

الجمهورية الجزائرية الديمقراطية الشعبية

République Algérienne Démocratique et Populaire

Ministère de L'Enseignement Supérieur et de la Recherche Scientifique



UNIVERSITÉ FERHAT ABBAS - SETIF1

FACULTÉ DES SCIENCES

THÈSE

Présentée au Département d'informatique

Pour l'obtention du diplôme de

DOCTORAT

Domaine : Sciences et Technologie

Filière: informatique

Option: informatique

Par

TOUMI Mohamed

THÈME

**Amélioration de performances des réseaux IEEE
802.11 mode ad hoc**

Soutenue le/...../..... devant le Jury:

SEGHIR Rachid	Professeur	Univ. de Batna	Président
SEMCHEDINE Fouzi	Professeur	Univ. Ferhat Abbas Sétif 1	Directeur de thèse
LAKHFIF Abdelaziz	MCA	Univ. Ferhat Abbas Sétif 1	Examineur
HAMOUID Khaled	MCA	Univ. de Batna	Examineur

Promotion: 2020-2021

Je dédie cette thèse :
à mon pays, L'ALGERIE.
à ma mère et mon père.
à ma famille.
à mes amis et mes collègues.

Remerciements

Tout d'abord, je remercie mon directeur de thèse le Professeur SEMCHEDINE Fouzi, pour avoir accepté d'encadrer ma thèse, pour m'avoir offert la possibilité d'étudier ce domaine passionnant, pour la confiance qu'il m'a accordé, et pour la grande liberté de travail qu'il m'a autorisé.

Je remercie vivement Monsieur SEGHIR Rachid, Professeur à l'université de Batna de m'avoir fait l'honneur de présider ce jury.

Je suis reconnaissant à Monsieur LAKHFIF Abdelaziz, Maître de conférences à l'Université de Sétif et Monsieur HAMOUID Khaled, Maître de conférences à l'université de Batna d'avoir accepté d'examiner ma thèse, je les remercie pour le temps qu'ils ont consacré à cette tâche, l'intérêt qu'ils ont porté à mon travail, les remarques enrichissantes qu'ils ont formulées ainsi que d'avoir accepté de juger mon travail en participant au jury.

Table de matières

Remerciements	
Table de matières	
Liste des tableaux	
Liste des figures	
Introduction générale.....	2

Chapitre I:

Introduction aux réseaux ad hoc

I.1 Introduction.....	7
I.2 Réseaux ad hoc	7
I.2.1 Caractéristiques et contraintes des réseaux ad hoc	8
I.2.2 Architecture et protocoles de 802.11	9
I.2.3 Mécanismes d'accès.....	11
I.2.3.1 Le mécanisme CSMA/CA	12
I.2.3.2 La fragmentation des paquets	14
I.3 Conclusion	16

Chapitre II :

Introduction à L'évaluation de performances des réseaux ad hoc

II.1 Introduction	17
II.2 Rôle de l'évaluation de performances	17
II.3 Les principes de l'évaluation de performances	18
II.4 Les techniques d'évaluation de performances.....	18
II.4.1 La technique basée sur la mesure	19
II.4.2 Les techniques basées sur la modélisation	20
II.4.2.1 La simulation.....	20
II.4.2.2 La modélisation analytique	21
II.5 Les paramètres de performances	24
II.6 Les métriques de performances	24

II.6.1 Le débit normalisé (normalized throughput).....	24
II.6.2 Le délai moyen de bout en bout (average end-to-end delay)	24
II.7 Conclusion	26

Chapitre III :

Les modèles existants: problématique et proposition

III.1 Introduction	27
III.2 La modélisation et l'amélioration du DCF IEEE 802.11	27
III.2.1 La modélisation par les chaînes de Markov	27
III.2.1.1 Modèle analytique de Bianchi.....	27
III.2.1.2 Les améliorations du modèle de Bianchi	30
III.2.2 La modélisation par les systèmes d'attente	37
III.2.2.1 Systèmes d'attente G/G/1 et M/G/1	38
III.2.3 L'amélioration du DCF IEEE 802.11	42
III.3 Conclusion.....	47

Chapitre IV :

Modélisation analytique et amélioration de performances des réseaux IEEE 802.11 mode basique avec la fragmentation

IV.1 Introduction.....	48
IV.2 Modélisation et analyse du débit sous un canal imparfait	48
IV.2.1 Notre chaîne de Markov.....	59
IV.2.2 Analyse de la durée moyenne d'un slot de temps.....	55
IV.2.3. Expérimentation numérique et résultats.....	57
IV.2.3.1 Nos résultats du débit et comparaison	58
IV.3 Modélisation et analyse du délai total sous un canal parfait.....	62
IV.3.1 Notre chaîne de Markov.....	63
IV.3.2 Analyse de la durée moyenne d'un slot de temps.....	65
IV.3.3 Analyse de la distribution de temps de service	67

IV.3.4 Expérimentation numérique et résultats.....	70
IV.3.4.1 Résultats du délai moyen de transmission avec succès	70
IV.3.4.2 Résultats du délai moyen de bout en bout	73
IV.3.4.3 Résultats du délai de perte	73
IV.4 Conclusion	74
Conclusion générale	76
Perspectives	77
Références	80

