de plus en plus adaptées à cet environnement. Ainsi, on note ces dernières années des avancées rapides dans la standardisation de nombreuses technologies sans fils allant des réseaux personnels à faible couverture jusqu'aux réseaux à couverture mondiale.

Dans notre étude, nous nous intéressons au standard 802.11, nommé également *WiFi* (*Wireless Fidelity*) ou *WLAN*. Les réseaux locaux sans fil du standard 802.11 sont des réseaux peu coûteux qui ont une couverture de plusieurs centaines de mètres et qui interconnectent facilement les équipements informatiques de l'entreprise, du domicile, etc. Ces réseaux permettent un débit allant de quelques Mbit/s à quelques centaines de Mbit/s.

Ces réseaux ont été initialement conçus pour les applications de transfert de données et de la navigation web. Aujourd'hui, avec l'avènement de la *VoIP* et de la vidéo sur les réseaux IP, l'extension du potentiel de ce type de réseau pour le support des applications multimédia devient une réalité. Pour répondre à ce besoin, on assiste depuis une dizaine d'années à une augmentation constante des performances de ces réseaux aussi bien au niveau physique qu'au niveau liaison de données. Au niveau physique, de nouvelles propositions, appelées amendements, apparaissent régulièrement visant à augmenter la bande passante des réseaux 802.11 par l'introduction de nouvelles techniques de modulation du signal sur les bandes de fréquences dédiées aux *WLANs*. Au niveau liaison de données, on s'intéresse à l'utilisation de cette bande passante avec priorité d'accès. Ainsi, au niveau du contrôle d'accès au canal, on trouve le fameux standard 802.11e qui s'intéresse à introduire de la QoS dans le standard 802.11.

L'objectif de ce chapitre est de retracer l'évolution du standard 802.11 pour l'inclusion de la qualité de service et d'identifier les verrous qui restent aujourd'hui à lever. Pour ce faire, nous décrivons tout d'abord l'évolution des réseaux locaux sans fil en termes de capacités physiques. Puis nous nous concentrons sur la couche liaison de données et les mécanismes de contrôle d'accès au canal. Nous détaillons les mécanismes d'accès du standard de base 802.11. Nous discutons ensuite les limitations de ces mécanismes d'accès pour l'acheminement des applications multimédia, limitations qui sont à la base de l'apparition de l'amendement 802.11e. Une présentation des améliorations de la QoS dans les mécanismes d'accès proposés dans 802.11e constitue un des objectifs principaux de ce chapitre. Après

cette présentation, nous discutons les solutions de QoS proposées dans ce standard, leurs apports et leurs limitations. Plusieurs propositions d'amélioration de performances du standard 802.11e sont également discutées. Ces différentes discussions nous permettent de conclure qu'un réseau local sans fil ne peut garantir les besoins de QoS des applications multimédia et temps réel sans l'introduction d'un mécanisme de contrôle d'admission efficace.

2.2 EVOLUTION DES RESEAUX LOCAUX SANS FIL

Les réseaux locaux sans fil bénéficient depuis leur avènement d'une réussite constante. Cette réussite a fait qu'ils n'ont pas cessé d'évoluer depuis leur apparition en 1999 jusqu'à ce jour.

La couche physique de ce type de réseaux est définie par la famille des normes et d'amendements IEEE 802.11, 802.11a, 802.11b, 802.11g et bientôt 802.11n. Ces différents standards définissent des techniques de modulation du signal sur des bandes de fréquences *ISM*¹ dédiées aux réseaux *WLANs*. Une brève description de ces évolutions, suivant la chronologie de leur publication, est donnée ci-dessous :

- (i) IEEE 802.11 [1] peut être cité à titre historique comme le premier standard de la série, avec un débit théorique de 2 Mb/s offert sur la bande de fréquence des 2.4 Ghz ;
- (ii) IEEE 802.11b [2] possède un débit théorique de 11 Mb/s, une portée de quelques dizaines à quelques centaines de mètres sur la bande des 2,4 GHz. C'est ce standard qui a permis l'essor des réseaux locaux sans fil ;
- (iii) IEEE 802.11a [3] possède un débit théorique de 54 Mb/s qui décroît plus vite avec la distance que 802.11b. Sa portée va d'une trentaine de mètres jusqu'à une centaine de mètres sur la bande des 5 GHz ;
- (iv) IEEE 802.11g [4] possède également un débit théorique de 54 Mb/s et une portée d'une centaine de mètres mais sur la bande des 2,4 GHz ;
- (v) IEEE 802.11n [5], son but est d'étendre le standard 802.11 pour atteindre un débit de 540 Mbit/s tout en assurant une rétrocompatibilité avec les trois précédents amendements (a, b et g). Sa portée est d'une centaine de mètres. Il utilise les deux bandes 2,4 et 5 GHz.

Cette évolution montre clairement la volonté des groupes de travail IEEE à augmenter les débits afin de répondre aux besoins des applications multimédia exigeante en terme de bande passante. Ceci reste cependant insuffisant et une évolution de la couche liaison de données pour la prise en compte de la QoS et sa maîtrise est nécessaire.

¹ Industrial, Scientific and Medical

2.3 MECANISMES D'ACCES DANS 802.11

La couche liaison de données est constituée de la couche *LLC (Logical Link Control)* et de la couche *MAC (Medium Access Control)*. Une des fonctions de la couche liaison de données est le partage du support physique entre plusieurs stations en mettant en œuvre des mécanismes d'accès au canal. L'autre fonction consiste à délimiter les trames et à corriger d'éventuelles erreurs causées par la transmission physique.

Dans cette partie, nous présentons brièvement les mécanismes d'accès de la couche MAC du 802.11 et nous discutons leurs limitations pour le support de la QoS. Ceci établit les bases pour bien comprendre les extensions de la QoS proposées au sein du standard 802.11e.

2.3.1 PRINCIPES DE BASES DE LA COUCHE MAC DU STANDARD 802.11

L'objectif principal de la couche MAC du standard IEEE 802.11 consiste à fournir des services de données fiables pour les protocoles des couches supérieures. Pour atteindre ce but, le standard IEEE 802.11 a défini un protocole d'échange des trames. La séquence minimale d'échange contient deux trames : une trame de données envoyée de la source à la destination et une trame d'acquiescement (*ACKnowledgment* ou *ACK*) envoyée de la destination à la source une fois que la trame de données est reçue avec succès. Pour chaque trame reçue au niveau de la couche MAC, la *Frame Check Sequence (FCS : 32bit CRC)* est vérifiée. Si la source n'a pas reçu l'*ACK* attendu car la vérification de la *FCS* au niveau du récepteur a échoué, la trame est retransmise de nouveau. Ce mécanisme permet de pallier les problèmes d'erreurs causées par les interférences sur le canal radio et garantit l'intégrité des données au niveau de la couche liaison des données.

Il y a deux fonctions différentes d'accès au canal définies dans le standard IEEE 802.11 : La *DCF, Distributed Coordination Function*, fonction d'accès distribuée basée sur la contention et la *PCF, Point Coordination Function*, fonction d'accès centralisée qui détermine quand est ce qu'une station a la permission de transmettre. La méthode d'accès fondamentale est la DCF, alors que la méthode PCF est optionnelle. D'ailleurs, cette dernière est peu implémentée en pratique. Pour permettre la cohabitation entre ces deux méthodes d'accès, le standard IEEE 802.11 a défini des intervalles de temps, appelés « *superframes* », qui sont partagés en deux périodes : une période sans contention *CFP (Contention Free Period)* durant laquelle la *PCF* est utilisée et une période de contention *CP (Contention Period)* avec l'utilisation de la *DCF*.

2.3.2 DCF : DISTRIBUTED COORDINATION FUNCTION

La méthode d'accès fondamentale DCF utilise le modèle d'accès *CSMA/CA (Carrier Sence Multiple Access with Collision Avoidance)*, une adaptation du *CSMA/CD (Collision Detection)* qui est utilisée par le protocole *Ethernet* dans les réseaux locaux filaires. Avec *CSMA/CD*, la station émettrice transmet le signal et écoute en même temps le canal pour détecter

d'éventuelles collisions avec d'autres signaux présents sur le canal. Cependant, dans un réseau sans fil, les collisions entre signaux ne peuvent pas être détectées par la station émettrice car la puissance du signal émis par cette dernière masque tous les autres signaux présents dans son voisinage. Ainsi, dans *CSMA/CA*, la station écoute uniquement le canal avant d'entamer la transmission pour vérifier qu'il n'est pas occupé. Cependant, ceci ne garantit pas l'absence de collisions. Le mécanisme d'acquiescement évoqué ci-dessus permet à l'émetteur de réémettre la trame dans le cas d'une collision.

Pour assurer son fonctionnement d'accès au canal, le DCF se base sur un jeu d'intervalles de temps appelé *IFS (Inter Frame Spacing)*. La Figure 2.1 illustre les règles d'accès au canal utilisées par DCF. Lorsqu'une station souhaite émettre une trame de données, elle écoute le canal durant un intervalle de temps appelé *DIFS (Distributed IFS)*. Si celui-ci reste libre durant cette période, la station transmet immédiatement sa trame. Cependant, il peut arriver que deux stations détectent que le canal est libre en même temps après l'intervalle d'attente DIFS. Dans ce cas, une collision se produit. Pour réduire la probabilité de telles collisions, avant de commencer sa transmission suite à un DIFS, la station calcule un temps aléatoire appelé *Backoff Time (BT)* durant lequel elle s'abstient de transmettre. Plus précisément, le *BT* représente un nombre de slots temporels choisi aléatoirement dans un intervalle appelé fenêtré de contention *CW (Contention Window) [0, CW]*. Le compteur de backoff est décrémenté d'un slot de temps à chaque fois que le canal est libre après le temps DIFS. Il est suspendu dès que le canal devient ou redevient occupé. Le processus de backoff reprend son fonctionnement quand le canal est détecté libre pour une période de temps égale à *DIFS*. Une fois que le compteur de backoff atteint la valeur zéro, la station transmet son *MAC Service Data Unit (MSDU)* immédiatement. Pour chaque réception réussie d'une trame, la station réceptrice envoie une trame d'acquiescement à l'émetteur après un *SIFS (Short IFS)*. Ce dernier est utilisé pour séparer les trames d'un dialogue et sa valeur est inférieure à celle d'un *DIFS*. Après toute tentative non réussie de transmission, un autre backoff est exécuté avec une taille doublée de *CW*, ceci réduit la probabilité de collision au cas où il y aurait plusieurs stations qui tenteraient d'accéder au canal. Les stations qui ont reporté l'accès au canal ne choisissent pas un nouveau backoff aléatoire, mais continuent à décrémenter leur dernier compteur du backoff. De cette manière, la station qui a reporté sa transmission aura une priorité supérieure quand elle va réessayer de transmettre. La Figure 2.2 illustre cette procédure de backoff pour différentes stations.

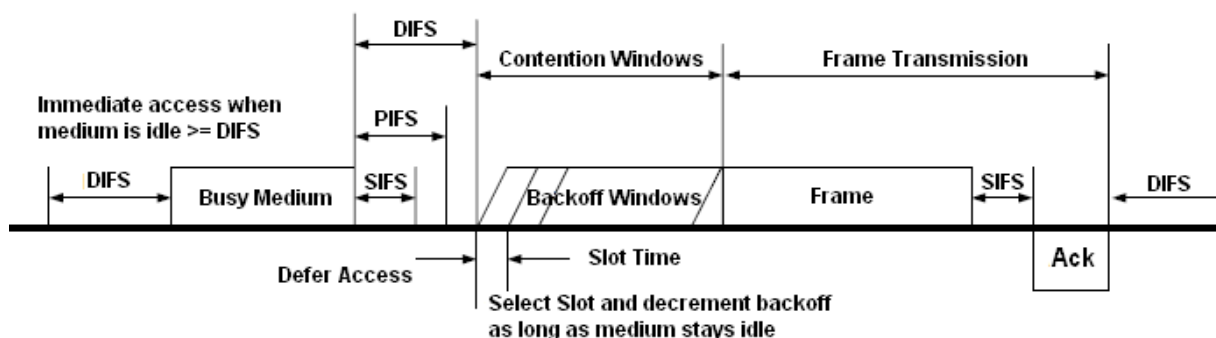


Figure 2.1 : Les règles d'accès dans DCF, méthode d'accès de base

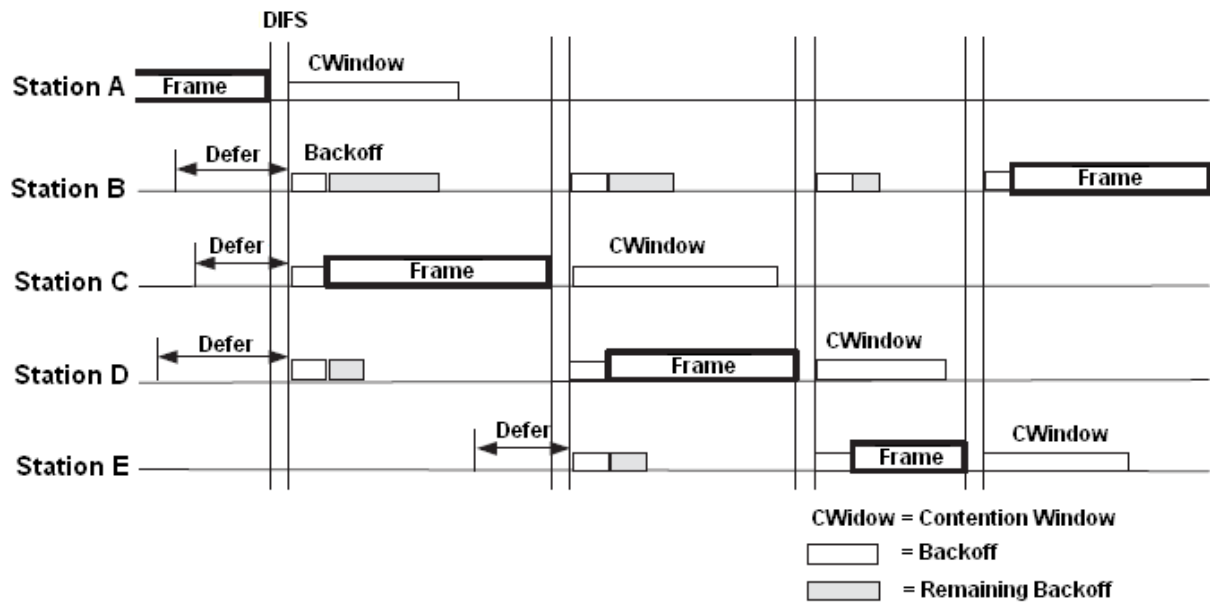


Figure 2.2 : La procédure de backoff

La taille de la fenêtre de contention d'une station est initialisée à une valeur minimale CW_{min} ($CW_{min} = 31$) et augmente exponentiellement en doublant sa taille à chaque échec de transmission $(CW+1)*2-1$. La taille de la fenêtre est réinitialisée à CW_{min} dans les cas suivants : lorsqu'elle atteint la valeur CW_{max} ($CW_{max} = 1023$), après un nombre limite de retransmissions, appelé *Retry Limit* (RL), ou bien après une transmission réussie.

Après chaque transmission réussie, la station émettrice effectue un autre backoff même si elle n'a pas d'informations à émettre, c'est ce qu'on appelle le post-backoff. Ce dernier garantit au minimum une période de backoff entre deux transmissions successives. Il y a une seule situation dans laquelle une station n'est pas tenue d'exécuter le processus de backoff avant de commencer la transmission : c'est le cas où le dernier post-backoff ait été réalisé alors que la file d'attente est vide et que le canal a été détecté libre pour une durée minimale de *DIFS*.

Pour limiter la probabilité de collisions de longues trames et leurs transmissions multiples, les trames de données peuvent également être divisées en fragments qui peuvent être transmis séquentiellement comme trames individuelles de données. L'avantage de la fragmentation est que, en cas d'échec de transmission, l'erreur est détectée plus tôt et il y a moins de données à retransmettre. L'inconvénient évident est la surcharge introduite par l'augmentation de la contention et par l'ajout de trames d'acquittement supplémentaires.

Pour améliorer la fiabilité du protocole DCF et aussi résoudre le problème de la station cachée² inhérent à CSMA/CA, DCF définit un mécanisme optionnel appelé *Request-to-Send / Clear-to-Send (RTS/CTS)*. Le mécanisme *RTS/CTS* est un mécanisme de type *four-way handshaking*, dans lequel une station (*STA*) envoie une trame *RTS* à sa destination avant de transmettre toute trame de données. La station de destination répond avec une trame *CTS* quand elle reçoit correctement la trame *RTS*. A la réception du *CTS*, la source peut enfin envoyer sa *MSDU*. La destination à son tour peut acquitter la *MSDU* lorsque celle-ci est correctement reçue. Les deux trames, *RTS* et *CTS*, contiennent des informations sur la durée de transmission des *MSDU / ACK* à venir. En se basant sur ces informations, toutes les stations de la même portée radio mettent à jour leur temporisateur interne nommé *Network Allocation Vector (NAV)* et décalent toute transmission jusqu'à l'expiration de ce temporisateur. Même si une station cachée n'a pas pu entendre la trame *RTS* de la station source, elle peut recevoir la réponse *CTS* de la station destination. Ainsi, elle mettra à jour son *NAV* et le problème de la station cachée est minimisé. Ce mécanisme illustré dans la Figure 2.3 protège la transmission entre deux stations de n'importe quelle autre transmission provenant d'une station cachée.

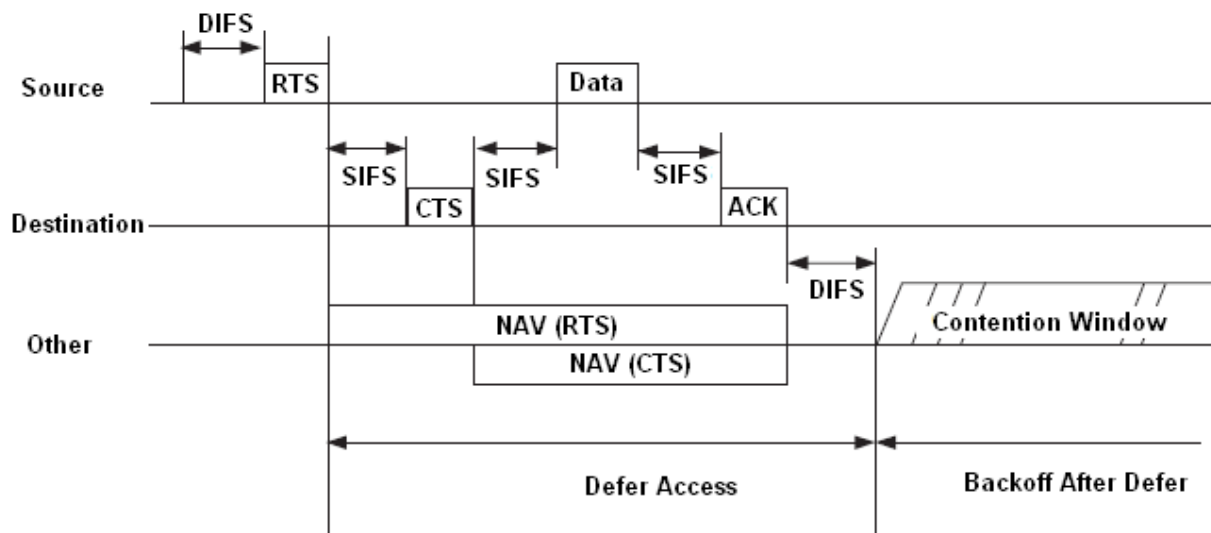


Figure 2.3 : Les règles d'accès dans DCF, méthode d'accès RTS/CTS

Avec la fragmentation des acquittements multiples sont transmis, tandis qu'avec *RTS/CTS* la *MSDU* peut être efficacement transmise avec une surcharge moindre. Notons également, qu'à l'intérieur d'une même transmission, on utilise un *SIFS* entre les différents messages : *RTS*, *CTS*, *MSDU* et *ACK*. Il est important de noter que le fait que *SIFS* soit plus court que *DIFS*, permet de donner à la réponse *CTS* et à l'*ACK* une priorité plus élevée pour accéder au canal.

² C'est le cas où une station, qui se trouve uniquement dans le voisinage de la station destination, et pas dans celui de la station source, et qui peut transmettre en même temps que la station source. En effet, la station source ne voit pas cette transmission et une collision survient au niveau de la station destination.

2.3.3 PCF : POINT COORDINATION FUNCTION

Pour pouvoir répondre aux besoins des applications qui demandent des temps de services bornés, IEEE 802.11 définit le mode d'accès PCF pour permettre aux stations d'avoir une priorité d'accès au médium radio, coordonnée par une station appelé *Point Coordinator (PC)*. Le *Point Coordinator* est en général localisé dans le point d'accès. Lorsque la *PCF* est utilisée, le point d'accès a la priorité d'accéder au canal. Pour ce faire, il utilise l'intervalle d'espacement de trame *PIFS (Priority IFS)* qui est plus court que *DIFS* et en même temps plus long que *SIFS*.

La *PCF* met en œuvre un accès de type réservation. Au début de la période sans contention, le *PC* transmet une trame balise (*beacon*) qui contient la durée maximale (*CFPMaxDuration*) de la période d'accès sans contention ainsi qu'un temps qui s'appelle *Target Beacon Transition Time (TBTT)*. Ce temps permet à chaque station de savoir quand est ce que la prochaine trame balise arrivera. Ensuite, le *PC* commence à interroger les stations associées en envoyant des trames (*CF-Poll*) afin de savoir si elles possèdent des données prioritaires à transmettre. La *CF-Poll* peut être accompagnée d'une trame de données si le *PC* a des données à transmettre pour une station. La station qui est destinataire de la *CF-Poll* envoie sa trame en intégrant un acquittement (*CF-ACK*) qui acquitte la *CF-Poll*. Cet envoi s'effectue après un temps d'attente *SIFS*. Enfin, le *PC* acquitte la trame envoyée par la station également après un intervalle *SIFS*. Cet acquittement est généralement accompagné par une *CF-Poll* pour interroger une autre station. Dans le cas où une station interrogée ne répond pas au bout d'un temps *PIFS* (elle n'a pas de données à transmettre), le *PC* reprend l'interrogation des stations qui restent. Ainsi aucune période à vide ne dure plus que *PIFS* pendant la période sans contention. Le *PC* continue à interroger d'autres stations jusqu'à ce que la période sans contention expire. Une trame spécifique de commande, appelée *CF-End*, est transmise par le *PC* comme trame de signalisation de la fin de la période sans contention. La Figure 2.4 illustre un exemple d'une période sans contention durant laquelle le *PC* interroge trois stations *sta1*, *sta2* et *sta3*.

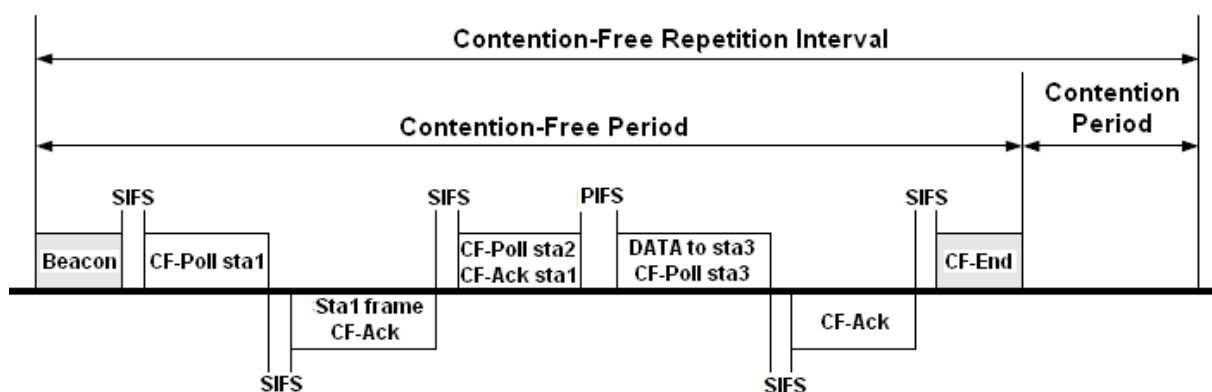


Figure 2.4 : Les règles d'accès dans PCF

2.3.4 LES AMELIORATIONS DE LA QOS DANS 802.11

Très rapidement, la communauté de recherche s'est accordée à dire que le standard IEEE 802.11 n'est pas capable de répondre aux besoins de QoS des applications multimédia. Deux raisons majeures ont mené à cette conclusion :

- (i) Dans la fonction *DCF*, il n'y a aucun support de QoS. Tous les types de trafic sont transmis de façon similaire sous la règle du premier arrivé premier servi. Il n'y a aucune différenciation entre les flux et aucun privilège n'est attribué aux flux qui ont des contraintes de QoS. Toutes les stations qui se trouvent dans la même cellule (*Basic Service Set* ou *BSS*) sont en contention pour l'accès au canal avec la même priorité. De même, lorsque le nombre de stations dans une *BSS* augmente, la probabilité de collision devient de plus en plus importante, ce qui cause des retransmissions fréquentes. Tout cela conduit à des dégradations importantes de performances avec des pertes de la bande passante et une augmentation considérable des délais. Deux résultats qui rendent impossible la subsistance d'applications multimédia dans ce type de réseau.
- (ii) Malgré que la fonction *PCF* ait été conçue pour le support de trafics ayant comme exigence des temps de service limités, plusieurs limitations y sont identifiées. Celles ci incluent des délais imprévisibles de la trame balise (*beacon*) et des durées de transmission des stations interrogées inconnues à priori. En effet, après un temps *TBTT*, le *PC* programme l'envoi d'une trame balise. Cependant, la trame balise ne peut être transmise que lorsque le canal est déterminé comme libre pour au moins un temps *PIFS*. Selon l'état du canal radio à ce moment, un retard de la trame balise peut se produire. Le temps de retard de la trame balise retarde la transmission des *MSDUs* qui doivent être livrées dans la prochaine *CFP* et qui ont des contraintes temporelles. Ceci peut sévèrement affecter la QoS. Ce retard d'envoi de la trame balise est fonction de la longueur des *MSDUs* transmises dans la période précédente, de la fragmentation et du trafic offert. Les durées imprévisibles de transmission des stations interrogées rendent très difficile au *PC* de prédire et contrôler la planification des interrogations de toutes les stations pendant la *CFP*.

Conscients des limitations du standard 802.11 pour l'acheminement des applications temps réel, plusieurs solutions [6], [7], [8], [9], [10], [11], [12], [13], [14], [15], [16] ont été proposées par la communauté de recherche pour développer des solutions plus robustes pour la fourniture de la QoS dans le standard 802.11. Ces solutions peuvent être classifiées en trois catégories :

La première catégorie regroupe les solutions dans lesquelles de nouveaux mécanismes d'accès complètement différents du standard initial sont proposés. Les travaux de [7] et [16] s'inscrivent dans cette catégorie. Dans [7], les auteurs affirment que les mécanismes d'accès du standard ne sont pas du tout adaptés aux applications temps réel. Par conséquent, ils proposent une nouvelle architecture de la couche MAC basée sur la technique de partage

temporel du médium (*Dynamic Time Division-Duplexing ou D-TDD*). Choi et al, [16] proposent un protocole MAC basé sur la réservation distribuée appelé *Early Backoff Announcement (EBA)*. Selon *EBA*, la station annonce des informations concernant son prochain backoff en termes de nombre de slots de temps dans l'entête MAC de sa trame en cours de transmission. Toutes les stations qui reçoivent cette information évitent les collisions en excluant le choix de la même durée de backoff quand ils commencent leur prochain backoff.

La deuxième regroupe les solutions d'amélioration de performances par l'utilisation des techniques de changement des paramètres de backoff selon les conditions du réseau. Dans cette catégorie, nous pouvons citer les travaux de [9], [12], [13], [14] et [15]. Dans [9], les auteurs proposent un algorithme appelé *Fast Collision Resolution (FCR)*. Dans cet algorithme, la fenêtre de contention de toutes les stations est mise à jour après chaque transmission et chaque collision. Ceci est effectué dans le but d'éviter des collisions futures. Dans cette proposition, des valeurs faibles de CW et des méthodes de décrémentation rapides du backoff sont proposées pour diminuer le nombre de slots de temps vides et par la même occasion augmenter le débit pouvant être atteint par les stations. Aad et al, [12] proposent une méthode de décrémentation lente de CW après une transmission réussie en fonction des conditions du réseau. Cette amélioration diminue les taux de collision dans le cas des réseaux chargés et diminue le nombre de retransmissions multiples. Ce qui augmente le débit obtenu. Une proposition similaire est également décrite dans [13]. Egalement, dans [14] les auteurs proposent une méthode simple de réinitialisation de la fenêtre de contention, appelée *Double Increment Double Decrement (DIDD)*, dans laquelle au lieu de repasser à la valeur CW_{min} après chaque transmission réussie, on divise la dernière CW utilisée par deux. Pollin et al, [15] traitent quant à eux le problème d'équité entre les applications ayant des trames de grande taille à celles ayant de faible taille de trames. Dans DCF, cette situation engendre des délais importants pour les applications à faible taille des trames. Pour résoudre ce problème, les auteurs proposent un nouveau mécanisme de réinitialisation de la fenêtre de contention et du processus de backoff.

La troisième catégorie regroupe les solutions qui introduisent le concept de différenciation de services dans le standard pour la gestion de différentes priorités. Ici, nous citons [8], [10], [11] et [17]. Aad et Castelluccia [8] proposent trois mécanismes de différenciation entre différents utilisateurs du 802.11. Le premier mécanisme porte sur la différenciation par CW, le deuxième sur la différenciation par *DIFS* et le dernier sur la différenciation par la taille maximale des trames permise à un utilisateur. Une extension vers la différenciation entre les flux se trouve dans [17]. Dans [10], les auteurs proposent un mécanisme d'accès MAC équitable dans lequel les besoins en débits des utilisateurs sont exprimés en différents paramètres d'accès *DIFS* et différents intervalles de backoff. Pour finir, les auteurs de [11] proposent une méthode d'adaptation de la couche MAC pour la différenciation de services avec adaptation de la fenêtre de contention en fonction des classes de trafic et des conditions du réseau.

Ces différents travaux ont nourri les discussions au niveau du groupe de travail 802.11. En conséquence, un sous groupe de travail spécifique à la QoS s'est formé pour amender le standard 802.11. Le résultat de ce travail a abouti en 2005 à la publication de l'amendement 802.11e [18]. Les améliorations apportées dans 802.11e et combinées aux améliorations récentes des capacités de la couche physique du 802.11 permettent ainsi d'augmenter la performance globale d'un WLAN et élargir ensuite son champ d'application pour couvrir les besoins des applications multimédia.

2.4 QUALITE DE SERVICE ET MECANISMES D'ACCES DANS 802.11E

Devant la nécessité d'introduire la QoS au niveau de la couche MAC du standard 802.11, le groupe de travail 802.11 a publié en 2005, sous le nom de 802.11e [18], un amendement au standard 802.11. Cet amendement définit un ensemble d'améliorations de la couche MAC pour le support de la QoS tout en gardant une rétrocompatibilité avec le standard 802.11. Les points d'accès et les stations qui implémentent ce nouveau standard sont appelés respectivement *QAP (QoS-enhanced Access Point)* et *QSTA (QoS-enabled STation)*. 802.11e définit une nouvelle fonction de coordination appelée *HCF (Hybrid Coordination Function)*. Cette fonction utilise deux méthodes d'accès concurrentes, l'une basée sur la contention appelée *EDCA (Enhanced Distributed Channel Access)* et l'autre basée sur le contrôle par le point d'accès appelée *HCCA (HCF-Controlled Channel Access)*. Cette nouvelle architecture de la couche MAC dans 802.11e est illustrée dans la Figure 2.5.

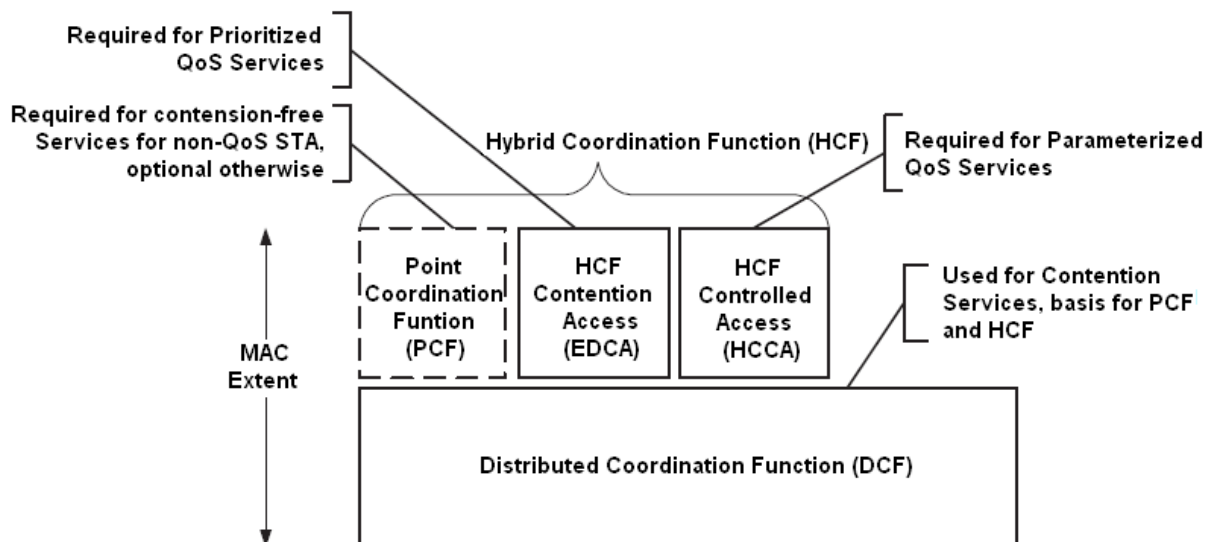


Figure 2.5 : Architecture de la couche MAC dans 802.11e

Comme dans 802.11, EDCA est le mécanisme d'accès de base dans 802.11e, alors que HCCA est optionnel. Ce dernier nécessite des mécanismes d'interrogation et des algorithmes de planification pour l'allocation des ressources. Nous nous intéressons plus particulièrement au mécanisme d'accès EDCA dans notre recherche. Dans ce qui suit, cependant nous présentons les deux mécanismes d'accès en mettant plus d'accent sur le celui qui nous intéresse le plus, EDCA.

2.4.1 ENHANCED DISTRIBUTED CHANNEL ACCESS, EDCA

EDCA représente une extension de la méthode d'accès DCF par l'introduction de la différenciation de services. EDCA différencie l'accès au medium en utilisant le principe des priorités. L'algorithme DCF n'a pas été modifié complètement dans EDCA, mais le jeu d'intervalle de temps sur lequel il se repose a été personnalisé pour chaque priorité. Ainsi ces intervalles de temps sont ajustés afin d'augmenter/diminuer la probabilité d'accès au canal et ainsi favoriser/défavoriser la transmission de données des flux de haute/faible priorité. On distingue au total huit niveaux de priorités des utilisateurs (*User Priority* ou *UP*). Chaque priorité est associée à ce qu'on appelle une catégorie d'accès (*Access Category* ou *AC*). Une *AC*, pour sa part, est matérialisée par une file d'attente propre à elle. La relation entre les *UPs* et *ACs* est montrée dans le Tableau 2.1.

Chaque file d'attente transmet les trames à une fonction d'accès au canal indépendante appelée *EDCA Function (EDCAF)*. Chacune des quatre fonctions implémente l'algorithme de contention EDCA et possède ses propres paramètres d'accès. Une illustration de ce modèle d'implémentation de référence se trouve dans la Figure 2.6.

Priority	User priority	802.1D Designation	Access Category	Designation
Lowest	1	BK	AC_BK	Background
	2	-	AC_BK	Background
	0	BE	AC_BE	Best Effort
	3	EE	AC_BE	Best Effort
	4	CL	AC_VI	Video
	5	VI	AC_VI	Video
Highest	6	VO	AC_VO	Voice
	7	NC	AC_VO	Voice

Tableau 2.1 : Relation entre les priorités et les catégories d'accès dans EDCA

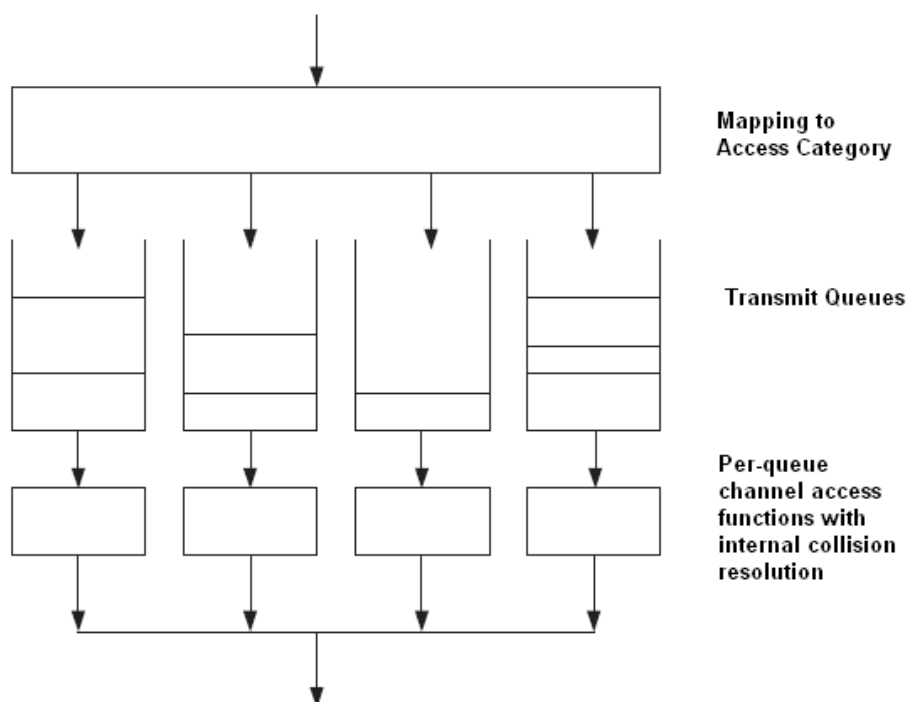


Figure 2.6 : Modèle d'implémentation de référence d'EDCA

Quand une trame de données arrive au niveau MAC, les fonctions de la couche MAC la classifient dans l'AC appropriée et la déposent dans la file d'attente de transmission qui convient. Dans ce type d'implémentation, chaque AC dans une station sera identique à une station virtuelle. Une collision peut donc se produire entre les différentes ACs dans une même station physique. Dans ce cas, l'AC de haute priorité est autorisée à transmettre vers la couche physique, alors que l'AC de faible priorité entre en état de collision virtuelle appelée aussi collision interne. Dans cet état, elle double sa fenêtre de contention et exécute un nouveau backoff comme dans le cas des collisions externes.

Les différentes ACs possèdent différents paramètres d'accès qui définissent le fonctionnement d'EDCA. Ces paramètres de différenciation sont stockés localement dans chaque QSTA. Ces paramètres sont le temps d'attente avant la contention (*Arbitration IFS* ou $AIFS(i)$), la fenêtre de contention minimale et maximale ($CWmin(i)$ et $CWmax(i)$) et la limite d'opportunité de transmission (*Transmission Opportunity Limit* ou $TXOPLimit(i)$), l'indice i correspond à l'AC : AC_BK , AC_BE , AC_VI , AC_VO . La Figure 2.7 montre la relation entre les différents IFS et illustre les règles d'accès dans EDCA.

En utilisant des paramètres temporels ($AIFS(i)$, $CWmin(i)$ et $CWmax(i)$) plus petits, les ACs de haute priorité jouissent d'un accès plus rapide au canal dans le sens statistique du terme. Pour assurer un plus grand débit, il est également possible d'utiliser une valeur de $TXOPLimit$ plus grande. Dans les sous-sections qui suivent, nous allons discuter les valeurs et les rôles de ces différents paramètres d'accès dans EDCA. Avant cela, un récapitulatif de la procédure de transmission complète dans EDCA est donné dans la sous-section suivante.

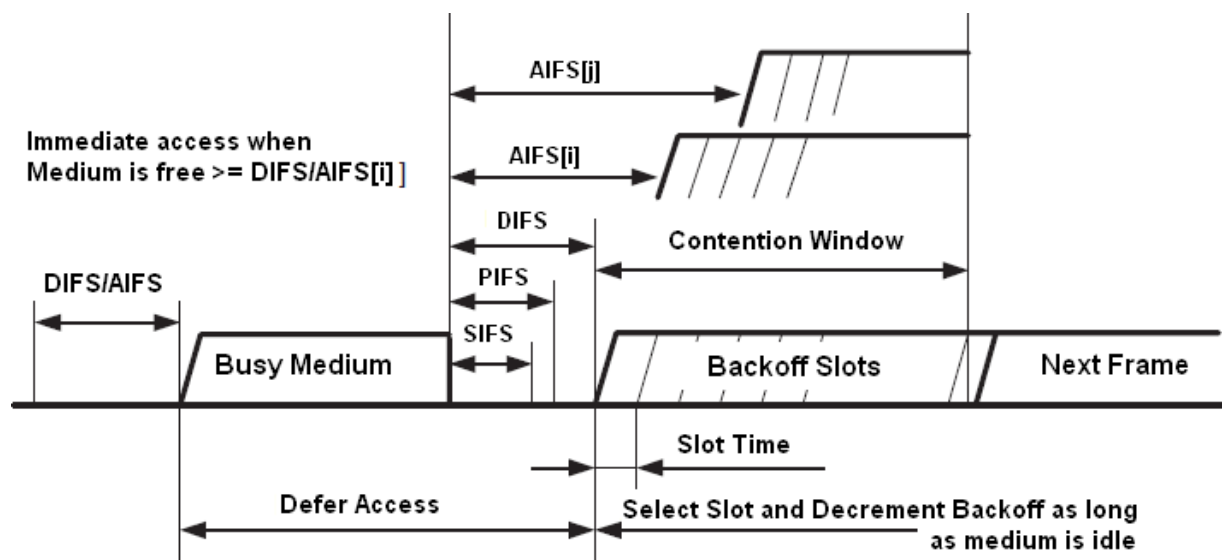


Figure 2.7 : Les règles d'accès dans EDCA, relation entre les différents IFS

2.4.1.1 PROCEDURE DE TRANSMISSION DANS EDCA

Dans EDCA, chaque AC dans une QSTA se comporte comme une station virtuelle ; elle doit écouter le canal avant d'initier sa transmission. Si le canal est détecté libre pour une période de temps égale à son $AIFS(AC)$ spécifique, elle lance sa procédure de backoff en

choisissant une valeur aléatoire de sa fenêtre de contention et commence à décrémenter le compteur de backoff. A chaque slot de temps durant la procédure de backoff, si l'AC détecte une activité sur le canal, elle stoppe son compteur de backoff et attend jusqu'à ce que le canal redevienne libre de nouveau pour une période complète AIFS(AC) avant de décrémenter son compteur de backoff. Une fois que le compteur de backoff atteint la valeur zéro, l'AC transmet sur le canal. Elle continue à transmettre jusqu'à l'expiration de sa limite de transmission TXOPLimit(AC) en échangeant des séquences de données et d'acquittement avec sa destination séparées par des SIFS. Les acquittements sont utilisés pour notifier la station source de la bonne réception des données. Si la station ne reçoit pas d'acquittement pour une trame donnée, elle considère qu'il y a une collision ou une erreur sur le canal. Dans ce cas, elle attend une période AIFS(AC) avant de commencer la retransmission de cette trame. Les autres stations, qui ne sont pas impliquées par la collision, mais qui la détectent, diffèrent leur transmission d'une période de temps égale à EIFS – DIFS + AIFS(AC). Dans DCF, celles-ci attendent plutôt un temps égal à EIFS (*Extended Inter Frame Space*). Cette période d'attente est supérieure à AIFS(AC) car EIFS est supérieure à DIFS. C'est ce qu'on appelle la période de post collision, elle est nécessaire pour donner à la station source la priorité de retransmettre sa trame le plus tôt possible. Quand la collision se produit entre différentes ACs de la même station, l'AC de priorité supérieure obtient la transmission physique sur le canal.

Après chaque échec de transmission, la fenêtre de contention est doublée jusqu'à ce qu'elle atteigne CWmax(AC). La valeur initiale de CW est CWmin(AC). La trame est rejetée après un nombre maximum de retransmission appelé *Retry Limit*. Après chaque transmission réussie, l'AC effectue un backoff aléatoire même si elle n'a pas d'autres trames à transmettre dans sa file d'attente. Ceci est appelé le post-backoff, car il est effectué après et non pas avant la transmission. Après cette procédure de post-backoff, si l'AC possède des données à transmettre, elle tente d'accéder directement au canal. Dans le cas contraire, elle reste dans un état d'attente de l'arrivée des nouvelles trames.

Comme dans DCF, le RTS/CTS peut également être utilisée dans EDCA en remplacement de la technique d'accès de base décrite ci dessus. Cette technique permet de réserver le canal avant la transmission dans le but de réduire le taux de collision. Elle est particulièrement utilisée lorsque la taille de trames est supérieure à une certaine limite appelée *RTSThreshold*.

2.4.1.2 LES PARAMETRES DE DIFFERENTIATION DE SERVICES DANS EDCA

Comme nous l'avons évoqué lors de la description du mécanisme d'accès EDCA, la différenciation de services est basée sur l'utilisation des trois paramètres de différenciation. AIFS(AC), CW(AC) (CWmin(AC), CWmax(AC)) et TXOPLimit(AC). Ces paramètres ne sont pas figés dans le standard comme dans DCF et peuvent être modifiés dynamiquement par le QAP pour les quatre ACs par l'intermédiaire de ce qu'on appelle l'EDCA « *Parameter Set Element* ». Ces paramètres sont envoyés par le QAP aux QSTAs dans les trames de balise. Cet

ajustement permet aux STAs dans le réseau de s'adapter aux changements des conditions du réseau, et donne au QAP la possibilité de gérer la performance globale du réseau. La Figure 2.8 montre comment ces paramètres sont spécifiés dans l'EDCA *Parameter Set Element* et le Tableau 2.2 contient les valeurs par défaut de ces paramètres de différenciation.

Pour chaque AC, quatre octets de l'EDCA *Parameter Set Element* sont réservés pour la spécification des valeurs de ces paramètres d'accès. Un octet pour AIFS, un octet pour CWmin et CWmax et deux octets pour TXOPLimit. Une discussion autour des valeurs, des rôles et des effets de ces différents paramètres est donnée dans les sous-sections suivantes.

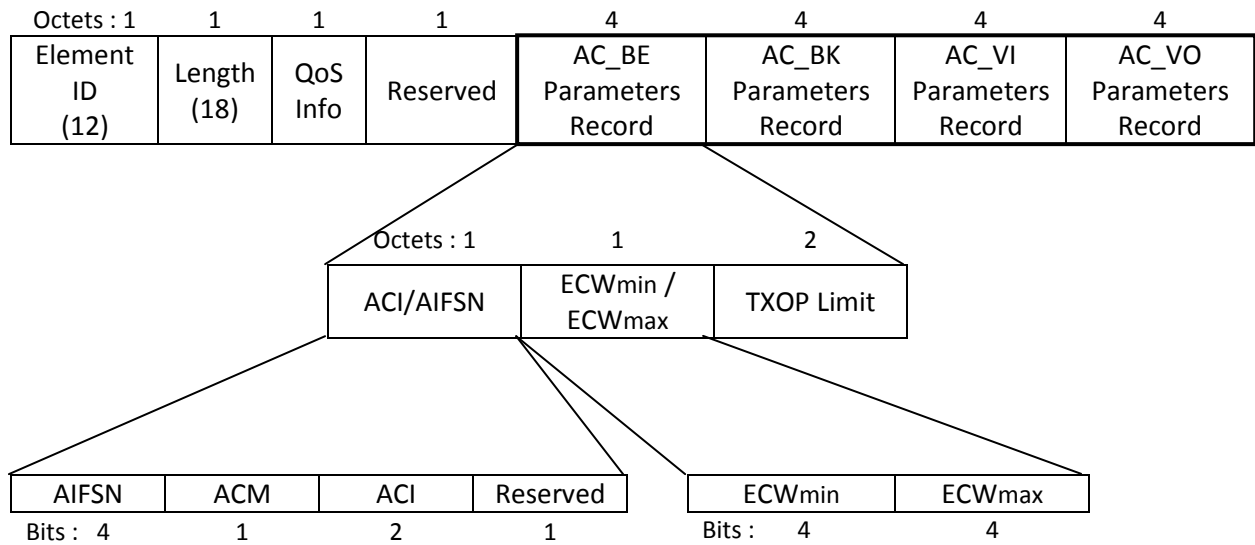


Figure 2.8 : Contenu du EDCA Parameter Set Element

AC	CWmin	CWmax	AIFSN	TXOP Limit		
				DS_CCK	Extended Rate/OFDM	Other PHYS
AC_BK	aCWmin (31)	aCWmax (1023)	7	0	0	0
AC_BE	aCWmin	aCWmax	3	0	0	0
AC_VI	$(aCWmin+1)/2 - 1$	aCWmin	2	6016 μ s	3008 μ s	0
AC_VO	$(aCWmin+1)/4 - 1$	$(aCWmin+1)/2 - 1$	2	3264 μ s	1504 μ s	0

Tableau 2.2 : les paramètres de différenciation par défaut d'EDCA

2.4.1.2.1 ARBITRATION INTERFRAME SPACING : AIFSN ET AIFS

Pour assurer la bonne différenciation, au lieu d'utiliser une valeur DIFS fixe, un AIFS est appliqué pour chaque AC selon l'équation suivante : $AIFS = SIFS + AIFSN \times aSlotTime$.

AIFSN est un nombre déterminé pour chaque AC, il est codé sur les quatre premiers bits de l'octet spécifique pour le paramètre AIFS, $aSlotTime$ est la durée d'un slot de temps. La valeur minimale d'AIFSN est égale à 2 et sa valeur maximale est égale à 15.

Pour les quatre autres bits de l'octet du paramètre AIFS, on trouve l'ACI (*Access Category Indicator*) sur deux bits, l'ACM (*Admission Control Mandatory*) sur un bit et un dernier bit réservé. Dans l'ACI, se trouve l'identificateur de l'AC pour laquelle sont associés les

paramètres d'accès (0 pour *AC_BE*, 1 pour *AC_BK*, 2 pour *AC_VI* et 3 pour *AC_VO*). L'ACM est utile pour le contrôle d'admission, s'il est positionné à un, ce bit indique que l'AC correspondante ne peut pas accéder au canal sans demander un contrôle d'admission. Positionner ce paramètre à 0, signifie que le contrôle d'admission n'est pas requis pour cette AC.

Maintenant, essayons d'analyser rapidement le rôle de ce paramètre de différenciation. En effet, l'AIFS représente le temps qu'une AC doit attendre avant de lancer son backoff et essayer de transmettre une trame. Ce paramètre se traduit alors naturellement par un délai d'accès. Ce qui signifie que les ACs ayant un AIFS inférieur sont obligatoirement plus prioritaires car ils accèdent plus rapidement et plus fréquemment au canal. Ceci résulte en des délais d'accès plus faibles et des débits obtenus plus importants que les ACs ayant des valeurs supérieures d'AIFS. On comprend alors pourquoi dans les paramètres par défaut du standard présentés dans le Tableau 2.2, l'AC_VO et l'AC_VI ont la valeur minimale de ce paramètre (2) car les applications qui utilisent ces deux ACs ne sont pas du tout tolérantes aux délais.

2.4.1.2.2 FENETRE DE CONTENTION MINIMALE ET MAXIMALE : CWMIN ET CWMAX

Le deuxième octet de l'ensemble des paramètres relatifs à une AC donnée contient deux parties ; 4 bits pour CWmin et 4 bits pour CWmax. Ces bits encodent les valeurs de CWmin et de CWmax sous une forme exponentielle. Ainsi, les valeurs de ces paramètres de différenciations sont définies par les deux équations suivantes : $CWmin = 2^{ECWmin} - 1$, et $CWmax = 2^{ECWmax} - 1$. (Les valeurs de CWmin et CWmax sont toujours de la forme $2^x - 1$). La valeur minimale des fenêtres de contention est 0 et la valeur maximale est 32767.

Tout comme AIFS, ces deux paramètres se traduisent par des temps d'attente avant l'accès, mais ici au sens statistique et non déterministe comme dans le cas d'AIFS. Car le temps d'attente du backoff est choisit aléatoirement dans l'intervalle $[0, CW]$ avec $CW = CW_{min}$ au départ. Elle augmente selon la règle $(CW+1)*2 - 1$ pour chaque échec et retransmission jusqu'à atteindre CWmax. On a donc intérêt à assigner des valeurs plus faibles de ces paramètres aux ACs prioritaires et plus particulièrement à celles qui ne sont pas tolérantes aux délais d'accès. Ceci justifie encore une fois les valeurs par défaut du standard présentées dans le Tableau 2.2 où l'AC_VO possède les plus faibles valeurs. De plus, CWmin définit l'intervalle de backoff pour la première tentative de transmission et CWmax définit la largeur limite de l'intervalle de backoff après plusieurs retransmissions. Ceci veut dire que la première a plus d'influence sur la performance des flux temps réel que la deuxième. En effet, ces flux temps réel nécessitent d'être transmis aux premiers essais et non pas après plusieurs retransmissions causant des délais croissants.

2.4.1.2.3 TEMPS LIMITE D'OPPORTUNITE DE TRANSMISSION : TXOPLIMIT

IEEE 802.11e définit TXOPLimit comme un intervalle de temps durant lequel une station particulière possède le droit de transmettre en continu sans contention. Durant TXOPLimit,

une station est autorisée à transmettre des trames de données multiples provenant de la même AC avec un temps SIFS entre l'acquittement et la trame suivante. Ce mécanisme est appelé *CFB (Contention Free Burst)* ou *TXOP bursting*.

La durée d'une TXOP est le temps durant lequel l'AC maintient un contrôle continu du canal. Si la QSTA possède dans sa file d'attente une trame de la même AC, et si et seulement si la durée de transmission de cette trame ajoutée à la durée prévue de l'acquittement de cette trame reste inférieure à la valeur restante de TXOPLimit, la QSTA peut transmettre cette trame en attendant un temps SIFS après l'accomplissement de la séquence d'échange de la trame précédente. Dans le cas contraire, l'AC met fin à son contrôle d'accès au canal.

La durée de TXOP est spécifiée pour chaque AC et elle se trouve dans les deux derniers octets de l'ensemble des paramètres associés à chaque AC dans l'*EDCA Parameter Set Element* (cf. Figure 2.8). La valeur de TXOPLimit est exprimée en unités de 32 microsecondes. Une valeur nulle de TXOPLimit, signifie qu'une seule trame peut être transmise par cette AC. Ce dernier paramètre de différenciation permet d'augmenter le débit des ACs, il est donc utile d'avoir une grande valeur de ce paramètre pour les applications gourmandes en bande passante. Ceci justifie le choix des TXOPLimit par défaut du standard dans le Tableau 2.2, où l'AC_VI qui nécessite une bonne part de la bande passante se voit attribuer la plus grande valeur de TXOPLimit.

2.4.2 HCF - CONTROLLED CHANNEL ACCESS, HCCA

L'objectif principal de HCCA est de fournir des mécanismes de garantie de service au niveau de la couche MAC. HCCA étend la méthode d'accès PCF pour le support de plusieurs classes de trafics et fonctionne en concurrence avec EDCA. HCCA définit le HC (*Hybrid Coordinator*) qui peut être associé au QAP dans une architecture WLAN. D'une manière similaire au PC, le HC utilise le PIFS pour accéder au canal de transmission et alloue des périodes HCCA-TXOPs aux QSTAs pour les autoriser à transmettre. Les TXOPs alloués sont de différentes durées suivant la QoS demandée par les QSTAs. De plus, le HC peut allouer ces TXOPs, même durant la période de contention. Chaque QSTA doit transmettre une demande explicite de ses besoins de QoS au HC en fonction des flux TS (*Traffic Stream*) qu'elle veut envoyer. Pour décrire ces besoins, la station utilise le TSPEC (*Traffic Specification*) qui définit un ensemble de paramètres de QoS pour un TS : le délai d'interactivité, le débit moyen, le délai limite, la taille d'une trame MAC, etc. Cependant, il est important de noter que la HCCA-TXOP est allouée par QSTA laquelle est, à son tour, responsable du partage de HCCA-TXOP entre ces TS.

2.5 VERS UN CONTROLE D'ADMISSION DANS 802.11E EDCA

Du fait qu'EDCA est le mécanisme de base dans le standard 802.11e et que HCCA est optionnel et n'est pas largement implémenté dans les cartes WiFi relativement au premier, les défis de recherche concernent plutôt EDCA. Ainsi, nous trouvons que la majorité des

travaux et des études portent sur ce mécanisme d'accès. Dans la suite de ce chapitre, nous discutons la performance de ce protocole en exploitant ses capacités de fournir un support pour les applications temps réel et multimédia. Nous verrons ses limitations pour la fourniture effective d'une QoS aux applications multimédia. Puis nous discutons les apports et les solutions proposées dans la littérature pour améliorer la performance de ce protocole. Malgré toutes ces améliorations, la solution clef pour la maîtrise de la QoS des applications temps réel et multimédia reste la gestion des ressources par un mécanisme de contrôle d'admission. L'ensemble de ces idées sont discutés dans les sous sections suivantes.

2.5.1 LIMITATION DU 802.11E POUR LES APPLICATIONS MULTIMEDIA - PROBLEME DE LA SATURATION

Comme nous l'avons souligné dans les sections précédentes de ce chapitre, 802.11e a été standardisé dans le but de permettre au *WLAN* de supporter la QoS par la différenciation des classes de services au niveau de la couche MAC. Cette différenciation est effectuée de telle sorte que la couche MAC puisse acheminer les trafics temps réel et multimédia, en plus du trafic traditionnel de données best effort. Cependant, malgré toutes les améliorations apportées aux mécanismes d'accès de la couche MAC par ce nouveau standard, il reste incapable de garantir la QoS requise par les applications temps réel et multimédia comme la voix et la vidéo. Aujourd'hui, ce standard seul ne peut pas constituer une plateforme rigide pour ce type d'applications. En effet, quand un réseau *WLAN* n'est pas saturé, la différenciation de service fonctionne correctement et offre au trafic multimédia l'opportunité d'être servis avec un bon niveau de QoS. Cependant, le problème apparaît une fois que le réseau commence à atteindre une situation de saturation. Dans cette situation, tous les types de trafic souffrent d'un taux de collision important, d'un grand nombre de retransmissions, de délais d'accès très grands et d'un déficit de bande passante. Ceci résulte en des dégradations importantes de la QoS perçue par les applications multimédia.

Plusieurs études par simulations ont été réalisées pour l'évaluation de performances d'EDCA. On cite ici à titre d'exemple [19], [20], [21], [22], [23] et [24]. La capacité du 802.11e à supporter la QoS des applications temps réel et multimédia a été évaluée. Le comportement du protocole dans les différentes conditions de trafic et pour les différents besoins des applications a été également investigué. Les résultats ont montré qu'EDCA permet d'obtenir la différenciation de service et est plus efficace que DCF. Mais en présence de plusieurs trafics menant à une augmentation de la charge (c.à.d. dans le cas de saturation), EDCA atteint très rapidement sa limitation pour le support des applications temps réel.

Pour pallier cette limitation, des propositions d'amélioration de performances d'EDCA sont apparues dans la littérature. Dans la sous section qui suit, nous allons discuter quelques unes de ces améliorations.

2.5.2 LIMITATIONS DES METHODES D'AMELIORATION DE PERFORMANCES D'EDCA

Comme dans DCF, les efforts de la communauté de recherche pour l'amélioration du niveau de QoS dans 802.11e n'ont pas cessé. On assiste toujours à des nouvelles propositions dans le but d'adapter les *WLANs* aux besoins des applications multimédia. Parmi ces propositions nous pouvons citer : [25], [26], [27], [28], [29], [30], [31], [32] et [33]. Ces solutions peuvent également être classées en deux catégories : la première pour les solutions de changement complet de l'architecture de la couche MAC du 802.11 et la deuxième pour l'amélioration des performances de la couche MAC actuelle du 802.11e.

Pour la première catégorie, une alternative à EDCA, qui consiste à utiliser deux files d'attente, pour différencier les flux temps réel (comme la voix sur IP) et les flux non temps réel, avec un contrôle d'admission pour les flux non temps réel apparaît dans [27], [28]. Dans [31], on trouve de nouveau la proposition d'utilisation d'une nouvelle architecture de la couche MAC utilisant une variante de *TDMA (Time Division Multiple Access)*. Le but est de minimiser le temps utilisé pour les messages de contrôle par l'utilisation des acquittements multiples. Egalement, [32] contient une proposition d'allocation distribuée de slots de temps, *Distributed end-to-end Allocation of time slots for REal-time traffic (DARE)*. Et finalement, dans [33], un nouveau protocole MAC est aussi proposé pour assurer la QoS pour les applications *VoIP* dans les *WLANs*. La solution cherche à minimiser les collisions et améliorer la qualité des communications voix. Les simulations de [33] montrent que le protocole proposé augmente le nombre d'appels *VoIP* pouvant être servis par le réseau par rapport à EDCA.

Pour les solutions d'amélioration de performances, les auteurs de [25] proposent une méthode d'ajustement lent de la fenêtre de contention après chaque transmission au lieu de la remettre à sa valeur minimale. Ce changement est fonction des conditions du réseau et de la classe de trafic, il permet une meilleure différenciation de services et une diminution de latences/gigues des applications Audio/vidéo. Dans [26], les auteurs proposent une solution qui consiste à augmenter CW quand le canal est occupé, et à finaliser la procédure de backoff plus rapidement lorsque le canal est libre. Une limite de backoff est spécifiée pour chaque priorité en fonction des conditions de trafic. Les auteurs de [29] proposent de changer les paramètres EDCA en se basant sur le type de trafic et sur son sens (montant, descendant) afin d'augmenter la performance en termes d'équité et de débit. Et pour finir, dans [30], il est proposé de donner encore plus de priorité au point d'accès par rapport aux autres stations pour améliorer la capacité du réseau.

