

RÉPUBLIQUE ALGÉRIENNE DÉMOCRATIQUE ET POPULAIRE
MINISTÈRE DE L'ENSEIGNEMENT SUPÉRIEUR ET DE LA RECHERCHE SCIENTIFIQUE
UNIVERSITÉ ABDERRAHMANE MIRA DE BÉJAÏA
FACULTÉ DES SCIENCES EXACTES
DÉPARTEMENT DE RECHERCHE OPÉRATIONNELLE

MÉMOIRE DE MASTER

En Recherche Opérationnelle

Option : Fiabilité et Evaluation des Performances des réseaux

THÈME :

*Modélisation par chaînes de Markov et analyse
des performances du protocole MAC IEEE 802.11*

RÉALISÉ PAR :

M^r Nassim AMROUCHE & *M^r* Kamel BAKLI

SOUTENU DEVANT LE JURY COMPOSÉ DE :

Président	<i>M^r</i> Ali LARBI	M.A.A	Université de Béjaia
Rapporteurs	<i>M^{me}</i> Louiza BOUALLOUCHE	M.C.A	Université de Béjaia
	<i>M^r</i> Mohand YAZID	M.A.B	Université de Béjaia
Examineurs	<i>M^r</i> Nabil ZOUGAB	M.A.A	Université de Tizi-Ouzou
	<i>M^r</i> Belkacem BRAHMI	M.C.B	Université de Béjaia

Promotion 2011/2012.

Remerciements

Nous remercions avant tout, Dieu Tout-puissant qui nous a donné la force, le courage et la volonté pour réaliser ce travail.

Un grand merci à nos familles pour leur présence, leur préoccupation et le souci qu'ils se sont fait pour nous, leur encouragement et leur suivi, avec patience, du déroulement de notre projet.

Nous sommes très reconnaissants envers *M^{me}* L. BOUALLOUCHE, notre promoteur et *M^r* M. YAZID notre co-promoteur pour l'honneur qu'ils nous ont fait en assurant la direction du présent mémoire. Nous les remercions pour leurs précieux conseils et orientations.

Nous remercions également *M^r* D. AISSANI, directeur du laboratoire LAMOS de nous avoir faciliter l'accès au laboratoire et de mettre à notre disposition les moyens nécessaires pour l'accomplissement et la réussite de ce projet.

Nous tenons également à remercier et *M^r* A. LARBI d'avoir accepter de présider notre soutenance.

Nos remerciements vont aussi aux examinateurs, *M^r* N. ZOUGAB et *M^r* B. BRAHMI pour avoir accepté de juger notre travail.

Nos sincères remerciements vont aussi à l'ensemble des chercheurs du laboratoire LAMOS, à leur tête *M^r* M. ATMANI pour son aide et ses précieux conseils tout au long de notre parcours .

Enfin, Nous remercions, de tout coeur, tous ceux qui ont contribué de près ou de loin à la réalisation de ce mémoire.

Dédicaces

Je dédie ce travail à :

Mes parents

Mon frère, mes deux soeurs

Toute ma famille

Mes amis

AMROUCHE Nassim

Je dédie ce travail à :

Mes parents

Mes frères et soeurs

Toute ma famille

Mes amis

BAKLI Kamel

Table des matières

Liste des figures	VI
Liste des tableaux	VII
Liste des acronymes	VIII
Introduction générale	1
1 Les réseaux locaux sans fil	3
1.1 Introduction	3
1.2 Présentation des réseaux sans fil	4
1.2.1 Définition	4
1.2.2 Classification des réseaux sans fil	4
1.2.3 Techniques de transmission radio	4
1.2.4 Problèmes des transmissions sans fil	5
1.3 Présentation de la norme IEEE 802.11	7
1.3.1 Architecture	9
1.3.2 Protocoles de la sous-couche MAC en mode DCF	13
1.3.3 Trames IEEE 802.11	18
1.4 Conclusion	20
2 Synthèse des travaux d'évaluation des performances du IEEE 802.11	21
2.1 Introduction	21
2.2 Schéma de résolution	22
2.3 Synthèse sur les travaux d'évaluation des performances de la fonction DCF	22
2.4 Etude critique sur les travaux existants	27
2.5 Proposition	28
2.6 Conclusion	28

3	Modélisation et évaluation des performances du mode DCF 802.11	30
3.1	Introduction	30
3.2	Modélisation de la fonction DCF 802.11	31
3.2.1	Description générale du modèle	31
3.2.2	Description détaillée de la chaîne de Markov	34
3.2.3	Détermination des métriques de performance	39
3.3	Analyse et interprétation des résultats	50
3.3.1	Environnement de travail :	50
3.3.2	Les paramètres MAC et PHY du 802.11	50
3.3.3	Analyse des résultats et interprétation	51
3.4	Conclusion	59
4	Amélioration du mécanisme RTS/CTS	60
4.1	Introduction	60
4.2	Motivation	61
4.3	Une version améliorée du mécanisme RTS/CTS	61
4.4	Description du modèle	62
4.5	Analyse, comparaison et interprétation des résultats	70
4.6	Conclusion	72
	Conclusion générale	73
	Bibliographie	75
	Annexe	78
4.7	A : Préliminaires sur les processus stochastiques et les chaînes de Markov	78
4.8	B : Modélisation analytique du protocole IEEE 802.11	81
4.9	C : RTS/CTS Amélioré	85

Table des figures

1.1	Pertes dans un environnement parfait pour une fréquence de 2.45 Ghz.	6
1.2	Couches et sous couches OSI définies par 802.11.	9
1.3	Recouvrement des canaux dans ISM.	11
1.4	Etalement de spectre par saut de fréquence.	11
1.5	Etalement du signal dans le domaine fréquentiel.	11
1.6	Huit premiers canaux définis par OFDM.	12
1.7	Exemple de Backoff exponentiel.	14
1.8	Accès au médium en mode CSMA/CA	15
1.9	Accès au médium en mode RTS/CTS.	16
1.10	Mécanisme de fragmentation.	18
1.11	Fragmentation dans le mode DCF basique.	18
1.12	Format général d'une trame 802.11.	19
1.13	Format d'une trame MAC 802.11.	20
1.14	Format des trames de contrôle du standard 802.11.	20
2.1	La chaîne de Markov de Bianchi.	23
3.1	Nouvelle chaîne de Markov pour le DCF 802.11	36
3.2	Variation du débit en fonction du taux des arrivées	52
3.3	Variation du débit en fonction du taux des arrivées	53
3.4	La variation du débit effectif global en fonction du nombre de stations	54
3.5	Variation du délai moyen en fonction du nombre de stations	56
3.6	Variation du délai de destruction en fonction du nombre de stations	57
3.7	Variation de la gigue en fonction du nombre de stations	58
3.8	Fonction du délai de service	58
4.1	La chaîne de RTS/CTS	63
4.2	Chaîne de Markov du RTS/CTS amélioré	67

4.3	Variation du débit effectif en fonction du nombre de stations	70
4.4	Variation du délais de service en fonction du nombre de stations	71

Liste des tableaux

1.1	Les différentes extensions de la norme IEEE 802.11	8
1.2	Intertrames et CW pour les différentes couches physiques	17
3.1	Paramètres de la couche PHY HR-DSSS et de la couche MAC 802.11	51

Liste des acronymes

ACK	ACK nowledgment
AP	A ccess P oint
BEB	B inary E xponential B ackoff
BER	B it E rror R ate
CCK	C omplementary C ode K eying
CSMA/CA	C arrier S ense M ultiple A ccess with C ollision A voidance
CW	C ontention W indow
DBPSK	D ifferentiate B inary P hase K eying
DCF	D istributed C oordination F unction
DQPSK	D ifferentiate Q uadrature P hase K eying
DIFS	D istributed I nter- F rame S pacing
DSSS	D irect S equence S pread S pectrum
FCS	F rame C heck S equence
EIFS	E xtended I nter- F rame S pacing
ETSI	E uropean T echnical S tandard I nstitute
FHSS	F requency H opping S pread S pectrum
FIFO	F irst I n F irst O ut
GSM	G lobal S ystem for M obile communication
HiperLAN	H igh p erformance L ocal A rea N etwork
HiperLAN-2	H igh P erformance L ocal A rea N etwork type 2
HR	H igh R ate
IEEE	I nstitute of E lectrical and E lectronics E ngineers
IFS	I nter F rame S pacing
IP	I nternet P rotocole
IR	I nfra R ed

ISM	I ndustrial, S cience, and M edicine
LAN	L ocal A rea N etwork
LLC	L ogical L ink C ontrol
MAC	M edium A ccess C ontrol
NAV	N etwork A llocation V ector
OFDM	O rthogonal F requency D ivision M ultiplexing
OSI	O pen S ystem I nterconnection
PCF	P oint C oordination F unction
PER	P acket E rror R ate
PHY	couche P HYSique
PIFS	P oint coordination I nter- F rame S pacing
PLCP	P hysical L ayer C onvergence P rotocol
PMD	P hysical M edium D ependent
QoS	Q uality of S ervice
RTS/CTS	R equest T o S end / C lear T o S end
SADT	S tructured A nalysis and D esign T echnic
SIFS	S hort I nter- F rame S pacing
SNR	S ignal N oise R eport
U-NII	U nlicensed N ational I nformation I nfrastucture
WECA	W ireless E thernet C ompatibility A lliance
WEP	W ired E quivalent P rivacy
WiFi	W ireless F idelity
WLAN	W ireless L ocal A rea N etwork
WMAN	W ireless M tropolitan A rea N etwork
WPAN	W ireless P ersonal A rea N etwork
WWAN	W ireless W ide A rea N etwork

Introduction générale

Les applications sans-fil s'incrument dans notre vie quotidienne et deviennent parfois un besoin essentiel, que ce soit au niveau social, professionnel, médical ou militaire. Une grande variété de standards de communications sans fil suit cette évolution pour satisfaire les besoins. De nos jours, plusieurs de ces standards existent, supportant des débits de données de plus en plus élevés : IEEE 802.11, HiperLan, Bluetooth, HomeRF etc. Cette richesse en standards ainsi que leur bonnes performances est due aux avancées technologiques en microélectronique et en informatique, qui rendent la théorie de communication proche de la réalité, et nous offrent de meilleurs types de modulations pour mieux combattre les problèmes de communication radio.

L'organisme Institute of Electrical and Electronics Engineers (IEEE) a ratifié la spécification 802.11, norme régissant les réseaux locaux sans fil, en 1997 [14]. Le standard IEEE 802.11 s'est rapidement imposé comme standard des WLAN, il est considéré comme la version Ethernet des réseaux locaux sans fil. De ce fait, une attention particulière est accordée à l'évaluation de ce protocole. Ainsi, un certain nombre de travaux lui a été consacrés pour comprendre, analyser et dégager ses performances. La plupart de ces travaux ont étudié le réseau sous les conditions de saturation car il représente le pire cas qu'un réseau peut envisager, mais ce cas est plus simple que le cas non saturé.

Avec cette hypothèse de saturation du trafic, les auteurs [7][19] ont négligé l'existence d'une file d'attente au niveau de l'interface réseau, ce qui ne respecte pas la norme IEEE 802.11. D'un autre côté, les études proposées dans le cas de non saturation reposent sur l'hypothèse d'un canal de transmission radio idéal. Or les communications radio se distinguent des communications filaires par le fait que les ondes électromagnétiques se propagent dans l'air, ou dans le vide, au lieu des câbles. Ceci est caractérisé par une forte atténuation du signal dans le médium, les réflexions multiples sur les différents obstacles, le bruit du canal, et les interférences diverses. En combinant ces différentes propriétés du canal radio, on obtient un médium très hostile. Le taux d'erreurs par bit dans le canal radio est largement supérieur à celui dans les réseaux filaires,

typiquement protégés en torsadant les fils. Tout cela affecte considérablement les performances du protocole IEEE 802.11. Pour palier à ces problèmes, on a souvent recours à l'utilisation des paquets relativement courts (fragmentation), ou à des mécanismes de correction (FCS).

Outre les caractéristiques du canal radio, l'incapacité des stations à détecter et à éviter les collisions, a incité l'organisme IEEE à adapter et à améliorer le fonctionnement de la fonction DCF du 802.11 dans les réseaux relativement denses, et cela en introduisant le mécanisme RTS/CTS.

Nos contributions dans ce travail concernent d'une part l'analyse des performances du DCF 802.11 et déterminer l'efficacité des mécanismes de fragmentation et de RTS/CTS dans les environnements bruités; et d'autre part, la proposition d'une amélioration du mécanisme RTS/CTS afin d'optimiser son utilisation.

Ce travail s'articule autour de quatre chapitres, une bibliographie et une annexe.

Le premier chapitre présente, dans un premier temps, une description générale des réseaux sans fils, leur classification, les techniques de transmission radios ainsi que les problèmes liés à ce type de transmission. Dans un deuxième temps, nous présentons une description détaillée de la norme IEEE 802.11, nous illustrerons l'architecture d'un réseau IEEE 802.11 ainsi que les protocoles d'accès au canal.

Dans le deuxième chapitre, nous dresserons une synthèse sur les travaux d'évaluation des performances du protocole 802.11, puis nous définirons nos objectifs et contributions.

Le troisième chapitre a fait l'objet d'une proposition d'un modèle analytique pour le DCF 802.11, sous l'hypothèse de la non saturation du trafic et avec considération du taux de perte par paquet, et des mécanismes de fragmentation et de RTS/CTS. La résolution du modèle proposé par une méthode numérique nous a permis de fournir une analyse des performances du 802.11.

Dans le quatrième chapitre, nous proposons une amélioration du mécanisme RTS/CTS dans les environnements fortement bruités. Par la suite, nous évaluerons son niveau d'amélioration en le comparant à celui du mécanisme RTS/CTS décrit dans la norme.

Finalement, ce mémoire s'achève par une conclusion générale, suivie de quelques perspectives

1

Les réseaux locaux sans fil

1.1 Introduction

Les réseaux sans fil sont en pleine expansion du fait de la flexibilité de leur interface, qui permet à un utilisateur de changer de lieu dans l'entreprise tout en restant connecté. Le monde recherche d'avantage de mobilité et de nouveaux moyens de communication sans fil : Téléphonie sans fil, organiseurs sans fil, etc. Relativement récents, les réseaux locaux sans fil sont de plus en plus performants notamment grâce aux avancées de l'électronique et du traitement du signal. Plusieurs gammes de produits sont actuellement commercialisées avec succès, et plusieurs tendances se dégagent, déterminées principalement par la surface recouverte par une cellule. Ces réseaux peuvent atteindre des débits de plusieurs mégabits par seconde, voire de plusieurs dizaines de mégabits par seconde. C'est là une autre différence importante avec les réseaux de mobiles, qui offrent des débits inférieurs pour assurer la continuité de la communication durant le handover. Dans ce premier chapitre, nous allons nous intéresser aux réseaux locaux sans fil, en présentant leur classification et les différentes méthodes d'accès au canal et paraphraser sur la norme IEEE 802.11.

1.2 Présentation des réseaux sans fil

1.2.1 Définition

Le réseau local sans fil (WLAN : Wireless Local Area Network) est un système de transmission des données conçu pour assurer une liaison indépendante de l'emplacement des périphériques informatiques qui composent le réseau et utilisant les ondes radio plutôt qu'une infrastructure câblée.

Les WLAN sont en passe de devenir l'une des principales solutions de connexion pour de nombreuses entreprises et peuvent présenter les nombreux avantages, de par le coût, l'installation et leur utilisation par rapport aux technologies filaires de haut débit [14].

1.2.2 Classification des réseaux sans fil

Dans les réseaux locaux sans fil, deux configurations générales sont possibles :

Les clients se connectent à une borne, que l'on appelle point d'accès (AP : Access Point). A partir de ce point, la communication passe un système câblé pour aller vers un autre point d'accès permettant d'atteindre le destinataire. Bien sûr, d'autres connexions avec l'extérieur sont possibles.

Chaque station sert de retour, pour aller d'une station à une autre, il faut transiter par une ou plusieurs stations intermédiaires. Dans cette configuration, appelée réseau ad-hoc, toutes les stations sont mobiles, et le chemin suivi par la communication change en fonction des mouvements des stations [14].

1.2.3 Techniques de transmission radio

Les réseaux wireless "mobiles" sont des réseaux qui utilisent l'interface radio comme support de transmission. Pour ce faire deux différents médias peuvent être utilisés : les liaisons infrarouges et les radiofréquences.

Liaisons infrarouges

Ce médium convient aux réseaux à faible portée. Les émetteurs et récepteurs à infrarouge sont capables de fournir des débits élevés à des coûts relativement faibles. De plus, les bandes passantes disponibles sont très larges et non réglementées. Les infrarouges pénètrent à travers le verre, mais pas à travers les murs ou tout obstacle opaque, donc les communications se font dans la même pièce [3].

Radiofréquence

Le principe est d'émettre des ondes électromagnétiques qui constituent la porteuse du signal à transmettre. Le spectre radio est découpé en bandes de fréquences divisées en canaux [19].

1.2.4 Problèmes des transmissions sans fil

Puissance du signal radio

La puissance du signal radio est liée aux conditions de la couche PHY (couche physique du modèle OSI) et dont la limite est fixée légalement et dépend de chaque pays [10]. Le signal reçu est différent du signal transmis étant données les dégradations (atténuation et modification) qu'il subit avant de parvenir à chaque station dans une zone géographique. De plus, la puissance mesurée est loin d'être constante et la zone de couverture est loin d'être circulaire [10].

Phénomènes du monde radio

La transmission d'un signal radio peut être fortement perturbée par l'environnement entre l'émetteur et le récepteur.

Atténuation : une onde radio n'est pas envoyée à l'infini. Plus on s'éloigne de la source plus la qualité du signal diminuera. Le phénomène d'atténuation est dû à la dispersion spatial qui s'applique elle aussi à la lumière.

Absorption : lorsqu'une onde radio rencontre un obstacle son énergie se subdivise en trois parties : la première est absorbée et transformée en énergie [2] la deuxième continue à se propager de façon atténuée (affaiblie) et la troisième peut éventuellement être réfléchi. La vapeur d'eau (ou l'eau) et l'oxygène sont deux éléments intervenant fortement dans l'affaiblissement d'un signal, en absorbant une partie de celui-ci.

Réfraction : une onde électromagnétique traversant différents milieux change de direction et ce, proportionnellement à l'indice de réfraction (caractérise la vitesse de propagation de cette onde dans le milieu franchi) des milieux traversés.

Réflexion : lorsqu'une onde radio rencontre un obstacle, tout ou une partie de l'onde est réfléchi et repart dans le milieu de départ, avec perte de puissance.

Diffraction : elle se produit quand l'onde frappe le coin d'un obstacle plus grand que sa longueur d'onde. Des ondes se propagent alors dans différentes directions à partir de ce coin, provoquant ainsi une interférence entre l'onde directe de la source et l'onde réfléchie par l'obstacle (l'onde s'interfère elle-même).

Transmission : elle caractérise le fait que l'onde radio, ou une partie de l'onde traverse la frontière d'un obstacle. En effet, une partie de l'onde sera réfléchie, mais l'autre partie sera transmise.

Propagation du signal radio

En espace libre : dans un milieu sans obstacles, les signaux radio subissent un affaiblissement en fonction de la distance qu'ils parcourent. La figure suivante représente la courbe de perte (atténuation du signal) en fonction de la distance dans un milieu parfait.

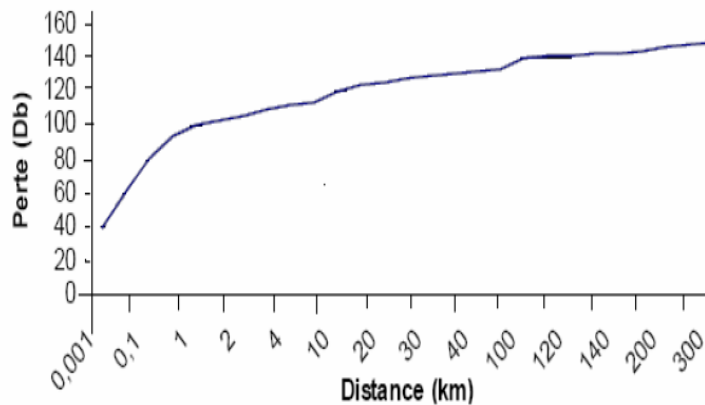


FIGURE 1.1 – Pertes dans un environnement parfait pour une fréquence de 2.45 Ghz.

En environnement réel : certains phénomènes comme la diffraction au passage des ouvertures, l'absorption par différents matériaux ou les réflexions contre les différents objets de l'environnement ont pour principal effet l'atténuation de la qualité du signal initial à la réception. La propagation en environnement complexe est communément approchée en considérant un affaiblissement en fonction de l'inverse de la distance à la puissance α :

$$P_r = \frac{P_t}{d^\alpha}$$

P_r est la puissance du signal à la réception, P_t est la puissance du signal de transmission et α est une constante dépendante de l'environnement. Elle vaut 2 en espace libre, entre 2 et 5 en environnement urbain (Outdoor) et varie de 1.6 à 6 en intérieur (Indoor) [19].

Bruits de l'environnement

En plus de l'affaiblissement qu'un signal subit, il est aussi perturbé par différentes sources de bruit [24] :

Bruit thermique : il est provoqué par la diaphonie, Il s'agit d'un couplage perturbateur de trajets de signaux voisins.

Bruit impulsif : il provient des perturbations extérieures comme la foudre.

Interférences

Les interférences peuvent être causées par d'autres signaux émis simultanément avec le signal utile ou par un signal émis par un équipement électronique travaillant dans la même bande de fréquences.

1.3 Présentation de la norme IEEE 802.11

En février 1980, IEEE a créé un comité, baptisé 802 en raison de sa date de création, dont la principale tâche a consisté à standardiser les réseaux locaux. Le groupe a été initié en 1990, et la norme IEEE 802.11 encore appelée Wi-Fi par abus de langage et en référence avec le nom de la certification a vu le jour en 1997 [31][14].

Les débits possibles varient entre 1 et 54 Mbit/s et les portées prévues varient entre quelques dizaines et quelques centaines de mètres [3]. Cette norme est prévue pour fonctionner dans deux contextes infrastructure et ad hoc.

Les principales fonctions du standard IEEE 802.11 sont :

1. La description des fonctions et des services nécessaires pour permettre aux mobiles d'opérer aussi bien dans un réseau à station de base (infrastructure) que dans un réseau autonome (ad hoc) ;
2. La définition des procédures de livraison asynchrone des paquets de la couche MAC ;
3. La coexistence avec les autres normes sans fil, par exemple Bluetooth ;

Extensions de la norme IEEE 802.11 :

Depuis 1997, des révisions ont été apportées à cette norme, lui ajoutant des modes de fonctionnement plus performants. Les principales extensions proposées [29] [24] sont décrites dans le tableau suivant :

Norme	Caractéristiques	
802.11	Date de normalisation	1997
	Bande de fréquence	2.4 GHz
	Débit	théorique : 2 Mbps - réel : < 1 Mbps
	Portée	théorique 100 m
802.11a	Date de normalisation	1999
	Bande de fréquence	5 GHz
	Débit	théorique : 54 Mbps - réel : 30 Mbps
	Portée théorique	50 m
	Spécificité	8 canaux radio
802.11b	Date de normalisation	1999
	Bande de fréquence	2.4 GHz
	Débit	théorique : 11 Mbps - réel : 6 Mbps
	Portée théorique	100 m
	Spécificité	3 canaux radio
802.11e	Amélioration de la qualité de service (niveau MAC) pour le support audio et vidéo (en 2005)	
802.11g	Date de normalisation	2003
	Bande de fréquence	2.4 GHz
	Débit	théorique : 54 Mbps - réel : 30 Mbps
	Portée théorique	20 m
	Spécificité compatibilité	802.11b
802.11h	Adaptation de 802.11a aux normes d'émission électromagnétiques européennes	
802.11i	Amélioration de la sécurité des transmissions sur les bandes de fréquence 2,4 GHz et 5 GHz	
802.11k	Amélioration de la gestion radio (évite la surcharge et réduit les interférences) en 2007	
802.11n	Date de normalisation	2007
	Bande de fréquence	2.4 et 5 GHz
	Débit	théorique : 540 Mbps - réel : 100 Mbps [24]
	Portée théorique	90 m
	Spécificité compatibilité	26 canaux radio

TABLE 1.1 – Les différentes extensions de la norme IEEE 802.11

Pour toutes ces versions, la sécurité de connexion est assurée par une carte SIM spécifique avec authentification qui permet une large mobilité et les télépayements. Les débits de données peuvent atteindre, sous réserve, 11 Mbps à 220 mètres et 1 Mbps à 1 km (en vue directe)[1].

La norme 802.11e offre des possibilités de qualité de service (QoS) au niveau de la couche liaison de données de 802.11. Elle définit ainsi les besoins des différents paquets en terme de bande passante et de délai de transmission de telle manière à permettre des flux prioritaires.