Liste des tableaux

Tableau IV.1:	Paramètres du système	58
Tableau IV.2:	Paramètres du système	70

Liste des figures

Figure I.1:	Exemple d'un réseau ad hoc	7
Figure I.2:	Architecture de la norme 802.11	9
Figure I.3:	La décrémentation du compteur de backoff BT	13
Figure I.4:	Transmission d'un paquet après la réservation du canal en mode RTS/CTS	13
Figure I.5:	Transmission d'un paquet en DCF mode basique	14
Figure I. 6:	Durée des événements en DCF mode basique avec fragmentation	15
Figure II.1:	Techniques d'évaluation de performances d'un système	19
Figure II.2:	Système d'attente M/G/1	22
Figure II.3:	Représentation graphique d'une chaîne de Markov	23
Figure III.1:	Chaîne de Markov du DCF IEEE 802.11 et ses probabilités de transition	28
Figure III.2:	Limite de retransmissions de la chaîne du [66]	31
Figure III.3:	Chaîne de Markov des [70] et [71]	32
Figure III.4:	Chaîne de Markov du [72]	33
Figure IV.1 :	Chaîne de Markov du DCF mode basique avec fragmentation sous les conditions du canal imparfait	50
Figure IV.2:	Débit normalisé en fonction du nombre de stations	69
Figure IV.2.b.1:	Probabilité de collision en fonction du nombre de stations	60
Figure IV.2.b.2:	Probabilité de transmission réussie en fonction du nombre de stations	61
Figure IV.3 :	Débit normalisé en fonction du nombre de stations	61
Figure IV.4 :	Chaîne de Markov du DCF mode basique avec fragmentation sous la condition du canal parfait	63
Figure IV.5 :	Délai moyen de transmission avec succès en fonction du nombre de stations	71
Figure IV.5.a:	Probabilité de collision en fonction du nombre de stations	72
Figure IV.5.b:	Durée moyenne d'un slot de temps en fonction du nombre de stations	72
Figure IV.6:	Délai moyen de bout en bout en fonction du nombre de stations	73
Figure IV.7:	Délai de perte en fonction du nombre de stations	73

Introduction générale

Introduction générale

L'IEEE 802.11 est un standard international (ISO / CEI 8802-11) pour les réseaux locaux sans fil, il a été complété et amélioré à plusieurs reprises depuis l'approbation du standard initial par l'IEEE en 1997. Ces améliorations sont définies comme étant des amendements au standard initial, et leur rédaction est gérée et validée par l'IEEE. La grande popularité du standard IEEE 802.11 a encouragé de nombreux chercheurs à modéliser et améliorer ses mécanismes d'accès. La modélisation des mécanismes d'accès permet aux concepteurs de réseaux IEEE 802.11 d'identifier les valeurs appropriées pour les différents paramètres permettant d'obtenir les meilleures performances, de prouver l'efficacité des mécanismes conçus pour améliorer les performances des réseaux IEEE 802.11, et de prévoir les moments et les paramètres appropriés de leurs activations. Plusieurs travaux ont été proposés dans la littérature pour modéliser et améliorer le mécanisme du DCF IEEE 802.11 dans différentes conditions des réseaux. La plupart des modèles existants étudient les performances du DCF dans les conditions de saturation, qui supposent que chaque station a toujours un paquet prêt pour la transmission.

La fonction de coordination distribuée (DCF) est un schéma d'accès aléatoire basé sur le mécanisme de l'accès multiple à détection de porteuse avec évitement des collisions (CSMA / CA) [1]. Il inclut deux modes d'accès au canal: le mode de base et le mode demande d'envoi/d'effacement pour l'envoi (RTS/CTS). Il décrit deux techniques de transmission de paquets: la transmission sans fragmentation et la transmission avec fragmentation. L'effet de la fragmentation sur l'amélioration des performances des réseaux IEEE 802.11 peut s'expliquer par le fait que dans le cas d'une trame corrompue (en raison d'une collision ou même d'un bruit de canal), plus la trame est petite plus la surcharge générée par sa transmission échouée est petite.

La modélisation bidimensionnelle de la chaîne de Markov présentée dans [2] et sa réutilisation avec les systèmes d'attente est devenue une méthode de base pour évaluer les performances des réseaux DCF IEEE 802.11, car de nombreux modèles l'ont étendue pour analyser les performances en tenant compte des détails du standard IEEE 802.11, tels que: la limite de retransmission qui est introduit dans [3, 4], étant donné que le paquet est abandonné après avoir atteint la limite maximale de tentatives de retransmission, le gel du compteur de backoff dont la modélisation est discutée et améliorée respectivement dans [5,6], étant donné que le compteur de backoff est gelé lorsque le canal est occupé et reprend lorsque le canal est détecté à nouveau inactif, l'effet des erreurs de transmission qui est étudié dans plusieurs travaux de recherche [7, 8, 9,10,11] et l'impact de ACK_timeout et CTS_timeout qui est signalé pour la première fois dans [12, 13].

Récemment, diverses études de performances des réseaux IEEE 802.11 et autres réseaux sans fil sont basées sur les modèles analytiques ([14] et [15]) développés en étendant la chaîne de Markov [2] avec le mécanisme de la fragmentation des paquets sous les conditions de trafic de saturation ou non saturation. Par exemple dans [16], les auteurs ont amélioré et modélisé le schéma RTS / CTS IEEE 802.11 dans un canal sujet aux erreurs en utilisant les chaînes de Markov, et ont comparé ses performances avec le schéma RTS / CTS standard. Dans [17], Les auteurs ont étendu les modèles de chaîne de Markov, proposés pour le réseau EDCA IEEE 802.11e sous un canal imparfait, avec le mécanisme de fragmentation des paquets afin d'évaluer l'efficacité de la limite de transmission d'opportunité (TXOPLimit) dans l'amélioration du débit de saturation. Les auteurs de [18] ont proposé un modèle de chaîne de Markov incluant la fragmentation des paquets pour évaluer le débit global du réseau EDCA IEEE 802.11e sous l'impact du taux d'erreur sur les bits (BER) et de la longueur des paquets. Les auteurs de [19] ont présenté un modèle analytique simple et une analyse de simulation de l'algorithme de Binary Exponential Backoff (BEB) avec fragmentation, en évaluant l'impact de la taille des fragments et de la fenêtre de contention sur les performances de débit et délai de cet algorithme sous un canal imparfait. Les auteurs de [20] ont modélisé, à l'aide d'une chaîne de Markov, l'application de la fragmentation des données dans le protocole CSMA / CA avec slots de l'IEEE 802.15.4 pour évaluer le débit normalisé sous un trafic de non saturation.