L'analyse de ces différentes solutions nous permet de dresser les deux conclusions suivantes :

- (i) Les solutions d'amélioration de performance peuvent apporter des bénéfices en termes d'augmentation de la capacité du réseau et d'amélioration du niveau de différenciation entre les différentes classes de trafic. Cependant, elles ne

permettent toujours pas de fournir une garantie de QoS aux applications multimédia surtout dans les conditions de saturation. Elles ne font donc que repousser le problème.

- (ii) Les solutions qui consistent à changer complètement l'architecture de la couche MAC et à utiliser d'autres mécanismes d'accès basés sur la distribution temporelle des slots ne peuvent pas être la solution à ce type de réseau dans lequel plusieurs types d'applications ayant différentes contraintes de QoS cohabitent.

Nous sommes donc bien convaincus que les avantages de la différenciation dans 802.11e peuvent bien être la clé vers un réseau sans fil avec QoS. Cependant, il faut chercher la solution pour les problèmes de dégradation de la QoS dans les conditions de saturation. La solution évidente consiste à empêcher le réseau d'entrer dans cette situation par un mécanisme de contrôle d'admission efficace. Celui-ci doit par ailleurs permettre de maximiser l'utilisation des ressources réseau disponibles. Le groupe de travail E de l'IEEE a bien pris en considération cette éventualité et a proposé une base pour ce mécanisme de contrôle d'admission comme nous le présentons dans la sous section suivante.

2.5.3 NECESSITE D'UN CONTROLE D'ADMISSION EFFICACE

Comme nous l'avons souligné ci dessus, le mécanisme d'accès basé sur la contention EDCA peut être sujet à des dégradations sévères de QoS lorsque les conditions de saturation de la bande passante sont atteintes. Dans ces conditions, les fenêtres de contention deviennent larges, plus de temps est perdu dans les collisions et dans les procédures de backoff que dans la transmission effective des données. Dès lors, dans le standard 802.11e, une base d'un mécanisme de contrôle d'admission a été spécifiée pour réguler la quantité de données en contention sur le médium dans EDCA. Le contrôle d'admission doit être supporté par le *QAP* mais il est optionnel dans les *QSTAs*. Le point d'accès peut indiquer aux stations qu'il exige le support du contrôle d'admission pour une AC particulière et qu'il nécessite de leur part une demande de permissions d'accès si elles désirent utiliser une AC bien spécifiée. Si la *QSTA* ne supporte pas cette procédure, elle doit utiliser les paramètres EDCA de l'AC de priorité inférieure pour laquelle le contrôle d'admission n'est pas exigé.

Le *QAP* utilise pour chacune des ACs les bits ACM de l'*EDCA Parameter Set element* comme nous l'avons déjà expliqué dans la section 2.4.1.2.1 pour indiquer si le contrôle d'admission est demandé. Une requête *ADDTS Request (ADD Traffic Stream Request)* doit être transmise de la *QSTA* au *QAP* pour demander l'admission d'un trafic utilisant l'AC pour laquelle le contrôle d'admission est exigé. Le contrôle d'admission est négocié par l'utilisation des spécifications du trafic (*Traffic SPECification ou TSPEC*). La *QSTA* spécifie les besoins de son trafic en termes de débit, des bornes limites de délais, de la taille des trames, et d'autres caractéristiques du flux (la liste complète des informations apparaît dans la Figure 2.9). La *QSTA* demande au *QAP* le contrôle d'admission en mettant ses besoins dans le *TSPEC* de la trame *ADDTS Request*. Le *QAP* doit répondre à toute trame de type *ADDTS*

Request par une trame de type *ADDTs Response* en spécifiant s'il accepte ou rejette la requête. L'algorithme utilisé par le *QAP* pour prendre la décision est un algorithme local non spécifié par le standard et il est laissé pour la libre implémentation des vendeurs.

La *QSTA* peut choisir à n'importe quel moment de mettre fin à sa réservation. Elle transmet alors une trame *DELTS (Delete Traffic Stream)* spécifiant l'identificateur du trafic et la *TSPEC* au *QAP*.

Element ID (13)	Length (55)	TS Info	Nominal MSDU Size	Maximum MSDU Size	Minimum Service interval	Maximum Service interval	Inactivity Interval	Suspension Interval
1	1	3	2	2	4	4	4	4

Octets :

Service Start Time	Minimum Data rate	Mean Data Rate	Peak Data Rate	Burst Size	Delay Bound	Minimum PHY Rate	Surplus Bandwidth Allowance	Medium Time
1	4	4	4	4	4	4	2	2

Figure 2.9 : TSPEC information element

2.5.4 LE BESOIN D'UN MODELE ANALYTIQUE

Nous pouvons profiter de l'existence de cette base du mécanisme de contrôle d'admission dans EDCA pour résoudre les problèmes liés aux conditions de saturation dans 802.11e. Il suffit de proposer un algorithme de contrôle d'admission efficace à instancier au niveau du point d'accès et de le coupler à l'ensemble des échanges de contrôle d'admission du standard. Cet algorithme de contrôle d'admission doit répondre aux besoins des applications multimédia et temps réel en leur garantissant les ressources demandées au réseau lorsque les flux afférents sont acceptés. Il doit donc contrôler les flux actifs dans le réseau et baser sa décision sur les ressources disponibles.

Pour prendre la bonne décision, le *QAP* doit être capable d'estimer les ressources disponibles et vérifier si ces ressources sont suffisantes pour garantir le débit demandé et le délai d'accès requis par les applications qui demandent l'admission. Il faut donc que le point d'accès soit capable de prédire à chaque demande d'accès le débit et le délai d'accès atteignables pour tous les flux actifs après l'admission du nouveau flux. Cette prédiction ne peut être effectuée que via un modèle analytique pour EDCA qui devra être implanté dans le *QAP*.

2.6 CONCLUSION

Les réseaux locaux sans fil sont une alternative sérieuse aux réseaux locaux entièrement filaires. Cependant, ceci ne peut être réalisé qu'après la résolution d'un ensemble de problèmes inhérents à ces environnements.

Parmi ces problèmes, nous pouvons citer ceux liés à la QoS et au support des applications temps réel et multimédia par ce type de réseaux. Comme nous l'avons souligné dans ce

chapitre, un ensemble important d'activités de recherches ont été réalisées dans ce sens. Ainsi, les réseaux locaux sans fil ont passé de réseaux capables d'acheminer uniquement des données best effort à des réseaux à différenciation de services capables de supporter des flux qui nécessitent une QoS.

Le mécanisme de base DCF dans 802.11 a été remplacé par EDCA dans 802.11e, ce dernier a introduit un certain degré de différenciation entre les différents types de trafic. Cependant, malgré les apports du 802.11e, les architectures de QoS qu'il implémente n'ont pas encore atteint une maturité suffisante pour garantir une QoS de façon fiable. Il est donc nécessaire de proposer un algorithme de contrôle d'admission efficace pour EDCA. Celui-ci doit être basé sur une bonne prédiction des capacités du réseau, une bonne prédiction des débits atteignables et des délais d'accès, ainsi que sur la prise en compte des spécifications de QoS pour les différents types de trafic. Dans les chapitres qui suivent, nous allons détailler notre modélisation analytique d'EDCA qui permet au point d'accès de calculer le débit atteignable et le délai d'accès quelles que soient les conditions de trafic. Nous allons également présenter notre proposition d'un algorithme de contrôle d'admission qui garantit la QoS des applications multimédia tout en exploitant au maximum la capacité du réseau.

CHAPITRE 3 MODELISATION DU TEMPS DE TRANSMISSION DANS EDCA EN MODE DE TRANSMISSION PAR BURST

3.1 INTRODUCTION

Comme nous l'avons détaillé tout au long du Chapitre 2, la garantie de la QoS des applications multimédia dans les réseaux locaux sans fil reste un problème non résolu. L'une des méthodes la plus efficace pour garantir les besoins de QoS des applications multimédia consiste à limiter le nombre de stations associées à un point d'accès donné. Pour ce faire, le point d'accès doit être capable de contrôler l'accès des stations au canal par le biais d'un mécanisme de contrôle d'admission efficace. Ce dernier, pour pouvoir prendre la bonne décision d'admission ou de rejet, doit être basé sur une bonne estimation des ressources disponibles dans le réseau. Il doit de même pouvoir prédire les métriques de QoS atteignables par les stations actives et les stations qui demandent l'accès, lorsque ces dernières seront admises. C'est plus précisément ici que réside le problème le plus difficile à résoudre. Comment effectuer cette prédiction de ressources ? Plusieurs méthodes sont proposées, chacune possède ses avantages et ses inconvénients. Mais dans tous les cas, un modèle analytique pour 802.11e EDCA capable de mesurer les métriques de QoS dans ce type de réseau pour chaque AC reste toujours nécessaire.

Vue cette nécessité, nous trouvons qu'il est indispensable d'initier le travail avec un modèle analytique qui reflète le plus fidèlement possible la réalité. Malheureusement, les modèles analytiques proposés dans la littérature ont échoué à atteindre un niveau de fidélité acceptable. Ceci est dû au fait que ces modèles dans leur totalité, négligent la modélisation d'un des paramètres de base d'EDCA : TXOPLimit. TXOPLimit est l'un des trois paramètres de différenciation des catégories d'accès qui influe considérablement sur la performance globale du réseau³. Comme nous le montrerons dans les sections suivantes, son omission lors de la conception d'un modèle analytique influe considérablement sur la précision des résultats.

Comme premier pas vers un modèle analytique complet et précis, la première étape est donc d'analyser et d'étudier analytiquement ce paramètre de différenciation. Cette étude est l'objet de ce chapitre.

Ce chapitre s'organise comme suit : Dans la première partie, nous effectuons une analyse complète de travaux en relation avec l'étude de ce paramètre de différenciation : TXOPLimit.

³ Nous avons effectué des tests pour valider cet aspect

Nous constatons l'absence de travaux qui traitent analytiquement ce paramètre. Dans la deuxième partie, nous analysons l'impact de ce paramètre sur la performance globale du réseau par l'intermédiaire de simulations. Notre méthode pour la modélisation analytique de ce paramètre et de son effet est présentée en détail dans la troisième partie. La quatrième partie de ce chapitre est consacrée à la validation de notre modélisation analytique en comparant ses résultats numériques à ceux obtenus par un ensemble de simulations.

3.2 ANALYSE DES TRAVAUX EXISTANTS AUTOUR DE TXOPLIMIT

Les premières contributions d'introduction de la notion de la transmission en burst (*CFB, Contention Free Bursting*) par le biais du paramètre TXOPLimit dans le standard 802.11e sont apparues avec les travaux de [34], [35], [36] et [37]. Dans ces travaux, les auteurs ont effectué des études par simulation pour évaluer la performance du mode de transmission CFB. Ces études ont montré que la transmission en burst durant une période de temps donnée appelée TXOPLimit possède les effets suivants :

- (i) Augmenter le débit global quand le réseau est complètement saturé
- (ii) Diminuer le délai global quand le réseau est saturé. Cependant, elle peut être à l'origine de l'augmentation du délai dans le cas de non-saturation.
- (iii) Fournir une transmission équitable entre les catégories d'accès de même priorité ayant des longueurs de trames différentes.
- (iv) Diminuer les probabilités de collision entre les différentes stations.

Dans [38], dans le cadre de leur évaluation par simulation de la transmission en burst dans le mode CFB, les auteurs ont adressés le problème d'occurrence d'erreurs de transmission sur un burst de données, et ont proposé un nouveau mécanisme de retransmission en cas d'erreur de transmission.

Hormis ces quelques études par simulation du mode CFB (transmission en burst pendant la limite TXOP), aucune autre étude analytique n'a été effectuée sur ce mode. Ainsi, contrairement aux autres paramètres de différenciation (*CWmin, CWmax* et *AIFS*), aucune modélisation analytique n'a été faite pour TXOPLimit. La plupart des travaux de recherche dans le domaine de la modélisation et de l'étude analytique de performances de 802.11e laisse ce paramètre pour une extension future. Alors que d'autres le considèrent comme automatiquement présent sans vraiment le considérer.

Dans la section suivante, nous réalisons un tour d'horizon de l'ensemble des modèles analytiques d'EDCA de la littérature et montrons comment ce paramètre de différenciation y est considéré.

3.3 PROBLEMATIQUES ET MOTIVATIONS

En étudiant l'ensemble des modèles analytiques d'EDCA de la littérature, nous trouvons qu'il est possible de les classer en cinq groupes selon la manière dont ils prennent en compte le paramètre TXOPLimit.

- (i) Les modèles dont les auteurs n'évoquent pas la nécessité d'introduire ce paramètre dans le modèle analytique qu'ils proposent ou bien ne mentionnent pas du tout la présence de ce paramètre de différenciation dans le standard. On cite ici [39], [40], [41], [42], [43], [44], [45], [46], [47] et [48] pour les modèles qui sont développés dans les conditions de saturation. Et [49], [50], [51] et [52] pour les modèles qui sont développés dans les conditions générales de trafic.
- (ii) Les modèles dont les auteurs considèrent que le paramètre TXOPLimit n'est pas pris en considération pour des raisons de simplicité. Par exemple, on trouve dans [53] : *"For simplicity, in this paper it is considered that only one frame is transmitted per TXOP"*. Dans [54], les auteurs disent: *"In this paper, for simplicity, we only investigate the situation where a station transmits one data frame per TXOP transmission round"*. Et pour finir, dans [55], on trouve l'affirmation suivante: *"For simplicity, all MAC frames are assumed to have the same fixed length. The case of different frame lengths (and thus the analysis of TXOP) can be incorporated in our model following the work..."*.
- (iii) Les modèles qui laissent ce paramètre pour une extension future. Par exemple les auteurs de [56] disent: *"As future work, incorporation of the TXOPLimit (AC) QoS feature into the Markov chain will be attempted"*. Ceux de [57] affirment que: *"...Transmission Opportunity (TXOP) can be analyzed straightforwardly by extending our model"*. Dans [58], on trouve clairement: *"...would expand the model's applicability to more complex transmission schemes such as RTS/CTS thresholds, MSDU fragmentation and TXOP bursting. Such an extension is beyond the scope of this paper and is left for future work."*
- (iv) Les modèles qui considèrent que TXOPLimit est égale à zéro pour toutes les ACs, c.à.d. la différenciation par TXOP est désactivée. C'est les cas de [59]: *"TXOP limit is assumed to be 0, which allows only one frame exchange each time."* et de [60] : *"TXOPLimit [AC] = 0 for all ACs. We assume only one data frame is transmitted per EDCA TXOP."*
- (v) Les modèles qui ne traitent pas la différenciation par TXOP pour des raisons non justifiées. Ceci se trouve dans les travaux de [61]: *"Priority based on differentiated Transmission Opportunities (TXOP) limits is not treated explicitly in this paper."* [62] et [63]: *"Due to space limitations, priority based on differentiated Transmission Opportunity (TXOP) limits is not treated explicitly in this paper"*. Dans [64], les auteurs disent: *"In this paper, we consider saturation condition; thus, CFB has little effect on the operations of the system. Therefore, we focus on contention window and AIFS differentiation in this paper."* Ce qui n'est pas du tout correct, car comme l'avons

noté dans les résultats de travaux de [34], [35], [36] et [37], et comme nous le montrons dans le reste de ce chapitre, CFB a un effet remarquable sur le débit de saturation.

La plupart voire tous les modèles de la littérature négligent ce paramètre de différenciation. Certains tendent même à dire que celui-ci n'a qu'un impact mineur, or il est facilement démontrable que ce paramètre a un impact remarquable sur les performances. Cette négligence de ce paramètre constitue une limitation considérable de ces modèles. Pour démontrer cette affirmation, nous avons comparé le débit de saturation de chaque AC obtenu par le modèle présenté dans [54]⁴, avec le débit de saturation de chaque AC obtenu par des simulations sous ns2 [65] avec l'implémentation du groupe TKN de 802.11e EDCA [66]. Nous avons bien entendu utilisé les mêmes paramètres et les mêmes configurations dans les simulations et dans le modèle. La seule différence entre les deux tests est que les valeurs par défaut définies par le standard 802.11 e [18] pour TXOPLimit (0, 0, 6010 μ s, 3264 μ s) ont été utilisées dans les simulations, alors que dans le modèle ces valeurs sont absentes du fait que le modèle lui-même ne les considère pas.

On peut clairement voir dans la Figure 3.1 la différence importante entre les résultats de la simulation et ceux du modèle analytique quand ce dernier ne considère pas le paramètre de différenciation TXOPLimit. Dès lors, nous pouvons conclure qu'un modèle qui ne prend pas en compte le paramètre TXOPLimit ne peut pas modéliser correctement le comportement d'EDCA.

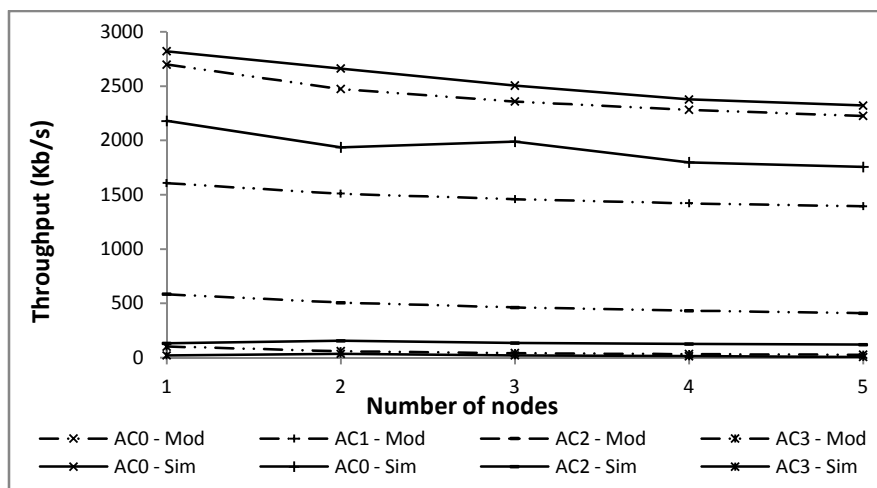


Figure 3.1 : Débit de saturation – Comparaison entre simulation et modèle

Ainsi, nous nous sommes fixés comme premier objectif de modéliser analytiquement l'effet de ce paramètre. Dans ce qui suit, nous analysons finement, par le biais de simulations, l'effet de ce paramètre sur les performances de différentes catégories d'accès

⁴ C'est l'un des modèles les plus aboutis de la littérature comme nous allons le discuter dans le Chapitre 3

ainsi que sur la performance globale du réseau. Puis nous présentons et discutons la modélisation que nous proposons pour ce paramètre. Ceci constitue un premier pas vers un modèle analytique complet pour EDCA.

3.4 EFFET DU MODE CFB SUR LA PERFORMANCE GLOBALE

Avant de présenter notre approche de modélisation du mode de transmission en burst, essayons de montrer l'effet de ce mode de transmission sur les performances globales d'EDCA ainsi que sur les performances de chaque AC à part. Pour ce faire, une petite analyse par simulation a été réalisée. Cette dernière a été réalisée grâce au simulateur ns-2.28 [65] avec l'implémentation du groupe TKN d'EDCA [66].

3.4.1 TOPOLOGIE DE LA SIMULATION

La topologie utilisée est constituée de quatre stations sans fil, en contention pour l'accès au canal, un point d'accès et une station fixe filaire reliée au point d'accès. Toutes les stations sans fil envoient leurs données vers la station filaire à travers le point d'accès. Ces quatre stations sans fil et le point d'accès sont tous situés dans la même portée radio et sont distribués comme illustre la Figure 3.2.

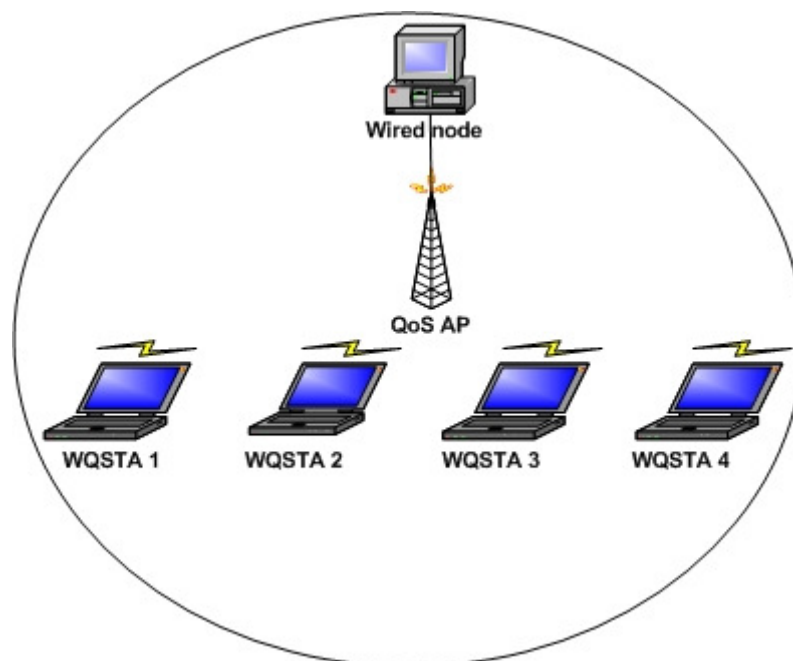


Figure 3.2 : Topologie de la simulation – Effet de TXOPLimit

Dans chaque station sans fil, les quatre ACs sont actives. Un trafic suivant la loi de Poisson, formé de trames de même longueur égale à 800 octets, est généré par chaque AC. Cette simulation a été réalisée avec différents taux d'arrivée de données allant de 20 Kb/s à 1800 Kb/s pour chaque AC au niveau de chaque station, donc le taux d'arrivée total dans le réseau varie de 320 Kb/s (non-saturation) à 28800 Kb/s (saturation complète).

Pour montrer l'effet du paramètre de différenciation TXOPLimit sur la performance, nous avons réalisé la simulation dans deux modes différents. Dans le premier mode, CFB est activé et les valeurs par défaut du standard du paramètre TXOPLimit sont considérées (0, 0, 6010 μ s, 3264 μ s) [18], alors que dans le deuxième mode, CFB est désactivé ; ce qui signifie que toutes les ACs ont le paramètre TXOPLimit égal à 0 (une seule trame est envoyée à la fois).

3.4.2 EFFET SUR LE DEBIT ATTEIGNABLE

La Figure 3.3 et la Figure 3.4 illustrent les résultats obtenus et mettent l'accent sur l'effet du CFB sur le débit atteignable par chaque AC et le débit total atteignable respectivement. En effet, on peut clairement remarquer dans la Figure 3.3 que plus la valeur de TXOPLimit est grande, plus l'amélioration en terme de débit est importante pour l'AC correspondante.

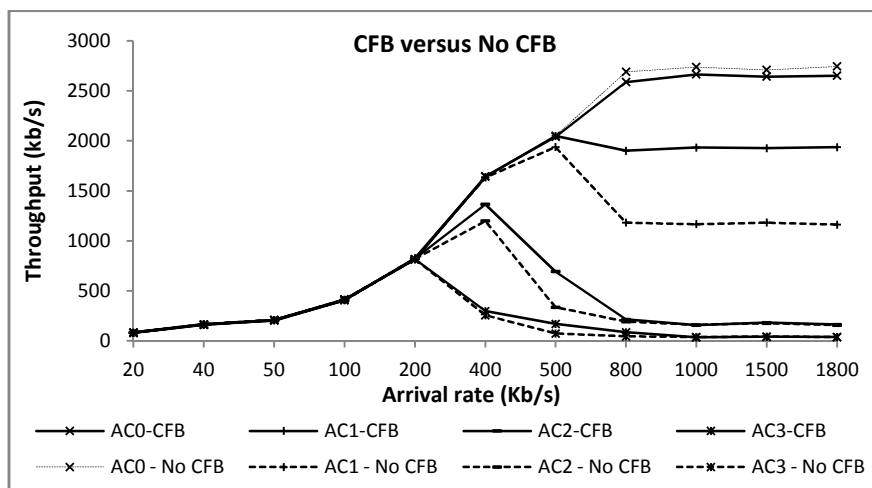


Figure 3.3 : Effet de CFB sur le débit atteignable par chaque AC

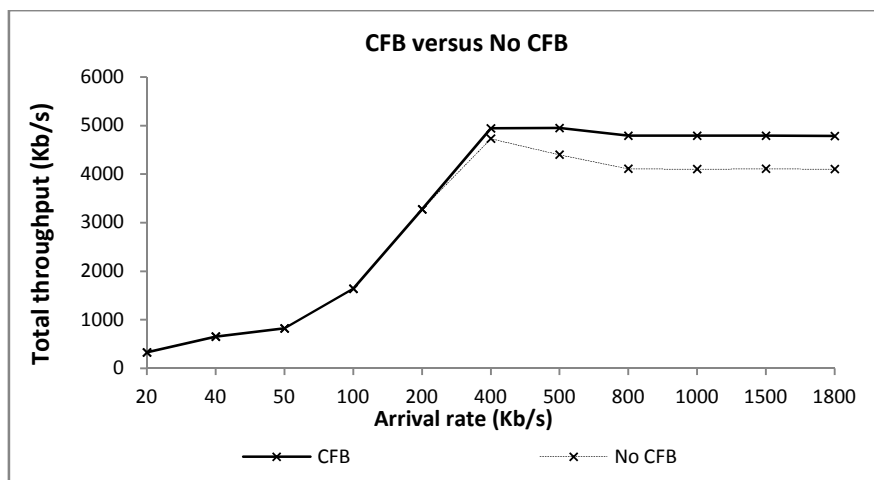


Figure 3.4 : Effet de CFB sur le débit total atteignable

Dans cette simulation, et avec l'utilisation des paramètres par défaut d'EDCA, l'influence positive de CFB apparaît plus particulièrement sur AC₁ qui représente le trafic vidéo. Ceci peut être expliqué par le fait que CFB permet aux applications vidéo de transmettre le plus

grand nombre de trames par burst au lieu d'une seule trame, et c'est bien l'objectif principal de 802.11e.

De plus, avec CFB, presque toutes les ACs améliorent leurs débits en comparaison au cas sans CFB. La performance globale du réseau s'en trouve donc améliorée et le canal radio mieux utilisé. Ceci est confirmé par la Figure 3.4, où le débit total disponible dans la région de saturation avec activation de CFB, est bien supérieur à celui obtenu sans l'activation de CFB. Ce résultat est expliqué par le fait que, la transmission en rafale (*burst transmission*), réduit le besoin de contention et donc la probabilité de collision. Ceci conduit à une utilisation plus efficace du canal radio. On retrouve dès lors les mêmes résultats que ceux obtenus dans [34], [35], [36] et [37].

3.4.3 EFFET SUR LE DELAI D'ACCES

Comme illustre la Figure 3.5, l'utilisation du CFB a un impact sur le délai d'accès moyen pour toutes les ACs. On s'intéresse ici aux délais d'accès moyens des AC₀ (voix) et AC₁ (vidéo), car les trafics «best effort» (AC₂) et «background» (AC₃) sont tolérants aux délais d'accès. Du fait que les délais des AC₀ et AC₁ sont très faibles par rapport à ceux des AC₂ et AC₃, la Figure 3.5 est tracée de telle sorte que le focus soit plus sur les délais d'accès de l'AC₀ et l'AC₁. On peut noter que le délai de l'AC₃ atteint rapidement de valeurs supérieures à 0.16 secondes lorsqu'on s'approche de la saturation (> 500 Kb/s).

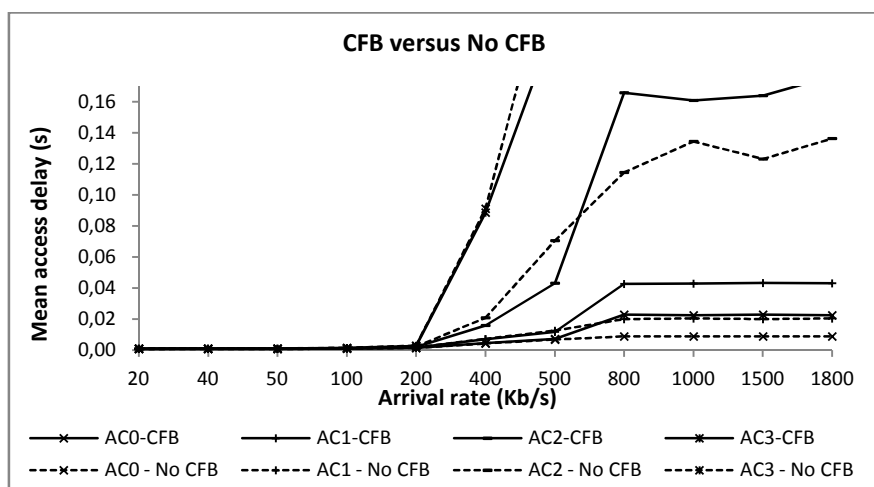


Figure 3.5 : Effet de CFB sur le délai d'accès de chaque AC

A partir de la Figure 3.5, nous pouvons remarquer qu'en mode CFB, le délai d'accès moyen pour toutes les ACs augmente. Ceci peut s'expliquer par le fait que, la transmission d'un ensemble de trames en rafale cause un temps d'attente additionnel pour les trafics des autres ACs en compétition pour l'accès au canal. La Figure 3.5 montre que les valeurs de délai d'accès obtenues en mode CFB pour la majorité des taux d'arrivée sont supérieures à celles obtenues sans CFB. En effet, cette transmission en groupe oblige les trafics en compétition d'attendre un temps additionnel, augmentant ainsi le délai d'accès moyen total de toutes les ACs. Ceci correspond parfaitement aux conclusions de [34], [35], [36] et [37].

qui démontrent également que l'utilisation de CFB peut augmenter le délai d'accès quand le réseau est faiblement chargé.

Les deux analyses ci-dessus (débit atteignable et délai d'accès), montrent clairement que la performance globale d'EDCA est influencée de manière significative par l'activation ou la désactivation du mode CFB. Dès lors, une bonne modélisation de cette caractéristique est importante lors de la proposition d'un modèle analytique complet pour EDCA. Cette modélisation de la transmission en burst par le biais de TXOPLimit est l'objet de la suite de ce chapitre.

3.5 MODELISATION DU TEMPS DE TRANSMISSION AVEC LE MODE CFB

L'effet du paramètre TXOPLimit se traduit principalement par une modification du temps de transmission dont dispose chaque AC, et par une diminution de la contention. Dans cette section, nous allons modéliser ce temps de transmission en mode CFB.

Comme nous allons voir plus tard dans ce manuscrit, la plupart des modèles analytiques proposés pour 802.11e EDCA ont été conçus dans les conditions de saturation [39], [40], [41], [42], [43], [44], [45], [46], [47], [48], [53], [54], [57], [58], [59] et [64]. Cette condition se traduit par l'hypothèse que chaque file d'attente d'une AC possède à tout moment des données à transmettre. Cependant, dans ces modèles, il est supposé que, une fois qu'une AC accède au canal, elle transmet une et une seule trame de donnée. Autrement dit, tous ces modèles sont conçus avec l'hypothèse que le paramètre de différenciation TXOPLimit est égal à zéro pour toutes les ACs, ou que le mode CFB est désactivé. Cette hypothèse facilite bien entendu le calcul analytique et rend le modèle plus simple en ce qui concerne le calcul du temps de transmission. Cependant, cette simplification conduit à des estimations incorrectes du débit disponible et du délai d'accès quand le mode CFB est utilisé dans le réseau comme nous l'avons démontré grâce aux simulations présentées dans la section 3.3.

En général, une AC peut accéder au canal dès qu'il y a une trame dans sa file en attente de transmission. Elle peut aussi accéder au canal en ayant un nombre de trames inférieur ou supérieur au nombre qu'elle peut transmettre durant la période spécifiée par TXOPLimit. Dans ce cas, plusieurs trames peuvent être transmises à la fois avec une seule contention. Dès lors, le nombre de trames transmises à chaque accès peut varier en fonction de la longueur de la file d'attente et en fonction de la valeur de TXOPLimit.

Dans la suite, nous calculons le temps de transmission d'une certaine AC_i ($i = 0..3$) une fois qu'elle accède au canal en considérant que le mode CFB est actif dans le réseau. Ceci signifie que l'AC_i peut transmettre plus d'une trame sans dépasser le temps maximum défini par la valeur de TXOPLimit_i.

Soit P le temps de transmission de données utiles et H le temps nécessaire pour transmettre l'entête⁵. Selon le mode d'accès, mode de base ou mode RTS/CTS, le temps de transmission d'une trame de données varie. Ce temps est nommé T_{s1} . Il est schématisé dans la Figure 3.6 et donné par les équations (3.1) et (3.2) pour les deux modes d'accès.

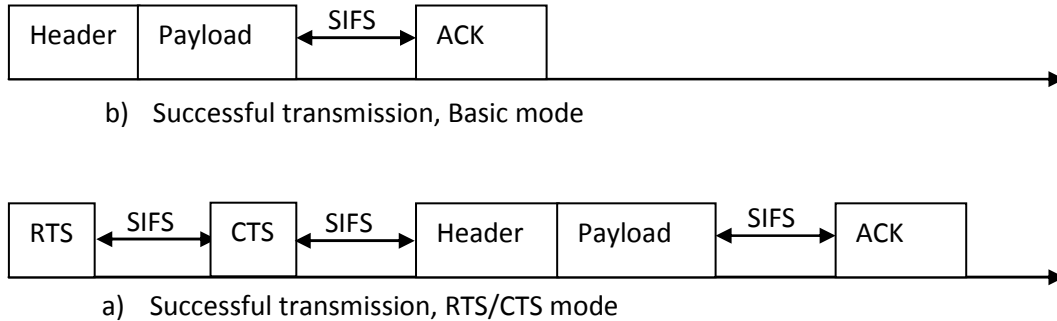


Figure 3.6 : Temps de transmission d'une trame de données – a) mode de base, b) mode RTS/CTS

En mode de base :

$$(3.1) \quad T_{s1} = H + P + \delta + SIFS + ACK + \delta$$

En mode RTS/CTS :

$$(3.2) \quad T_{s1} = RTS + \delta + SIFS + CTS + \delta + SIFS + H + P + \delta + SIFS + ACK + \delta$$

Où δ est le délai de propagation entre les stations.

Le nombre de trames pouvant être transmises par une AC_i durant son accès au canal, est limité par la valeur de $TXOPLimit_i$. Du fait que les trames transmises durant la période de $TXOPLimit_i$ sont séparées par un SIFS, On peut dire que pendant une durée $TXOPLimit_i$, l' AC_i peut transmettre un nombre de trames égal à :

$$(3.3) \quad N_{TXOPi} = \begin{cases} \left\lceil \frac{TXOPLimit_i}{T_{s1} + SIFS} \right\rceil (\text{partie entière}) & \text{si } TXOPLimit_i \neq 0 \\ 1 & \text{si } TXOPLimit_i = 0 \end{cases}$$

N_{TXOPi} constitue le nombre maximum de trames qu'une AC_i peut transmettre durant son accès au canal. Cependant, la file d'attente d'une AC_i donnée peut contenir, dans certaines conditions du taux d'arrivée de trafics, un nombre de trames inférieur à N_{TXOPi} , et dans d'autres conditions un nombre supérieur. Dans le premier cas, elle transmet uniquement les trames disponibles, alors que dans le second cas, elle transmet N_{TXOPi} trames. Dans le second cas, qui est celui de la saturation, le nombre de trames transmises est connu et peut être calculé par l'équation (3.3). Cependant, pour résoudre le problème du premier cas (cas de

⁵ H est séparé de P car l'entête et les données utiles sont transmises en utilisant des débits physiques différents

non-saturation), il est nécessaire de savoir la longueur de la file d'attente de l'AC_i à chaque accès au canal, ce qui n'est pas du tout évident. Ainsi, pour avoir une idée sur le nombre de trames existantes dans la file d'attente à chaque accès au canal, nous devons poser une hypothèse sur le modèle. Nous supposons ici que les files d'attente sont de type M/M/1 avec un processus d'arrivée de type poisson de paramètre λ paquets/s. Notons que le choix de ce type de file d'attente n'est pas fait pour mettre des hypothèses sur les délais (temps de service), il est fait uniquement pour approximer le nombre moyen de trames dans la file d'attente de chaque AC. Même si cette hypothèse n'est pas la plus réaliste, elle peut fournir des résultats qui permettront à notre modèle d'être traitable. D'autres modèles de files d'attente sont parfois utilisés dans la littérature sans pour autant être réalistes. Le plus répandu d'entre eux est le modèle de type M/G/1 qui est utilisé pour l'analyse des délais. Ce modèle de files d'attente a déjà été évoqué dans [67], [68] pour l'analyse du temps de service moyen dans le standard 802.11 et les auteurs ont montré qu'il peut fournir une bonne approximation du comportement du protocole. Cependant, si nous décidons d'utiliser ce type de file d'attente pour calculer le nombre moyen de trames dans la file d'attente, nous aurons besoin du moment d'ordre 2 du temps de service (c.à.d. le moment d'ordre 2 du délai d'accès dans notre cas) qui n'est pas du tout facile à déterminer. Notre choix d'utiliser le résultat du modèle M/M/1 pour le calcul du nombre moyen de trames dans la file d'attente. Ce dernier, nécessite uniquement la connaissance du moment d'ordre 1 du délai d'accès au canal. Ce dernier peut aisément être obtenu à partir de notre modèle comme nous allons le détailler plus tard dans le Chapitre 4 et le Chapitre 5.

En prenant cette hypothèse, le nombre moyen de trames dans le système est égal à :

$$(3.4) \quad N_{Avi} = \frac{\rho_i}{1-\rho_i}, \quad \rho_i = \lambda_i D_i \quad 0 \leq N_{Avi} \leq \infty$$

D_i est le délai d'accès moyen de l'AC_i et λ_i est le taux d'arrivée moyen de paquets au niveau de la file d'attente de l'AC_i.

Ainsi, nous supposons qu'à chaque accès au canal avant la saturation, l'AC_i trouve dans sa file d'attente un nombre de trames égal à N_{avi} . Le nombre de trames qu'elle peut donc transmettre à chaque accès au canal avant la saturation est toujours égal à N_{avi} . Ce nombre dépend du taux d'arrivée moyen des trames dans la file d'attente et du délai d'accès moyen au canal.

Pour finir, on peut déduire que dans le cas général, le nombre de trames transmises durant chaque accès au canal est :

$$(3.5) \quad N_{Transi} = \min(N_{Avi}, N_{TXOPi})$$

Et le temps de transmission durant chaque accès au canal pour toutes les ACs est obtenu par la relation suivante :

$$(3.6) \quad T_{si} = N_{Transi} (T_{s1} + SIFS) \quad 0 \leq i \leq 3$$

3.6 VALIDATION DU MODELE

Pour valider le modèle proposé pour le calcul du temps de transmission dans EDCA en mode CFB, un ensemble de simulations a été réalisé.

La topologie du réseau utilisée pour valider le modèle est la même que celle décrite dans la section 3.4. Cependant, ici, nous choisissons cinq stations sans fil au lieu de quatre. Le taux d'arrivée de paquets au niveau de la file d'attente de chaque AC varie entre 50 Kb/s et 2100 Kb/s. Le protocole physique choisi pour la validation est le 802.11b [2]. Les paramètres physiques de ce protocole figurent dans le Tableau 3.1. Les paramètres de 802.11e, comme AIFSN, CWmin, CWmax et TXOPLimit, sont les paramètres par défaut du standard [18] et sont présentés dans le Tableau 3.2. Les mêmes paramètres sont utilisés dans les simulations, afin de comparer les résultats de la simulation avec ceux du calcul analytique.

Pour démontrer la validité des équations proposées, des modifications dans l'implémentation du groupe TKN de 802.11e [66] ont été réalisées. Ce sont les modifications qui permettent d'obtenir la longueur de la file d'attente et le nombre de trames transmises à chaque accès au canal pour les quatre ACs.

Propagation Delay	64 μ s
Slot Time	20 μ s
SIFS	10 μ s
DIFS	50 μ s
Data Rate	11 Mb/s
Basic Rate	2 Mb/s
PLCP Data Rate	1 Mb/s
PLCP Header Length	48 bits
Preamble Length	144 bits
Mac Header Length	272 bits
Ack Length	112 bits

Tableau 3.1 : Paramètres physiques du standard 802.11b utilisés dans la validation

AC	AIFSN	CWmin	CWmax	TXOPLimit
AC ₀	2	7	15	3264 μ s
AC ₁	2	15	31	6016 μ s
AC ₂	3	31	1023	0
AC ₃	7	31	1023	0

Tableau 3.2 : Paramètres de différenciation par défaut d'EDCA utilisés dans la validation

3.6.1 ANALYSE DE LA DIFFERENTIATION

Avant d'entrer dans les détails de la validation du modèle proposé, nous voulons montrer rapidement par un graphique simple l'effet de la différenciation introduite dans EDCA sur le taux d'accès au canal de chaque AC. En fait, dans notre procédure de validation, nous sommes intéressés à surveiller tout au long de la simulation ce qui se passe au niveau de

chaque AC à chaque accès au canal. Ceci nous a permis de collecter des informations sur le taux d'accès au canal de chaque AC en fonction du taux d'arrivée des trames au niveau des files d'attente.

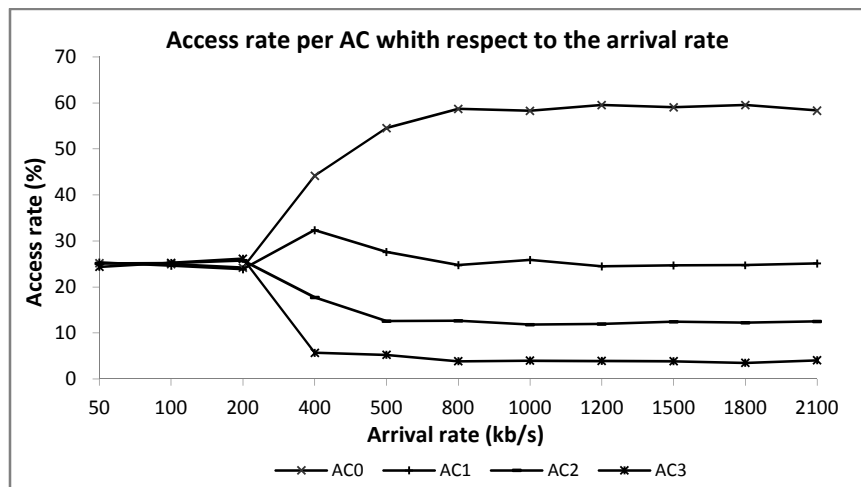


Figure 3.7 : Taux d'accès par AC en fonction du taux d'arrivée

La Figure 3.7 montre clairement que pour de faibles taux d'arrivée (jusqu'à 200 Kb/s), toutes les ACs ont des taux d'accès identiques au canal (25%), le réseau peut servir toutes les catégories d'accès avec succès. Quand le taux d'arrivée augmente, la différenciation entre les ACs devient plus claire. Quand les files d'attente deviennent saturées (> 800 Kb/s), l'AC la plus prioritaire (AC₀) obtient presque 60% de l'accès total, alors que l'AC la moins prioritaire (AC₃) ne peut dépasser 5% de l'accès total.

3.6.2 VALIDITE DU MODELE

Pour démontrer la validité des équations proposées, nous avons besoin de calculer les délais d'accès D_i . Or, l'obtention du D_i est complexe. En fait, il nous faut un modèle analytique complet capable de le calculer. Celui-ci est l'objectif du Chapitre 4 et du Chapitre 5, dès lors, et pour des buts de validation uniquement, nous décidons d'utiliser dans un premier temps, les valeurs du délai d'accès obtenues par les simulations.

Avec des trames de taille 800 octets utilisées dans notre scénario de simulation, c'est le mode de base qui est utilisé (la limite de fonctionnement en mode RTS/CTS, étant égale à 3000 octets, celle-ci n'est pas encore atteinte). En utilisant les paramètres du Tableau 3.1, le calcul de l'équation (3.2) permet d'obtenir le temps de transmission d'une seule trame. On obtient alors : $T_{s1} = 1066 \mu s$. Le calcul des N_{TXOP} selon l'équation (3.3) donne : $N_{TXOP0} = [3.03] = 3$, $N_{TXOP1} = [5.59] = 5$. TXOPLimit pour les AC₂ et AC₃ étant égal à 0, donc $N_{TXOP2} = N_{TXOP3} = 1$.

La Figure 3.8, la Figure 3.9 et la Figure 3.10 montrent la validité des équations proposées pour le calcul du nombre moyen de trames transmises à chaque accès au canal. Dans la Figure 3.8 et la Figure 3.9, on peut noter que dans la région de non-saturation, la longueur moyenne de la file d'attente (Q. L.) coïncide avec le nombre moyen de trames transmises (Nb. Fr.), ce nombre est inférieur à 1 en moyenne car dans la majorité du temps, la file

d'attente est vide et il n'y a pas de trames à transmettre. A chaque arrivée d'une trame, l'AC la transmet et passe à l'état d'attente avec une file d'attente vide.

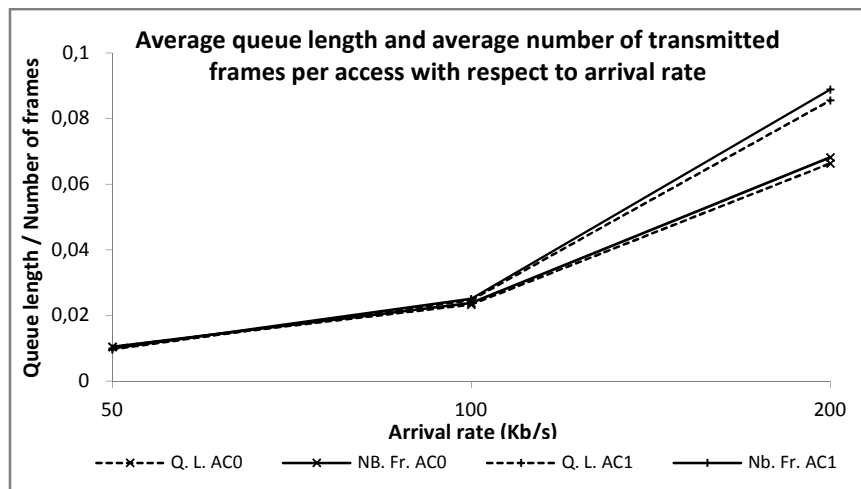


Figure 3.8 : Longueur moyenne de la file d'attente et nombre moyen de trames transmises par accès au canal - région de non-saturation (AC_0 et AC_1)

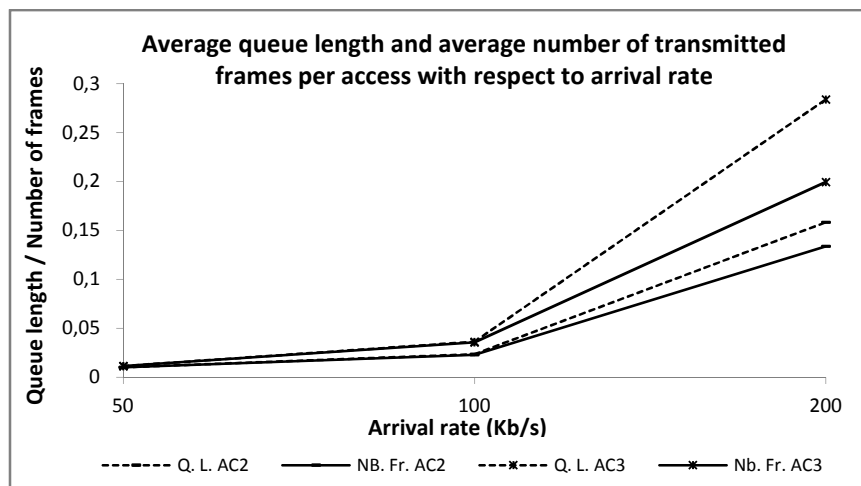


Figure 3.9 : Longueur moyenne de la file d'attente et nombre moyen de trames transmises par accès au canal - région de non-saturation (AC_2 et AC_3)

En s'approchant de la limite de transmission, la taille de la file d'attente commence à atteindre des valeurs supérieures à celles qui correspondent à $TXOPLimit_i$ et le nombre moyen de trames transmises commence à atteindre N_{TXOPi} , voir la Figure 3.10 et la Figure 3.11. Dans la Figure 3.10, nous ne traçons pas la longueur de la file d'attente car celle-ci tend vers des valeurs très grandes comparée au nombre de trames transmises par accès au canal. Ceci se voit clairement dans la Figure 3.11 qui récapitule les résultats pour toutes les régions de fonctionnement des files d'attente, de la non-saturation à la saturation complète.

Dans la Figure 3.10 et la Figure 3.11, on peut clairement noter que les N_{TXOPi} obtenus par simulation ($N_{TXOP0} = 3$, $N_{TXOP1} = 5$ et $N_{TXOP2} = N_{TXOP3} = 1$) correspondent à ceux obtenus à partir des équations du modèle ($N_{TXOP0} = [3.03] = 3$, $N_{TXOP1} = [5.59] = 5$ et $N_{TXOP2} = N_{TXOP3} = 1$).

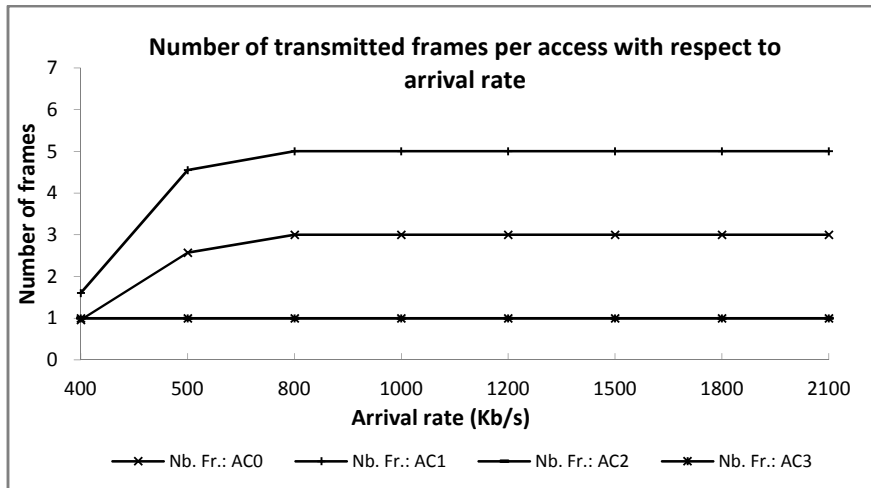


Figure 3.10 : Nombre moyen de trames transmises par accès au canal, avant et dans la région de saturation

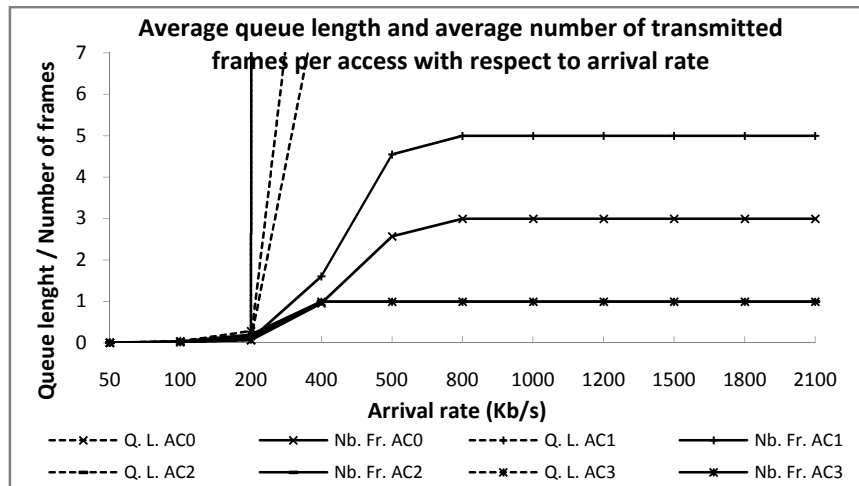


Figure 3.11 : Longueur moyenne de la file d'attente et nombre moyen de trames transmises par accès au canal pour toutes les ACs de la non-saturation à la saturation complète

On note ici que les valeurs moyennes de la taille des files d'attente et du nombre de trames transmises ont été calculées sur la totalité de la durée de la simulation lancée pour chaque valeur du taux d'arrivée. C.à.d., pour chaque valeur du taux d'arrivée, la simulation sous ns2 est lancée pour une durée de 300s, pendant cette durée de simulation, la taille de la file d'attente et le nombre de trames transmises pour chaque accès au canal sont notés et enregistrés (grâce aux modifications que nous avons faites dans le simulateur), puis à la fin de la simulation, les valeurs moyennes sont calculées et tracées dans les graphes ci-dessus.

Pour voir le nombre de trames transmises à chaque accès au canal dans les trois régions de fonctionnement, sur la Figure 3.12, la Figure 3.13 et la Figure 3.14 montrent les valeurs instantanées du nombre de trames dans la file d'attente de l'AC₁ et du nombre de trames transmises en fonction du temps de la simulation. Dans la région de non-saturation (Figure 3.12), la taille de la file d'attente est toujours égale au nombre de trames transmises car ce nombre est $< N_{TXOP1}$ (avoir un nombre de trames égal à 0 et 1 presque tout le temps, conduit à un nombre moyen de transmissions inférieur à 1).

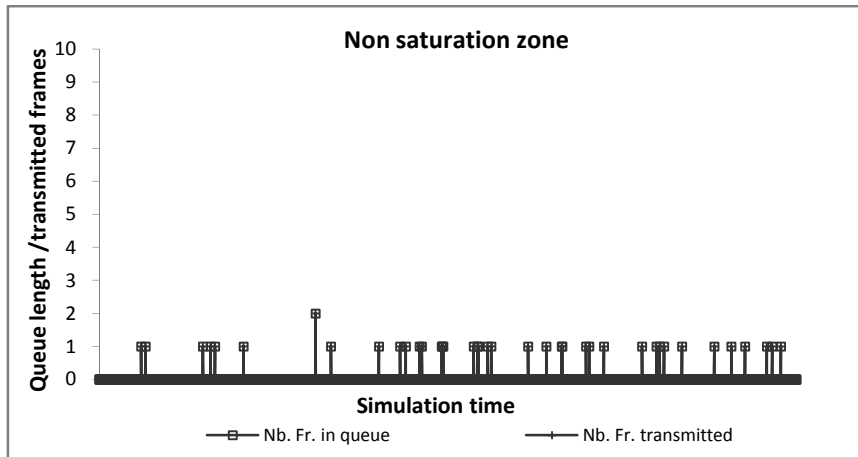


Figure 3.12 : Valeurs instantanées de la longueur de la file d'attente et du nombre de trames transmises pour l'AC₁ - région de non-saturation

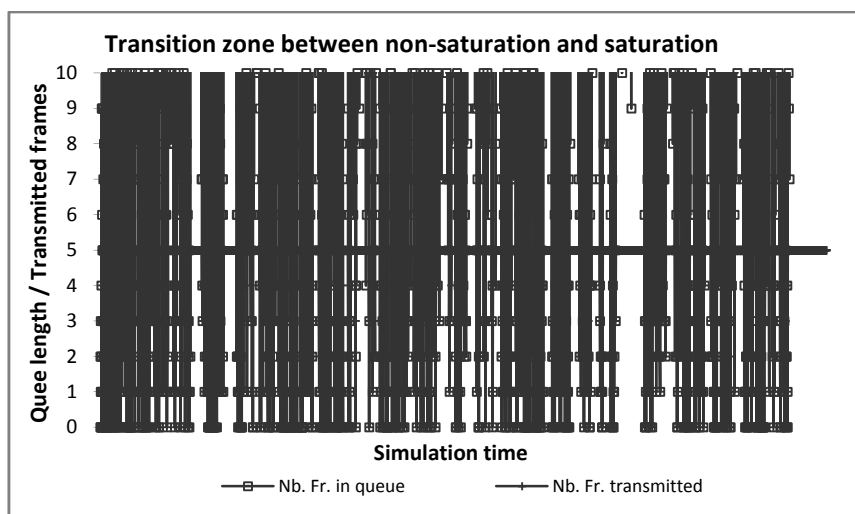


Figure 3.13 : Valeurs instantanées de la longueur de la file d'attente et du nombre de trames transmises pour l'AC₁ - région de transition

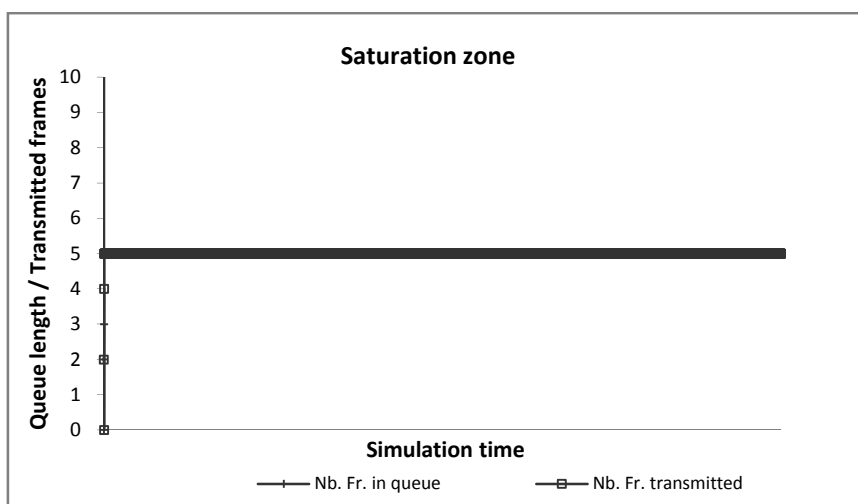


Figure 3.14 : Valeurs instantanées de la longueur de la file d'attente et du nombre de trames transmises pour l'AC₁ - région de saturation

Dans la région de transition, on a presque toutes les possibilités pour le nombre de trames transmises (0, 1, 2, 3, 4, 5) par accès au canal, et la taille de la file d'attente oscille entre 0 et l'infini. Dans les conditions de saturation, la longueur de la file d'attente tend vers l'infini et le nombre de transmissions est toujours égal à $N_{TXOP1} = 5$. Ces trois dernières figures montrent que l'approche que nous avons adoptée pour le calcul du nombre de trames transmises à chaque accès au canal dans les trois régions de fonctionnement est logique.

3.6.3 COMPARAISON PAR RAPPORT AUX TRAVAUX EXISTANTS

Il s'agit ici de valider notre modèle par rapport à la modélisation du temps de transmission. Ainsi, dans la Figure 3.15, nous effectuons une comparaison des temps de transmission quand CFB est désactivé et quand il ne l'est pas. Dans les deux cas, on trace les résultats de notre modèle et ceux des simulations.

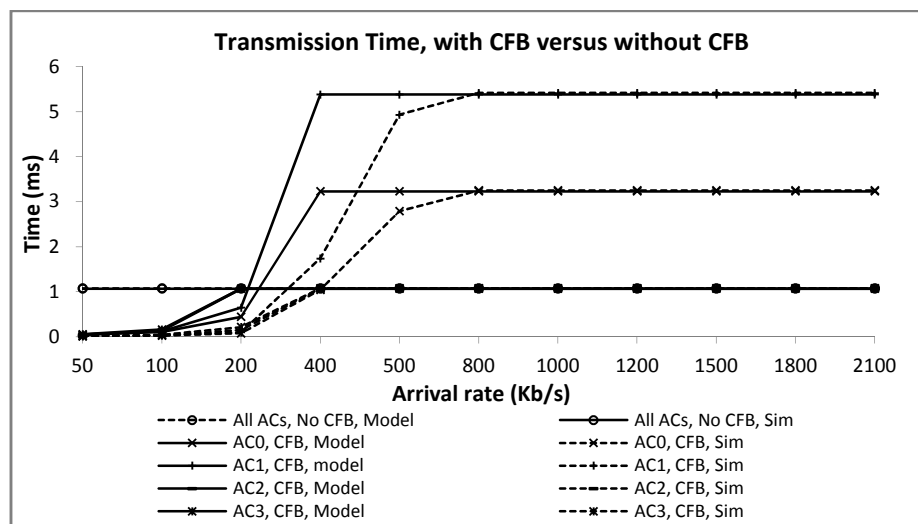


Figure 3.15 : Temps de transmission, modèles précédents, notre modèle, simulation

Dans cette figure, on remarque que le temps de transmission moyen obtenu en utilisant nos équations correspond bien à celui de la simulation. Ceci se voit clairement dans la région de saturation complète ($> 800\text{Kb/s}$) où $TXOPLimit$ limite ce temps de transmission et dans la région de non-saturation ($< 200\text{Kb/s}$) où la taille des files d'attente est très faible. Dans la région de transition (entre 200Kb/s et 800Kb/s), on remarque que pour AC_0 et AC_1 , le modèle tend plus vite vers la valeur asymptotique du temps de transmission de saturation. Ceci est dû au fait que l'estimation du nombre moyen des trames dans la file d'attente donne des valeurs supérieures à N_{TXOP} (voir Figure 3.11 pour le taux de 400Kb/s). Nous pouvons noter ici que l'erreur d'estimation du temps de transmission tracé dans la Figure 3.15 est en moyenne égale à 13,83 % pour AC_0 , 12,66 % pour AC_1 , 12,84 % pour AC_2 et finalement 12,09% pour AC_3 . L'effet de cette erreur d'estimation au niveau de la région de transition, sera discuté dans la section suivante.

La Figure 3.15 montre également une large différence entre les temps de transmission des deux modes de transmission (avec et sans CFB). En effet, les modèles précédents qui ne

prennent pas en considération TXOPLimit, supposent qu'une seule trame est transmise à chaque accès. Ils considèrent donc que le temps de transmission est toujours constant quelque soit le taux d'arrivée. Ce temps est presque égal à 1ms dans le cas de notre scénario, et il correspond au temps de transmission d'une seule trame. Dans notre modèle, le temps de transmission n'est pas constant tout le temps ; il dépend du taux d'arrivée de trames au niveau de la file d'attente. Ce temps passe de valeurs faibles dans la région de non-saturation pour atteindre des valeurs asymptotiques dans la région de saturation.