1.3.1 Architecture

Comme tout 802.x, la norme 802.11 définit les méthodes d'accès et de contrôle des réseaux locaux mais spécifique aux réseaux sans fil. Cette norme couvre les deux couches basses du modèle OSI, la couche physique (PHY) et la couche liaison de données qui est divisée en deux sous-couches : la sous-couche MAC (Medium Accès Control) et la sous-couche LLC (Logical Link Control).

La couche physique définit le mode de transmission des signaux et la couche de liaison de données gère l'accès au support, l'adressage des paquets, le formatage des trames, la fragmentation et le réassemblage des trames, ... Ainsi, en plus des fonctions habituellement rendues par la couche MAC, la couche MAC 802.11 offre d'autres fonctions qui sont normalement confiées aux protocoles supérieurs, comme la fragmentation, les retransmissions de paquets et les accusés de réception. En effet, dans un environnement de réseau local sans fil, il est nécessaire d'avoir des paquets de petites tailles, d'où l'obligation d'utiliser des fonctions de fragmentation et de réassemblage au niveau de la couche MAC.

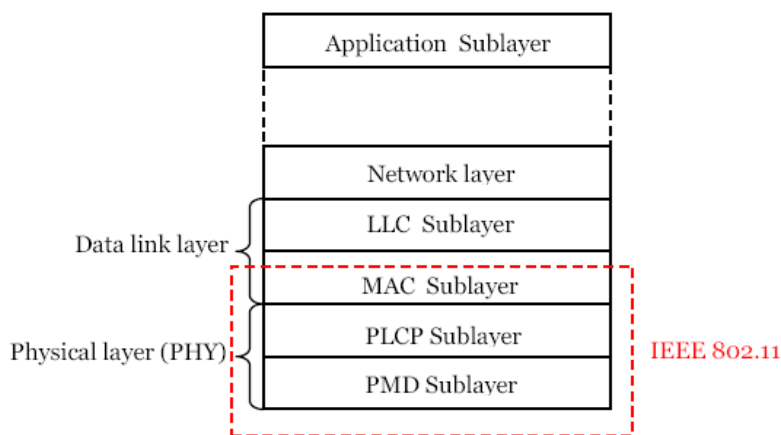


FIGURE 1.2 – Couches et sous couches OSI définies par 802.11.

Le standard 802.11 définit dans sa première version qui a été élaborée en 1997, une seule couche MAC qui interagit avec trois interfaces de communication : Frequency Hopping Spread Spectrum (FHSS), Direct Sequence Spread Spectrum (DSSS) et Infrarouge [22].

La couche physique (PHY) :

La couche physique est chargée de véhiculer le flux binaire depuis l'émetteur jusqu'au récepteur. Deux types de sous-couches ont été définies [25] :

- **PLCP**(Physical Layer Convergence Protocol), qui écoute le support et indique ainsi à la couche MAC si le canal de transmission est libre ou non.

- **PMD**(Physical Medium Dependur), qui garantie l'encodage des données. La norme de base spécifie quatre types de sous couches physiques, trois dans la bande des 2.4 GHz :
 - FHSS (Frequency Hopping Spread Spectrum) ;
 - DSSS (Direct Sequence Spread Spectrum) ;
 - HR/DSSS (High Rate direct sequence) avec la publication de IEEE802.11b ;

et une couche physique pour la bande des 5 GHz : OFDM (Orthogonal Frequency Division Multiplexing) seulement pour 802.11a [23].

Ces appellations correspondent en effet aux techniques de transmission des signaux utilisées.

FHSS : (Technique d'étalement de spectre), Cette technique de transmission utilise le principe de sauts de fréquences : l'émetteur passe d'une fréquence à une autre à intervalle régulier selon une règle de saut et un rythme spécifique. La bande des 2,4 GHz (ISM(Industrial, Scientific and Medical)) étant divisée en 75 sous-canaux [10] ou 79 sous-canaux [29] de 1 MHz de largeur de bande, chaque sous-canal offre un débit d'au moins 1 Mbps, mais est limité à la vitesse de 2 Mbps [3].

Ainsi, le principe de cette technique est basé sur le fait que l'émetteur et le récepteur s'accordent sur le choix d'un modèle de sauts de fréquences définissant la séquence de sauts de fréquence à réaliser afin d'envoyer les données successivement sur les différents sous-canaux. Ces modèles sont conçus de telle sorte que la probabilité que deux émetteurs utilisent le même sous-canal simultanément soit minimisée [12].

DSSS : elle utilise la technique de transmission par étalement de spectre par séquence directe. Avec cette technique, la bande de fréquences ISM des 2.4 GHz est divisée en 14 canaux d'une largeur de 22 MHz se recouvrant partiellement, dont trois sont totalement disjoints.

Cette technique de signalisation en séquence directe transmet une trame étalée, comme il est montré sur la figure 1.5, sur une porteuse à l'aide d'une modulation de phase. Elle utilise la modulation DBPSK (Differentiate Binary Phase Shift Keying) [19] pour transmettre avec

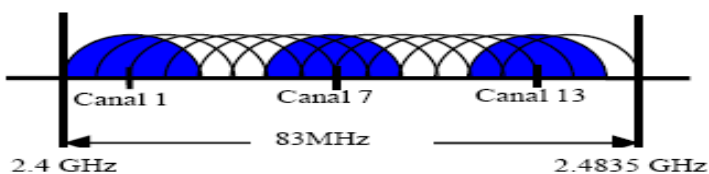


FIGURE 1.3 – Recouvrement des canaux dans ISM.

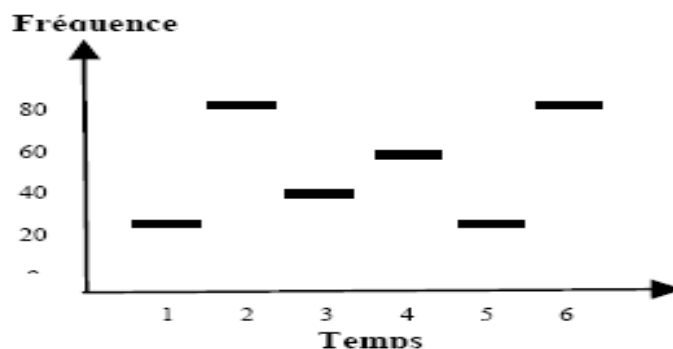


FIGURE 1.4 – Etalement de spectre par saut de fréquence.

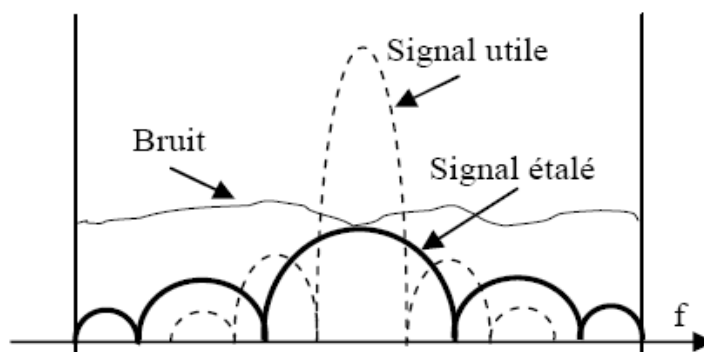


FIGURE 1.5 – Etalement du signal dans le domaine fréquentiel.

un débit de 1 Mbits/s et la modulation DQPSK (Differentiate Quadrature Phase Shift Keying) pour transmettre avec un débit de 2 Mbits/s [26].

OFDM : La technique de multiplexage orthogonal par répartition de fréquences divise le canal disponible en 12 canaux disjoints de 20 MHz et encode une partie du signal sur chacun de ces canaux en parallèle. Ainsi, le signal étant émis sur plusieurs fréquences à la fois,

les perturbations peuvent difficilement empêcher la transmission puisqu'il suffit qu'un seul signal passe pour que le récepteur puisse reconstruire le message. Elle offre un débit allant jusqu'à 54 Mbps en utilisant une modulation de phase [19].

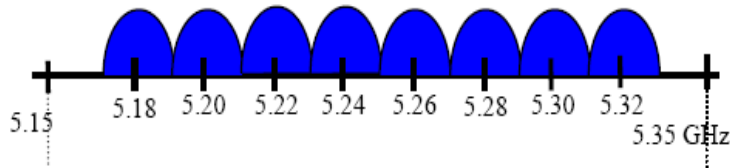


FIGURE 1.6 – Huit premiers canaux définis par OFDM.

HR-DSSS : Elle exploite une technique de transmission par étalement de spectre à haut débit par séquence directe. C'est une extension de la couche DSSS qui ajoute la technique de modulation CCK (Complementary Code Keyig) [22] afin de supporter les débits de 5.5 Mbit/s et 11 Mbit/s en plus de ceux déjà supportés par la couche DSSS [23].

La couche liaison de données :

Comme toutes les normes de réseaux locaux de l'IEEE, la couche de liaison 802.11 est constituée de deux sous-couches :

- **LLC** (*Logical Link Control*) qui permet d'adapter les données en provenance des couches supérieures à la couche physique.
- **MAC** (*Medium Access Control*) qui en plus de ses fonctionnalités standards (idem couche MAC 802.3), gère notamment la retransmission, l'acquittement, la fragmentation de trames [25].

De plus, la couche MAC définit deux modes d'accès au support physique : le mode centralisé (PCF pour Point Coordination Function) et le mode distribué (DCF pour Distributed Coordination Function).

Méthodes d'accès

- **Mode PCF**

Cette méthode d'accès est développée pour les services à contraintes temporelles qui sont gérés par une station de base fixe qui indiquera à chacun des mobiles qui lui sont rattachés, fonctionnant en mode DCF, à quel moment ils sont autorisés à émettre ou à recevoir leurs paquets de données. Cette méthode est particulièrement adaptée à la transmission de

données audio ou vidéo.

– Mode DCF

Cette méthode d'accès au support est la méthode d'accès élémentaire aux réseaux 802.11, elle se base sur le principe d'égalité des chances d'accès au support de transmission pour tous les utilisateurs. Il fonctionnent avec deux modes d'accès au médium : l'accès en mode basique (CSMA/CA) (Carrier Sense Multiple Access/Collision Avoidance) et celui en mode RTS/CTS (Request To Send / Clear To Send).

1.3.2 Protocoles de la sous-couche MAC en mode DCF

Le mode DCF est le mode d'accès de base de la sous couche MAC 802.11 qui utilise plusieurs techniques d'accès au médium pour résoudre la contention entre les différents émetteurs.

Algorithme BeB(Procédure de Backoff) :

BeB (Binary Exponential Backoff) est un algorithme exponentiel binaire qui a pour fonction de doubler la taille de la fenêtre de contention CW à chaque échec de transmission d'un paquet suivant l'allure exponentielle comme il est montré dans la figure 1.7. La valeur du Backoff est alors tirée au sort dans une plus grande fenêtre de contention afin de réduire la chance que les stations qui ont subi une collision prennent la même valeur de Backoff. Elle est calculée à l'aide de la relation suivante :

$$BackoffTime = Random() * aSlotTime$$

Où : BackoffTime représente la valeur du Backoff,

aSlotTime représente la durée d'un slot de temps défini par la couche physique de la norme,

Random() est un nombre aléatoire choisi uniformément entre 0 et la taille de la fenêtre de contention CW.

L'augmentation de la taille de CW est bornée par la valeur CWmax. Elle se stabilise sur cette valeur au bout de nbEssaiMin (nombre minimum de retransmissions). Si l'émission est toujours issue d'un échec au bout de nbEssaisMax (nombre maximum de retransmissions), le paquet sera détruit et la station traite le paquet suivant dans sa file d'attente. Par contre, si la transmission est réussie la borne supérieure de la fenêtre CW est réinitialisée à la valeur initiale CWmin.

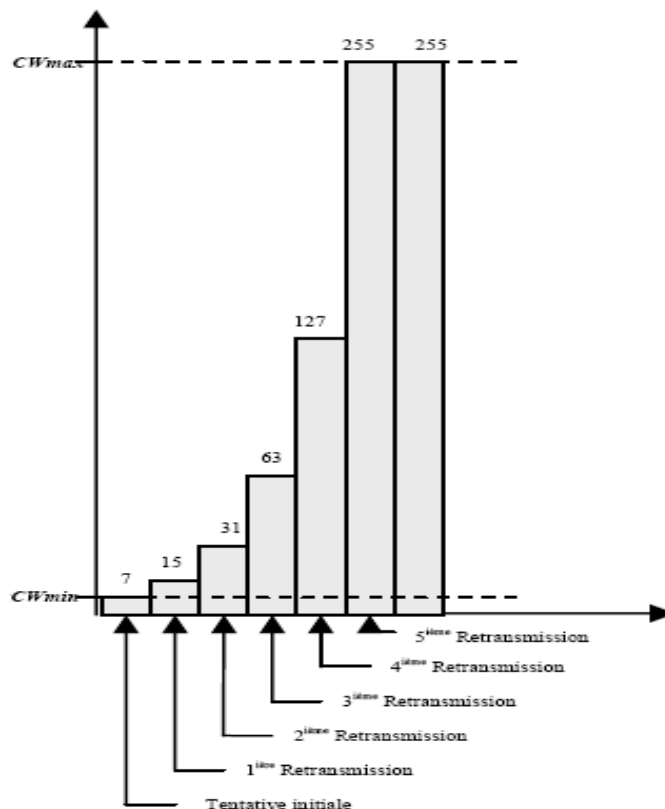


FIGURE 1.7 – Exemple de Backoff exponentiel.

Protocol CSMA/CA :

CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance) est un mécanisme d'écoute de la porteuse à accès multiple avec évitement de collision. L'idée retenue pour 802.11 est, si une station souhaite émettre une trame (Figure 1.8), elle écoute le canal par le biais de l'écoute de la porteuse. Lorsque il devient libre pour un temps donné DIFS (DCF InterFrame Space), elle attend une période de durée aléatoire supplémentaire "Backoff" avant d'émettre. Ce mécanisme s'applique lorsque le canal devient libre aussi bien après une de ses propres émissions qu'après toute autre émission.

Le temps après la période DIFS (backoff) est divisé en slot de temps et une station peut transmettre seulement au début de chaque slot de temps [7]. Le slot de temps est défini comme le temps nécessaire par n'importe quelle station pour détecter s'il a transmission d'une trame ou non de n'importe quelle autre station.

Ainsi, si plusieurs mobiles à portée de communication veulent émettre, il y a peu de chances

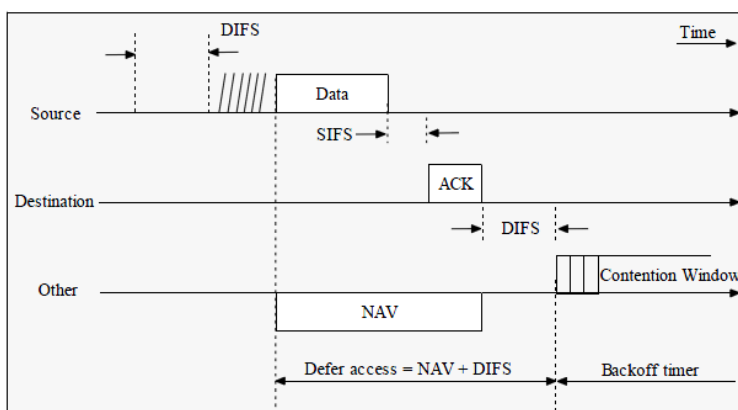


FIGURE 1.8 – Accès au médium en mode CSMA/CA

pour qu'ils aient choisi la même durée (même backoff). Celui qui a choisi le plus petit Backoff va commencer à émettre. Les autres, dès qu'ils détectent le regain d'activité sur le canal stoppent la décrémentation de leur Backoff et entrent en période de defering. Ils ne pourront reprendre leur décrémentation que si le canal redevient à nouveau libre pendant un DIFS. Bien que cette méthode permette d'éviter les collisions, il est cependant possible que deux stations parviennent à avoir la même valeur du Backoff et à émettre en même temps. Dans ce cas, il y a une collision et la trame est perdue. A cause de la nature radio du canal, il est difficile de détecter des collisions au niveau de l'émetteur car son signal au moment de la transmission est beaucoup plus puissant que celui venant de n'importe quel autre mobile dans le réseau. Pour cela, CSMA/CA impose un accusé de réception ACK pour chaque paquet de données reçu correctement, sauf pour les trames diffusées du fait de l'impossibilité pour l'émetteur de recevoir plusieurs acquittements ACKs en même temps.

Mécanisme RTC/CTS :

RTS/CTS (Request To Send/Clear To Send) est une technique de contrôle d'accès optionnelle par réservation du canal avec des paquets de contrôle RTS et CTS [26], il est proposé pour raffiner le mode basique (CSMA/CA) pour protéger les paquets de données contre les collisions. Une station désirant émettre une trame de données, envoie au nœud destinataire une requête RTS (Request To Send) en lui demandant l'autorisation d'émission. RTS contient l'information de l'adresse de la destination ainsi que le champ de durée. A la réception de l'autorisation CTS, l'émetteur transmet sa trame de données (ou ses fragments). S'il y a échec de transmission du RTS, du CTS ou absence d'accusé de réception, toute la procédure doit être reprise (Figure 1.9).

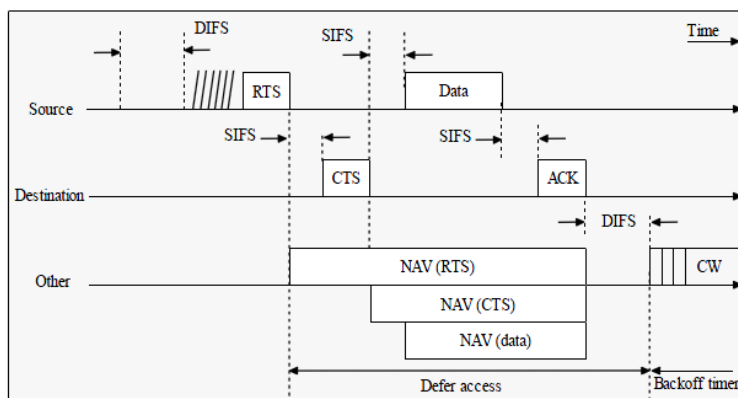


FIGURE 1.9 – Accès au médium en mode RTS/CTS.

Afin d'améliorer le contrôle d'accès au canal avec le mode RTS/CTS, un autre mécanisme, NAV (Network Allocation Vector ou vecteur d'allocation), lui est ajouté. Les paquets RTS et CTS portent dans leurs champs une indication de la durée de transmission totale restante qui représente le cycle de transmission en cours. De cette manière, les mobiles dans le voisinage qui reçoivent RTS ou CTS mettent leur NAV à la durée correspondante, et n'accèdent au canal qu'une fois le NAV est épuisé.

Comme les collisions ne peuvent se produire que sur les paquets RTS ou CTS, ce mécanisme fournit une excellente protection pour les trames de grande taille. En contre parti, RTS/CTS introduit un overhead (perte de bande passante) et un délai de transmission plus important. Pour remédier à cet inconvénient, la norme 802.11 a maintenu le mode DCF basique et propose de laisser le mode RTS/CTS en option, ce dernier est conditionnée par la taille de la trame de données qui doit dépasser un certain seuil, RTS threshold.

Les intertrames IFSs :

Les temps intertrames (Inter-Frame Spacing) permettent de varier la priorité d'accès au médium de certains paquets. Plus l'intertrame est courte pour une station, plus son accès est prioritaire. Les quatre durées IFSs utilisées dans la norme 802.11 [26] sont les suivantes :

1. **SIFS**(Short Inter-Frame Spacing) : c'est la durée la plus courte. Elle permet à l'accusé de réception ACK, au paquet de contrôle CTS ou au fragment suivant de précéder toute autre émission sur le canal qui veut débiter en même temps ;

2. **PIFS** (Point coordination Inter-Frame Spacing) : elle est employée dans le mode d'accès PCF par le point d'accès AP pour gagner l'accès au canal radio avant tout autre mobile. Sa valeur est égale à $SIFS + aSlotTime$;
3. **DIFS** (Distributed Inter-Frame Spacing) : cette durée, plus longue que SIFS et PIFS, est égale à $SIFS + 2 * aSlotTime$. Elle est utilisée avant l'envoi d'un paquet dans le mode d'accès DCF ;
4. **EIFS** (Extented Inter-Frame Spacing) : cette durée est utilisée si la couche PHY détecte une activité sur le canal qu'elle ne comprend pas. EIFS assure la transmission d'accusés de réception provenant d'autres mobiles. C'est la durée la plus longue entre les IFSs. Elle est égale à $SIFS + ACKtime + DIFS$ (où ACKtime représente le délai de transmission de l'accusé de réception ACK). Si pendant le temps EIFS le mobile concerné intercepte un signal qui peut décoder, alors l'EIFS est interrompu et le mobile repasse au defering.

Les durées IFSs sont des éléments importants dans l'évaluation de performance de 802.11, car leurs valeurs influent directement sur l'utilisation globale de la bande passante par les stations.

Paramètres	802.11a	802.11b (FH)	802.11b (DS)	802.11b (High Rate)
aSlotTime (μs)	9	50	20	20
SIFS (μs)	16	28	10	10
PIFS (μs)	25	88	30	30
DIFS (μs)	34	128	50	50
EIFS (μs)	92.6	396	364	268 ou 364
aCWmin (SlotTime)	15	15	31	31
aCWmax (SlotTime)	1023	1023	1023	1023

TABLE 1.2 – Intertrames et CW pour les différentes couches physiques

Mécanisme de Fragmentation :

La fragmentation est un mécanisme proposé pour réduire le taux d'erreurs par paquet. En raison du taux d'erreurs par bit élevé du canal radio, la probabilité que le paquet soit erroné augmente avec la taille de celui-ci.

Ce mécanisme consiste à diviser (fragmenter) une trame MAC en un ensemble de fragments (Figure 1.10). Pour savoir si une trame doit être fragmentée, sa taille est comparée à un seuil dit

”Fragmentation-Threshold”. Les fragments d’une même trame sont envoyés et acquittés séparément d’une manière séquentielle et seul une durée SIFS sépare deux séquences Fragment/ACK (Figure 1.11) afin de permettre à l’émetteur de ne libère le canal qu’une fois l’envoi de tous ses fragments soit terminé. Dans le cas où un ACK n’est pas reçu, l’émetteur libère le canal et essaie d’y accéder à nouveau. Il recommence la transmission à partir du dernier fragment non acquitté. Enfin, si le mécanisme RTS/CTS est utilisé, seule le premier fragment envoyé utilise les trames RTS/CTS [25].

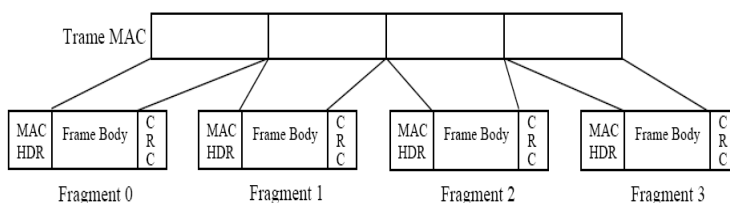


FIGURE 1.10 – Mécanisme de fragmentation.

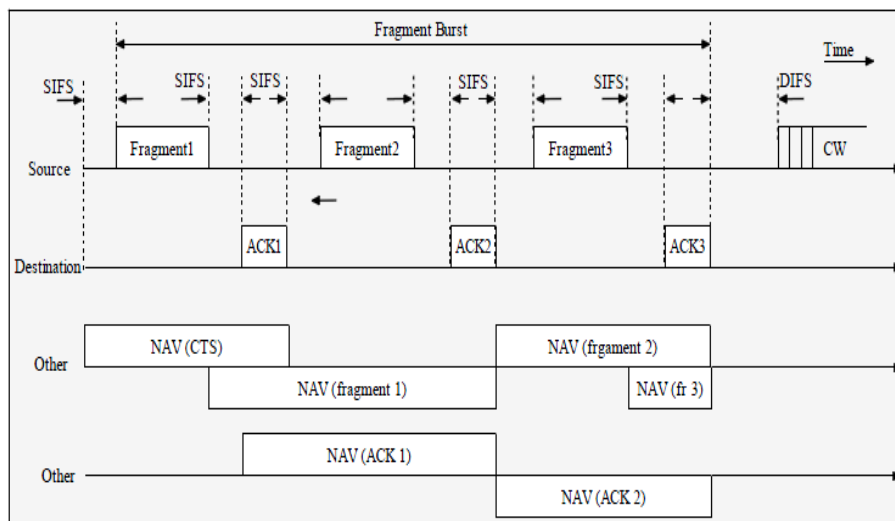


FIGURE 1.11 – Fragmentation dans le mode DCF basique.