Cependant, les modèles analytiques ([14] et [15]) contiennent des anomalies, entraînant une dégradation significative des performances du DCF lors de l'application du mécanisme de fragmentation dans un réseau IEEE 802.11 légèrement perturbé ou parfait. D'après la chaîne de Markov et son interprétation dans [14] (respectivement, dans [15]), les auteurs ont distingué deux types d'états de transmission. Les états de transmission de type $(T, i, 0)$ (respectivement, les états de transmission de type $(i, 0)$) qui peuvent rencontrer une collision ou un bruit de canal et, les états de transmission de type $(T, i, -1)$ (respectivement, l'état de transmission $(0, -1)$), qui ne peuvent rencontrer qu'un bruit de canal, car ces états représentent la transmission des fragments suivants d'un paquet après avoir réservé le canal.

Cependant, les auteurs de [14] ont utilisé la probabilité de transmission " τ " calculée uniquement sur les états de type $(T, i, 0)$ pour exprimer la probabilité d'occupation du canal dans la formule (9) et la probabilité de transmission réussie dans la formule (18). Par conséquent, leur probabilité d'occupation de canal ne représente pas l'occupation de canal par la transmission aux états de type $(T, i, -1)$ et, leur probabilité de transmission réussie n'exprime pas la transmission réussie aux états de type $(T, i, -1)$.

Alors que les auteurs de [15] ont exprimé leurs probabilités par la probabilité de transmission " τ " calculée sur tous les états de transmission y compris l'état de transmission (0, -1). Cependant, l'état de transmission (0, -1) ne doit pas faire partie de la formule (8) de probabilité de collision, car il ne peut rencontrer que du bruit de canal. De plus, il ne doit pas être conditionné par la probabilité que les $n - 1$ stations restantes reportent leurs émissions (c'est-à-dire, $(1 - \tau)^{n-1}$) dans la formule (13) de probabilité de transmission réussie, car la station qui passe à l'état (0, -1) assure, grâce au mécanisme DCF, que le canal reste réservé à la transmission du prochain fragment de paquet (c'est-à-dire, dans cet état, la probabilité que les stations restantes reportent leurs émissions est toujours égale à 1). En outre, le calcul des performances de débit et de délai dans le modèle [15] est approximatif, car il souffre du problème de la division par zéro dans la formule (7) lors de la transmission sans fragmentation (c'est-à-dire, lorsque $P_f = 1$) et par ailleurs, le temps moyen de réponse devrait être calculé uniquement sur les paquets transmis avec succès ([4], [21]). Avec leur modélisation sous les conditions du canal imparfait, les auteurs n'arriveront jamais à déterminer au $i^{\text{ème}}$ étage ni la probabilité de transmission réussie du paquet fragmenté ni le délai de transmission réussie du paquet fragmenté, puisque les fragments du paquet peuvent être transmis avec succès sur différents étages. Leur probabilité p_i^{success} ne peut représenter que la probabilité de transmission réussie d'un fragment du paquet au $i^{\text{ème}}$ étage, tandis que leur délai D_i^{success} ne peut représenter au $i^{\text{ème}}$ étage ni le délai de transmission réussie d'un fragment ni le délai de transmission réussie du paquet fragmenté. En outre, leur délai D^{drop} ne peut représenter que le délai de perte du fragment qui a engendré la perte du paquet. En fait, le délai de perte du paquet fragmenté devrait inclure toutes les durées de temps des transmissions de fragments survenues avant son perte.

Enfin, les modèles ([14] et [15]) permettent aux stations d'exécuter le processus de backoff sans le réinitialiser même pour retransmettre les fragments échoués uniquement dus au bruit de canal. Cette fonctionnalité, qui n'est spécifiée dans aucune norme IEEE 802.11, entraîne une utilisation non équitable du canal, car les fragments des paquets ne sont pas traités d'une manière indépendante.

Pour ces raisons, notre objectif est de proposer un nouveau modèle analytique en améliorant le modèle analytique fourni dans [15], qui souffre comme expliqué ci-dessus d'une faible probabilité de transmission réussie et d'une forte probabilité de collision lors de l'application du mécanisme de fragmentation. Notre étude analytique, faite sous les conditions de saturation, évalue avec précision l'effet de la fragmentation d'une part, sur le débit du DCF

basique dans un réseau IEEE 802.11 légèrement perturbé et d'autre part, sur les caractéristiques de délai du DCF basique dans un réseau IEEE 802.11 parfait. Notre évaluation est faite sous des hypothèses plus réalistes que celles du modèle dans [15], qui suppose, d'une part, que le compteur de backoff est toujours décrémenté même lorsque le canal est détecté occupé, une hypothèse qui n'est pas consistante avec la norme IEEE 802.11 [1], et d'autre part, que les trames d'acquittement sont toujours reçues avec succès, une hypothèse qui ne pourrait être appliquée que dans un réseau IEEE 802.11 légèrement perturbé [8].

Notre thèse est composée des quatre chapitres et elle est structurée comme suit :

Chapitre 1 :

Ce chapitre introduit les réseaux ad hoc en donnant dans un premier temps, une définition des réseaux ad hoc avec une description de leurs principales caractéristiques et contraintes. Dans un second temps, il présente l'architecture protocolaire de 802.11 en s'intéressant plus particulièrement au mécanisme d'accès DCF (Distributed Coordination Function) de la couche MAC. Enfin, ce chapitre décrit le mécanisme de la fragmentation après avoir donné les raisons de l'utilisation de ce mécanisme dans un environnement de réseau local sans fil.

Chapitre 2 :

Ce chapitre présente une introduction à l'évaluation de performances des réseaux ad hoc. Il vise à fournir les définitions et les mécanismes de base qui permettent de comprendre pourquoi et comment nous faisons l'évaluation de performances, en donnant les techniques les plus utilisées pour évaluer les performances des réseaux ad hoc.