3.6.4 IMPACT DES HYPOTHESES FAITES SUR LE MODELE

Notre modèle suppose que les files d'attente sont infinies. Sachant que notre simulation utilise des files d'attente finies, il devient donc important de vérifier que l'hypothèse d'un processus de poisson avec une file d'attente de type M/M/1 est valide. Pour cela, il suffit de démontrer que l'équation (3.4) est valide dans ce contexte. Cette équation donne l'estimation de la longueur moyenne de la file d'attente et elle n'intervient dans le calcul du temps de transmission que lorsque le réseau se trouve dans les régions de non-saturation et de transition. Dans la région de saturation, le nombre de trames transmises ne dépend pas de la taille de la file d'attente, il dépend uniquement de TXOPLimit et il est tout le temps fixe et égale à N_{TXOP} (voir Figure 3.11 pour les taux d'arrivées > 800 Kb/s).

Sur la Figure 3.11 et la Figure 3.15, nous pouvons distinguer les deux régions à analyser : la région de non-saturation (< 200 Kb/s) et la région de transition (entre 200 et 800 Kb/s). Dans la région de non-saturation, il y a une très faible différence entre la longueur moyenne de la file d'attente et le nombre de trames transmises obtenu par les simulations (Figure 3.11). Comme cette différence n'est pas significative, on peut alors considérer que l'équation (3.4) donne une bonne approximation de la longueur moyenne de la file d'attente dans cette région et elle la modélise correctement. Le calcul du temps de transmission dans cette région donne des résultats satisfaisants comme le montre la Figure 3.15. Au niveau de la région de transition, les résultats ne correspondent pas complètement. En effet, on peut voir dans la Figure 3.15 qu'il y a une différence entre le calcul et la simulation. De même, on remarque dans la Figure 3.11 que la taille de la file d'attente tend rapidement vers l'infini au niveau de cette région. Cependant, cette différence n'a pas une influence forte sur notre modèle du fait que les valeurs issues du calcul sont supérieures aux N_{TXOP} correspondants aux différentes ACs. En effet, dans nos équations le nombre de trames transmises correspond à la valeur minimale entre N_{Avi} et N_{TXOPi} (voir équation (3.5)). Donc, bien que l'équation (3.4) ne modélise pas correctement cette région de transition, l'importante surestimation de la taille moyenne des files d'attente est atténuée par l'équation (3.5). Grâce à cela, le nombre de trames considérées comme transmises par notre modèle durant TXOPLimit reste acceptable par rapport au nombre de trames réellement transmises. Nous rappelons également que dans la région de saturation, le calcul et la simulation donnent des valeurs très grandes de la taille de la file d'attente, et dans cette région N_{TXOP} est considéré tout le temps. Nous pouvons donc conclure que le modèle est globalement valide, et que

l'erreur introduite dans la région de transition entre la non-saturation et la saturation est atténuée par la performance globale du modèle.

3.7 CONCLUSION

L'objectif de ce chapitre était de montrer l'effet du mode de transmission en burst dans EDCA par l'intermédiaire du paramètre de différenciation TXOPLimit, et de proposer un modèle analytique simple susceptible d'être incorporé facilement à un modèle plus global pour EDCA.

Dans une première partie, nous avons montré l'absence d'études de ce paramètre dans les travaux de la littérature. Nous avons vu par l'intermédiaire d'un simple exemple que les modèles analytiques qui ne considèrent pas cette caractéristique ne peuvent pas modéliser correctement le débit et le délai d'accès des différentes catégories d'accès dans EDCA.

Dans une deuxième partie, nous avons vu l'influence de ce paramètre de différenciation TXOPLimit sur la performance globale du réseau et sur la performance des quatre catégories d'accès (voix, vidéo, best effort et background). Nous avons vu que TXOPLimit entraîne une utilisation efficace du réseau par la diminution du taux de collision. Il permet par exemple de favoriser la transmission du flux vidéo par l'affectation de la plus grande valeur de TXOPLimit, comme indiqué dans les paramètres par défaut du standard.

Dans la troisième partie, nous avons présenté notre méthode de modélisation de l'effet de ce paramètre par le calcul du temps de transmission pour toutes les conditions de trafic, allant de la non-saturation à la saturation complète. Cette modélisation tient en compte la taille de files d'attente et la valeur de TXOPLimit pour les quatre ACs. Les équations proposées ont ensuite été analysées théoriquement et par simulation.

A partir des résultats obtenus dans ce chapitre, nous pouvons conclure que le paramètre de différenciation TXOPLimit a une influence non négligeable sur la performance du réseau. La non-prise en compte de ce paramètre dans la conception limite le modèle analytique résultant pour EDCA. Car le modèle sera incapable de prédire correctement le temps de transmission et donc les métriques de performance. Les équations analytiques que nous avons proposées permettent de pallier cette limitation. Elles peuvent donc être utilisées lors de la proposition d'un modèle analytique complet capable d'estimer, à chaque instant, le débit disponible et le délai d'accès pour toutes les ACs.

Ce modèle analytique complet fait l'objet des deux chapitres suivants. Dans le Chapitre 4, un modèle est proposé dans les conditions de saturation, alors que dans le Chapitre 5, il sera étendu pour être valable pour toutes les conditions de trafic, allant de la non-saturation jusqu'à la saturation complète.

CHAPITRE 4 MODELE ANALYTIQUE POUR 802.11E

EDCA DANS LE CAS DE SATURATION

4.1 INTRODUCTION

Dans le Chapitre 3, nous avons évoqué un problème essentiel dans les modèles analytiques proposés pour EDCA. C'est l'absence de l'un des trois paramètres de différenciation ; TXOPLimit. Nous avons proposé donc une solution pour la modélisation de ce paramètre afin qu'il soit pris en compte dans le modèle analytique global.

Toutefois, l'absence de TXOPLimit n'est pas le seul problème dans les modèles analytiques de la littérature. L'analyse détaillée et en profondeur des modèles existants montre plusieurs défauts à corriger. Le problème provient du fait que la majorité de ces modèles ont utilisé le modèle de Bianchi [69] - un modèle analytique proposé pour DCF – et l'ont simplement modifié pour la prise en compte de la différenciation par la fenêtre de contention. Malheureusement, plusieurs caractéristiques de la nouvelle procédure EDCA ont été ignorées et parfois faussement traitées.

Ainsi, nous avons choisi de ne pas utiliser même le meilleur de ces modèles dans un mécanisme de contrôle d'admission. Car, un modèle qui manque la bonne fidélité dans la prédiction ne peut pas être un bon outil pour un contrôle d'admission efficace.

Ceci nous a poussés à concevoir un nouveau modèle analytique pour EDCA, qui couvre toutes les caractéristiques de cette méthode d'accès en reflétant le comportement exact du protocole. Ce modèle doit être capable de fournir une bonne estimation des métriques de performance.

Du fait que la majorité des modèles analytiques et spécialement ceux les plus réussis ont été conçus dans les conditions de saturation, et pour pouvoir comparer notre proposition à l'un de ces modèles, nous allons présenter dans ce chapitre notre modèle dans les conditions de saturation. L'extension de notre modèle pour être valable dans toutes les conditions d'arrivées de trafics sera traitée dans le chapitre qui suit.

Ce chapitre est organisé comme suit : Dans la première partie, nous présentons une analyse détaillée des apports et des limitations des modèles analytiques de la littérature conçus dans les conditions de saturation. Nous classons ceux réalisés pour EDCA et ceux pour DCF pour illustrer l'évolution dans ce thème. A partir de cette analyse, nous identifions les limitations communes de ces modèles et clarifions nos objectifs et nos contributions. Dans la deuxième partie, nous détaillons notre méthode de développement d'un modèle analytique à base d'une chaîne de Markov à quatre dimensions et sa résolution. Une fois le modèle présenté, les équations de calcul du débit et du délai d'accès seront données. Pour finir, le modèle proposé est validé en comparant ses résultats aux résultats de la simulation ainsi qu'aux résultats d'un des modèles les plus aboutis de la littérature.

4.2 ETUDE DE L'EXISTANT

Dans les quelques années récentes, un grand nombre d'études ont été réalisées dans la littérature dans le but d'évaluer et d'analyser la performance des protocoles 802.11 DCF et 802.11e EDCF⁶/EDCA. Cette analyse de performance a été réalisée, non seulement par l'intermédiaire des simulations [17], [19], [20], [21], [22], [23], [24], [27], [34], [35], [36], [37] [70], [71], [72], [73], [74], [75], [76] et [77] mais aussi par des modélisations analytique ; [67], [68], [69], [78], [79], [80], [81], [82], [83], [84], [85] pour DCF et [39], [40], [41], [42], [43], [44], [45], [46], [47], [48], [53], [54], [56], [57], [58], [59], [60], [64], [86] pour EDCF/EDCA. Le but de ces travaux a été de prédire les métriques de performance afin de les utiliser dans le contrôle d'admission, ou dans le but de mieux comprendre le comportement de ces protocoles dans les différentes situations et configurations.

En général, on peut classer ces modèles analytiques dans deux groupes. Le premier englobe les modèles basés sur l'utilisation des chaînes de Markov discrètes, alors que le second regroupe ceux basés sur l'analyse des valeurs moyennes. Au mieux de notre connaissance, il n'existe pas d'étude comparative entre ces deux approches en ce qui concerne la validité et la fidélité de prédiction. Cependant, il apparaît que la première approche a eu un succès remarquable dans le domaine de la modélisation analytique du standard 802.11. La deuxième approche, malgré sa faible complexité numérique, néglige beaucoup de détails du système et impose un grand nombre d'hypothèses.

Les modèles analytiques eux-mêmes, peuvent également être classifiés dans deux autres groupes. Le premier regroupe les modèles qui supposent les conditions de saturation, et le second regroupe ceux qui peuvent être appliqués à toutes les conditions de trafics. Les conditions de saturation permettent de négliger la nature et les dynamiques des files d'attente et éloignent le besoin de la modélisation des caractéristiques de trafics. Dès lors, l'hypothèse des files d'attente saturées simplifie considérablement le modèle et facilite sa compréhension. Pour ces raisons, nous choisissons de commencer cette étude par une modélisation analytique dans les conditions de saturation. Dans ce qui suit, nous présentons une analyse détaillée des modèles analytiques de la littérature dans les conditions de saturation pour DCF et EDCF/EDCA.

4.2.1 LES MODELES ANALYTIQUES POUR DCF

Très tôt dans le domaine de la modélisation analytique, Cali [83] a effectué une analyse basée sur les valeurs moyennes pour estimer la capacité maximale du protocole DCF. Il a montré que, dans beaucoup de situations, le réseau fonctionne loin sa capacité limite maximale théorique, et pour l'atteindre il faut ajuster dynamiquement l'algorithme de

⁶ EDCF est l'ancien nom d'EDCA, Enhanced DCF.

backoff (fenêtre de contention). Tay et al. [84] ont aussi utilisé l'analyse basée sur les valeurs moyennes pour calculer le débit de saturation.

Les modèles analytiques basés sur les chaînes de Markov ont à peu près commencé avec le fameux modèle de Bianchi [69]. Bianchi a proposé un modèle basé sur une chaîne de Markov à deux dimensions pour modéliser le processus de backoff et prédire le comportement du mécanisme DCF. Ce modèle avait pour but d'estimer le débit de saturation et d'évaluer la performance du protocole. Pour améliorer le modèle de Bianchi [69], Wu [82] a étendu la chaîne de Markov pour prendre en compte la caractéristique de la limite de retransmission (*Retry Limit*). Cette dernière était ignorée dans [69]. Ziouva dans [85] a introduit un nouveau état de transition dans la chaîne de Markov de Bianchi dans le but d'introduire la caractéristique de suspension du compteur de backoff suite à une détection d'occupation du canal. Cette caractéristique a été aussi ignorée dans le modèle de Bianchi.

Carvalho [80] s'est intéressé au calcul du temps de service moyen dans DCF en se basant sur les résultats analytiques de Bianchi [69]. Vardakas [78] a également utilisé le modèle de Bianchi pour calculer le délai de bout en bout de la couche MAC. Dans [67] et [68] les auteurs cherchent à atteindre une approximation suffisamment correcte de la distribution du temps de service dans DCF en utilisant le modèle de Bianchi. Les auteurs de [81] ont repris le modèle de Wu [82] pour analyser le délai d'accès en fonction des valeurs de la limite de retransmission.

Pour finir, [79] se sert du modèle de Bianchi pour comparer analytiquement la méthode de base de réinitialisation de la fenêtre de contention après chaque transmission réussie à une proposition qui consiste à la diminuer lentement pour limiter les collisions.

✖ : signifie n'existe pas. ✓ : signifie existe

Model	Retry Limit	Backoff stop	Throughput	Delay
[69]	✖	✖	✓	✖
[82]	✓	✖	✓	✖
[85]	✖	✓	✓	✓
[80]	✖	✖	✖	✓
[78]	✖	✖	✖	✓
[67] , [68]	✖	✖	✖	✓
[82]	✓	✖	✓	✓
[79]	✖	✖	✓	✖

Tableau 4.1 : Comparaison des modèles analytiques pour DCF – Conditions de saturation

Le tableau 4.1 récapitule les propriétés des modèles cités ci-dessus. Ce tableau comparatif permet de donner une vue globale sur les contributions des modèles en termes de propriétés du protocole et de métriques de performances considérés. A partir de ce tableau, et à partir de l'étude historique des modèles analytiques pour DCF analysés ci-dessus, nous constatons deux approches : Certains modèles se concentrent sur l'introduction des caractéristiques manquantes dans le modèle de Bianchi et y montrent une validité supérieure, alors que d'autres se contentent d'utiliser le modèle de Bianchi tel qu'il

est pour calculer d'autres métriques de performance (le délai d'accès) ou bien pour évaluer analytiquement la performance du protocole. Nous concluons de cette étude que l'introduction d'une caractéristique manquante dans un modèle entraîne une validité supérieure du modèle résultant et conduit à des résultats plus précis comme démontré dans [82] et [85].

4.2.2 LES MODELES ANALYTIQUES POUR EDCA

Plusieurs modèles analytiques ont été proposés pour le standard 802.11e EDCA. Quelques uns [42], [44], [45], [46], [47], [48] [58] visent EDCF telle que définie dans une version draft, alors que d'autres [39], [40], [41], [43], [53], [54], [56], [57], [59], [60], [64], [86], [87], considèrent la version finale du standard [18].

Il existe donc un grand nombre de modèle analytiques de 802.11e EDCF/EDCA dans la littérature, chacun de ces modèles possède ses apports et ses améliorations par rapport aux précédents. En même temps, chacun de ces modèles souffre de ses propres défauts et limitations. Tous ces modèles cherchent en fait à obtenir une bonne approximation du débit atteignable par AC et/ou son délai d'accès au canal. Néanmoins, plusieurs questions restent encore posées :

- (i) Est ce que ces modèles fournissent une bonne compréhension du comportement du protocole EDCA ? Reflètent-ils correctement son fonctionnement et prédirent-ils fidèlement ses performances ?
- (ii) Est ce que ces modèles sont complets et peuvent-ils être appliqués à toutes les situations et configurations ?
- (iii) Lequel de ces modèles est capable de donner la meilleure estimation de métriques de performances ?

Dans ce qui suit, nous essayons de répondre à ces questions en analysant chaque modèle à part, puis nous discutons l'ensemble des modèles dans la conclusion.

Dans [86], Ling a étudié par la méthode des valeurs moyennes la performance du CSMA/CA et a étendu les équations obtenues pour DCF afin d'analyser la différenciation par CW, AIFS et TXOP. Le modèle analytique ne traite pas exactement EDCA et l'analyse de la différenciation est limitée par plusieurs simplifications. Par exemple, dans l'étude de la différenciation par TXOP, l'auteur a proposé de renverser le problème et étudier la différenciation par la taille des trames. L'étude manque également plusieurs caractéristiques du protocole comme la collision virtuelle (celle-ci n'était pas présente dans DCF) et la suspension du compteur de backoff.

Dans [59], les auteurs ont étendu le travail de Tay [84] et ont choisi l'analyse par valeurs moyennes pour introduire la différenciation par CW et AIFS. Dans ce travail, les auteurs négligent beaucoup de détails du système : il suppose une seule AC active dans une station et l'analyse est donnée pour seulement deux ACs. L'extension des équations proposées pour couvrir les quatre ACs n'est pas du tout évidente. De plus, dans [59] on ne trouve pas la

différentiation par TXOPLimit, et plusieurs caractéristiques d'EDCA y sont omises, comme par exemple la collision virtuelle et la limite de retransmission.

Xiao [42], [88], a étendu la chaîne de Markov de Bianchi à une chaîne de Markov à trois dimensions. Cependant, la première dimension est toujours constante et elle a pour valeur le numéro de l'AC étudiée. Ceci veut dire qu'on peut facilement supprimer la première dimension de la chaîne de Markov du modèle proposé dans [42] et on se retrouve avec une chaîne de Markov à deux dimensions pour chaque AC identique à celle de Bianchi. Ceci ne modifie en rien les résultats du modèle. Donc, bien que la contribution dans [42] peut être considérée comme un modèle basé sur une chaîne de Markov à deux dimensions, cette chaîne de Markov reste néanmoins identique à celle de Bianchi avec l'ajout de la limite de retransmission et de la suspension du compteur de backoff quand le canal est occupé. Toutefois, nous pouvons également identifier un défaut important dans le modèle introduit dans [42] ; c'est que l'auteur considère que c'est la probabilité de collision qui contrôle l'activité du compteur de backoff (décrémentement et suspension), ceci n'est pas correct, car en réalité l'activité du compteur de backoff est contrôlée par la probabilité d'occupation du canal. Une collision entraîne une occupation du canal mais l'inverse n'est pas vrai. De plus, dans [42], les auteurs ne considèrent pas la collision virtuelle dans leur modèle. Au final, le modèle de [42] est tout simplement un modèle de Bianchi amélioré pour l'analyse de la différenciation par CW, la différenciation par AIFS et TXOPLimit n'y existe pas.

Dans [48], Zhu and Chlamtac ont suivi la même approche, ils ont repris la chaîne de Markov de Bianchi en ajoutant la limite de retransmission pour faire la différenciation par CW. La différenciation par AIFS a été introduite par l'ajout du temps d'attente AIFS dans le calcul du temps de transmission. Ceci est très simple mais ne reflète pas suffisamment le bon fonctionnement du protocole.

Dans [43], [47] et [60], Hui prend les points forts des trois approches de modélisation analytique, [69], [83] et [84] et essaie de les combiner ensemble pour obtenir un modèle unifié valide et non complexe pour EDCA. Cependant, [60] a utilisé la même chaîne de Markov que celle de Bianchi et par suite son modèle souffre des mêmes limitations de ce dernier. C. à. d. ni la limite de retransmission, ni la suspension du compteur de backoff ne sont considérés dans son modèle. De plus, [60] suppose avoir une seule AC active dans une station et néglige donc l'effet des collisions internes. Une autre limitation de [60] réside dans la manière avec laquelle la différenciation par AIFS est considérée. En fait, dans la description finale du standard [18], AIFS coopère avec le compteur de backoff et elle est utilisée après chaque suspension du compteur de backoff avant la reprise de la décrémentement. Du fait que le modèle ne considère pas la suspension du compteur de backoff ; il ne peut pas aussi considérer correctement cette caractéristique de coopération entre l'AIFS et le backoff. Pour finir, [60] prend en considération la différenciation par CW. Il considère partiellement la différenciation par AIFS mais il ne considère pas la différenciation par TXOPLimit.

Xu et al. [46] ont proposé un modèle analytique pour EDCF à base d'une chaîne de Markov multidimensionnel, où le nombre de dimensions dépend du nombre de flux actifs

dans le réseau. Il est bien clair qu'une telle approche souffre d'une complexité croissante. De plus, plusieurs aspects du protocole n'y sont pas traités, comme la limite de retransmission, la collision interne et la suspension du compteur de backoff. Par suite la différenciation par AIFS est partiellement faite, celle par CW est bien réalisée mais celle par TXOPLimit n'y existe pas.

Robinson et al. [58] Étudie en détail l'effet de la période de post collision par l'introduction des probabilités de transmission spécifiques aux différentes zones de contention causées par la différence entre les valeurs des différents AIFS. Ce modèle a apporté quelque chose de nouveau dans le domaine de la modélisation analytique d'EDCA. Cependant, il reste limité par les différentes approximations qui y sont faites. Tout d'abord, on trouve la décomposition de la chaîne de Markov en plusieurs parties, chaque partie représente une caractéristique donnée (une pour le backoff, et une autre pour les zones de contention). De plus, le modèle ne considère pas les collisions internes car il est limité au cas où chaque station possède une seule AC active. Ainsi, uniquement deux ACs sont considérés. Donc, selon la méthode proposée, l'extension du modèle au cas général où plusieurs/ toutes les ACs sont actives dans la même station n'est pas évidente et rend le modèle complexe.

Dans [57], les auteurs ont repris le travail de [58] et ils ont réutilisé le concept des probabilités de transmission spécifiques aux zones de contention dans leur modèle, ils ont de même essayé d'ajouter les collisions virtuelles en étendant les équations, mais ils n'ont pas vraiment réussi car ils n'ont pas pu valider cette caractéristique dans leur simulation où on ne trouve toujours que deux ACs dans le réseau et avec une seule AC active par station. Nous n'oublions toujours pas de dire que [57] et [58] n'ont pas introduit la caractéristique de suspension du compteur de backoff et par suite la différenciation par AIFS n'est pas toujours complète.

De même, [53] a associé le travail de [58] et de [54] pour faire un modèle qui considère à la fois les zones de contention différenciées par AIFS, et la propriété de suspension du compteur de backoff pour un canal occupé. Son travail reste limité par les mêmes aspects que [58] et [54], par exemple la considération d'une seule AC par station avec uniquement deux ACs dans le réseau. Il n'est donc pas facile de l'étendre.

Dans [54], Kong et al. ont mis le focus sur la possibilité de suspension répétée du compteur de backoff d'une station suite à des transmissions consécutives multiples des autres stations. Ils ont essayé de modéliser la caractéristique de suspension du backoff et la différenciation par AIFS par l'ajout d'une troisième dimension à la chaîne de Markov. Contrairement aux autres modèles, le modèle de [54] couvre un grand nombre de caractéristiques d'EDCA (Collision virtuelle, limite de retransmission, suspension du backoff), mais il manque la différenciation par TXOPLimit et présente un défaut dans la modélisation de la différenciation par AIFS. En fait, les auteurs de [54] considèrent que durant le temps d'attente AIFS, si le canal est détecté occupé par une AC dans un slot de temps donné, cette AC stoppe l'attente. Une fois que le canal redevient libre, elle reprend l'attente à partir de la valeur à laquelle elle s'est arrêtée. Ceci reflète une mauvaise compréhension de la

procédure EDCA, car on n'a pas une suspension de l'attente durant AIFS, et si le canal est détecté occupé pendant la période AIFS, l'AC doit ré-attendre une durée complète AIFS.

Autres tentatives [41], [44], [56] et [64], ont essayé de bien modéliser la procédure d'attente AIFS par l'ajout d'une troisième voire quatrième dimension dans la chaîne de Markov. Cet ajout était nécessaire pour mieux prendre en compte la caractéristique d'attente AIFS après chaque suspension du backoff. Toutefois, du fait que ces modèles prennent chaque AC séparément (une chaîne de Markov spéciale pour chaque AC en fonction de la valeur de l'AIFS correspondant), l'analyse correspondante à chaque AC doit être réalisée aussi séparément. Ceci rend la modélisation d'EDCA très complexe car ces modèles ne peuvent pas être utilisés quelles que soient les valeurs du paramètre AIFS.

Récemment, Yan et Pan [39] ont essayé de traiter correctement AIFS et sa coopération avec le backoff dans EDCA comme définie dans le standard [18]. Ils ont bien modélisé la reprise de l'attente pour une durée complète AIFS à chaque fois que le canal est détecté occupé. Mais, malheureusement, leur analyse contient quelques erreurs et ambiguïtés. Tout d'abord, ils utilisent la probabilité que le canal soit occupé (p_b) dans les équations sans la définir. Puis, ils mélangent entre la probabilité d'occupation du canal et la probabilité de collision comme dans [42]. De plus, malgré qu'ils aient réussi à introduire la caractéristique AIFS correctement dans leur modèle, ils l'ont introduit de nouveau dans le calcul du temps de transmission et de collision d'une trame, comme si cette caractéristique devrait être prise en compte deux fois.

Après cette analyse détaillée des modèles majeurs de la littérature, nous récapitulons dans le Tableau 4.2 les caractéristiques de ces modèles en ce qui concerne les paramètres de différenciation pris en compte, quelques caractéristiques de fonctionnement d'EDCA et les métriques de performance fournis.

✗ : signifie n'existe pas. ✓ : signifie existe. ✓ - ✗ : signifie existe avec limitation

Model	CW	AIFS	TXOPLimit	Retry Limit	Backoff stop	Internal Collision	Throughput	Delay
[86]	✓	✓ - ✗	✗	✓	✗	✗	✓	✓
[59]	✓	✓ - ✗	✗	✗	✗	✗	✓	✗
[42], [88]	✓	✗	✗	✓	✓ - ✗	✗	✓	✓
[48]	✓	✓ - ✗	✗	✓	✗	✗	✓	✗
[60], [43]	✓	✓ - ✗	✗	✗	✗	✗	✓	✓
[46]	✓	✓ - ✗	✗	✗	✗	✗	✓	✓
[58]	✓	✓ - ✗	✗	✓	✗	✗	✓	✗
[57]	✓	✓ - ✗	✗	✓	✗	✓ - ✗	✓	✗
[53]	✓	✓ - ✗	✗	✓	✓	✗	✓	✗
[54]	✓	✓ - ✗	✗	✓	✓	✓	✓	✓
[39]	✓	✓ - ✗	✗	✓	✓	✓	✓	✗
[56], [44]	✓	✓ - ✗	✗	✓	✓	✓	✓	✗
[64]	✓	✓ - ✗	✗	✓	✓	✓	✓	✓
[41]	✓	✓ - ✗	✗	✓	✓	✓ - ✗	✓	✓

Tableau 4.2 : Comparaison des modèles analytiques pour EDCF/EDCA – Conditions de saturation

Ce tableau montre comment la modélisation d'EDCA a évolué durant ces dernières années, les aspects pris en compte dans chaque modèle et les problématiques communes à tous ces modèles. D'après ce tableau, nous pouvons établir les trois conclusions suivantes :

- (i) Un grand nombre de modèles utilisent le modèle de Bianchi avec sa chaîne de Markov à deux dimensions, et le modifie simplement pour prendre en considération différentes fenêtres de contention pour les différentes ACs.
- (ii) Certains modèles ont fait des avancées dans l'analyse, et ont essayé d'introduire correctement la différenciation par AIFS.
- (iii) Aucun modèle n'a pas considéré la différenciation par le biais de TXOPLimit.

De même, en se basant sur le Tableau 4.2, nous pouvons identifier les modèles les plus aboutis de la littérature. Ce sont les modèles de [54] et de [64]. Le modèle de [64] est limité par le fait qu'il considère une chaîne de Markov distincte pour chaque AC et pour des cas particuliers des valeurs des AIFS alors que [54] est plus général. Ainsi, ce dernier peut être considéré le plus aboutis de l'ensemble des modèles discutés dans cette section.

4.2.3 PROBLEMATIQUES COMMUNES AUX MODELES DE LA LITTERATURE

L'étude comparative que nous avons décrite dans la section précédente montre clairement que tous ces modèles, malgré qu'ils soient nombreux, ne sont pas complets en ce qui concerne la prise en considération de toutes les caractéristiques d'EDCA et tous les paramètres de différenciation. Ils restent donc incomplets et non suffisamment valides pour refléter exactement le comportement d'EDCA. Ceci peut être expliqué par les trois points suivants :

- Les modèles manquent une ou plusieurs caractéristiques du protocole : En fait, comme nous l'avons vu dans la section précédente, et comme le montre le Tableau 4.2, on trouve une tendance dans les modèles à introduire de nouvelles caractéristiques d'EDCA qui n'étaient pas présentes dans les modèles précédents. Ceci est justifié par le fait que l'ajout d'une caractéristique manquante dans un modèle aboutit toujours à une meilleure validité. Le Tableau 4.2 montre comment la modélisation d'EDCA a évolué et s'est amélioré avec le temps et comment les modèles les plus récents introduisent plus de propriétés par rapport aux premiers. Cependant, ces modèles restent incomplets.

- Certains modèles illustrent une mauvaise compréhension du standard EDCA, ou bien ils utilisent la version antérieure EDCF : Comme nous l'avons vu, certains modèles ont été développés en se basant sur EDCF, alors que d'autres, malgré qu'ils se soient basés sur le standard EDCA [18], n'ont pas pu modéliser correctement quelques propriétés modifiées dans la version finale du standard. C'est l'exemple de la procédure d'attente AIFS et de sa coopération avec la procédure de backoff. On voit clairement dans le Tableau 4.2 que même les modèles qui ont considéré la différenciation par AIFS et qui ont essayé de la modéliser correctement n'ont pas pu le faire sans avoir de nombreuses limitations. Après chaque suspension du compteur de backoff, le canal doit être détecté libre durant une période

complète AIFS avant de réactiver le compteur de backoff de nouveau. La majorité des modèles discutés précédemment n'ont pas pu modéliser cet aspect correctement. Actuellement, tous les modèles qui sont basés sur des chaînes de Markov bidimensionnelles (une pour le compteur de backoff et l'autre pour l'étage de backoff) ne peuvent pas modéliser ce phénomène de coopération entre l'AIFS et le backoff. La bonne modélisation d'EDCA avec cette caractéristique impose l'ajout d'une troisième dimension et une chaîne de Markov à trois dimensions est le minimum nécessaire pour bien modéliser BDCA.

- Les modèles n'ont pas pris en considération les trois paramètres de différenciation :
Presque tous les modèles analytiques ne considèrent pas la différenciation par TXOPLimit. Comme nous l'avons vu dans le Chapitre 3, TXOPLimit est l'une des contributions majeures du standard 802.11e ; Il est l'un des trois paramètres de différenciation de services, et il joue un rôle important dans l'amélioration de performances des applications multimédia qui sont gourmandes en bande passante comme la vidéo. Malgré son importance, TXOPLimit a été ignorée dans tous les modèles analytiques discutés ci-avant. Un modèle qui ne considère pas TXOPLimit peut être utilisé uniquement quand ce paramètre est désactivé. Ce qui rend le modèle incomplet et inapplicable à toutes les configurations et situations.

Après cette étude détaillée des contributions et des limitations des modèles de la littérature, nous voulons souligner qu'il pourrait exister d'autres modèles qui ne sont pas présentés et discutés ici. Cependant, nous pouvons affirmer que cette étude couvre les modèles les plus importants. Les autres modèles ne constituent que des petites dérivations de ceux que nous avons choisi de traiter dans cette étude d'état de l'art.

L'ensemble des problématiques communes à tous ces modèles nous a motivés à intervenir dans le domaine de la modélisation pour proposer un modèle analytique complet pour EDCA. Les objectifs de notre modèle et ses contributions par rapport à l'existant sont détaillés dans la section suivante.

4.3 OBJECTIFS ET CONTRIBUTIONS DU MODELE PROPOSE

Suite à l'ensemble des problématiques détaillées dans la section précédente, nous trouvons qu'il est nécessaire d'avoir un nouveau modèle analytique, valide, complet et capable de refléter fidèlement le comportement d'EDCA. Pour atteindre ce but :

- (i) Notre nouveau modèle doit avant tout capturer toutes les caractéristiques spécifiques de qualité de service dans EDCA telles que définies dans le standard [18] et les modéliser correctement. Pour atteindre cet objectif, une compréhension en profondeur du comportement d'EDCA, de ses caractéristiques et de son fonctionnement doit être réalisée. Cette compréhension nous permet d'identifier les différentes étapes dans lesquelles une AC peut transiter durant son cycle de transmission et par la suite faciliter l'intégration de toutes les caractéristiques du protocole ainsi que de la coopération entre ces caractéristiques. Tous les aspects du protocole, comme la procédure d'attente AIFS, la suspension du compteur de

backoff, les collisions virtuelles entre les ACs d'une même station, les collisions externes avec les autres stations du réseau, la période de post-collision et la limite de retransmission doivent être présentes dans notre modèle.

- (ii) Le nouveau modèle doit correctement considérer la procédure AIFS et sa coopération avec la procédure de backoff comme spécifiée dans le standard.
- (iii) Le nouveau modèle doit prendre en compte correctement la différenciation par TXOPLimit, il doit donc refléter l'impact des trois paramètres de différenciation : CW, AIFS et TXOPLimit sur la performance du système.
- (iv) Le nouveau modèle doit fournir, pour chacune des quatre catégories d'accès, le débit atteignable et le délai d'accès moyen par l'intermédiaire des équations analytiques.

4.4 LE MODELE ANALYTIQUE

4.4.1 SUPPOSITIONS ET CADRE DU MODELE

Avant de présenter le modèle, nous spécifions tout d'abord le contexte dans lequel notre modèle est applicable.

- (i) Le modèle suppose que le nombre de stations physiques actives est bien connu, soit M ce nombre. L'obtention de ce nombre par le point d'accès est facile. Car ce dernier connaît à tout moment le nombre de stations actives qui lui sont associées.
- (ii) Toutes les stations sont placées dans la même proximité radio, donc à un seul saut du point d'accès. C'est le cas d'une utilisation domestique de ce type de réseau par exemple.
- (iii) Dans chaque station physique, les quatre catégories d'accès sont actives en même temps. Le cas où les stations ne contiennent qu'une seule AC active sera alors un cas particulier de notre modèle.
- (iv) On suppose avoir un environnement physique idéal où il n'y a ni d'erreurs physiques sur le canal, ni le problème de la station cachée. Ceci veut dire que toute erreur de transmission est le résultat d'une collision. La prise en compte des caractéristiques du canal physique nécessite plus de complexité. Elle constitue une des perspectives de cette recherche.
- (v) Pour le moment, nous considérons la région de saturation, ceci se traduit par l'hypothèse que toutes les files d'attente des quatre ACs possèdent suffisamment de données à transmettre à la fin de chaque transmission. L'extension pour toutes les conditions de trafic est importante. Ainsi, nous allons lui consacrer le chapitre suivant.

4.4.2 L'APPROCHE SUIVIE POUR LE DEVELOPPEMENT DU MODELE

Pour pouvoir modéliser toutes les caractéristiques d'EDCA et pour pouvoir répondre aux objectifs cités dans la section 4.3, nous trouvons utile d'énumérer tous les états par lesquels une AC donnée transite durant son cycle de transmission, à partir de la préparation d'une

tentative de transmission, jusqu'à l'achèvement de la transmission ou le rejet des trames. Et ceci, en suivant l'opération du mécanisme d'accès EDCA comme nous l'avons expliqué et détaillé dans le Chapitre 2

De plus, le fait de suivre l'évolution des états d'une AC avec le temps, à partir de l'instant où une nouvelle trame arrive en tête de la file d'attente jusqu'à l'instant de sa transmission, va nous permettre de calculer le délai d'accès par simple addition des temps d'attente dans chaque état.

La modélisation à base de la chaîne de Markov permet de suivre facilement l'évolution des états des ACs pendant le cycle de transmission. Ainsi, nous allons l'adopter dans notre approche. Cependant, nous n'allons pas nous limiter aux deux dimensions seulement qui permettent de suivre uniquement l'évolution des états de backoff comme dans le cas du modèle de Bianchi [69] qui est développé pour DCF, et aussi des modèles développés pour EDCA et qui souffrent de beaucoup de limitations causées par l'utilisation de deux dimensions uniquement comme nous l'avons souligné. Par contre nous allons utiliser une chaîne de Markov à quatre dimensions. En fait comme nous l'avons montré dans les sections 4.2 et 4.2.3, une chaîne de Markov à trois dimensions est le minimum nécessaire pour modéliser correctement les caractéristiques d'EDCA. Nous ajoutons une quatrième dimension pour différencier entre les différents états du cycle de transmission comme nous l'expliquons dans la suite. Cette approche est la clé qui permet à notre modèle d'être complet, et qui le différencie de tout autre modèle existant.

Bien évidemment, nous présentons le diagramme de transition d'états pour une AC et non pas pour la station toute entière. Chaque AC dans une station se comporte dans EDCA comme une station virtuelle, elle a sa propre procédure de backoff et ses propres paramètres d'accès. On peut ainsi considérer séparément les collisions internes et externes, de même que les différents paramètres de différenciation de services. Dans ce diagramme de transition, le temps est divisé en slots, et chaque état représente une AC dans un slot de temps donné. Ce temps se décrémente d'un slot à chaque transition d'un état à un autre. A la fin de chaque slot de temps, arrive un événement qui cause la transition de l'AC à un autre état. Dans certaines conditions, une station peut rester dans le même état pendant que le temps se décrémente.

Pour proposer un modèle réel, nous groupons les états qu'une AC peut occuper dans un slot de temps choisi aléatoirement en six périodes représentant les opérations d'EDCA. Ce sont les périodes suivantes :

- (i) *La période AIFS (AIFS)* : Dans cette période, l'AC passe son temps à écouter le canal dans le but de le trouver libre pendant une période de temps complète AIFS (AC). Des périodes AIFS peuvent se réaliser dans différentes situations ; au début de chaque essai de transmission et après chaque suspension du compteur de backoff, avant sa réactivation.

- (ii) *La période de backoff (Backoff)* : Ici, l'AC est en train d'exécuter la procédure de backoff et de décrémenter son compteur à chaque slot de temps. Dans chaque état durant cette période, l'AC se trouve dans un étage de backoff bien déterminé et elle possède une valeur spécifique du compteur de backoff.
- (iii) *La période de suspension du compteur de backoff (Frozen)* : Si une autre AC ou une station accède au canal pendant que l'AC en question est en train d'exécuter sa procédure de backoff, cette dernière suspend son compteur de backoff et attend un certain nombre de slots de temps avant d'entrer de nouveau dans la période AIFS et puis retourne de nouveau à son dernier état de backoff.
- (iv) *La période de collision (Collision)* : Dans cette période, l'AC est en train de détecter une collision, elle entre dans une période de collision avant de passer à l'étage de backoff suivant.
- (v) *La période de post collision (Post collision)* : Après chaque collision, l'AC écoute le canal et attend qu'il soit libre pour une durée bien déterminée.
- (vi) *La période de transmission (Transmission)* : l'AC transmet les données en attente dans la file d'attente jusqu'à ce que la limite de TXOP soit atteinte.

Après cette description générale de notre approche pour la modélisation d'EDCA, passons maintenant à la modélisation mathématique de la chaîne de Markov.

4.4.3 LA CHAÎNE DE MARKOV DU SYSTEME

La chaîne de Markov que nous proposons est une chaîne discrète à quatre dimensions. La première dimension $a(t)$ indique la période occupée par l'AC à l'instant t , la deuxième $s(t)$ indique l'étage de backoff et la troisième $b(t)$ représente la valeur du compteur de backoff à l'instant t . Pour finir, la quatrième dimension $r(t)$ indique le temps restant pour quitter la période occupée par l'AC comme nous l'expliquons en détails dans la suite de ce chapitre.

Le processus $(a(t), s(t), b(t), r(t))$ est supposé constituer une chaîne de Markov discrète à quatre dimensions sous les conditions que les probabilités de transitions entre les états - la probabilité de collision d'une AC donnée p_c , et la probabilité que le canal est occupé p_b - restent constantes. En réalité, ces probabilités ne sont pas constantes dans le temps et elles dépendent de beaucoup de facteurs (nombre de retransmissions, autres stations dans le réseau et autres flux dans la même station). Cependant, la détermination de la variation de ces probabilités avec les différents facteurs influençants n'est pas évidente. D'autre part, l'étude du processus $(a(t), s(t), b(t), r(t))$ avec des probabilités de transition variables engendre beaucoup de complexités. Pour ces raisons, nous allons supposer, comme dans tous les modèles de la littérature, que ces probabilités de transitions sont constantes. Notons ici que la probabilité p_c comporte deux parties : la probabilité de collision externe avec les autres stations du réseau, et la probabilité de collision interne ou virtuelle avec les autres ACs de priorité supérieure de la même station. Nous allons différencier entre ces deux probabilités et les calculer séparément lors de la résolution du système.

A chaque slot de temps, l'état de chaque AC est déterminé complètement par le quadruplet (i, j, k, d) .

- (i) La première variable i représente la période ($i=A$ pour AIFS, F pour Frozen, B pour Backoff, C pour Collision, PC pour Post-collision et T pour Transmission). Cette variable est nécessaire pour la bonne compréhension de l'évolution entre les états et pour pouvoir intégrer toutes les caractéristiques d'EDCA.
- (ii) La deuxième, j représente l'étage de backoff ou le nombre de retransmissions ($j=0, 1, 2, \dots, m$, m étant la limite de retransmission).
- (iii) La troisième, k contient la valeur du compteur de backoff et prend sa valeur uniformément dans l'intervalle $[0, w_j]$, w_j dépend de l'étage de backoff et satisfait les relations ; $w_{j+1} = 2w_j + 1$ si $w_j < w_{max}$ et $w_{j+1} = w_j$ si $w_j = w_{max}$.
- (iv) La dernière d indique le temps restant en nombre de slot de temps pour quitter la période, d dépend de la valeur de i car le temps restant pour quitter une période et entrer dans une autre dépend de la période en question.

Dans ce qui suit, nous allons spécifier séparément le contenu et la valeur de chacune de ces variables dans chaque période.

1. Période AIFS : Cette période apparaît plusieurs fois dans le cycle de transmission, il y a un AIFS au début de chaque essai de transmission avant le premier backoff, et des AIFS après chaque suspension du compteur de backoff et avant la réactivation du backoff dans tous les étages de retransmission. Dans les états de la période AIFS, l'AC doit détecter un canal libre pour une période complète égale à $AIFS(AC)$. Donc, le quadruplet (i, j, k, d) est égal à $(A, j, k, [A])$, $(A, j, k, [A]-1)$, $(A, j, k, [A]-2) \dots (A, j, k, 1)$. A pour indiquer la période AIFS, et $[A]$ est égal à $AIFS(AC) + 1$. Le 1 est ajouté pour garantir une attente d'une période complète $AIFS(AC)$ et pour bien refléter la définition du standard. La période AIFS commence toujours par l'état $(A, j, k, [A])$; si le canal est trouvé occupé avec une probabilité p_b , l'AC reste dans cet état ; dans le cas contraire une transition vers $(A, j, k, [A]-1)$ aura lieu, et dans chaque état de la période AIFS, $1-p_b$ est la probabilité de transition de (A, j, k, d) à $(A, j, k, d-1)$ et p_b est la probabilité de transition de (A, j, k, d) à $(A, j, k, [A])$, $d = [A], [A] - 1 \dots 1$. Notons ici que, contrairement aux autres modèles proposés, si le canal est détecté occupé durant la période AIFS, l'AC doit ré-attendre une AIFS complète avant d'entrer dans la procédure de backoff, ce qui est bien conforme à la définition de la procédure AIFS dans le standard. Juste pour rappel, le modèle [54] considère qu'il y a une suspension du compteur (Frozen) durant la période AIFS en cas du canal occupé.

La Figure 4.1 montre les transitions des états AIFS pour $1 \leq j \leq m$, elle montre la transition à AIFS après l'état Frozen $(F, j, k, 1)$, le retour au dernier état de backoff (B, j, k, k) , ainsi que les transitions internes. Les états AIFS qui se produisent avant le premier backoff ($j = 0$) sont montrés dans la Figure 4.2.

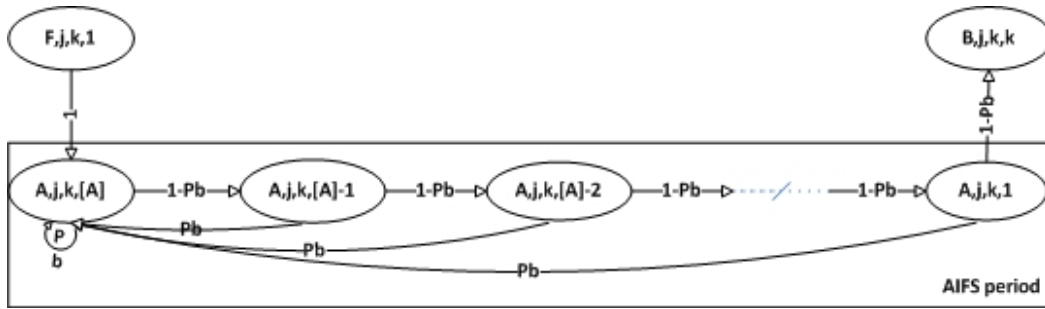


Figure 4.1 : AIFS et ses transitions après chaque suspension du compteur de backoff ($1 \leq j \leq m, 1 \leq k \leq w_j$)

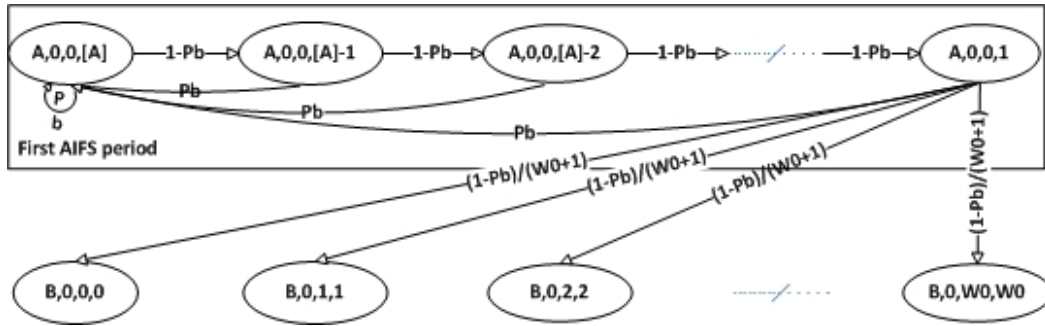


Figure 4.2 : Les états du premier AIFS et leurs transitions

2. Période de Backoff : $i = B$, j contient la valeur de l'étage de backoff et k contient la valeur actuelle du compteur de backoff qui se décrémente à chaque slot de temps. $(i, j, k, d) = (B, j, k, k)$; $j = 0 \dots m, k = d = 0 \dots w_j$. Dans chaque état de la période de backoff, si une transmission est faite par une autre station ou AC, le canal est déterminé occupé et l'AC en question passe à un état de suspension du compteur de backoff conservant le même étage de backoff et la dernière valeur du compteur de backoff. Une fois que le compteur de backoff atteint la valeur zéro, l'AC essaie de transmettre. Si cet essai aboutit à une collision, l'AC passe à un état de collision à condition que la limite de retransmission ne soit pas encore atteinte. Si ce n'est pas le cas, elle supprime les trames et passe à la transmission des trames suivantes. Si l'essai de transmission réussit, une transition directe à l'état de transmission se fait.

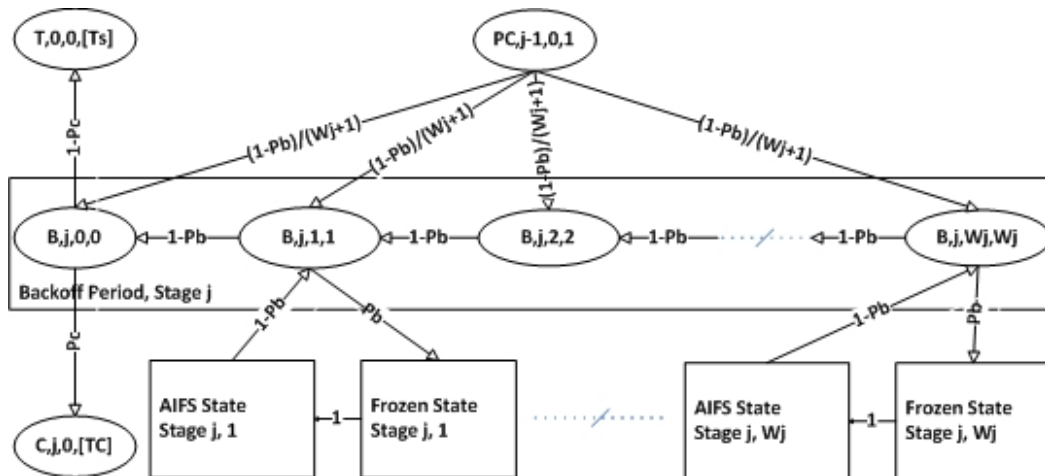


Figure 4.3 : Les états du Backoff et leurs transitions ($1 \leq j \leq m-1, 1 \leq k \leq w_j$)

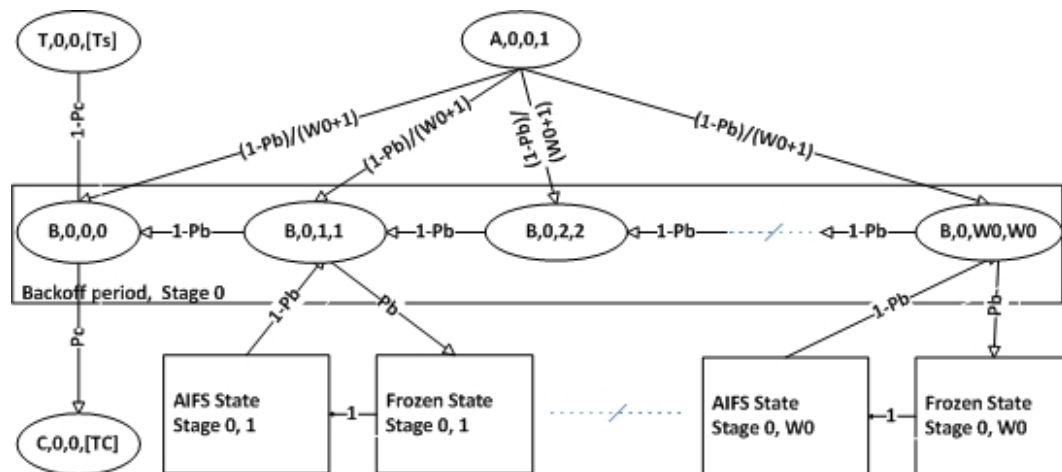
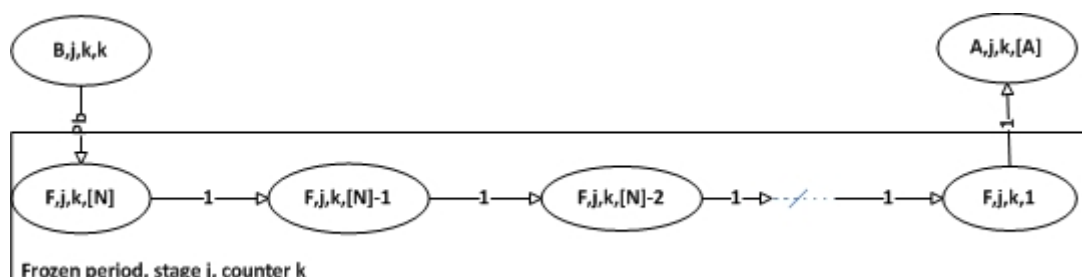


Figure 4.4 : Premier étage de backoff et ses transitions

La Figure 4.3 montre les transitions des états de backoff pour les étages $1 \leq j \leq m-1$, l'étage 0 est montré dans la Figure 4.4, et l'étage m possède une seule différence dans la transition de l'état $(B, m, 0, 0)$. Dans ce cas, après une collision, on passe au premier AIFS pour traiter les trames en attente dans la file.

3. Période Frozen: $(i, j, k, d) = (F, j, k, [N]), (F, j, k, [N]-1) \dots (F, j, k, 1)$, j et k sont respectivement l'étage de backoff et le compteur suspendu, j et k conservent les mêmes valeurs durant cette période ; tandis que seul le paramètre d se décrémente jusqu'à finir la période de suspension du compteur de backoff avant d'entrer de nouveau dans AIFS et puis dans la procédure de backoff. Donc d représente ici le temps de suspension restant avant de réactiver le compteur de backoff. Ce temps est aléatoire, il est en relation directe avec le temps de transmission de l'AC qui transmet effectivement sur le canal. En effet, pendant la transmission d'une AC donnée, tous les compteurs de backoff des autres ACs sont bloqués pour une période égale au temps de transmission de cette AC. Sachant qu'il n'est pas facile de savoir quelle AC est en train de transmettre pendant cette période, nous allons remplacer ce temps aléatoire par sa valeur moyenne. C'est la manière la plus simple pour avoir une valeur représentative de cette variable sans pour autant influencer beaucoup sur la validité du modèle. Ainsi, $[N]$ représente ici le temps de suspension moyen, il est égal au temps de transmission moyen de toutes les ACs.


 Figure 4.5 : Les états Frozen et leurs transitions ($1 \leq j \leq m, 1 \leq k \leq w_j$)

4. Période de Collision: $(i, j, k, d) = (C, j, 0, [Tc]), (C, j, 0, [Tc]-1) \dots (C, j, 0, 1)$. Ici, k est égal à 0, j est l'étage de backoff où la collision s'est produite et $[Tc]$ est le temps moyen de collision. C'est le temps nécessaire pour détecter une collision. Il sera calculé dans la suite

pour les deux modes d'accès ; de base et RTS/CTS. Après la collision, l'AC détecte une erreur au niveau des données reçues et entre directement dans un état de post-collision avant d'incrémenter son étage de backoff et essayer une nouvelle retransmission. La Figure 4.6 montre les transitions dans les états de collision pour $0 \leq j \leq m-1$. Il n'y a pas d'états de collision à l'étage m , une suppression des trames se fait à ce niveau en cas de collision.

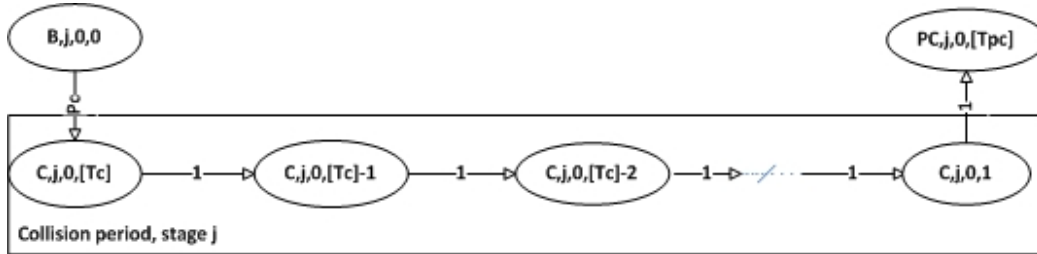


Figure 4.6 : Les états de Collision et leurs transitions ($0 \leq j \leq m-1$)

5. Période de Post collision : $(i, j, k, d) = (PC, j, 0, [Tpc]), (PC, j, 0, [Tpc]-1) \dots (PC, j, 0, 1)$. PC pour indiquer la période de Post Collision, et $[Tpc]$ est le temps de post collision, il est égal à $AIFS(AC)$ si l'AC est impliquée dans la collision, et à $EIFS-DIFS+AIFS(AC)$ si elle ne l'est pas. Ceci est utile pour donner aux stations impliquées dans la collision la chance de retransmettre le plus tôt possible. L'état de post collision est très similaire à l'état AIFS avec une différence des durées d'attente. j est l'étage de backoff où la collision s'est produite, après la post collision, l'étage de backoff est incrémenté de 1 pour $0 \leq j \leq m-1$. Comme pour l'état de collision, il n'y a pas de post collision à l'étage m , voir Figure 4.7.

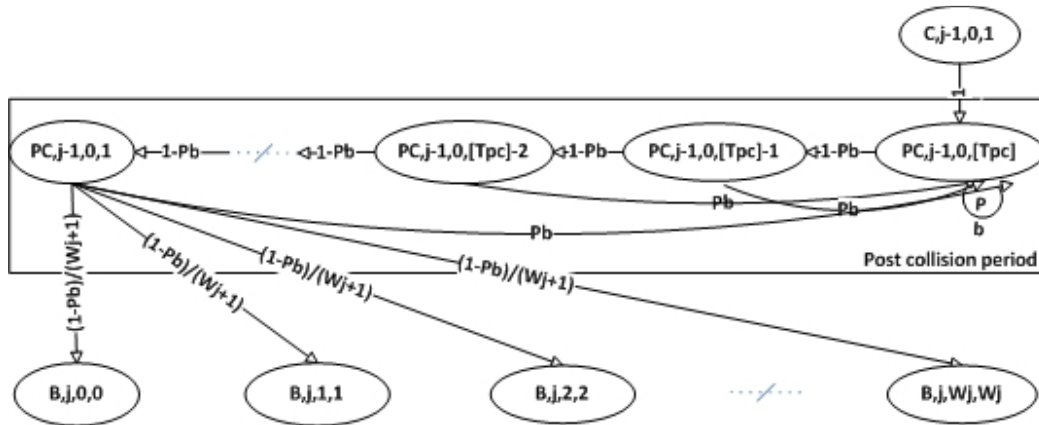


Figure 4.7 : Les états de Post Collision et leurs transitions ($0 \leq j-1 \leq m-1$)

6. Période de Transmission : $(i, j, k, d) = (T, 0, 0, [Ts]), (T, 0, 0, [Ts]-1) \dots (T, 0, 0, 1)$. Ici, l'AC effectue une transmission réussie. Une fois qu'elle commence la transmission sur le canal, elle continue jusqu'à atteindre la limite TXOP (on est dans l'hypothèse que l'AC possède suffisamment de trames dans sa file d'attente). $[Ts]$ est le temps de transmission moyen, il est déjà modélisé et calculé dans la Chapitre 3 en fonction de la valeur de TXOPLimit. $j = k = 0$ car le backoff n'intervient pas une fois que l'AC entre en transmission. On voit dans la Figure 4.8, qu'il y a plusieurs états qui aboutissent à l'état $(T, 0, 0, [Ts])$. Ce sont tous les états de backoff avec un compteur nul $(B, j, 0, 0)$, $0 \leq j \leq m$.

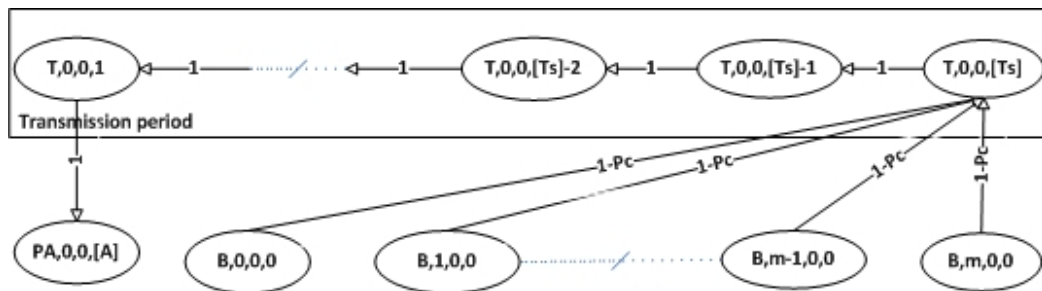


Figure 4.8 : Les états de Transmission et leurs transitions

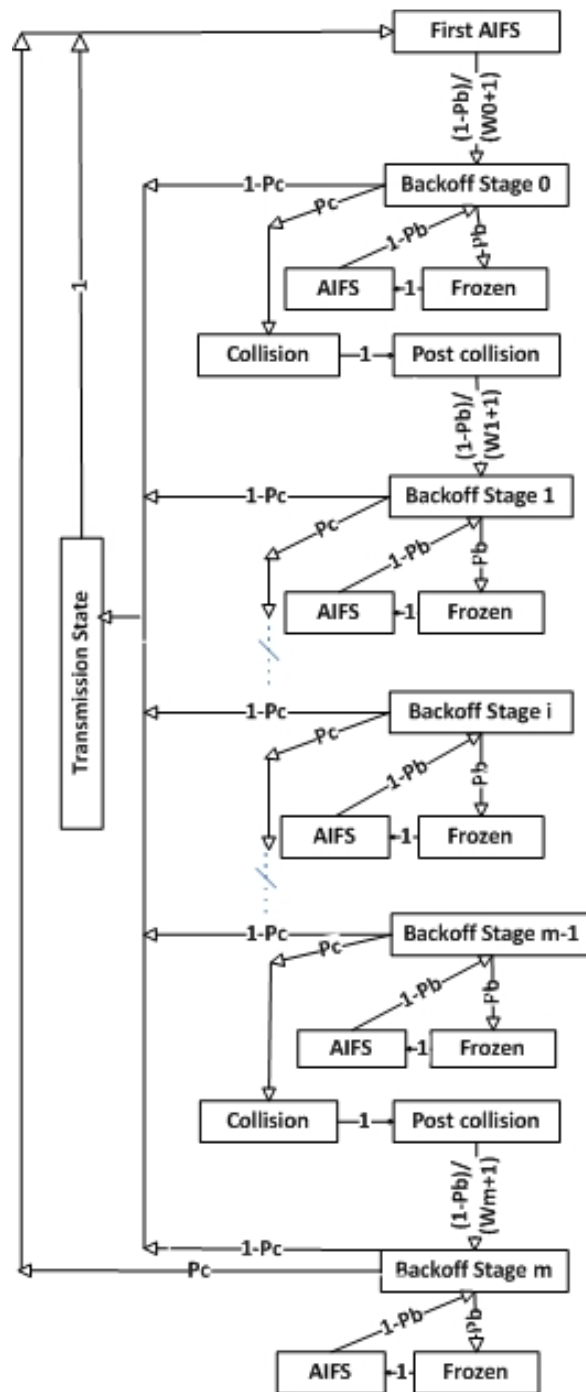


Figure 4.9 : Schéma bloc des transitions entre les périodes

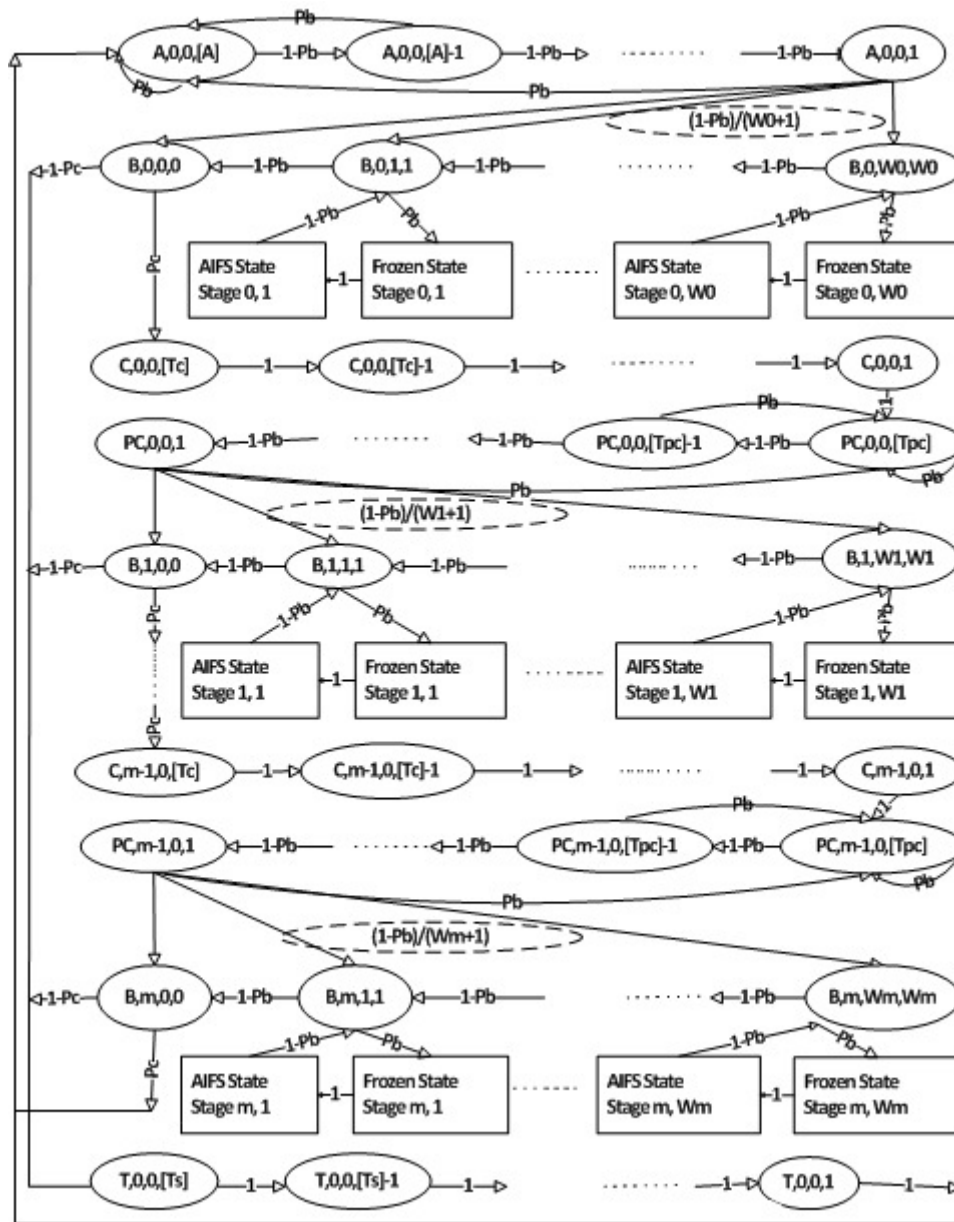


Figure 4.10 : Schéma de la chaîne de Markov complète dans le cas de saturation

Ayant tous les états possibles d'une AC détaillés avec leurs transitions, un schéma bloc de la chaîne de Markov permettant de montrer la globalité des transitions entre les périodes est donné dans la Figure 4.9. Le schéma complet de la chaîne de Markov est donné dans la Figure 4.10.