1.3.3 Trames IEEE 802.11

Pour assurer la communication des mobiles et une meilleure gestion des ressources du réseau, le standard IEEE 802.11 définit plusieurs types de trames et chaque type est subdivisé à son tour en plusieurs sous types auxquels il assigne une fonction spécifique. Les trois principaux

types de trames que définit ce standard sont [19] :

- **Les trames de données** : utilisées pour transmettre les données des couches supérieures ;
- **Les trames de contrôle** : utilisées pour contrôler l'accès au médium (RTS, CTS et ACK) ;
- **Les trames de gestion** : la procédure d'envoi de ces trames est identique à celle des trames de données, sauf que celles-ci ne remontent pas aux couches supérieures. Elles sont juste utilisées pour échanger les informations de gestion entre les couches MAC.

Indépendamment du type et du sous type de la trame, celle-ci est formée de quatre composantes (Figure 1.12) :

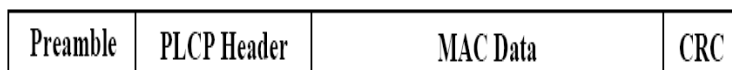


FIGURE 1.12 – Format général d'une trame 802.11.

- *Preamble* : c'est l'entête protocolaire de la sous couche physique PMD, nommée généralement PLCP Preamble. Elle définit deux champs : Synch (pour la synchronisation avec le récepteur) et SED (contient la durée de transmission de la trame de données).
- *PLCP Header* : c'est l'entête protocolaire de la sous couche PLCP, envoyée toujours à 1 Mbit/s. Elle porte les informations indispensables pour la couche physique du récepteur afin qu'elle puisse décoder la trame. Elle est composée essentiellement des champs suivants : *Length* (indique la taille de la trame), *Signal* (débit de transmission de la trame) et *CRC* (code de redondance cyclique).
- *MAC Data* : la figure 1.13 montre le format d'une trame MAC. Elle est composée d'une entête protocolaire MAC de données utile et un code de correction d'erreur.
- *CRC* : c'est un champ codé sur 32 bits contenant le code de redondance cyclique.

Le format général des trames de contrôle RTS, CTS et ACK est décrit dans la figure 3.1

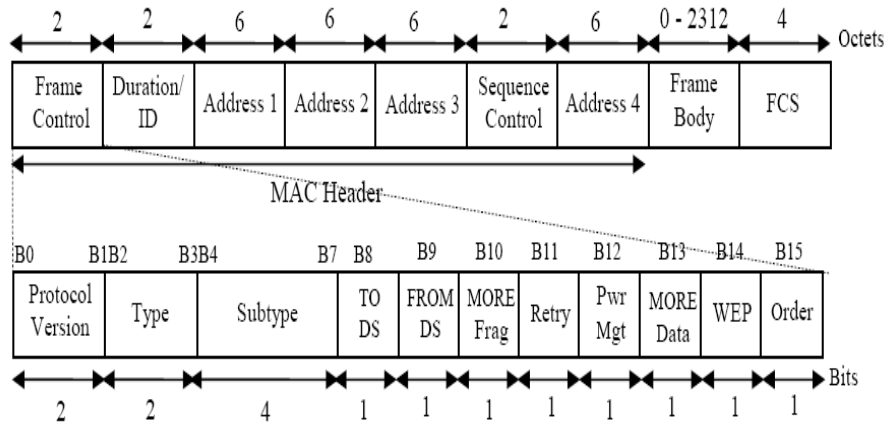


FIGURE 1.13 – Format d’une frame MAC 802.11.

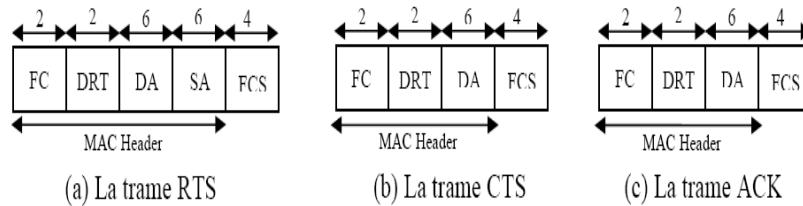


FIGURE 1.14 – Format des trames de contrôle du standard 802.11.

1.4 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons présenté les principales révisions, les différentes couches physiques et essentiellement le mode de fonctionnement DCF du standard IEEE 802.11. Pour satisfaire les nouvelles exigences en termes de débit, portée et QoS, plusieurs extensions ont été définies. Chacune apporte une amélioration particulière qui se base essentiellement sur la modification de la couche physique, par adjonction des techniques de transmission et des types de modulation.

Le mode DCF que procure le standard IEEE 802.11 a fait de cette norme la technologie la plus répandue commercialement. Dès lors, l’analyse et l’évaluation des performances du mode DCF s’avèrent indispensables pour le dimensionnement et le déploiement réel des réseaux ad hoc 802.11 robustes et fiables. Le prochain chapitre fera l’objet d’une synthèse sur les principaux travaux d’évaluation des performances du protocole IEEE 802.11.

2

Synthèse des travaux d'évaluation des performances du IEEE 802.11

2.1 Introduction

L'évaluation des performances de la fonction DCF du 802.11 a été l'objet de plusieurs études dans la littérature[7]. Le cas saturé est largement abordé puisqu'il représente le pire cas qu'un réseau peut envisager. La plupart des études d'évaluation des performances s'intéressent au surcoût introduit par le mode d'accès au médium CSMA/CA, la pertinence de l'échange RTS/CTS, l'utilisation de la bande passante ou les délais (de transmission, d'attente ou de collision, etc) des paquets de données, sous l'hypothèse d'un canal de transmission parfait. Dans ce chapitre, nous présentons d'abord le schéma de résolution, puis une synthèse des travaux d'évaluation des performances du protocole IEEE 802.11.

2.2 Schéma de résolution

Ce schéma représente la méthodologie générale de résolution. Tous les auteurs suivent la même procédure avec plus ou moins de différence. Dans ce qui suit nous présentons ses détails :

1. On démarre avec une hypothèse d'une probabilité p de collision constante et indépendante du nombre de retransmissions (la célèbre hypothèse de Bianchi) qui rend le modèle suffisamment simple.
2. Une probabilité de transmission τ . Avec cette probabilité, on trouve la relation $p = 1 - (1 - \tau)^{n-1}$, qui signifie : une collision pour une station se produit, s'il existe au moins une autre station qui transmet au même moment.
3. Avec ces deux relations, on obtient un système d'équations non linéaire, qu'on peut résoudre par une méthode numérique et pour calculer les probabilités recherchées.

Avec la probabilité de transmission et la probabilité de collision obtenues, on peut calculer le débit effectif. Presque tous les articles utilisent la définition de Bianchi pour cette grandeur, par contre le calcul de délai moyen d'attente est un peu complexe, on trouve plusieurs expressions pour cette métrique.

2.3 Synthèse sur les travaux d'évaluation des performances de la fonction DCF

Cette section donne une description claire sur quelques modèles analytiques du protocole 802.11 proposés dans la littérature.

Modèle de G. Bianchi 2000

Dans [7] l'auteur a proposé un modèle analytique simple pour calculer le débit effectif d'un réseau saturé, avec un nombre de stations fixe et sous l'hypothèse d'un canal idéal. Le modèle a été évalué avec deux mécanismes d'accès au médium : basique et RTS/CTS. Actuellement, ce modèle est considéré comme un modèle de référence à base duquel se sont construits la plupart des modèles qui existent dans la littérature.

Le modèle mathématique :

L'auteur a considéré un nombre fixe de stations en contention, une station a toujours un paquet à transmettre. Il a posé $b(t)$ un processus stochastique qui représente la taille de la fenêtre du backoff à chaque station à un instant donné. Ce processus n'est pas markovien parce qu'il dépend de l'étage du backoff, c'est pour cela qu'il a défini un autre processus $s(t)$ qui représente l'étage du backoff. Donc le processus bidirectionnel $(s(t), b(t))$ est une chaîne de Markov discrète, avec une approximation clé dans ce modèle d'une probabilité de collision d'un paquet constante et indépendante de l'état de $s(t)$.

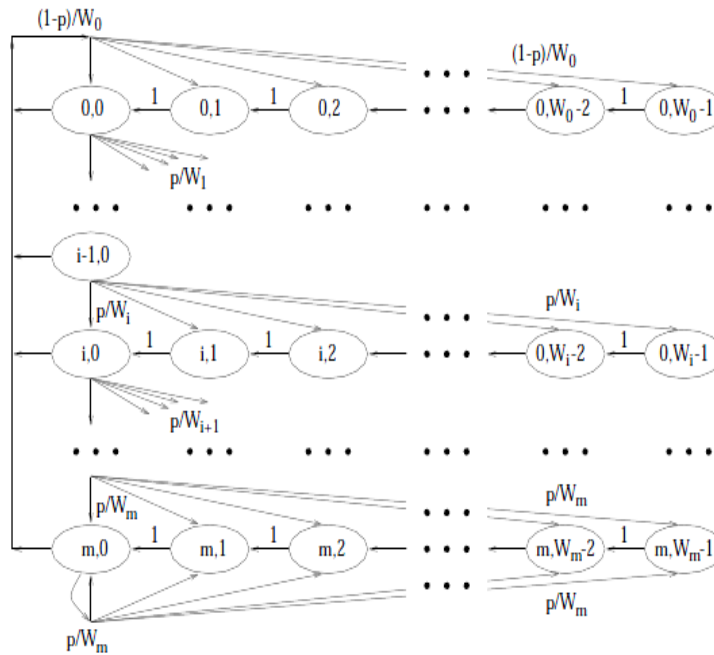


FIGURE 2.1 – La chaîne de Markov de Bianchi.

La chaîne est ergodique, donc il a pu calculer son régime stationnaire. Soit τ la probabilité de transmission d'un paquet dans un slot quelconque, et comme chaque transmission se produit quand le compteur du backoff atteint 0, la probabilité de transmission τ est donné par :

$$\tau = \sum_{i=0}^m b_{i,0} = \frac{2(1 - 2p)}{(1 - 2p)(W + 1) + pW(1 - (2p)^m)}$$

La probabilité de collision est : $p = 1 - (1 - \tau)^{n-1}$, soit P_{tr} la probabilité qu'il y a au moins une transmission dans le slot considéré, donc :

$$P_{tr} = 1 - (1 - \tau)^n$$

2.3 Synthèse sur les travaux d'évaluation des performances de la fonction DCF 24

et P_s est la probabilité qu'il y a une transmission réussie dans le canal, cette dernière signifie qu'il y a une seule transition dans le canal sachant qu'au moins une station transmet.

$$P_s = \frac{n \tau (1 - \tau)^{n-1}}{1 - (1 - \tau)^n}$$

. Le débit S est donné par :

$$S = \frac{P_s P_{tr} \bar{P}}{(1 - P_{tr})\sigma + P_{tr} P_s T_s + P_{tr} (1 - P_s) T_c}$$

Soit \bar{P} la taille moyenne de donnée, $P_s P_{tr} \bar{P}$ est la taille moyenne de donnée reçue correctement. Comme une transmission réussie se produit dans un slot avec une probabilité $P_s P_{tr}$, la longueur d'un slot est obtenue aisément avec l'utilisation de ça. Avec une probabilité $1 - P_{tr}$, le slot est vide, avec une probabilité $P_{tr} P_s$ le slot contient une transmission réussie, et finalement avec probabilité $P_{tr} (1 - P_s)$, il contient une collision.

Les temps de succès (resp échec) d'une transmission d'un paquet sont donnés par :

$$\begin{cases} T_s^{bas} = H + E[P] + SIFS + \delta + ACK + DIFS + \delta \\ T_c^{bas} = H + E[P] + SDIFS + \delta \end{cases}$$

où δ représente la durée d'un slot vide.

Modèle de P. Chatzimisios et A.C. Boucouvalas 2005

Dans [8] les auteurs se sont concentrés sur l'influence des paramètres de la couche MAC de 802.11 sur les performances. Ils ont mesuré le débit effectif, le temps moyen d'attente d'un paquet, la probabilité d'annulation d'un paquet lorsque l'étage du backoff atteint la valeur maximale de retransmission permise, le temps moyen pour annuler un paquet et le temps inter-arrivée. Ils ont démontré que la combinaison d'une petite fenêtre de contention maximale et d'un grand compteur de retransmission améliore considérablement les performances.

Le modèle mathématique :

Les auteurs ont calculé les métriques suivantes :

La probabilité d'annulation d'un paquet : c'est la probabilité qu'un paquet soit annulé quand la limite de retransmission est atteinte.

$$P_{drop} = \frac{b_{m,0}}{b_{0,0}} p = p^{m+1}$$

2.3 Synthèse sur les travaux d'évaluation des performances de la fonction DCF 25

Le temps d'attente moyen : est défini comme étant l'intervalle du temps qui sépare l'arrivée d'un paquet et l'instant de sa bonne réception

$$E[D] = E[x]E[slot]$$

Où $E[x]$ est nombre moyen de slots nécessaires pour une bonne réception, d'où :

$$E[x] = \sum_{i=0}^m p_i q_i$$

Où :

- n_i est le nombre des slots dans l'étage i , et
- q_i est la probabilité d'utiliser cet étage par un paquet.

Donc

$$n_i = \frac{W_i + 1}{2}, \quad q_i = \frac{p^i - p^{m+1}}{1 - p^{m+1}}$$

Le temps moyen d'annulation : le paquet est annulé lorsqu'il atteint le dernier étage du backoff, et expérimente une nouvelle collision, alors :

$$E[drop] = E[x_{drop}] E[slot]$$
$$E[x_{drop}] = \sum_{i=0}^m \frac{W_i + 1}{2} = \frac{W(2^{m'+1} - 1) + W2^{m'}(m - m') + (m + 1)}{2}$$

Le temps d'inter-arrivée des paquets : est défini comme étant l'intervalle entre les succès de transmission

$$E[D_{int}] = \frac{1}{S/n}$$

Modèle de A. Ksentini et M. Ibrahim 2005

Dans [15] les auteurs ont proposé une améliorations de l'algorithme BEB dans un environnement bruité. Ils ont proposé un mécanisme qui permet à chaque station émettrice de connaître les sources de pertes de ces paquets, et de réagir à ces pertes par : (i) l'augmentation de CW dans le cas d'une collision ; (ii) l'utilisation de la valeur précédente du CW, lorsque la perte du paquet est due au taux élevé du BER.

Modèle de L.ZIANE KHODJA et M.YAZID 2008

Dans [19], les auteurs ont proposé un modèle analytique et un simulateur pour analyser les performances du standard IEEE 802.11 mode ad hoc dans un environnement radio sous un trafic saturé. Ils ont montré l'influence des paramètres du taux d'erreurs par paquet, taux d'erreurs

2.3 Synthèse sur les travaux d'évaluation des performances de la fonction DCF 26

par bit et la taille des paquets de données, sur la dégradation des performances, débit effectif global et temps moyen de réponse, du protocole IEEE 802.11 et ils ont déterminé le niveau d'amélioration du mécanisme de fragmentation dans un environnement radio pour réduire cet effet de dégradation des performances du réseau 802.11 saturé.

Dans [19] leur travail, les auteurs ont modélisé le problème avec un système de file d'attente M/G/1 et une chaîne de Markov bidimensionnelle.

Pour calculer le temps de moyen de réponse \bar{T} , ils ont utilisé la deuxième formule de Pollaczek-Khinchin pour le système d'attente M/G/1.

$$\bar{T} = E[B] + \frac{\lambda E(B^2)}{2(1 - \lambda E(B))}$$

Modèle de P.Raptis, V.Vitsas et K.Paparrizos 2009

Dans [20] les auteurs ont proposé une nouvelle approche pour calculer les délais moyens (temps moyen de service et temps moyen de destruction) ainsi que d'autres métriques de performance tel que la gigue (variation du temps de service) et la fonction de répartition du temps de service sous l'hypothèse d'un canal parfait et la saturation du trafic.

Le modèle Mathématique

Les auteurs ont calculé : Le temps moyen de succès par étage

$$E[D_j] = T_s + j.T_c + E[slot] \sum_{i=0}^j \left(\frac{W_i - 1}{2} \right)$$

La probabilité d'avoir un succès à l'étage j

$$Q_j = \frac{(1-p)p^j}{1-p^{m+1}}$$

Le temps moyens de succès pour un paquet de données

$$E[D] = \sum_{j=0}^m (E[D_j].Q_j)$$

Le temps moyens pour la destruction d'un un paquet de données

$$E[T_{drop}] = (m+1).T_c + E[slot]. \sum_{i=0}^m \left(\frac{W_i - 1}{2} \right)$$

Modèle de G. Prakash et P. Thangarajet 2011

Dans [30] les auteurs ont développé un modèle analytique pour l'évaluation des performances (Calcul du débit effectif global) du DCF 802.11 sous les conditions de non saturation du trafic et en présence des erreurs de transmission. Ils ont introduit la probabilité d'avoir au moins un paquet pour le transmettre dans la file d'attente au niveau de la couche MAC.

Le modèle mathématique :

Les auteurs ont exprimé : La probabilité d'avoir au moins un paquet pour transmettre dans la file d'attente

$$q = 1 - e^{-\lambda \cdot E[slot]}$$

λ : le taux d'arrivé des paquets (paquet/s) $E[slot]$: est la durée moyenne d'un slot de temps

La probabilité de transmission pour une station

$$\tau = \sum_{i=0}^m \pi_{i,0} = \frac{1 - p^{m+1}}{1 - p} \pi_{0,0}$$

L'expression du débit effectif global

$$S = \frac{P_{tr} \cdot P_s \cdot (1 - P_e)}{E[slot]}$$

P_{tr} est la probabilité d'avoir au moins une transmission dans le canal et P_s est la probabilité conditionnelle qu'un paquet sera transmis avec succès.

2.4 Etude critique sur les travaux existants

Les nombreuses études d'évaluation des performances du protocole 802.11 sont basées sur des simulations pour l'analyse du protocole CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access / Collision Avoidance), l'algorithme *BeB*, le mécanisme RTS/CTS et la présence de collisions sous la même hypothèse simplificatrice de Bianchi (l'hypothèse que chaque station a une probabilité de collision constante et indépendante du nombre de retransmissions). La plupart de ces travaux de modélisation ont étudié le réseau dans le cas de saturation du trafic. Avec cette hypothèse ; les auteurs ont négligé l'existence d'une file d'attente au niveau de l'interface réseau [7][18].

Dans le cas d'un déploiement réel, l'hypothèse de saturation n'est pas toujours vérifiée, car à un moment donné la file d'attente peut être vide (donc pas de paquet à transmettre), et aussi l'hypothèse d'un canal parfait n'est pas justifiée dans un réseau sans fil, car l'environnement radio affecte beaucoup la qualité du signal de transmission et par conséquent influe sur les métriques

de performance. Donc, pour analyser les performances d'un réseau 802.11 qui est déployé ou qui sera déployé, l'utilisation du modèle de Bianchi [7] et tous les autres modèles qui reposent sur l'hypothèse du trafic saturé et celle du canal parfait (sans erreur de transmission), ne fournit pas des résultats exacts qui sont conformes à la réalité. Toutefois, il est difficile de proposer un modèle qui est conforme à la norme IEEE 802.11 et qui prend en compte l'environnement réel et toutes les caractéristiques du canal radio, d'où la complexité à évaluation ce protocole.

Les études qui se sont intéressées au cas de non saturation du trafic n'ont pas pris en considération le mécanisme de fragmentation et n'ont pas tenu en compte le taux d'erreur paquet "PER".

Les auteurs dans [19] ont considéré ces paramètres dans le cas de saturation du trafic et notre travail d'ailleurs consistera à étendre ce dernier pour prendre en compte le cas de non saturation, la considération du PER et des mécanismes de fragmentation et de RTS/CTS.

2.5 Proposition

L'objectif de notre travail est de présenter une analyse des performances de la fonction DCF du 802.11 en présence des erreurs de transmission et sous l'hypothèse de non saturation de la file d'attente. Dans cette étude, nous allons proposer un modèle analytique qui va considérer le taux d'erreur par paquet (PER), la fragmentation et le RTS/CTS. À l'issue de notre analyse nous pourrions décider sur l'efficacité des mécanismes de fragmentation et RTS/CTS sur l'amélioration des performances de la fonction DCF 802.11.

Pour réaliser cette étude, nous choisissons la modélisation analytique stochastique, où nous essayons de réduire le système en un modèle mathématique et l'analyser numériquement. Pour cela, nous modélisons le mode DCF du 802.11, qui va prendre en compte le taux d'erreurs par paquet, la non saturation de la file d'attente et le mécanisme de fragmentation.

2.6 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons présenté un panorama des principaux articles qui modélisent le mode DCF du protocole IEEE 802.11. Cette synthèse nous a permis de constater l'absence de références sur la fonction DCF du 802.11 en environnement réel. En effet, ces travaux s'inspirent principalement du modèle de Bianchi [14] qui suppose un canal de communication parfait.

Pour optimiser ses performances, le protocole IEEE 802.11 propose les mécanismes de RTS/CTS et de fragmentation qui permettent de réduire les collisions et le taux d'erreurs par paquet. Or la plupart des travaux n'ont pas évalué la pertinence de ces mécanismes dans un environnement réel. Toutes ces raisons nous ont motivés d'orienter notre projet vers la proposition d'un modèle

analytique qui va considérer le taux d'erreur par paquet (PER), la fragmentation et le RTS/CTS.

3

Modélisation et évaluation des performances du mode DCF 802.11

3.1 Introduction

Actuellement, la couche physique du standard IEEE 802.11 opère dans une bande de fréquence utilisée par les autres technologies sans fil (Bluetooth, communication médicale,...)[31]. De ce fait, l'utilisation de cette fréquence est sujette à beaucoup d'interférences dont la conséquence immédiate est l'augmentation du taux d'erreur binaire ou BER, dégradant ainsi la qualité des communications sans fil. En effet, un taux élevé du BER augmente le nombre de paquets erronés, et donc le taux de pertes.

Afin de démontrer l'effet du bruit de l'environnement sur les performances d'un réseau 802.11 dans les conditions de non saturation du trafic, nous proposons un modèle analytique pour le DCF. Ce modèle nous permettra d'évaluer l'impact des mécanismes de fragmentation et du RTS/CTS, et de déterminer leur niveau d'amélioration des performances du DCF 802.11, dans un environnement perturbé.

Par conséquent, nous subdivisons ce chapitre en deux parties. Dans un premier temps, nous fournirons le modèle analytique en décrivant ses différents paramètres ; puis nous analyserons et interpréterons les résultats retrouvés, après avoir implémenté le modèle.

3.2 Modélisation de la fonction DCF 802.11

Nous aborderons notre modélisation par une description générale, qui englobera des hypothèses indispensables et la méthodologie à suivre pour déterminer les expressions des mesures de performances. Puis nous donnerons le détail de notre modèle qui est constitué d'une chaîne de Markov à quatre dimensions et à espace d'états discret.

Par la suite nous déterminerons les différents paramètres de performance.

3.2.1 Description générale du modèle

Dans cette section, nous présentons le squelette général de notre modélisation de la fonction DCF du protocole IEEE 802.11 dans le cas d'un trafic non saturé et sous l'effet de l'aspect radio. Ce modèle constitue à la fois, une synthèse et une extension de plusieurs modèles proposés dans la littérature.

En effet, notre modèle s'inspire principalement de la chaîne de Markov proposée par Bianchi [7], nous élargissons cette chaîne afin d'englober les mécanismes de fragmentation et de RTS/CTS. Nous reprenons le travail réalisé par [19], et nous l'adaptions au cas de saturation du trafic. La considération de l'existence d'une file d'attente au niveau de l'interface réseau, est inspirée des travaux réalisés par [25] et [30]. Finalement, le calcul des délais moyens est basé sur les résultats élaborés par [20].

Dans ce qui suit, nous exposons les éléments nécessaires à la réalisation du modèle.

Les hypothèses de modélisation

Notre modèle est basé sur l'ensemble des hypothèses suivantes :

1. le réseau sans fil est complètement relié avec n stations,
2. le canal n'est pas idéal, (ie, l'effet du BER est pris en compte, en conséquence la perte d'un paquet peut être due soit à une collision soit à une erreur sur le paquet),
3. le trafic n'est pas saturé (ie, $\rho \leq 1$, ρ est la probabilité que la file ne soit pas vide),
4. le taux de transmissions, τ , est identique pour chaque station dans le réseau,
5. la probabilité de collision est constante pour toutes les stations et indépendante du nombre de retransmissions,
6. le temps de propagation du signal n'est pas négligeable,
7. chaque station source produit des messages selon un processus de poisson avec un taux d'arrivée λ , les stations sont uniformément distribuées.

8. la dimension moyenne de la charge utile produite par chaque source est \bar{P} et la variance de la longueur du message est nulle.