Chapitre 3 :

Ce chapitre donne une vue d'ensemble des modèles d'évaluation de performances des réseaux DCF IEEE 802.11. Il est divisé en trois parties. La première partie discute en plus du modèle analytique de base de Bianchi, les modèles de chaîne de Markov quant à la façon dont ils améliorent la modélisation du DCF 802.11. La deuxième partie de ce chapitre examine les modèles des systèmes d'attente proposés par les études relatives à l'évaluation de la métrique du délai de bout en bout. La troisième partie explore un certain nombre de travaux pour donner un bref aperçu de l'amélioration de performances des réseaux IEEE 802.11.

Chapitre 4:

Ce chapitre présente une étude analytique de l'effet du mécanisme de la fragmentation sur les performances des réseaux DCF IEEE 802.11 mode de base sous les conditions de trafic de saturation. Cette étude est divisée en deux parties dans lesquelles la précision et l'amélioration de notre modèle sont analysées en comparant ses résultats analytiques à ceux obtenus à partir des modèles existants, où la première partie décrit la modélisation et l'analyse de débit du DCF basique avec fragmentation sous un canal imparfait et, la deuxième partie décrit la modélisation et l'analyse des caractéristiques de délai du DCF basique avec fragmentation sous un canal parfait.

Chapitre I

Introduction aux réseaux ad hoc

I.1 Introduction :

Les réseaux locaux sans fil, souvent appelés WLAN (Wireless Local Area Networks) se définissent en tant que systèmes où les machines sont reliées entre elles par des ondes radio et qui peuvent s'étendre à quelques centaines de mètres. Les réseaux locaux sans fils sont décrits par deux standards issus de deux organismes de normalisation différents: HiperLAN (High Performance Radio LAN) et 802.11. Ces deux standards ont été développés en parallèle et présentent de fortes différences dues à leurs conceptions. Cependant, grâce à l'apparition de produits commerciaux tels que le WiFi (Wireless Fidelity) et le WiFi5, la norme IEEE 802.11 connaît depuis quelques années un important succès qui ne cesse de grandir. Ce succès a également accentué les recherches autour de cette norme. Le standard 802.11 définit deux modes de fonctionnement de réseaux : les réseaux en mode infrastructure et les réseaux en mode sans infrastructure. Dans la premier mode, le réseau est constitué d'une ou plusieurs cellules appelées BSS (Basic Service Set), chacune d'eux est composées de stations. Les BSS sont reliées à un réseau filaire appelé DS (Distrubted Système) par l'intermédiaire de leur point d'accès AP (Access Point). Le deuxième mode est celui des réseaux que nous verrons en détail par la suite.

I.2 Réseaux ad hoc :

Les réseaux ad hoc représentent simplement un certain nombre de stations sans fil 802.11 qui communiquent directement entre elles sans point d'accès ni raccordement à un réseau filaire [25], comme dans la Figure 1.1. L'absence d'infrastructure, c'est-à-dire le réseau filaire composé entre les stations de base, oblige les stations à se comporter comme des routeurs qui participent à la découverte et la maintenance des chemins pour acheminer les paquets vers les stations destinataires dans le réseau [26].



Figure I.1: Exemple d'un réseau ad hoc

I.2.1 Caractéristiques et contraintes des réseaux ad hoc :

Les réseaux ad hoc présentent des avantages non négligeables, outre la mobilité qui est l'avantage principal, le prix peut également être un atout, puisqu'un peu d'électronique peut compenser un câblage manquant. Ces réseaux peuvent être facilement installés dans les endroits difficiles à câbler, ce qui élimine une bonne part du travail et du coût généralement liés à l'installation et réduit d'autant le temps nécessaire à la mise en route. De plus, les périphériques peuvent être déplacés à tout moment lorsque l'utilisateur décide de refaire ou d'étendre son installation [27].

Cependant les réseaux ad hoc imposent de nombreuses contraintes qui doivent être prises en considération dans tout processus de conception de protocoles. Elles sont résumées comme suit :

Les interférences : elles sont dues aux transmissions simultanées ou à des stations cachées [28].

L'atténuation radio : elle est suite à la portée limitée des réseaux sans fil et à la nature des signaux atténués fortement par les obstacles rencontrés.

La qualité de service : la majorité des applications ont besoin de certaines garanties relatives par exemple au débit et au délai. Ces garanties sont très difficiles à obtenir dans les réseaux sans fil. Ce revient à l'utilisation d'un canal de transmission partagé et à la nature du canal radio [29].

La mobilité : cela constitue une contrainte majeure que le protocole de routage utilisé doit gérer.

La gestion d'énergie : la mobilité et la durée assez courte de vie des batteries rendent la consommation d'énergie une contrainte majeure qu'on doit gérer.

La sécurité : l'ouverture de la couverture radio des stations émettrices rend facile l'écouter et la manipulation des transmissions dans un réseau sans fil. Ce qui devient souhaitable de prendre une protection pour réduire les risques d'attaque [30].

Absence d'infrastructure: les réseaux ad hoc sont caractérisés par la propriété d'absence d'infrastructures et de tout genre d'administration centralisée. Ce qui exige que les stations

d'être responsables d'établir et de maintenir la connectivité du réseau d'une manière continue [31].

I.2.2 Architecture et protocoles de 802.11 :

Comme tous les standards IEEE 802, la norme 802.11 s'attache à définir les couches basses du modèle OSI, c'est-à-dire :

- la couche physique (notée parfois PHY), et
- la couche liaison de données constituée de deux sous-couches : le contrôle de la liaison logique (Logical Link Control, ou LLC) et le contrôle d'accès au canal (Media Access Control, ou MAC).