Passons maintenant au calcul des probabilités de transitions entre les différents états de notre chaîne de Markov. Toutes ces probabilités de transitions sont bien illustrées dans la Figure 4.1 à la Figure 4.10.

4.4.4 LES PROBABILITES DE TRANSITION ENTRE LES ETATS

Nous présentons dans ce qui suit les probabilités de transition de tous les états. Par $N(t)$, nous désignons l'état $\{i, j, k, d\}$ à un slot de temps t , et par $N(t+1)$ l'état au slot de temps suivant $t+1$:

1. Pour les états $\{T, 0, 0, d\}$, $d = 1, 2 \dots [Ts]$

$$P [N(t+1) = \{T, 0, 0, d-1\} / N(t) = \{T, 0, 0, d\}] = 1 \quad 2 \leq d \leq [Ts]$$

$$P [N(t+1) = \{A, 0, 0, [A]\} / N(t) = \{T, 0, 0, 1\}] = 1$$

2. Pour les états du premier étage de backoff (AIFS, backoff et Frozen avec $j = 0$)

$$P [N(t+1) = \{A, 0, 0, [A]\} / N(t) = \{A, 0, 0, d\}] = p_b \quad 1 \leq d \leq [A]$$

$$P [N(t+1) = \{A, 0, 0, d-1\} / N(t) = \{A, 0, 0, d\}] = 1 - p_b \quad 2 \leq d \leq [A]$$

$$P [N(t+1) = \{A, 0, k, [A]\} / N(t) = \{A, 0, k, d\}] = p_b \quad 1 \leq d \leq [A] \quad 1 \leq k \leq w_0$$

$$P [N(t+1) = \{A, 0, k, d-1\} / N(t) = \{A, 0, k, d\}] = 1 - p_b \quad 2 \leq d \leq [A] \quad 1 \leq k \leq w_0$$

$$P [N(t+1) = \{B, 0, k, k\} / N(t) = \{A, 0, 0, 1\}] = (1 - p_b) / (W_0 + 1) \quad 0 \leq k \leq w_0$$

$$P [N(t+1) = \{B, 0, k, k\} / N(t) = \{A, 0, k, 1\}] = 1 - p_b \quad 1 \leq k \leq w_0$$

$$P [N(t+1) = \{B, 0, k-1, k-1\} / N(t) = \{B, 0, k, k\}] = (1 - p_b) \quad 1 \leq k \leq w_0$$

$$P [N(t+1) = \{F, 0, k, [N]\} / N(t) = \{B, 0, k, k\}] = p_b \quad 1 \leq k \leq w_0$$

$$P [N(t+1) = \{F, 0, k, d-1\} / N(t) = \{F, 0, k, d\}] = 1 \quad 2 \leq d \leq [N] \quad 1 \leq k \leq w_0$$

$$P [N(t+1) = \{A, 0, k, [A]\} / N(t) = \{F, 0, k, 1\}] = 1 \quad 1 \leq k \leq w_0$$

$$P [N(t+1) = \{C, 0, 0, [Tc]\} / N(t) = \{B, 0, 0, 0\}] = p_c$$

$$P [N(t+1) = \{T, 0, 0, [Ts]\} / N(t) = \{B, 0, 0, 0\}] = 1 - p_c$$

3. Pour les états $\{A, j, k, d\}$, avec $j = 1 \dots m$, $k = 1 \dots w_j$

$$P [N(t+1) = \{A, j, k, d-1\} / N(t) = \{A, j, k, d\}] = 1 - p_b \quad 2 \leq d \leq [A]$$

$$P [N(t+1) = \{A, j, k, [A]\} / N(t) = \{A, j, k, d\}] = p_b \quad 1 \leq d \leq [A]$$

$$P [N(t+1) = \{B, j, k, k\} / N(t) = \{A, j, k, 1\}] = 1 - p_b$$

4. Pour les états $\{F, j, k, d\}$, avec $j = 1 \dots m$, $k = 1 \dots w_j$

$$P [N(t+1) = \{F, j, k, d-1\} / N(t) = \{F, j, k, d\}] = 1 \quad 2 \leq d \leq [N]$$

$$P [N(t+1) = \{A, j, k, [A]\} / N(t) = \{F, j, k, d\}] = 1$$

5. Pour les états $\{B, j, k, k\}$, avec $j = 1 \dots m$, $k = 1 \dots w_j$

$$P [N(t+1) = \{B, j, k-1, k-1\} / N(t) = \{B, j, k, k\}] = 1 - p_b$$

$$P [N(t+1) = \{F, j, k, [N]\} / N(t) = \{B, j, k, k\}] = p_b$$

$$P [N(t+1) = \{T, 0, 0, [Ts]\} / N(t) = \{B, j, 0, 0\}] = 1 - p_c$$

$$P [N(t+1) = \{C, 0, 0, [Tc]\} / N(t) = \{B, j, 0, 0\}] = p_c \quad j \leq m-1$$

$$P [N(t+1) = \{A, 0, 0, [A]\} / N(t) = \{B, m, 0, 0\}] = p_c$$

6. Pour les états $\{C, j, 0, d\}$, avec $j = 0 \dots m-1$

$$P [N(t+1) = \{C, j, 0, d-1\} / N(t) = \{C, j, 0, d\}] = 1 \quad 2 \leq d \leq [Tc]$$

$$P [N(t+1) = \{PC, j, 0, [Tpc]\} / N(t) = \{C, j, 0, d\}] = 1$$

7. Pour les états $\{PC, j, 0, d\}$, avec $j = 0 \dots m-1$

$$P [N(t+1) = \{PC, j, 0, d-1\} / N(t) = \{PC, j, 0, d\}] = 1 - p_b \quad 2 \leq d \leq [Tpc]$$

$$P [N(t+1) = \{PC, j, 0, [Tpc]\} / N(t) = \{PC, j, 0, d\}] = p_b \quad 1 \leq d \leq [Tc]$$

$$P [N(t+1) = \{B, j+1, k, k\} / N(t) = \{PC, j, 0, 1\}] = (1 - p_b) / (w_{j+1} + 1)$$

4.4.5 LES EQUATIONS DU SYSTEME

Soit $P_{i,j,k,d}$ la probabilité stationnaire de l'état (i, j, k, d) . Pour résoudre le système et calculer les métriques de performances, il faut trouver les probabilités de tous les états de la chaîne de Markov. Pour obtenir la probabilité d'un état donné, il suffit de sommer les probabilités de toutes les transitions qui aboutissent à cet état. Ainsi, nous appliquons les équations de balance globale pour chaque état de la chaîne de Markov. Nous rappelons ici que p_c est la probabilité de collision totale vue par une AC donnée, elle constitue la combinaison entre la probabilité de collision externe et la probabilité de collision interne pour cette AC. Alors que p_b est la probabilité que le canal soit occupé vue par toutes les ACs. p_b est donc commune à toutes les ACs, alors que p_c est propre à chaque AC. Nous n'allons pas utiliser ici les indices pour les ACs dans le but de simplifier les équations. Celles-ci sont relatives à une AC donnée. Ceci veut dire que quand nous écrivons p_c , nous signifions indirectement p_{ci} , avec $0 \leq i \leq 3$.

4.4.5.1 CALCUL DES PROBABILITES DES ETATS DE LA CHAINE DE MARKOV

Nous supposons pour le moment que la valeur de $P_{B,0,0,0}$ est connue, c'est la probabilité d'être au premier étage de backoff avec un compteur nul. Nous essayons de calculer les probabilités de tous les états en fonction de cette probabilité, des probabilités de transition et des paramètres de différenciation EDCA. Après le calcul des probabilités de tous les états selon la règle décrite ci haut, nous obtenons les équations suivantes :

$$(4.1) \quad P_{B,j,0,0} = p_c^j P_{B,0,0,0} \quad 0 \leq j \leq m$$

$$(4.2) \quad P_{B,j,k,k} = \left(\frac{w_j - k + 1}{w_j + 1} \right) \frac{1}{1 - p_b} P_{B,j,0,0} \quad 0 \leq j \leq m \quad 1 \leq k \leq w_j$$

$$(4.3) \quad P_{C,j,0,d} = p_c P_{B,j,0,0} \quad 0 \leq j \leq m-1 \quad 1 \leq d \leq [T_c]$$

$$(4.4) \quad P_{PC,j,0,d} = \frac{p_c}{(1-p_b)^d} P_{B,j,0,0} \quad 0 \leq j \leq m-1 \quad 1 \leq d \leq [T_{pc}]$$

$$(4.5) \quad P_{F,j,k,d} = \left(\frac{w_j - k + 1}{w_j + 1} \right) \frac{p_b}{1-p_b} P_{B,j,0,0} \quad 0 \leq j \leq m \quad 1 \leq k \leq w_j \quad 1 \leq d \leq [N]$$

$$(4.6) \quad P_{A,j,k,d} = \left(\frac{w_j - k + 1}{w_j + 1} \right) \frac{p_b}{(1-p_b)^{d+1}} P_{B,j,0,0} \quad 0 \leq j \leq m \quad 1 \leq k \leq w_j \quad 1 \leq d \leq [A]$$

$$(4.7) \quad P_{A,0,0,d} = \frac{1}{(1-p_b)^d} P_{B,0,0,0} \quad 1 \leq d \leq [A]$$

$$(4.8) \quad P_{T,0,0,d} = (1-p_c^{m+1}) P_{B,0,0,0} \quad 1 \leq d \leq [T_s]$$

Ayant toutes les probabilités exprimées en fonction de $P_{B,0,0,0}$, il nous reste à calculer cette dernière. Pour ce faire, il faut appliquer la condition de normalisation, c.à.d. la somme de toutes les probabilités de la chaîne de Markov est égale à 1.

$$(4.9) \quad \sum_{j=0}^{m-[T_{pc}]} \sum_{d=1} P_{PC,j,0,d} + \sum_{j=0}^{m-[T_c]} \sum_{d=1} P_{C,j,0,d} + \sum_{j=0}^m P_{B,j,0,0} + \sum_{j=0}^m \sum_{k=1}^{w_j} P_{B,j,k,k} + \\ \sum_{j=0}^m \sum_{k=1}^{w_j} \sum_{d=1}^{[N]} P_{F,j,k,d} + \sum_{j=0}^m \sum_{k=1}^{w_j} \sum_{d=1}^{[A]} P_{A,j,k,d} + \sum_{d=1}^{[A]} P_{A,0,0,d} + \sum_{d=1}^{[T_s]} P_{T,0,0,d} = 1$$

La résolution de cette équation par l'utilisation des équations (4.1) à (4.8), donne l'expression de $P_{B,0,0,0}$ suivante :

$$(4.10) \quad P_{B,0,0,0} = \left[\frac{1}{p_b} \left(\frac{1}{(1-p_b)^{[A]}} - 1 \right) + (1-p_c^{m+1}) \left([T_s] + \frac{1}{1-p_c} \right) + \frac{1}{2(1-p_b)} \left([N]p_b + \frac{1}{(1-p_b)^{[A]}} \right) \sum_{j=0}^m p_c^j w_j \right]^{-1} \\ + \frac{p_c(1-p_c^m)}{(1-p_c)} \left([T_c] + \frac{1}{p_b} \left(\frac{1}{(1-p_b)^{[T_{pc}]} } - 1 \right) \right)$$

Une fois les valeurs de $[T_s]$, $[T_c]$, $[T_{pc}]$, $[A]$, $[N]$, m , w_j , p_c et p_b connues, toutes les probabilités stationnaires des états possibles de l'AC peuvent être obtenues en utilisant l'ensemble des équations ci-dessus. $[T_s]$ est donnée analytiquement dans le Chapitre 3, $[T_c]$ sera donné analytiquement dans la suite, $[T_{pc}]$, $[A]$, $[N]$, m et w_j sont définis dans la section 4.4.3 pour une AC donnée. La clé de la résolution du problème consiste donc à calculer p_c et p_b . Les probabilités p_c et p_b dépendent des autres stations du réseau ainsi que des autres ACs dans la même station. Dans la suite, nous utilisons p_{ci} au lieu de p_c .

4.4.5.2 CALCUL DES PROBABILITES DE COLLISION DES CATEGORIES D'ACCES

Tout d'abord, nous montrons comment une collision se produit et comment cette collision se traduit dans notre modèle analytique.

Soit τ_i la probabilité que l'AC_i essaie d'accéder au canal dans un slot de temps choisi aléatoirement, que ce soit une tentative de transmission réussie ou échouée. Cette probabilité est égale à la somme de toutes les probabilités des états de backoff avec un compteur nul, donc :

$$(4.11) \quad \tau_i = \sum_{j=0}^m P_{B,j,0,0} = \frac{1 - p_{ci}^{m+1}}{1 - p_{ci}} P_{B,0,0,0} \quad 0 \leq i \leq 3$$

De point de vue station, la probabilité τ qu'elle essaie d'accéder au canal est la probabilité qu'elle accède par l'intermédiaire de l'une de ses quatre ACs. Ce qui veut dire qu'au moins une de ses quatre ACs essaie d'accéder au canal. Ceci se traduit analytiquement par l'équation suivante :

$$(4.12) \quad \tau = 1 - \prod_{i=0}^3 (1 - \tau_i)$$

La probabilité de collision interne vue par une AC_i est la probabilité qu'au moins une des ACs de priorité supérieure essaie d'accéder au canal au même instant, donc :

$$(4.13) \quad P_{cint_i} = 1 - \prod_{j>i} (1 - \tau_j) \quad (j > i \text{ signifie que l'AC}_j \text{ est plus prioritaire que l'AC}_i)$$

La probabilité de collision externe vue par une station est la probabilité qu'au moins une des autres (M-1) stations actives accède au canal au même instant. M étant le nombre total de stations actives dans le réseau :

$$(4.14) \quad P_{cext_i} = 1 - (1 - \tau)^{M-1}$$

Donc, une AC_i reste à l'abri de collision si et seulement si aucune autre AC de priorité supérieure et aucune des autres (M-1) stations n'est en état de tentative d'accès au canal au même instant. D'où finalement la valeur de la probabilité de collision vue par une AC_i

$$(4.15) \quad P_{ci} = 1 - (1 - \tau)^{M-1} \prod_{j>i} (1 - \tau_j)$$

4.4.5.3 CALCUL DE LA PROBABILITE D'OCCUPATION DU CANAL

Raisonnons de la même manière, tout d'abord de point de vue AC, puis de point de vue station pour aboutir finalement à la probabilité d'occupation du canal.

La probabilité que le canal est occupé par une AC_i est la probabilité que cette AC_i soit en état de transmission ou de collision externe, ceci se traduit par :

$$(4.16) \quad v_i = \sum_{l=1}^{[Ts]} P_{T,0,0,l} + \left(\sum_{j=0}^m \sum_{l=1}^{[Tc]} P_{C,j,0,l} \right) p_{cext_i} = \left([T_{si}] (1 - p_{ci}^{m+1}) + [T_{ci}] \frac{p_{ci} - p_{ci}^{m+1}}{1 - p_{ci}} p_{cext_i} \right) P_{B,0,0,0}$$

La probabilité que le canal soit occupé vue par une station est la probabilité qu'il soit occupé par une et une seule AC de cette station, il n'y a aucune possibilité que le canal soit occupé par plus d'une AC d'une même station, d'où :

$$(4.17) \quad v = \sum_{i=0}^3 v_i \prod_{j \neq i} (1 - v_j)$$

Pour finir, le canal peut être considéré dans un état libre, si aucune station ne l'utilise, il est occupé si au moins une station l'utilise, donc :

$$(4.18) \quad P_b = 1 - (1 - v)^M$$

Les équations (4.10) à (4.18) constituent un ensemble d'équations non-linéaires applicables à toutes les ACs. Elles peuvent être résolues par des méthodes numériques (par exemple avec des logiciels dédiés comme Matlab [89]). Notons pour finir que ces équations sont obtenues sous l'hypothèse d'indépendance entre les flux de différentes ACs ainsi que les flux des différentes stations. Hypothèse utilisée fréquemment dans ce genre de problème.

4.4.5.4 BILAN DU SYSTEME ET RESOLUTION

Au final, nous pouvons voir le problème analytique comme un système non-linéaire de trois équations à trois inconnues.

Les inconnues sont : p_b , p_{ci} ($0 \leq i \leq 3$) et $P_{B,0,0,0}$.

Les trois équations sont : (4.10), (4.15) et (4.18).

La connaissance de l'ensemble des probabilités de tous les états de la chaîne de Markov n'est pas utile. Elle ne sert uniquement que pour la vérification de la solution par l'application de la condition de normalisation.

Une fois ce système résolu numériquement, la probabilité que le canal soit occupé (p_b), les probabilités de collision vues par chaque AC_i (p_{ci}), et la probabilité $P_{B,0,0,0}$ seront bien définies. Ces trois variables du système constituent les variables clés dans le calcul du débit et du délai d'accès de chaque AC comme nous le voyons dans la section suivante.

4.5 CALCUL DES METRIQUES DE PERFORMANCE

4.5.1 CALCUL DU DEBIT ATTEIGNABLE PAR AC

Soit S_{isat} le débit de saturation de l'AC_i. Il est défini par le rapport de la quantité de données utiles transmises par l'AC_i sur l'intervalle de temps entre deux transmissions successives.

$$(4.19) \quad S_{\text{isat}} = \frac{E[\text{donnees utiles transmises avec succes}]}{E[\text{periode entre 2 transmissions successives}]}$$

Pour calculer S_{isat} , nous examinons d'abord ce qui se passe dans un slot de temps choisi aléatoirement. Soit p_{tr} la probabilité d'avoir au moins une transmission (réussie ou échouée suite à une collision) dans un slot de temps donné, donc p_{tr} est égale ici à la probabilité que le canal soit occupé, c'est-à-dire p_b .

La probabilité p_{si} qu'une transmission de l'AC_i réussisse, est donnée par la probabilité qu'une seule AC_i appartenant à une seule station transmette sur le canal, p_{si} est alors définie par l'équation suivante :

$$(4.20) \quad p_{\text{si}} = Mp_{\text{ti}}(1-v)^{M-1} \prod_{j>i} (1-v_j)$$

Où p_{ti} est la probabilité de transmission réussie de l'AC_i, égale à la somme des probabilités de tous les états de transmission :

$$(4.21) \quad p_{\text{ti}} = \sum_{d=1}^{[T_s]} p_{T,0,0,d}$$

Dans notre modèle, contrairement aux autres modèles de la littérature, le paramètre TXOPLimit est pris en considération, donc une AC peut transmettre un « burst » de données à la fois. Comme nous supposons ici les conditions de saturation, nous supposons alors que la file d'attente contienne une quantité de données supérieure à la quantité qu'elle peut transmettre durant sa TXOPLimit. Donc, comme expliqué dans le Chapitre 3, le nombre de trames pouvant être transmises par une AC_i lors de son accès au canal est limité par son TXOPLimit_i. Pendant cette période, l'AC_i peut transmettre un nombre de trames égal à N_{TXOPi} défini par l'équation (3.3), et le temps nécessaire pour transmettre ces trames est égal à :

$$(4.22) \quad T_{\text{si}} = N_{\text{TXOPi}}(T_{\text{s1}} + SIFS) \quad 0 \leq i \leq 3$$

Soit $E[P]$, la taille moyenne des données utiles d'une trame, la quantité moyenne des données utiles transmises avec succès est : $p_b p_{\text{si}} E[P] N_{\text{TXOPi}}$.

La longueur moyenne de l'intervalle séparant deux transmissions successives dans les conditions de saturation est obtenue en considérant que, avec une probabilité $(1-p_b)$, le canal est libre ; avec une probabilité $p_b p_{\text{si}}$, il contient une transmission réussie et avec une probabilité $p_b(1-p_{\text{si}})$, il contient une collision, donc l'équation (4.19) devient :

$$(4.23) \quad S_{isat} = \frac{p_{si} E[P] \left[\frac{TXOP_i}{T_{s1} + SIFS} \right]}{(1 - p_b) + p_b \sum_{j=0}^3 p_{sj} T_{si} + p_b \left(1 - \sum_{j=0}^3 p_{sj} \right) T_c}$$

T_{s1} est déjà calculé dans le Chapitre 3 par les équations (3.1) et (3.2) pour les deux modes d'accès. T_c est le temps de collision, il dépend aussi de la méthode d'accès, mode de base ou RTS/CTS.

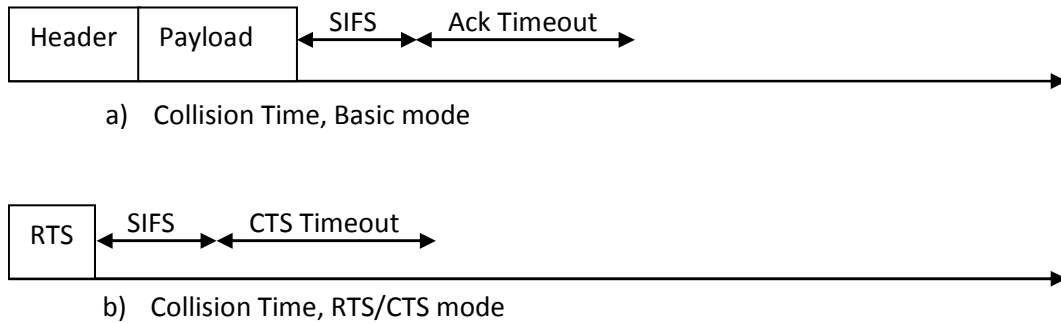


Figure 4.11 : Temps de collision pour une trame. (a) mode de base, (b) mode RTS/CTS.

La Figure 4.11 montre ce temps pour les deux modes. A partir de cette figure, on peut déduire les équations suivantes :

Pour le mode de base :

$$(4.24) \quad T_c = H + P + \delta + SIFS + ACK_Timeout$$

Pour le mode RTS/CTS :

$$(4.25) \quad T_c = RTS + \delta + SIFS + CTS_Timeout$$

Pour finir, l'ensemble des équations (4.20) à (4.24) permet de calculer le débit de saturation de l'AC_i.

4.5.2 CALCUL DU DELAI D'ACCES MOYEN

Il est nécessaire de noter encore une fois que notre modèle peut facilement donner le délai d'accès moyen parce qu'il introduit le paramètre temps dans la chaîne de Markov dans sa quatrième dimension. Du fait que cette dimension contient une information sur le temps nécessaire pour quitter une certaine période, on peut utiliser alors une méthode simple récursive pour calculer le temps moyen entre la première tentative de transmission (état AIFS du premier étage de backoff) jusqu'à ce que les données soient transmises avec succès (état de transmission). Ce temps constitue le délai d'accès moyen inhérent à l'application du protocole EDCA sur la couche MAC.

Soit $D_{i,j,k,d}$ le temps qui s'écoule entre l'état (i, j, k, d) jusqu'à la transmission de données avec succès. A partir des transitions de la chaîne de Markov, nous pouvons tirer les relations suivantes entre les délais des états :

$$(4.26) \quad \begin{cases} D_{A,0,0,d} = (1-p_b)D_{A,0,0,d-1} + p_b D_{A,0,0,[A]} + 1 & 2 \leq d \leq [A] \\ D_{A,0,0,1} = \frac{1-p_b}{w_0+1} \sum_{k=0}^{w_0} D_{B,0,k,k} + p_b D_{A,0,0,[A]} + 1 \end{cases}$$

$$(4.27) \quad \begin{cases} D_{A,j,k,d} = (1-p_b)D_{A,j,k,d-1} + p_b D_{A,j,k,[A]} + 1 & 2 \leq d \leq [A] \quad 0 \leq j \leq m \\ D_{A,j,k,1} = (1-p_b)D_{B,j,k,k} + p_b D_{A,j,k,[A]} + 1 & 0 \leq j \leq m \quad 1 \leq k \leq w_j \end{cases}$$

$$(4.28) \quad \begin{cases} D_{B,j,k,k} = (1-p_b)D_{B,j,k-1,k-1} + p_b D_{F,j,k,[N]} + 1 & 0 \leq j \leq m \quad 1 \leq k \leq w_j \\ D_{B,j,0,0} = p_c D_{C,j,0,[T_c]} + 1 - p_c & 0 \leq j \leq m-1 \\ D_{B,m,0,0} = 1 \end{cases}$$

$$(4.29) \quad \begin{cases} D_{F,j,k,d} = D_{F,j,k,d-1} + 1 & 2 \leq d \leq [N] \quad 0 \leq j \leq m \quad 1 \leq k \leq w_j \\ D_{F,j,k,1} = D_{A,j,k,[A]} + 1 & 0 \leq j \leq m \quad 1 \leq k \leq w_j \end{cases}$$

$$(4.30) \quad \begin{cases} D_{C,j,0,d} = D_{C,j,0,d-1} + 1 & 2 \leq d \leq [T_c] \quad 0 \leq j \leq m-1 \\ D_{C,j,0,1} = D_{PC,j,0,[T_{pc}]} + 1 & 0 \leq j \leq m-1 \end{cases}$$

$$(4.31) \quad \begin{cases} D_{PC,j,0,d} = (1-p_b)D_{PC,j,0,d-1} + p_b D_{PC,j,0,[PC]} + 1 & 2 \leq d \leq [T_{PC}], 0 \leq j \leq m-1 \\ D_{PC,j,0,1} = \frac{1-p_b}{W_{j+1}+1} \sum_{k=0}^{W_{j+1}} D_{B,j+1,k,k} + p_b D_{PC,0,0,[T_{PC}]} + 1 & 0 \leq j \leq m-1 \end{cases}$$

La résolution de l'ensemble des équations (4.26) à (4.31), donne un ensemble d'équations en chaîne, il suffit alors de partir de $D_{B,m,0,0}$ pour calculer les délais de tous les états dans l'ordre selon l'ensemble des équations suivantes :

$$(4.32) \quad D_{B,j,k,k} = D_{B,j,k-1,k-1} + \frac{1+[N]p_b(1-p_b)^A}{(1-p_b)^{A+1}} \quad 0 \leq j \leq m \quad 1 \leq k \leq w_j$$

$$(4.33) \quad \begin{cases} D_{A,j,k,1} = D_{B,j,k,k} + \frac{1}{(1-p_b)^A} & 2 \leq d \leq [A] \quad 0 \leq j \leq m \quad 1 \leq k \leq w_j \\ D_{A,j,k,d} = D_{A,j,k,d-1} + \frac{1}{(1-p_b)^{A-(d-1)}} & 0 \leq j \leq m \quad 1 \leq k \leq w_j \quad 2 \leq d \leq A \end{cases}$$

$$(4.34) \quad D_{F,j,k,d} = D_{A,j,k,A} + d \quad 0 \leq j \leq m \quad 1 \leq k \leq w_j \quad 1 \leq d \leq [N]$$

L'équation (4.32) nous permet d'obtenir les délais des états de backoff de l'étage j ayant $D_{B,j,0,0}$. En parallèle, on peut calculer les délais des états AIFS et Frozen du même étage par application des équations (4.33) et (4.34).

$$(4.35) \quad \begin{cases} D_{PC,j,0,1} = \frac{\sum_{k=0}^{w_{j+1}} D_{B,j+1,k,k}}{w_{j+1} + 1} + \frac{1}{(1-p_b)^{\lceil T_{pc} \rceil}} & 0 \leq j \leq m-1 \\ D_{PC,j,0,d} = D_{pc,j,0,d-1} + \frac{1}{(1-p_b)^{\lceil T_{pc} \rceil - (d-1)}} & 0 \leq j \leq m-1 \quad 2 \leq d \leq \lceil T_{pc} \rceil \end{cases}$$

$$(4.36) \quad D_{C,j,0,d} = D_{PC,j,0,\lceil T_{pc} \rceil} + d \quad 0 \leq j \leq m-1 \quad 1 \leq d \leq \lceil T_c \rceil$$

$$(4.37) \quad D_{B,j,0,0} = p_c D_{C,j,j,\lceil T_c \rceil} + (1-p_c) \quad 0 \leq j \leq m-1$$

Pour passer d'un étage à un autre, il faut appliquer les équations (4.35), (4.36) et (4.37) dans l'ordre.

Et finalement pour calculer les délais de la première période AIFS, on applique l'équation suivante :

$$(4.38) \quad \begin{cases} D_{A,0,0,1} = \frac{\sum_{k=0}^{w_0} D_{B,0,k,k}}{w_0 + 1} + \frac{1}{(1-p_b)^{\lceil A \rceil}} \\ D_{A,0,0,d} = D_{A,0,0,d-1} + \frac{1}{(1-p_b)^{\lceil A \rceil - (d-1)}} & 2 \leq d \leq \lceil A \rceil \end{cases}$$

Donc, pour la totalité de la chaîne de Markov, une fois qu'on connaît $D_{B,m,0,0}$, l'évaluation des délais de tous les états est possible en passant de bas en haut et de gauche à droite dans la chaîne de Markov, et par conséquent, le délai d'accès moyen pour le système sera connu une fois qu'on calcule le délai de l'état $D_{A,0,0,\lceil A \rceil}$. C'est le temps, exprimé en slots de temps, séparant l'instant de la première tentative d'accès de l'instant de la réussite de transmission.

Donc le délai d'accès moyen de saturation peut être calculé en utilisant l'équation unique suivante. Celle-ci est obtenue à partir de la résolution analytique de l'ensemble des équations (4.32) à (4.38).

$$(4.39) \quad \begin{aligned} D_i = D_{A,0,0,\lceil A \rceil} &= 1 + \frac{1 + \lceil N \rceil p_b (1-p_b)^A}{(1-p_b)^{A+1}} \sum_{i=0}^m p_{ci}^i w_i + \frac{1 - (1-p_b)^A}{p_b (1-p_b)^A} \\ &+ p_{ci} \frac{1 - p_{ci}^m}{1 - p_{ci}} \left(\frac{1 - (1-p_b)^{\lceil T_{pc} \rceil}}{p_b (1-p_b)^{\lceil T_{pc} \rceil}} + \lceil T_c \rceil \right) \end{aligned}$$

Nous remarquons bien que les inconnues uniques de l'équation (4.39) sont p_b et p_{ci} . Donc, une fois le système résolu, p_b et p_{ci} seront connus. Il suffit donc d'appliquer l'équation (4.39) pour calculer le délai d'accès moyen des quatre ACs.

Obtenir une seule équation mathématique pour le calcul du débit et une autre pour le calcul du délai d'accès est très désirable et c'est l'un des avantages de notre modèle analytique. En effet, ceci veut dire que le calcul des métriques de performances peut se faire

à la volée après la résolution du système. Il suffit d'avoir une méthode efficace pour la résolution du système d'équations non-linéaires afin que le temps de réponse du modèle soit raisonnable pour des fins d'utilisation dans un algorithme de contrôle d'admission efficace.

Une fois notre modèle présenté, nous montrons maintenant sa validité en comparant ses résultats à ceux des simulations. Et pour le positionner par rapport à l'existant, nous le comparons à l'un des modèles les plus aboutis de la littérature. C'est l'objectif de la section suivante.

4.6 VALIDATION DU MODELE ET ANALYSE

4.6.1 SCENARIO DE LA VALIDATION

Pour valider notre modèle, nous l'avons implémenté sous Matlab [89]. Nous avons choisi de même un modèle de référence [54] et nous l'avons également implémenté sous Matlab [89] afin d'effectuer les comparaisons nécessaires.

Ce modèle [54], que nous nommons dans la suite « modèle de référence » n'est pas choisi aléatoirement. En effet, un simple regard sur le Tableau 4.2, montre que ce modèle est l'un des plus aboutis de la littérature car il tient compte du plus grand nombre de caractéristiques d'EDCA comparé aux autres modèles (différentiation par AIFS, différenciation par CW, collision interne et externe, limite de retransmission, et suspension du backoff). En effet, l'étude de l'état de l'art que nous avons détaillée dans la section 4.2.2 a été réalisée dans le but d'identifier les modèles les plus aboutis de la littérature pour voir si c'est possible d'utiliser l'un de ces modèles dans notre travail. Cette étude nous a montré, comme nous l'avons souligné, que même le meilleur de ces modèles reste limité et il est nécessaire d'avoir un nouveau modèle. Cependant, cette étude nous a permis également d'identifier le modèle [54] comme le meilleur des modèles étudiés comme le montre le Tableau 4.2

Pour vérifier la validité de notre modèle et pour effectuer la comparaison avec le modèle de référence, nous nous basons sur les résultats des simulations que nous réalisons sous ns2 [65] avec l'implémentation du groupe TKN d'EDCA [66], nous utilisons bien entendu les mêmes paramètres physiques et MAC pour les simulations sous ns2 et pour les deux modèles analytiques sous Matlab. Ces paramètres sont les mêmes que ceux du Tableau 3.1 et du Tableau 3.2.

Le scénario de simulations sous ns2 est proche de celui utilisé dans le Chapitre 3. Cependant, dans ces simulations le débit d'arrivée est fixé à 2Mb/s pour chaque AC, et le nombre de stations varie à chaque lancée d'une simulation de 2 à 10 stations (dans le cas de deux stations seulement, le taux d'arrivée total est de 16 Mb/s > 11Mb/s, donc dans la région de saturation). Toutes les stations restent dans la même portée radio. Dans les calculs

numériques, nous effectuons la même chose, et nous calculons les métriques de performances en variant le nombre de stations sans fil de 2 à 10.

Dans les simulations, pour être sûr qu'on est dans la région de saturation, nous choisissons des débits d'arrivées élevés et nous suivons la taille des files d'attente des ACs à chaque essai de transmission pour être sûr qu'il y a suffisamment de trames à transmettre à chaque essai de transmission.

Les stations sans fil sont distribuées comme indiqué dans la Figure 4.12. Elles sont numérotées de 1 à 10 pour montrer l'ordre de leur introduction dans le réseau à chaque simulation. Dans notre modèle analytique, ainsi que dans les simulations, nous lançons les programmes avec et sans différenciation par TXOPLimit pour montrer l'impact de l'utilisation de ce paramètre de différenciation sur la performance ainsi que pour tester la validité du modèle proposé en ce qui concerne la modélisation de ce paramètre. Pour activer le mode CFB, il suffit de mettre les limites TXOP à leur valeur par défaut. Pour le désactiver, il suffit de les positionner à 0. Dans ce dernier cas, toutes les ACs envoient une seule trame à chaque accès au canal. Nous lançons notre programme en mode de base avec et sans CFB, et en mode RTS/CTS avec et sans CFB. On note ici que le modèle de référence ne permet pas de tester le mode de fonctionnement CFB car cette caractéristique n'y est pas prise en compte. Le modèle de référence est lancé en mode de base et en mode RTS/CTS.

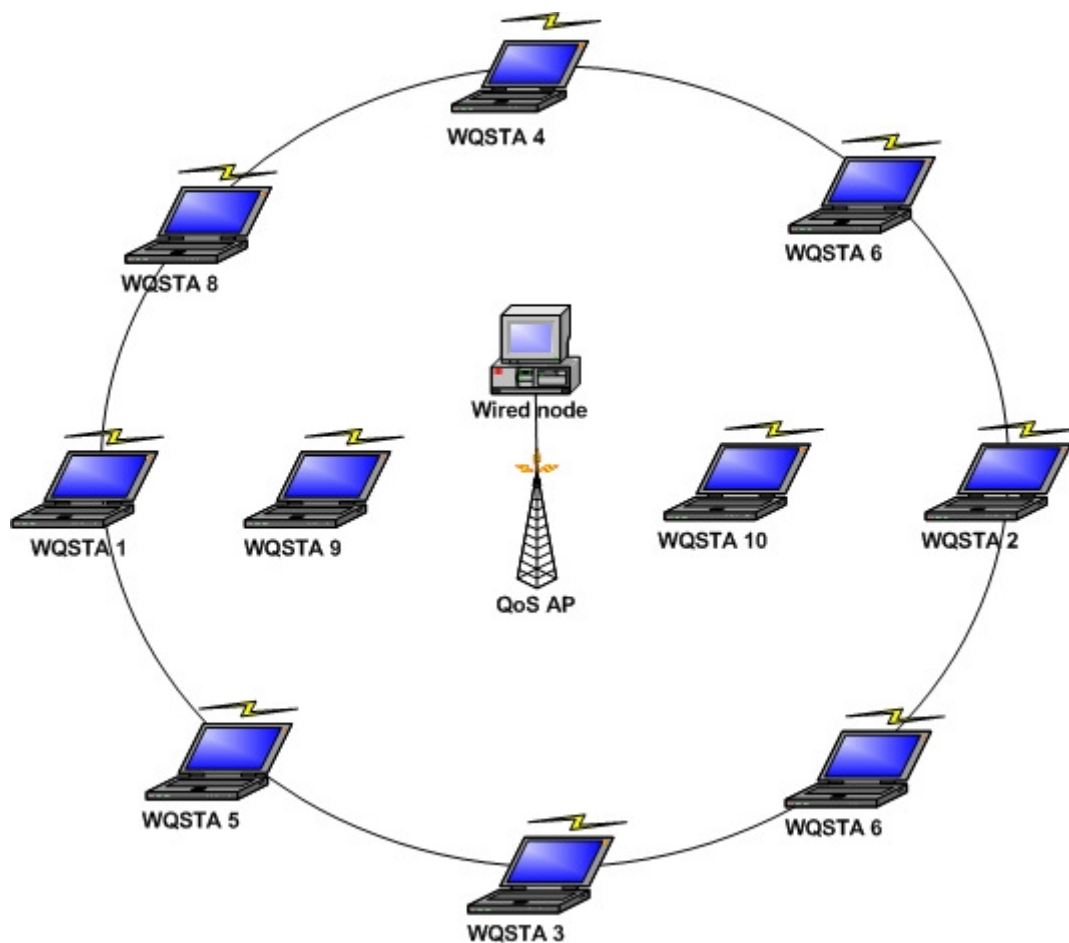


Figure 4.12 : Topologie de la simulation dans le cas de saturation

4.6.2 RESULTATS DU SYSTEME, PB ET PC

Tout d'abord, commençons par l'examen de la probabilité d'occupation du canal et des probabilités de collision, obtenues par les deux modèles sans l'activation du mode CFB. Nous donnons ici ces probabilités pour les deux modes d'accès, de base et RTS/CTS. A partir de la Figure 4.13, la Figure 4.14, la Figure 4.15 et la Figure 4.16, nous tirons les conclusions suivantes :

- (i) La probabilité d'occupation du canal ainsi que les probabilités de collisions augmentent avec l'augmentation du nombre de stations actives, ceci est vérifié par les deux modèles.
- (ii) La différenciation entre les ACs est claire à partir des résultats obtenus des deux modèles, l'AC de priorité supérieure possède la probabilité de collision la plus faible.
- (iii) Dans le modèle de référence, la probabilité d'occupation du canal reste comprise entre 0.3 et 0.5 (voir la Figure 4.13 et la Figure 4.15). Pour 10 stations sans fil (40 stations virtuelles ou ACs), la probabilité d'occupation du canal est inférieure à 0.5. Elle est toujours inférieure à celle de notre modèle qui se situe entre 0.5 et 0.7 (voir la Figure 4.13 et la Figure 4.15). Nous pouvons dire que les probabilités d'occupation de canal et de collision obtenues dans notre modèle semblent plus logiques que celles du modèle de référence. En effet, dans les conditions de saturation, la probabilité d'occupation du canal doit être grande, car le canal doit rester occupé presque tout le temps. En fin du compte, pour décider lequel des deux modèles est le plus valide, il faut voir les résultats de simulations, ceci arrivera plus tard.

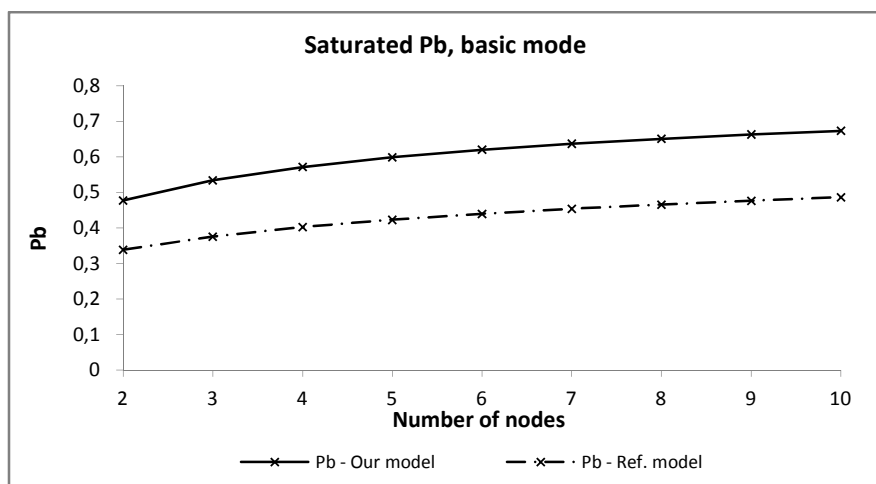


Figure 4.13 : Probabilité que le canal soit occupé, mode de base, sans CFB

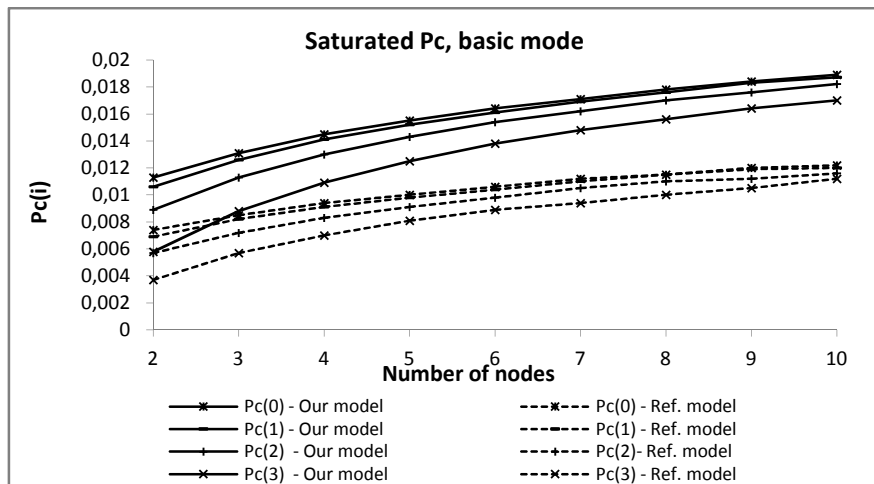


Figure 4.14 : Probabilités de collision, mode de base, sans CFB

- La Figure 4.15, comparée à la Figure 4.13, nous permet de déduire que la probabilité d'occupation du canal n'a pas changé, que ça soit en mode de base, ou en mode RTS/CTS. Cependant, la différence se voit pour les probabilités de collisions des ACs (voir Figure 4.16). En effet, nous remarquons que les probabilités de collisions sont inférieures en mode RTS/CTS qu'en mode de base. Ceci s'avère très logique car le mode RTS/CTS est fait pour diminuer les collisions.

L'ensemble des figures allant de La Figure 4.17 à la Figure 4.20 montrent les résultats de notre modèle avec et sans CFB. Nous remarquons que la probabilité d'occupation du canal augmente quand le mode CFB est activé. Nous remarquons également que les probabilités de collision des quatre ACs diminuent avec l'activation du mode CFB. Ceci entraîne une meilleure utilisation du canal. Ce résultat est déjà obtenu dans le Chapitre 3 quand nous avons vu l'effet du mode CFB sur la performance globale. Donc les résultats de notre modèle en ce qui concerne le calcul des probabilités sont satisfaisants.

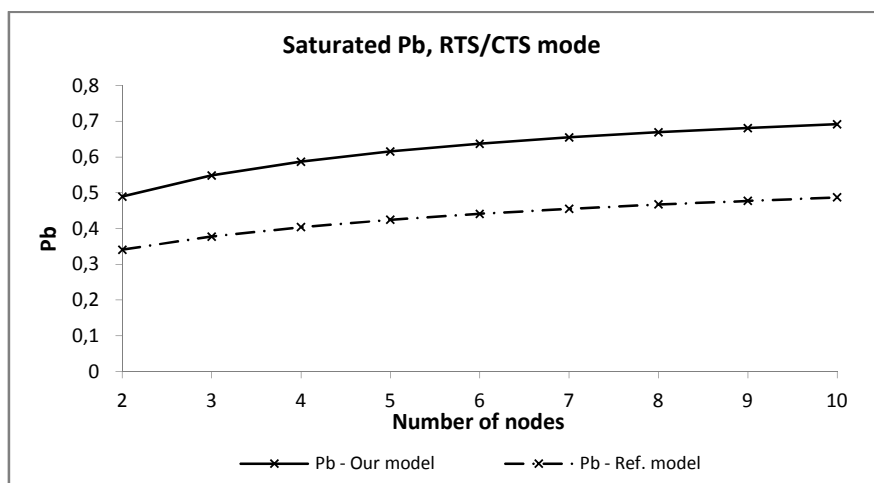


Figure 4.15 : Probabilité que le canal soit occupé, mode RTS/CTS, sans CFB

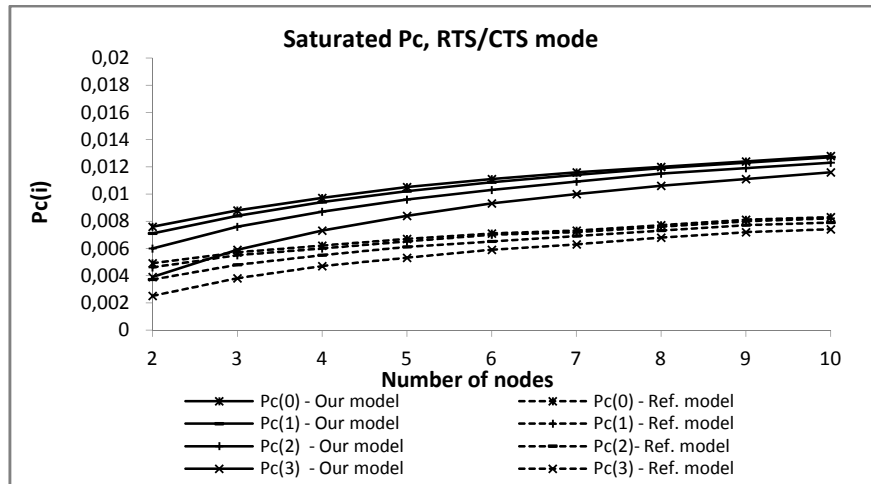


Figure 4.16 : Probabilité de collision, mode RTS/CTS, sans CFB

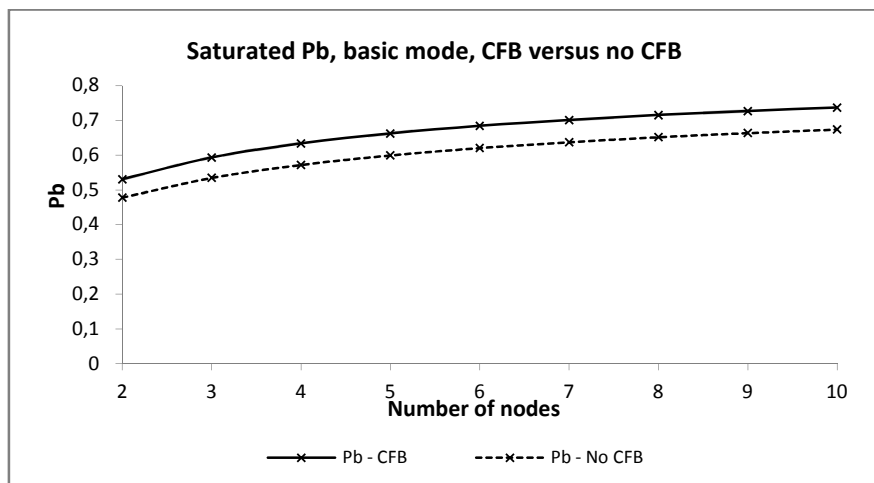


Figure 4.17 : Probabilité que le canal soit occupé, mode de base, CFB comparé au non CFB

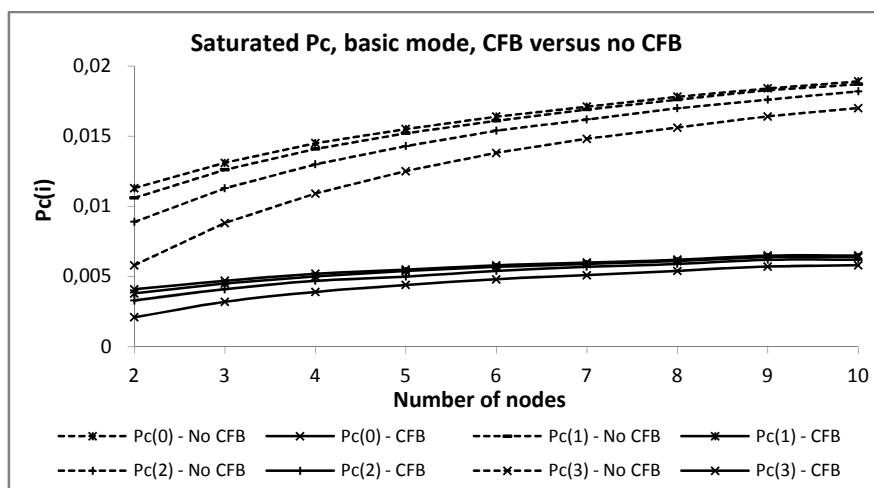


Figure 4.18 : Probabilités de collision, mode de base, CFB comparé au non CFB

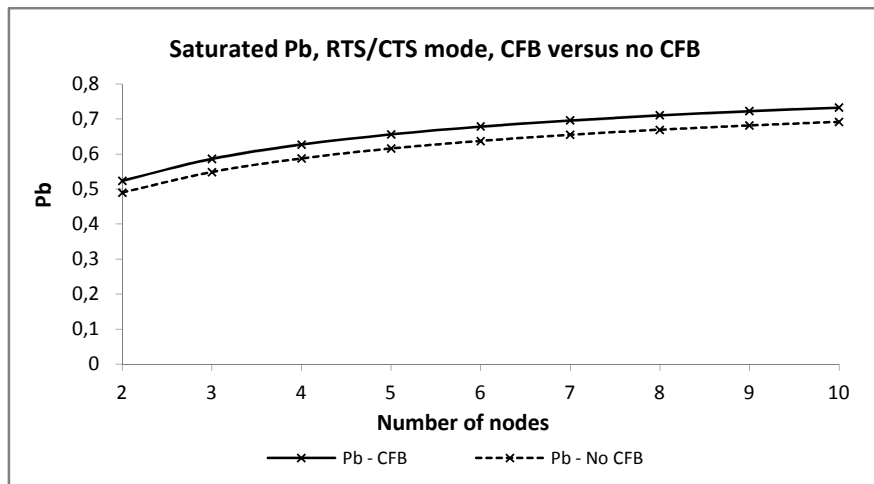


Figure 4.19 : Probabilité que le canal soit occupé, mode RTS/CTS, CFB comparé au non CFB

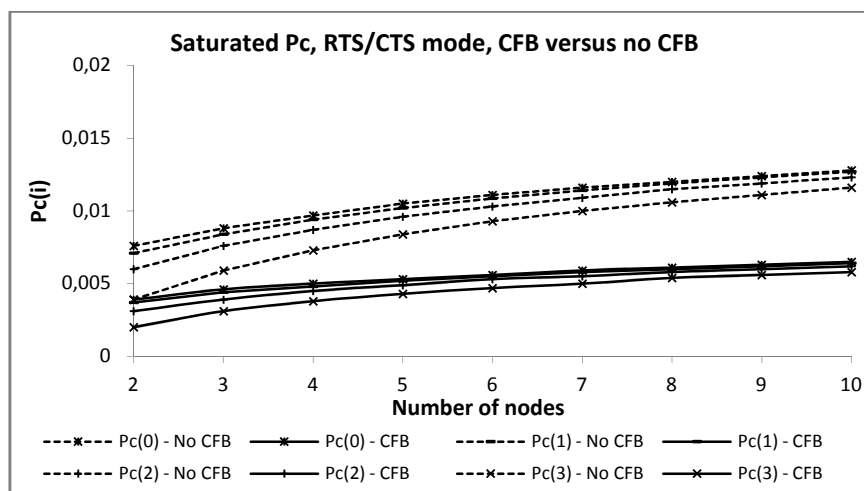


Figure 4.20 : Probabilités de collision, mode RTS/CTS, CFB comparé au non CFB

4.6.3 RESULTATS DU SYSTEME, DEBIT ET DELAI, SANS TXOPLIMIT

Maintenant, pour vérifier la validité de notre modèle et pour le positionner par rapport au modèle de référence, essayons de comparer les résultats de calcul du débit et du délai de notre modèle à ceux du modèle de référence ainsi qu'aux résultats de simulations. Dans notre simulateur, le mode RTS/CTS n'est pas implémenté, nous nous satisfaisons alors de faire les simulations en mode de base avec et sans CFB et de comparer les résultats avec notre modèle et le modèle de référence.

La Figure 4.21, la Figure 4.22 et la Figure 4.23 montrent ces résultats pour le mode de base lorsque le mode CFB est désactivé. Ces résultats montrent clairement que la prédiction de performances de notre modèle est plus proche de celle des simulations que celle du modèle de référence. Ceci est vrai pour les quatre ACs. Nous voyons clairement que les débits obtenus pour les quatre ACs par notre modèle sont toujours plus proches des résultats de la simulation que ceux du modèle de référence. Ceci se voit très clairement pour l'AC₁ ainsi que pour les trois autres ACs. Dès lors, le modèle que nous avons proposé effectue une meilleure estimation des métriques de performances que le modèle de

référence. Ces résultats vantageux pour notre modèle sont justifiés par la méthode de raisonnement que nous avons suivie, lors de l'analyse, du calcul, et de l'application du standard. Ce n'est le cas ni du modèle de référence ni des autres modèles présents dans la littérature.

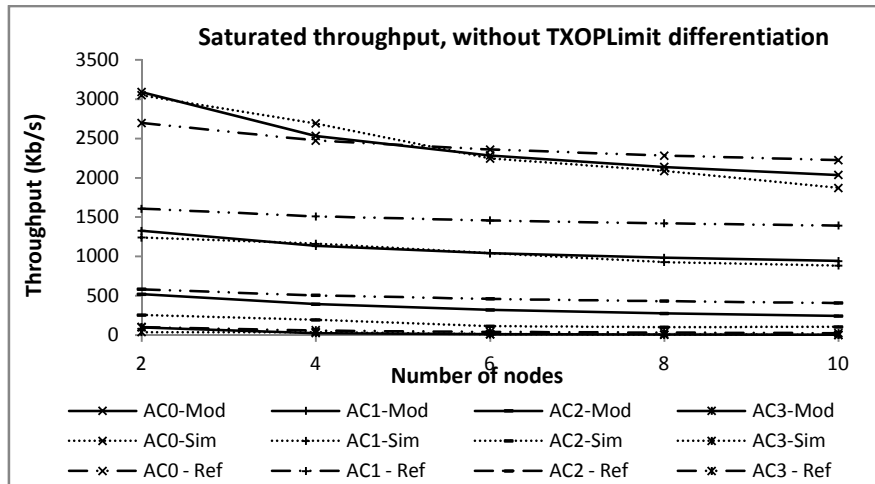


Figure 4.21 : Comparaison des résultats de calcul du débit pour les 4 ACs, sans CFB

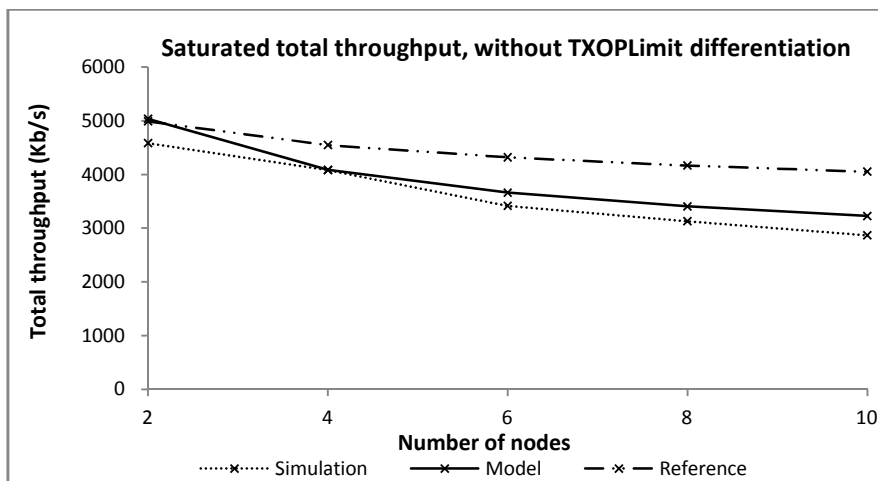


Figure 4.22 : Comparaison des résultats de calcul du débit total, sans CFB

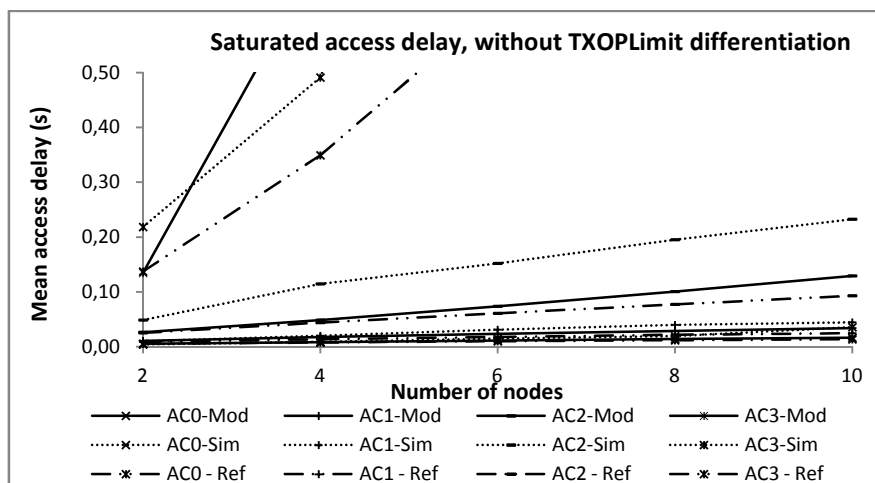


Figure 4.23 : Comparaison des résultats de calcul du délai d'accès pour les 4 ACs, sans CFB

La Figure 4.21, la Figure 4.22 et la Figure 4.23 montrent que, même dans un réseau saturé (utilisé à sa capacité maximale), les valeurs du débit atteignable et du délai ne restent pas fixes avec le changement du nombre de stations actives. Quand le nombre de stations augmente, le débit disponible pour chaque AC diminue légèrement. Le débit total disponible dans le réseau diminue aussi légèrement et le délai d'accès augmente considérablement (surtout pour les AC₂ et AC₃). En fait, l'ajout de nouvelles stations dans la même portée radio, entraîne de plus en plus de contention, et par suite des probabilités de collision supérieures, ce qui conduit à une grande perte des capacités du réseau.