Paramètres du modèle

Les paramètres utilisés dans notre modèle sont défini dans ce qui suit. Parmi ces paramètres, certains sont décrits dans la spécification de la norme 802.11 :

n	: Nombre de stations dans le réseau.
m	: Nombre maximum de retransmissions.
m'	: Nombre minimum de retransmissions.
W_0	: Taille minimale de la fenêtre de contention.
$2^{m'}W_0$: Taille maximale de la fenêtre de contention.
\bar{P}	: Taille de la charge utile d'un paquet de données .
F	: Taille de la charge utile d'un fragment.
MAC	: Taille de l'entête MAC.
PHY	: Taille de l'entête physique.
$T_{\bar{P}}$: Durée de transmission de la charge utile d'un paquet de données.
T_F	: Durée de transmission de la charge utile d'un fragment.
T_{MAC}	: Durée de transmission de l'entête MAC.
T_{PHY}	: Durée de transmission de l'entête physique.
T_{ACK}	: Durée de transmission de l'acquiescement ACK.
T_{RTS}	: Durée de transmission de la trame de requête RTS.
T_{CTS}	: Durée de transmission de la trame de confirmation CTS.
$DIFS$: Durée d'intertrame DIFS.
$SIFS$: Durée d'intertrame SIFS.
ξ	: Temps de propagation du signal.
σ	: Durée d'un slot vide .

Probabilités du modèle

Les probabilités utilisés dans le modèle sont :

- δ : Probabilité d'atteindre la fin de transmission d'un paquet après avoir transmis tous ses fragments ;
- δ' : Probabilité d'atteindre la fin de transmission d'un paquet de données après un succès de transmission soit d'un paquet ou d'un fragment ou alors d'un RTS ;

- P_c : Probabilité qu'un paquet soit perdu à cause d'une collision ;
- P_e : Probabilité qu'un paquet soit erroné ;
- P_b : Probabilité que le canal soit occupé par une transmission ;
- P_r : Probabilité qu'un paquet soit retransmis ($P_r = 1 - (1 - P_c) * (1 - P_e)$) ;
- τ : Taux de transmission d'un paquet, il est identique pour chaque station du réseau ;
- ρ : Probabilité que la file ne soit pas vide ;
- P_f : Probabilité que le canal soit libre ;

Métriques de performance

Un grand ensemble de métriques de performance peut être défini pour évaluer le protocole DCF du IEEE 802.11, afin de comprendre son comportement et ses caractéristiques critiques. Mais, les métriques que nous jugeons primordiales et significatives pour l'analyse du comportement du IEEE 802.11 sont le débit effectif global et les temps moyens (service, destruction, gigue). Car, le but de ce protocole est de maximiser la quantité d'informations à transmettre tout en réduisant les temps d'attente et de transmission.

- **Débit effectif global** : Il représente la quantité de données utiles transmises avec succès dans un slot de temps complet. Après l'obtention de la probabilité de transmission τ , nous déterminerons l'expression du débit effectif global en appliquant une analyse sur les événements du canal[7].

- **Délai moyen de service** : Il est défini de l'instant où le paquet est enfilé dans la file d'attente de la couche MAC jusqu'à ce qu'il soit transmis avec succès. Si le paquet atteint le nombre maximum de retransmissions et il est détruit alors son temps ne sera pas inclus dans le calcul du temps moyen de service[20].

- **Temps moyen de destruction** : C'est le temps nécessaire moyen pour détruire un paquet de données après que ce dernier atteint le nombre maximum de retransmissions permises.

- **La gigue (écart-type)** : Elle représente la variation (déviation) du délais de service d'un paquet par rapport au délai moyen de service.[20]

- **La distribution du temps de service d'un paquet** : Elle représente la proba-

bilité cumulée du temps de service, elle calcule la probabilité qu'un paquet de données soit transmis avant une durée connue "d"[20].

3.2.2 Description détaillée de la chaîne de Markov

La figure (3.1) montre la nouvelle chaîne de Markov à temps discret à quatre dimensions, cette nouvelle chaîne modélise les états du backoff et de transmission de la fonction **DCF** du protocole **IEEE** 802.11, elle intègre l'effet de l'aspect radio et le mécanisme de fragmentation sous un trafic non saturé. À la différence des modélisations existantes dans la littérature, notre modèle permet de distinguer entre les états de backoff et ceux de transmission, il introduit des états qui représentent le DCF fonctionnant soit avec le mécanisme de fragmentation, soit avec le RTS/CTS ou avec les deux mécanismes simultanément.

Pour chaque état de la chaîne, nous définissons quatre processus stochastiques $\{a(t), s(t), b(t), r(t)\}$ qui représentent respectivement le type d'état, l'étage du backoff, la valeur du compteur de backoff et le mode d'accès au canal pour une station donnée à un instant donné. tel que :

- Le type de l'état est donné par :

$$a(t) = \begin{cases} T, & \text{état de transmission;} \\ B, & \text{état de backoff;} \\ PB, & \text{état de post-backoff.} \end{cases}$$

- L'étage du backoff est donné par : $s(t) = i, i \in \{-1, 0, \dots, m', \dots, m\}$.
- La valeur du backoff est donné par : $b(t) = j, j \in \{-1, 0, \dots, W_i - 1\}$.
- Le mode d'accès au canal (le type de trame de données) est donné par :

$$r(t) = \begin{cases} M \\ M' \end{cases}$$

Où "M" représente le type de trame utilisée quand la station accède pour la première fois au canal, donc :

$$M = \begin{cases} \text{Paquet } (P), & \text{mode basique} \\ \text{Fragment } (F), & \text{mode fragmentation} \\ \text{RTS } (R), & \text{mode RTS/CTS} \end{cases}$$

Et "M'" indique le type de trame utilisée par la station, lorsque le mécanisme de fragmentation ou/et celui de RTS/CTS est activé.

$$M' = \begin{cases} \text{Paquet } (P), & \text{mode RTS/CTS} \\ \text{Fragment } (F), & \text{mode fragmentation} \end{cases}$$

W_i représente la taille de la fenêtre de contention pour l'étage i . Elle a l'expression suivante :

$$W_i = \begin{cases} W_0, & i = -1 \\ 2^i W_0, & 0 \leq i \leq m' \\ 2^{m'} W_0, & i \in (m' + 1, \dots, m) \end{cases}$$

Selon [26], les valeurs par défaut sont $m' = 5$ et $m = 7$.

Comme il est défini dans le standard, une station exécute au moins un Backoff entre deux transmissions réussies successives [26], ie : après chaque succès d'une transmission, la fenêtre de contention CW se remet à sa valeur minimale $CW_{min} = W_0$.

Dans notre modèle, on vérifie la file d'attente après chaque succès de transmission d'un paquet (un paquet est transmis avec succès), ou bien après que la station atteint le nombre maximal de retransmissions "m"(le paquet est détruit). S'il existe un paquet dans la file (file non vide avec une probabilité ρ), on transite directement vers le premier étage du backoff (étage 0), sinon (file vide) on transite vers l'état du poste Backoff.

Dans l'état du post Backoff (ie ; état $(PB, -1, 0, M)$, trois transitions sont possibles :

- (i) On transite vers l'état $(T, 0, 0, M)$ pour transmettre avec une probabilité égale à : $\rho * P_I$ (Arrivée d'un paquet et le canal est libre).
- (ii) On transite vers un états de backoff, choisi aléatoirement parmi les états de l'étage 0, et entre en compétition avec les autres stations pour transmettre, cela arrive avec une probabilité égale à : $\rho * (1 - P_I)$ (Arrivée d'un paquet et le canal est occupé) .
- (iii) Le système boucle dans le même état (Post-backoff) avec une probabilité égale à : $1 - \rho$ dans l'état du post Backoff, jusqu'a l'arrivée d'un paquet.

À la $m^{\text{ième}}$ retransmission avec échec d'un paquet (due soit à une collision, soit a une erreur), celui-ci sera détruit, et l'émetteur libère le canal et essaie d'y accéder à nouveau.

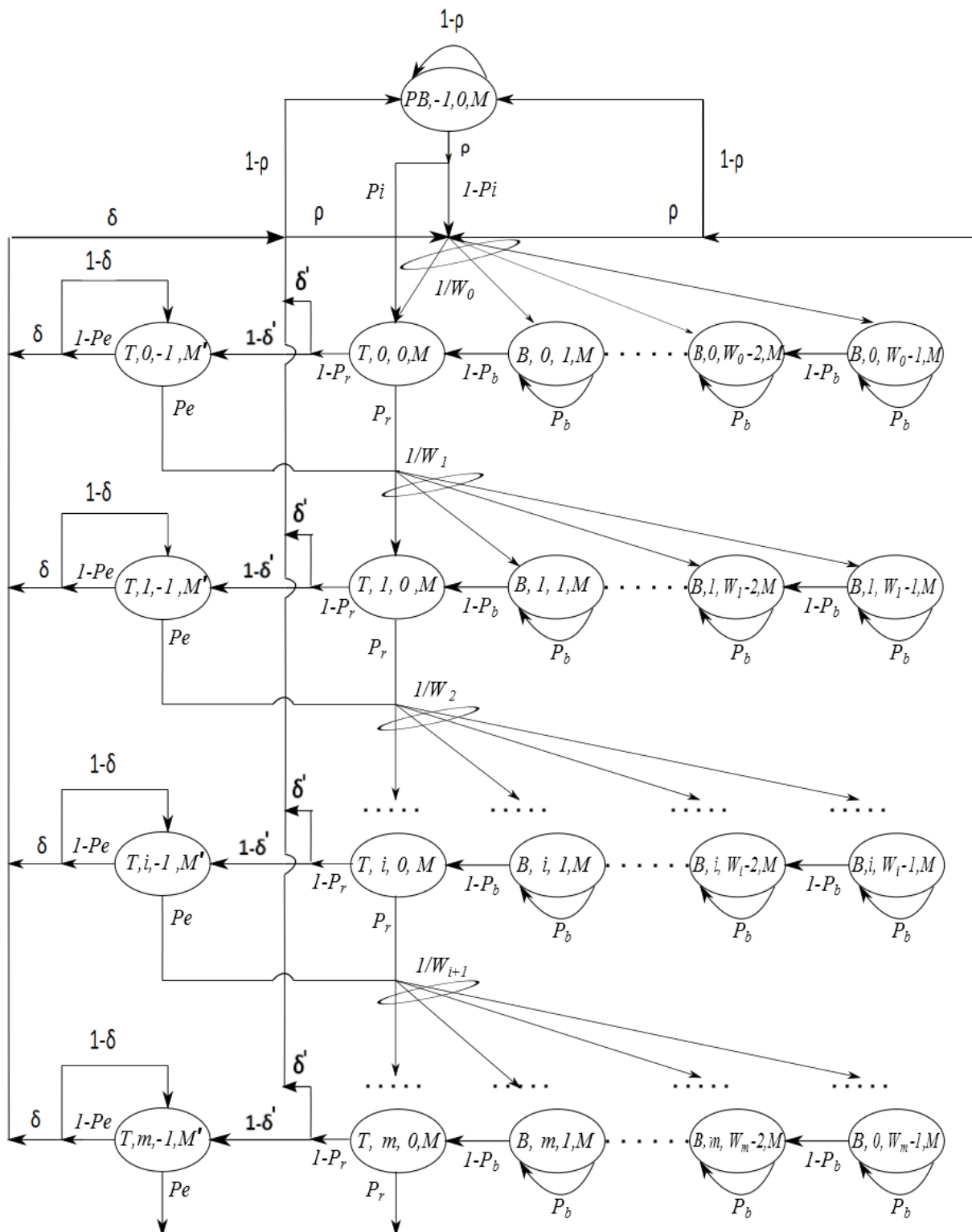


FIGURE 3.1 – Nouvelle chaîne de Markov pour le DCF 802.11

Les probabilités de transition

$$\bullet P((B, i, j-1, M) | (B, i, j, M)) = 1 - P_b, \quad j \in (1, \dots, W_i - 1), i \in (0, \dots, m)$$

$$\bullet P((T, i, 0, M) | (B, i, 1, M)) = 1 - P_b, \quad i \in (0, \dots, m)$$

$$\bullet P((B, i, j, M) | (B, i, j, M)) = P_b, \quad j \in (1, \dots, W_i - 1), i \in (0, \dots, m)$$

$$\bullet P((B, i+1, j, M) | (T, i, j, M)) = \frac{P_r}{W_{i+1}}, \quad j \in (1, \dots, W_{i+1} - 1), i \in (0, \dots, m-1)$$

$$\bullet P((T, i+1, 0, M) | (T, i, 0, M)) = \frac{P_r}{W_{i+1}}, \quad i \in (0, \dots, m-1)$$

$$\bullet P((T, 0, 0, M) | (T, i, 0, M)) = \frac{(1-P_r)\delta'\rho}{W_0}, \quad i \in (0, \dots, m)$$

$$\bullet P((T, 0, 0, M) | (T, m, 0, M)) = \frac{(1-P_r)\delta'\rho}{W_0} + \frac{P_r\rho}{W_0}, \quad i \in (0, \dots, m)$$

$$\bullet P((T, 0, 0, M) | (T, i, 0, M)) = \frac{(1-P_r)\delta'\rho}{W_0}, \quad j \in (1, \dots, W_0 - 1), i \in (0, \dots, m)$$

$$\bullet P((B, 0, j, M) | (T, m, 0, M)) = \frac{(1-P_r)\delta'\rho}{W_0} + \frac{P_r\rho}{W_0}, \quad j \in (1, \dots, W_0 - 1)$$

$$\bullet P((PB, -1, 0, M) | (T, i, 0, M)) = (1 - P_r)(1 - \rho)\delta', \quad i \in (0, \dots, m)$$

$$\bullet P((PB, -1, 0, M) | (T, m, 0, M)) = (1 - P_r)(1 - \rho)\delta' + P_r(1 - \rho), \quad i \in (0, \dots, m)$$

$$\bullet P((PB, -1, 0, M) | (PB, -1, 0, M)) = (1 - \rho)$$

$$\bullet P((B, 0, j, M) | (PB, -1, 0, M)) = \frac{(1-P_I)}{W_0}\rho, \quad j \in (1, \dots, W_0 - 1)$$

$$\bullet P((T, 0, j, M) | (PB, -1, 0, M)) = \left(\frac{(1-P_I)}{W_0} + P_I\right)\rho, \quad j \in (1, \dots, W_0 - 1)$$

$$\bullet P((PB, -1, 0, M) | (T, i, -1, M')) = (1 - P_e)(1 - \rho)\delta, \quad i \in (0, \dots, m-1)$$

$$\bullet P((PB, -1, 0, M) | (T, m, -1, M')) = (1 - P_r)(1 - \rho)\delta + P_e(1 - \rho),$$

- $P((T, i, -1, M') | (T, i, 0, M)) = (1 - P_r)(1 - \delta') , \quad i \in (0, \dots, m)$
- $P((B, 0, j, M) | (T, i, -1, M')) = \frac{(1-P_e)\delta'\rho}{W_0} , \quad j \in (1, \dots, W_0 - 1); i \in (0, \dots, m - 1)$
- $P((T, 0, 0, M) | (T, i, -1, M')) = \frac{(1-P_e)\delta'\rho}{W_0} , \quad i \in (0, \dots, m)$
- $P((B, 0, j, M) | (T, m, -1, M')) = \frac{(1-P_e)\delta'\rho}{W_0} + \frac{P_e\rho}{W_0} , \quad j \in (1, \dots, W_0 - 1)$
- $P((T, 0, 0, M) | (T, m, -1, M)) = \frac{(1-P_e)\delta'\rho}{W_0} + \frac{P_e\rho}{W_0} ,$
- $P((B, i + 1, j, M) | (T, i, -1, M')) = \frac{P_e}{W_{i+1}} , \quad j \in (1, \dots, W_{i+1} - 1), i \in (0, \dots, m - 1)$
- $P((T, i + 1, j, M) | (T, i, -1, M')) = \frac{P_e}{W_{i+1}} , \quad , i \in (0, \dots, m - 1)$

Les probabilités d'états stationnaires

D'après [5] et [11], la chaîne de Markov présentée dans la figure (3.1) est ergodique (elle admette une seule classe récurrente), donc, pour calculer les probabilités d'états stationnaires on applique la propriété du régime permanent et on obtient les expressions suivantes (les détails des calculs sont présents en annexe B) :

- $\pi_{T,i,0,M} = \alpha^i \pi_{T,0,0,\delta'}, \quad j = 0, i \in (0, \dots, m)$
- $\pi_{T,i-1,-1,M'} = (1 - P_r)(1 - \delta')\alpha^i \pi_{T,i,0,\delta'}, \quad j = -1, i \in (0, \dots, m)$
- $\pi_{B,i,j,M} = \frac{\alpha^i}{1-p_b} \frac{W_i-j}{W_i} \pi_{T,0,0,\delta'}, \quad i \in (1, \dots, m), j \in (0 \dots W_i - 1)$
- $\pi_{PB,-1,0,M} = \frac{\gamma}{\rho},$
- $\pi_{B,0,j,M} = [(1 - P_r)\left(\frac{1-\alpha^{m+1}}{1-\alpha}\right)(\delta' + (1 - P_e)\delta(1 - \delta'))(1 - P_I + \rho P_I) + \alpha^m(P_r + 1 + P_e\rho(1 - P_r)(1 - \delta'))] \frac{W_0-j}{W_0} \frac{\pi_{T,0,M}}{1-P_b}, \quad j \in (1 \dots W_0 - 1)$

Calcul de l'expression de $\pi_{T,0,0,M}$

Pour calculer l'expression de $\pi_{T,0,0,M}$ on résout le système d'équations de balance avec la condition que la somme des probabilités de tout les états est égale à 1 [28].

$$1 = \sum_{i=0}^m \pi_{T,i,0,M} + \sum_{k=1}^{W_0-1} \pi_{B,0,k,M} + \sum_{i=1}^m \sum_{j=1}^{W_i-1} \pi_{B,i,k,M} + \sum_{i=0}^m \pi_{T,i,-1,M'} + \pi_{PB,-1,0,M} \quad (3.1)$$

On obtient (les détails des calculs sont présentés en annexe B)

$$\pi_{T,0,0,M} = \left(\frac{2(1-\alpha)(1-2\alpha)(1-P_b)\rho}{2(1-\alpha^{m+1})(1-2\alpha)(1-P_b) + \beta(W_0-1)(1-\alpha)(1-2\alpha)\rho} \right. \\ \left. + 2W_0\alpha(1-\alpha)(1-(2\alpha)^{m'+1})\rho + (2^{m'}W_0\alpha)^{m'+1}(1-(\alpha)^{m-m'})(1-2\alpha)\rho \right. \\ \left. - (\alpha)(1-(\alpha)^m)(1-2\alpha)\rho + (2(1-P_r)(1-\delta')(1-\alpha^{m+1})(1-P_b)(1-2\alpha)\rho) \right. \\ \left. + (2(1-\alpha)(1-2\alpha)(1-P_b)\gamma) \right) \quad (3.2)$$

3.2.3 Détermination des métriques de performance

Afin de déterminer les différentes métriques de performance, nous tenons à définir quelques probabilités :

• *Probabilité de transmission pour une station :*

Nous exprimons la probabilité qu'une station transmette dans un slot de temps donné, comme la somme de tous les états $\pi_{T,i,0,M}$, car une transmission se produit quand le compteur de Backoff d'une station atteint zéro [7], on peut exprimer la probabilité de transmission dans un slot comme suit :

$$\tau = \sum_{i=0}^m \pi_{T,i,0,M} = \sum_{i=0}^m \alpha^i \pi_{T,0,0,M}$$

$$\tau = \frac{1 - \alpha^{m+1}}{1 - \alpha} \pi_{T,0,0,M} \quad (3.3)$$

• *Probabilité d'atteindre la fin d'un paquet après avoir transmis ses fragments :*

On définit la probabilité d'atteindre la fin d'un paquet, comme le rapport entre la dimension d'un fragment "F" et la dimension moyenne de la charge utile (paquet) \bar{P} [19][25].

$$\delta = \frac{1}{\frac{F}{\bar{P}}} = \frac{F}{\bar{P}} \quad (3.4)$$

Donc un paquet contient en moyenne $\frac{1}{\delta}$ fragments.

. **Probabilité d'atteindre la fin de transmission après un succès de transmission d'un paquet, d'un fragment ou alors d'un RTS :**

$$\delta' = \begin{cases} 1, & \text{mode basique} \\ \delta, & \text{mode fragmentation} \\ 0, & \text{mode RTS/CTS ou Frargmenation+RTS/CTS} \end{cases} \quad (3.5)$$

. **Probabilité de collision pour une station :**

La probabilité de collision est égale à la probabilité qu'au moins une station des (n-1) stations restantes transmette dans un même slot[7].

$$P_c = 1 - (1 - \tau)^{n-1} \quad (3.6)$$

. **Probabilité d'occupation du canal pour une station :**

P_b représente aussi la probabilité qu'une station dans l'étage du Backoff détecte que le canal est occupé[7].

$$P_b = 1 - (1 - \tau)^{n-1} \quad (3.7)$$

. **Probabilité que le canal soit libre :**

$$P_l = 1 - P_b = (1 - \tau)^{n-1} \quad (3.8)$$

. **Probabilité qu'une trame soit erroné pour une station :**

En connaissant la taille du paquet, il est possible d'obtenir la probabilité erreur du paquet à partir de BER[8]. D'ou La probabilité d'erreur pour une station est égale à :

$$P_e = 1 - (1 - BER)^L \quad (3.9)$$

avec L la taille d'un paquet (charge utile + l'entête Mac+ l'entête Physique) :

$$L = \begin{cases} \bar{P} + ACK + PHY + MAC & \text{Basique} \\ F + ACK + PHY + MAC & \text{Fragmentation} \\ RTS + CTS & \text{RTS/CTS} \\ RTS + CTS & \text{RTS/CTS + Fragmentation} \end{cases}$$

• **Probabilité d'avoir au moins un paquet dans la file :**

L'arrivée des paquets à la couche MAC depuis les couches supérieures forme un processus de Poisson avec un taux d'arrivées λ (paquet/s) [30], la probabilité d'avoir k paquets dans un intervalle de temps t est donnée par :

$$P(N(t) = k) = e^{-\lambda t} \frac{(\lambda t)^k}{k!}$$

La probabilité d'avoir au moins un paquet dans la file pendant un slot de temps complet est :

$$\rho = 1 - e^{-\lambda \cdot E[slot]} \quad (3.10)$$

L'expression de $E[slot]$ sera développée dans la sous-section suivante.

• **La probabilité de retransmission :**

Connaissant, la probabilité de collision P_c et celle d'erreur sur le paquet P_e , on définit la probabilité de retransmission comme suit [16] :

$$P_r = 1 - ((1 - P_c) * (1 - P_e))$$

On obtient par la suite :

$$P_r = 1 - (1 - BER)^L (1 - \tau)^{n-1} \quad (3.11)$$

Afin d'obtenir les valeurs numériques de τ , P_r et ρ , on résout le système d'équations non linéaires à trois inconnus qu'on a obtenu des formules (3.3), (3.11) et (3.10).

$$\begin{cases} \tau = \frac{1-\alpha^{m+1}}{1-\alpha} \pi_{T,0,0,\delta'} \\ P_r = 1 - (1 - BER)^L (1 - \tau)^{n-1} \\ \rho = 1 - e^{-\lambda \cdot E[Slot]} \end{cases} \quad (3.12)$$

• **Détermination du débit effectif global**

Le débit effectif (ou utile) effectif global TH_R s'exprime comme le produit du taux d'occupation du canal S par le débit de transmission R [7].

$$TH_R = S * R \quad (3.13)$$

Où R est le débit de transmission défini par la norme, et S est taux d'occupation du canal.

Taux d'occupation du canal :

Le taux d'occupation du canal S peut être défini comme étant la fraction du temps où le canal est utilisé pour transmettre avec succès la charge utile du paquet. Autrement dit, le taux d'occupation du canal peut s'exprimer comme le ratio de la durée moyenne pour la transmission de la charge utile du paquet (Payload) sur la durée complète d'un slot de temps [19].

$$S = \frac{\text{La durée moyenne pour transmettre avec succès la charge utile}}{\text{La durée moyenne d'un slot de temps complet}}$$

$$S = \frac{E[\text{Payload}]}{E[\text{durée un slot}]} \quad (3.14)$$

Afin de calculer le taux d'occupation du canal S , nous devons premièrement déterminer la longueur moyenne d'un slot de temps $E[\text{Slot}]$.

Pour cela, nous définissons l'ensemble des événements qui peuvent se produire dans le canal pendant un slot complet de temps, ainsi que leurs probabilités associées.

Dans un slot de temps, on peut avoir :

- Une absence de transmission.
- Une transmission avec succès.
- Une collision des données.
- Une erreur sur les données, et cette erreur peut être soit sur la charge utile (paquet ou fragment), soit sur le RTS et/ou CTS.