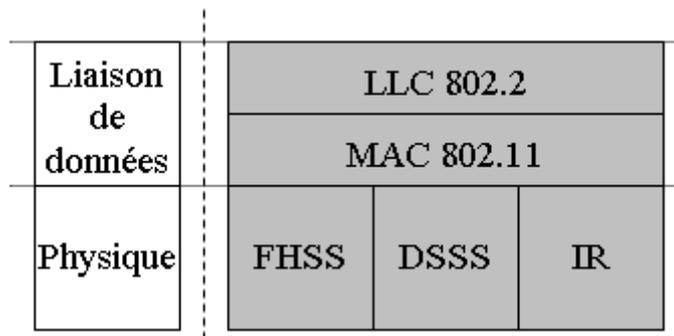


Figure I.2: Architecture de la norme 802.11

a. Couche physique

La couche physique est chargée de la transmission du flux binaire depuis l'émetteur jusqu'au récepteur [32]. Deux types de sous-couches ont été définis :

- PLCP (Physical Layer Convergence Protocol) qui écoute le canal et indique à la couche MAC via un CCA (Clear Channel Assessment) si le canal de transmission est libre ou non.
- PMD (Physical Medium Dependeur) qui garantit l'encodage des données

Par ailleurs, la couche physique spécifie trois modes de transmission différents :

- FHSS (Frequency Hopping Spread Spectrum).
- DSSS (Direct Sequence Spread Spectrum).
- IR (InfraRouge).

FHSS est une technique plus sophistiquée qui consiste à changer toutes les millisecondes la fréquence d'émission dans la bande de 2.4 GHz afin d'accroître l'immunité au bruit.

DSSS est une technique qui envoie les données sur une large bande de fréquences de 2.4 GHz; ce qui permet d'atteindre un débit élevé.

IR est une technique qui utilise une onde lumineuse pour la transmission de données. Il est possible grâce à cette technique d'obtenir des débits allant de 1 à 2 Mb/s. La transmission par infrarouge offre un niveau de sécurité bien plus élevé que les autres techniques de transmission. Elle est utilisée seulement pour la communication entre stations proches.

La norme IEEE 802.11 n'est pas restée figée, et des améliorations ont été apportées à la couche physique. Ces améliorations consistent à deux nouveaux modes de transmission publiés en 1999 [33], à savoir un quatrième mode fonctionnant toujours dans la bande 2.4 GHz, qui utilise un nouveau codage appelé CCK (Complementary Code Keying) [34] ; ce qui permet d'atteindre des débits de 5,5 et 11 Mbit/s et un cinquième mode **OFDM** (Orthogonal Frequency Division Multiplexing) fonctionnant sur la bande de fréquence de 5.2 GHz, qui offre des débits de 6 à 54 Mbit/s. Le principe (OFDM) consiste à diviser la bande de fréquence en sous bandes pour transmettre simultanément des données.

b. Couche liaison de données

La couche liaison de données en 802.11 se compose des deux sous-couches LLC 802.2 et MAC 802.11. La couche LLC normalisée 802.2 fait l'adaptation entre un WLAN 802.11 et tout autre réseau respectant l'une des normes de la famille 802.x. La couche MAC 802.11 est comparable à la couche MAC 802.3. Elle implante l'allocation du canal, adressage et le formatage des trames. Cependant, cette couche MAC est spécifique à l'IEEE 802.11 car elle offre d'avantages de fonctions par rapport à une couche MAC classique. Ces fonctions supplémentaires offertes sont normalement confiées aux protocoles supérieurs, comme les accusés de réception, les retransmissions, la fragmentation et le réassemblage et la sécurité; ce qui ajoute de la robustesse à la couche MAC 802.11.

I.2.3 Mécanismes d'accès :

Les stations partagent un même canal de transmission (les ondes hertziennes) et doivent obéir à une méthode d'accès pour l'utiliser. La norme 802.11 propose deux mécanismes d'accès au canal: Le PCF (Point Coordination Function) et Le DCF (Distributed Coordination Function).

- PCF est une méthode déterministe, qui est basée sur le principe de gestion d'accès contrôlé par un point d'accès suivant un schéma cyclique à partir d'une « polling list ». Elle est utilisée seulement par le mode infrastructure.

- DCF est une méthode probabiliste, qui est basée sur le mécanisme CSMA/CA (Carrier Multiple Acces with Collision Avoidance) afin d'assurer l'égalité d'accès au canal de transmission entre les stations. Le mécanisme CSMA/CA est une adaptation du mécanisme CSMA/CD (Collision Detection), qui est utilisé par le protocole Ethernet dans les réseaux locaux filaires. En fait, le mécanisme CSMA/CD ne peut être utilisé dans les réseaux locaux sans fil pour les deux raisons. La première raison c'est que les liaisons radio utilisées ne sont pas full-duplex, c'est à dire une station ne peut écouter et émettre en même temps ; c'est ce qui ne lui permet pas de détecter la collision. La deuxième raison c'est qu'une station qui détecte que le canal est libre autour d'elle ne signifie pas forcément que le canal l'est autour du récepteur (problème des nœuds cachés) [35]. Ainsi, avec le CSMA/CA, les stations écoutent uniquement le canal avant d'entamer la transmission pour vérifier qu'il n'est pas occupé mais, cela ne garantit pas l'absence de collisions [36]. S'il y eu une collision, elle est détectée ultérieurement par l'absence d'accusé de réception (Acknowledgment) [37]. Le DCF dispose de deux modes d'accès au canal: le mode de base et le mode RTS/CTS (Request To Send/Clear To Send). Le mode RTS/CTS a été conçu pour résoudre le problème des nœuds cachés et diminuer l'effet des collisions [38].

Pour assurer la bonne gestion d'accès au canal, le DCF se base sur un jeu d'intervalle de temps appelé IFS (Inter Frame Spacing) [39]. Il existe quatre types d'intervalles de temps selon la norme 802.11 :

- SIFS (Short IFS) : il est utilisé pour séparer les transmissions d'un même dialogue.
- PIFS (PCF IFS) : il est utilisé par le point d'accès pour effectuer le polling dans la méthode PCF.