4.6.4 RESULTATS DU SYSTEME, DEBIT ET DELAI, AVEC TXOPLIMIT

Examinons maintenant la validité de notre modèle en ce qui concerne la modélisation du TXOPLimit (mode CFB activé) ; caractéristique essentielle qui le distingue des autres. La Figure 4.24, la Figure 4.25 et la Figure 4.26, illustrent le débit disponible pour chaque AC, le débit total disponible et le délai d'accès moyen, en mode CFB.

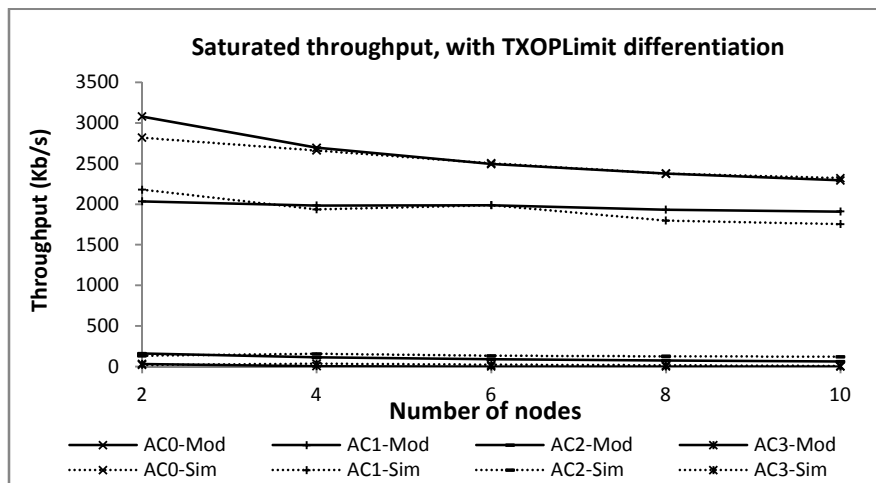


Figure 4.24 : Comparaison des résultats de calcul du débit pour les 4 ACs, avec CFB

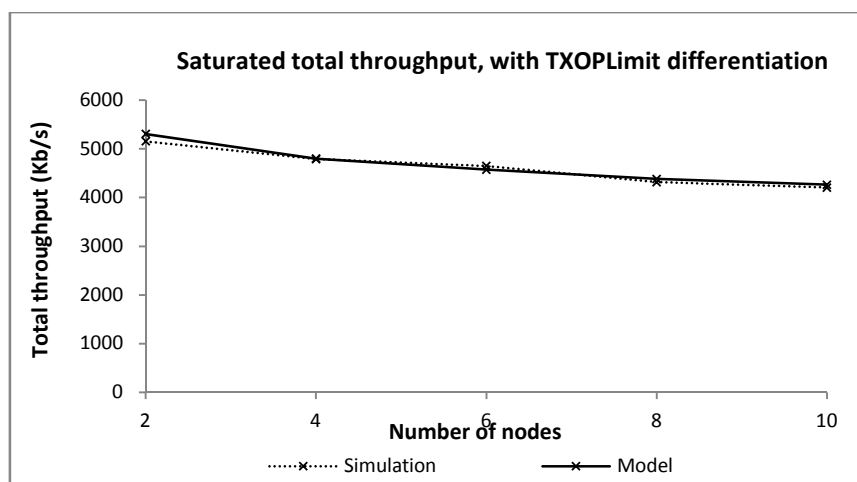


Figure 4.25 : Comparaison des résultats de calcul du débit total, avec CFB

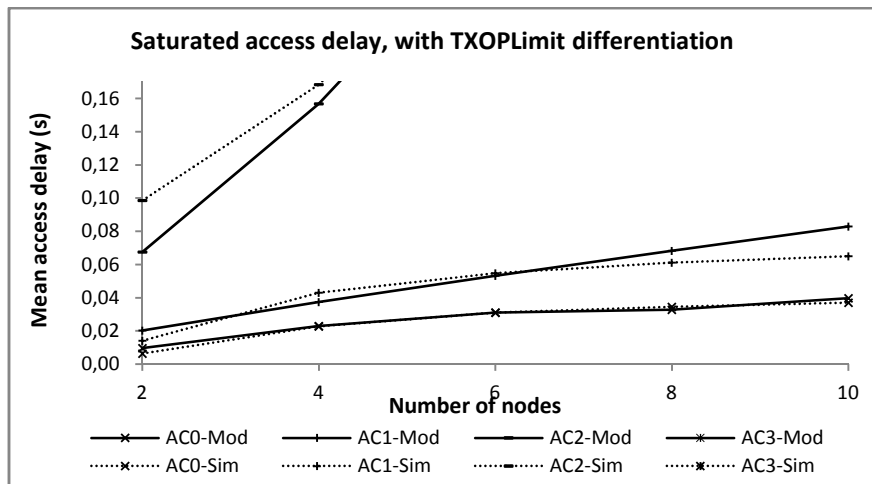


Figure 4.26 : Comparaison des résultats de calcul du délai d'accès pour les 4 ACs, avec CFB

Ces trois figures montrent clairement que les résultats du modèle analytique correspondent presque parfaitement aux résultats de simulations. Si l'on compare respectivement la Figure 4.21, la Figure 4.22, et la Figure 4.23 à la Figure 4.24, la Figure 4.25, et la Figure 4.26 respectivement, on trouve que les résultats que nous avons obtenus dans le Chapitre 3 sont de nouveau vérifiés ici par notre modèle analytique ; 1) la différenciation par TXOPLimit donne plus de priorité à l'AC₁ en prenant des capacités des ACs de basses priorités, 2) le débit total disponible est supérieur par rapport à celui obtenu sans TXOPLimit et 3) le délai d'accès moyen augmente avec la différenciation par TXOPLimit. Donc, l'importance de l'introduction de ce troisième paramètre de différenciation dans le comportement du protocole EDCA est vérifiée ici analytiquement. Notre modèle est le seul qui inclut la modélisation de cette caractéristique correctement. La Figure 4.24, la Figure 4.25 et la Figure 4.26 montrent que cette fonction est bien réalisée. Elles montrent également que la méthode de calcul analytique proposée donne des résultats très satisfaisants. C'est l'une des contributions majeures qu'apporte notre modèle par rapport aux autres modèles de la littérature.

4.7 CONCLUSION

L'objectif de ce chapitre a été de présenter les détails du modèle analytique que nous avons proposé pour EDCA dans les conditions de saturation.

Pour atteindre cet objectif, nous avons commencé par l'étude des modèles existants dans la littérature. Une analyse détaillée de ces modèles nous a permis de montrer comment la modélisation analytique a évolué avec le temps et comment chaque proposition a tenté de résoudre les problématiques existantes dans ses précédentes. Cette étude nous a permis également de comparer les différentes approches de modélisation analytique d'EDCA et d'identifier un certain nombre de limitations communes à tous les modèles étudiés. Une fois les limitations et les défauts de ces modèles identifiés, nous avons fixé les objectifs de notre modèle.

Dès lors, nous avons exposé et justifié les détails de notre modèle analytique et plus particulièrement sa chaîne de Markov à quatre dimensions, ses probabilités de transitions, sa résolution, et les équations analytiques du système. Après la description de notre système d'équations et de la méthode proposée pour sa résolution, les équations analytiques de calcul du débit de saturation et des délais d'accès pour chaque catégorie d'accès ont été développées. Grâce aux développements des équations mathématiques de calcul de ces métriques de performances, nous avons réussi à obtenir une seule équation analytique qui estime le délai de saturation et une autre qui calcule le délai d'accès.

Pour vérifier la validité de notre modèle et pour le positionner par rapport aux modèles existants, un choix d'un modèle de référence a été effectué et un ensemble de simulations a été conduit sous ns2. Le modèle de référence a été choisi parmi les meilleurs modèles existants à partir de l'étude comparative réalisée au début de ce chapitre. Les comparaisons faites avec ce modèle de référence et avec les résultats de la simulation, ont prouvé que notre modèle était valide dans sa prédiction des métriques de performances pour les 4 ACs. Ces comparaisons ont de même montré la supériorité de notre modèle par rapport à l'existant car il a réussi à refléter plus fidèlement le comportement du protocole d'accès EDCA. Dès lors, notre modèle peut être utilisé non seulement à fins de contrôle d'admission mais aussi comme outil analytique d'évaluation de performances du protocole.

Le modèle proposé dans ce chapitre est uniquement valable dans les conditions de saturation. De ce fait, il ne peut pas prédire les métriques de performances pour toutes les conditions de trafic et quelles que soient les tailles des files d'attente des ACs. En fait, la prédiction de métriques de performance préalable à l'état de saturation est aussi très importante pour effectuer un bon contrôle d'admission. En effet, si on veut garantir un certain niveau de QoS pour un certain type de trafic dans certaines conditions, parfois il faut éviter que le réseau soit en état de saturation. D'où l'importance d'avoir un modèle analytique de prédiction de performances valable quel que soient les conditions de trafic allant de la non-saturation, à la saturation complète. Ainsi, une extension de ce modèle afin qu'il puisse prédire les métriques de performance pour toutes les conditions de trafic est nécessaire. Cette extension est l'objet du chapitre suivant.

CHAPITRE 5 EXTENSION DU MODELE ANALYTIQUE POUR LES CONDITIONS GENERALES DE TRAFIC

5.1 INTRODUCTION

Dans le Chapitre 4, nous avons détaillé notre proposition d'un modèle analytique pour EDCA capable d'estimer les métriques de performances dans les conditions de saturation. Comme nous l'avons vu, cette condition nous a permis d'oublier complètement ce qui se passe au niveau des files d'attente de chaque AC, car cette condition se traduit par l'hypothèse que toutes les files d'attente contiennent toujours suffisamment de données à transmettre à chaque accès au canal.

L'hypothèse des conditions de saturation permet donc de négliger l'étude des dynamiques de la file d'attente. Elle nous éloigne aussi du besoin de la modélisation détaillée de la nature du trafic, de ses caractéristiques et de son taux d'arrivée au niveau des files d'attente. Ceci veut dire que l'hypothèse des conditions de saturation est nécessaire pour simplifier l'analyse et la modélisation.

Cependant, même si l'étude de performances du réseau dans les conditions de saturation, donne les frontières et les limites asymptotiques fondamentales du débit et du délai d'accès du système, elle ne peut pas donner les meilleures conditions de fonctionnement du réseau et par suite les valeurs optimales de performance. Il a été déjà démontré par simulation, ainsi que par d'autres modèles existants que la capacité maximale d'EDCA ne peut être obtenue que dans les conditions de non-saturation.

Donc, un modèle analytique capable d'analyser la performance du protocole quelque soit la région de fonctionnement allant de la non-saturation à la saturation complète est très utile pour pouvoir comprendre en totalité le mécanisme EDCA et par suite pouvoir effectuer un contrôle d'admission efficace tout en utilisant la capacité maximale du réseau. C'est pour cela que nous trouvons utile d'étendre le modèle proposé dans le Chapitre 4 pour le sortir des conditions de saturation et le rendre capable d'estimer la performance d'EDCA dans toutes les conditions d'arrivée de trafic. Ceci est l'objectif principal du présent chapitre.

Après l'analyse des limitations des modèles développés dans les conditions de saturation, nous faisons le tour d'horizon sur l'état de l'art en relation avec le thème de ce chapitre, puis nous présentons notre méthode pour l'extension du modèle proposé dans le Chapitre 4. Une fois le modèle complet détaillé et expliqué, nous passons à l'étape de la validation pour montrer sa bonne prédiction des performances d'EDCA. Nous terminons ce chapitre par l'analyse de complexités numériques résultantes de la résolution du modèle global.

5.2 LIMITATIONS D'UN MODELE EN CAS DE SATURATION

Les conditions de saturation imposent que les files d'attente des ACs restent presque tout le temps pleines, et que les stations virtuelles n'arrêtent pas leur mécanisme de contention d'accès au canal. Ceci veut dire que les stations sont toujours en pleine activité et que le réseau est tout le temps saturé par des demandes d'accès.

Bien que ces conditions de saturation permettent d'ignorer complètement l'étude des dynamiques des files d'attente et des caractéristiques de flux de trafic arrivant au niveau de ces files d'attente, le modèle résultant présente des limitations pour la mise en place d'un mécanisme de contrôle d'admission efficace.

Le modèle de saturation ne permet pas d'estimer la performance optimale du réseau. En effet, comme nous l'avons dit au début de cette section, la saturation implique que les stations restent en perpétuelle état de demande d'accès qui entraîne un taux de collision important. Celui-ci réduit évidemment la capacité du réseau. Une grande partie de ressources du réseau sera donc consacrée au traitement des collisions et donc perdue. Dans ces conditions de saturation, le réseau ne peut jamais fonctionner de manière optimale mais avec une capacité limite inférieure ou égale à la valeur maximale possible. Le modèle de saturation va alors estimer cette capacité limite mais il est incapable de donner les meilleures métriques de performance possibles. Ces résultats ne sont pas seulement théoriques, mais également démontrés par des simulations ainsi que par des modèles analytiques pour DCF [90], [91] et EDCA [49], [50]. Sans aller trop loin, un regard rapide sur la Figure 3.3, la Figure 3.4, et la Figure 3.5 du Chapitre 3, montre clairement que les débits de transmission des ACs qui viennent juste avant la saturation sont bien supérieurs à ceux obtenus dans la région de saturation. Ces mêmes figures montrent également que les délais d'accès avant la saturation sont inférieurs à ceux de la région de saturation.

Dès lors que le modèle analytique en saturation ne peut prédire les meilleures métriques de performance possibles, son utilisation dans un contrôle d'admission peut entraîner le rejet de nouvelles demandes d'accès même si le réseau est capable de les servir. En effet, le contrôleur d'admission va se baser sur les valeurs asymptotiques et non pas sur les valeurs réellement atteignables pour prendre sa décision. Ces décisions erronées de rejet sont à la base de la non-utilisation optimale de ressources du réseau.

Il paraît donc indispensable de définir un modèle analytique capable de prédire les métriques de performance quelque soit le niveau d'utilisation du réseau afin d'obtenir la meilleure décision du contrôleur d'admission. Plusieurs chercheurs ont rapidement pris conscience de cette nécessité et des tentatives ont été faites pour étendre les modèles proposés de saturation au cas général. Dans ce qui suit nous décrivons ces modèles, analysons leurs apports et leurs limitations. Nous les comparons ensuite en se basant sur les critères exposés dans le Chapitre 4 et sur des critères additionnels en relation avec l'extension à la non-saturation.

5.3 ANALYSE DES TRAVAUX EN RELATION

Dans l'ensemble de modèles analytiques existants pour DCF et EDCF/EDCA, quelques tentatives ont tenté de lever les conditions de saturation et de développer un modèle valable pour toutes les conditions de trafic. Les modèles applicables aux conditions générales sont donc moins nombreux que ceux de saturation. On trouve pour DCF les références suivantes : [87], [90], [91], [92], [93], [94] et [95], tandis que pour EDCF/EDCA les travaux suivants : [49], [50], [51], [52], [55], [61], [62], [63] et [96]. Dans ce qui suit, nous analysons ces deux ensembles de manière séparée.

5.3.1 LES MODELES ANALYTIQUES POUR DCF

Les modèles proposés pour DCF dans les conditions de non-saturation, sont réalisés sur la base de ceux proposés dans les conditions de saturation. Nous retrouvons donc ici les mêmes caractéristiques des modèles analysés dans le chapitre précédent avec une extension qui sort le modèle de la condition de saturation. Malheureusement, les nouveaux modèles souffrent des mêmes limitations que ceux sur lesquels ils se sont basés.

Le modèle le plus célèbre dans cet ensemble est celui de Malone et al. [90]. C'est une extension du modèle de Bianchi [69] pour un environnement non saturé. Le modèle a démontré analytiquement que le débit maximal est réalisé avant la saturation. Pour introduire la non-saturation, Malone a ajouté de nouveaux états dans la chaîne de Markov de Bianchi afin de modéliser le post-backoff qui se produit après chaque transmission même si la file d'attente est vide. On peut voir le modèle de Malone comme un de Bianchi avec une duplication du premier étage de backoff et avec de nouvelles transitions qui en résultent. Le seul manque qu'on peut identifier dans cette extension est l'inexistence dans la chaîne de Markov des états où la station est libre (c.à.d. n'effectuant aucune action et en attente de nouvelles trames).

Hung et al. [91], ont utilisé la même extension utilisée dans le modèle de Malone et al. Ils ont introduit les états de post-backoff dans la chaîne de Markov, et traité la limite de retransmission. L'apport de ce travail réside dans l'étude de l'effet de la station cachée sur le taux de collisions dans le réseau.

Dans [94], les auteurs ont essayé d'abord d'étendre le modèle de Bianchi par l'introduction de la suspension du compteur de backoff dans la chaîne de Markov et ont pu démontrer une plus grande précision. Ensuite, ils ont étendu le modèle résultant pour les conditions de non-saturation. Cependant cette extension n'a été ni suffisamment détaillée ni validée par les simulations. Le modèle ne mentionne non plus le post-backoff qui constitue une clé importante de l'extension. Dans ce travail, le débit et le délai d'accès sont uniquement donnés dans les conditions de saturation.

La caractéristique de suspension de backoff a été ajoutée aussi dans le modèle de Ergen et al [93]. Cependant, les auteurs considèrent ici que la probabilité de collision est égale à la probabilité d'occupation du canal, et que la suspension du backoff est contrôlée par la

probabilité de collision de manière similaire à [42] qui est développé dans les conditions de saturation. Ceci n'est pas justifié comme nous l'avons précédemment souligné. Pour l'extension à la non-saturation, les auteurs ont ajouté des états d'attente pour représenter une file d'attente vide et une station inactive. Cependant le nombre d'états d'attente n'a pas été déterminé en fonction du taux d'arrivée du trafic. De plus, ce travail n'a pas introduit le post-backoff qui est essentiel pour le fonctionnement en non-saturation.

Pour finir, dans [92], les auteurs se sont intéressés à l'étude du réseau 802.11 non saturé avec différents débits de transmission. Ils ont réussi à intégrer le post-backoff et les états d'attente dans leur chaîne de Markov. Tandis que Chen [87] s'est concentré sur la comparaison des performances entre un réseau à saut unique et un réseau multi-sauts en considérant un processus d'arrivée Poissonien. Dans ces deux travaux, la caractéristique de suspension du compteur de backoff quand le canal est occupé n'était pas prise en considération.

Un récapitulatif de l'ensemble de ces modèles, en particulier ceux basés sur les chaînes de Markov est présenté dans le Tableau 5.1. Nous notons ici avant de clôturer cette section, que pour étudier la dynamique des files d'attente et l'arrivée du trafic, la majorité des modèles ont utilisé des files d'attente de type M/G/1 et un processus d'arrivée de type Poissonien.

Model	Retry Limit	Backoff stop	Post backoff	Idle states	Throughput	Delay
[90]	x	x	✓	x	✓	x
[91]	✓	x	✓	x	✓	x
[94]	x	✓	x	x	✓	✓
[93]	x	✓	x	✓	✓	x
[92]	✓	x	✓	✓	✓	✓

Tableau 5.1 : Comparaison des modèles analytiques pour DCF – Conditions générales du trafic

5.3.2 LES MODELES ANALYTIQUES POUR EDCA

Engelstad et Osterbo [50] [61], [62] et [63], ont effectué une analyse de la dynamique des files d'attente pour calculer les délais d'attente dans les files d'attente et les délais d'accès en utilisant la méthode de la transformée en Z. Le modèle exposé est basé sur des chaînes de Markov tridimensionnel dans lesquelles la première dimension est toujours constante. Donc, en réalité, ce sont des chaînes de Markov bidimensionnelles. Le modèle proposé traite les collisions virtuelles comme dans le cas de la saturation, il ne considère pas correctement la procédure AIFS et sa coopération avec le backoff ni la différenciation par TXOPLimit. La méthode d'extension pour le cas général est la même que celle exposée dans [90], c.à.d. avec l'introduction du post-backoff et sans l'introduction des états d'attente libre. Ce travail peut être considéré comme une combinaison des deux travaux : celui de Xiao [42] pour EDCA en saturation celui de Malone [90] pour l'extension au cas général. Quelques améliorations comme l'introduction des collisions virtuelles et le calcul des délais sont également introduites.

Zhang et al. [49], se sont inspiré du travail de [61] et ont présenté un travail très similaire à ceux présentés dans [50] [61], [62] et [63]. Ils ont néanmoins pu introduire dans la chaîne de Markov un état de non activité de la station.

Le premier travail qui a introduit le paramètre TXOPLimit dans sa chaîne de Markov est celui d'Inan et al. [96]. La seconde dimension dans la chaîne de Markov proposée possède deux significations : parfois, le nombre de trames transmises durant TXOPLimit, et d'autres fois, la valeur du compteur de backoff. La modélisation de TXOPLimit ne nécessite pas une telle complication car cela rend le modèle global ambigu et difficile à comprendre. En effet, la complexité de la chaîne de Markov proposée pour le modèle a empêché les auteurs de la montrer toute entière. Elle est décomposée en plusieurs parties car le modèle utilise la notion des probabilités de collision spécifiques aux zones de contention. Et par suite, le modèle est limité à une seule AC par station et ne peut pas considérer les collisions virtuelles. Une chose importante à noter est que le modèle, sachant que ses auteurs affirment qu'il a modélisé TXOPLimit, n'a pas été validé en ce qui concerne la modélisation de ce paramètre de différenciation. Ceci le caractérise donc par une limitation de validité.

Chen et al. [52], a étendu son travail pour DCF [87] pour introduire la différenciation dans 802.11e EDCF.

Pour finir, [55] étend le travail de [60] pour les conditions de non-saturation et possède les mêmes limitations (absence de la suspension de backoff, différenciation par TXOPLimit et limitation de la différenciation par AIFS). De plus les résultats de la validation montrent seulement le débit et le temps de service moyen pour les stations saturées et non pas pour le cas général. Ceci qui pose une limitation de validité des équations proposées.

Model	CW	AIFS	TXOP	Retry Limit	Backoff stop	Internal Collision	Post backoff	Idle states	Th	D
[50]	✓	✓- ✗	✗	✓	✓	✓	✓	✗	✓	✓
[61]	✓	✓- ✗	✗	✓	✓	✓	✓	✗	✓	✓
[62]	✓	✓- ✗	✗	✓	✓	✓	✓	✗	✓	✓
[63]	✓	✓- ✗	✗	✓	✓	✓	✓	✗	✓	✓
[55]	✓	✓- ✗	✗	✓	✗	✗	✓- ✗	✓- ✗	✓	✓
[96]	✓	✓- ✗	✓- ✗	✓- ✗	✓	✗	✓- ✗	✓	✓	✗
[49]	✓	✓- ✗	✗	✓	✓	✓	✓- ✗	✓	✓	✓

Tableau 5.2 : Comparaison des modèles analytiques pour EDCF/EDCA – Conditions générales du trafic

Comme dans le cas des modèles pour DCF, pour étudier la dynamique des files d'attente et l'arrivée du trafic, presque tous ces modèles ont utilisé des files d'attente de type M/G/1 et un processus d'arrivée de type Poisson. Cette considération permet au modèle d'être traitable et n'empêche pas de bien prédire les performances dans le cas de non-saturation.

Le Tableau 5.2 récapitule les caractéristiques de ces modèles discuté ci-dessus. A partir de ce tableau, nous pouvons conclure deux choses essentielles :

- (i) Les modèles analytiques développés pour EDCA dans le cas de non-saturation restent basés sur les modèles de saturation et par suite souffrent des mêmes limitations en

ce qui concerne la prise en compte de tous les paramètres de différentiation et de toutes les caractéristiques du protocole.

- (ii) Pour ce qui est en relation avec l'extension pour le cas général ; certains modèles ajoutent les états de post-backoff dans la chaîne de Markov, et d'autres introduisent les états d'inactivité en traitant indirectement le post-backoff. La bonne solution consiste à traiter le post-backoff après chaque transmission puis à la fin du post-backoff voir la possibilité d'entrer en état d'inactivité ou en état de tentative de transmission. Ceci dépend bien évidemment de la situation de la file d'attente.

Pour pallier ces limitations, nous nous appuyons sur le modèle que nous avons proposé dans les conditions de saturation dans le Chapitre 4. Ce dernier, a démontré une meilleure validité par rapport aux autres modèles. Dès lors, il pourra être étendu pour le cas général. Dans les sous-sections qui suivent, nous montrons notre méthode d'extention qui prend en compte la procédure du post-backoff et les situations d'inactivité.

5.4 EXTENSION DE LA CHAINE DE MARKOV

5.4.1 COMMENT ETENDRE LE MODELE DE SATURATION VERS UN MODELE GENERAL ?

Pour étendre le modèle proposé dans le Chapitre 4 au cas de conditions générales de trafic, allant de la situation où les files d'attente des ACs sont non saturées à la situation où elles sont saturées, regardons tout d'abord les modifications nécessaires sur la chaîne de Markov. Une fois ces modifications effectuées, un ré-calcul de probabilités de transition et des équations du système pourra être effectué pour aboutir au nouveau modèle analytique général.

En effet, dans les conditions de saturation, après chaque transmission ou rejet, nous avons considéré que l'AC prépare directement une autre transmission car les conditions de saturation imposent qu'il y a toujours et à tout moment des données en attente dans la file d'attente de l'AC. Donc, dans la chaîne de Markov correspondante (voir Figure 4.10), après la période de transmission (ou après un rejet suite à un nombre de retransmissions égales à la limite de retransmission), nous avons un passage direct à la période du premier AIFS avec une probabilité de transition égale à 1. C'est à ce niveau là qu'il faut effectuer les modifications dans la chaîne de Markov pour se libérer des conditions de saturation. Dans le cas général et loin des conditions de saturation, il n'y a pas toujours un nouvel essai de transmission à la fin du traitement de la dernière trame, il y a des situations où la file d'attente est complètement vide et la station n'a rien à faire.

Pour étendre correctement notre chaîne de Markov, voyons les spécifications du standard à ce propos. En effet, comme indiqué dans le standard [18], et comme expliqué dans le Chapitre 2, après chaque transmission réussie, une AC effectue un backoff aléatoire même s'il n'y a pas de trames en attente de transmission dans sa file d'attente. C'est ce

qu'on appelle le post-backoff, car il est effectué après et non pas avant la transmission. Le post-backoff a été introduit pour garantir le fait de toujours avoir un temps de backoff aléatoire séparant deux transmissions successives. Il permet par la même de profiter du temps libre pour effectuer ce backoff afin de transmettre directement les données une fois arrivées dans la file d'attente.

Après l'achèvement du post-backoff, l'AC se retrouve devant deux situations :

- (i) Des trames sont venues dans la file d'attente pendant le post-backoff : Dans ce cas, elle essaie de les transmettre directement du fait qu'elle a déjà effectué son backoff.
- (ii) La file d'attente reste toujours vide : Dans ce cas, l'AC passe dans un état d'inactivité pendant laquelle elle attend l'arrivée des nouvelles trames dans sa file d'attente.

La traduction de ce comportement en termes des états et des transitions dans la chaîne de Markov sera détaillée dans la section suivante.

5.4.2 LA CHAÎNE DE MARKOV DANS LE CAS GENERAL

Le comportement expliqué dans la section précédente se traduit au niveau de la chaîne de Markov par une transition de l'état $(T, 0, 0, 1)$ et de l'état $(B, m, 0, 0)$ au premier état de la période de post-backoff avec les probabilités 1 et p_c respectivement. Ceci permet de réaliser la procédure de post-backoff. Le post-backoff ne se différencie pas d'un backoff normal de premier étage (c.à.d. similaire au cas où les files d'attente ne sont pas vides) où l'AC attend un temps AIFS complet, puis choisit un temps de backoff aléatoire compris entre 0 et w_0 , lance la décrémentation du compteur de backoff jusqu'à arriver à l'état où ce compteur atteint la valeur 0. Il est donc inutile de dupliquer ce premier étage de backoff pour schématiser le post-backoff comme ceci est fait dans [90] et [91] pour DCF et [50] pour EDCA. Avec cette approche, nous simplifions la chaîne de Markov pour le cas général tout en respectant le fonctionnement du protocole. Ainsi, ce premier étage de backoff représente à la fois le post-backoff lorsque les files d'attente sont vides et le backoff normal lorsque les files d'attente sont pleines ainsi que la situation intermédiaire où les trames arrivent au niveau de la file d'attente pendant le post-backoff. Du fait que l'AC va effectuer un backoff dans tous les cas (quelque soit la situation de la file d'attente), il n'est pas nécessaire d'inspecter ce qu'il se passe au niveau de la file d'attente pendant ce backoff. Cependant, ce qui est nécessaire de voir est la situation de la file d'attente à la fin de ce backoff, c'est-à-dire à l'état $(B, 0, 0, 0)$. Dans cet état, l'AC n'effectue pas tout de suite une tentative de transmission comme dans le cas de saturation ; la transition de l'état $(B, 0, 0, 0)$ à un autre état dépend de l'état de la file d'attente à la fin du backoff. Si la file d'attente contient des données en attente de transmission à ce moment, elle effectue une tentative de transmission. Si la file d'attente est vide, l'AC transite vers un état d'inactivité (Idle) dans lequel elle attend l'arrivée de nouvelles trames. Notre chaîne de Markov doit donc être étendue par l'ajout d'une nouvelle période d'inactivité avec les états $(I, 0, 0, d)$, $1 \leq d \leq [W]$, avec $[W]$ est le temps d'attente moyen lorsque la file d'attente est vide et la station n'a rien à faire.

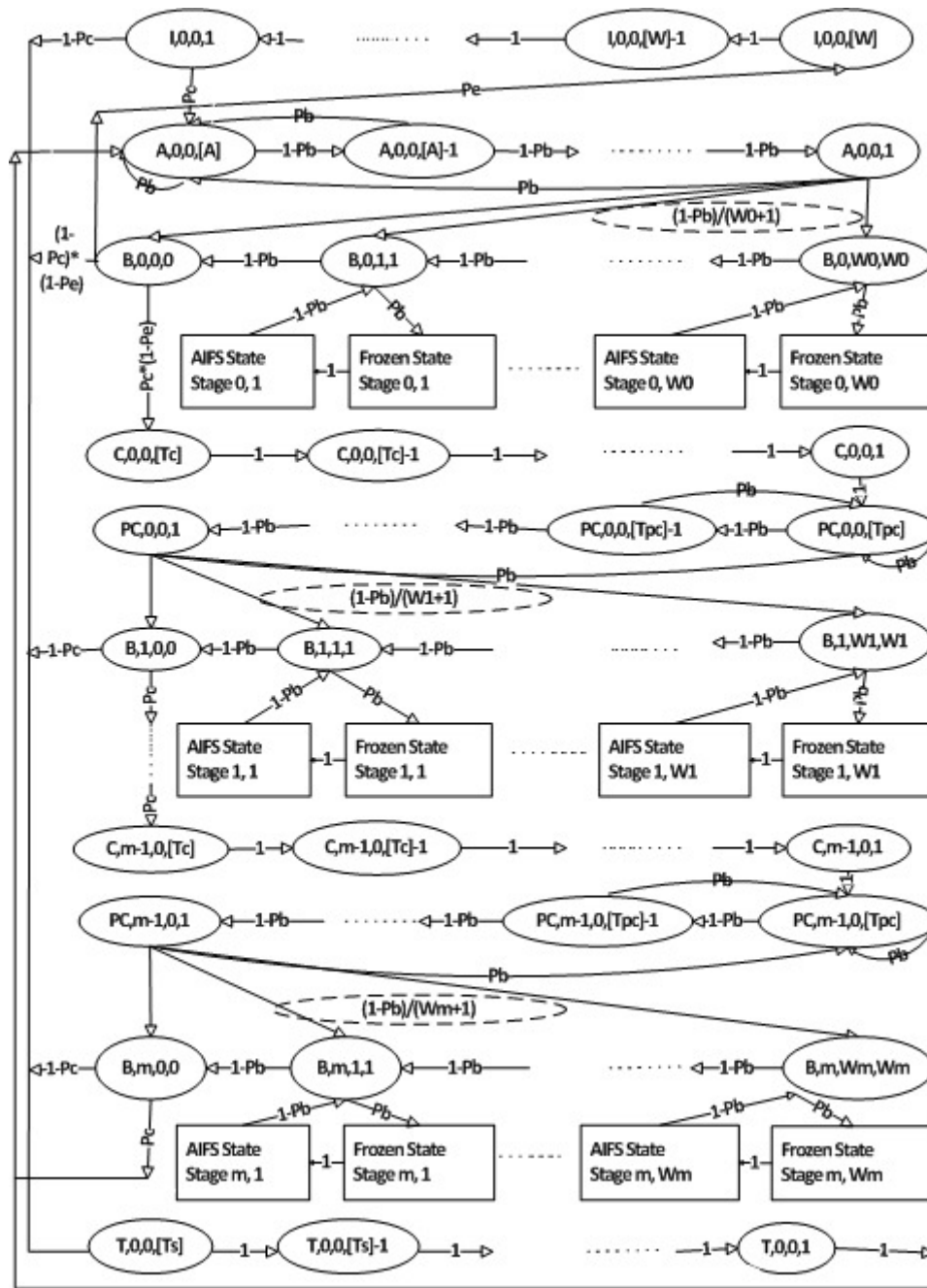


Figure 5.2 : Schéma de la chaîne de Markov complète dans le cas général

5.4.3 EQUATIONS DU SYSTEME

La résolution de la chaîne de Markov selon les règles expliquées dans le Chapitre 4, donne l'ensemble des probabilités suivantes. Nous ne donnons ici que les probabilités des états qui s'ajoutent suite à l'extension de la chaîne de Markov et les probabilités des états qui changent par rapport au cas de saturation. Les probabilités des autres états restent inchangées et sont régies par les équations présentées dans le Chapitre 4.

$$(5.1) \quad P_{B,j,0,0} = (1 - p_e) p_c^j P_{B,0,0,0} \quad 1 \leq j \leq m$$

$$(5.2) \quad P_{T,0,0,d} = (1 - p_c^{m+1}(1 - p_e) - p_c p_e) P_{B,0,0,0} \quad 1 \leq d \leq [T_s]$$

$$(5.3) \quad P_{I,0,0,d} = p_e P_{B,0,0,0} \quad 1 \leq d \leq [W]$$

$$(5.4) \quad P_{B,0,0,0} = \left[\begin{aligned} & \frac{(1 - p_e) p_c (1 - p_c^m)}{1 - p_c} \left(1 + [T_c] + \frac{1}{p_b} \left(\frac{1}{(1 - p_b)^{[T_{pc}]}} - 1 \right) \right) \\ & + \frac{1}{2(1 - p_b)} \left([N] p_b + \frac{1}{(1 - p_b)^{[A]}} \left(\sum_{j=1}^m p_c^j w_j (1 - p_e) + w_0 \right) \right) \\ & + 1 + [W] p_e + \frac{1 - (1 - p_b)^{[A]}}{p_b (1 - p_b)^{[A]}} + [T_s] (1 - p_c^{m+1}(1 - p_e) - p_c p_e) \end{aligned} \right]^{-1}$$

Avec ces nouvelles probabilités, la probabilité qu'une AC_i essaie d'accéder au canal τ_i devient égal à :

$$(5.5) \quad \tau_i = P_{I,0,0,1} + \sum_{j=0}^m P_{B,j,0,0} = \left[(1 + p_{ei}) + \frac{(p_{ci} - p_{ci}^{m+1})(1 - p_{ei})}{1 - p_{ci}} \right] P_{B,0,0,0} \quad 0 \leq i \leq 3$$

Et la probabilité que le canal soit occupé par l'AC_i devient :

$$(5.6) \quad v_i = \left(\begin{aligned} & [T_{si}] (1 - p_{ci}^{m+1}(1 - p_{ei}) - p_{ci} p_{ei}) \\ & + [T_{ci}] (1 - p_{ei}) \frac{p_{ci} - p_{ci}^{m+1}}{1 - p_{ci}} p_{cext_i} \end{aligned} \right) P_{B,0,0,0} \quad 0 \leq i \leq 3$$

Notons ici que si on remplace p_e par zéro dans les équations (5.1) à (5.6), on obtient exactement mêmes les équations obtenues dans le cas de saturation.

Pour résoudre le nouveau système d'équations, deux nouvelles variables sont à calculer pour chaque AC : p_{ei} et [W_i]. Pour les calculer, il faut mettre une hypothèse sur le modèle de trafic. Tout comme dans le Chapitre 3, nous allons considérer un processus d'arrivée Poissonien de taux moyen λ (paquet/s) pour modéliser l'arrivée des trames au niveau de la file d'attente des ACs.

Pour ce processus d'arrivée, la probabilité que la file d'attente reste vide pendant le temps de traitement moyen des trames est égale à :

$$(5.7) \quad p_{ei} = 1 - \rho_i = 1 - \lambda_i D_i$$

D_i est le temps de service moyen, qui est ici égal au délai d'accès moyen de l'AC_i.

Cette relation est valable quelque soit le type de file d'attente utilisé, et quelque soit la distribution du temps de service. Nous avons besoin uniquement de la valeur moyenne de ce temps. Cette valeur peut être calculée et correctement prédite dans notre modèle comme nous l'avons vu dans le Chapitre 4.

Pour le temps d'attente moyen dans la période d'inactivité, nous avons expliqué que l'AC transite vers l'état d'inactivité à la fin de la dernière transmission et du post-backoff associé, sachant que la file d'attente reste vide après ce temps. Donc le temps d'inactivité moyen dépend du temps de transmission, du temps de finalisation du post-backoff, ainsi que du temps d'inter-arrivées de trames au niveau de la file d'attente. Ceci est illustré par l'équation suivante :

$$(5.8) \quad [W_i] = \frac{1}{\lambda_i} - D_i - [T_s] - T_{PB}$$

$\frac{1}{\lambda_i}$ représente le temps d'inter-arrivée de trames, et T_{PB} est le temps nécessaire pour achever la procédure de post-backoff. T_{PB} est définie en fonction des délais des états, c'est le délai qui sépare le passage de l'état (A, 0, 0, 0) à l'état (B, 0, 0, 0) selon la formule suivante :

$$(5.9) \quad T_{PB} = D_{A,0,0,[A]} - D_{B,0,0,0}$$

Ainsi, nous supposons qu'à chaque fois qu'une AC finit la transmission de sa dernière trame et achève la procédure de post backoff, elle vérifie si la file d'attente est vide. Si c'est le cas, elle se met en attente pendant un temps d'inactivité égal à la valeur moyenne $[W_i]$. Dans le cas contraire où la file est non vide ($[W_i]=0$), elle ne passe pas à l'état d'inactivité et elle commence la contention pour les nouvelles trames immédiatement.

5.5 CALCUL DES METRIQUES DE PERFORMANCES

5.5.1 CALCUL DU DEBIT ATTEIGNABLE

Dans le chapitre précédent, nous avons donné l'équation qui permet de calculer le débit de saturation S_{isat} . Cette équation est applicable seulement dans les conditions de saturation et ne peut pas être généralisée à toutes les conditions de trafic. En effet, celle-ci est basée sur l'hypothèse que le réseau est complètement saturé et les files d'attente des ACs contiennent toujours des données à transmettre.

Pour calculer le débit disponible pour chaque AC quelles que soient les conditions de trafic, notre approche consiste à diviser le régime de fonctionnement du réseau en trois régions différentes : (1) région de saturation complète, (2) région de non-saturation et (3) région de transition entre les deux. Il est ensuite nécessaire de voir ce qui se passe dans chaque région pour analyser et calculer le débit disponible pour chaque AC.

Dans la région de saturation, la probabilité que la file d'attente soit vide est presque nulle ($p_e \approx 0$). Cette région est déjà étudiée dans le Chapitre 4, et l'équation (4.23) de S_{isat} donne une bonne estimation du débit dans cette région.

Dans la région de non-saturation les files d'attente sont presque tout le temps vides, donc la probabilité que la file d'attente soit vide tend vers 1 ($p_e \approx 1$). En considérant cela, regardons ce qui se passe pendant l'intervalle entre deux transmissions successives. Sous la

condition de non-saturation. Après chaque transmission, l'AC effectue un post-backoff complet, se met en attente pour un temps d'attente moyen complet puis essaie une nouvelle transmission directement à partir de l'état $(I, 0, 0, 1)$. Pour cette tentative de transmission, et à partir de cet état, le délai d'accès est égal à $p_{ci} * D_i + (1-p_{ci})$. Ce qui fait que le temps séparant deux transmissions successives de l'AC_i sera égal à : $T_{PBi} + [W_i] + p_{ci} * D_i + (1-p_{ci})$. Dans la région de non-saturation, l'équation (4.19) devient alors égale à :

$$(5.10) \quad S_{insat} = \frac{Mp_{ei}E[P]N_{Transi}}{T_{PBi} + [W_i] + p_{ci}D_i + (1-p_{ci})}$$

Dans la région de transition, les files d'attente commencent à se remplir, et la probabilité que la file d'attente soit vide est comprise entre 0 et 1 ($0 \leq p_e \leq 1$). Pour calculer le débit dans cette région, notre approche consiste à faire une sorte d'interpolation entre S_{isat} et S_{insat} paramétrée par p_e . Donc, le débit disponible pour une AC_i dans la région de transition peut être estimé par l'équation suivante :

$$(5.11) \quad S_i = p_{ei}S_{insat} + (1-p_{ei})S_{isat}$$

L'équation (5.11) est valable non pas uniquement dans la région de transition, mais pour toutes les conditions de trafics ($S_i = S_{isat}$ quand p_{ei} tend vers 0 et $S_i = S_{insat}$ quand p_{ei} tend vers 1). Cette interpolation donne de bons résultats comme nous allons le voir lors de la validation du modèle général.

5.5.2 CALCUL DU DELAI D'ACCES MOYEN

Les équations (4.32) à (4.38) données dans le chapitre précédent, restent applicables au nouveau modèle de la chaîne de Markov, à l'exception de l'équation qui donne $D_{B,0,0,0}$. En effet, si on compare les transitions des états dans les deux chaînes de Markov tracées dans la Figure 4.10 (saturation) et la Figure 5.2 (général), on remarque que le seul état où il y a un changement de transitions est l'état $(B, 0, 0, 0)$. Le délai d'accès de cet état dans le cas général est égal à :

$$(5.12) \quad D_{B,0,0,0} = (1-p_c) + p_c(p_e D_{A,0,0,[A]} + (1-p_e)D_{C,0,0,[Tc]})$$

Cette équation donne :

$$(5.13) \quad D_{B,0,0,0} = \frac{1}{1-p_c p_e} \left(\frac{(1-p_c) + p_c(1-p_e)D_{C,0,0,[Tc]} + p_c p_e \times \left(\frac{w_0(1+[N]p_b(1-p_b)^A)}{2(1-p_b)^{A+1}} + \frac{1-(1-p_b)^A}{p_b(1-p_b)^A} \right)}{1-p_c p_e} \right)$$

Avec $D_{C,0,0,[Tc]}$ donné par :

$$(5.14) \quad D_{C,0,0,[Tc]} = 1 + \frac{1+[N]p_b(1-p_b)^A}{2(1-p_b)^{A+1}} \sum_{i=1}^m p_c^{i-1} w_i + \frac{1-p_c^m}{1-p_c} \left(\frac{1-(1-p_b)^{T_{pc}}}{p_b(1-p_b)^{T_{pc}}} + [T_c] \right)$$

L'utilisation de l'équation (4.38) nous donne finalement la formulation de $D_{A,0,0,[A]}$.

$$(5.15) \quad D_{A,0,0,[A]} = D_{B,0,0,0} + \frac{w_0 \left(1 + [N] p_b (1 - p_b)^A\right)}{2(1 - p_b)^{A+1}} + \frac{1 - (1 - p_b)^A}{p_b (1 - p_b)^A}$$

L'équation (5.15) donne aussi la formulation de T_{PB} qui est définie dans l'équation (5.9).

Contrairement au cas de saturation, dans le cas général des conditions de trafic, le point de départ d'une tentative de transmission n'est pas toujours l'état $(A, 0, 0, [A])$. Ce point de départ dépend de l'état des files d'attente avant la transmission. Nous procédons ici de la même façon pour calculer le délai d'accès moyen dans le cas général, et nous étudions cette métrique de performance dans les trois régions de fonctionnement du réseau.

Dans la région de saturation, où $p_e \approx 0$, le délai d'accès moyen est égal à $D_{A,0,0,[A]}$. En effet, dans cette région c'est l'état $(A, 0, 0, [A])$ qui constitue le point de départ de la tentative de transmission. Il peut être calculé soit par l'équation (4.39), soit par l'équation (5.15). En fait ces deux équations sont équivalentes si on remplace p_e par zéro dans la dernière.

Dans la région de non-saturation, où $p_e \approx 1$, la station effectue un post-backoff complet et subit une période d'inactivité complète avant l'arrivée de nouvelles données. Le point de départ de la tentative de transmission est ici l'état $(I, 0, 0, 1)$ et le délai d'accès moyen est égal ici à $D_{I,0,0,1}$.

$$(5.16) \quad D_{I,0,0,1} = p_c D_{A,0,0,[A]} + (1 - p_c)$$

Dans la région de transition, où $0 \leq p_e \leq 1$, qui représente le cas général, nous utilisons le même raisonnement que nous avons pris dans le calcul du débit. L'interpolation entre les deux régions donne l'équation suivante :

$$(5.17) \quad D_i = p_{ei} D_{I,0,0,1} + (1 - p_{ei}) D_{A,0,0,[A]} = (p_{ei} p_{ci} + 1 - p_{ei}) D_{A,0,0,[A]} + p_{ei} (1 - p_{ci})$$

L'équation (5.17) permet de calculer le délai d'accès moyen pour le cas général des conditions de trafic. En effet, celle-ci permet d'obtenir les équations (5.15) et (5.16) lorsque p_{ei} est égale à 0 et 1, respectivement.

5.6 VALIDATION DU MODELE GENERAL

Pour valider le modèle général, nous utilisons un scénario de simulations plus large que celui du chapitre précédent. En effet, les files d'attente des ACs doivent passer de la situation où elles sont «extrêmement non-saturées» à la situation où elles sont «extrêmement saturées». Donc, ici nous avons besoin de fixer le nombre de stations mobiles et de changer le taux d'arrivées des trames dans les files d'attente. Le scénario de simulation décrit dans le Chapitre 3 et illustré par la Figure 3.2 convient parfaitement à cet objectif. Nous l'utilisons donc pour valider le modèle général.

Dans chaque station sans fil, les quatre ACs sont actives, afin d'identifier l'impact mutuel des ACs les uns sur les autres et afin d'étudier la performance des quatre ACs. Un trafic suivant la loi de Poisson, formé de trames de même longueur égale à 800 octets, est généré

par chaque AC. Ce choix est justifié par le fait que nous voulons analyser l'effet de la différenciation du protocole d'accès, et que nous ne voulons pas que la différence de la nature des trafics influence les résultats.

Notre but ici est de montrer la validité du modèle proposé dans le cas général pour la modélisation des effets de trois paramètres de différenciation : AIFS, CW et TXOPLimit. De plus, nous cherchons à voir l'effet de chacun de ces paramètres sur la performance globale du réseau en utilisant notre modèle analytique. Le but étant toujours de vérifier que notre modèle reflète bien le comportement prévu. Pour ce faire, nous avons réalisé quatre simulations, chacune avec des valeurs différentes pour les paramètres de différenciation associés aux ACs. Les valeurs utilisées dans chacune de ces quatre simulations sont données dans le Tableau 5.3.

	AIFSN	CWmin	CWmax	TXOPLimit
	(AC0, AC1, AC2, AC3)			
Simulation 1	(2, 2, 3, 7)	(7, 15, 31, 31)	(15, 31, 1023, 1023)	(3264, 6016, 0, 0)
Simulation 2	(2, 2, 3, 7)	(7, 15, 31, 31)	(15, 31, 1023, 1023)	(0, 0, 0, 0)
Simulation 3	(2, 2, 2, 2)	(7, 15, 31, 31)	(15, 31, 1023, 1023)	(3264, 6016, 0, 0)
Simulation 4	(2, 2, 3, 7)	(7, 7, 7, 7)	(15, 15, 15, 15)	(3264, 6016, 0, 0)

Tableau 5.3 : Paramètres EDCA pour les simulations – Conditions générales du trafic

Dans l'ensemble des figures allant de la Figure 5.3 à la Figure 5.14, nous traçons les résultats obtenus de l'ensemble de ces simulations ainsi que ceux résultants des calculs numériques des équations de notre système.

Pour s'assurer de la fiabilité des valeurs des simulations, et pour effacer l'effet des temps de simulations sur les résultats, chaque simulation a été faite neuf fois, à chaque fois, nous changeons le temps de la simulation en ajoutant 60 secondes additionnelles. Les temps de simulation vont alors de 60s à 540s, après une période de stabilisation initiale égale à 60s. Les valeurs de simulations tracées dans les figures suivantes sont les valeurs moyennes des valeurs résultantes des neuf simulations. Cette technique a été déjà utilisée dans la littérature pour limiter les erreurs de simulations [50]. Nous notons aussi que cet ensemble de simulations a été réalisé avec différents instants de démarrage de trafics des différentes ACs. Les résultats obtenus sont avérés similaires à ceux tracés dans l'ensemble de ces figures.

5.6.1 ACTIVATION DE TOUS LES PARAMETRES EDCA

Dans la première simulation, les paramètres par défaut d'EDCA sont utilisés ; c.à.d. tous les paramètres d'EDCA sont activés. La Figure 5.3, la Figure 5.4 et la Figure 5.5 montrent les résultats obtenus.

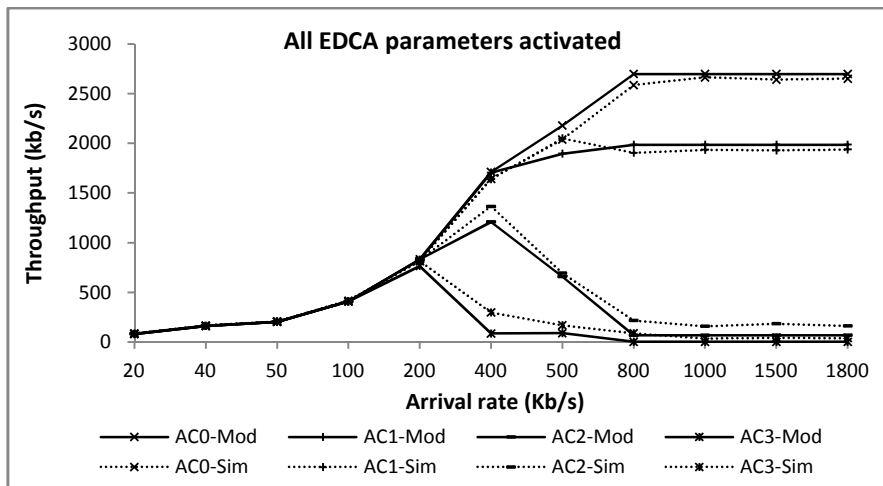


Figure 5.3 : Débit atteignable par AC - tous les paramètres de différenciation sont activés

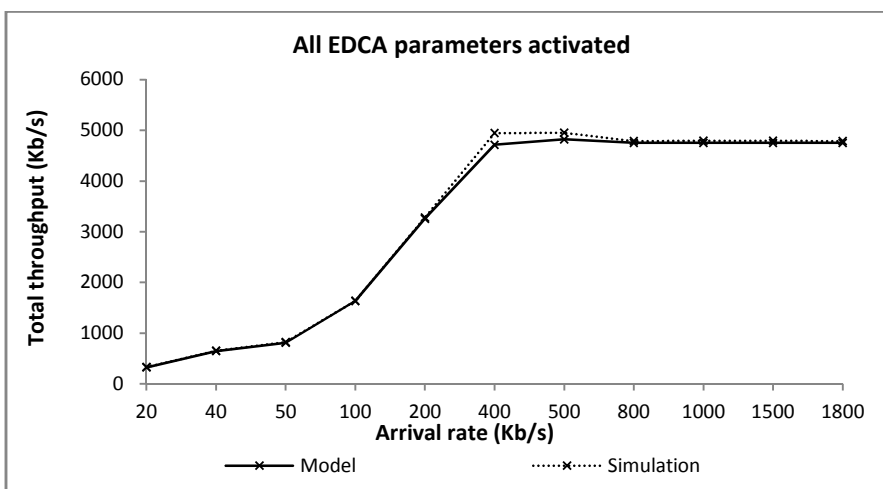


Figure 5.4 : Débit total atteignable - tous les paramètres de différenciation sont activés

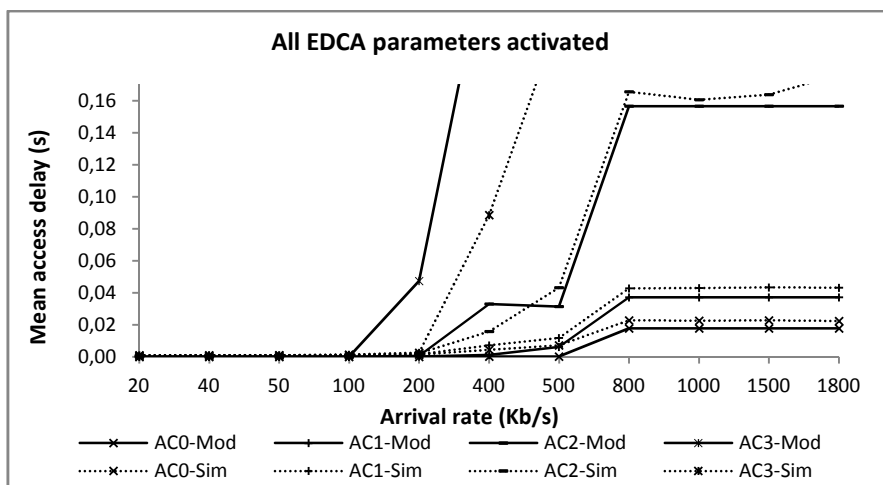


Figure 5.5 : Délai d'accès moyen par AC - tous les paramètres de différenciation sont activés

Nous pouvons voir dans ces trois figures que les résultats de notre modèle sont bien conformes aux résultats obtenus par la simulation. Ceci indique la validité globale du modèle en ce qui concerne la modélisation des trois paramètres de différenciation. Les paramètres EDCA par défaut sont ceux recommandés par le standard. Concernant leur effet sur les ACs,

nous pouvons clairement voir dans la Figure 5.3 que l'AC1 (vidéo) obtient plus de débit dans la région de saturation par rapport à l'AC2 (BE). Nous pouvons également remarquer dans la Figure 5.5 les délais des AC0 (voix) et AC1 (vidéo) restent faibles comparativement à ceux de l'AC2 et l'AC3. Nous remarquons également pour finir que le débit total atteignable la saturation est approximativement égal à 4.9 Mb/s (Figure 5.4) et qu'il est légèrement inférieur à celui obtenu juste avant la saturation.

5.6.2 DESACTIVATION DU PARAMETRE TXOPLIMIT

Dans la seconde simulation, le paramètre de différenciation TXOPLimit est désactivé. Il est positionné à zéro pour toutes les ACs. La Figure 5.6, la Figure 5.7 et la Figure 5.8 montrent les résultats dans ce cas.

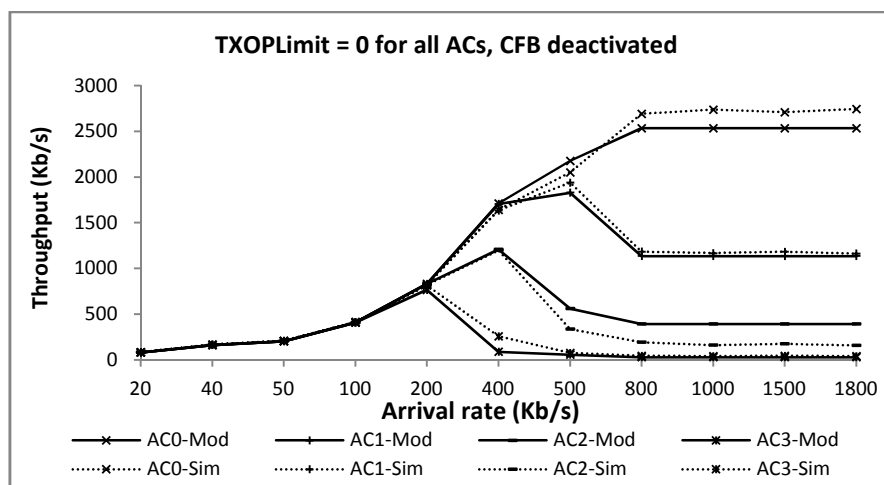


Figure 5.6 : Débit atteignable par AC - TXOPLimit est désactivé

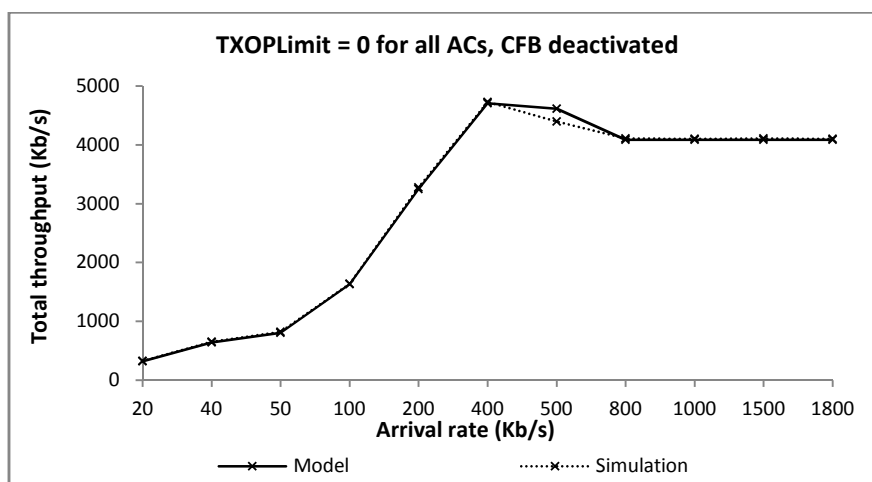


Figure 5.7 : Débit total atteignable - TXOPLimit est désactivé

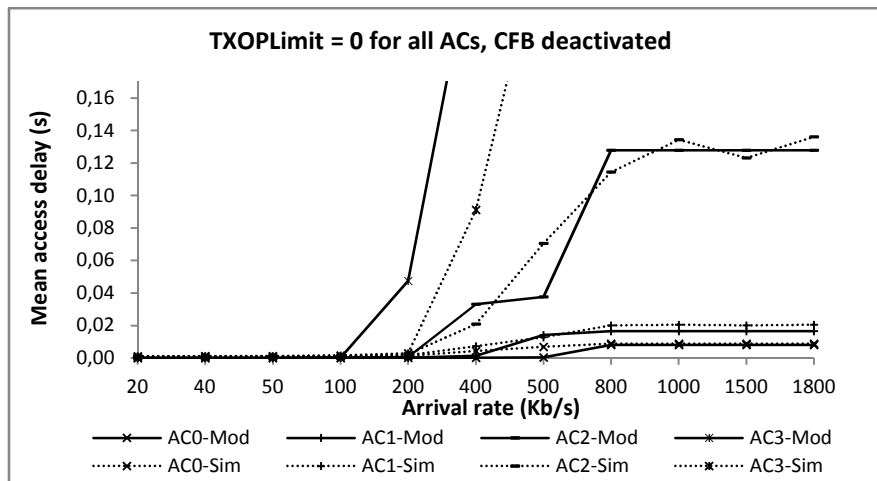


Figure 5.8 : Délat d'accès moyen par AC - TXOPLimit est désactivé

La validité du modèle dans l'estimation de métriques de performances est encore vérifiée dans ce cas de simulation. En effet, les courbes de notre modèle sont très proches de celles obtenues par simulation. Comparée à la première simulation, cette simulation montre l'effet de la désactivation de TXOPLimit sur la performance globale du réseau. Nous pouvons voir dans la Figure 5.6 comment le débit de saturation de l'AC₁ est réduit par rapport à la valeur obtenue dans la Figure 5.3. Parallèlement à cela, l'AC₂ réussit à obtenir plus de débit en comparaison au cas des paramètres par défaut. Avec cette configuration, le débit total de saturation ne dépasse pas les 4 Mb/s. Celle-ci est bien inférieure à la valeur atteinte dans le premier scenario (4.9 Mb/s).

A partir des simulations 1 and 2, nous pouvons conclure que TXOPLimit permet de mieux utiliser les ressources du réseau même dans le cas de saturation. Nous pouvons également dire que notre modèle analytique nous a permis de reproduire analytiquement l'effet de TXOPLimit sur la performance globale quelque soit le niveau de charge du réseau.

5.6.3 DESACTIVATION DU PARAMETRE AIFS

Dans la troisième simulation, le paramètre de différenciation AIFS est désactivé. La Figure 5.9, la Figure 5.10 et la Figure 5.11 montrent les résultats pour ce cas. La correspondance entre les courbes du modèle analytique et celle des simulations montre encore une fois que le modèle analytique est capable de fournir une bonne estimation de métriques de performance, même si la différenciation par AIFS est désactivée.

Dans ce cas, AIFS est positionné à 2 pour toutes les ACs. Ceci veut dire que AC₂ and AC₃ deviennent de même priorité car elles possèdent dans ce cas les mêmes valeurs des paramètres de différenciation (voir Tableau 5.3). Il est donc évident dans ce cas d'obtenir les mêmes valeurs de métriques de performances pour ces deux ACs. Et c'est exactement ce que nous avons obtenu par notre modèle comme le montrent la Figure 5.9 et la Figure 5.11. Ici encore, l'effet de la différenciation par AIFS est bien reproduit par notre modèle.