• **La probabilité qu'il y ait au moins une transmission dans le réseau pendant un slot de temps donné [7] :**

$$P_{tr} = 1 - (1 - \tau)^n \quad (3.15)$$

• **La probabilité d'avoir une transmission avec succès sachant qu'il y ait une transmission** [8] :

$$P_s = \frac{n\tau(1-\tau)^{n-1}(1-P'_e)}{1-(1-\tau)^n} \quad (3.16)$$

Tel que P'_e est défini comme suit :

$$P'_e = \begin{cases} 1 - (1 - BER)^{PHY+MAC+\bar{P}+ACK}, & \text{Basique} \\ 1 - (1 - BER)^{PHY+MAC+\bar{F}+ACK}, & \text{Fragmenation} \\ 1 - (1 - BER)^{RTS+CTS} + 1 - (1 - BER)^{PHY+MAC+\bar{P}+ACK}, & \text{RTS/CTS} \\ 1 - (1 - BER)^{RTS+CTS} + 1 - (1 - BER)^{PHY+MAC+\bar{F}+ACK}, & \text{Fragmenation + RTS/CTS} \end{cases}$$

• **La probabilité d'avoir un échec de transmission dû à une collision sachant qu'il y ait une transmission** [8] :

$$P_{col} = 1 - \frac{n\tau(1-\tau)^{n-1}}{1-(1-\tau)^n} \quad (3.17)$$

• **La probabilité d'avoir un échec de transmission a cause de bruit sachant qu'il y ait une transmission** [8] :

L'échec peut être subi soit, par le paquet de données (data), ou alors par le RTS.

$$P_{er}^{Data} = \frac{n\tau(1-\tau)^{n-1}P_e^{Data}}{1-(1-\tau)^n} \quad (3.18)$$

$$P_{er}^{RTS} = \frac{n\tau(1-\tau)^{n-1}P_e^{RTS}}{1-(1-\tau)^n} \quad (3.19)$$

P_e^{Data} et P_e^{RTS} sont définies par l'équation (3.9).

• Soit T_s :la durée de temps pendant laquelle le canal est occupé par une transmission avec succès.

• Soient T_c (resp T_e) :les durées de temps pendant laquelle le canal est occupé par une transmission avec échec où l'échec est dû à une collision (resp à une erreur sur le paquet).

Les durées T_s, T_c et T_e diffèrent selon le mode d'accès utilisé.

Mode basique

$$\begin{cases} T_s = T_{PHY} + T_{MAC} + T_{\bar{P}} + T_{SIFS} + T_{ACK} + \xi + T_{DIFS}; \\ T_c = T_e^{Data} = T_s - \xi. \end{cases} \quad (3.20)$$

Mode RTS/CTS

$$\begin{cases} T_s = T_{RTS} + \xi + T_{SIFS} + T_{CTS} + \xi + T_{SIFS} + T_s^{basique}; \\ T_c = T_{RTS} + \xi + T_{SIFS} + T_{CTS} + DIFS; \end{cases} \quad (3.21)$$

$$\begin{cases} T_e^{Data} = T_s^{RTS} - \xi, & \text{si le paquet est erroné;} \\ T_e^{RTS} = T_c^{RTS}, & \text{si le RTS est erroné.} \end{cases} \quad (3.22)$$

Mode fragmentation

$$\begin{cases} T_s = \frac{\bar{P}}{F}(T_{PHY} + T_{MAC} + T_F + \xi + 2 * SIFS + T_{ACK} + \xi) - SIFS + DIFS; \\ T_c = T_e^{Data} = T_{PHY} + T_{MAC} + T_F + \xi + SIFS + T_{ACK} + DIFS. \end{cases} \quad (3.23)$$

Mode RTS/CTS+Fragmentation

$$\begin{cases} T_s = T_{RTS} + \xi + T_{SIFS} + T_{CTS} + \xi + SIFS + T_s^{Frag}; \\ T_c = T_c^{RTS}; \end{cases} \quad (3.24)$$

$$\begin{cases} T_e^{Data} = T_{RTS} + \xi + SIFS + T_{CTS} + \xi + SIFS + T_{PHY} + T_{MAC} \\ \quad + T_F + \xi + SIFS + T_{ACK} + DIFS, & \text{si le fragment est erroné;} \\ T_e^{RTS} = T_c^{RTS}, & \text{si le RTS est erroné.} \end{cases} \quad (3.25)$$

Nous définissons $P_{tr}P_s$ comme la probabilité qu'il y ait une seule transmission avec succès et $P_{tr}P_sT_{\bar{P}}$ le temps moyen pour transmettre avec succès la charge utile d'un paquet sur le réseau.

La longueur moyenne d'un slot de temps peut être obtenue en considérant qu'avec la probabilité $(1 - P_{tr})$ le slot de temps est vide σ , avec la probabilité $P_{tr}P_s$ le slot de temps contient une transmission avec succès, avec la probabilité $P_{tr}P_{col}$ il contient un échec de transmission dû à une collision, avec la probabilité $P_{tr}P_{er}$ il contient un échec de transmission dû à une erreur soit sur le paquet soit sur le RTS.

$$E[slot] = (1 - P_{tr})\sigma + P_{tr}P_sT_s + P_{tr}P_{col}T_c + P_{tr}P_{er}^{Data}T_e^{Data} + P_{tr}P_{er}^{RTS}T_e^{RTS}. \quad (3.26)$$

Donc le taux d'occupation S est :

$$S = \frac{P_sP_{tr}T_{\bar{P}}}{(1 - P_{tr})\sigma + P_{tr}P_sT_s + P_{tr}P_{col}T_c + P_{tr}P_{er}^{Data}T_e^{Data} + P_{tr}P_{er}^{RTS}T_e^{RTS}}. \quad (3.27)$$

• Délai moyen de service (délai moyen de succès d'une transmission)

Le délai moyen de succès d'une transmission, s'exprime comme la moyenne des délais de succès de transmission par étage "j", $j = \overline{1, m}$. [20]

$$E[D] = \sum_{j=0}^m (E[D_j] \cdot Q_j) \quad (3.28)$$

Où $E[D_j]$ est le délai moyen du succès de transmission par étage, Q_j est la probabilité associée.

• Délai moyen du succès de transmission par étage

Ce délai, représente le temps moyen nécessaire pourvu qu'un paquet de données soit transmis à l'étage "j", il est défini comme suit :

$$E[D_j] = T_s + j \cdot T_{echec} + E[slot] \sum_{i=0}^j \left(\frac{W_i - 1}{2} \right), \quad 0 \leq j \leq m \quad (3.29)$$

Où la durée moyenne d'un slot de temps complet ($E[slot]$) est calculé par rapport aux $(n - 1)$ stations restantes, son expression est donnée par :

$$E[slot] = (1 - P_{tr})\sigma + P_{tr}P_sT_s + P_{tr}P_{col}T_c + P_{tr}P_{er}^{Data}T_e^{Data} + P_{tr}P_{er}^{RTS}T_e^{RTS}. \quad (3.30)$$

où : P_{tr} , P_s , P_{col} , P_{er} sont définies dans l'annexe B.

Le temps d'échec diffère selon le mode d'accès.

Mode basique

$$T_{echec} = \frac{P_e}{P_e + P_c} T_e^{Data} + \frac{P_c}{P_e + P_c} T_c^{Data}. \quad (3.31)$$

Mode RTS/CTS :

$$T_{echec} = P_r T_{echec_1} + (1 - P_r) T_{echec_2} \quad (3.32)$$

T_{echec_1} et T_{echec_2} sont calculés par rapport à la chaîne de Markov, présentée par la figure (3.1).

$$\left\{ \begin{array}{l} T_{echec_1} = \frac{P_e}{P_e + P_c} T_e^{RTS} + \frac{P_c}{P_e + P_c} T_c^{RTS} \\ T_{echec_2} = T_e^{Data} \end{array} \right. .$$

Mode Fragmentation :

$$T_{echec} = P_r T_{echec_1} + (1 - P_r) T_{echec_2} \quad (3.33)$$

$$\left\{ \begin{array}{l} T_{echec_1} = \frac{P_e}{P_e + P_c} T_e^{Data} + \frac{P_c}{P_e^F + P_c} T_c^{Data} \\ T_{echec_2} = (1 - \delta) T_e^{Data} \end{array} \right.$$

Mode RTS/CTS+fragmentation :

$$T_{echec} = P_r T_{echec_1} + (1 - P_r) T_{echec_2} \quad (3.34)$$

$$\left\{ \begin{array}{l} T_{echec_1} = T_{echec_1}^{RTS} \\ T_{echec_2} = T_e^{Data} \end{array} \right.$$

. Probabilité de succès de transmission à l'étage "j" :

C'est la probabilité que le paquet soit transmis avec succès à l'étage "j", après avoir subi j échecs ($0, 1, \dots, j - 1$).

$$Q_j = \frac{(1 - P)P^j}{1 - P^{m+1}}, \quad 0 \leq j \leq m \quad (3.35)$$

Où P est la probabilité d'échec de transmission, son expression diffère selon le mode d'accès.

Mode basique

$$P = P_r = 1 - (1 - P_c)(1 - P_e) \quad (3.36)$$

Mode RTS/CTS

$$P = P_r + P_e = 1 - (1 - P_c)(1 - P_e) + P_e. \quad (3.37)$$

Mode fragmentation

$$P = P_r + P_e = 1 - (1 - P_c)(1 - P_e) + P_e. \quad (3.38)$$

Mode RTS/CTS+Fragmentation

$$P = P_r + P_e = 1 - (1 - P_c)(1 - P_e) + P_e. \quad (3.39)$$

En remplaçant (3.29) et (3.35) dans l'équation (3.28) on aura :

$$E[D] = \sum_{j=0}^m ((T_s + j.T_{echec} + E[slot] \sum_{i=0}^j \frac{W_i - 1}{2}) \frac{(1 - P)P^j}{1 - P^{m+1}}) \quad (3.40)$$

Après quelques calculs (Voir annexe B), l'expression 3.28 devient :

$$E[D] = T_s + T_{echec} \frac{A^m}{Bm} + \frac{E[slot]}{2Bm} [(W_0 2^{m'+1} - W_0 - m' - 1)(B_m - B_{m'}) - (A_{m'} + B_{m'}) \\ + W_0(2H - B_{m'}) + (W_0 2^{m'} - 1)(A_m - A_{m'} - m'B_m - m'B_{m'})]. \quad (3.41)$$

On pose :

$$A_i = \frac{P(1 - P^i - i.P^i(1 - P))}{(P - 1)^2}, \\ B_i = \frac{P(1 - P^{i+1})}{1 - P}, \\ H = \frac{P(1 - (2P)^{m+1})}{1 - 2P}$$

• Délai moyen de destruction

Un paquet est détruit, lorsque le nombre maximal de retransmissions "m" est atteint, et la transmission est échouée ((m + 1) échecs).

$$E[T_{drop}] = (m + 1).T_{echec} + E[slot]. \sum_{i=0}^m \left(\frac{W_i - 1}{2} \right) \quad (3.42)$$

Après la simplification :

$$E[T_{drop}] = (m + 1).T_{chec} + \frac{1}{2}(W_0(2^{m'+1} - 1) + 2^{m'}W_0(m - m') - (m + 1))E[slot] \quad (3.43)$$

• **La gigue (écart-type)**

Afin de calculer la gigue, nous définissons les métriques suivantes :

• *Le délai moyen d'échec de transmission à l'étage "j" :*

$$E[U_j] = (j + 1).T_{chec} + E[slot] \sum_{i=0}^j \frac{W_i - 1}{2}, \quad 0 \leq j \leq m \quad (3.44)$$

• *Le délai moyen de succès de transmission à l'étage "j", ayant pris un backoff "i" dans le même étage "j"*

$$E[D_{j,i}] = T_s + i.E[slot] + E[U_{j-1}], \quad 0 \leq j \leq m; \quad 0 \leq i \leq W_{j-1} \quad (3.45)$$

• *La probabilité de succès de transmission à l'étage "j", ayant pris un backoff "i", dans le même étage "j"*

$$\theta_j = \frac{Q_j}{W_j}, \quad 0 \leq j \leq m \quad (3.46)$$

• *Le carré du délai moyen de succès de transmission*

$$E[D^2] = \sum_{j=0}^m \sum_{i=0}^{W_{j-1}} (E[D_{j,i}])^2 \cdot \theta_j \quad (3.47)$$

En remplaçant (3.45) et (3.46) dans (3.47) on aura :

$$E[D^2] = \sum_{j=0}^m \frac{(1 - P)Q_j}{1 - P^{m+1}} \frac{1}{W_j} \sum_{i=0}^{W_{j-1}} (T_s + i.E[slot] + E[U_{j-1}])^2 \quad (3.48)$$

Avec $E[U_{-1}] = 0$.

L'expression de la gigue (écart-type) est :

$$J = \sqrt{E[D^2] - (E[D])^2} \quad (3.49)$$

• La fonction cumulée du délai de service

Soit D l'ensemble des valeurs des délais obtenues par l'équation (3.45), et θ_D l'ensemble des probabilités correspondantes obtenues par l'équation (3.46). Alors la fonction cumulée du délai de service est :

$$P(D < d) = \sum_{d_i < d} \theta_D(d_i), \quad 1 \leq i \leq h \quad (3.50)$$

h est le nombre de paires $(d_i, \theta_D(d_i))$ (le délai et la probabilité correspondante).

$$h = \sum_{j=0}^m W(j) = (2^{m'+1} - 1)W_0 + (m - m')2^{m'}W_0 \quad (3.51)$$

3.3 Analyse et interprétation des résultats

Dans cette section, nous utiliserons notre modèle pour déterminer le taux d'arrivée λ (paquet/s) qui nous permet d'atteindre la saturation du débit, analyser quantitativement les performances du DCF 802.11 sous l'hypothèse d'un trafic non saturé et sous l'influence de taux d'erreur par bit (BER), et évaluer l'impact des mécanismes de fragmentation et RTS/CTS sur les performances du DCF et décider de leur efficacité. Le modèle mathématique proposé nous permettra d'analyser dans toutes les configurations possibles le comportement approché du protocole 802.11.

Cette phase est très importante car elle permet de faire la comparaison entre notre modèle et les travaux existants. Elle permet aussi de montrer l'influence du BER sur les performance d'un réseau non saturé.

3.3.1 Environnement de travail :

Pour l'analyse de notre modèle, nous avons besoin de quelques langages de programmations tels que : Matlab, Mathcad.

Matlab

Notre modèle a été implémenté avec le langage de programmation Matlab version 11. Notre choix s'est porté sur ce langage car nous estimons qu'il est l'un des langages de programmation mathématique les plus puissants qui existent actuellement, et aussi pour sa facilité d'utilisation. nous l'avons utilisé pour calculer les mesures de performance, taux d'occupation du canal, débit effectif global, les différents temps moyens cités auparavant et générer les graphes adéquats.

MathCad 14

MathCad 14 est un logiciel qui nous permet d'écrire et manipuler des équations mathématiques, d'effectuer des calculs et de tracer des données. Dans notre étude nous avons utilisé ce logiciel pour résoudre le système d'équations non linéaires à trois inconnues et calculer les valeurs numériques du taux de transmission τ .

3.3.2 Les paramètres MAC et PHY du 802.11

Les paramètres utilisés pour obtenir les résultats numériques dans notre modèle sont résumés dans le tableau 3.1. les valeurs correspondantes sont celles spécifiées pour la couche physique

HR-DSSS telle qu'elle est décrite dans le standard [26] et la taille des trames est celle définie dans la spécification de la couche MAC 802.11 [26].

Paramètre	Valeur
Temps de propagation du signal	1 μ s
DIFS	50 μ s
SIFS	10 μ s
Durée d'un slot vide	20 μ s
Débit de transmission des paquets de contrôle (RTS, CTS et ACK)	2 Mbits/s
Débit de transmission des paquets de données	11 Mbits/s
Débit de transmission de l'entête PHY	1 Mbits/s
Débit de transmission de l'entête MAC	2 Mbits/s
Taille minimale de la fenêtre de contention	32
Taille maximale de la fenêtre de contention	1024
Nombre maximum de retransmission	7
Taille de l'entête PHY	192 bits
Taille de l'entête MAC	34 octets
Taille de RTS	20 octets
Taille de CTS	14 octets
Taille de ACK	14 octets
Taille d'un fragment	512 octets
Taille maximale de la trame MAC	2312 octets

TABLE 3.1 – Paramètres de la couche PHY HR-DSSS et de la couche MAC 802.11

3.3.3 Analyse des résultats et interprétation

Nous avons développé la partie d'analyse de notre modèle sous Matlab 11. La visualisation des résultats des différents scénarios sous forme de courbes nous permet de comprendre de quelle manière les performances du DCF 802.11 évoluent sous la condition de non saturation .

Détermination du taux d'arrivée λ

Dans cette partie, nous avons pour objectif de déterminer la valeur de λ à partir de laquelle on atteint la saturation du débit dans le réseau quelque soit la mode d'accès utilisé.

Pour cela, nous fixons la taille d'un paquet de données à 1024 octets et la taille d'un fragment à 512 octets.

Nous avons considéré deux cas :

- (i) $BER = 10^{-5}$ (canal faiblement bruité) pour deux tailles du réseau : 10 et 40 stations.
- (ii) $BER = 5 * 10^{-5}$ (canal moyennement bruité) pour une du réseau égale à 10 stations.

La figure (3.2) représente une comparaison du comportement du débit entre le cas d'un réseau peu chargé (10 stations) et celui d'un réseau chargé (40 stations) et en considération des quatre modes de transmission dans un environnement faiblement bruité ($BER = 10^{-5}$), telle que le graphe A représente le cas d'un réseau peu chargé et celui de B représente le cas d'un réseau chargé.

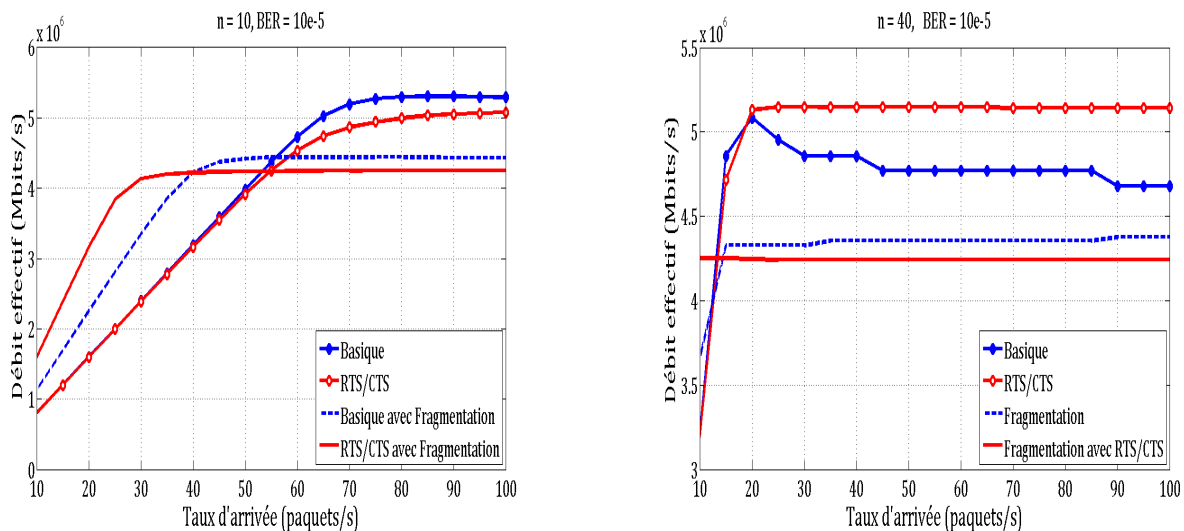


FIGURE 3.2 – Variation du débit en fonction du taux des arrivées

Nous remarquons sur la figure (3.2) que pour les quatre modes d'accès, le débit manifeste un comportement linéaire pour des valeurs de $\lambda < 40$, tel que pour les modes basique et RTS/CTS sans fragmentation on atteint la saturation du débit avec un taux de $\lambda = 80$ paquet/s tandis que si on active la fragmentation on atteint la saturation avec un taux de $\lambda = 40$ paquet/s.

Néanmoins la fragmentation n'améliore pas l'utilisation de la bande passante, cela est dû au faible taux d'erreur par bit $BER = 10^{-5}$ (Canal faiblement bruité) où il est préférable dans ces

conditions de transmettre un paquet tout entier que de le fragmenter du fait que la fragmentation engendre un coût supplémentaire à la transmission d'un paquet. Chaque deux fragments sont séparés par deux durées SIFS et une durée d'un ACK.

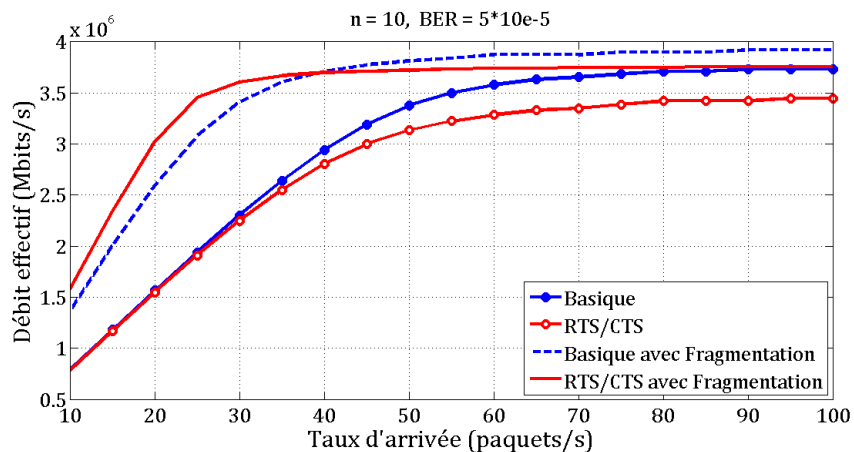


FIGURE 3.3 – Variation du débit en fonction du taux des arrivées

La saturation du débit est atteinte avec un taux d'arrivée $\lambda = 20$ paquets/s.

Des mêmes constatations concernant la fragmentation peuvent être déduites à la différence d'une légère diminution du débit effectif qui est dû à l'augmentation du nombre de stations dans le réseau et qui accroît d'avantage le risque de collision sur les paquets. Le mécanisme RTS/CTS affiche une nette augmentation par rapport à la figure A du fait que ce mécanisme est conçu pour réduire le risque de collision dans un réseau chargé et ainsi améliorer le débit effectif globale.

Dans la figure (3.3) on constate qu'on atteint la saturation du débit avec un taux d'arrivé $\lambda = 80$ paquets/s, on remarque aussi une franche diminution du débit qui est due au taux d'erreur par bit élevé par rapport au premier cas de figures ($BER = 5 \times 10^{-5}$, canal moyennement bruité).

Contrairement au premier cas, ici l'activation du mécanisme du RTS/CTS améliore le débit effectif en minimisant la probabilité d'erreur sur les paquets.

Dans cette figure comme dans le graphe A de la figure (3.2), la taille réduite (10 stations) du réseau a nécessité un taux d'arrivée de paquets plus important quant au taux constaté lorsque la taille du réseau est importante (40 stations).

Pour le calcul des différentes métriques de performance nous fixerons le taux d'arrivée des paquet à 80 paquet/s.

Débit effectif global :

Dans cette partie, nous avons pour objectif de montrer l'évolution du débit effectif global en fonction du nombre de stations dans le réseau.

Nous avons fixé la taille des paquets de données à 1536 octets, la taille d'un fragment à 512 octets, le taux d'arrivée λ à 80 paquets/s et on a varié le nombre de stations de 10 à 50 stations.

Afin de démontrer l'influence du BER sur la dégradation du débit effectif, nous avons considéré deux scénarios pour les quatre modes d'accès.

Scénario 1 Le canal est faiblement bruité ($BER = 10^{-5}$)

Scénario 2 Le canal est fortement bruité ($BER = 10^{-4}$)

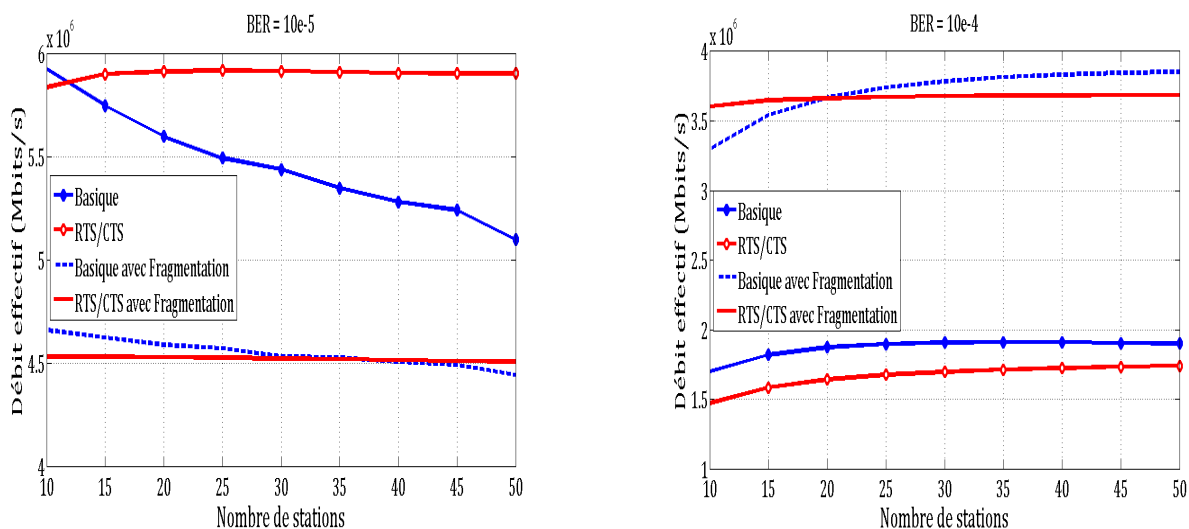


FIGURE 3.4 – La variation du débit effectif global en fonction du nombre de stations

La figure (3.4) représente l'utilisation de la bande passante utile (débit effectif global) dans deux environnements radios, telle que le graphe A représente l'évolution du débit pour les quatre modes d'accès dans un environnement faiblement bruité ($BER = 10^{-5}$) et B représente l'évolution du débit dans un environnement fortement bruité.