- DIFS (DCF IFS) : il est utilisé en CSMA/CA par les stations à chaque tentative d'accès au canal de transmission.

I.2.3.1 Le mécanisme CSMA/CA :

Le mécanisme distribué CSMA / CA est réalisé localement sur chaque station afin de déterminer les instants d'accès au canal de transmission. Dans des conditions de saturation, chaque station a toujours un paquet disponible pour la transmission après que le canal est inactif pendant une certaine durée de temps DIFS (Distributed Inter Frame Space). Dans ce contexte, pour réduire le phénomène de collision, chaque station doit démarrer le processus de backoff et tire un nombre aléatoire BT dans la fenêtre de contention initiale CW_{min} . En fait et d'une manière générale, le BT (Backoff Time) est un temps aléatoire d'attente pour accéder au canal. Ce temps aléatoire est issu d'une distribution uniforme dans une fenêtre de contention CW_i (Contention Window) et mesuré en slots de temps. Ainsi, la durée du backoff time est donnée par la formule [40] :

$$BT = Random(0, W_i - 1) \times SlotTime$$

Où : $Random()$ est une fonction qui suit une loi de distribution uniforme, W_i représente la taille de la fenêtre de contention CW_i . Dans le cas d'une transmission réussie, CW_i au cours de cette transmission est réinitialisée à CW_{min} . Par contre, si la station émettrice ne reçoit pas correctement d'un accusé de réception au bout d'un délai d'expiration $ACK_timeout$, CW_i au cours de cette transmission échouée est alors doublée jusqu'à la fenêtre de contention maximale CW_{max} . Ainsi, le temps $ACK_timeout$ doit être inclus dans la durée d'occupation du canal par une transmission échouée [41]. $SlotTime$ est la durée moyenne d'un slot de temps que la station qui exécute le processus du backoff doit attendre avant de décrémenter son compteur du backoff [42].

Le BT est décrémenté (de 1) à chaque fois que le canal est détecté inactif pendant un slot de temps vide σ ou inactif pendant au moins une durée DIFS qui suit une occupation du canal¹ (Figure I.3).

¹ Une station peut transmettre seulement au début de chaque slot de temps [BIANCHI 1998].

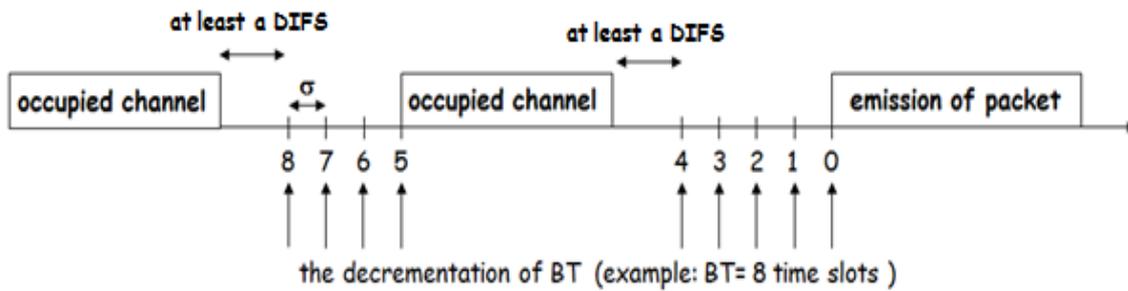


Figure I.3: La décrémentation du compteur de backoff BT

La station dont le BT devient nul est celle qui envoie immédiatement le paquet dans le cas du mode d'accès de base, tandis que dans le cas du mode d'accès RTS / CTS, c'est celle qui envoie la trame RTS afin d'essayer de réserver le canal pour la transmission du paquet. Le canal sera réservé juste après une courte durée de temps SIFS, qui suit la bonne réception de la trame d'accusé de réception de la trame RTS (c'est-à-dire la trame CTS) (Figure I.4). Dans le mode d'accès RTS / CTS, chaque station exécute le processus de backoff afin de réserver le canal pour envoyer un paquet en transmettant avec succès la trame RTS. Ainsi, si une station ne parvient pas à réserver le canal jusqu'à la limite maximale de tentatives de retransmission, alors, elle abandonne la transmission du paquet et redémarre le processus de backoff pour envoyer le paquet suivant.

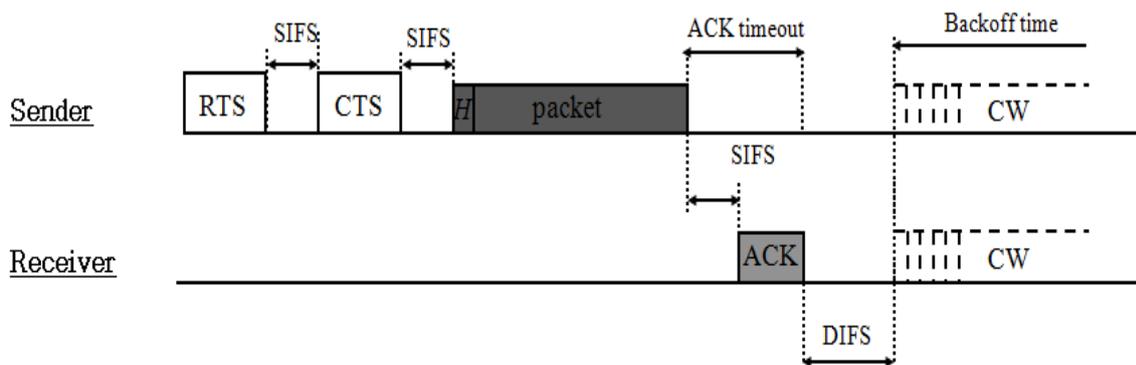


Figure I.4: Transmission d'un paquet après la réservation du canal en mode RTS/CTS

Une trame d'accusé de réception est émise par le récepteur pour indiquer à l'émetteur qu'aucune collision ou aucune erreur de transmission ne s'est produite. La trame ACK est émise après une courte durée de temps SIFS, qui suit la réception correcte de la trame qui encapsule le paquet. Si la trame ACK n'est pas reçue correctement dans un délai d'expiration *ACK_timeout*, l'émetteur détermine que sa transmission a échoué (en raison de la collision ou du bruit de canal).