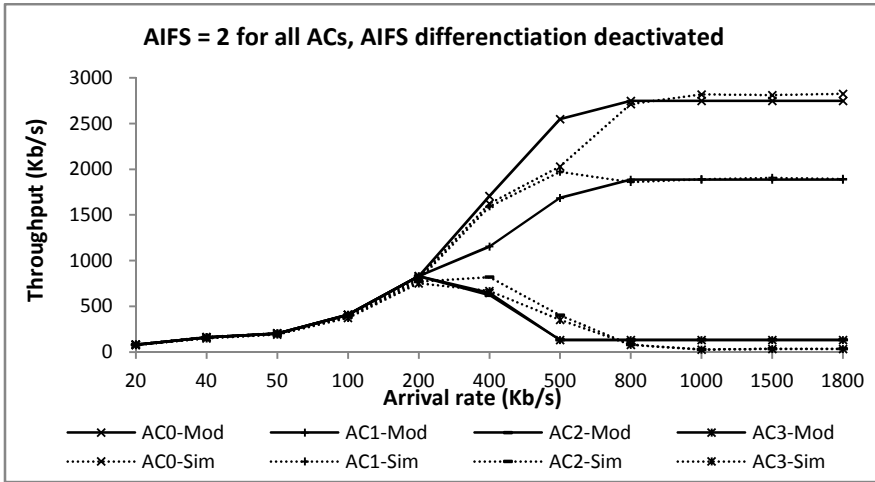


Figure 5.9 : Débit atteignable par AC - AIFS est désactivé

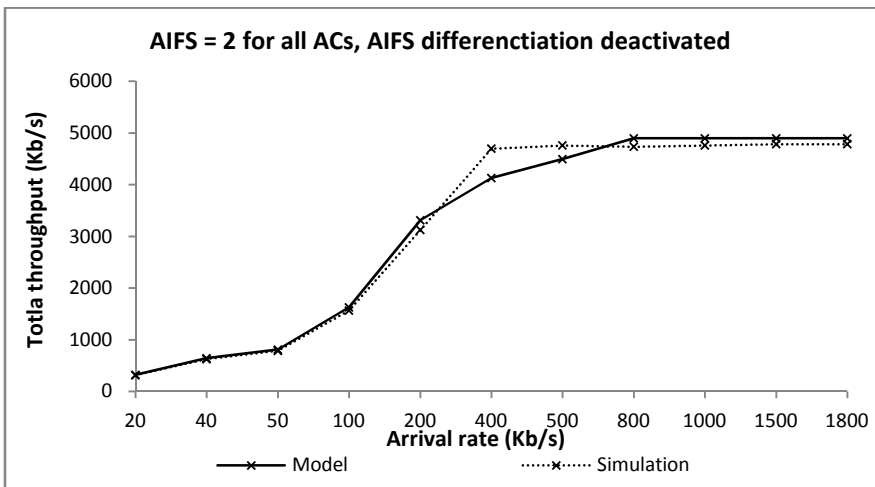


Figure 5.10 : Débit total atteignable - AIFS est désactivé

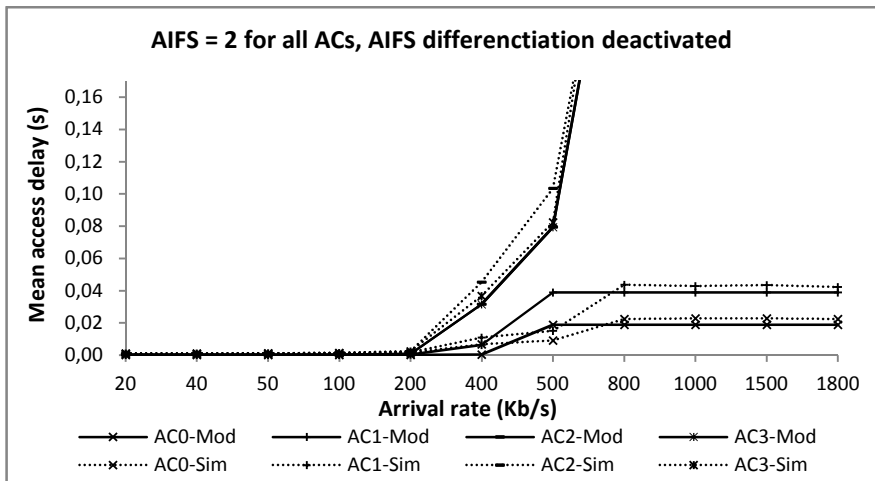


Figure 5.11 : Délai d'accès moyen par AC - AIFS est désactivé

5.6.4 DESACTIVATION DU PARAMETRE CW

Dans la quatrième et dernière simulation, le paramètre de différenciation CW est désactivé. La Figure 5.12, la Figure 5.13 et la Figure 5.14 montrent les résultats obtenus.

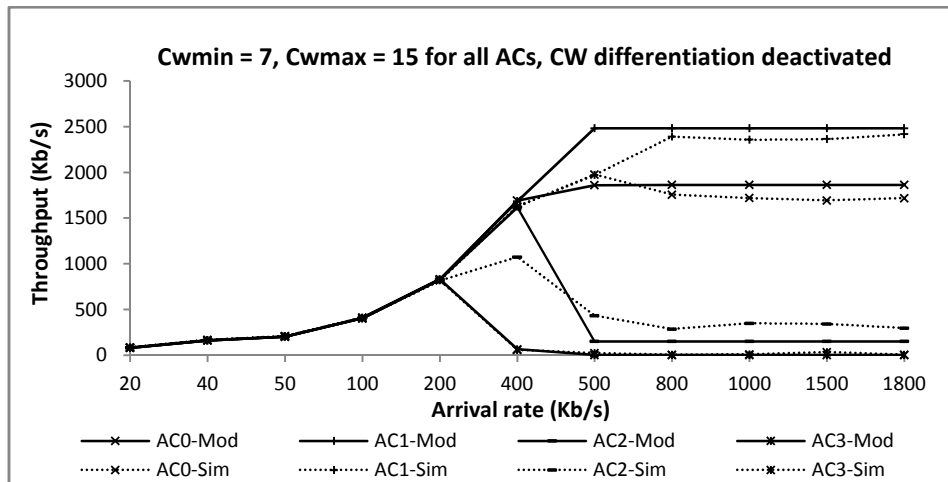


Figure 5.12 : Débit atteignable par AC - CW est désactivé

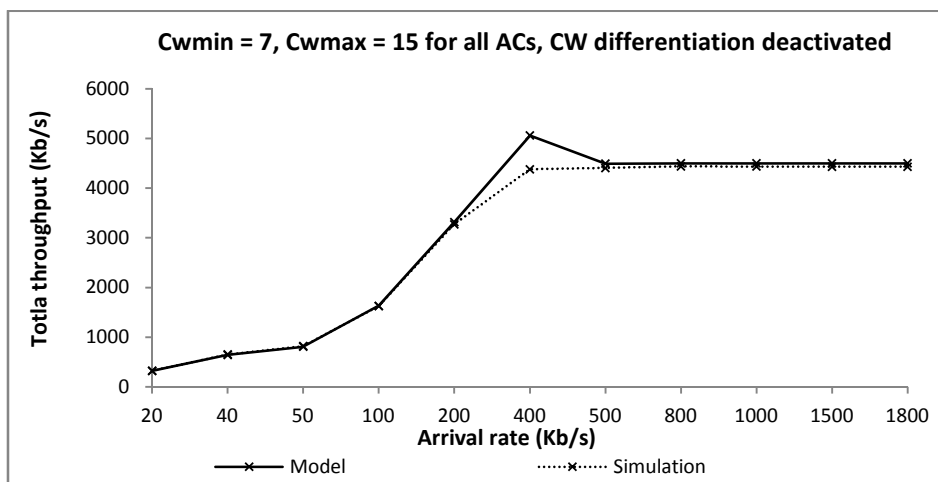


Figure 5.13 : Débit total atteignable - CW est désactivé

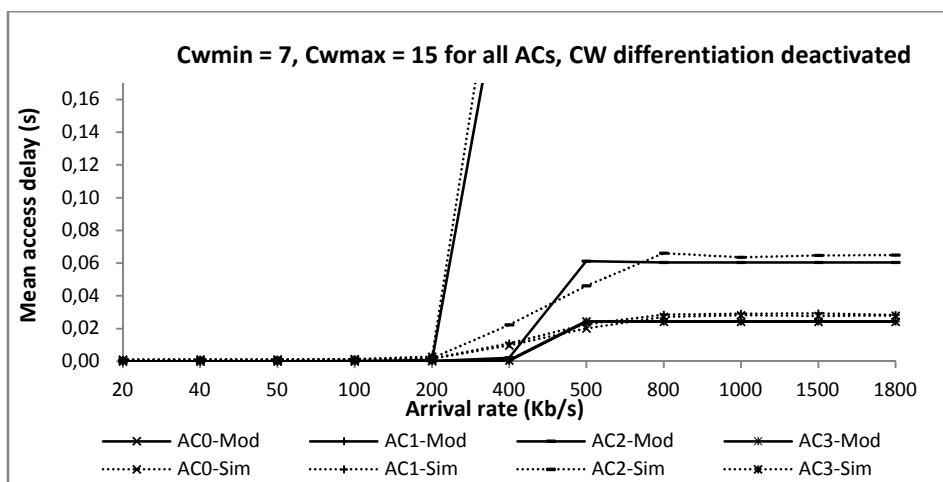


Figure 5.14 : Délai d'accès moyen pour les 4 ACs, CW est désactivé

Pour ce dernier cas, la validité du modèle est encore démontrée. Dans ce scénario de validation, CWmin est positionné à 7 et CWmax est positionné à 15 pour toutes les ACs. Avec cette configuration, l'AC₁ devient privilégiée par la valeur du paramètre TXOPLimit (voir Tableau 5.3). Pour cette raison, elle obtient un débit plus important comparativement à l'AC₀, et son délai d'accès décroît jusqu'à atteindre une valeur proche de celle obtenue par l'AC₀. Ayant les mêmes valeurs du paramètre AIFS et les mêmes CWmin et CWmax, l'AC₀ et l'AC₁ obtiennent naturellement les mêmes délais d'accès. Ceci peut être vu dans la Figure 5.12 et la Figure 5.14. Ceci est aussi valable pour l'AC₂ lorsque l'on compare les délais d'accès dans la Figure 5.14 à ceux obtenus dans le premier scénario (Figure 5.5). On constate que des valeurs plus faibles de CWmin et CWmax conduisent à des valeurs plus faibles pour les délais d'accès : Tous ces résultats sont vérifiés par le modèle analytique et par les simulations.

5.6.5 INTERPRETATIONS ET RESULTATS COMMUNS

A partir de l'ensemble des scénarios précédents, nous pouvons dire que la correspondance quasi exacte entre les courbes des résultats numériques et les courbes des simulations (Figure 5.3 - Figure 5.14) montre que notre modèle fournit une très bonne estimation des métriques de performances pour toutes les configurations des paramètres de différenciation. Ainsi, globalement, notre modèle analytique proposé pour le cas général des conditions de trafic donne des résultats très satisfaisants. Il modélise correctement les trois paramètres de différenciation et fournit une bonne estimation.

Maintenant, si nous entrons plus en détails dans ces courbes, et si nous séparons l'étude sur les trois régions de fonctionnement : la région de non-saturation, la région de saturation, et la région de transition entre les deux. Nous pouvons extraire les interprétations et les conclusions suivantes :

- (i) Dans la région de non-saturation (< 200 Kb/s par AC par station), tout le trafic est servi par le réseau avec de très faibles délais d'accès. Toutes les ACs obtiennent le débit nécessaire pour servir les trames entrantes. Le débit disponible pour chaque AC est égal au taux d'arrivée correspondant. Dans cette région, notre modèle est extrêmement précis dans la prédiction du débit atteignable et du délai d'accès.
- (ii) Dans la région de saturation (> 800 Kb/s par AC par station) le débit et le délai d'accès atteignent les valeurs asymptotiques de la saturation et restent constants dans cette région. Le débit total disponible est distribué entre les ACs selon leur priorité. Cette distribution dépend des valeurs des paramètres de différenciation EDCA de ces ACs. Le modèle montre une très bonne approximation dans cette région aussi.
- (iii) Dans la région de transition entre la non-saturation et la saturation (entre 200 Kb/s et 800 Kb/s par AC et par station), nous remarquons la présence d'une erreur d'estimation relativement faible entre les résultats du modèle et ceux des simulations. Ceci résulte de deux facteurs. Premièrement, c'est dans cette région que l'effet de l'hypothèse du modèle de la file d'attente et du type de trafic est le plus marquant. Cet effet est déjà analysé dans le Chapitre 3, et nous avons montré que

l'erreur introduite dans cette région est atténuée par la performance globale du modèle et n'affecte pas la validité globale du modèle. Cette conclusion se vérifie également pour le modèle analytique globale. Deuxièmement, l'interpolation entre les valeurs de la saturation et la non-saturation, en se basant sur la probabilité p_e peut avoir un effet sur cette erreur entre la simulation et le modèle. Cette erreur, qui reste faible et ne dépasse pas les 10% dans la majorité des cas, n'a pas d'influence sur la validité globale du modèle et sur sa capacité de donner une bonne estimation des performances. Nous pouvons bien voir dans ces courbes que l'estimation de la capacité globale du réseau est toujours très bonne dans toutes les régions de fonctionnement.

D'autres interprétations et conclusions communes aux trois régions concernent le comportement du mécanisme EDCA et de sa performance. Celles-ci sont également déduites de l'analyse des résultats illustrés par la Figure 5.3 jusqu'à la Figure 5.14.

- (iv) Dans la région de saturation, le débit et le délai d'accès restent presque constants. En effet, pour un nombre fixe de stations actives, le taux d'arrivée de trames n'affecte pas le débit atteignable et le délai d'accès. Cependant, comme démontré dans le Chapitre 4, l'addition d'une nouvelle station active possède un impact sur ces métriques. Elle introduit une faible dégradation du débit atteignable et une augmentation considérable du délai d'accès.
- (v) La valeur du débit de saturation n'est pas la valeur maximale atteignable dans le réseau. Les ACs obtiennent plus de débit dans la région de transition que dans la région de saturation complète. Ceci dépend également des valeurs des paramètres de différentiation. Ce résultat, obtenu via notre modèle analytique, a été déjà démontré dans la littérature par des études par simulation, ainsi que par d'autres modèles analytiques comme nous avons vu dans section 5.3 de ce chapitre.
- (vi) Les performances de chaque catégorie d'accès sont fortement influencées par le choix des paramètres EDCA. Ceci peut être vu si on compare les résultats obtenus à partir des quatre scénarios de simulations. Le choix des valeurs de l'AIFS et de CW ont un impact certain sur le délai d'accès, alors que le choix de TXOPLimit joue un rôle très important sur le débit atteignable. La bonne configuration de ces paramètres est une tâche très importante lorsque les quatre ACs coexistent dans le même réseau si on veut privilégier un certain trafic par rapport aux autres, et ceci en fonction des exigences demandées. L'optimisation des choix des paramètres EDCA est l'une des problématiques non résolus à ce jour, une discussion plus détaillée autour de ce sujet sera conduite à la fin du chapitre suivant.

Avant de finir ce chapitre, il nous paraît important de discuter la complexité numérique de notre modèle. C'est ce que nous allons faire dans la section suivante.

5.7 ANALYSE DE LA COMPLEXITE NUMERIQUE DU MODELE

Un modèle analytique pour 802.11e EDCA est notamment développé pour être implémenté dans un algorithme de contrôle d'admission efficace. Il est donc fortement recommandé qu'un tel algorithme soit caractérisé par son temps de réponse faible et qu'il n'introduise pas une complexité numérique importante. D'un autre côté, il est bien évident qu'un modèle analytique avec un système d'équations non-linéaires est plus complexe à résoudre numériquement qu'un modèle simple linéaire basé sur l'estimation de valeurs moyennes. Il est clair que la faible complexité de calcul n'est pas le seul critère à examiner dans un modèle analytique. Avoir un modèle analytique à très faible complexité de calcul, avec des valeurs estimées incorrectes des métriques de performance est une chose qui n'est pas du tout désirable, car elle conduirait à un algorithme de contrôle d'admission inefficace et incapable de prendre la bonne décision. Il faut donc que le modèle analytique permette d'avoir un compromis entre une bonne validité et une faible complexité numérique.

Le modèle que nous avons proposé ici est un modèle non-linéaire. C'est un modèle à chaîne de Markov de quatre dimensions. La première dimension dans notre chaîne de Markov est utilisée pour distinguer entre les différents états, permettant ainsi une bonne compréhension des caractéristiques d'EDCA. Cette dimension n'introduit pas de complexité de calcul numérique par contre elle simplifie la présentation du modèle. Seules les trois autres dimensions sont utilisées dans les calculs numériques. Rappelons ici que dans le Chapitre 4, nous avons démonté le besoin d'une chaîne de Markov ayant au moins trois dimensions pour modéliser correctement toutes les caractéristiques de différenciation d'EDCA. Donc, un modèle à trois dimensions est le minimum possible pour l'obtention de bons résultats de prédiction.

Différentes caractéristiques de notre modèle et de notre analyse ont été introduites afin de réduire la complexité de calcul numérique et par la même, le temps d'exécution de celui-ci. Rappelons que l'implantation de notre modèle est chargée de résoudre le système d'équations non-linéaires afin de trouver les probabilités inconnues dont la connaissance permet de calculer le débit atteignable et le délai d'accès. En effet, dans notre modèle, nous avons essayé d'obtenir les expressions finales de ces métriques après un certain nombre de réductions et de remplacements. Naturellement, ceci simplifie l'exécution et réduit considérablement le coût du calcul numérique. Par exemple, dans le calcul du délai, nous avons réussi à éliminer complètement la récursivité et à obtenir une seule expression analytique qui donne la valeur de celui-ci (voir équation (5.15), un autre exemple est celui du calcul du débit atteignable. Ainsi, toute la complexité de notre modèle réside à présent dans la complexité de la résolution du système d'équations non-linéaires. Une fois celui-ci résolu, le débit atteignable et le délai d'accès seront calculés à la volée.

En ce qui concerne la résolution de notre système d'équations non-linéaires, nous avons 5 boucles « for » entrelacées, une pour p_b et quatre pour p_c (une pour chaque AC). Il est bien évident que si le programme essaye toutes les valeurs possibles de ces probabilités et se donne comme objectif d'avoir une bonne précision, le temps de réponse sera très grand.

Ceci est illustré dans l'Algorithme 5.1 où il est nécessaire de faire un grand nombre d'itérations⁷ pour aboutir à la solution.

Algorithme 5.1 : Recherche classique complète de la solution

```

/* for each for-loop go from 0 to 1 with a step of 0.00001*/
for each possible value of  $p_b$  do
  for each possible value of  $p_{c1}$  do
    for each possible value of  $p_{c2}$  do
      for each possible value of  $p_{c3}$  do
        for each possible value of  $p_{c4}$  do
          Resolve the system equations to get  $p_b$  and  $p_{ci}$ 
        end for
      end for
    end for
  end for
end for
Calculate throughput and delay using  $p_b$  and  $p_{ci}$ 

```

Sachant que le système possède une solution unique, nous avons adopté une méthode simple qui consiste à chercher la valeur qui donne la plus faible erreur de calcul dans un intervalle donné avec un pas de calcul grand. Puis, on recalcule aux alentours de cette valeur tout en diminuant le pas de calcul. On réitère le procédé autant de fois que nécessaire pour atteindre une erreur très fine. Cette solution est schématisée dans l'Algorithme 5.2. Cette méthode nous a permis de réduire considérablement le temps de calcul. Elle permet d'obtenir la solution exacte avec une très faible erreur d'estimation ($\sim 10^{-6}$) après un temps d'exécution acceptable.

Un autre aspect à considérer ici est la méthode de calcul du délai d'accès et de la probabilité p_e que la file d'attente soit vide durant la résolution du système d'équations non-linéaires. En effet, le délai d'accès dépend de p_e et p_e dépend du délai d'accès. Une simple boucle «while» a été utilisée afin d'obtenir la convergence et l'obtention de ces deux valeurs en un temps très faible.

Ainsi, pour conclure, notre modèle, combiné à des techniques de simplification algorithmiques de base, est capable de surpasser la complexité introduite par la chaîne de Markov à quatre dimensions et fournit de bons résultats en un temps de calcul très

⁷ La complexité de cet algorithme est de l'ordre de N^5 , avec N suffisamment grande pour avoir une bonne précision.

satisfaisant ; Il nous semble donc réalisable de l'utiliser dans un algorithme de contrôle d'admission efficace.

Algorithme 5.2 : Recherche optimisée de la solution

```

i=0.1, p=0.5, b=0.5, c(i)=0.5    /* initialize step and interval */
while (estimation errors for  $p_b$  and  $p_{ci} >$  specified error) do
    while (  $i > 0.00001$  ) do
        for  $p_b = b - p : i : b + p$  do    /* each time do 10 iterations */
            calculate  $p_b$  that leads to the smallest error given  $p_c(i)$ 
        end for
         $b = p_b, p = p/10, i = i/10$     /* starts from the new value */
    end while
    /* Here the best value of  $p_b$  is given
for  $i = 1 : 4$  do    /* do the same thing for each  $p_c(i)$  */
        while (  $i > 0.00001$  ) do
            for  $p_c(i) = c(i) - p : i : c(i) + p$  do
                calculate  $p_c(i)$  that leads to the smallest error given  $p_b$ 
            end for
             $c(i) = p_c(i), p = p/10, i = i/10$ 
        end while
    end for
     $i = 0.1, p = 0.5$ 
end while
Calculate throughput and delay using  $p_b$  and  $p_{ci}$ 

```

5.8 CONCLUSION

L'objectif de ce chapitre était d'étendre le modèle proposé dans le Chapitre 4 pour les conditions générales du trafic. Cette extension a été détaillée tout au long de ce chapitre et les résultats de la validation du modèle global obtenu ont montré qu'il peut être utilisé comme un outil numérique qui permet :

- (i) D'estimer correctement le débit atteignable et le délai d'accès dans les conditions générales du trafic, allant de la non-saturation à la saturation complète en passant par la région de transition. Ceci est obtenu quelles que soient les configurations des paramètres de différenciation AIFS, CW et TXOPLimit.
- (ii) D'évaluer et d'analyser la performance du protocole 802.11e EDCA.

Le modèle couvre toutes les caractéristiques de fonctionnement d'EDCA et il peut être considéré comme le modèle le plus aboutis comparativement aux modèles existants de la

littérature. Notre modèle s'est avéré également simple à résoudre. Il peut constituer donc l'outil numérique à la base d'un mécanisme de contrôle d'admission efficace capable de prendre les bonnes décisions tout en utilisant au maximum les ressources du réseau. Ce mécanisme de contrôle d'admission sera présenté en détail dans le chapitre suivant.

CHAPITRE 6 PROPOSITION D'UN MECANISME DE CONTROLE D'ADMISSION BASE SUR LE MODELE ANALYTIQUE

6.1 INTRODUCTION

Dans les trois chapitres précédents, nous nous sommes concentrés sur le développement d'un modèle analytique pour EDCA. Nous avons réussi alors à développer un modèle analytique valide, applicable à toutes les conditions de trafic, et capable de prédire les métriques de performance par AC pour toute configuration des trois paramètres de différenciation de services dans EDCA.

Bien que ce modèle analytique constitue un outil numérique simple pour l'évaluation des performances d'EDCA, son utilité ne réside pas seulement dans le domaine de l'évaluation de performance. Un modèle analytique de ce type peut être utilisé pour faciliter la gestion de ressources, ceci est même primordial pour le développement d'un mécanisme de contrôle d'admission efficace. En effet, dans le scénario d'un réseau sans fil géré par un point d'accès, ce dernier ne peut pas prendre les meilleures décisions d'admissions ou de rejets s'il ne possède pas les bonnes informations concernant : a) les ressources disponibles dans le réseau, b) les métriques de performance atteignables par les stations actives et c) les métriques pouvant être réalisés après l'introduction d'une nouvelle station. Bien évidemment, le point d'accès ne peut pas effectuer des simulations pour avoir ces informations. Les mesures réelles ne sont pas simples non plus car elles nécessitent beaucoup de signalisation entre les stations et le point d'accès et de plus il est impossible de mesurer correctement les métriques qui résulteraient de l'introduction d'une nouvelle station sans vraiment l'introduire. Ainsi, il est primordial d'avoir un outil numérique simple au sein du point d'accès capable de prédire à priori correctement ces informations afin de prendre les bonnes décisions.

Une question importante se pose ici. C'est la question fondamentale de l'utilité d'un contrôle d'admission dans EDCA.

En effet, dans EDCA, il n'y a pas une garantie de performance qu'on peut donner aux applications multimédia en termes de débit et de délai. Avant la saturation il n'y a pas de problèmes, la situation se complique lorsque le réseau devient saturé par un grand nombre de flux partageant les ressources limitées du canal. A chaque introduction d'un nouveau flux, les flux existants perdent de leurs performances car les ressources du canal doivent être distribuées entre les différents flux selon leur priorité. Ceci veut dire que les applications multimédia qui sont incapables de s'adapter avec cette limitation de ressources ne peuvent pas être servies correctement. La gestion de ressources par la limitation du nombre de flux admis dans un réseau *WLAN* est donc incontournable. D'où le besoin d'un mécanisme de

contrôle d'admission capable de maintenir la QoS des applications multimédia. L'objectif de ce chapitre est de proposer ce mécanisme de contrôle d'admission et de le détailler. Celui-ci est basé sur le modèle analytique développé dans les chapitres précédents.

Tout d'abord, nous commençons ce chapitre par une discussion des différentes approches possibles pour la conception des mécanismes de contrôle d'admission dans EDCA et nous montrons les avantages et les inconvénients de chacune de ces approches. Après cette discussion, nous expliquons notre méthode de conception d'un mécanisme de contrôle d'admission basé sur notre modèle analytique. Un ensemble de scénarios de validation du mécanisme proposé sont analysés pour voir comment réagit notre contrôleur d'admission dans le cas de la présence d'applications temps réel et multimédia uniquement ou en cohabitation avec des applications non temps réel. Après la validation, nous discutons quelques pistes possibles pour permettre au point d'accès d'optimiser le choix des paramètres EDCA afin de faire un bon contrôle d'admission tout en assurant une utilisation optimale des ressources du réseau. On termine ce chapitre par les conclusions résultantes.

6.2 DIFFERENTES APPROCHES DES MECANISMES DE CONTROLE D'ADMISSION

L'étude de l'état de l'art dans ce domaine montre une variété de méthodes adoptées par différents chercheurs et qui se caractérisent par différents niveaux de complexité et degrés d'efficacité. Ces méthodes peuvent être centralisées où le contrôle d'admission s'effectue au niveau du point d'accès, ils peuvent également être distribuées [97], [98], [99], [100] où le contrôle d'admission se fait au niveau de chaque station. Ces derniers sont utiles pour la maîtrise de la QoS des réseaux ad-hoc multi-sauts en mobilité. Notre étude s'inscrit dans le cadre de réseaux gérés par le point d'accès où toutes les stations sont à un seul saut, c'est pour cela que nous nous concentrons plus particulièrement sur les mécanismes de contrôle d'admission centralisés.

Dans ce domaine, on trouve des propositions pour HCCA et pour EDCA. Cependant, les travaux de recherche qui concernent le contrôle d'admission dans HCCA [101], [102] restent très peu nombreux par rapports à ceux d'EDCA. Ceci est principalement dû à la conception centralisé de HCCA, qui aboutit plus facilement à un contrôle d'admission de nature déterministe. Donc, en termes de recherche, le contrôle d'admission dans HCCA ne constitue pas un défi complexe comme ceci peut être le cas pour EDCA. De plus, le mécanisme d'accès distribué EDCA est beaucoup plus populaire dans la pratique que le mécanisme d'accès centralisé HCCA. C'est d'ailleurs pour cela que la majorité des travaux sur la QoS dans les réseaux sans fil de type 802.11 s'intéressent plus à EDCA. Et bien évidemment, c'est notre cas également.

Les mécanismes de contrôle d'admission existants pour EDCA peuvent être classifiés en trois catégories :

- (i) *Mécanismes basés sur les mesures* : Dans cette catégorie, le point d'accès effectue continuellement les mesures des métriques de performances sur lesquelles il s'appuie dans sa décision.
- (ii) *Mécanismes basés sur les modèles analytiques* : Dans cette catégorie, le point d'accès s'appuie sur les calculs numériques pour prédire les métriques de performance avant de décider.
- (iii) *Mécanismes hybrides, basés sur un modèle analytique et des mesures* : Dans cette dernière catégorie, le point d'accès effectue en continu des mesures de certaines variables et les utilise dans le modèle analytique pour pouvoir prédire les performances et prendre sa décision.

Dans ce qui suit, nous discutons l'ensemble des mécanismes proposés dans la littérature en les classifiant dans ces trois catégories. Ensuite nous discutons les avantages et les inconvénients de chaque catégorie à part.

6.2.1 MECANISMES BASES SUR LES MESURES

C'est avec les mécanismes de contrôle d'admission basés sur les mesures qu'ont débuté les premières solutions vers une maîtrise de la QoS dans les réseaux sans fil de type 802.11. Ceci est dû au fait que les modèles analytiques du protocole n'avaient pas encore atteint une maturité suffisante.

Grag et al. [103], ont proposé un contrôle d'admission basé sur l'estimation de l'utilisation du canal (CUE : Channel Utilization Estimate). La CUE d'un flux donné est égal à la fraction de temps dans une seconde utilisée pour transmettre ce flux sur le canal. La CUE Totale est la somme des CUEs de tous les flux y compris les flux auxiliaires⁸. Un nouveau flux ne peut être accepté que si sa CUE calculée est inférieure à $(1 - \text{CUE Totale})$. Il est à noter que dans cette solution, les auteurs font beaucoup d'approximations. Ainsi, par exemple, la CUE des collisions est toujours considérée fixe et égale à 0.15.

Gu et Zhang dans [104] proposent deux méthodes de contrôle d'admission simples basées sur les mesures, la première est basée sur le taux d'occupation du canal (par mesure du NAV), et l'autre est basée sur le taux de collision (par mesure du nombre de retransmissions). Le contrôle d'admission compare les valeurs mesurées à des valeurs limites inférieure et supérieure pour décider à chaque intervalle de mesure (T) si on doit ajouter un nouveau flux de haute priorité ou supprimer un flux actif de faible priorité ou si on ne prend aucune action. Cette méthode est facile à implémenter, cependant elle possède plusieurs limitations. Premièrement, la spécification des valeurs limites inférieure et supérieure sur lesquelles la décision est basée n'est pas proposée (choix empirique). Deuxièmement, cette

⁸ Ce sont les flux des transmissions erronées et des collisions reflétant la capacité perdue

méthode ne garantit pas la QoS instantanée car l'admission et le rejet ne se font pas à l'arrivée d'un nouveau flux, mais à chaque intervalle de mesure (ajout ou suppression), finalement, la solution ne spécifie pas quel flux d'une AC ajouter ou supprimer quand il y a plusieurs flux actifs issus de cette AC.

Dans [105], les auteurs proposent une architecture nommée *HARMONICA* dans le but d'ajuster dynamiquement les paramètres EDCA des différentes classes de priorité afin de répondre aux besoins de QoS et d'utiliser au maximum les ressources du réseau. Cet ajustement est basé sur la mesure du paramètre nommé *LQI* (*Link Quality Indicator*). Ce paramètre inclut le taux de rejet, le délai de bout en bout de la couche MAC et le débit. Deux algorithmes d'adaptation sont définis, le premier ajuste la différence entre les paramètres des différentes ACs (CW_{min} , CW_{max} et AIFS), et le deuxième ajuste CW_{min} et CW_{max} de toutes les ACs par augmentation ou diminution afin d'utiliser au maximum les ressources du réseau. Un simple contrôle d'admission est intégré dans cette architecture, sa décision est basée sur le débit requis et les valeurs mesurées de *LQI*.

Xiao dans ses travaux [106], [107] a proposé deux mécanismes de protection des flux. Le premier protège les flux voix et vidéo existants des autres flux par l'intermédiaire d'un algorithme qui effectue à chaque intervalle de balise les mesures des temps d'utilisation du canal et calcule le budget TXOP à utiliser dans l'intervalle de balise suivant. Le deuxième mécanisme de protection a pour but de contrôler les flux des données afin de limiter le nombre de collisions et par suite protéger la voix et la vidéo des données best effort. Ceci en contrôlant dynamiquement les paramètres d'accès EDCA par l'augmentation de CW_{min} et d'AIFS des flux de données.

Dans [108], les auteurs proposent une méthode de réservation du canal par le biais de TXOPLimit. Ce paramètre s'adapte dynamiquement en fonction du taux d'arrivée du flux et de sa priorité. La méthode de calcul est distribuée et elle est inspirée du processus de calcul des TXOP dans HCCA. Pour AC_3 , TXOPLimit est choisi de façon à transmettre tout ce qui est dans la file d'attente. Pour AC_2 , il est choisi de façon à transmettre les trames qui sont arrivées pendant la dernière transmission. Pour AC_0 et AC_1 , il est choisi de façon à transmettre une seule trame. Le mécanisme suppose qu'il n'y a pas de collision lors du calcul du temps nécessaire pour transmettre les données pendant TXOPLimit. Il suppose que chaque station observe le temps d'occupation du canal et le temps de suspension du compteur de backoff pendant une période de contrôle donnée T . Les valeurs mesurées sont redressées avec les anciennes valeurs en utilisant la méthode EWMA⁹. La période de contrôle choisie est égale au temps de transmission d'un burst de donnée. Ce mécanisme d'adaptation est étendu par un mécanisme de contrôle d'admission au niveau de chaque station. Ce dernier, calcule pour chaque flux appartenant à chaque AC le nombre de trames

⁹ Exponential Weighted Moving Average

pouvant être transmises durant la période de contrôle suivante en se basant sur les observations précédentes. Si ce nombre est inférieur au taux d'arrivée, le flux est rejeté, dans le cas contraire il sera accepté. Le critère de contrôle d'admission est donc ici le temps d'occupation du canal.

Dans [109], on trouve un contrôle d'admission pour la voix sur IP intégré avec *SIP* (*Session Initiation Protocol*) où la décision d'admission ou de rejet est basé sur le calcul du temps d'occupation de medium (*MediumTime*).

Le contrôle d'admission proposé dans [110] est basé également sur le temps d'occupation du canal (*MediumTime*). Il est divisé en deux phases ; une au niveau du *QSTA* basée sur le calcul d'une variable nommée *AAC* (*Available Admission Capacity*) et une autre phase d'admission au niveau du *QAP* basée sur les spécifications du flux qui demande l'accès et sur le calcul de la capacité du réseau.

Le même concept de contrôle d'admission basé sur le taux d'utilisation du canal (*NUC* : *Network Utilization Characteristic*) est utilisé dans [111]. Ce travail constitue une extension de la méthode de calcul du *NUC* dans DCF [103], pour 802.11e EDCA.

Le Tableau 3.1 récapitule les propriétés des mécanismes de contrôle d'admission discutés ci-dessus. Nous traçons ce tableau pour montrer le critère de QoS utilisé dans chacun de ces mécanismes de contrôle d'admission et s'ils introduisent le concept d'adaptation des paramètres d'accès ou pas. Nous remarquons que la majorité des mécanismes ci-dessus présentent effectuent des mesures sur les conditions d'occupation du canal (temps d'utilisation pour les transmissions ou temps d'occupation global). La décision est prise après comparaison de la capacité résiduelle par rapport au temps d'occupation estimé nécessaire au nouveau flux. Ceci veut évidemment dire que ces mécanismes sont incapables d'effectuer le contrôle d'admission en se basant sur des métriques de QoS comme la bande passante requise et le délai toléré. En effet, utiliser le temps d'occupation du canal ne permet pas toujours de garantir une QoS exprimée en termes de métriques de performance. Pour l'adaptation des paramètres EDCA, certains de ces mécanismes proposent des méthodes d'adaptation d'un ou de plusieurs paramètres et d'autres non. Celles-ci restent également simplistes.

CAC	Critère QoS	Adaptation paramètres EDCA
[103]	Estimation d'utilisation du canal	Non
[104]	1- Taux de collision 2- Taux d'occupation du canal	Non
[105]	Link Quality Indicator (LQI)	CW_{min} , CW_{max} et AIFS
[106], [107]	Temps de transmission sur le canal	CW et AIFS pour BE, TXOP pour AC_VO et AC_VI
[108]	Temps de transmission sur le canal	TXOPLimit
[109]	Temps d'occupation de medium	Non
[110]	Temps d'occupation de medium	Non
[111]	Taux d'utilisation du canal	Non

Tableau 6.1 : Comparaison des mécanismes de contrôle d'admission basés sur les mesures

6.2.2 MECANISMES BASES SUR LES MODELES ANALYTIQUES

Les mécanismes de contrôle d'admission basés sur les modèles analytiques ont commencé à apparaître quelque temps après la publication des modèles analytiques pour EDCA. La majorité de ces mécanismes ont été proposés dans les trois dernières années. Leur limitation essentielle ne réside pas dans le contrôle d'admission lui-même, mais dans le modèle analytique sur lequel ils se basent.

Ainsi, le contrôle d'admission proposé dans [112] est basé sur un modèle analytique à valeurs moyennes limité par les conditions de saturation non complètement valide et souffrant et d'un ensemble d'estimations non justifiées. Par exemple, le paramètre de différentiation AIFS a été introduit dans le modèle comme s'il était inclus dans les slots de backoff, ce qui signifie une mauvaise modélisation de la procédure AIFS ainsi que de la procédure de backoff. Ces approximations ont été prises pour simplifier au maximum le modèle et le contrôle d'admission associé. Les critères de QoS étaient le débit atteignable et le délai d'accès.

Dans [113], le contrôle d'admission proposé utilise un modèle analytique inspiré de celui de Bianchi pour le calcul du délai d'accès dans le cas de non-saturation. Le but du contrôle d'admission est de garder le réseau toujours dans la région de non-saturation. Les critères d'admission ou de rejet sont le délai d'accès et le taux d'utilisation du canal. Ce dernier est calculé en fonction du taux d'arrivée des paquets et du temps de transmission d'une trame. Les auteurs de [113] affirment que leur modèle surestime le délai d'accès, ils disent que ceci donne la borne supérieure du délai et par suite le contrôle d'admission effectue ses décisions tout en restant dans une certaine marge de sécurité, cette marge de sécurité permet de s'assurer que le réseau est encore loin de l'état de saturation. Par contre, cette surestimation de délais entraîne des rejets des nouveaux flux alors que le réseau pourrait être susceptible de servir ceux-ci. Ceci peut donc mener à une utilisation inefficace des ressources.

Zhu et al. [114], ont proposé un mécanisme de contrôle d'admission qui se base sur le débit atteignable et le délai d'accès comme critères de décision en utilisant un modèle analytique basé sur une chaîne de Markov. Le modèle utilisé est limité aux conditions de saturation, et il souffre de plusieurs approximations (pas de différentiation par AIFS, pas de limite de retransmission, pas de collision virtuelle...). Cependant, ce modèle possède deux avantages : premièrement il essaie d'introduire l'effet de TXOPLimit en considérant un nombre de trames transmis pendant TXOPLimit égal à un certain nombre k_i pour chaque AC. Toutefois aucune relation n'est donnée entre ce nombre k_i et la valeur de TXOPLimit. Du fait de la considération de nombre k_i dans le modèle, l'adaptation du nombre de trames pouvant être transmises à chaque accès est introduite dans le contrôle d'admission. L'idée de cette adaptation est simple. Tant que le débit atteignable est inférieur à celui requis, on augmente le nombre de trames puis on recalcule le débit atteignable. Une fois que ce dernier atteint le débit désiré, on vérifie que le délai d'accès est acceptable et on admet. Si on n'arrive pas à atteindre cette situation, on rejette. Deuxièmement, le modèle introduit l'effet des erreurs

sur le canal par l'addition de la probabilité d'échec de transmission suite à une erreur à la probabilité de collision. Encore une fois, cette probabilité d'erreur sur le canal est supposée donnée et fixe et aucun calcul de cette probabilité n'est fourni.

Dans [115], les auteurs se basent sur le modèle [50] qui n'est pas limité aux conditions de saturation. La métrique de performance utilisée dans de contrôle d'admission est le délai. En fait, les auteurs affirment qu'un contrôle d'admission basé sur le délai est mieux que celui basé sur le débit atteignable. C'est que le besoin de débit arrive après le besoin des délais faibles. Les délais atteignent de grandes valeurs avant que le débit atteigne la limite de saturation. Cette supposition est plus ou moins correcte, car ceci dépend de beaucoup de facteurs : nature du trafic, configuration des paramètres EDCA et exigences de QoS des applications actives. Le but du contrôle d'admission proposé est d'éviter de faire entrer le système dans l'état de saturation. Ainsi, il est divisé en deux phases : dans la première phase, le point d'accès donne une décision préliminaire, puis dans la deuxième phase, il effectue la surveillance du réseau pour s'assurer que l'introduction du nouveau flux ne conduit pas le système à un état de saturation. La durée de la deuxième phase de surveillance est fixée à 30 périodes de balise. Cette acceptation temporaire d'un flux après la première phase, puis son rejet possible dans la deuxième phase s'il ne répond pas aux exigences demandées, est également considérée comme un inconvénient majeur du contrôle d'admission proposé. En effet, il n'y a aucune manière d'arrêter un flux après que la phase de signalisation ne se soit terminée et que le flux admis dans le réseau. Par ailleurs, les auteurs ont laissé ce problème ouvert. De plus, dans ce contrôle d'admission, la décision est basée sur l'estimation de la probabilité de transmission sur le canal. Pour ne pas effectuer des mesures de cette probabilité et les introduire dans le modèle analytique pour le calcul du délai, les auteurs ont proposé de faire cette estimation numériquement en se basant sur les résultats d'une simulation déjà faite dans les mêmes conditions. A partir de cette simulation, des courbes de régression permettant de donner une formule polynomiale de cette probabilité en fonction de la charge totale sont utilisées. Ceci représente la troisième limitation importante de ce contrôle d'admission car cette estimation numérique n'est valable que pour un cas particulier et des scénarios de fonctionnement bien définis. Ce qui n'est pas toujours le cas en pratique.

Bellata dans ses travaux [116], [117], [118] propose un contrôle d'admission dont le but essentiel est d'adapter les paramètres EDCA. Il se concentre alors sur la proposition de deux algorithmes de réglage de CW, AIFS et TXOPLimit (Itératif et temps réel) pour le support des besoins de la QoS pour les flux *VoIP* et *BE*. Ce processus d'adaptation et de contrôle d'admission est basé sur le modèle analytique proposé par l'auteur dans [119] et conçu de façon à être le plus simple possible pour achever rapidement la tâche d'adaptation. Le nombre important de simplifications qui sont faites dans ce modèle pour qu'il soit facile à résoudre numériquement le rendent très peu performant.

Récemment, Oh et al. [120], ont proposé un contrôle d'admission dont le but est d'adapter le paramètre CW_{min} pour améliorer la performance du contrôle d'admission dans

le cas des applications dont la taille de paquets est faible comme la *VoIP*. L'auteur affirme que dans ce cas, CW_{min} est le facteur dominant qui affecte le délai et le débit et que les approches de modification de $TXOPLimit$ sont performants seulement dans le cas où la taille de paquets est supérieure à 1000 octets. Nous trouvons que cette affirmation n'est pas bien justifiée et n'est pas suffisamment correcte. En effet, l'adaptation de CW_{min} est l'un des aspects nécessaires pour les applications ayant des contraintes strictes en terme de délai comme la voix en général et la téléphonie en particulier. Cependant, pour les applications gourmandes en bande passante, c'est l'adaptation de $TXOPLimit$ qui est nécessaire. Car, pour des applications ayant des tailles de paquets faibles et gourmandes en bande passante (comme la vidéo par exemple), il est nécessaire de fournir un $TXOPLimit$ plus important que celui nécessaire aux flux ayant les mêmes besoins de bande passante mais possèdent des tailles de paquets grandes. Malgré son hypothèse de départ, l'auteur a utilisé une taille de paquets égale à 1500 octets pour valider son mécanisme de contrôle d'admission. Ce qui n'est pas du tout conforme avec l'hypothèse de départ. Un autre point faible dans le mécanisme proposé est qu'il est basé sur l'un des modèles analytiques de la littérature. Les auteurs ont cité quatre modèles analytiques de saturation sans spécifier lequel a été utilisé. De plus, deux de ces quatre modèles sont conçus pour DCF non pas pour EDCA. Ce qui laisse un flou sur le modèle utilisé dans la prédiction des métriques de performances.

En ce qui concerne l'adaptation de CW_{min} , la méthode consiste à calculer tout d'abord des intervalles critiques de CW_{min} de toutes les stations en se basant sur leurs besoins de bande passante et de délai et sur les prédictions numériques des performances. Puis, choisir une station de référence pour calculer sa CW_{min} optimale dans son intervalle critique. Ensuite calculer les valeurs critiques de CW_{min} des autres stations en se basant sur la valeur optimale de référence. Si les valeurs critiques obtenues sont situées dans les intervalles critiques correspondants, la nouvelle station est acceptée et un message est diffusé à toutes les stations contenant les valeurs critiques des CW_{min} à utiliser. Le processus d'admission ou de rejet est basé donc sur ce calcul des valeurs critiques, qui à son tour dépend du choix de la station de référence. Aucune information n'est donnée sur comment choisir cette station de référence. Par ailleurs, l'influence de ce choix sur la décision du contrôle d'admission, et par suite sur la méthode d'adaptation reste également un problème ouvert.

CAC	Modèle analytique	Critère QoS	Adaptation paramètres EDCA
[112]	Valeurs moyennes, saturation	Débit atteignable et délai	Non
[113]	Bianchi modifié, non-saturation	Délai d'accès et taux d'utilisation de canal	Non
[114]	Chaîne de Markov, saturation	Débit atteignable et délai	Nombre de trames par burst
[115]	[50], non-saturation	Délai	Non
[117]	Valeurs moyennes, saturation	Débit atteignable et délai	CW, AIFS et $TXOPLimit$
[120]	Non spécifié, saturation	Débit atteignable et délai	CW_{min}

Tableau 6.2 : Comparaison des mécanismes de contrôle d'admission basés sur les modèles analytiques

Pour finir, le Tableau 6.2 récapitule les propriétés des travaux discutés ci-dessus. Nous remarquons que les métriques de QoS pris en compte pour le contrôle d'admission ne sont pas les mêmes que ceux utilisés par les mécanismes de contrôle d'admission basés sur les

mesures. Les contrôles d'admission basés sur les modèles analytiques en saturation considèrent le débit atteignable et le délai d'accès comme critère de décision, alors que les contrôles d'admission avec modèle analytique en non-saturation s'intéressent plutôt au délai. Les mécanismes de contrôle d'admission basés sur un modèle analytique limité par les conditions de saturation ne sont pas efficaces car ils se basent sur les valeurs des métriques de QoS atteignables en saturation uniquement. Ces valeurs sont dans la majorité des situations assez loin des valeurs réalisables par le réseau. Pour les mécanismes de contrôle d'admission basés sur un modèle analytique dans les conditions de non-saturation, il n'est pas suffisant d'utiliser uniquement le délai d'accès comme critère de décision. Il est nécessaire que le mécanisme de contrôle d'admission soit capable de considérer les deux métriques de performance : le délai d'accès et le débit atteignable. Ainsi, il sera applicable à tous les types de flux ; ceux sensibles aux délais (voix) et ceux sensibles aux débits (vidéo).

6.2.3 MECANISMES HYBRIDES BASES SUR LES MODELES ET LES MESURES

Plus récemment, un certain nombre de recherches tentent de combiner les deux approches de contrôle d'admission. Ces travaux ont ainsi proposé des mécanismes de contrôle d'admission basés à la fois sur un modèle analytique ainsi que sur des mesures. Les mesures sont faites pour estimer les valeurs de certaines variables du modèle, valeurs qui à leur tour sont utilisées directement dans les équations de calcul du débit et du délai. Le but étant d'une part, d'annuler le temps de résolution du système d'équations du modèle analytique et d'autre part, se mettre à l'abri des erreurs liées aux approximations faites pour simplifier le modèle analytique qui peuvent mener à des estimations non réalistes.

Pong et Moors [121] se sont basés sur le modèle en conditions de saturation de Bianchi pour estimer le débit atteignable. Le modèle a été étendu pour pouvoir calculer la bande passante des flux ayant différents paramètres EDCA. De plus, le paramètre TXOPLimit est introduit dans le modèle par simple ajout de sa valeur sur le temps de transmission. L'algorithme propose une adaptation des paramètres CW et TXOP. A chaque arrivée d'un nouveau flux, le taux de collision de ce flux est initialisé à celui des flux ayant le débit requis similaire à celui de ce dernier. Un calcul du débit atteignable de tous les flux (anciens et nouveau) aura lieu, pour chaque flux on compare le débit atteignable au débit demandé, s'il est inférieur on diminue CW ou on augmente TXOP, et on recalcule le débit atteignable de nouveau. Si les limites de CW et TXOP sont atteints et les besoins restent non satisfaits, le nouveau flux est rejeté et les paramètres EDCA sont restaurés. Sinon, le flux est admis et les nouveaux paramètres seront distribués aux stations. Pour les mesures, chaque flux actif possède un compteur qui mesure le taux de collision, ce dernier est mesuré à chaque intervalle de mise à jour en utilisant une moyenne mobile exponentiellement pondérée (*Exponential Weight Mean Average, EWMA*) de paramètre alpha égal à 0.8. La probabilité de collision est donc estimée sur la base des flux en cours et elle ne tient pas en compte des caractéristiques du nouveau flux. Elle ne se base que sur les états actuels et passés du réseau.

Bensaou et Kong dans [122], ont également proposé un contrôle d'admission hybride. Le modèle analytique utilisé dans ce contrôle d'admission est valable dans le cas de non-saturation. Cependant, ce modèle n'est pas l'extension du modèle que les auteurs ont déjà proposé pour EDCA dans les conditions de saturation [54], c'est une extension d'un modèle développé pour DCF combinée à une méthode d'homogénéisation des flux¹⁰. En fait les auteurs ont choisi de sacrifier de la validité du modèle pour minimiser la complexité numérique comme apparaît dans la phrase suivante extraite de leur article «...we opt for sacrificing some accuracy by developing an approximation model based on the non-saturation analysis of the DCF... ». Toutefois, l'effet de cette méthode d'homogénéisation des flux sur la validité du modèle n'a pas été discuté, ceci ne permet pas de savoir à quel niveau elle reflète le comportement réel d'EDCA. D'où l'une des limitations du contrôle d'admission proposé. Le contrôle d'admission décide de l'admission ou du rejet en se basant sur le calcul numérique du débit et du délai d'accès fourni par le modèle analytique. Ce dernier utilise les mesures effectuées par le point d'accès de la probabilité d'occupation du canal. A chaque intervalle de mise à jour, cette mesure est effectuée et la nouvelle valeur est le résultat d'une interpolation entre la dernière valeur et la nouvelle mesure pondérée par un paramètre alpha. Notons ici alors, que la décision du contrôle d'admission est toujours basée sur la dernière valeur mesurée de cette probabilité et non pas sur la valeur résultante de l'insertion du nouveau flux dans le réseau, d'où une deuxième limitation.

Dans [123], on trouve également un algorithme de contrôle d'admission hybride basé sur un modèle analytique développé dans les conditions de saturation et sur une mesure des conditions du médium (probabilité d'occupation du canal et probabilité de collision). Des directives ont été données pour effectuer ces mesures. Par exemple, c'est à la station de calculer la probabilité de collision et de la communiquer au point d'accès alors que la probabilité d'occupation du canal doit être estimée par le point d'accès par surveillance du canal. Pour prendre la décision, une prédiction des nouvelles valeurs de ces probabilités est faite en considérant que le flux est actif. Pour faire cette prédiction, deux équations qui représentent l'évolution de ces probabilités ont été utilisées. Dans ces équations, il est supposé que le nouveau flux introduit une seule collision par trame transmise, supposition qui n'est pas du tout justifiée. Par ailleurs, la métrique de contrôle d'admission utilisée est uniquement le débit atteignable. Or, nous avons vu précédemment que le métrique délai ne pourrait pas être ignoré, mais du fait que le contrôle d'admission est basé sur un modèle analytique en saturation, il ne peut pas considérer facilement le délai car ce dernier possède des valeurs importantes dans la région de saturation.

¹⁰ Conversion des flux de différentes ACs en des flux homogènes par l'utilisation de la notion du nombre de station équivalents en contention.

Le Tableau 6.3 récapitule les caractéristiques des trois mécanismes de contrôle d'admission discutés ci-dessus. Dans ce tableau, nous montrons pour chacun de ces mécanismes le modèle analytique utilisé, la variable mesurée, les critères de QoS utilisés et la prise en compte de l'adaptation des paramètres EDCA ou pas. Ce que nous remarquons ici est que deux de ces mécanismes sont limités par un modèle analytique supposant la saturation alors que le troisième est limité par sa méthode de modélisation d'EDCA qui n'est pas valide.

CAC	Modèle	mesure	Critère QoS	Adaptation EDCA
[121]	Bianchi modifié, saturation	Taux de collision	Débit atteignable	CW et TXOP
[122]	DCF + homogénéisation des flux, non-saturation	Probabilité d'occupation du canal	débit et délai d'accès	Non
[123]	Chaîne de Markov, saturation	Probabilité d'occupation du canal et probabilité de collision	Débit atteignable	Non

Tableau 6.3 : Comparaison des mécanismes de contrôle d'admission hybrides

6.2.4 AUTRES MECANISMES DE CONTROLE D'ADMISSION

A part les travaux classifiés dans les trois catégories précédentes, l'auteur de [124] , [125] a effectué une analyse par simulation pour estimer le nombre de sources *VoIP* et vidéoconférence qui peuvent être admis dans 802.11e EDCF avec garantie de QoS.

Les auteurs de [126] formulent le contrôle d'admission dans EDCF sous forme d'une théorie de jeu, avec deux joueurs ; le point d'accès (qui peut accepter ou refuser un flux) d'une part et la station mobile (qui peut décider de rester ou quitter un AP) de l'autre part. L'admission et le refus sont basés sur le calcul des revenus et des pertes qui peuvent résulter si un nouveau flux est accepté ou bien s'il veut quitter le réseau. Les auteurs utilisent des termes et des variables comme le taux de violation de la bande passante, le taux de satisfaction par l'utilisateur et le taux d'insatisfaction. La relation entre le taux de violation de la bande passante et le taux de satisfaction est fournie par des courbes de la fonction Sigmoidale. Ces courbes sont paramétrées par alpha (sensibilité à la violation de la bande passante) et beta (tolérance à la violation de la bande passante). En fonction de ces paramètres, les profits des joueurs varient et par suite le nombre de stations admises varie.

Nous avons mentionné ces deux travaux pour montrer l'importance du problème de gestion des ressources et du contrôle d'admission dans 802.11e. Ce qui a poussé les chercheurs à traiter le problème de toutes les manières possibles.

6.2.5 AVANTAGES ET LIMITATIONS DE CES APPROCHES

Dans cette section, nous allons discuter les avantages et les limitations des trois catégories de mécanismes de contrôle d'admission détaillées ci dessus.

Les mécanismes de contrôle d'admission basés uniquement sur les mesures possèdent les deux avantages suivants :

- (i) Pas de calculs numériques complexes avant la prise de décision ; des simples calculs des charges additionnelles¹¹ qu'un nouveau flux peut générer une fois qu'il est introduit dans le réseau sont nécessaires. Ces charges sont ensuite comparées aux capacités résiduelles mesurées du canal.
- (ii) Les mesures donnent plus de précision par rapport aux estimations numériques.

Cependant, ces approches possèdent aussi plusieurs inconvénients et limitations qui se résument par les points suivants :

- (i) Ces approches ne considèrent pas les besoins réels de QoS comme la bande passante requise et le délai d'accès toléré comme critères de décision. Donc les mesures ne peuvent pas être mappées aux besoins de QoS, ce qui fait que les garanties de QoS ne sont pas forcément fournies.
- (ii) Les mesures peuvent seulement donner les conditions d'utilisation du canal, mais ne permettent pas de déduire les valeurs du débit atteignable et du délai d'accès.
- (iii) La période de mesure n'est pas simple à préciser, il faut qu'elle soit suffisamment large pour refléter le régime stationnaire de fonctionnement dans le réseau. Et suffisamment faible refléter tout changement des conditions du canal. Ce compromis est difficile à atteindre et aucune approche ne permet de savoir comment l'atteindre.
- (iv) Il est souvent nécessaire d'utiliser de la signalisation entre les stations et le point d'accès pour échanger les informations mesurées.
- (v) Pour les adaptations des paramètres EDCA basées sur les mesures, l'inconvénient essentiel de ces mécanismes est qu'ils causent des oscillations de performances. En effet, les stations ajustent perpétuellement leurs paramètres d'accès (à chaque intervalle de mesure).

Pour les mécanismes de contrôle d'admission basés uniquement sur les modèles analytiques, nous avons le constat suivant :

- (i) D'un côté, un temps de réponse élevé dans le cas où le modèle analytique est complexe numériquement.
- (ii) De l'autre côté, un problème de validité et de fiabilité de l'estimation lorsque le modèle effectue des simplifications fortes et ne reflète pas correctement le fonctionnement du protocole.

Et c'est malgré les avantages suivants :

¹¹ Dans la majorité des cas, c'est le calcul du temps d'occupation du canal

- (i) La décision se fait uniquement au niveau du point d'accès. Ce dernier n'a pas besoin d'échanger des informations avec les autres stations. Donc pas de signalisation qui augmente la charge de contrôle dans le réseau.
- (ii) La décision se base sur les besoins réels de QoS des applications, car elle s'appuie sur les prédictions des métriques de performances si le nouveaux flux est accepté. En fonction de ces estimations et des besoins de QoS d'un nouveau flux, le point d'accès décide de l'admission ou du rejet.
- (iii) La possibilité d'ajustement des paramètres EDCA pour améliorer l'utilisation des ressources et répondre aux besoins de QoS des stations actives et de la nouvelle station qui demande l'accès. Comme les paramètres d'accès d'EDCA constituent les paramètres des équations analytiques du système, leur changement montre comment la performance du réseau change et par suite aide à leur ajustement en fonction de l'objectif désiré. Cet ajustement peut se faire à chaque introduction d'un nouveau flux.
- (iv) La prédiction des métriques de performances se fait analytiquement sans le besoin d'introduire le nouveau flux.

Les mécanismes de contrôle d'admission hybrides couplent les avantages des deux mécanismes précédents, car ils effectuent les mesures des conditions du canal et les utilisent dans les équations mathématiques pour prédire les métriques de performance. Ils gardent cependant certains inconvénients. L'une des limitations essentielles de ces mécanismes de contrôle d'admission est qu'ils se basent sur les valeurs mesurées actuelles des conditions de canal (probabilité d'occupation du canal et probabilités de collision), les corrigent par des méthodes comme *EWA* et *EWMA* pour prédire les métriques de performance futures résultantes de l'introduction du nouveau flux. Ce qui peut être à l'origine de fausses prédictions, car ces mécanismes ne peuvent pas effectuer les mesures correctes si le nouveau flux n'est pas introduit réellement dans le réseau.

Pour conclure cette partie, nous disons que pour traduire les besoins réels de QoS des applications multimédia en critères de décision, un contrôle d'admission basé sur les mesures uniquement ne peut pas être efficace. Un contrôle d'admission hybride peut être utilisé, cependant il faut sacrifier un certain taux de précision à cause du poids des anciennes mesures dans la décision. Un contrôle d'admission basé uniquement sur le modèle analytique est bon si le modèle analytique est caractérisé par une bonne validité et une complexité numérique acceptable.

6.3 NOTRE APPROCHE POUR UN MECANISME DE CONTROLE D'ADMISSION

Dans notre étude, nous avons consacré une grande partie de notre recherche et de notre travail pour développer un modèle analytique valide, qui prédit au mieux les bonnes valeurs des métriques de performance. Nous avons également cherché à simplifier et à diminuer autant que possible sa complexité numérique et par suite son temps de réponse. Ceci a été obtenu grâce à l'utilisation d'une méthode de résolution plus rapide que la méthode

classique. Tous ces efforts ont été faits dans le but de pallier les deux inconvénients possibles des mécanismes de contrôle d'admission basés sur les modèles analytiques. Ainsi, nous proposons dans ce qui suit notre solution de mécanisme de contrôle d'admission qui se base sur le modèle analytique proposé dans les chapitres précédents.

Contrairement aux contrôles d'admission basés sur les modèles analytiques et qui utilisent uniquement le délai d'accès, ou bien uniquement le débit atteignable comme critère de décision. Dans notre proposition, nous allons utiliser ces deux métriques comme critère de décision. En effet, même si les applications temps réel sont plus exigeantes vis-à-vis des délais, et ont des besoins stricts en termes de délais d'accès, l'utilisation conjointe des deux métriques comme critères d'admission ou de rejet implique que le contrôle d'admission proposé peut être appliqué en même temps aux applications multimédia (comme la vidéo) qui ont plutôt des besoins en terme de bande passante, ainsi qu'aux applications voix (comme la téléphonie) sensibles aux deux.

En ce qui concerne la saturation, le voisinage de la saturation et la non-saturation, le modèle analytique est applicable à toutes les régions de fonctionnement. Il reste alors au contrôle d'admission de décider si le réseau est permis d'atteindre l'état de saturation ou bien doit rester dans la région de non-saturation et ceci en fonction des besoins des applications actives et des capacités du réseau qui dépendent, comme nous l'avons démontré, de la configuration des paramètres EDCA des différentes ACs.

6.3.1 LE PROCESSUS AU NIVEAU DE CHAQUE STATION SANS FIL

Comme nous l'avons vu dans le Chapitre 2, le standard 802.11e a défini une procédure simple de contrôle d'admission entre les stations et le point d'accès en laissant la spécification et l'implémentation de l'algorithme de contrôle d'admission au libre choix des vendeurs. Selon la procédure du standard, une station sans fil envoie un message de demande d'accès *ADDTS Request* contenant la priorité et les besoins de QoS dans les champs *TSPEC*. *TSPEC* définit la taille nominale des trames (*MSDU size*), le débit moyen (R_{mean}) et le débit minimal et maximal (R_{min} et R_{peak}) et la borne limite supérieure du délai (*Delay bound*). Le point d'accès étudie la demande en utilisant l'algorithme de contrôle d'admission implémenté et envoie un message *ADDTS Response* contenant une réponse d'acceptation ou du rejet [18]. Cette procédure est schématisée dans la Figure 6.1.