La première constatation qu'on peut tirer de la figure est la dégradation du débit effectif avec l'augmentation du BER, parce que dans un environnement dont le BER est élevé provoque la perte des paquets de données à cause des erreurs dues aux phénomènes radio.

Nous remarquons sur le graphe A que l'utilisation du mécanisme RTS/CTS permet d'améliorer et de stabiliser le débit effectif du protocole 802.11 lorsque l'environnement est faiblement bruité

($BER = 10^{-5}$), car ce mécanisme permet de protéger les paquets de données contre les collisions. Par conséquent, la perte d'un paquet ne peut être due qu'à une erreur. Tandis que, l'activation du mécanisme de fragmentation soit sur le mode d'accès basique ou sur le RTS/CTS n'améliore pas l'utilisation de la bande passante, mais engendre une dégradation significative du débit effectif, du fait que la fragmentation ajoute un coût supplémentaire à la transmission d'un paquet. Chaque deux fragments sont séparés par deux durées SIFS est une durée ACK (Overhead).

Nous remarquons sur le graphe B que l'activation du mécanisme de la fragmentation dans un environnement fortement bruité ($BER = 10^{-4}$) a permis une amélioration nette du débit effectif. Par contre, l'utilisation du mécanisme RTS/CTS n'apporte pas une amélioration du débit effectif, car les stations du réseau doublent leur fenêtre de contention à chaque paquet transmis erroné, ce qui ne réduit pas le taux d'erreur par paquet (PER) mais engendre un temps supplémentaire inutile. Par conséquent, le mécanisme RTS/CTS est inefficace dans un environnement où le BER est grand.

Détermination des délais moyens

Dans cette partie, nous montrerons les variations des temps moyen de service (temps moyen de succès pour un paquet de donnée) et du temps moyen de destruction d'un paquet en fonction du nombre de stations contenues dans le réseau. Pour cela, nous fixons les mêmes paramètres et scénarios déjà fixés pour l'analyse de l'évolution du débit effectif.

Délai moyen de service :

La figure (3.5), représente la variation du temps de service en fonction du nombre de stations dans le réseau pour les quatre modes d'accès dans deux environnements radios différents.

Les deux graphes A et B de la figure (3.5) nous indiquent que pour n'importe quel environnement radio l'augmentation du nombre de stations dans le réseau engendre une augmentation du délai moyen, cela peut être expliqué par le temps de l'échec élevé causé par les collisions dans le réseau.

Dans le graphe A, on remarque bien que l'activation du mécanisme de fragmentation soit sur le mode d'accès RTS/CTS ou le mode basique entraîne une augmentation du délai de service ce qui montre l'impact de l'utilisation de la fragmentation dans des environnements faiblement perturbés.

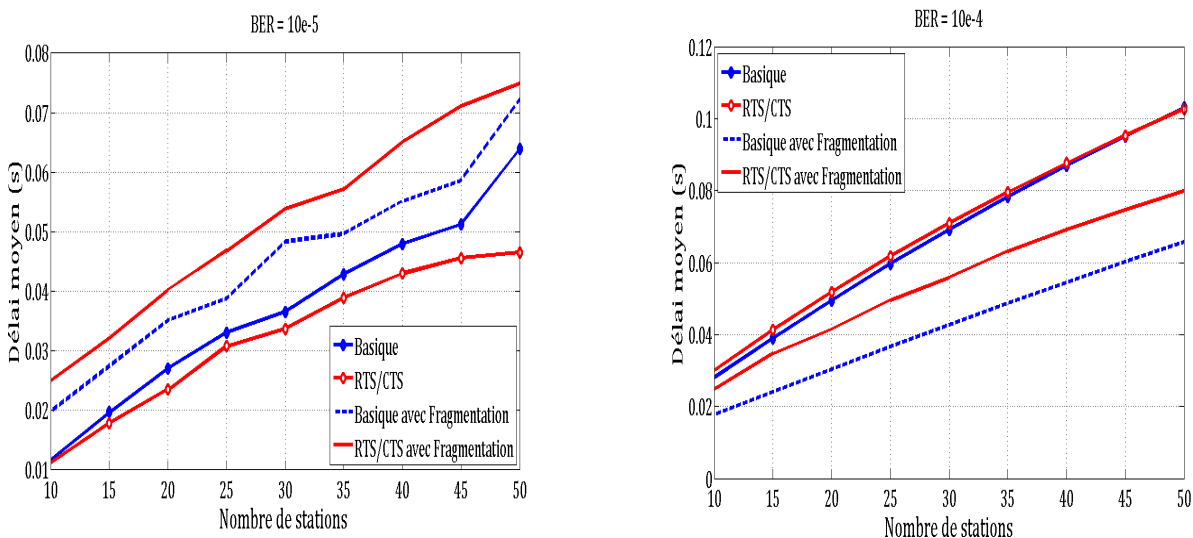


FIGURE 3.5 – Variation du délai moyen en fonction du nombre de stations

Tandis que le mode RTS/CTS occasionne une diminution du délai moyen par rapport au mode d'accès basique.

Dans le graphe B, l'activation du mécanisme de fragmentation a considérablement réduit le délai moyen ce qui peut être expliqué par l'efficacité du mécanisme de la fragmentation dans des environnements fortement bruités.

En effet la fragmentation abaisse le temps de l'échec dû aux erreurs de transmission, en réduisant le taux d'erreur par paquets (PER).

Délai moyen de destruction :

Dans la figure (3.6), on constate que l'évolution du délai moyen pour la destruction d'un paquet de données en fonction du nombre de stations contenues dans le réseau a la même allure que le temps moyen de service dans les deux environnements et pour les quatre modes d'accès. Les mêmes remarques concernant la fragmentation et RTS/CTS peuvent être déduites dans les deux cas de figure.

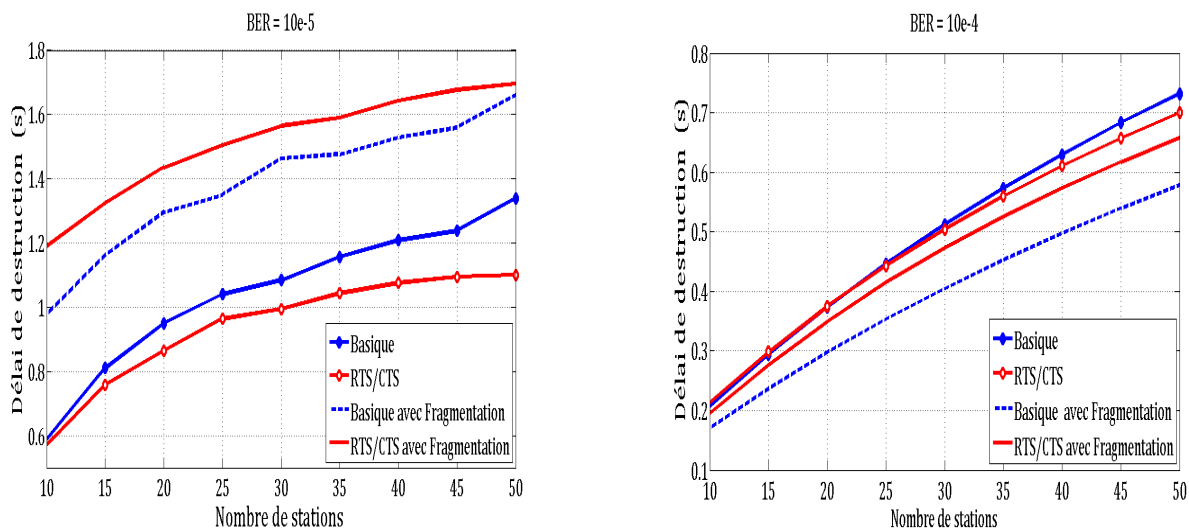


FIGURE 3.6 – Variation du délai de destruction en fonction du nombre de stations

La gigue (l'écart-type) :

La figure (3.7) représente la variation de la gigue (déviation du temps de service par rapport au délai moyen) en fonction du nombre de stations dans le réseau, dans un environnement fortement bruité pour les quatre modes d'accès.

On remarque que la déviation du délai moyen accroît lorsque la taille du réseau devient de plus en plus importante, cela est le résultat du nombre de collisions important sur les paquets de données.

Les modes d'accès basique et RTS/CTS affichent des variations importantes du délai par rapport à celles obtenues en activant le mécanisme de fragmentation, en effet l'activation de ce mécanisme a affaiblit considérablement le taux d'erreur par paquet (PER) ce qui a diminué la probabilité de retransmission des paquets et ainsi garder un délai de service plus au moins proche du délai moyen.

Contrairement au modes sans fragmentation le taux d'erreur important sur le paquet a augmenté la probabilité de retransmission et ainsi engendrer des variations du délai importantes par rapport au délai moyen de service.

Dans le mode RTS/CTS, une erreur de transmission due à une collision ou au bruit peut être subie soit au niveau des trames RTS, CTS ou au niveau du paquet ce qui varie les temps de l'échec d'un cas à un autre, par conséquent contribuer à des déviations considérables du délai de service.

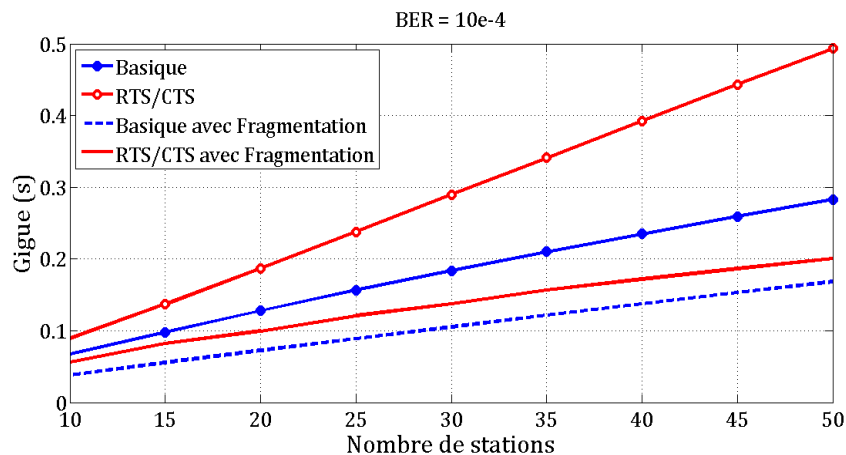


FIGURE 3.7 – Variation de la gigue en fonction du nombre de stations

La distribution du temps de service :

La figure (3.8) illustre la probabilité cumulée du temps de service en fonction du délais, dans un environnement bruité pour les quatre modes d'accès.

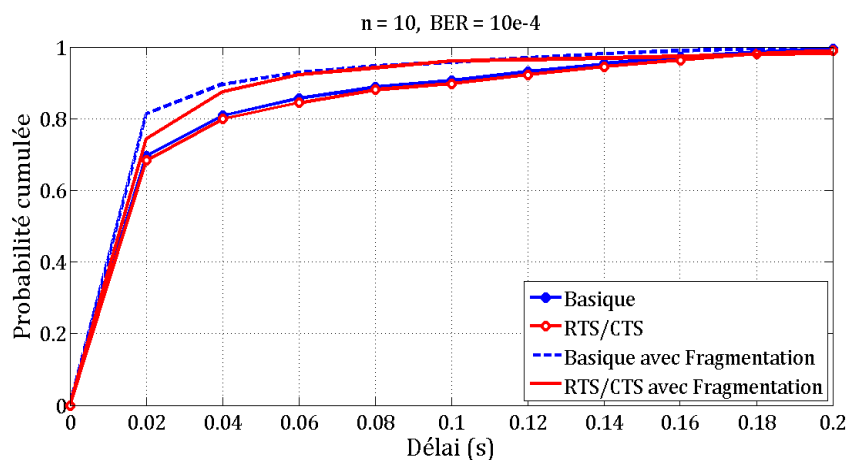


FIGURE 3.8 – Fonction du délai de service

Dans cette figures les courbes associées à la distribution du délai moyen pour les quatre modes d'accès, nous confirment les résultats déjà retrouvées concernant les temps moyens de service dans un environnement fortement perturbé ainsi que les différentes conclusions sur l'efficacité des mécanismes du fragmentation et du RTS/CTS .

En effet, nous constatons que pour le mode RTS/CTS sans fragmentation, la probabilité de transmettre avec succès dans des brefs délais ($d \leq 0.02s$) est inférieure à celle du mode RTS/CTS avec fragmentation et celle du mode basique avec fragmentation.

3.4 Conclusion

Dans la première partie de ce chapitre, nous avons proposé un modèle analytique, pour évaluer le débit effectif global, les délais moyens (service et destruction), la gigue et la distribution du délai de service dans un réseau 802.11, fonctionnant en mode basique ou RTS/CTS sous la condition d'un trafic non saturé dans un environnement réel.

Les principaux apports de notre modèle sont :

- (i) La considération des mécanismes RTS/CTS et de la fragmentation, dans la modélisation du DCF 802.11, et cela en introduisant de nouveaux états dans la chaîne de Markov.
- (ii) La considération de l'hypothèse de non saturation du trafic dans un environnement bruité et la détermination du taux des arrivées qui optimise l'utilisation de la bande passante quelque soit le mode d'accès utilisé.
- (iii) La considération de la probabilité d'erreur sur les trames RTS et CTS.
- (iv) La distinction entre un temps d'échec dû à une collision et un temps d'échec dû à une erreur sur le paquet (bruit).

La deuxième partie a été consacré à l'interprétation des résultats analytiques. Ces résultats présentés sous forme de courbes nous ont permis de comprendre de quelle manière les performances globales du protocole IEEE 802.11, sous l'hypothèse d'un trafic non saturé, évoluent dans un environnement radio.

Les résultats montrent que la prise en compte des facteurs de l'environnement et la nature du trafic est nécessaire pour évaluer les performances d'un réseau 802.11. D'autre part, ces résultats montrent que l'activation de la fragmentation constitue une solution intéressante et très efficace pour réduire l'effet du canal radio sur les performances du protocole. De même, l'utilisation du RTS/CTS permet l'amélioration des performances du protocole dans des environnements faiblement perturbés et s'avère non optimal lorsque le BER est très élevé. Par conséquent, son activation engendre des délais supplémentaires importants et augmente les délais moyens de service et de destruction.

4

Amélioration du mécanisme RTS/CTS

4.1 Introduction

L'augmentation du BER dans l'environnement, dégrade la qualité des communications sans fil, et rend l'utilisation du mécanisme RTS/CTS non optimale. Afin d'optimiser son utilisation, nous proposons, dans ce chapitre, une amélioration de ce mécanisme dans les environnements fortement bruités.

De ce fait, dans un premier temps, nous élaborerons un modèle mathématique pour le RTS/CTS amélioré (Enhanced RTS/CTS); puis dans un deuxième temps, nous évaluerons ses performances en les comparant à celles du RTS/CTS standard.

4.2 Motivation

L'une des caractéristiques majeures des environnements bruités, est le taux élevé du BER présent dans le canal physique. Dans ces environnements les réseaux sans fil sont considérés non fiables, étant donné que le taux élevé du BER corrompt les paquets transmis rendant ces derniers incompréhensibles aux stations réceptrices. Dans un réseau 802.11, la perte des paquets peut être causée soit par une collision, soit par des erreurs introduites par le canal. Dans ces cas, le protocole CSMA/CA stipule que si une station émettrice ne reçoit pas un acquittement (ACK) au bout d'un certain seuil de temps, le paquet envoyé est considéré comme perdu et une procédure de retransmission doit être déclenchée.

Sachant que cette procédure augmente la valeur de CW, alors que la station émettrice va attendre un temps proportionnel à la valeur du backoff timer choisie avant de retransmettre le paquet perdu. Or, ce comportement est non optimal dans le cas où le paquet est perdu à cause d'une erreur du canal. En effet, la fenêtre de contention ne doit pas être augmenté pour éviter les collisions si la perte est provoquée par le BER.

4.3 Une version améliorée du mécanisme RTS/CTS

Dans le but d'améliorer les performances des réseaux IEEE 802.11 dans les environnements bruités, nous proposons d'adapter le mécanisme RTS/CTS utilisé rationnellement par le standard.

Pour ce faire, il faudrait prendre en considération deux propriétés essentielles associées à l'utilisation de ce mécanisme. Sachant qu'après un échange RTS/CTS toutes les stations écoutant l'un de ces deux paquets : (i) initialisent la variable NAV avec la durée de transmission ; (ii) se mettent en veille durant cette période ; alors les paquets de données des deux stations initialisant cette échange peuvent être envoyés sans risque de collision. Par conséquent, nous pouvons tirer la première propriété à utiliser pour l'adaptation du mécanisme RTS/CTS à savoir : les seuls paquets pouvant causer des collisions sont les paquets de contrôle RTS/CTS, tandis que les paquets de données sont envoyés avec une probabilité de collision égale à 0.

Par ailleurs la valeur du taux d'erreur par paquet PER des paquets de contrôle RTS/CTS est faible par rapport à celle des paquets de données, vu leurs tailles réduites quelque soit la valeur du BER. Donc la deuxième propriété à utiliser est que seuls les paquets de données sont susceptibles d'être affectés par les erreurs du canal, tandis que les paquets RTS et CTS sont épargnés de ces erreurs.

Etant donné que : (i) les seuls paquets pouvant causer des collisions sont les paquets RTS et

CTS ; (ii) les seuls paquets subissant des pertes dues au canal sont les paquets de données.

Nous pouvons alors adapter le mécanisme RTS/CTS aux environnements bruités.

Ainsi quand un paquet CTS n'est pas reçu après l'envoi d'un paquet RTS, cela indique que le RTS est entré en collision avec un autre paquet de contrôle soit RTS soit CTS, alors la station émettrice va retransmettre le paquet RTS, après avoir doublé le cw.

Si un ACK n'est pas reçu pour un paquet de données après un échange réussi de RTS/CTS, cela indique que le paquet a été corrompu à cause des erreurs sur le canal. Alors la station émettrice va retransmettre ce paquet perdu avec zero coût, ie : plutôt que d'augmenter la valeur de CW comme proposé dans le standard, nous proposons que la station émettrice garde la valeur nulle de son backoff afin retransmettre aussitôt le paquet perdu et on répète la procédure jusqu'à que la station atteint le nombre de retransmissions permis "m" défini par le standard.

4.4 Description du modèle

Afin de présenter notre modèle et illustrer ses différents paramètres, nous allons suivre la démarche décrite dans le chapitre précédent.

Dans le but de simplifier notre étude, nous reprenons les mêmes hypothèses définies auparavant pour le modèle étudié précédemment, à part le fait que le trafic est supposé saturé.

Dans cette section, nous allons établir deux modèles analytiques : (i) le modèle RTS/CTS sans amélioration ; (ii) : le modèle RTS/CTS amélioré (Enhanced RTS/CTS). Par la suite, nous déterminerons deux métriques de performances pour chaque modèle (Débit effectif global et temps moyen de service).

RTS/CTS sans amélioration

Chaîne de Markov :

La figure (4.1) montre la chaîne de Markov à temps discret et à quatre dimensions qui modélise les états de backoff et de transmission du protocole DCF 802.11 avec un mode d'accès RTS/CTS sans amélioration.

Dans cette chaîne, nous définissons quatre processus stochastiques $\{a(t), s(t), b(t), r(t)\}$ qui représentent respectivement le type de l'état, l'étape du backoff, la valeur du compteur de backoff et le mode d'accès au canal pour une station donnée à un instant donné.

ou R désigne RTS et P le paquet de données.

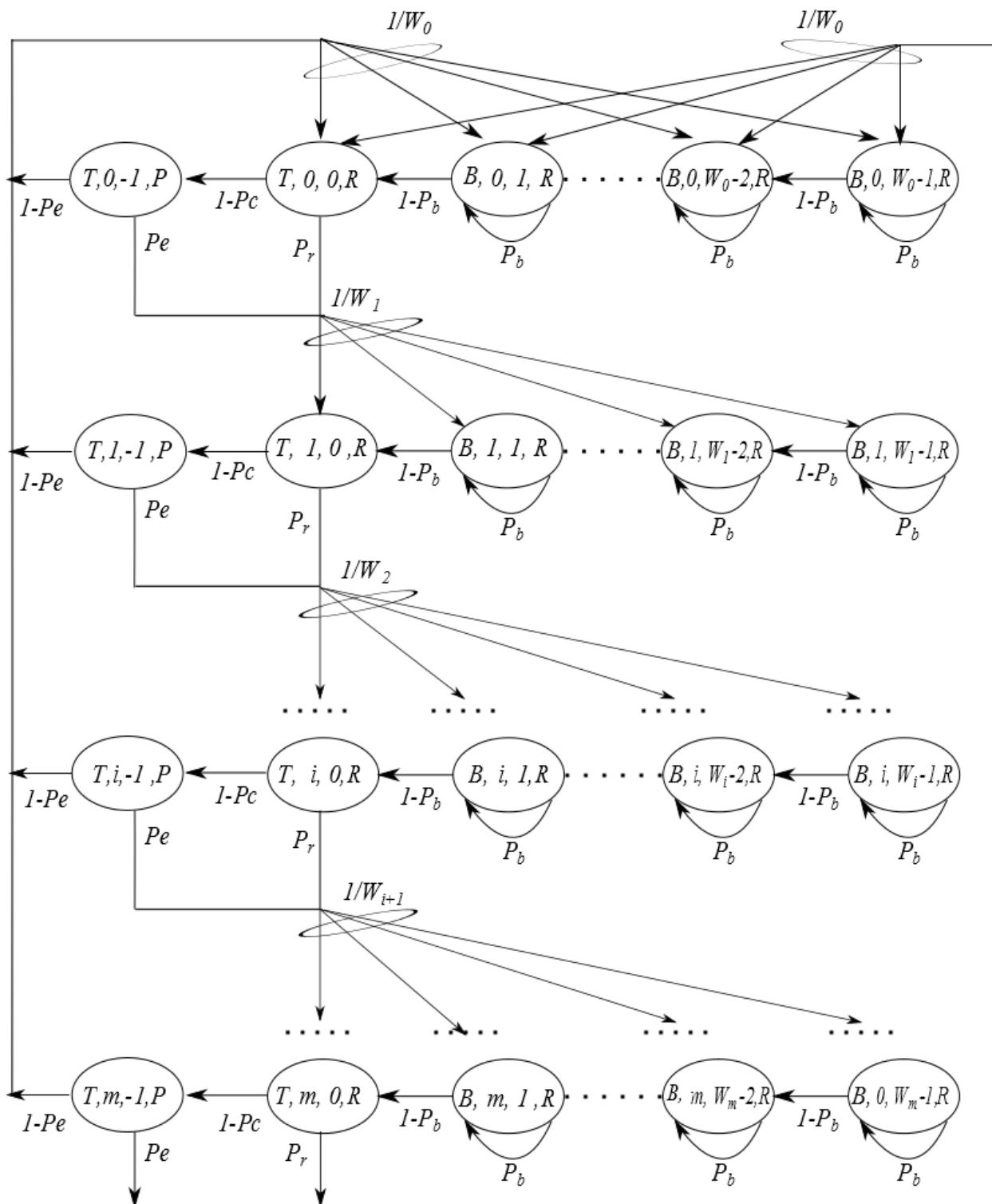


FIGURE 4.1 – La chaîne de RTS/CTS

Les probabilités d'états stationnaires :

la chaîne de Markov (4.1) est ergodique (elle admette une seule classe récurrente), donc, pour calculer les probabilités d'états stationnaires on applique la propriété du régime permanent et on obtient les expressions suivantes :

$$\begin{aligned}
\bullet \pi_{T,i,0,R} &= \alpha^i \pi_{T,0,0,R}, & j = 0, i \in (0, \dots, m); \\
\bullet \pi_{T,i,-1,P} &= (1 - P_c) \alpha^i \pi_{T,0,0,R}, & j = -1, i \in (0, \dots, m); \\
\bullet \pi_{B,0,j,R} &= \left(\begin{array}{l} (1 - P_e)(1 - P_c) \left(\frac{1 - \alpha^{m+1}}{1 - \alpha} \right) \\ + P_c \alpha^m + P_e (1 - P_c) \alpha^m \end{array} \right) \frac{1}{1 - P_b} \frac{W_0 - k}{W_0} \pi_{T,0,0,R}, & j = (1, \dots, W_0 - 1), i = 0; \\
\bullet \pi_{B,i,j,R} &= \frac{\alpha^i}{1 - P_b} \frac{W_i - j}{W_i} \pi_{T,0,0,R}, & j = (1, \dots, W_i - 1), i \in (1, \dots, m);
\end{aligned}$$