Ensuite, il essaye de retransmettre à nouveau le même paquet après un DIFS et un nouveau BT (Figure I.5). Le nouveau BT est choisi dans la fenêtre de contention CW, qui est doublée après chaque échec de transmission jusqu'à la fenêtre de contention maximale CW_{max} . Ainsi, si la transmission échoue même après avoir atteint la limite maximale de tentatives de retransmission, le paquet est abandonné et l'émetteur redémarre le processus de backoff pour transmettre le paquet suivant.

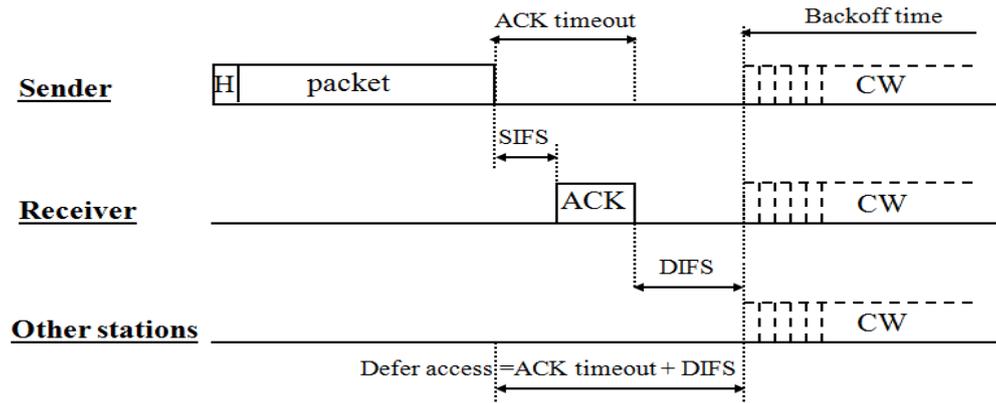


Figure I.5: Transmission d'un paquet en DCF mode basique

I.2.3.2 La fragmentation des paquets :

Les protocoles WLAN utilisent des paquets de plusieurs centaines d'octets pouvant aller jusqu'à 2312 octets (charge utile de couche supérieure) [7]. Dans un environnement LAN sans fil, il y a certaines raisons pour lesquelles il serait préférable d'utiliser des paquets plus petits [43]:

- Dans un environnement sujet aux erreurs, la probabilité qu'un paquet rencontre un bruit de canal augmente avec la taille du paquet.
- Dans le cas d'un paquet échoué (soit à cause d'une collision ou du bruit), plus le paquet est petit, moins il entraîne de surcharge (overhead) pour le retransmettre.
- Dans un système à sauts de fréquence, le canal est interrompu périodiquement pour des sauts. Ainsi, plus le paquet est petit, plus la probabilité que la transmission soit interrompue est faible.

Pour ces raisons, le comité de standardisation a décidé de rajouter un mécanisme de fragmentation au niveau de la sous couche MAC.

Nous notons que, lors de la transmission de paquets en DCF mode basique avec fragmentation, le processus de backoff et l'écoute de la porteuse restent les mêmes que dans la transmission classique (c.à.d. sans fragmentation). La différence réside dans l'IFS (Inter Frame Spacing) utilisé entre les transmissions des fragments du même paquet (Figure I.6). Un seul SIFS est exigé entre les transmissions des fragments lors de la transmission d'un paquet fragmenté. A savoir, la durée de temps SIFS est inférieure à la durée de temps d'inactivité de canal nécessaire pour décrémenter les BTs des autres stations. Cela permet à une station, qui transmet avec succès un fragment d'un paquet, de garder le contrôle du canal pour transmettre le fragment suivant de son paquet, et ainsi de suite jusqu'à la fin des fragments du paquet.

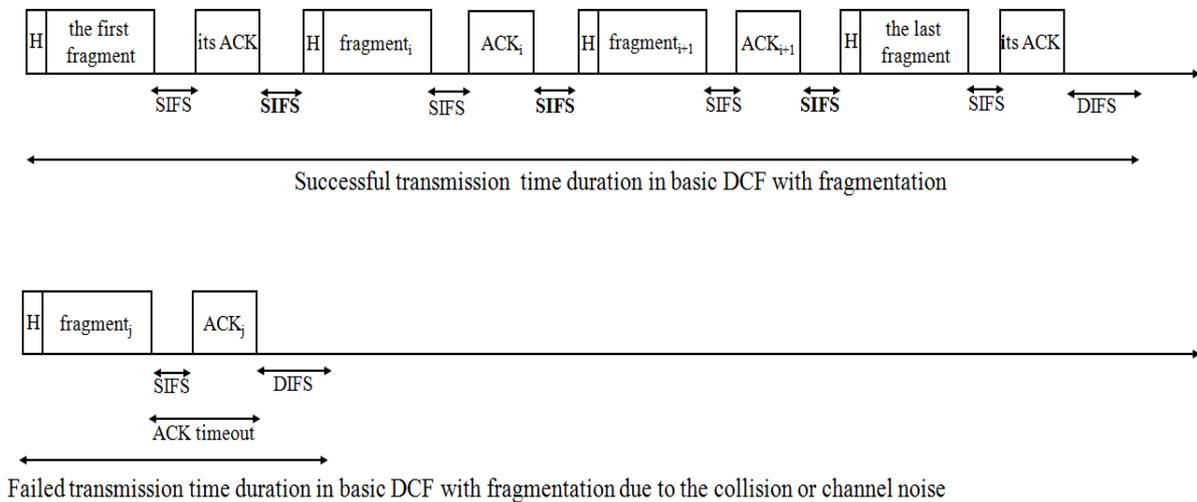


Figure I.6: Durée des événements en DCF mode basique avec fragmentation

Dans le mode d'accès de base, chaque station exécute le processus de backoff afin de réserver le canal pour le reste des fragments (s'il existe) en transmettant avec succès un fragment d'un paquet. Ainsi, si une station ne parvient pas à réserver le canal jusqu'à la limite maximale de tentatives de retransmission alors, elle abandonne la transmission du paquet fragmenté et redémarre le processus de backoff pour transmettre le paquet suivant. Afin d'assurer l'équité d'accès au canal, si une station n'a pas réussi à recevoir correctement l'acquittement (ACK) d'un fragment émis après avoir réservé le canal, elle le retransmet en effectuant à nouveau le processus de backoff.