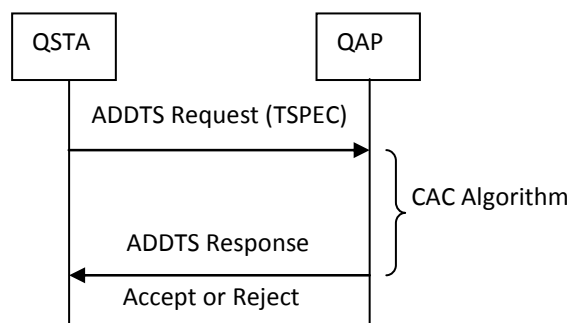


Figure 6.1 : Schématisation de la procédure de contrôle d'admission dans 802.11e EDCA

Donc chaque station sans fil, envoie un message de demande d'accès pour un nouveau flux ayant une catégorie d'accès bien déterminée, au point d'accès spécifiant les besoins de QoS (dans notre cas, nous sommes intéressés au débit moyen et à la borne supérieure du délai), puis elle attend la réponse de la part du point d'accès. Si la demande est rejetée, une nouvelle demande d'accès sera effectuée après un certain temps. Si la demande est acceptée, le flux devient actif et commence la contention sur le canal. Une fois la transmission terminée, un message *DELETS (Delete Traffic Stream)* est envoyé par la station informant le point d'accès de la nécessité de supprimer ce flux de l'ensemble des flux actifs. Ce processus peut être décrit par l'Algorithme 6.1 suivant :

Algorithme 6.1 : Processus de demande d'accès au niveau de la station sans fil

```

for each Flow in New_Flows do
    Compute QoS_Requirements
    Send ADDTS_Request(AC, TSPEC)
    Wait for the QAP response
    If (response = Accept) then
        Remove Flow from New_Flows
        Start transmission from this Flow
        If (transmission is done) then
            Send DELETS(flow-id)
        end if
    else
        Re-schedule another ADDTS Request(AC, TSPEC)
    end if
end for

```

6.3.2 LE PROCESSUS AU NIVEAU DU POINT D'ACCES

A la réception du message *ADDTS Request*, le point d'accès extrait les caractéristiques du nouveau flux à partir des champs TSPEC (AC, taille des trames, débit moyen requis et délai toléré). Il effectue en utilisant le modèle analytique une prédiction des variables du système tout en supposant que ce nouveau flux est actif dans le réseau. A partir de ces nouvelles variables, il calcule le débit atteignable et le délai d'accès pour l'ensemble des flux déjà admis dans le réseau et pour ce nouveau flux. Si le débit atteignable calculé pour chaque flux est supérieur ou égal au débit requis et si le délai d'accès calculé pour chaque flux est inférieur ou égal à la limite tolérée, le nouveau flux est accepté et un message *ADDTS Response* avec la réponse 'Accept' est envoyé à la station demandant l'accès. Ce nouveau flux avec ses besoins de QoS sera alors ajouté à l'ensemble des flux actifs. Dans le cas

contraire, un message *ADDTS Response* est envoyé à la station demandant l'accès avec la réponse 'Reject'.

Algorithme 6.2 : Algorithme de contrôle d'admission au niveau du point d'accès

```

for each ADDTS_Request from Waiting_Flows do
     $F_i = \text{Get New\_Flow (ADDTS\_Request)}$ 
     $AC_i = \text{Get Access Category (} F_i \text{)}$ 
     $N = \text{Get Number\_wireless\_stations (Admitted\_Flows \& } F_i \text{)}$ 
     $MN = \text{Get Number\_ACs\_per\_Station (Admitted\_Flows \& } F_i \text{)}$ 
     $TAR = \text{Get Total\_Arrival\_Rate\_per\_AC (Admitted\_Flows \& } F_i \text{)}$ 
    Resolve system equations (N, MN, TAR) /* Compute the values of  $\rho$ ,  $p_b$ ,  $p_{ci}$  and  $p_{ei}$  */
    for each Access Category AC in (AC_VO, AC_VI, AC_BE, AC_BK) do
        Calculate Achievable_Throughput (AC) /* Using the appropriate analytical equation */
        Calculate Access_Delay (AC) /* Using the appropriate analytical equation */
        if (AC  $\neq$  ACi) then
            if (Calculated_Throughput (AC) < sum (Requested_Throughput (Admitted_Flows(AC)))
            or Calculated_Delay (AC) > max (Requested_Delay (Admitted_Flows(AC)))) then
                Reject (Fi)
                Send ADDTS_Response(reject)
                go to ***
            end if
        else /* This AC is the requested flow's AC, ACi */
            if (Calculated_Throughput (AC) - sum (Requested_Throughput (Admitted_Flows(AC)))
            < Requested_Throughput(Fi) or
            Calculated_Delay (AC) > max (Requested_Delay (Admitted_Flows(AC) & Fi)) then
                Reject (Fi)
                Send ADDTS_Response(reject)
                go to ***
            end if
        end if
    end for /* end testing all ACs */
    Admit(Fi)
    Send ADDTS_Response(accept)
    Admitted_Flows = Admitted_Flows & Fi
    *** /* go to the next waiting flow */
end for

```

Deux ensembles de flux sont donc à gérer par le point d'accès ; '*Waiting_Flows*' et '*Admitted_Flows*'. '*Waiting_Flows*' contient l'ensemble des flux en attente de réponse du contrôle d'admission. Ce sont les flux qui ont envoyé le message *ADDTS Request* et qui ne sont pas encore traités et donc pas encore reçus le message *ADDTS Response*. Pour sa part, '*Admitted_Flows*' contient la liste des flux déjà admis et toujours actifs dans le réseau pour lesquels le point d'accès n'a pas encore reçu le message *DELETS*. Il est nécessaire que le point d'accès garde les informations concernant les flux déjà admis et leurs caractéristiques pour pouvoir vérifier si l'admission d'un nouveau flux ne viole pas les contraintes de QoS des flux précédemment admis. A la réception du message *DELETS*, le point d'accès supprime le flux correspondant de l'ensemble '*Admitted_Flows*'.

L'Algorithme 6.2 illustre le fonctionnement de l'algorithme de contrôle d'admission au niveau du point d'accès. Selon notre algorithme, le point d'accès extrait la catégorie d'accès du nouveau flux, met à jour le nombre de stations sans fil, le nombre de catégories d'accès actifs dans chaque station et le taux d'arrivée total de chaque AC tout en tenant en compte le nouveau flux. Ces trois informations sont utilisées dans la résolution du système d'équations non-linéaires de notre modèle analytique comme a été détaillé dans le Chapitre 4 et le Chapitre 5. Après la résolution, les probabilités de transitions de la chaîne de Markov sont connues, elles sont utilisées dans le calcul des valeurs du débit atteignable et du délai d'accès moyen de chaque AC par l'application des équations (5.11) et (5.17). Ces valeurs sont comparées aux contraintes de QoS de tous les flux appartenant à l'AC correspondante. Pour la contrainte de bande passante, il faut que la somme des débits requis pour tous les flux appartenant à une AC donnée soit inférieure au débit atteignable par cette AC pour admettre le nouveau flux. Alors que pour la contrainte de délai d'accès, il faut que le délai calculé d'une AC donnée soit inférieur à la valeur maximale du délai toléré des flux appartenant à cette AC. Bien évidemment, ces conditions doivent être vérifiées par les quatre ACs pour admettre le nouveau flux.

Le mécanisme de contrôle d'admission est maintenant présenté et détaillé, nous présentons et discutons dans la suite de ce chapitre les résultats de son implémentation sous Matlab et sous le simulateur ns2.

6.4 VALIDATION DU MECANISME PROPOSE

6.4.1 CHOIX D'UN SCENARIO REALISTE

Pour valider notre mécanisme de contrôle d'admission, nous allons considérer trois types d'applications : voix (AC_VO), vidéo (AC_VI) et données (AC_BE). Chaque station sans fil héberge une et une seule instance de ces applications. Dès lors, nous avons dans ce contexte, des stations vidéo, des stations voix et des stations données. Ainsi, l'introduction d'un nouveau flux dans le réseau est équivalent à l'introduction d'une nouvelle station (flux est équivalent à station). Ce choix a été effectué pour simplifier l'identification des flux et pour que l'explication des évaluations effectuées soit simplifiée. Il est cependant à noter que

ceci ne change rien à la validité globale du mécanisme. Notons également que ce choix reflète le cas d'un scénario réaliste d'un réseau sans fil domestique où l'on peut trouver des récepteurs vidéo (télévision), des appareils téléphoniques dédiés à la voix sur IP et des équipements informatiques pour la navigation web et le transfert de données.

Pour le scénario de simulation, la topologie utilisée est donc constituée d'un nombre variable de stations sans fil, en contention pour l'accès au canal, un point d'accès et une station fixe filaire reliée au point d'accès. Toutes les stations sans fil envoient et reçoivent leurs données vers la station filaire à travers le point d'accès. Ces stations sans fil et le point d'accès sont tous situés dans la même portée radio. Les paramètres de la couche physique utilisés sont définis par le standard 802.11b. Les paramètres de la couche MAC sont les paramètres EDCA par défaut comme défini dans le standard 802.11e [18].

Tous les flux de la même priorité possèdent les mêmes caractéristiques et les mêmes contraintes de QoS. Le taux d'arrivée moyen et la taille moyenne des données utiles de ces trois types d'application sont récapitulés dans le Tableau 6.4.

Application, AC	Mean Arrival Rate	Mean Payload Size
Données, BE	100 Kb/s	500 octets
Vidéo, VI	600 Kb/s	7568 octets
Voix, VO	64 Kb/s	600 octets

Tableau 6.4 : Caractéristiques des applications choisies pour la validation du contrôle d'admission

Les contraintes de QoS des ces applications ont été choisies de façon à être le plus proche possible de la réalité tout en respectant les recommandations ITU-T [127], [128] pour la voix et la vidéo. Pour les données best effort nous supposons que nous n'avons aucune contrainte de bande passante et de délai. L'ensemble des besoins de QoS des trois applications sont montrés dans le Tableau 6.5.

Application, AC	Required Throughput	Maximal Tolerated Delay
Données, BE	0 Kb/s	Infini
Vidéo, VI	600 Kb/s	400 ms
Voix, VO	64 Kb/s	150 ms

Tableau 6.5 : Besoins de QoS des applications choisies pour la validation du contrôle d'admission

6.4.2 ANALYSE DES RESULTATS

Dans notre validation, nous cherchons à voir l'admissibilité du réseau dans différentes situations, nous cherchons également à montrer l'impact de l'existence simultanée de priorités différentes sur les décisions du contrôle d'admission. Ainsi, nous examinons les résultats du contrôle d'admission pour la voix seule, pour la vidéo seule, puis pour la coexistence entre la voix et les données, la vidéo et les données et les trois ensembles : voix, vidéo et données.

Dans ce qui suit, nous présentons les résultats obtenus pour chaque cas et nous extrairons les interprétations qui en résultent.

6.4.2.1 VOIX TOUT SEUL

Dans cette partie, nous supposons que seules les applications voix sont actives dans le réseau. Chaque 10 secondes, une nouvelle station voix demande l'accès et attend la réponse du contrôle d'admission. L'implémentation de cela sous ns2 donne les résultats tracés dans la Figure 6.2, la Figure 6.3, la Figure 6.4 et la Figure 6.5 pour les valeurs instantanées du débit atteignable et du délai d'accès sans et avec le mode CFB respectivement. Globalement, ces résultats montrent que notre mécanisme de contrôle d'admission admet 37 stations voix quand CFB est désactivé, et 38 stations voix quand CFB est activé. La cause de la non-admission était un dépassement du délai d'accès.

Plus spécifiquement, on remarque sur ces quatre figures, que le contrôle d'admission a réussi à garantir aux stations actives le débit demandé et un délai d'accès suffisamment faible. En effet dans ce cas, le contrôle d'admission n'a pas permis au système d'entrer dans la région de saturation, et la cause du refus était le délai d'accès. En effet, nous pouvons bien voir sur les courbes sans contrôle d'admission qu'aux alentours de 40 stations, le délai d'accès monte soudainement vers des valeurs bien au-delà de la limite tolérée et le débit atteignable chute considérablement. Donc, il y a un intérêt à garder le nombre de flux actifs inférieur à 40 pour respecter les contraintes de la voix qui est un flux très sensible au délai.

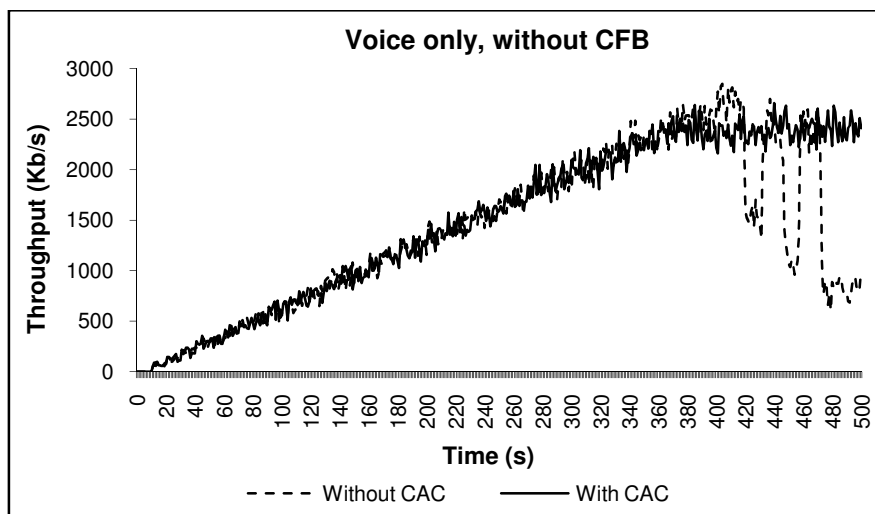


Figure 6.2 : Effet du contrôle d'admission sur le débit atteignable de la voix – CFB désactivé

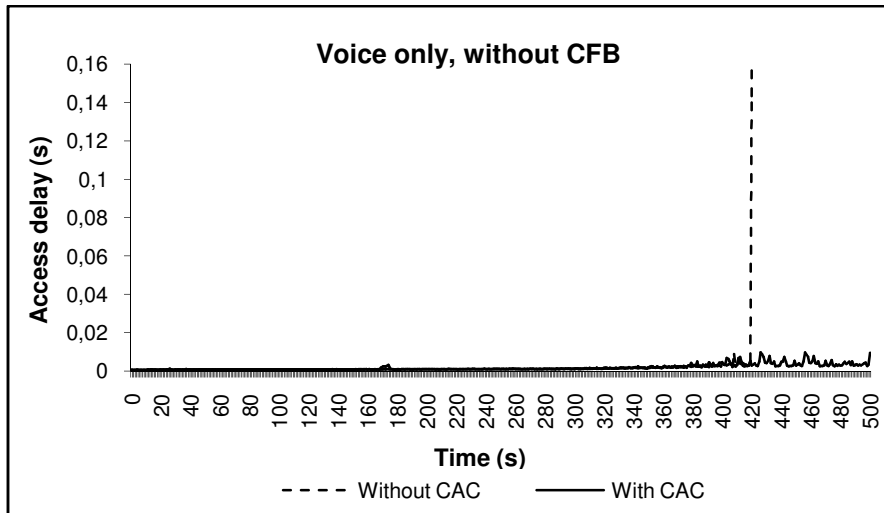


Figure 6.3 : Effet du contrôle d'admission sur le délai d'accès de la voix – CFB désactivé

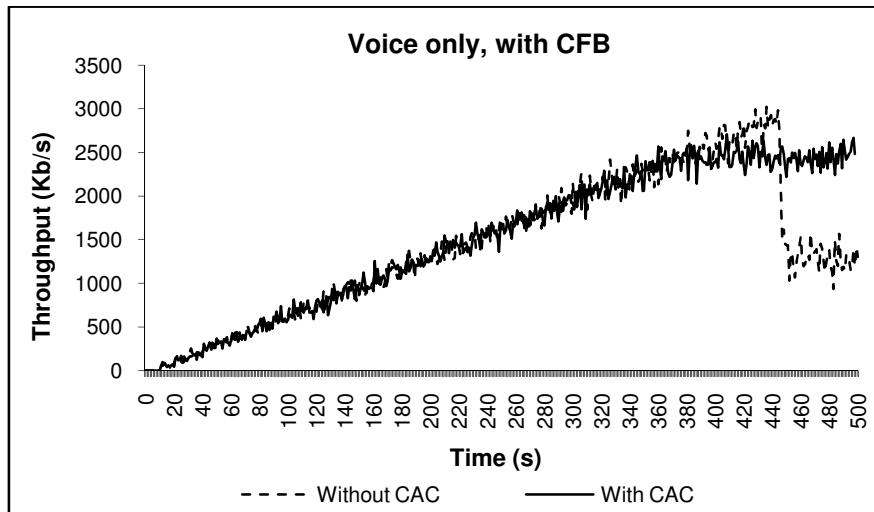


Figure 6.4 : Effet du contrôle d'admission sur le débit atteignable de la voix – CFB activé

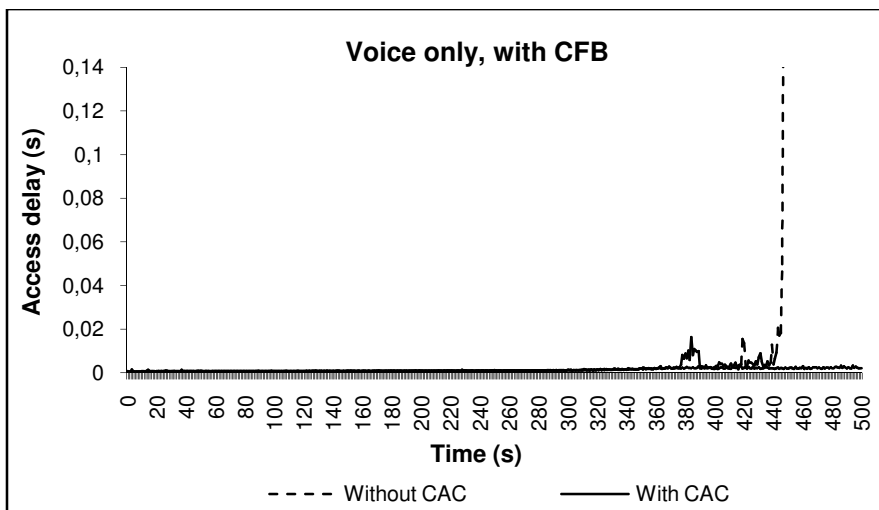


Figure 6.5 : Effet du contrôle d'admission sur le délai d'accès de la voix – CFB activé

Les lignes verticales dans les courbes de délai sans contrôle d'admission représentent l'augmentation du délai vers des valeurs très grandes par rapport aux valeurs que nous

choisissons de tracer sur ces graphes. En général, elles représentent des délais supérieurs à 1 seconde. Nous choisissons de nous limiter aux valeurs significatives de délai pour la voix et la vidéo (sur l'axe des ordonnées), car si nous traçons toute la marge de délais obtenus, les faibles valeurs ne seront plus visibles et il sera difficile d'observer l'effet du contrôle d'admission sur le délai.

De plus, ces figures montrent que l'activation du mode CFB a augmenté l'admissibilité du réseau d'une station. Cet exemple montre alors l'effet des valeurs des paramètres EDCA sur la capacité du réseau.

6.4.2.2 VIDEO TOUT SEUL

Dans cette partie, les stations voix sont remplacées par des stations vidéo. Nous cherchons à voir combien de stations vidéo un réseau 802.11b [2] peut supporter avec garantie de la QoS. L'implémentation sous ns2 donne les résultats illustrés dans la Figure 6.6, la Figure 6.7, la Figure 6.8 et la Figure 6.9.

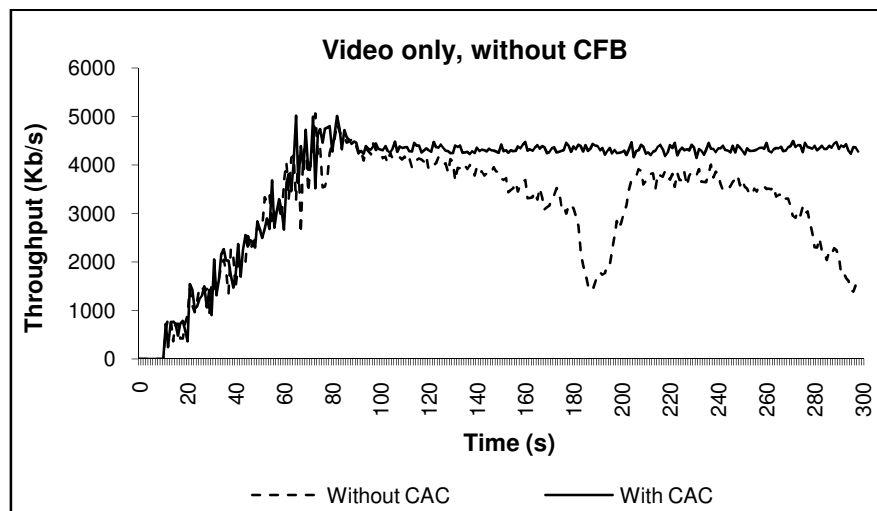


Figure 6.6 : Effet du contrôle d'admission sur le débit atteignable de la vidéo – CFB désactivé

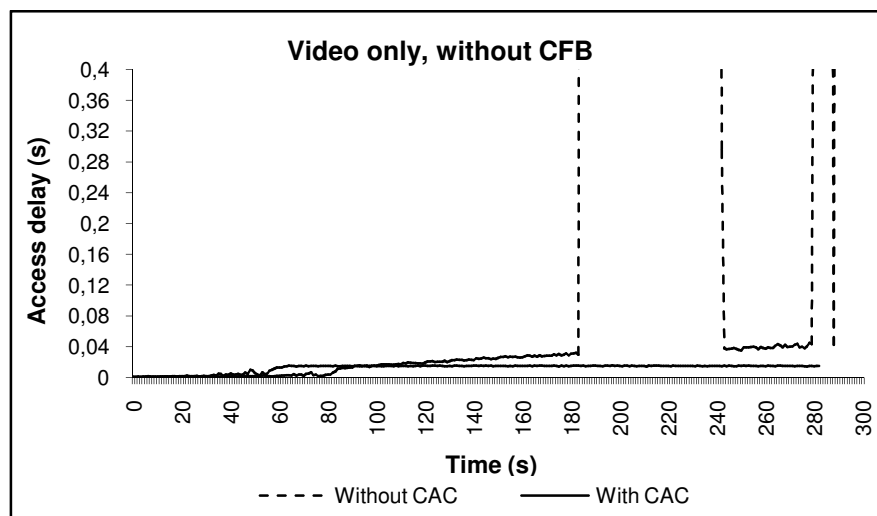


Figure 6.7 : Effet du contrôle d'admission sur le délai d'accès de la vidéo – CFB désactivé

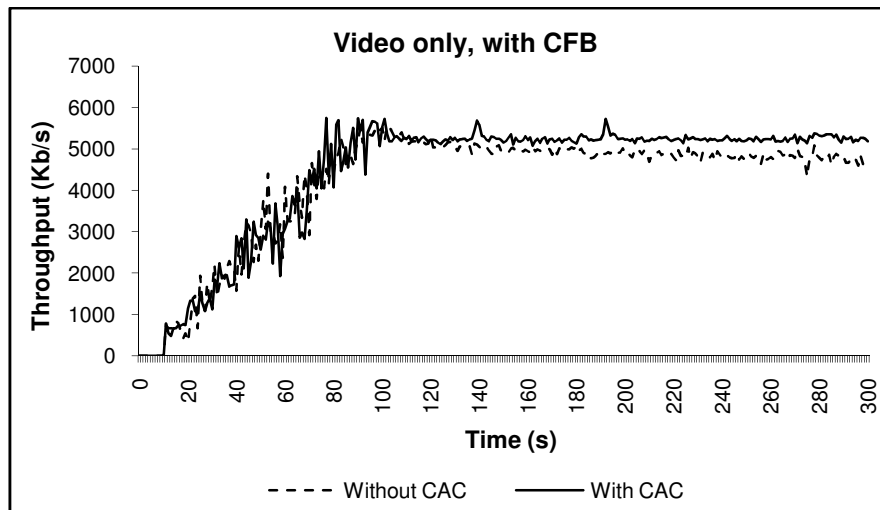


Figure 6.8 : Effet du contrôle d'admission sur le débit atteignable de la vidéo – CFB activé

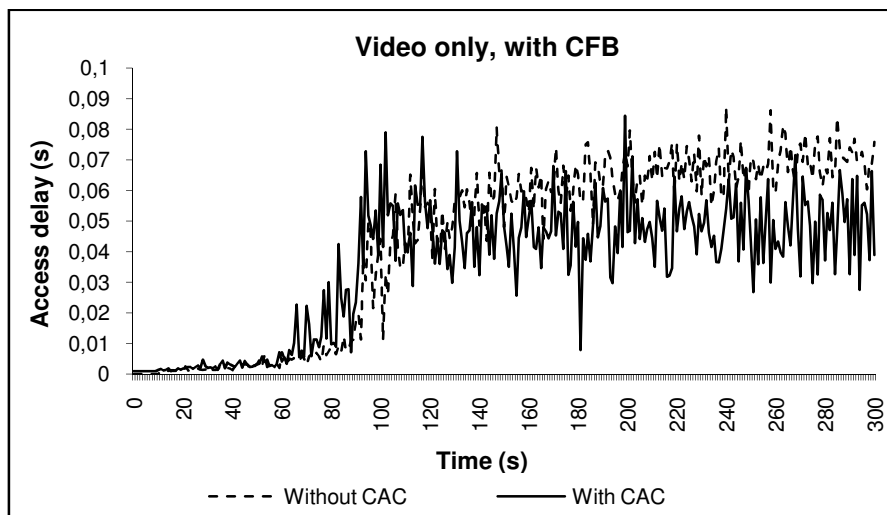


Figure 6.9 : Effet du contrôle d'admission sur le délai d'accès de la vidéo – CFB activé

Globalement, notre mécanisme de contrôle d'admission a continué à accepter des stations vidéo jusqu'à le nombre 10. La 11^{ème} station a été rejetée dans les deux cas, avec et sans activation du mode CFB. La cause du rejet de la 11^{ème} station était le déficit de la bande passante. A partir de ces quatre figures on peut déduire ce qui suit :

- (i) Le contrôle d'admission proposé améliore la performance dans les deux cas, avec et sans CFB.
- (ii) La contrainte de bande passante est plus discriminante que la contrainte du délai pour les applications vidéo dans ce cas.
- (iii) L'activation du CFB n'a pas influencé sur l'admissibilité du réseau. Le réseau a été déjà dans sa limite maximale d'admission avec 10 stations. Par contre, l'activation de CFB a amélioré clairement la performance des flux vidéo même si le contrôle d'admission n'est pas activé. En fait ceci n'était pas le cas pour les flux voix. Dans ce cas, nous remarquons bien la différence entre la Figure 6.6 et la Figure 6.8. Dans cette dernière, le débit de saturation est plus stable que dans la première. En ce qui concerne le délai d'accès, les sauts de délai dans la région de saturation

que l'on note lorsque CFB n'est pas activé (Figure 6.7) n'apparaissent pas quand CFB est activé (Figure 6.9).

- (iv) Le contrôle d'admission dans ce cas de scénario a permis au réseau d'atteindre la région de saturation. Nous voyons bien dans ces figures que le débit d'admission correspond au débit maximal qui vient juste au niveau de la saturation. Ceci vient du fait que le délai vidéo n'a pas augmenté de façon importante même durant la région de saturation (voir Figure 6.9).

6.4.2.3 COEXISTENCE ENTRE VOIX ET DONNEES

Dans ce scénario, nous fixons le nombre de stations voix à 20, c'est un nombre admissible selon les résultats ci-avant. Puis, après un temps de 100 secondes, nous commençons à ajouter un flux de données chaque 10 secondes. Nous cherchons à voir le nombre de stations de données admissibles sans gêner aux applications voix déjà actives. Notons ici que dans ce scénario et dans les scénarios qui suivent, le mode CFB est activé tout le temps.

Le résultat de notre mécanisme de contrôle d'admission était inattendu. En effet, notre programme a continué à accepter des flux de données sans arrêt. La simulation sous ns2 a montré que l'admission des flux de données aussi nombreux qu'ils soient, ne dégrade pas la performance des flux voix déjà actifs. Ce résultat est illustré dans la Figure 6.10 et la Figure 6.11. Il peut être expliqué par deux raisons :

Premièrement, nous n'avons pas mis de contraintes sur la bande passante et le délai des flux de données. Donc quelques soient le débit atteignable obtenu pour ce type d'applications et le délai d'accès, le contrôle d'admission ne va pas refuser.

Deuxièmement, la configuration par défaut des paramètres EDCA n'a pas permis aux flux de données de dégrader la performance atteinte par les flux voix. Pour ces derniers, le débit atteignable est resté toujours stable et le délai d'accès toujours faible. Alors que pour les flux de données, ils ont pris la capacité résiduelle de saturation avec des délais très importants.

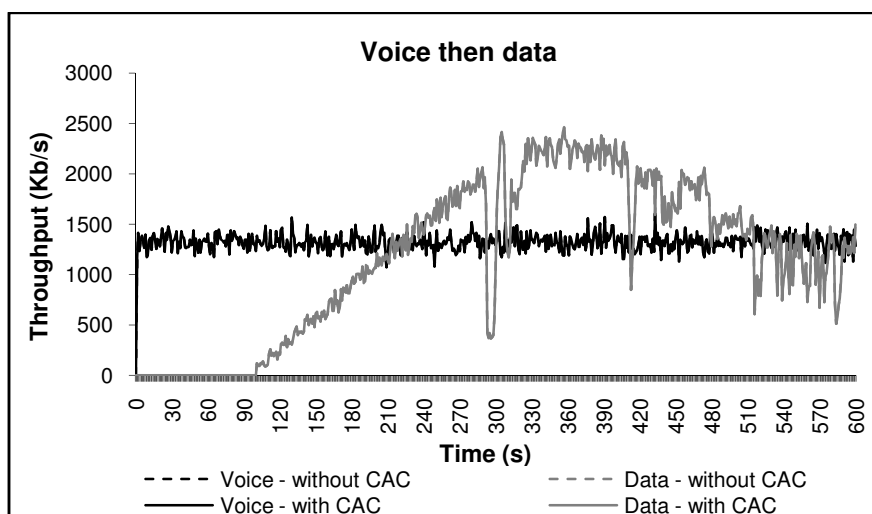


Figure 6.10 : Effet du contrôle d'admission sur le débit atteignable – voix puis introduction des données

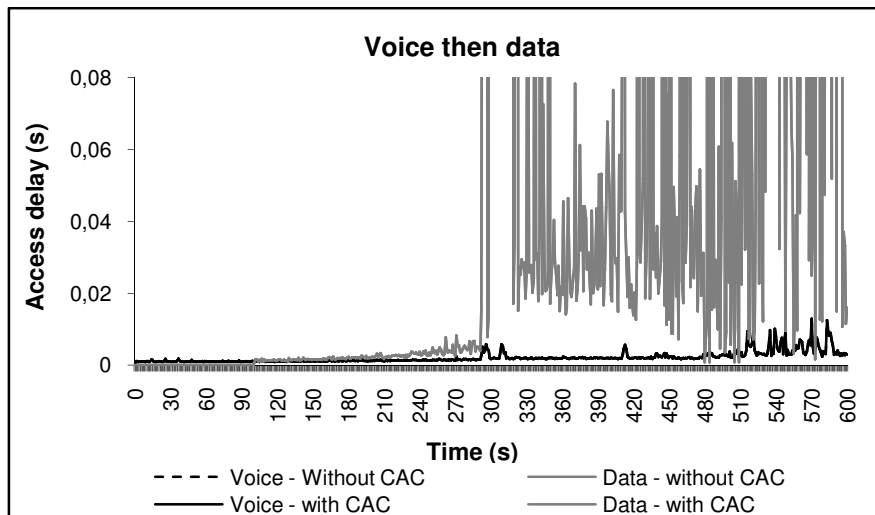


Figure 6.11 : Effet du contrôle d'admission sur le délai d'accès - voix puis introduction des données

En inversant l'ordre de présence de ces deux flux dans le réseau, c.à.d. fixer le nombre de stations de données à 5 et ajouter chaque 10 secondes une station voix à partir de la 100^{ième} seconde de la simulation, nous obtenons presque les mêmes résultats. Le nombre de stations voix admises est le même que celui obtenu quand la voix était toute seule dans le réseau (38 stations). Donc la présence des données best effort sans contraintes de QoS avec les paramètres par défaut n'affecte pas l'admissibilité des flux voix. Les résultats de ce scénario sont présentés dans la Figure 6.12 et la Figure 6.13.

Cependant, sur ces figures, nous remarquons une fluctuation des performances de la voix après l'introduction de la 38^{ième} station. Cette perturbation disparaît après un certain temps et le réseau retrouve son fonctionnement stationnaire.

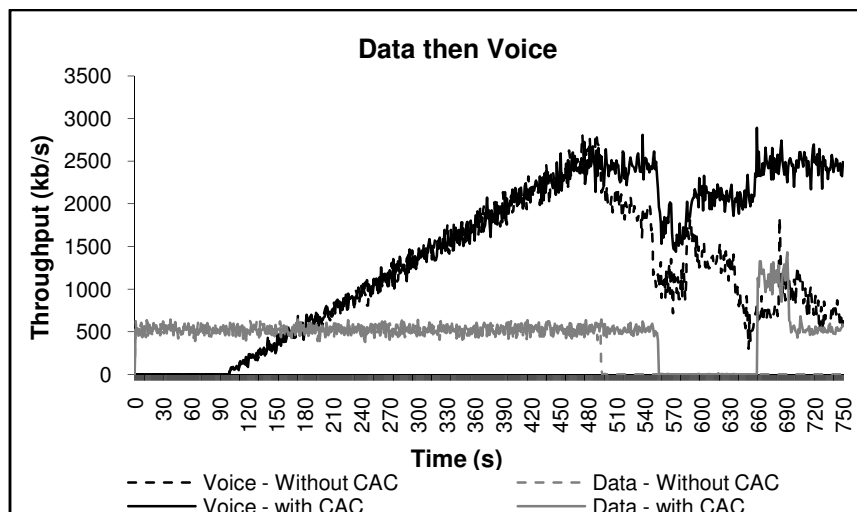


Figure 6.12 : Effet du contrôle d'admission sur le débit atteignable – données puis introduction de la voix

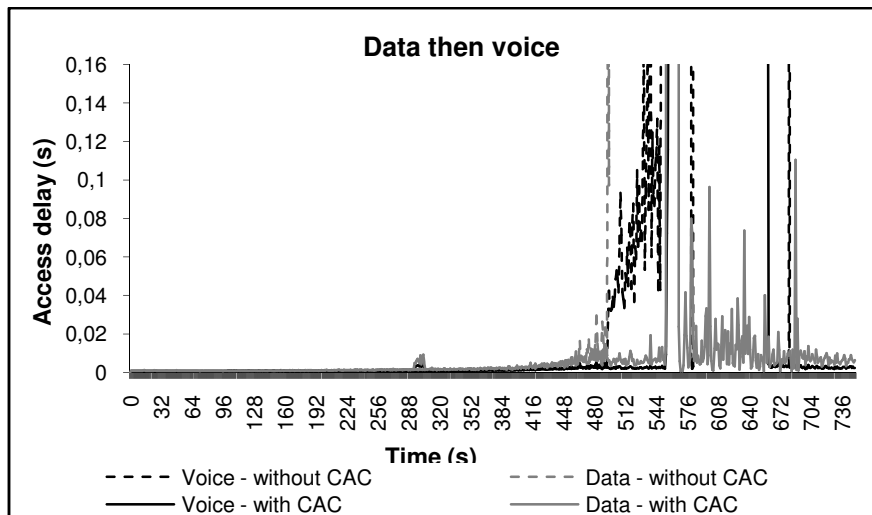


Figure 6.13 : Effet du contrôle d'admission sur le délai d'accès – données puis introduction de la voix

6.4.2.4 COEXISTENCE ENTRE VIDEO ET DONNEES

Dans ce scénario, nous réalisons les mêmes essais mais avec de la vidéo au lieu de la voix. Nous retrouvons les mêmes résultats. La présence des données best effort n'a pas influencé l'admissibilité des flux vidéo et n'a pas dégradé leurs performances. Ces résultats sont illustrés sur la Figure 6.14 et la Figure 6.15 pour l'introduction des données après la présence de trois stations vidéo, et sur la Figure 6.16 et la Figure 6.17 pour l'introduction des flux vidéo en présence de cinq stations de données. La Figure 6.14 et la Figure 6.15 montrent que les données ont pris la capacité résiduelle du réseau dans la région de saturation avec des délais élevés. Nous notons également à partir de la Figure 6.16 et la Figure 6.17 que l'introduction de la vidéo a pénalisé complètement les données et la présence des données n'a pas influé sur la performance de la vidéo.

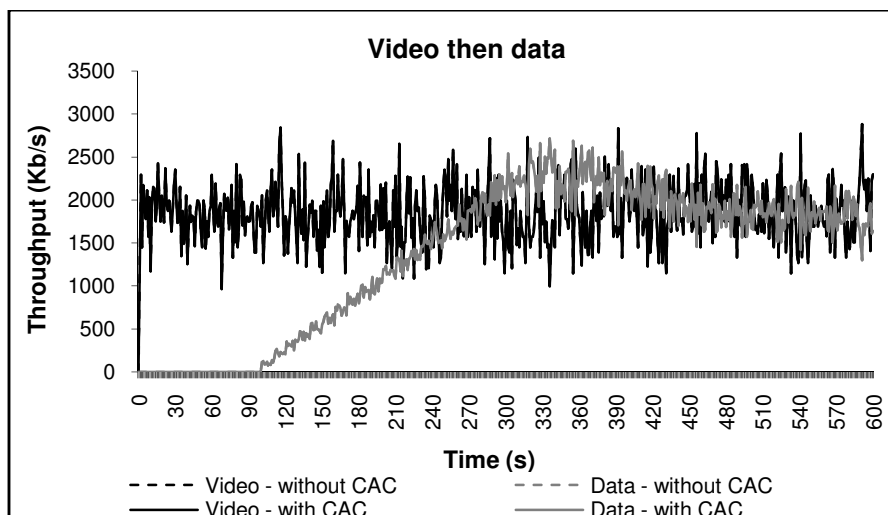


Figure 6.14 : Effet du contrôle d'admission sur le débit atteignable – vidéo puis introduction des données

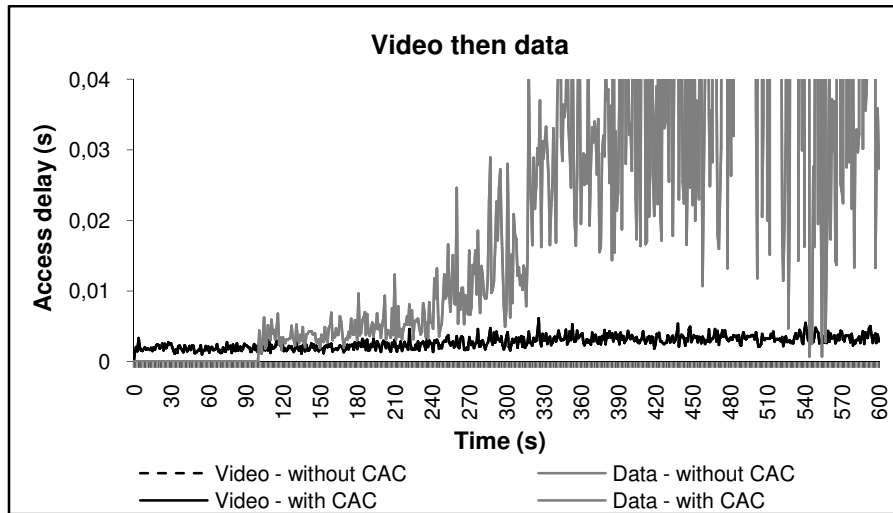


Figure 6.15 : Effet du contrôle d'admission sur le délai d'accès – vidéo puis introduction des données

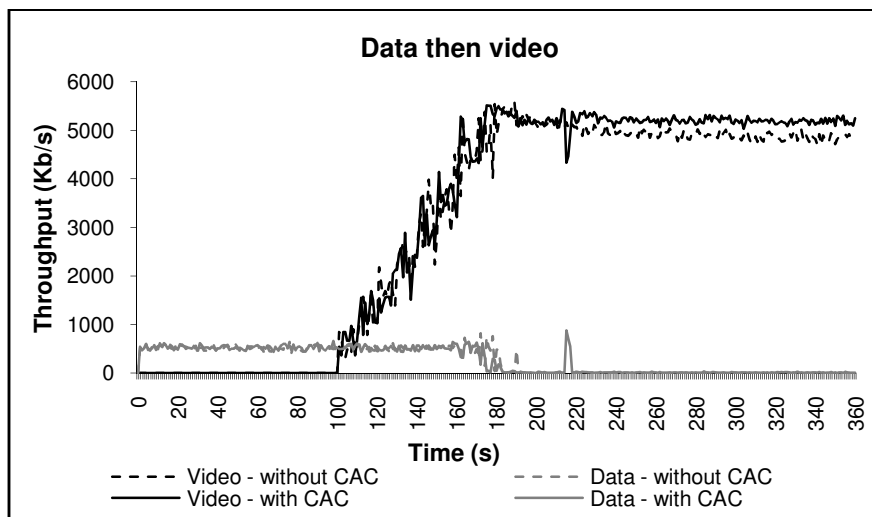


Figure 6.16 : Effet du contrôle d'admission sur le débit atteignable – données puis introduction de la vidéo

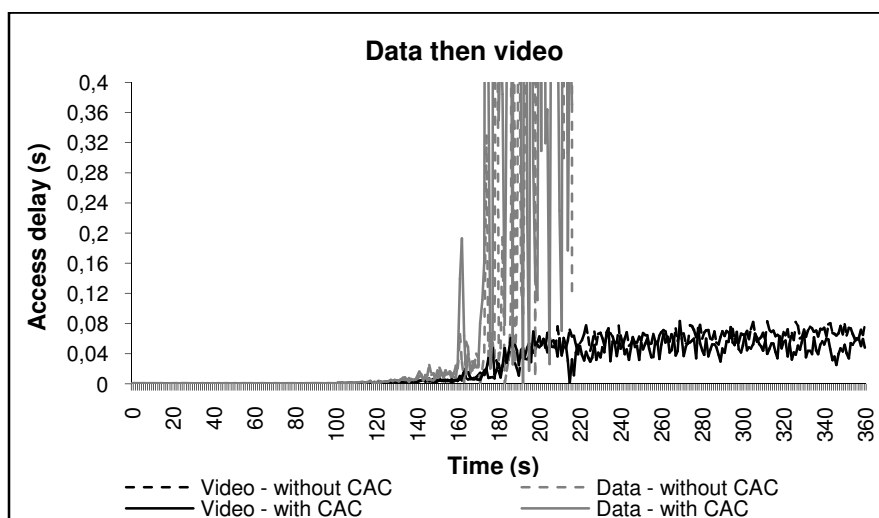


Figure 6.17 : Effet du contrôle d'admission sur le délai d'accès – données puis introduction de la vidéo

6.4.2.5 COEXISTENCE ENTRE VOIX ET VIDEO

Dans le scénario qui correspond à la Figure 6.18 et à la Figure 6.19, nous avons au départ 15 stations voix pendant 100s puis les stations vidéo commencent à demander l'accès. Dans ce cas, 7 stations vidéo ont été admises et la 8^{ème} a été rejetée. Cette décision a permis de bien protéger la voix et la vidéo comme le montrent les deux figures.

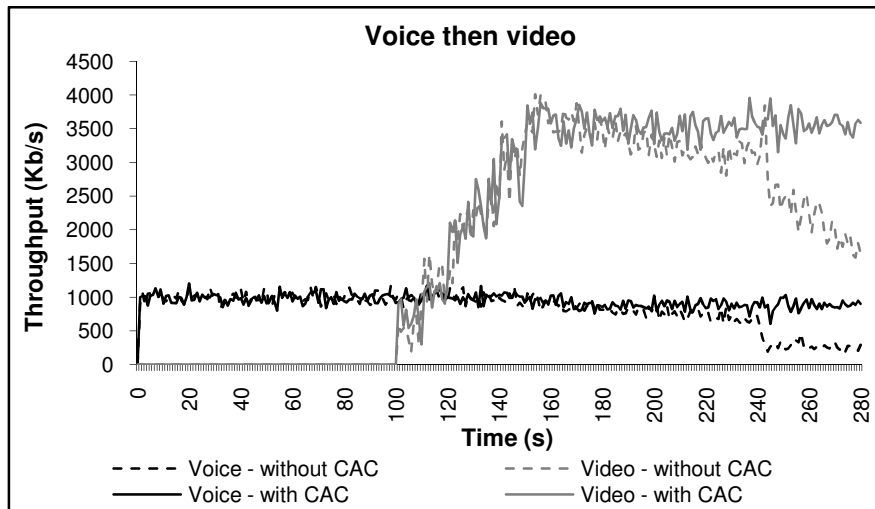


Figure 6.18 : Effet du contrôle d'admission sur le débit atteignable – voix puis introduction de la vidéo

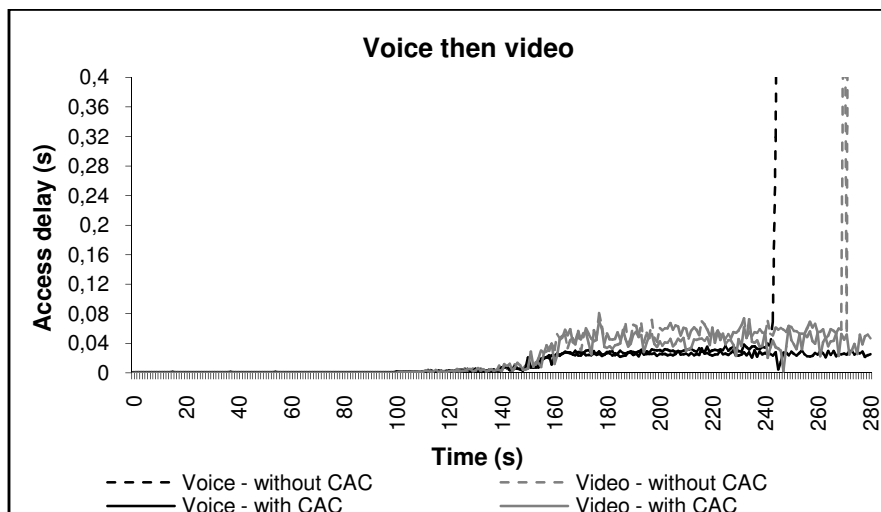


Figure 6.19 : Effet du contrôle d'admission sur le délai d'accès – voix puis introduction de la vidéo

La Figure 6.20 et la Figure 6.21 illustrent les résultats du scénario inversé, dans lequel nous avons 3 stations vidéo actives avant que la première station voix commence à demander l'accès au canal. Dans ce cas 27 stations voix ont été acceptées et cela toujours avant de permettre au réseau d'atteindre la région de saturation. Nous notons ici encore une fois que pour la voix, les délais augmentent rapidement aux alentours de la région de saturation (Figure 6.21), ce qui fait que le contrôle d'admission prend la décision de rejet avant que le réseau entre dans cette région. Ceci n'était pas le cas de la vidéo comme le montre la Figure 6.18 et la Figure 6.19.

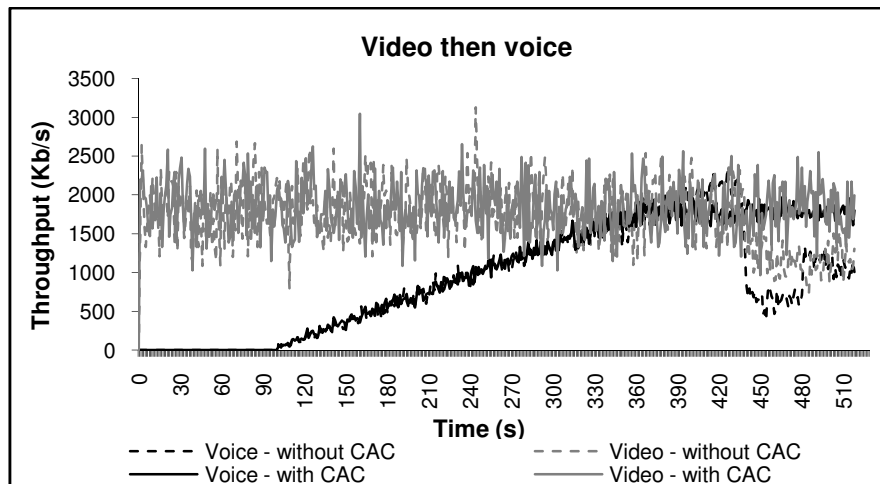


Figure 6.20 : Effet du contrôle d'admission sur le débit atteignable – vidéo puis introduction de la voix

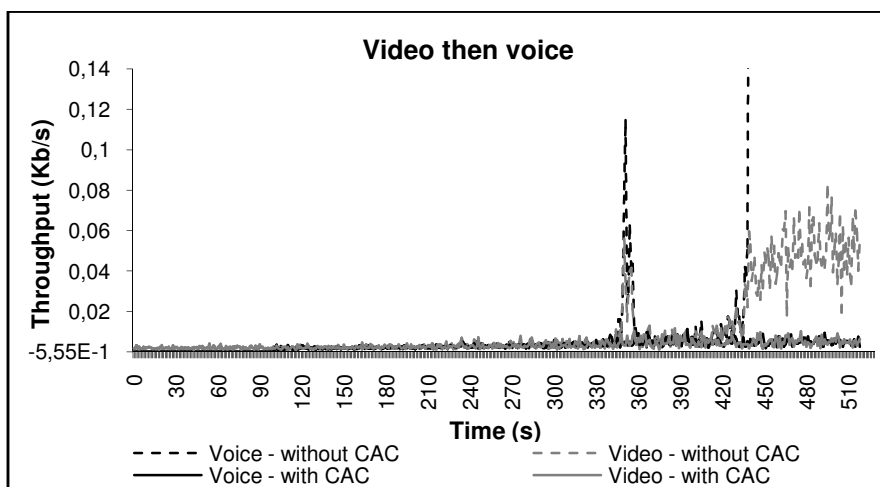


Figure 6.21 : Effet du contrôle d'admission sur le délai d'accès– vidéo puis introduction de la voix

6.4.2.6 COEXISTENCE ENTRE VOIX, VIDEO ET DONNEES

Dans ce dernier scénario, nous fixons le nombre de stations de données à 5. Puis nous ajoutons une station vidéo puis une station voix alternativement, 10 secondes séparent toujours l'introduction d'une station et d'une autre. L'admissibilité des stations vidéo a été de six stations, après les stations voix continuent à être admis jusqu'à ce que leur nombre atteigne 16 stations. L'admission de la 16^{ième} station voix a causé des faibles perturbations de performances transitoires pour les flux voix et vidéo comme le montrent la Figure 6.22 et la Figure 6.23.

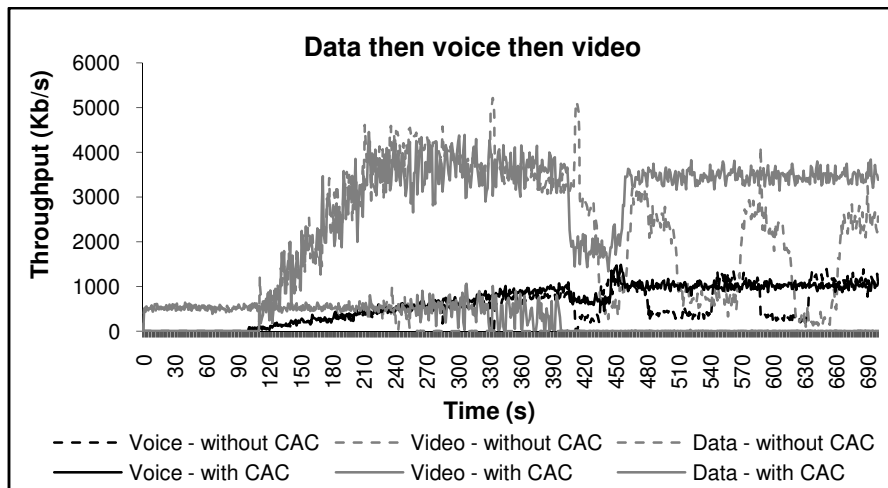


Figure 6.22 : Effet du contrôle d'admission sur le débit atteignable – Coexistence entre voix, vidéo et données

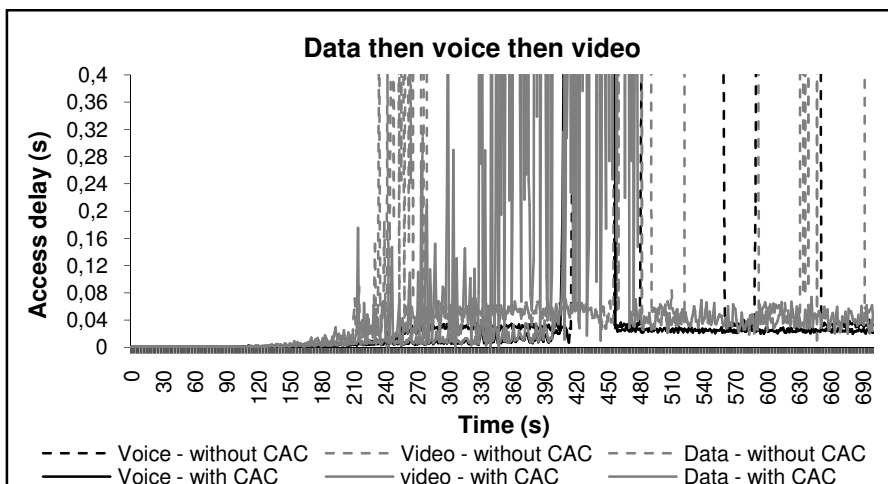


Figure 6.23 : Effet du contrôle d'admission sur le délai d'accès – Coexistence entre voix, vidéo et données

6.4.3 DISCUSSION

A partir de l'ensemble des résultats obtenus lors de la validation de notre mécanisme de contrôle d'admission, nous tirons les conclusions suivantes :

- (i) Le mécanisme de contrôle d'admission que nous avons proposé a réussi à garantir les besoins en QoS des applications multimédia et temps réel. Il a empêché le réseau d'atteindre un état de saturation importante dans lequel des dégradations de performances de tous les types d'applications surviendraient. Ainsi, l'objectif principal de notre travail est atteint.
- (ii) Les applications voix sont très sensibles aux délais. L'introduction d'une station voix supplémentaire lorsque l'on se rapproche de la saturation augmente les délais considérablement. Le contrôle d'admission prédit cette augmentation de délai indésirable et prend la décision de rejet. Ceci arrive plus précisément juste avant d'atteindre la région de saturation. On peut conclure donc, que pour respecter les

contraintes de QoS de la voix, il faut faire fonctionner le réseau un peu avant la région de saturation.

- (iii) Les applications vidéo ont un comportement un peu différent. Les délais restent acceptables et on peut atteindre le début de la région de saturation sans compromettre les contraintes de QoS de ce type d'applications. Ainsi, nous avons remarqué que dans la majorité des cas étudiés, l'admission des stations vidéo continue jusqu'à atteindre de la capacité maximale du réseau.
- (iv) La présence des flux de données actifs dans le réseau n'a pas influencé sur l'admissibilité des applications temps réel et multimédia. Ceci est évident vue la configuration des paramètres par défaut d'EDCA et vue l'absence de contraintes de QoS liées aux flux de données dans notre étude.

Pour finir, nous notons que pour une utilisation optimale des ressources du canal, notre contrôle d'admission peut être amélioré par l'ajout d'un module d'optimisation des paramètres EDCA. Cette solution constitue l'objectif d'un travail futur. Une ébauche de solution est cependant discutée dans la suite de ce chapitre.

6.5 VERS UNE UTILISATION PLUS EFFICACE DES RESSOURCES

Le but ultime d'un contrôle d'admission est double : assurer que l'admission d'un nouveau flux dans un réseau à ressources limitées ne dégrade pas la QoS fournie par le réseau aux flux déjà admis et utiliser d'une façon optimale les ressources du réseau.

Dans le contrôle d'admission proposé ci-dessus, la *QSTA* demande l'admission d'un nouveau flux en communiquant ses besoins de *QoS* à la *QAP*. Ce dernier étudie analytiquement la répercussion de l'admission de ce nouveau flux sur les besoins de *QoS* de tous les flux actifs et envoie la décision d'admission ou de rejet. Cette décision est bien évidemment basée sur la configuration actuelle des paramètres *EDCA* des *ACs*. Et comme nous avons souligné dans les chapitres précédents, la sélection des paramètres *EDCA* influe considérablement sur la performance globale du réseau. Pour une situation donnée, une configuration adaptée peut aboutir à l'utilisation optimale des ressources réseau alors qu'une mauvaise configuration peut être la cause de pertes de capacité et par suite de rejets de flux alors que les ressources radio sont susceptibles de prendre en considération ces flux.

Donc, pour améliorer la performance de notre contrôle d'admission (utiliser la capacité maximale du réseau et accepter le plus grand nombre possible de flux), il faut y intégrer un algorithme d'optimisation des paramètres *EDCA*, qui prend en compte la situation du réseau, les caractéristiques des flux actifs et leurs besoins en *QoS*.

Il est prévu dans 802.11e [18] que les paramètres *EDCA* puissent être changés dynamiquement par le point d'accès et communiqués à toutes les stations par l'utilisation de «*QoS parameter set element*» comme nous l'avons expliqué dans le Chapitre 2. Donc, il suffit au point d'accès de trouver les valeurs optimales, puis les communiquer aux stations actives.

Ces dernières les utiliseront dans la prochaine contention au canal et le réseau aura un fonctionnement optimal.

La problématique essentielle réside dans la méthode d'optimisation. En effet, connaître les valeurs optimales des paramètres EDCA pour une situation donnée est à priori un problème complexe à résoudre. Au mieux de notre connaissance, ce problème n'a pas pu être résolu à ce jour. On trouve des études d'ajustement et d'adaptation des paramètres EDCA dans le but d'améliorer les performances, des études d'optimisation simple-objectif qui cherchent à maximiser la capacité du réseau, mais on ne trouve pas d'études d'optimisation basées à la fois sur les contraintes de QoS des applications et couplées avec des mécanismes de contrôle d'admission. C'est l'un des défis à affronter vers la maîtrise de la QoS des applications multimédia dans les réseaux sans fil de type 802.11.

Dans ce qui suit, nous allons exposer les travaux autour de l'adaptation des paramètres EDCA. Puis nous allons présenter le problème d'optimisation multi-objectif et son intégration dans notre mécanisme de contrôle d'admission.

6.5.1 LES TRAVAUX D'ADAPTATION DES PARAMETERS EDCA

Le problème d'adaptation des paramètres EDCA a attiré l'attention des chercheurs [105], [106], [107], [108], [114], [120], [121], [129], [130], [131], [132], [133] suite à la publication des études qui ont montré l'influence de la configuration de ces paramètres sur la performance globale du réseau. Avant même l'apparition de 802.11e, Cali et al, [83], [134], ont démontré par des simulations que pour certaines configurations, un réseau 802.11 peut opérer loin de sa capacité maximale et un simple ajustement de la fenêtre de contention pouvait déjà le rapprocher de cette capacité. Ils proposent alors une méthode distribuée qui permet à chaque station d'ajuster son CW dans le but de s'approcher de la limite maximale du débit atteignable.

Dans [130], les auteurs proposent une méthode d'adaptation des deux paramètres d'EDCA ; CWmin et TXOPLimit. La méthode proposée est basée sur des simples équations non justifiées. Dans ces équations, le facteur d'ajustement de CWmin de l'AC_i est le rapport de son délai tolérable sur le délai tolérable de l'AC₀. Pour sa part, le facteur d'ajustement de TXOPLimit de l'AC_i est le produit du rapport de délai avec le rapport des bandes passantes requises de l'AC_i et de l'AC₀.

Narbutt et Davis dans leur travail [131], [132], ont effectué des tests expérimentaux sous le système Linux avec des pilotes *MadWiFi* [135] en utilisant à chaque test des valeurs différentes pour les paramètres EDCA. Le but était de voir l'effet des différentes valeurs sur la performance de l'AC_VO quand elle coexiste avec l'AC_BK. C'est donc une étude expérimentale comparative de quelques configurations de paramètres EDCA et ne constitue pas vraiment un processus d'adaptation ou d'ajustement de ces paramètres. Les résultats expérimentaux ont montré que le paramètre AIFS protège de manière plus efficace le trafic

voix du trafic background que le paramètre CWmin, et que le changement du paramètre TXOPLimit n'améliore pas la qualité de la transmission de la voix.

Dans [133], On retrouve également une simple étude comparative par simulation pour voir l'effet de TXOPLimit sur la performance globale. Dans l'ensemble des simulations, les auteurs augmentent le nombre de trames transmises pendant l'accès au canal pour toutes les ACs de la même façon pour voir l'influence de cette augmentation sur la performance globale. Ceci veut dire que l'étude est faite sans différenciation par TXOPLimit.

Les études d'adaptation des paramètres EDCA citées ci-dessus ont été réalisées pour l'amélioration des performances globales. Elles ne sont pas intégrées à des mécanismes de contrôle d'admission. Par contre, comme nous avons noté durant notre analyse des travaux existants sur le contrôle d'admission présentée au début de ce chapitre, qu'un ensemble de ces travaux propose l'adaptation conjointe des paramètres EDCA avec le contrôle d'admission. Par exemple, dans [120], c'est une adaptation de CWmin qui est proposée, dans [114], les auteurs proposent une adaptation du nombre de trames transmis (TXOP). Dans [106], [107], les auteurs proposent une augmentation de CW et AIFS des flux best effort pour protéger les flux voix et vidéo. Les auteurs de [105] conseillent d'ajuster CWmin, CW_{max} et AIFS pour différencier entre les flux et d'augmenter ou diminuer CWmin et CWmax de toutes les ACs pour utiliser au maximum le réseau sans spécifier le pas d'ajustement. Toutes ces solutions d'adaptation ne constituent que des efforts d'amélioration des performances basés sur les observations des effets des paramètres EDCA. Elles ne peuvent pas être suffisantes pour résoudre le problème plus global d'optimisation de ces paramètres dans le but double de garantir la QoS des applications multimédia et d'optimiser l'utilisation des ressources du canal.