Où :

$$\alpha = P_c + P_e(1 - P_c)$$

Calcul de l'expression de $\pi_{T,0,0,R}$:

$$\pi_{T,0,0,R} = \left(\begin{array}{l} \frac{2(1 - \alpha)(1 - 2\alpha)(1 - P_b)}{2(1 - \alpha^{m+1})(2 - P_c)(1 - P_b) + 2W_0\alpha(1 - (2\alpha)^{m'}) (1 - \alpha)} \\ + 2m' W_0 \alpha^{m'+1} (1 - \alpha^{m-m'}) (1 - 2\alpha) - \alpha(1 - \alpha^m)(1 - 2\alpha) \\ + [(1 - P_c) \frac{1 - \alpha^{m+1}}{1 - \alpha} + P_c \alpha^m + P_e(1 - P_c) \alpha^m] (W_0 - 1)(1 - \alpha)(1 - 2\alpha) \end{array} \right) \quad (4.1)$$

Probabilité de transmission pour une station dans un slot de temps :

$$\tau = \sum_{i=0}^m \alpha^i \cdot \pi_{T,0,0,R} = \frac{1 - \alpha^{m+1}}{1 - \alpha} \cdot \pi_{T,0,0,R} \quad (4.2)$$

Afin d'obtenir les valeurs numériques de τ et de P_c , nous résolvons le système d'équations non linéaires à deux inconnues obtenu par les formules précédentes.

$$\left\{ \begin{array}{l} \tau = \sum_{i=0}^m \alpha^i \cdot \pi_{T,0,0,R} = \frac{1 - P_c^{m+1}}{1 - P_c} \cdot \pi_{T,0,0,R} \\ P_c = 1 - (1 - \tau)^{n-1} \end{array} \right. \quad (4.3)$$

Le débit effectif global :

Le débit effectif global s'exprime comme suit :

$$TH_R = S * R \quad (4.4)$$

Où R est le débit de transmission défini par la norme et S est taux d'occupation du canal.

$$S = \frac{P_s P_{tr} T_P}{(1 - P_{tr})\sigma + P_s P_{tr} T_s + P_C P_{tr} T_c + P_{tr} P_{er} T_e} \quad (4.5)$$

T_s , T_c et T_e sont définis comme suit :

$$\left\{ \begin{array}{l} T_s = T_{RTS} + \xi + T_{SIFS} + T_{CTS} + \xi + T_{SIFS} + T_{PHY} + T_{MAC} + T_P + T_{DIFS} + T_{ACK} + \xi + T_{DIFS} \\ T_c = T_{RTS} + \xi + T_{SIFS} + T_{CTS} + T_{DIFS} \\ T_e = T_{PHY} + T_{MAC} + T_P + T_{DIFS} + T_{ACK} \end{array} \right. \quad (4.6)$$

Le délai moyen de service :

Le délais moyen de service est donné par :

$$E[D] = \sum_{j=0}^m (E[D_j] \cdot Q_j) \quad (4.7)$$

Tel que :

$$E[D_j] = T_s + j \cdot T_{echec} + E[slot] \sum_{i=0}^j \left(\frac{W_i - 1}{2} \right), \quad 0 \leq j \leq m \quad (4.8)$$

$$Q_j = \frac{(1 - P)P^j}{1 - P^{m+1}}, \quad 0 \leq j \leq m \quad (4.9)$$

$$T_{echec} = P_c T_c + (1 - P_c) T_e \quad (4.10)$$

RTS/CTS amélioré

Chaîne de Markov :

La figure (4.2) montre la chaîne de Markov à temps discret et à quatre dimensions qui modélise les états de backoff du protocole DCF 802.11 avec un mode d'accès RTS/CTS amélioré. Les détails des calculs ci-dessous sont présentés dans l'annexe C.

Les probabilités d'états stationnaires :

la chaîne de Markov (4.2) est ergodique (elle admette une seul classe récurrente), donc, pour calculer les probabilités d'états stationnaires on applique la propriété du régime permanent et on obtient les expressions suivantes :

$$\begin{aligned}
\bullet \pi_{T,i,0,R} &= P_c^i \pi_{T,0,0,R}, & j = 0, i \in (0, \dots, m); \\
\bullet \pi_{T,0,-1,P} &= (1 - P_c) \pi_{T,0,0,R}, & j = -1, i = 0; \\
\bullet \pi_{T,i,-1,P} &= (1 - P_c) \sum_{l=0}^i P_c^l P_e^{i-l} \pi_{T,0,0,R}, & j = -1, i \in (0, \dots, m); \\
\bullet \pi_{B,0,j,R} &= \left((1 - P_e)(1 - P_r) + \frac{(1 - P_e)(1 - P_r)}{P_e - P_r} \left[\frac{P_e^2(1 - P_e^m)}{1 - P_e} - \frac{P_e^2(1 - P_e^m)}{1 - P_c} + P_e^{m+1} - P_c^{m+1} \right] + P_c^m \right) \frac{W_0 - k}{W_0} \frac{1}{1 - P_b} \pi_{T,0,0,R}, & j = 0, i \in (0, \dots, m); \\
\bullet \pi_{B,i,j,R} &= \frac{P_c^i}{1 - P_b} \frac{W_i - j}{W_i} \pi_{T,0,0,R}, & j = (1, \dots, W_i), i \in (1, \dots, m);
\end{aligned}$$

Calcul de l'expression de $\pi_{T,0,0,R}$:

$$\pi_{T,0,0,R} = \left(\frac{2(1 - P_c)(1 - 2P_c)(1 - p_b)(P_e - P_c)}{2W_0 P_c (1 - (2P_c)^{m'}) (1 - P_c)(P_e - P_c) + 2^{m'} W_0 P_c^{m'+1} (1 - P_c^{m-m'}) (1 - 2P_c)(P_e - P_c) + 2\beta(1 - P_c)^2 (1 - 2P_c)(1 - p_b) - P_c(1 - P_c^m)(1 - 2P_c)(P_e - P_c) + \gamma(W_0 - 1)(1 - P_c)(1 - 2P_c)(P_e - P_c) + 2(1 - P_c)^2 (1 - 2P_c)(1 - p_b)(P_e - P_c)} \right) \quad (4.11)$$

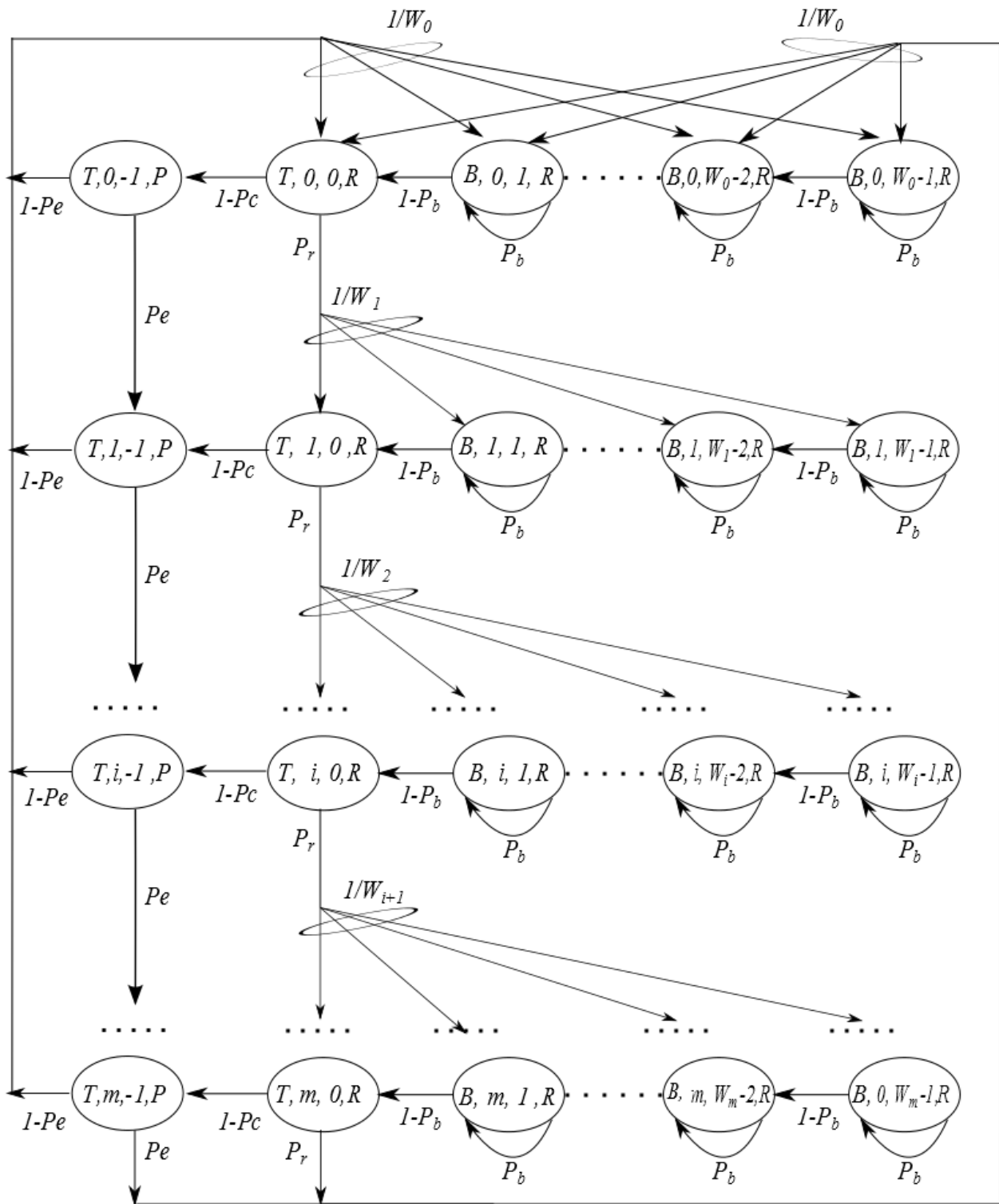


FIGURE 4.2 – Chaîne de Markov du RTS/CTS amélioré

Probabilité de transmission pour une station dans un slot de temps :

$$\tau = \sum_i^m P_c^i \cdot \pi_{T,0,0,R} = \frac{1 - P_c^{m+1}}{1 - P_c} \cdot \pi_{T,0,0,R} \quad (4.12)$$

Afin d'obtenir les valeurs numériques de τ et de P_c , nous résolvons le système d'équations non linéaires à deux inconnues suivant :

$$\begin{cases} \tau = \sum_i^m P_c^i \cdot \pi_{T,0,0,R} = \frac{1 - P_c^{m+1}}{1 - P_c} \cdot \pi_{T,0,0,R} \\ P_c = 1 - (1 - \tau)^{n-1} \end{cases} \quad (4.13)$$

Le débit effectif global :

Le débit effectif global s'exprime comme suit :

$$TH_R = S * R \quad (4.14)$$

Où R est le débit de transmission défini par la norme et S est taux d'occupation du canal.

$$S = \frac{P_s P_{tr} T_{\bar{P}}}{(1 - P_{tr})\sigma + P_s P_{tr} T_s + P_c P_{tr} T_c + P_{tr} P_{er} T_e} \quad (4.15)$$

T_s , T_e et T_c sont définis comme suit :

$$\begin{cases} T_s = T_{RTS} + \xi + T_{SIFS} + T_{CTS} + \xi + T_{SIFS} + T_{PHY} + T_{MAC} + T_{\bar{P}} + T_{SIFS} + T_{ACK} + \xi + T_{DIFS} \\ T_c = T_{RTS} + \xi + T_{SIFS} + T_{CTS} + T_{DIFS} \\ T_e = T_{PHY} + T_{MAC} + T_{\bar{P}} + T_{ACK} \end{cases} \quad (4.16)$$

Le délai moyen de service :

Le délais moyen de service est donné par :

$$E[D] = \sum_{j=0}^m (E[D_j \cdot Q_j]) \quad (4.17)$$

Tel que :

$$E[D_j] = \frac{1}{P_j^{succs}} \left[\sum_{i=0}^j (T_S + (j-i)T_c + i.T_e + E[slot] \sum_{k=0}^{j-i} (\frac{W_k - 1}{2})) (1 - P_c)(1 - P_e).P_c^{j-i}.P_e^i \right] \quad (4.18)$$

$$Q_j = \frac{P_j^{succs}}{\sum_{i=0}^m P_i^{succs}} \quad (4.19)$$

où P_j^{succs} est la probabilité de succès a l'étage "j" :

$$P_j^{succs} = (1 - P_c)(1 - P_e) \sum_{i=0}^j P_c^i . P_e^{j-i} = \frac{P_e^{j+1} - P_c^{j+1}}{P_e - P_c} \quad (4.20)$$

4.5 Analyse, comparaison et interprétation des résultats

Dans cette section, nous allons analyser et comparer les résultats obtenus par les des modèles à savoir :le RTS/CTS non amélioré avec le RTS/CTS amélioré, et déterminer le niveau d'amélioration qu'engendre notre proposition.

Dans notre analyse, nous utiliserons le même environnement de travail, et les mêmes paramètres physiques et MAC utilisés dans le chapitre précédent.

Débit effectif global :

Dans cette partie, nous avons pour objectif de montrer l'évolution du débit effectif global en fonction du nombre de stations dans le réseau.

Nous avons fixé la taille des paquets de données à 1536 octets, on a varier le nombre de stations de 10 à 50 stations.

Afin de démontrer l'efficacité du RTS/CTS amélioré, et de la comparer avec celle du RTS/CTS non amélioré dans un environnement, nous avons considéré deux scénarios.

Scénario 1 Le canal est faiblement bruité ($BER = 10^{-5}$)

Scénario 2 Le canal est fortement bruité ($BER = 10^{-4}$)

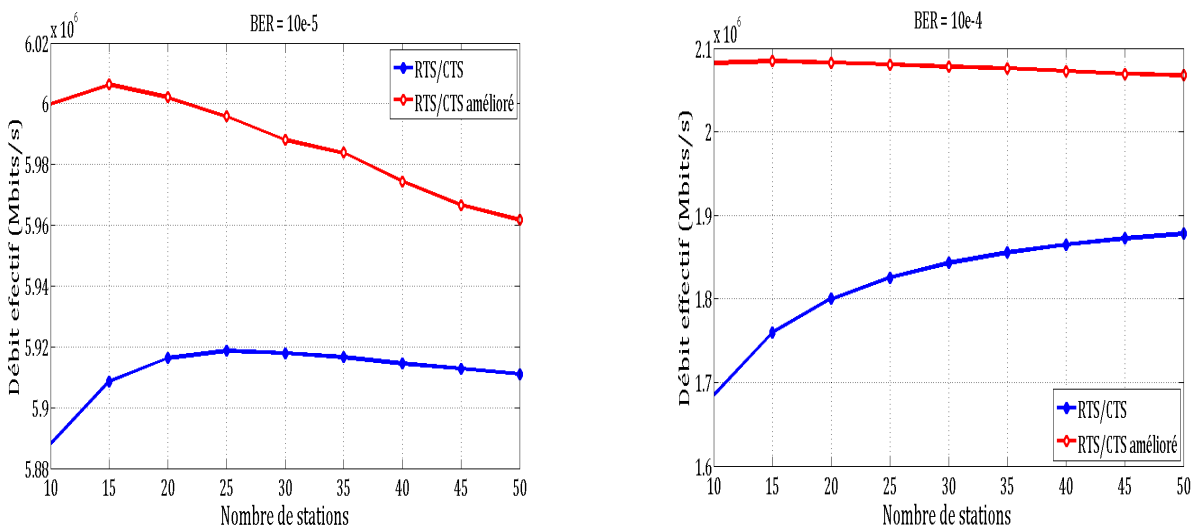


FIGURE 4.3 – Variation du débit effectif en fonction du nombre de stations

La figure (4.3) représente l'utilisation de la bande passante utile (débit effectif global) dans deux environnements radios, telle que le graphe A représente l'évolution du débit pour les deux

modèles (amélioré et non amélioré) dans un environnement faiblement bruité ($BER = 10^{-5}$), B représente l'évolution du débit dans un environnement fortement bruité.

Dans les deux graphes de la figure, nous remarquons une amélioration dans la valeur du débit effectif quand on utilise la version amélioré du RTS/CTS.

Néanmoins, cette amélioration est nettement importante dans le cas où l'environnement est fortement bruité ($BER = 10^{-4}$), en effet on constate dans la figure que lorsque la taille du réseau est réduite la différence dans la valeur du débit atteint 0.11 Mbits/s pour un environnement faiblement perturbé, or que cette même différence atteint 0.4 Mbits/s dans un canal fortement perturbé.

Cela peut être expliqué par le fait, que dans un canal où les caractéristiques sont proches de celle d'un canal idéal, le PER est faible alors le risque de retransmission d'un paquet de données à cause d'une erreur du canal est réduit, ce qui rapproche le comportement du RTS/CTS amélioré au comportement du RTS/CTS non amélioré.

Délai moyen de service :

La figure (4.4), représente la variation du temps de service en fonction du nombre de stations dans le réseau pour les deux modèles dans deux environnements radios différents.

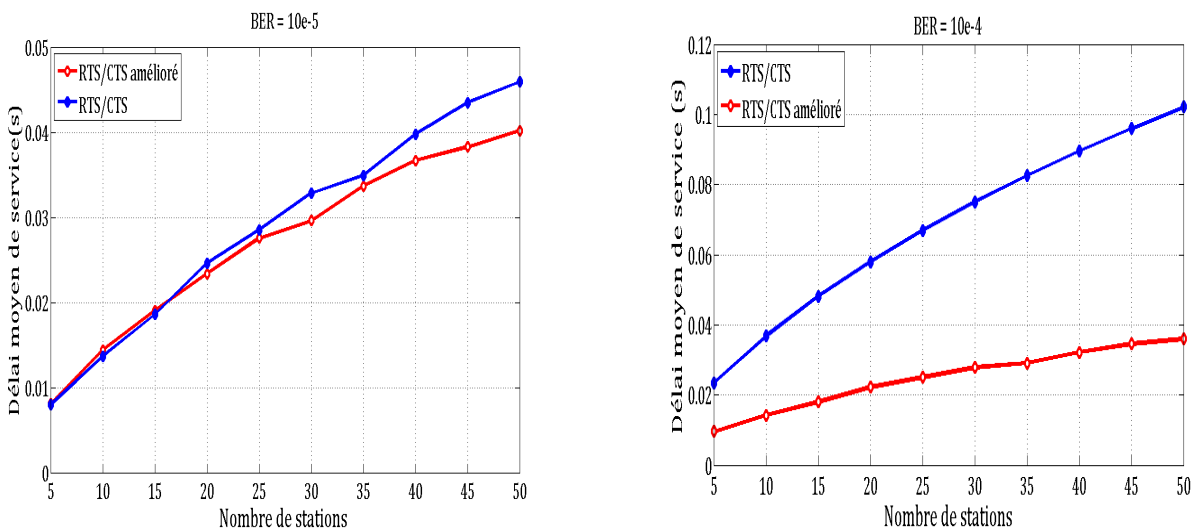


FIGURE 4.4 – Variation du délais de service en fonction du nombre de stations

Dans les deux graphes de la figure, nous remarquons une diminution du délai de service quand on utilise la version amélioré du RTS/CTS.

La diminution est importante(0.06 secondes) dans le cas où l'environnement est fortement bruité. La figure démontre bien, l'efficacité de l'amélioration du RTS/CTS dans les environnements bruités et cela en évitant à la station d'augmenter inutilement son CW, lorsque l'échec de transmission est due à une erreur dans le canal.

4.6 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons proposé une amélioration du mécanisme RTS/CTS "Enhanced RTS/CTS" afin d'améliorer le standard IEEE 802.11 dans les environnements bruités. Le mécanisme proposé est une amélioration du mécanisme RTS/CTS dont le but est de permettre à une station de distinguer entre les erreurs provenant des collisions et les erreurs du canal. Pour cela, nous nous sommes basés sur les deux points suivants :

- Si les paquets perdus après une collision sont les paquets RTS/CTS, alors pour les retransmissions la procedure DCF est exécutée.
- Si les paquets sont perdus à cause du BER, alors la station retransmet immédiatement ce dernier à condition que le nombre re retransmissions maximal ne soit pas atteint.

Conclusion générale

Dans ce travail, nous avons analysé les performances du standard IEEE 802.11. Nous avons, plus précisément, étudié l'influence de l'état du canal sur le comportement de la fonction DCF 802.11 dans les conditions de non saturation du trafic. Nous avons évalué les différentes métriques de performances du réseau 802.11, telles que : le débit effectif global, les délais moyens de service et de destruction des paquets de données. L'analyse des solutions proposées par la norme, à savoir : fragmentation et RTS/CTS dans les environnements bruités, nous a motivé pour proposer une amélioration du mécanisme RTS/CTS.

Nous avons utilisé dans cette étude l'approche analytique pour l'analyse des performances du 802.11 et de la nouvelle solution RTS/CTS proposée. Nous avons proposé un modèle mathématique, qui reflète le plus fidèlement possible le comportement du DCF du protocole 802.11 dans les conditions de non saturation du trafic et sous l'influence des perturbations engendrées par le canal radio.

Pour analyser le comportement approché d'un réseau IEEE 802.11 avec un trafic non saturé, nous avons développé une application numérique pour notre modèle à l'aide des deux logiciels Mathcad et Matlab. Cette étude nous a permis de remarquer une dégradation significative des performances du protocole IEEE 802.11 (une diminution accrue de l'utilisation de la bande passante utile et une augmentation importante des délais de transmission) lorsque le taux d'erreurs par bit et/ou la taille du réseau augmentent.

L'application des mécanismes de fragmentation et de RTS/CTS avec le protocole CSMA/CA permet un niveau d'amélioration considérable et constitue une solution très efficace pour réduire le risque de collisions et l'effet de l'environnement radio sur les performances d'un réseau IEEE 802.11. Ces résultats prouvent que la fragmentation, dans un environnement donné permet de figer le taux de perte par paquet et par conséquent de maintenir les performances du protocole. Mais son activation dans des environnements ayant des caractéristiques proches de celles d'un en-

vironnement idéal, ne fait qu'engendrer un overhead supplémentaire. Lorsque le taux d'erreur par bit (BER) est élevé, l'application du RTS/CTS n'améliore pas les performances du réseau 802.11.

L'adaptation du mécanisme RTS/CTS aux environnements bruités, a permis une amélioration considérable des performances du protocole IEEE 802.11.

Comme perspectives de recherche nous envisageons :

- La simulation sous NS des mécanismes RTS/CTS et fragmentation en les comparant avec nos résultats analytiques.
- L'évaluation des performances du RTS/CTS amélioré en considérant la non saturation du trafic.
- La simulation du mécanisme RTS/CTS amélioré.
- La proposition d'une amélioration pour le mécanisme de fragmentation, et cela en évitant à la station de doubler la fenêtre de contention, lorsque l'échec de transmission est due aux erreurs du canal.

Bibliographie

- [1] [http://stratégies télécoms et multimédia - dt 35 - les réseaux locaux radio électriques \(wlan et pan\), communication et média pour l'innovation des tic.htm](http://stratégies_télécoms_et_multimédia_-_dt_35_-_les_réseaux_locaux_radio_électriques_(wlan_et_pan),_communication_et_média_pour_l'innovation_des_tic.htm). wikipédia.
- [2] Infracom online : "802.11 les réseaux sans fil", <http://online.infracom.fr>.
- [3] Mounir ACHIR. Technologies basse consommation pour les réseaux ad-hoc. Thèse de doctorat, INSTITUT NATIONAL POLYTECHNIQUE DE GRENOBLE, 06 juillet 2005.
- [4] J. YEO & A. AGRAWALA. Packet error model for the ieee 802.11 mac protocol. *In Personal, Indoor and mobile Radio Communications*, 2003.
- [5] D. AISSANI. Support de cours du processus aléatoires avancés première année master recherche opérationnelle. Université de Bejaia, 2011.
- [6] E.ZIOUVA & ANTONAKOPOULOS. Cdma/ca performance under high traffic conditions : Throughput and delay analysis. *Computer Communications*.
- [7] G. BIANCHI. Ieee 802.11 : Saturation throughput analysis. *IEEE communication Letters*, 2 No 12 :318–320, December 2000.
- [8] P. CHATZIMISIOS & A.C. BOUCOUVALAS. Ieee 802.11 wireless lans : performance analysis and protocol refinement. *EURASIP Journal on Applied Signal Processing*, 2005.
- [9] P. BRENNER. Tutorial on the ieee 802.11 protocol. *BREEZEcom Wireless Communications*, juillet 1996.
- [10] C. CHAUDET. *Autour de la Réserve de Bande Passante Dans les Réseaux Ad hoc*. Thèse de doctorat, Institut National des Sciences Appliquées de Lyon, 2004.
- [11] D. GROSS & C.M.HARRIS. *Fundamentals of Queuing Theory*. 1974.
- [12] M. DUCHATEAU. Analyse et simulation du déploiement d'un réseau sans fil à l'ulb. Mémoire de fin d'étude, Université Libre de Bruxelles, 2004/2005.
- [13] J. GUEGAND. *Mathématiques et Probabilité*. 1998.
- [14] Guy.PUJOLLE. *Wi-Fi par la pratique*. septembre 2002.