6.5.2 VERS UNE OPTIMISATION DES PARAMETERS EDCA

Hormis les études d'ajustement basées sur les observations des effets de la modification des paramètres EDCA sur la performance du réseau, quelques tentatives d'optimisation apparaissent récemment dans la littérature.

Ainsi, les auteurs de [119], ont développé un modèle analytique assez simple pour lequel est utilisé dans un processus d'optimisation des paramètres EDCA. Une fonction d'optimisation est réalisée sous Matlab pour obtenir les valeurs optimales des paramètres EDCA. Les objectifs à atteindre sont de garantir la bande passante utile pour les flux rigides (voix), un taux d'utilisation spécifié pour ces flux et un délai ne dépassant pas une certaine valeur tout en essayant de fournir la bande passante maximale possible pour les flux élastique (best effort).

Dans [136], les auteurs ont présenté une méthode analytique d'optimisation des paramètres EDCA pour la maximisation du débit avec distribution du débit total atteignable sur les différentes stations selon un poids donné à chaque station. L'une des hypothèses prises dans la méthode proposée est qu'elle ne considère que les applications élastiques non

temps réel et ceci car elle est basée sur un modèle analytique capable de calculer le débit atteignable uniquement. Ce modèle est en fait dérivé du modèle de Wu [82] proposé pour DCF dans les conditions de saturation. L'étude faite dans [136] a abouti à la conclusion que AIFS n'est pas utilisé dans la configuration optimale, c.à.d. que ce paramètre n'a pas d'influence sur l'optimisation cherchée, seuls CWmin et CWmax ont eu une influence. Une discussion autour de TXOPLimit est présentée, mais ce paramètre n'était pas introduit dans la méthode d'optimisation car il n'est pas pris en compte dans le modèle analytique utilisé.

Sung et Yun [137] ont essayé de chercher les paramètres optimaux d'EDCA dans un scénario contenant deux classes de trafics ; une pour les applications temps réel (*RT, Real Time*) et une autre pour les applications non temps réel (*NRT, Non Real Time*). Les objectifs d'optimisation sont un délai moyen minimal pour les trafics RT et un débit maximal pour les trafics NRT. Les configurations des paramètres optimaux ont été comparées aux configurations des paramètres par défaut de 802.11e EDCA et les auteurs ont montré l'efficacité de la procédure d'optimisation par l'augmentation du débit atteignable des trafics NRT de 12%. Une des limitations de la procédure d'optimisation est qu'elle est basée sur les tests des simulations et non pas sur un modèle analytique. Pour limiter l'espace d'exploration et par suite le nombre de simulations, un ensemble d'heuristiques a été utilisé en se basant sur les caractéristiques de différenciation entre les différentes classes de trafic, c.à.d. il n'est pas nécessaire d'essayer certaines configurations si on est sûr que l'on ne va pas pouvoir garantir les besoins de QoS requises (contraintes). Une autre limitation dans la procédure d'optimisation est qu'elle ne considère pas le paramètre TXOPLimit parmi les paramètres à optimiser.

Koukoutsidis [138] examine la sélection optimale des paramètres d'accès d'un trafic élastique en présence d'un trafic temps réel dont les paramètres d'accès sont fixes. Il a démontré l'optimalité d'utiliser de grandes valeurs de TXOP et AIFS pour maximiser le débit du trafic élastique tout en garantissant des faibles délais pour le trafic temps réel. Il a abouti aussi au résultat que CWmin, AIFS et TXOP ont plus d'influence que CWmax, ce dernier n'a aucun effet dans les conditions de non-saturation. Selon les résultats de ce travail, dans le cas d'une seule classe de trafic, ayant une valeur fixe TXOPLimit, une sélection optimale de CWmin (CWmin optimale) est pratiquement suffisante pour atteindre la meilleure capacité et performance. Alors que dans le cas de présence d'une classe de trafic élastique avec une classe de trafic temps réel, la maximisation du débit de la classe élastique peut être achevée par l'exploitation des TXOPLimit, alors que les contraintes de délai de la classe temps réel peuvent être atteintes en augmentant la différence entre les AIFS des deux classes. La valeur de CWmin de la classe élastique peut être mise à sa valeur optimale (CWmin optimale) si le trafic temps réel n'est pas très important. Si ce dernier augmente, la valeur de CWmin doit être ajustée à des valeurs inférieures. Pour finir, du fait que CWmax n'a pas une influence sur la performance, sa valeur peut être fixée à une valeur constante.

A partir de cette étude des travaux d'optimisation, nous pouvons établir les conclusions suivantes :

- (i) Tout d'abord, pour effectuer le processus d'optimisation des paramètres EDCA, un modèle analytique est indispensable. Ce modèle constitue le noyau de base du processus d'optimisation. Là apparaît de nouveau un autre avantage d'avoir un bon modèle analytique. Sans ce modèle analytique (par exemple en utilisant les simulations), le point d'accès ne peut pas optimiser la configuration des paramètres EDCA en temps réel avant la prise de décision d'admission ou de rejet.
- (ii) L'ensemble des études analysées ci dessus cherchent à trouver les valeurs optimales des paramètres EDCA pour des critères fixés qui ne sont pas dérivés des besoins des applications demandées à un contrôle d'admission. En fait, le grand défi pour EDCA est comment mapper de façon optimale les besoins de QoS des applications au choix des paramètres d'accès au canal des différentes ACs tout en utilisant un mécanisme de contrôle d'admission. On trouve dans la littérature des études d'optimisation sans contrôle d'admission, et des mécanismes de contrôle d'admission sans optimisation. L'objectif le plus important à atteindre est de définir un mécanisme de contrôle d'admission associé à une procédure d'optimisation des paramètres EDCA. Cette solution va garantir les besoins de QoS des applications tout en utilisant au maximum les ressources du réseau.
- (iii) L'ensemble des travaux existants ne constituent qu'un ensemble d'heuristiques et ont comme but de fournir des directives sur la configuration des paramètres EDCA pour des scénarios bien spécifiés. Une solution globale d'optimisation n'a pas encore vu le jour.

Dans ce qui suit, nous montrons comment on pourrait intégrer un processus d'optimisation des paramètres EDCA dans notre mécanisme de contrôle d'admission, puis nous donnons la formulation du problème d'optimisation.

6.5.3 CONTROLE D'ADMISSION MODIFIE AVEC OPTIMISATION DES PARAMETRES EDCA

L'Algorithme 6.3 représente le nouveau contrôle d'admission avec optimisation EDCA.

Algorithme 6.3 : Algorithme de contrôle d'admission avec optimisation EDCA

for each ADDTS_Request from Waiting_Flows ***do***

Admit = 1

F_i = Get New_Flow (ADDTS_Request)

AC_i = Get Access Category (F_i)

N = Get Number_wireless_stations (Admitted_Flows & F_i)

MN = Get Number_ACs_per_Station (Admitted_Flows & F_i)

TAR = Get Total_Arrival_Rate_per_AC (Admitted_Flows & F_i)

Resolve system equations (N, MN, TAR) / Find the value of, p_b, p_{ci} and p_{ei} */*

```

for each Access Category AC in (AC_VO, AC_VI, AC_BE, AC_BK) do
    Calculate Achievable_Throughput (AC) /* Using the appropriate analytical equation*/
    Calculate Access_Delay (AC) /* Using the appropriate analytical equation*/
    if (AC ≠ ACi) then
        if (Calculated_Throughput (AC) < sum (Requested_Throughput (Admitted_Flows(AC)))
        or Calculated_Delay (AC) > max (Requested_Delay (Admitted_Flows(AC))) then
            Admit =0 /*cannot admit Fi with the actual configuration */
            go to ***
        end if
    else /* This AC is the requested flow's AC, ACi */
        if (Calculated_Throughput (AC) - sum (Requested_Throughput (Admitted_Flows(AC)))
        < Requested_Throughput(Fi) or
        Calculated_Delay (AC) > max (Requested_Delay (Admitted_Flows(AC) & Fi)) then
            Admit =0 /*cannot admit Fi with the actual configuration */
            go to ***
        end if
    end if
end for /* end testing all ACs */
*** if (Admit==0) then /* We need parameter optimization*/
    Run EDCA parameter optimization(Admitted_Flows & Fi)
    if (no solution) then
        Reject (Fi)
        Send ADDTS_Response(reject)
        Restore original EDCA parameters
        go to ###
    else
        Distribute Optimal EDCA Parameters to all stations;
        go to +++
    end if
end if
+++ Admit(Fi)
    Send ADDTS_Response(accept)
    Admitted_Flows = Admitted_Flows & Fi
### /* go to the next waiting flow */
end for

```

L'introduction de l'optimisation des paramètres EDCA dans notre algorithme de contrôle d'admission exige des modifications dans l'Algorithme 6.2. Ainsi l'Algorithme 6.3 est obtenu. Dans cet algorithme, si une des contraintes de QoS de tous les flux des quatre ACs (incluant les contraintes du nouveau flux) n'est pas respectée, le processus d'optimisation est lancé. Si une solution existe, c'est que toutes les contraintes sont respectées. En fait, le but de l'optimisation est de permettre à la fois de respecter les contraintes de QoS et d'optimiser l'utilisation des ressources. Dans ce cas, le point d'accès distribue les valeurs optimales à toutes les stations et admet le flux. Dans le cas contraire (c.à.d. le cas où aucune configuration des paramètres EDCA ne permet la garantie des contraintes de QoS), le flux est rejeté et le point d'accès passe au traitement d'un autre flux en attente d'admission. Dans ce nouvel algorithme, nous avons ajouté une variable appelée «*Admit*». Cette variable est initialisée à 1 au début du traitement de chaque flux, elle reste égale à 1 tant que les contraintes de QoS sont vérifiées. Dès qu'une contrainte n'est pas respectée, cette variable passe à 0. Ceci permet d'initier le processus d'optimisation. Si après la vérification de toutes les contraintes, toutes les conditions sont respectées, cette variable reste inchangée (égale à 1). Dans ce cas le point d'accès admet directement le nouveau flux sans faire appel au processus d'optimisation.

A présent, nous allons définir le problème d'optimisation multi-objectif. Dans ce qui suit nous formulons ses équations mathématiques.

6.5.4 LE PROBLEME D'OPTIMISATION MULTI-OBJECTIF

Bien que nous n'ayons pas résolu le problème d'optimisation, nous avons été néanmoins capables de poser les équations nécessaires. Notre problème d'optimisation multi-objectif est un problème ayant 16 paramètres, ce sont les 16 paramètres d'accès des 4 ACs. Le vecteur P rassemble ces 16 paramètres.

$$P = \{CWmin(i), CWmax(i), AIFSN(i), TXOPLimit(i)\} \quad 0 \leq i \leq 3$$

Avec les intervalles suivants des valeurs possibles de ces paramètres :

$$0 \leq CWmin(i) \leq 2^{15} - 1$$

$$0 \leq CWmax(i) \leq 2^{15} - 1$$

$$2 \leq AIFSN(i) \leq 15$$

$$0 \leq TXOPLimit(i) \leq 2^{15} * 32 \text{ microsecondes}$$

Des relations existent entre les paramètres des différentes ACs ; pour deux catégories d'accès i et j avec $i \leq j$, nous avons :

$$CWmin(i) \leq CWmin(j)$$

$$AIFSN(i) \leq AIFSN(j)$$

$$CWmin(i) \leq CWmax(i)$$

D'autres relations entre ces paramètres peuvent être ajoutées selon le cas du problème pour limiter l'espace d'exploration et accélérer le processus d'optimisation, cependant nous ne citons ici que les règles générales qui s'appliquent à toutes les situations.

Les grandeurs d'optimisation sont :

$$\text{Achievable_Throughput}(AC(i), P) \quad 0 \leq i \leq 3$$

$$\text{Access_Delay}(AC(i), P) \quad 0 \leq i \leq 3$$

Les objectifs sont :

- (i) Garantir la bande passante requise par tous les flux actifs
- (ii) Maintenir les délais d'accès inférieurs aux bornes limites pour tous les flux actifs
- (iii) Maximiser l'utilisation des ressources par la maximisation du débit total atteignable.

Ces trois objectifs se traduisent par les trois équations suivantes :

(6.1)

$$\text{Achievable_Throughput}(AC(i), P) \geq \text{Requested_Throughput}(AC(i)) \quad 0 \leq i \leq 3$$

(6.2)

$$\text{Access_Delay}(AC(i), P) \leq \text{Tolerated_Delay}(AC(i)) \quad 0 \leq i \leq 3$$

(6.3)

$$\text{Max} \left(\sum_{i=0}^3 \text{Achievable_throughput}(AC(i)) \right)$$

La résolution de ce problème doit se baser sur le modèle analytique proposé et sur des techniques d'optimisation numériques. Au niveau de notre connaissance, ce problème d'optimisation peut être résolu sous Matlab. Cependant, la question qui se pose est : est ce que le temps de réponse du processus d'optimisation sous Matlab va être acceptable pour le control d'admission temps réel ? La résolution de ce problème d'optimisation et l'étude de son temps de réponse constituent l'une des premières perspectives de notre travail.

6.6 CONCLUSION

Dans ce chapitre, nous avons fixé comme objectif de proposer et valider un mécanisme de contrôle d'admission basé sur le modèle analytique présenté dans les chapitres précédents.

Après une présentation de la classification des mécanismes de contrôle d'admission proposés pour EDCA dans trois grandes catégories : les contrôle d'admission basés sur les mesures, les contrôle d'admission basés sur les modèles analytiques et les contrôle d'admission hybrides basés sur les modèles et mesures, nous avons discuté les avantages et les inconvénients de ces trois classes d'approches. Cette discussion nous a montré qu'une approche basée sur un modèle analytique est seulement limitée par la non-validité du modèle et par son complexité. Donc, un modèle analytique qui se caractérise par un bon

degré de validité et dont la résolution est suffisamment simple n'est pas concerné par ces limitations et peut être utilisé facilement dans un mécanisme de contrôle d'admission efficace. Cette approche est plus simple et surtout plus fiable qu'une approche basée sur les mesures pour laquelle il est impossible de se baser sur des mesures réelles sans vraiment introduire le nouveau flux.

Après cette discussion, nous avons présenté les algorithmes de notre contrôle d'admission au niveau de chaque station sans fil et au niveau du point d'accès. Celui-ci est basé sur le modèle analytique développé dans les chapitres précédents. Une partie importante du chapitre a été consacrée à la validation de notre contrôle d'admission. Dans cette partie nous nous sommes intéressés par l'étude du comportement de notre contrôle d'admission dans différents scénarios d'usages : présence et/ou absence de différents types d'applications (voix, vidéo et données best effort). L'objectif fixé était de vérifier si le contrôle d'admission proposé pouvait assurer les besoins de QoS des applications multimédia. A partir des résultats obtenus, nous pouvons établir les conclusions suivantes :

- (i) Le contrôle d'admission proposé est capable d'assurer une bonne maîtrise de la QoS des applications multimédia. Il effectue une bonne gestion des ressources et empêche le réseau de se retrouver dans un état de saturation qui pénaliserait les applications ayant des contraintes de QoS.
- (ii) L'utilisation des paramètres EDCA suggérés par le standard 802.11e, permet de limiter l'impact des flux de données best effort sur l'admissibilité des applications multimédia dans le réseau.

Pour finir, nous avons discuté le problème d'optimisation des paramètres EDCA pour une utilisation plus efficace des ressources radio. Nous avons vu que la majorité des études sont des études d'adaptation et de modifications des paramètres basées sur des observations du rôle de chacun des paramètres EDCA. Au mieux de notre connaissance, aucune résolution du problème d'optimisation associé à un mécanisme de contrôle d'admission n'existe. Nous avons donc expliqué comment notre algorithme de contrôle d'admission peut être modifié pour intégrer une telle optimisation. Nous avons formulé le problème d'optimisation multi-objectif sous-jacent. La validation de cette nouvelle proposition constitue l'une des premières perspectives de notre prochain travail.

CHAPITRE 7 CONCLUSIONS ET PERSPECTIVES

Actuellement, les réseaux 802.11 sont considérés comme une alternative sérieuse aux réseaux tout filaires pour l'accès à l'Internet. En effet, les nombreux avantages qu'offre cette technologie (rapidité de déploiement, réduction des coûts d'installation, mobilité, etc.) leur ont permis de s'imposer rapidement sur le marché. Ce monopole est conforté à la fois par l'augmentation continue du débit théorique de ces réseaux mais aussi par l'intégration d'une interface de communication 802.11 dans un large panel d'équipements (webcam, disque dur externe, casque audio, etc.) et de terminaux (téléphone mobile, pda, laptop, etc.). Dans le contexte de la convergence de réseaux et de services vers le tout-IP, les réseaux d'accès 802.11 n'échappent pas à cette mouvance et sont de plus en plus sollicités pour la transmission de services IP, de voix et de vidéo, très exigeants en termes de QoS.

Si la QoS dans le cœur du réseau IP a été largement explorée durant ces dernières années, la QoS dans les réseaux d'accès reste un chantier ouvert qui commence à être investi par la communauté de la recherche. La maîtrise de la QoS dans les réseaux d'accès de type 802.11 nécessite une bonne compréhension des mécanismes d'accès, de leurs spécifications et de leurs performances. Cette compréhension constitue la clé qui permet de guider le réseau à assurer la performance désirée pour le support des applications temps réel et multimédia. Partant de cette compréhension, les travaux de cette thèse se sont focalisés sur la proposition d'un mécanisme pour la maîtrise de la QoS pour les applications multimédia et temps réel dans les réseaux d'accès de type 802.11e, l'extension QoS des réseaux 802.11.

Dans ce qui suit, nous résumons les principales contributions qui ont été détaillées dans cette thèse et, enfin, nous introduisons quelques perspectives intéressantes qui peuvent être explorées dans de futurs travaux.

7.1 PRINCIPALES CONTRIBUTIONS

L'objectif que nous nous sommes fixés dans cette thèse est la maîtrise de la QoS dans les réseaux 802.11e. Pour atteindre cet objectif et après l'étude et l'analyse de l'état de l'art, un ensemble de verrous ont été identifiés. L'ensemble de solutions que nous avons proposées pour lever ces verrous constituent les principales contributions de cette thèse. Ces contributions sont les suivantes :

1- Modélisation analytique du temps de transmission dans EDCA en tenant compte de la transmission en burst (CFB).

Cette première contribution est celle qui nous a permis de pallier la limitation importante de la majorité voire tous les modèles analytiques d'EDCA trouvés dans la littérature. En effet, ces modèles analytiques modélisent les deux autres paramètres de différenciation (CW et AIFS), mais ont complètement négligé la modélisation du troisième paramètre de différenciation : TXOPLimit. Nos observations et nos études ont confirmé l'effet de ce

paramètre sur la performance globale du réseau, ainsi que le rôle de différenciation qu'il joue par l'augmentation du débit des ACs qui possèdent des valeurs importantes de ce paramètre. TXOPLimit s'est avéré être un paramètre primordial pour les applications multimédia les plus exigeantes en terme de bande passante. Vue son influence, nous avons proposé une méthode pour modéliser analytiquement l'effet de ce paramètre. Ceci est effectué par le calcul analytique du temps de transmission de chaque AC à chaque accès au canal, et ceci quelque soit le niveau d'utilisation des files d'attente des quatre ACs, allant de la non-saturation à la saturation complète. Nous avons démontré que dans la région de saturation, un nombre fixe de trames dérivé de la valeur de TXOPLimit et indépendant de la taille de la file d'attente sont envoyées à chaque accès au canal. Dans la région de non-saturation et dans la région de transition, le nombre de trames envoyées dépend de la taille des files d'attente et de la valeur de TXOPLimit. Une équation analytique globale qui permet de calculer le nombre de trames envoyées à chaque accès et par suite le temps de transmission de chaque AC dans les trois régions de fonctionnement a été donnée et validée par des simulations. Ces dernières ont montrés des résultats de validation très satisfaisants.

2- Développement d'un modèle analytique pour EDCA dans les conditions de saturation capable de calculer le débit atteignable et le délai d'accès de chaque AC

L'étude approfondie de l'état de l'art de la modélisation analytique de 802.11e a mis en lumière un certain nombre de limitations. Pour pallier ces limitations, nous avons donc décidé de développer un nouveau modèle analytique pour EDCA. Il est bien évident que nous nous sommes inspirés des contributions apportées par les autres modèles de la littérature. Cependant, notre approche différait des autres approches dans plusieurs aspects. En effet, au lieu de nous limiter aux extensions simples du modèle de Bianchi développé pour DCF, comme c'est le cas de la majorité des modèles de la littérature, nous sommes sortis de ce cadre d'extension et nous avons adopté une vue plus étendue du problème de modélisation. Ainsi, après une description détaillée de la procédure de transmission dans EDCA, nous avons identifié tous les états qu'une AC peut occuper durant son cycle de transmission, ainsi que les probabilités de transition entre les différents états. La traduction de ces informations sur les états et les transitions a mené à une chaîne de Markov à quatre dimensions. Pour pouvoir résoudre le système, nous avons calculé analytiquement les probabilités de tous les états de cette chaîne de Markov ainsi que les probabilités de transitions. Tout ceci est réalisé de façon à refléter correctement le fonctionnement d'EDCA. Au final, le développement des équations de notre modèle a aboutit à un système non-linéaire de trois équations à trois inconnues que nous avons résolu numériquement. Pour le calcul des métriques de QoS dans la région de saturation, nous avons réussi à développer les équations analytiques de façon à obtenir **une seule équation pour le calcul du débit et une autre pour le calcul du délai d'accès**. Ce qui constitue l'un des avantages essentiels de notre modèle analytique. Car ceci veut dire que le calcul des métriques de performance peut se faire à la volée après la résolution numérique du système. Pour valider notre modèle, nous avons comparé ses résultats numériques à

ceux d'un modèle que nous avons identifié comme l'un des plus aboutis de la littérature. Les résultats numériques obtenus par ces deux modèles ont été comparés aux résultats de simulations effectives dans le même contexte. Les résultats de cette validation ont montré la supériorité qu'apporte notre modèle par rapport aux autres ainsi que sa capacité à estimer correctement le débit et le délai d'accès dans les conditions de saturation de chaque AC, ainsi que sa bonne prise en compte du paramètre TXOPLimit.

3- Extension du modèle analytique proposé pour les conditions de saturation à un modèle général applicable à toutes les conditions d'arrivées du trafic

Pour compléter notre deuxième contribution et obtenir un modèle analytique capable de estimer non seulement les métriques de QoS dans les conditions de saturation, mais également ceux de toutes les conditions de charge du réseau, nous avons étendu notre modèle dans les conditions de saturation par l'addition d'états permettant de refléter le fonctionnement de non-saturation dans notre chaîne de Markov. Les nouvelles équations qui résultent de cette extension ont été données. Rappelons que cette extension est une étape primordiale pour bâtir un contrôle d'admissions précis et efficace. Pour le calcul des métriques de QoS, nous avons raisonné de la même manière que dans le cas de saturation. Ainsi, nous avons réussi à développer les équations analytiques de façon à obtenir **une seule équation pour le calcul du débit et une autre pour le calcul du délai d'accès**. Notre but était toujours de simplifier les calculs numériques et minimiser le temps de réponse. La complexité numérique de notre modèle se concentre donc dans la complexité de résolution du système d'équations non-linéaire. Pour réduire cette dernière, nous avons essayé d'optimiser la recherche de la solution par le développement d'un algorithme de calcul numérique capable de réduire considérablement le temps de réponse par la limitation de l'espace d'exploration des inconnues tout en fournissant un degré de précision suffisant. Ainsi, le temps de réponse de notre modèle devient raisonnable pour des fins d'utilisation dans un algorithme de contrôle d'admission efficace. La validation du modèle obtenu a montré une bonne estimation des métriques de performance pour toutes les configurations des trois paramètres de différenciation d'EDCA et pour la totalité des régions de fonctionnement du réseau, de la non-saturation à la saturation complète.

4- Proposition d'un algorithme de contrôle d'admission basé sur le modèle analytique général

Le développement d'un mécanisme de contrôle d'admission efficace était notre objectif principal dans cette thèse. Cet algorithme constitue notre quatrième contribution dans cette thèse. Il est basé sur le modèle analytique résultant de nos contributions précédentes. Nous avons également proposé l'intégration de notre algorithme de contrôle d'admission dans le cadre général proposé par le standard 802.11e pour EDCA. Le processus au niveau de chaque station sans fil et le processus au niveau du point d'accès ont été définis. La validation de cet algorithme par des calculs numériques et des simulations a montré qu'il est capable de fournir une bonne maîtrise de la QoS pour la prise en compte des applications

voix et vidéo. En effet, cet algorithme empêche le réseau d'entrer dans un état de saturation grave en limitant le nombre de flux autorisés à accéder au canal.

5- Ebauche d'une solution d'extension de l'algorithme de contrôle d'admission proposé par l'intégration d'un module d'optimisation des paramètres EDCA.

A fin d'accroître la maîtrise de la QoS dans 802.11e EDCA, il est possible d'étendre notre algorithme de contrôle d'admission par l'ajout d'un module d'optimisation des paramètres EDCA. En effet, nous avons remarqué pendant cette thèse que le choix des paramètres EDCA de chaque AC influe sur la performance globale du réseau et sur le niveau d'utilisation des ressources. Suivant ce constat, une extension potentielle de notre algorithme de contrôle d'admission serait de lui adjoindre un module qui permet de trouver les configurations optimales des paramètres d'accès des différentes ACs à tout moment. Ces configurations devront mener à une utilisation optimale de ressources. Ainsi, avant de prendre la décision de rejet d'une demande, le point d'accès recherche la configuration optimale, qui permet l'admission du nouveau flux. Si la résolution du problème d'optimisation aboutit à une solution réalisable, le point d'accès prend la décision d'accepter le flux et demande à toutes les stations d'utiliser les nouveaux paramètres EDCA obtenus. Dans le cas contraire, il prend la décision de rejeter le flux. Nous avons défini le problème d'optimisation et nous avons introduire la manière dont l'algorithme de contrôle d'admission pourrait être étendu pour inclure cette optimisation. Cette solution est une ébauche démontrant le potentiel derrière l'utilisation de nombre algorithme de contrôle d'admission. La réalisation du module d'optimisation et l'étude de sa complexité numérique ainsi que de son temps de réponse, pour vérifier s'il convient bien aux contraintes de contrôle d'admission temps réel, constituent l'une des premières perspectives de cette thèse.

7.2 PERSPECTIVES ET NOUVEAUX DEFIS

Les travaux réalisés durant cette thèse et les résultats obtenus ouvrent la porte vers un ensemble de perspectives. Parmi celles-ci, nous pouvons citer :

1- La résolution du problème d'optimisation des paramètres EDCA et l'Etude de sa complexité.

Comme nous l'avons souligné vers la fin du Chapitre 6, le problème d'optimisation des paramètres EDCA associé à un mécanisme de contrôle d'admission efficace reste un problème non résolu à ce jour et constitue l'un des défis de la recherche (cette optimisation a pour objectifs de : 1) garantir les métriques de performance des flux actifs et du nouveau flux en attente d'admission et 2) d'optimiser l'utilisation des ressources du canal). Nous sommes convaincus qu'une solution à ce problème apporte le triple avantage d'une maîtrise de la QoS, d'une performance optimale pour les flux et d'une utilisation optimale des ressources. Pour cela, nous avons proposé une ébauche de solution à ce problème par l'extension de notre algorithme de contrôle d'admission et par la présentation du problème d'optimisation. Le problème possède une complexité importante liée au grand nombre de

paramètres à optimiser et à l'espace important d'exploration. Dès lors, l'étude de la complexité de ce problème et des possibilités de simplifications constitue à elle-même une activité de recherche à part entière sur laquelle nous comptons pencher dans un futur proche.

2- Mécanisme de communication avec la couche application pour l'adaptation des flux multimédia aux ressources du canal (optimisation inter-couches).

Les flux multimédia et plus particulièrement les flux de la télévision haute définition ont été conçus de manière à s'adapter à leur support par la suppression de couches d'informations additionnelles selon le besoin. On parle alors de contenus «scalables». Ainsi, nous pensons que des techniques d'échanges voire d'optimisations inter-couches pourraient permettre à la couche MAC de demander aux applications ayant des flux adaptables de s'adapter aux capacités du canal. Celles-ci, en adaptant leur demande, pourraient être admises. Ceci constituerait alors une deuxième amélioration de performances du contrôle d'admission que nous avons proposé dans cette thèse.

3- Extension du modèle analytique proposé par l'intégration de la modélisation des caractéristiques physiques du canal.

Dans cette thèse, nous avons focalisé notre étude sur la couche MAC et plus particulièrement sur le mécanisme d'accès EDCA. Nous avons développé alors notre modèle analytique en regardant les caractéristiques du mécanisme d'accès sans prendre en compte les caractéristiques de la transmission au niveau physique. Pour ce faire, nous avons considéré dans notre modèle que le canal est idéal (pas d'erreurs dues aux interférences et aux défauts du canal physique), et que le débit de transmission est unique et égal au débit théorique du standard 802.11 ou de ses amendements. En réalité, le canal n'est pas idéal et une partie des retransmissions est due aux erreurs sur le canal et non pas seulement aux collisions. De même, différents débits physiques peuvent être utilisés par les différents flux. Par ailleurs, des modèles analytiques du canal radio existent dans la littérature. Nous pouvons dès lors fusionner notre modèle analytique avec un modèle de la couche physique et analyser la complexité qui en résulte. Ceci peut constituer un autre travail futur.

4- Utilisation du modèle analytique proposé dans un contrôle d'admission distribué pour la maîtrise de la QoS dans un réseau 802.11 en mode Ad-hoc.

Si le problème de garantie de la QoS dans un réseau *WLAN* infrastructure constitue un défi de la recherche, ce problème est de plus en plus difficile dans un *WLAN* en mode ad-hoc et avec mobilité. En effet, l'absence de gestion centralisée et le besoin d'auto-configuration et d'autogestion rend le processus de contrôle d'admission plus compliqué. Nous pensons ici à la possibilité d'utilisation du modèle analytique proposé pour EDCA dans un mécanisme de contrôle d'admission distribué dans lequel à chaque recherche d'une route, le nœud effectue l'estimation de ressources en fonction de ses flux actifs et des flux actifs de ses voisins et prend la décision d'admettre, de rejeter, ou éventuellement de mettre fin au flux ayant généré cette requête de routage. Ainsi, une interaction entre les couches MAC et IP

est indispensable. En effet, le contrôle d'admission dans ce cas est couplé à un protocole de routage réactif. L'étude de la faisabilité de cette proposition, de sa complexité et de son efficacité constitue une autre voie de recherche.

BIBLIOGRAPHIE

- [1] (1999) IEEE 802.11, IEEE Standards for Information Technology -- Specific Requirements -- Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications. Edition (ISO/IEC 8802-11: 1999).
- [2] (1999) IEEE 802.11b Supplement to 802.11-1999, Wireless LAN MAC and PHY specifications: Higher speed Physical Layer (PHY) extension in the 2.4 GHz band.
- [3] (1999) IEEE 802.11a, (8802-11:1999/Amd 1:2000(E)), IEEE Standard for Information technology—Specific requirements—Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications— Amendment 1: High-speed Physical Layer in the 5 GHz band.
- [4] (2003) IEEE 802.11g, IEEE Standard for Information technology—Specific requirements—Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications—Amendment 4: Further Higher-Speed Physical Layer Extension in the 2.4 GHz Band.
- [5] (2007, Sep.) IEEE P802.11n_D3.00, Approved Draft 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 Physic.
- [6] D. H. Cansever, A. M. Michelson, and A. H. Levesque, "Quality of service support in mobile ad-hoc IP networks," in *MILCOM*, 1999, pp. 30-34.
- [7] S. Choi and K. G. Shin, "A unified wireless LAN architecture for real-time and non-real-time communication services," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 8, no. 1, pp. 44-5, Feb. 2000.
- [8] I. Aad and C. Castelluccia, "Differentiation mechanisms for IEEE 802.11," in *Infocom*, Anchorage (Alaska), 2001, pp. 209-218.
- [9] Y. Kwon, Y. Fang, and H. Latchman, "A novel mac protocol with fast collision resolution for wireless lans," in *Infocom*, San Francisco, 2003, pp. 793--807.
- [10] W. Pattara-Atikom, P. Krishnamurthy, and S. Banerjee, "Comparison of distributed fair QoS mechanisms in wireless LANs," in *Globecom*, San Francisco, USA, 2003, pp. 553-

557.

- [11] J. Zhao, Z. Guo, Q. Zhang, and W. Zhu, "Distributed MAC adaptation for WLAN QoS differentiation," in *Globecom*, San Francisco, USA, 2003, pp. 3442-3446.
- [12] I. Aad, Q. Ni, C. Barakat, and T. Turletti, "Enhancing IEEE 802.11 MAC in congested environments," in *ASWN*, Boston, Massachusetts, USA, 2004, pp. 82-91.
- [13] C. Wang, B. Li, and L. Li, "A new collision resolution mechanism to enhance the performance of IEEE 802.11 DCF," *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, vol. 53, no. 4, pp. 1235-1246, Jul. 2004.
- [14] P. Chatzimisios, et al., "A simple and effective backoff scheme for the IEEE 802.11 MAC protocol," in *CITSA*, Orlando, Florida, 2005.
- [15] S. Pollin, A. Motamedi, A. Bahai, F. Catthoor, and L. Van der Perre, "Delay improvement of IEEE 802.11 distributed coordination function using size-based scheduling," in *ICC*, Seoul, Korea, 2005, pp. 3484-3488.
- [16] J. Choi, J. Yoo, S. Choi, and C. Kim, "EBA: an enhancement of the IEEE 802.11 DCF via distributed reservation," *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 4, no. 4, pp. 378-390, Jul. 2005.
- [17] I. Aad and C. Castelluccia, "Remarks on per-flow differentiation in IEEE 802.11," in *EuropeanWireless*, Florence, 2002.
- [18] (2005, Jan.) Wireless medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications: Medium Access Control (MAC) Quality of Service (QoS) Enhancements, IEEE P802.11e/D13.0.
- [19] D. Chen, D. Gu, and J. Zbang, "Supporting real-time traffic with QoS in IEEE 802.11e based home networks," in *CCNC*, Las Vegas, 2004, pp. 205-209.
- [20] D. He and C. Q. Shen, "Simulation study of IEEE 802.11e EDCF," in *VTC-spring*, Jeju Island, Korea, 2003, pp. 685-689.
- [21] I. Tinnirello, G. Bianchi, and L. Scalia, "Performance evaluation of differentiated access mechanisms effectiveness in 802.11 networks," in *Globecom*, Dallas, Texas, 2004, pp. 3007-3011.
- [22] R. Rollet and C. Mangin, "IEEE 802.11a, 802.11e and HiperLAN/2 goodput performance comparison in real radio conditions," in *Globecom*, San Fransisco, 2003, pp. 724-728.

- [23] D. Gu and J. Zhang, "Evaluation of EDCF Mechanism for QoS in IEEE 802.11 Wireless Networks," in *World Wireless Congress (WWC)*, 2003.
- [24] S. Mangold, S. Choi, G. R. Hiertz, O. Klein, and B. Walke, "Analysis of IEEE 802.11e for QoS support in wireless LANs," *IEEE Wireless Communications*, vol. 10, no. 6, pp. 40-50, Dec. 2003.
- [25] L. Romdhani, N. Qiangn, and T. Turletti, "Adaptive EDCF: enhanced service differentiation for IEEE 802.11 wireless ad-hoc networks," in *WCNC*, New Orleans, LA, USA, 2003, pp. 1373-1378.
- [26] M. Malli, N. Qiang, T. Turletti, and C. Barakat, "Adaptive fair channel allocation for QoS enhancement in IEEE 802.11 wireless LANs," in *ICC*, Paris, France, 2004, pp. 3470-3475.
- [27] J. Yu and S. Choi, "Performance Comparison of Dual Queue and EDCA for VoIP over IEEE 802.11 WLAN," in *EW*, Cyprus, 2005.
- [28] J. Yu, S. Choi, and J. Lee, "Enhancement of VoIP over IEEE 802.11 WLAN via Dual Queue Strategy," in *ICC*, Paris, France, 2004.
- [29] C. Casetti and C. -F. Chiasserini, "Improving fairness and throughput for voice traffic in 802.11e EDCA," in *PIMRC*, Barcelona, Spain, 2004, pp. 525-530.
- [30] P. Gopalakrishnan, D. Famolari, and T. Kodama, "Improving WLAN voice capacity through dynamic priority access," in *Globecom*, Dallas, Texas, USA, 2004, pp. 3245-3249.
- [31] K. Diwakar and S. Iyer, "Supporting real-time applications with better QoS guarantees in 802.11," in *ISWCS*, Mauritius, 2004, pp. 373-377.
- [32] C. Bettstetter, C. Prehofer, and A. Wolisz, "A Performance Comparison of QoS Approaches for Ad Hoc Networks: 802.11e versus Distributed Resource Allocation," in *European Wireless*, Nicosia, Cyprus, 2005.
- [33] K. Igarashi, A. Yamada, and T. Ohya, "Capacity Improvement of Wireless LAN VoIP using Distributed Transmission Scheduling," in *PIMRC*, Athens, Greece, 2007, pp. 1-5.
- [34] S. Choi, et al., "Multiple Frame Exchanges during EDCF TXOP," *IEEE 802.11-01/566r3*, Jan. 2002.
- [35] J. del Prado and S. Choi, "EDCF TXOP Bursting Simulation Results," *IEEE 802.11e*

Working Document 802.11-02/048R0, Jan. 2002.

- [36] C. Sunghyun, J. del Prado, S. Shankar, and S. Mangold, "IEEE 802.11 e contention-based channel access (EDCF) performance evaluation," in *ICC*, Alasca, 2003, pp. 1151-1156.
- [37] S. Mangold, S. Choi, P. May, Hiertz, and Guido, "IEEE 802.11e - Fair Resource Sharing between Overlapping Basic Service Sets," in *PIMRC*, Lisboa, 2002, pp. 166-171.
- [38] A. Salhotra, R. Narasimhan, and R. Kopikare, "Evaluation of contention free bursting in IEEE 802.11e wireless LANs," in *WCNC*, New Orleans, 2005, pp. 107-112.
- [39] Y. Yan and C. Pan, "An Improved Analytical Model for IEEE802.11e Enhanced Distributed Channel Access," in *ISITC*, Jeonju, 2007, pp. 135-142.
- [40] J. W. T. Robinson, "An analytical model for the service delay distribution of IEEE 802.11e Enhanced Distributed Coordination Function," Thèse de Master, Simon Fraser University, 2005.
- [41] T.-C. Tsai and M.-J. Wu, "An analytical model for IEEE 802.11e EDCA," in *ICC*, Seoul, 2005, pp. 3474-3478.
- [42] Y. Xiao, "Performance Analysis of IEEE 802.11e EDCF under Saturation Condition," in *ICC*, Paris, 2004, pp. 170-174.
- [43] J. Hui and M. Devetsikiotis, "Performance analysis of IEEE 802.11e EDCA by a unified model," in *Globecom*, Dallas-Texas, 2004, pp. 754-759.
- [44] Z. Tao and S. Panwar, "An analytical model for the IEEE 802.11e enhanced distributed coordination function," in *ICC*, Paris, 2004, pp. 4111-4117.
- [45] Y. Chen, Q.-A. Zeng, and D. P. Agrawal, "Performance analysis of IEEE 802.11e enhanced distributed coordination function," in *ICON*, 2003, pp. 573-578.
- [46] K. Xu, Q. Wang, and H. Hassanein, "Performance analysis of differentiated QoS supported by IEEE 802.11e enhanced distributed coordination function (EDCF) in WLAN," in *Globecom*, San Francisco, 2003, pp. 1048-1053.
- [47] J. Hui and M. Devetsikiotis, "Designing improved MAC packet schedulers for 802.11e WLAN," in *Globecom*, San Fransisco, 2003, pp. 184-189.
- [48] H. Zhu and I. Chlamtac, "An analytical model for IEEE 802.11e EDCF differential services," in *ICCCN*, Dallas, 2003, pp. 163-168.

- [49] W. Zhang, J. Sun, J. Liu, and H.-B. Zhang, "Performance analysis of IEEE 802.11e EDCA in wireless LANs," *Journal of Zhejiang University*, vol. 8, no. 1, pp. 18-23, Jan. 2007.
- [50] P. E. Engelstad and O. N. Osterbo, "Analysis of the Total Delay of IEEE 802.11e EDCA and 802.11 DCF," in *ICC*, Istanbul, 2006, pp. 552-559.
- [51] D. Vassis and G. Kormentzas, "Delay Performance Analysis and Evaluation of IEEE 802.11e EDCA in Finite Load Conditions," *Wireless Personal Communications*, vol. 32, no. 1-2, pp. 29-43, Jul. 2005.
- [52] Y. Chen, Q.-A. Zeng, and D. P. Agrawal, "Performance evaluation for IEEE 802.11e enhanced distributed coordination function," *Wireless Communications & Mobile Computing*, vol. 4, no. 6, pp. 639-653, Sep. 2004.
- [53] L. Xiong and G. Mao, "Saturated Throughput Analysis of IEEE 802.11e EDCA," *Computer Networks*, vol. 51, no. 11, pp. 3047-3068, Aug. 2007.
- [54] Z.-n. Kong, D. H. K. Tsang, B. Bensaou, and D. Gao, "Performance analysis of IEEE 802.11e contention-based channel access," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 22, no. 10, pp. 2095-2106, Dec. 2004.
- [55] X. Ling, K.-H. Liu, Y. Cheng, X. Shen, and J. W. Mark, "A Novel Performance Model for Distributed Prioritized MAC Protocols," in *Globecom*, Washington, DC, 2007, pp. 4692-4696.
- [56] Z. Tao and S. Panwar, "Throughput and delay analysis for the IEEE 802.11e enhanced distributed channel access," *IEEE Transactions on Communications*, vol. 54, no. 4, pp. 596-603, Apr. 2006.
- [57] H. Wu, X. Wang, Q. Zhang, and X. Shen, "IEEE 802.11e Enhanced Distributed Channel Access (EDCA) Throughput Analysis," in *ICC*, Istanbul, 2006, pp. 223-228.
- [58] J. W. Robinson and T. S. Randhawa, "Saturation throughput analysis of IEEE 802.11e enhanced distributed coordination function," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 22, no. 5, pp. 917-928, Jun. 2004.
- [59] Y. Lin and V. W. S. Wong, "Saturation throughput of IEEE 802.11e EDCA based on mean value analysis," in *475-480*, Budapest, 2006, pp. 475-480.
- [60] J. Hui and M. Devetsikiotis, "A Unified Model for the Performance Analysis of IEEE 802.11e EDCA," *IEEE Transactions on Communications*, vol. 53, no. 9, pp. 1498-1510,

Sep. 2005.

- [61] P. E. Engelstad and O. N. Osterbo, "Non-Saturation and Saturation Analysis of IEEE 802.11e EDCA with Starvation Prediction," in *International symposium on Modeling, analysis and simulation of wireless and mobile systems*, Montréal, Quebec, 2005, pp. 224-233.
- [62] P. E. Engelstad and O. N. Osterbo, "Queueing Delay Analysis of IEEE 802.11e EDCA," in *WONS*, Les Ménuires, 2006, pp. 123-133.
- [63] P. E. Engelstad and O. N. Osterbo, "Delay and Throughput Analysis of IEEE 802.11e EDCA with Starvation Prediction," in *LCN*, Zurich, 2005, pp. 647-655.
- [64] J. W. Tantra, C. H. Foh, and A. B. Mnaouer, "Throughput and delay analysis of the IEEE 802.11e EDCA saturation," in *ICC*, Seoul, 2005, pp. 3450-3454.
- [65] The Network Simulation – ns-2. [Online]. <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>
- [66] IEEE 802.11e implementation for ns-2. [Online]. http://www.tkn.tu-berlin.de/research/802.11e_ns2/
- [67] A. Abdrabou and W. Zhuang, "Service Time Approximation in IEEE 802.11 Single-Hop Ad Hoc Networks," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 7, no. 1, pp. 305-313, Jan. 2008.
- [68] A. Abdrabou and W. Zhuang, "Service Time Approximation in IEEE 802.11 Single-Hop Ad-hoc Networks," in *Infocom*, Anchorage, Alaska, 2007, pp. 2346-2350.
- [69] G. Bianchi, "Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 18, no. 3, pp. 535-547, Mar. 2000.
- [70] K. Puthal and B. Sahoo, "Performance Evaluation of MAC DCF Scheme in WLAN," in *ICWT*, 2007.
- [71] M. Jager, "IEEE 802.11e in Industrial Environments: a Quality of Service Survey," Mastère, 2005.
- [72] F. Eshghi and A. K. Elhakeem, "Performance analysis of ad hoc wireless LANs for real-time traffic," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 21, no. 2, pp. 204-215, Feb. 2003.

- [73] L. Chandran-Wadia, S. Mahajan, and S. Iyer, "Throughput performance of the distributed and point coordination functions of an IEEE 802.11 wireless LAN," in *ICCC*, Mumbai, Maharashtra, 2002, pp. 36-49.
- [74] M. Zukerman and C. H. Foh, "Performance Analysis of the IEEE 802.11 MAC Protocol," in *European Wireless*, Florence, Italy, 2002, p. 184-190.
- [75] S. Mangold, S. Choi, O. Klein, G. R. Hiertz, and L. Stibor, "IEEE 802.11e Wireless LAN for Quality of Service," in *European Wireless*, Florence, Italy, 2002, pp. 32-39.
- [76] S. Choi, "IEEE 802.11e MAC-level FEC performance evaluation and enhancement," in *Globecom*, Taipei, Taiwan, 2002, pp. 773-777.
- [77] M. Veeraraghavan, N. Cocker, and T. Moors, "Support of voice services in IEEE 802.11 wireless LANs," in *Infocom*, Anchorage, Alaska, 2001, pp. 488-497.
- [78] J. S. Vardakas, I. Papanagioutou, M. D. Logothetis, and S. A. Kotsopoulos, "On the End-to-End Delay Analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function," in *ICIMP*, Silicon-Valley, 2007, p. 16.
- [79] Q. Ni, I. Aad, C. Barakat, and T. Turetletti, "Modeling and analysis of slow CW decrease IEEE 802.11 WLAN," in *PIMRC*, Beijing, China, 2003, pp. 1717-1721.
- [80] M. M. Carvalho and J. J. Garcia-Luna-Aceves, "Delay analysis of IEEE 802.11 in single-hop networks," in *ICNP*, Atlanta, Georgia, USA, 2003, pp. 146-155.
- [81] P. Chatzimisios, A. C. Boucouvalas, and V. Vitsas, "IEEE 802.11 packet delay-a finite retry limit analysis," in *Globecom*, San Francisco, 2003, pp. 950-954.
- [82] H. Wu, Y. Peng, K. Long, S. Cheng, and J. Ma, "Performance of Reliable Transport Protocol over IEEE 802.11 Wireless LAN: Analysis and Enhancement," in *INFOCOM*, New York, 2002, pp. 599-607.
- [83] F. Cali, M. Conti, and E. Gregori, "IEEE 802.11 wireless LAN: capacity analysis and protocol enhancement," in *Infocom*, San Francisco, USA, 1998, pp. 142-149.
- [84] Y. C. Tay and K. C. Chua, "A capacity analysis for the IEEE 802.11 MAC protocol," *Wireless Networks*, vol. 7, no. 2, pp. 159-171, Mar. 2001.
- [85] E. Ziouva and T. Antonakopoulos, "CSMA/CA performance under high traffic conditions: throughput and delay analysis," *Computer Communications*, vol. 25, no. 3,

- pp. 313-321, Feb. 2002.
- [86] X. Ling, "Performance Analysis of Distributed MAC Protocols for Wireless Networks," PhD thesis, University of Waterloo, Ontario, Canada, 2007.
- [87] Y. Chen, Q.-A. Zeng, and D. P. Agrawal, "Performance of MAC Protocol in Ad Hoc Networks," in *CNDS, WMC*, Orlando, Florida, 2003, pp. 55-61.
- [88] Y. Xiao, "Performance analysis of priority schemes for IEEE 802.11 and IEEE 802.11e wireless LANs," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 4, no. 4, pp. 1506-1515, Jul. 2005.
- [89] MATLAB - The Language of Technical Computing. [Online]. <http://www.mathworks.com/products/matlab/>
- [90] D. Malone, K. Duffy, and D. J. Leith, "Modeling the 802.11 Distributed Coordination Function in Non-saturated Heterogeneous Conditions," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 15, no. 1, pp. 159-172, Feb. 2007.
- [91] F.-Y. Hung and I. Marsic, "Analysis of Non-Saturation and Saturation Performance of IEEE 802.11 DCF in the Presence of Hidden Stations," in *VTC*, Baltimore, 2007, pp. 230-234.
- [92] G. R. Cantieni, Q. Ni, C. Barakat, and T. Turletti, "Performance analysis under finite load and improvements for multirate 802.11," *Computer Communications*, vol. 28, no. 10, pp. 1095-1109, Jun. 2005.
- [93] M. Ergen and P. Varaiya, "Throughput Analysis and Admission Control for IEEE 802.11a," *Mobile Networks and Applications*, vol. 10, no. 5, pp. 705-716, Oct. 2005.
- [94] Y. Barowski, S. Biaz, and P. Agrawal, "Towards the performance analysis of IEEE 802.11 in multi-hop ad hoc networks," in *WCNC*, New Orleans, USA, 2005, pp. 100-106.
- [95] O. Tickoo and B. Sikdar, "Queueing analysis and delay mitigation in IEEE 802.11 random access MAC based wireless networks," in *Infocom*, Hong Kong, 2004, pp. 1404-1413.
- [96] I. Inan, F. Keceli, and E. Ayanoglu, "Modeling the 802.11e Enhanced Distributed Channel Access Function," in *Globecom*, Washington, DC, 2007, pp. 2546-2551.
- [97] Y. Yang and R. Kravets, "Throughput guarantees for multi-priority traffic in ad hoc networks," in *IEEE International Conference on Mobile Ad-hoc and Sensor Systems*,

2004, pp. 379-388.

- [98] Y. Yang and R. Kravets, "Contention-aware admission control for ad hoc networks," *IEEE Transactions on wireless computing*, vol. 4, no. 4, pp. 363-377, Jul. 2005.
- [99] K.-C. Wang and P. Ramanathan, "End-to-end Throughput and Delay Assurances in Multihop Wireless Hotspots," in *WMASH*, San Diego, CA, USA, 2003.
- [100] Y. Lin, V. W. S. Wong, and M. Cheung, "An admission control algorithm for multi-hop 802.11e based WLANs," in *Proceedings of the 3rd international conference on Quality of service in heterogeneous wired/wireless networks*, Waterloo, Ontario, Canada, 2006.
- [101] G. Boggia, P. Camarda, L. A. Grieco, and S. Mascolo, "Feedback-Based Control for Providing Real-Time Services With the 802.11e MAC," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 15, no. 2, pp. 323-333, Apr. 2007.
- [102] D. Gao, J. Cai, and K. N. Ngan, "Admission control in IEEE 802.11e wireless LANs," *IEEE Networks*, vol. 19, no. 4, pp. 6-13, Jul. 2005.
- [103] S. Garg and M. Kappes, "Admission control for VoIP traffic in IEEE 802.11 networks," in *Globecom*, San Francisco, USA, 2003, pp. 3514-3518.
- [104] D. Gu and J. Zhang, "A new measurement-based admission control method for IEEE802.11 wireless local area networks," in *PIMRC*, Beijing, China, 2003, pp. 2009-2013.
- [105] L. Zhang and S. Zeadally, "HARMONICA: enhanced QoS support with admission control for IEEE 802.11 contention-based access," in *RTAS*, Toronto, Canada, 2004, pp. 64-71.
- [106] Y. Xiao and H. Li, "Local data control and admission control for QoS support in wireless ad hoc networks," *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, vol. 53, no. 5, pp. 1558-1572, Sep. 2004.
- [107] Y. Xiao, H. Li, and S. Choi, "Protection and guarantee for voice and video traffic in IEEE 802.11e wireless LANs," in *INFOCOM*, Hong Kong, 2004, pp. 2152-2162.
- [108] A. Ksentini, A. Guéroui, and M. Naimi, "Adaptive transmission opportunity with admission control for IEEE 802.11e networks," in *MSWIM*, Montreal, Canada, 2005, pp. 234-241.
- [109] P. .-Y. Wu, Y. .-C. Tseng, and H. Lee, "Design of QoS and Admission Control for VoIP

- Services over IEEE 802.11e WLANs," in *National Computer Symposium*, Taiwan, 2005.
- [110] H. Yoon, J. Kim, and D. Shin, "Dynamic admission control in IEEE 802.11e EDCA-based wireless home network," in *CCNC*, Las Vegas, Nevada, USA, 2006, pp. 55-59.
- [111] R. G. Garroppo, L. Tavanti, S. Lucetti, and S. Giordano, "Extension and Application of the Network Utilization Characteristic Metric to IEEE 802.11e," in *ICC*, Glasgow, Scotland, 2007, pp. 1766-1771.
- [112] Y.-L. Kuo, C.-H. Lu, E. H. K. Wu, and G.-H. Chen, "An admission control strategy for differentiated services in IEEE 802.11," in *Globecom*, San Francisco, USA, 2003, pp. 707-712.
- [113] X. Chen, H. Zhai, X. Tian, and Y. Fang, "Supporting QoS in IEEE 802.11e wireless LANs," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 5, no. 8, pp. 2217-2227, Aug. 2006.
- [114] J. Zhu and A. O. Fapojuwo, "A new call admission control method for providing desired throughput and delay performance in IEEE802.11e wireless LANs," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 6, no. 2, pp. 701-709, Feb. 2007.
- [115] A. Bai, T. Skeie, and P. E. Engelstad, "A Model-Based Admission Control for 802.11e EDCA using Delay Predictions," in *IPCCC*, New Orleans, Louisiana, USA, 2007, pp. 226-235.
- [116] C. Cano and B. Bellata, "Flow-Level Simulation of Call Admission Control schemes in EDCA-based WLANs," in *The 8th COST 290 Management Committee Meeting*, Spain, 2007.
- [117] B. Bellata, "Flow-level QoS guarantees in IEEE 802.11e-EDCA based WLANs," Phd thesis, Pompeu Fabra university, Spain, 2006.
- [118] B. Bellata, M. meo, and M. oliver, "Call Admission Control in IEEE 802.11e EDCA-based WLANs (Initial Steps)," in *COST 290 management Committee Meeting*, Netherlands, 2006.
- [119] B. Bellalta, C. Cano, M. Oliver, and M. Meo, "Modeling the IEEE 802.11e EDCA for MAC Parameter Optimization," in *Hets-Nets*, Bradford, UK, 2006.
- [120] S. Oh, J. Shin, D. Kwak, and C. Kim, "A Novel Call Admission Control Scheme for the IEEE 802.11e EDCA," in *ICACT*, Hyderabad, India, 2008, pp. 1832-1835.
- [121] D. Pong and T. Moors, "Call admission control for IEEE 802.11 contention access

- mechanism," in *Globecom*, San Francisco, USA, 2003, pp. 174-178.
- [122] B. Bensaou, Z.-N. Kong, and D. H. K. Tsang, "A Measurement-Assisted, Model-Based Admission Control Algorithm for IEEE 802.11e," in *I-SPAN*, Sydney, 2008, pp. 260-265.
- [123] M. El Masri, G. Juanelle, and S. Abdellatif, "Hybrid Admission Control Algorithm for IEEE 802.11e EDCA: Analysis," in *ICN*, Cancun, Mexico, 2008, pp. 93-98.
- [124] R. G. Garroppo, S. Giordano, and S. Lucetti, "Admission region for multimedia services in IEEE 802.11e systems," in *International Telecommunications Network Strategy and Planning Symposium*, 2004, pp. 411-416.
- [125] R. G. Garroppo, S. Giordano, S. Lucetti, and L. Tavanti, *Admission Region of Multimedia Services for EDCA in IEEE 802.11e Access Networks*, Wireless Systems and Mobility in Next Generation Internet ed. Springer Berlin / Heidelberg, 2005.
- [126] Y.-L. Kuo, E. H.-K. Wu, and G.-H. Chen, "Noncooperative admission control for differentiated services in IEEE 802.11 WLANs," in *Globecom*, Dallas, Texas, USA, 2004, pp. 2981-2986.
- [127] (2006, Jun.) ITU-T recommendations for H.323. [Online]. <http://www.itu.int/rec/T-REC-H.323-200606-I/en>
- [128] (2007, Nov.) ITU-T recommendations for G.113. [Online]. <http://www.itu.int/rec/T-REC-G.113/en>
- [129] P. Clifford, K. Duffy, J. Foy, L. Douglas J., and D. Malone, "Modeling 802.11e for data traffic parameter design," in *WiOpt*, Boston, Massachusetts, 2006, pp. 1-10.
- [130] K.-J. Noh, W.-Y. Choi, and S.-K. Lee, "Adaptive and dynamic tuning of the operation parameter value for QoS and fairness in wireless LAN," in *VTC - Fall*, Los Angeles, 2004, pp. 4805-4809.
- [131] M. Narbutt and M. Davis, "Experimental tuning of AIFSN and CWmin parameters to prioritize voice over data transmission in 802.11e WLAN networks," in *IWCMC*, Honolulu, Hawaii, 2007, pp. 140-145.
- [132] M. Narbutt and M. Davis, "The capability of the EDCA mechanism to support voice traffic in a mixed voice/data transmission over 802.11e WLANs - an experimental investigation," in *LCN*, Zurich, Switzerland, 2007, pp. 463-470.
- [133] L. Romdhani and C. Bonnet, "Performance Analysis and Optimization of the 802.11e

- EDCA Transmission Opportunity (TXOP) Mechanism," in *WiMob*, New York, USA, 2007, pp. 68-68.
- [134] F. Cali, M. Conti, and E. Gregori, "Dynamic tuning of the IEEE 802.11 protocol to achieve a theoretical throughput limit," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 8, no. 6, pp. 785-799, Dec. 2000.
- [135] H. Yoon, "Test of MADWIFI-ng WMM/WME in WLANs," Technical report 1, 2006.
- [136] A. Banchs and L. Vulliamy, "Throughput analysis and optimal configuration of 802.11e EDCA," *Computer Networks*, vol. 50, no. 11, pp. 1749-1768, Aug. 2006.
- [137] M. Sung and N. Yun, "A MAC parameter optimization scheme for IEEE 802.11e-based multimedia home networks," in *CCNC*, Las Vegas, Nevada, USA, 2006, pp. 390-394.
- [138] I. Koukoutsidis and V. A. Siris, "802.11e EDCA Protocol Parameterization: A Modeling and Optimization Study," in *WoWMoM*, Hemsinki, Finland, 2007, pp. 1-9.

LISTE DES ABBREVIATIONS

A

AAC	Available Admission Capacity
AC	Access Category
ACI	Access Category Indicator
ACM	Admission Control Mandatory
ACK	Acknowledgment
ADDS	ADD Traffic Stream
AIFS	Arbitration Inter Frame Space
AIFSN	Arbitration Inter Frame Space Number
AP	Access Point

B

BSS	Basic Service Set
BT	Backoff Time

C

CA	Collision Avoidance
CAC	Call Admission Control
CAP	Controlled Access Period
CF	Contention Free
CF-Poll	Contention Free – Poll
CF-End	Contention Free – End
CFB	Contention Free Burst
CFP	Contention Free Period
CP	Contention Period
CRC	Cyclic Redundancy Check
CSMA/CA	Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance
CSMA/CD	Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection
CTS	Clear to Send
CUE	Channel Utilization Estimate
CW	Contention Window
CWmax	Contention Window Maximum
CWmin	Contention Window Minimum

D

DCF	Distributed Coordination Function
DELETS	Delete Traffic Stream
DIDD	Double Increase Double Decrease
DIFS	Distributed Inter Frame Space
D-TDD	Dynamic Time Division Duplexing

E

EBA	Early Backoff Announcement
EDCA	Enhanced Distributed Channel Access
EDCF	Enhanced Distributed Coordination Function
EIFS	Extended Inter Frame Space

EWA	Exponential Weight Average
EWMA	Exponential Weight Moving Average
F	
FCR	Frame Collision Resolution
FCS	Frame Check Sequence
H	
HC	Hybrid Coordinator
HCCA	HCF Controlled Channel Access
HCF	Hybrid Coordination Function
I	
IEEE	Institute of Electrical and Electronics Engineers
IFS	Inter Frame Space
IP	Internet Protocol
ISM	Industrial, Scientific and Medical
L	
LAN	Local Area Network
LQI	Link Quality Indicator
LLC	Logical Link Control
M	
MAC	Medium Access Control
MSDU	MAC Service Data Unit
N	
NAV	Network Allocation Vector
NRT	Non Real Time
NGN	Next Generation Network
NUC	Network Utilization Characteristic
P	
PC	Point Coordinator
PCF	Point Coordination Function
PDA	Personal Data Assistant
PHY	Physical Layer
PIFS	Priority Inter Frame Space
PLCP	Physical Layer Convergence Procedure
Q	
QAP	QoS Access Point
QoS	Quality of Service
QSTA	QoS Station
R	
RL	Retry Limit
RT	Real Time
RTS	Request to Send
RTSThreshold	RTS Threshold

S

SIP	Session Initiation Protocol
SIFS	Short Inter Frame Space
STA	Station

T

TBTT	Target Beacon Transmission Time
TDMA	Time Division Multiple Access
TS	Traffic Stream
TSPEC	Traffic Specification
TXOP	Transmission Opportunity
TXOPLimit	Transmission Opportunity Limit

U

UP	User Priority
----	---------------

W

WiFi	Wireless Fidelity
WLAN	Wireless Local Area Network