- [15] A. KSENTINI & M. IBRAHIM. Modeling and analysing an improved 802.11 mac layer under noisy channel. *Institut de Recherche en Informatique et Systèmes Aléatoires, Rennes, France*, (1840), Mars 2007.
- [16] H.M. ALSABBAGH & J.CHEN. Influence of the limited retransmission on the performance of wlans using error-prone channel. *I. J. Communications, Network and System Sciences*, pages 1–103, Février 2008.
- [17] D. MALONE & D.J. LEITH K. DUFFY. Modeling the 802.11 distributed coordination function in non-saturated conditions. *IEEE Communications Letters*, pages 715–717, 2005.
- [18] Y.TAY & K.CHUA. A capacity analysis for the ieee 802.11 mac protocol. *Wireless networks*, (7(2)) :159–171, Mars 2001.
- [19] M.YAZID & L.ZIANE KHODJA. Analyse des performances du standard ieee 802.11 mode ad hoc dans un environnement radio : De la modélisation analytique à la simulation. Mémoire de fin d'études, Département d'Informatique, Université de Béjaia, 2008.
- [20] V.VITSAS & K.PAPARRIZOS. Packet delay metrics for ieee 802.11 distributed coordination function. *Springer Science + Business Media*, pages 772–781, December 2009.
- [21] I.GUÉRIN LASSOUS. Quelles performances pour les réseaux wifi. *Techniques de l'ingénieur*, Septembre 2012.
- [22] M. H. MANSHAEI. *Cross layer Interactions for Adaptive Communications in IEEE 802.11 Wireless LANs*. Thèse de doctorat, Université de Nice, Sophia Antipolis, Ecole Doctorale STIC, Nice, décembre 2005.
- [23] C. MARCHAND. *Mise au Point d'Algorithmes Répartis dans un Environnement Fortement Variable, et Expérimentation dans le Contexte des Pico réseaux*. Thèse de doctorat, Institut National Polytechnique de Grenoble, décembre 2004.
- [24] J. VAN DER MEERSCHEN. Hybridation entre les modes ad-hoc et infrastructure dans les réseaux de type wi-fi. Mémoire de fin d'études en sciences appliquées, Université Libre de Bruxelles Faculté des Sciences Appliquées, 2006.
- [25] M.TOUMI. Evaluation des performances du réseau ieee 802.11 mode ad hoc avec fragmentation. Thèse de magistère, Département d'Informatique, Université de Béjaia, 2006.
- [26] LAN MAN Standards Committee of the IEEE Computer Society. *Part 11 : Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications*. ANSI/IEEE Std 802.11, 2003.
- [27] P. ROBERT. Réseaux et files d'attente : méthodes probabilistes. Technical report, Mathématique ET Application, INRIA, France.

-
- [28] A. RUEGG. *Processus stochastiques*. METHODES MATHEMATIQUES POUR L'INGENIEUR. Presses polytechniques romandes edition, 1989.
- [29] K. RUNSER. Méthodologies pour la planification de réseaux locaux sans-fil. Thèse de doctorat, Institut National des Sciences Appliquées de Lyon, 2005.
- [30] G. PRAKASH & P. THANGARAJET. Non-saturation throughput analysis of ieee 802.11 distributed coordination function. *European Journal of Scientific Research*, 51(2) :157–167, 2011.
- [31] D. TREZENTOS. Standard pour réseaux sans fil : Ieee 802.11. *Techniques de l'ingénieur*, Septembre 2012.

4.7 A : Préliminaires sur les processus stochastiques et les chaînes de Markov

Définitions

Variable aléatoire

On appelle variable aléatoire toute application dénotée par une lettre majuscule, par exemple X , définie sur un espace probabiliste (Ω, A, P) où :

- Ω : L'ensemble des résultats possibles,
- A : L'ensemble des évènements possibles,
- P : La loi de probabilité définie sur A .

Processus stochastique

On appelle processus stochastique une famille de variables aléatoires $(X_t, t \in T)$, où t est un paramètre parcourant l'ensemble T .

On distingue deux types :

Processus stochastique à temps discret : Un processus est à valeurs entières si

$$X_t \in N, \text{ pour tout } t \geq 0$$

Les exemples de processus à valeurs entières sont les processus de Poisson, les processus de renouvellement liés au comptage d'évènements survenus au hasard, et par exemple les processus liés à l'état d'une file d'attente. Dans les files d'attente, la variable X_t représente en général le nombre de clients dans un système. Ce nombre peut croître ou décroître en

fonction des durées et des stratégies de service. Les processus de branchement décrivant la taille d'une population sont aussi des exemples importants.

Processus stochastique à temps continu : Un processus est à valeurs réelles si

$$X_t \in R, \text{ pour tout } t \geq 0$$

Les exemples de tels processus sont les mouvements browniens décrivant par exemple les cours des marchés financiers, les processus de Poisson composés ou les capitaux de sociétés (e.g., compagnies d'assurance).

Les chaînes de Markov

Les Chaînes de Markov sont un formalisme mathématique simple pour décrire et analyser un phénomène stochastique. Leur simple structure permet de modéliser une large classe de systèmes, en proposant un modèle basé sur des états et des transitions (taux de passage ou probabilité de transition). Elles permettent de calculer ce qu'on appelle par les probabilités d'états stationnaires. Ces dernières peuvent être vues comme la probabilité que le système se trouve dans un état donné à un instant choisi aléatoirement loin dans le futur. Elles peuvent également être vues comme la proportion de temps que l'on a passé dans cet état au cours d'une très longue observation du système.

Définition

On dit que le processus stochastique à temps discret et à espace d'états dans $E ((X_n)_{n \in N})$ est une chaîne de Markov si et seulement si :

$$P(X_{n+1} = j \mid X_n = i, X_{n-1} = i_{n-1}, X_{n-2} = i_{n-2}, \dots, X_0 = i_0) = P(X_{n+1} = j \mid X_n = i).$$

Une chaîne de markov $(X_t, t \geq 0)$ est homogène si et seulement si :

$$P_{ij}(n) = P(X_{n+1} = j \mid X_n = i) = P_{ij}, \forall n$$

Régime transitoire

L'analyse du régime transitoire d'une chaîne de markov à temps discret consiste à déterminer le vecteur π^n des probabilités d'état $\pi_j^n = (\pi_j^n)_{j \in E}$ pour que le processus $(X_{n \in N})$ se trouve dans l'état j à la n^{eme} étape du processus :

$$\pi^n = (\pi_j^n)_{j \in E} = (\pi_1^n, \pi_2^n, \dots)$$

Pour pouvoir calculer $\pi(n)$, il faut connaître soit :

- La valeur prise par X_0 (l'état initial)
- La distribution $\pi(0)$ (la distribution à l'état initial)

$$\pi_k(n) = \sum_{i \in S} \pi_i(0) P_{ij}^n$$

Notation matricielle : $\pi(n) = \pi(0)P^n$, $n = 1, 2, \dots$. D'une manière analogue :

$$\pi(n+1) = \pi(n)P$$

Donc une chaîne de Markov est complètement déterminée si et seulement si on connaît soit :

- Sa matrice de transition en un état (ie, P),
- La distribution de $\pi(0)$.

Théorème 4.7.1. *Pour une chaîne de Markov finie, il existe toujours au moins une distribution stationnaire, ce qui est plus nécessairement vrai si l'espace des états est infini.*

Régime permanent

L'analyse du régime permanent consiste à trouver une limite à π^n lorsque n tend vers l'infini. Cette limite existe mais sous certaines conditions sur la chaîne de Markov.

- On dit qu'une chaîne de Markov est irréductible si et seulement si : de tout état i , on peut atteindre tout état j (en un nombre fini d'étapes) ;
- Un état j est périodique si on ne peut y revenir qu'en un nombre d'étapes multiple de $k > 1$: $\exists k > 1$ tel que $P_{jj}^m = 0$ pour m non multiple de k . La période de l'état j est alors le plus petit entier k vérifiant cette propriété,
- On dit qu'une chaîne de Markov est apériodique si le PGCD des périodes de chaque état est égal à 1,
- On dit qu'une chaîne de Markov est ergodique si elle est à la fois irréductible et apériodique.

4.8 B : Modélisation analytique du protocole IEEE 802.11

Calcul des probabilités d'états stationnaires

$$\bullet k \in (-1, 0), i \in (0, m)$$

$$\pi_{T,i,0,M} = P_r \pi_{T,i-1,0,M} + P_e \pi_{T,i-1,-1,M'}$$

On calcule d'abord : $\pi_{T,i-1,-1,M'}$

$$\pi_{T,i-1,-1,M'} = (1 - P_r)(1 - M) \pi_{T,i,0,M}$$

$$\Rightarrow \pi_{T,i,0,M} = P_r \pi_{T,i-1,0,M} + P_e (1 - P_r)(1 - \delta') \pi_{T,i-1,0,M}$$

$$\Rightarrow \pi_{T,i,0,M} = (P_r + P_e(1 - P_r)(1 - \delta'))^i \pi_{T,0,0,M}$$

$$\text{On pose } \alpha = P_r + P_e(1 - P_r)(1 - \delta')$$

$$\Rightarrow \pi_{T,i,0,M} = \alpha^i \pi_{T,0,0,M}$$

$$\text{et } \pi_{T,i-1,-1,M'} = (1 - P_r)(1 - \delta') \alpha^i \pi_{T,i,0,M}$$

$$\bullet k \in [0, W_0 - 1], i = 0$$

$$(1 - P_b) \pi_{B,0,k,M} = \left(\begin{array}{l} \rho(1 - P_l) \pi_{PB,-1,0,M} + (1 - P_r) \delta' \rho \sum_{i=0}^m \pi_{T,i,0,M} + P_r \rho \pi_{T,m,0,M} \\ + (1 - P_e) \delta \rho \sum_{i=0}^m \pi_{T,i,-1,M} + P_e \rho \pi_{T,m,-1,M'} \end{array} \right) \frac{W_0 - k}{W_0}$$

On calcule : $\pi_{PB,-1,0,M}$

$$\begin{aligned} \rho\pi_{PB,-1,0,M} &= (1 - P_r)\delta'(1 - \rho) \sum_{i=0}^m \pi_{T,i,0,M} + (1 - P_r)(1 - \rho)\pi_{T,m,0,M} \\ &\quad + (1 - P_e)\delta(1 - \rho) \sum_{i=0}^m \pi_{T,i,-1,M'} + P_e(1 - \rho)\pi_{T,m,-1,M'} \end{aligned}$$

Où

$$\sum_{i=0}^m \pi_{T,i,0,M} = \frac{1-\alpha^{m+1}}{1-\alpha} \pi_{T,0,0,M}$$

$$\sum_{i=0}^m \pi_{T,i,-1,M} = (1 - P_r)(1 - \delta') \frac{1-\alpha^{m+1}}{1-\alpha} \pi_{T,0,0,M}$$

Soit

$$\gamma = [(1 - P_r)(1 - \rho) \left(\frac{1-\alpha^{m+1}}{1-\alpha}\right) (\delta' + (1 - P_e)\delta(1 - \delta')) + \alpha^m (P_r(1 - \rho) + 1)]$$

$$\Rightarrow \pi_{PB,-1,0,M} = \frac{\gamma}{\rho} \pi_{T,0,0,M}$$

$$\bullet k \in (1, W_i - 1), i \in (1, m)$$

$$(1 - P_b)\pi_{B,i,k,M} = [P_r\pi_{T,i-1,0,M} + P_e\pi_{T,i-1,0,M}] \frac{W_i - k}{W_i}$$

$$\Rightarrow \pi_{B,i,j,M} = \frac{\alpha^i}{1-p_b} \frac{W_i - j}{W_i} \pi_{T,0,0,M}$$

Calcul de $\pi_{T,0,0,M}$:

$$1 = \sum_{i=0}^m \pi_{T,i,0,M} + \sum_{k=1}^{W_0-1} \pi_{B,0,k,M} + \sum_{i=1}^m \sum_{j=1}^{W_i-1} \pi_{B,i,k,M} + \sum_{i=0}^m \pi_{T,i,-1,M'} + \pi_{PB,-1,0,M}$$

où :

$$\sum_{i=1}^m \sum_{j=1}^{W_i-1} \pi_{B,i,k,M} = [2W_0\alpha \left(\frac{1-(2\alpha)^{m+1}}{1-2\alpha}\right) + 2^{m'} W_0\alpha^{m+1} \left(\frac{1-\alpha^{m-m'}}{1-\alpha}\right) - \alpha \left(\frac{1-\alpha^{m+1}}{1-\alpha}\right)] \frac{\pi_{T,0,0,M}}{2(1-P_b)}$$

$$\sum_{i=0}^m \pi_{T,i,-1,M'} = (1 - P_r)(1 - \delta') \left(\frac{1-\alpha^{m+1}}{1-\alpha}\right) \pi_{T,0,0,M}$$

On trouve :

$$\pi_{T,0,0,M} = \left(\frac{2(1-\alpha)(1-2\alpha)(1-P_b)\rho}{2(1-\alpha^{m+1})(1-2\alpha)(1-P_b) + (\beta(W_0-1)(1-\alpha)(1-2\alpha)\rho)} \right. \\ \left. \frac{2W_0\alpha(1-\alpha)(1-(2\alpha)^{m'+1})\rho + (2^{m'}W_0\alpha)^{m'+1}(1-(\alpha)^{m-m'})(1-2\alpha)\rho}{(\alpha)(1-(\alpha)^m)(1-2\alpha)\rho + (2(1-P_r)(1-\delta')(1-\alpha^{m+1})(1-P_b)(1-2\alpha)\rho)} \right. \\ \left. + 2(1-\alpha)(1-2\alpha)(1-P_b)\gamma \right)$$

Calcul des délais

Calcule de $E[slot]$:

$$E[slot] = (1 - P_{tr})\sigma + P_{tr}P_sT_s + P_{tr}P_{col}T_c + P_{tr}P_{er}^{Data}T_e^{Data} + P_{tr}P_{er}^{rts}T_e^{rts}.$$

- La probabilité qu'il y ait au moins une transmission dans le réseau pendant un slot de temps donné

$$P_{tr} = 1 - (1 - \tau)^{n-1}$$

- La probabilité d'avoir une transmission avec succès sachant P_{tr} :

$$P_s = \frac{(n-1)\tau(1-\tau)^{n-2}(1-P_e)}{1 - (1-\tau)^{n-1}}$$

- La probabilité d'avoir un echec de transmission dû à une collision sachant P_{tr} :

$$P_{col} = 1 - \frac{(n-1)\tau(1-\tau)^{n-2}}{1 - (1-\tau)^{n-1}}$$

- La probabilité d'échec d'une transmission à cause de bruit sachant P_{tr} :

$$P_{er} = \frac{(n-1)\tau(1-\tau)^{n-2}P_e}{1 - (1-\tau)^{n-1}}$$

Délai moyen de service

$$E[D] = \sum_{j=0}^m (E[D_j \cdot Q_j])$$

$$E[D] = \frac{1-P}{1-P^{m+1}} \left(T_s \sum_{j=0}^m P^j + T_{echec} \sum_{j=0}^m j \cdot P^j + E[slot] \sum_{j=0}^m P^j \sum_{i=0}^j \frac{W_i - 1}{2} \right)$$

On a :

$$T_s \sum_{j=0}^m P^j = T_s \frac{1 - P^{m+1}}{1 - P}$$

$$T_{echec} \sum_{j=0}^m j \cdot P^j = T_{echec} \frac{P(1 - P^m - m \cdot P^m(1 - P))}{(1 - P)^2}$$

$$E[slot] \sum_{j=0}^m P^j \sum_{i=0}^j \frac{W_i - 1}{2} = \frac{1}{2} E[slot] \left(\begin{array}{l} \sum_{j=0}^{m'} P^j \sum_{i=0}^j W_i - 1 \\ + \sum_{j=m'+1}^m P^j \sum_{i=0}^{m'} W_i - 1 \\ + \sum_{j=m'+1}^m P^j \sum_{i=0}^j W_i - 1 \end{array} \right)$$

Après le développement :

$$E[D] = T_s + T_{echec} \frac{A^m}{Bm} + \frac{E[slot]}{2Bm} [(W_0 2^{m'+1} - W_0 - m' - 1)(B_m - B_{m'}) - (A_{m'} + B_{m'}) + W_0(2H - B_{m'}) + (W_0 2^{m'} - 1)(A_m - A_{m'} - m' B_m - m' B_{m'})].$$

On pose :

$$A_i = \frac{P(1 - P^i - i \cdot P^i(1 - P))}{(P - 1)^2},$$

$$B_i = \frac{P(1 - P^{i+1})}{1 - P},$$

$$H = \frac{P(1 - (2P)^{m+1})}{1 - 2P}$$

4.9 C : RTS/CTS Amélioré

Probabilités stationnaires

$$\bullet k = -1, i \in (0, m)$$

$$\pi_{T,i,-1,R} = P_e \cdot \pi_{T,i-1,1,R} + (1 - P_c) \pi_{T,i,0,R}$$

$$\Rightarrow \pi_{T,i,-1,P} = (1 - P_c) \sum_{l=0}^i P_c^l \cdot P_e^{i-l} \cdot \pi_{T,0,0,R}$$

$$\bullet k \in (1, W_0 - 1), i = 0$$

$$(1 - P_b) \pi_{B,0,k,R} = [(1 - P_e) \pi_{T,0,-1,P} + (1 - P_e) \sum_{i=0}^m \pi_{T,i,-1,P} + P_e \cdot \pi_{T,m,-1,R} + P_c \cdot \pi_{T,m,0,R}] \cdot \frac{W_0 - k}{W_0}$$

On a :

$$\sum_{i=0}^m \pi_{T,i,-1,P} = \frac{1 - P_c}{P_e - P_c} \left[\frac{P_e^2 \cdot (1 - P_e^m)}{1 - P_e} - \frac{P_c^2 \cdot (1 - P_c^m)}{1 - P_c} \right]$$

$$\Rightarrow \pi_{B,0,j,R} = ((1 - P_e)(1 - P_r) + \frac{(1 - P_e)(1 - P_r)}{P_e - P_r} \left[\frac{P_e^2(1 - P_e^m)}{1 - P_e} - \frac{P_c^2(1 - P_c^m)}{1 - P_c} + P_e^{m+1} - P_c^{m+1} \right] + P_c^m) \frac{W_0 - k}{W_0} \frac{1}{1 - P_b} \pi_{T,0,0,R}$$

$$\bullet k \in (1, W_i - 1), i \in (1, m)$$

$$\pi_{B,i,k,R} = \frac{P_c}{1 - P_b} \frac{W_i - k}{W_i} \pi_{B,i-1,0,R}$$

$$\Rightarrow \pi_{B,i,k,R} = \frac{P_c^i}{1 - P_b} \frac{W_i - k}{W_i} \pi_{B,i-1,0,R}$$

Calcul de $\pi_{T,0,0,R}$

$$1 = \sum_{i=0}^m \pi_{T,i,0,R} + \sum_{k=1}^{W_0-1} \pi_{B,0,k,R} + \sum_{i=1}^m \sum_{k=1}^{W_i-1} \pi_{B,i,k,R} + \sum_{i=1}^m \pi_{T,i,-1,P} + \pi_{T,0,-1,P}$$

$$\sum_{i=1}^m \sum_{k=1}^{W_i-1} \pi_{B,i,k,R} = \frac{1}{2(1 - P_b)} \left[2W_0 P_c \left(\frac{1 - (2P_c)^{m'}}{(1 - 2P_c)^{m'}} \right) + 2^{m'} W_0 P_c^{m'+1} \left(\frac{1 - P_c^{m-m'}}{(1 - P_c)^{m-m'}} \right) - P_c \left(\frac{1 - P_c^{m-m'}}{1 - P_c} \right) \right] \pi_{T,0,0,R}$$

Annexe

$$\sum_{i=1}^m \pi_{T,i,-1,P} = \frac{1-P_c}{(P_e-P_c)} \left[\frac{P_e^2(1-P_e^m)}{1P_e} - \frac{P_c^2(1-P_c^m)}{1-P_c} \right] \pi_{T,0,0,R}$$

$$\sum_{i=1}^m \pi_{T,i,-1,P} = \frac{1-P_c}{P_e-P_c} \cdot \beta \pi_{T,0,0,R}$$

$$\sum_{k=1}^{W_0-1} \pi_{B,0,k,R} = \left[(1-P_c)(1-P_e) + (1-P_e) \frac{1-P_c}{P_e-P_c} [\beta + P_e^{m+1} - P_c^{m+1}] + P_c^m \right] \frac{1}{1-P_b} \sum_{k=1}^{W_0-1} \frac{W_0-k}{W_0} \pi_{T,0,0,R}$$

On a :

$$\sum_{k=1}^{W_0-1} \frac{W_0-k}{W_0} = \frac{W_0-1}{2}$$

$$\Rightarrow \sum_{k=1}^{W_0-1} \pi_{B,0,k,R} = \gamma \frac{W_0-1}{2(1-P_b)} \pi_{T,0,0,R}$$

On trouve :

$$\pi_{T,0,0,R} = \left(\frac{2(1-P_c)(1-2P_c)(1-p_b)(P_e-P_c)}{2W_0P_c(1-(2P_c)^{m'})(1-P_c)(P_e-P_c) + 2^{m'}W_0P_c^{m'+1}(1-P_c^{m-m'})(1-2P_c)(P_e-P_c)} \right. \\ \left. + 2\beta(1-P_c)^2(1-2P_c)(1-p_b) - P_c(1-P_c^m)(1-2P_c)(P_e-P_c) \right. \\ \left. + \gamma(W_0-1)(1-P_c)(1-2P_c)(P_e-P_c) + 2(1-P_c)^2(1-2P_c)(1-p_b)(P_e-P_c) \right)$$

Résumé

Derrière le terme Wi-Fi se cache un standard important qui a révolutionné l'accès sans fil aux réseaux de données. Ce standard, dénommé IEEE 802.11, a été conçu par l'Institute of Electrical and Electronics Engineer. En dépit de son succès fulgurant, de multiples contraintes liées à la transmission radio contribuent ardemment à la dégradation de ses performances. De nombreuses études concernant l'évaluation des performances du protocole IEEE 802.11 ont été consacrées, toutefois la plupart de ces travaux convergent vers la supposition de la saturation de trafic et l'idéalité du canal de transmission, s'éloignant ainsi de la conception initiale du protocole et négligeant les particularités des transmissions radio. Notre première contribution dans ce présent travail, concerne l'évaluation des performances du protocole IEEE 802.11, en tenant compte de la non saturation du trafic. Afin d'atteindre notre objectif, nous avons proposé un modèle mathématique constitué d'une chaîne de Markov à quatre dimensions. L'implémentation de notre modèle mathématique sous les deux logiciels Mathcad et Matlab, nous a permis d'analyser les performances du 802.11 sous un trafic non saturé et de déterminer le niveau d'amélioration du RTS/CTS. La deuxième contribution, est une proposition d'une version améliorée du mécanisme RTS/CTS, afin d'optimiser son utilité dans les environnements bruités.

Mots clefs : IEEE 802.11, Fragmentation, RTS/CTS, Environnement radio, Chaînes de Markov discrètes, Analyse des performances.

Abstract

Behind the term Wi-Fi is hiding an important standard that has revolutionized the wireless data networks. This standard, called IEEE 802.11 was designed by the Institute of Electrical and Electronics Engineer. Despite its tremendous success, multiple constraints of radio transmission eagerly contribute to degradation of performance. Many studies concerning the performance evaluation of IEEE 802.11 protocol have been devoted; however most of these studies converge on the assumption of saturation traffic and the ideality of the transmission channel, away from the initial design of protocol and ignoring the peculiarities of radio transmissions. Our first contribution in this present work, concerns the performance evaluation of IEEE 802.11 protocol, taking into account the non-saturation traffic. To achieve our objective, we proposed a mathematical model consisting of a Markov chain with four dimensions. The implementation of our mathematical model under both Mathcad and Matlab software, allowed us to analyze the performance of 802.11 in unsaturated traffic and determine the level of improvement of RTS/CTS. The second contribution, is the proposition of an improved version of RTS/CTS mechanism to maximize its usefulness in noisy environments.

Key words : IEEE 802.11, Fragmentation, RTS/CTS, radio environment, discrete Markov chains, Performance Analysis.