I.3 Conclusion :

Le réseau local sans fil de l'IEEE 802.11 étant une technologie la plus déployée dans le monde, nous nous sommes intéressés dans ce chapitre à son mode ad hoc en donnant dans un premier temps, une définition des réseaux ad hoc avec une description de leurs principales caractéristiques et contraintes. Dans un second temps, nous avons présenté l'architecture protocolaire de 802.11 en nous intéressant plus particulièrement aux modes d'accès au canal du mécanisme DCF de la sous couche MAC. Nous avons terminé ce chapitre en décrivant les raisons d'utiliser le mécanisme de la fragmentation dans un environnement LAN sans fil et, en exposant le déroulement de la transmission avec fragmentation de paquets en DCF mode basique.

Chapitre II

Introduction à L'évaluation de performances des réseaux ad hoc

II.1 Introduction :

L'évaluation de performances permet à de nombreux travaux d'étudier les réseaux filaires et d'évaluer leurs performances. Aujourd'hui, l'évaluation de performances est souvent étendue aux problèmes des réseaux sans fils. Les caractéristiques et les contraintes que nous avons vues dans le premier chapitre suffisent à comprendre qu'un modèle issu d'un environnement filaire et étendu aux réseaux sans fils ne peut être satisfaisant. L'évaluation de performances joue un rôle crucial dans le processus de conception des réseaux sans fils pour assurer leur déploiement et leur exploitation efficace dans la pratique. Ce chapitre vise à fournir les définitions et les mécanismes de base qui permettent de comprendre pourquoi et comment nous faisons l'évaluation de performances. Ainsi, Nous donnons les techniques les plus utilisées pour évaluer les performances des réseaux ad hoc.

II.2 Rôle de l'évaluation de performances :

L'évaluation des performances des réseaux sans fils est devenue un sujet important ces derniers jours en raison de l'utilisation répandue et de l'omniprésence générale de ces réseaux dans notre vie quotidienne. L'évaluation des performances de ces systèmes de communication est nécessaire à chaque étape de leur cycle de vie. Il est judicieux d'étudier le comportement du système avant son déploiement sur terrain afin de comprendre, régler les éventuels problèmes qui pourrait affecter le système et trouver l'ensemble de valeurs de paramètres qui produisent les meilleures performances du système puisque, il ne sert à rien de concevoir et de mettre en œuvre un nouveau système qui n'a ni performances ni coût compétitifs. Nous parlons alors du dimensionnement d'un système [44].

L'évaluation de performance présente aussi un avantage autre que l'étude a priori d'un nouveau système puisque, elle aide à déterminer dans quelle mesure il fonctionne et si des améliorations sont nécessaires pour améliorer les performances ou répondre aux demandes futures. En faite, nous pourrions procéder à une étude de performance de différents systèmes existants pour comparer leurs comportements en fonction de leurs paramètres d'entrée. Nous parlons alors de la comparaison [45]. Par exemple, nous pourrions comparer les deux modes du mécanisme DCF de l'IEEE 802.11 (le mode basique et le mode RTS/CTS) afin de déterminer lequel ayant les meilleures performances en termes de débit normalisé et de délai de bout en bout.

II.3 Les principes de l'évaluation de performances :

Pour évaluer les performances d'un système de communication nous devons tenir comptes de points suivants:

- **Définir votre système** : c'est l'entité dont nous évaluons les performances. Dans notre étude, Nous nous intéressons au mécanisme d'accès mode de base DCF qui utilise la transmission avec fragmentation. En gros, un système est considéré comme étant un ensemble de ressources partagées entre différentes tâches. La caractéristique commune pour de tels systèmes est la présence de temps d'attente pour l'accès à ces ressources partagées.
- **Identifier les facteurs** : Quelles **sont** les facteurs qui agissent sur le système (paramètres d'entrée) ?
- **Définir vos métriques** : quels sont les paramètres de performances que nous voulons évaluer ? délai de bout en bout ? débit normalisé ? probabilité de perte ? probabilité de succès de transmission ?.....
- **Définir la charge du système** : elle représente le taux d'utilisation du serveur, notée généralement par ρ . Nous pouvons dire aussi la probabilité d'occupation de la file d'attente de transmission et par conséquent, elle représente mathématiquement le rapport entre le taux d'arrivée λ (packets / sec) et le taux de service μ (packets / sec). Le taux du trafic en entrée est généralement décrit par des lois probabilistes (Poisson, Exponentiel,...), tandis que le taux de service est déduit grâce à la modélisation de comportement du serveur à étudier. Ainsi, Si $\rho = 1$, cela veut dire que le serveur est toujours occupé et par conséquent, la file de transmission n'est jamais vide.
- **Bien connaître le système étudié** : l'objectif est pour utiliser l'outil d'évaluation adéquat et que nous maîtrisons bien.

II.4 Les techniques d'évaluation de performances :

Dans la littérature, il existe trois techniques d'évaluation de performances de systèmes de communication: les modèles analytiques, les simulations et les mesures. Nous pouvons classer ces techniques en deux grandes approches (Figure II.1): les techniques basées sur la mesure et les techniques basées sur la modélisation.

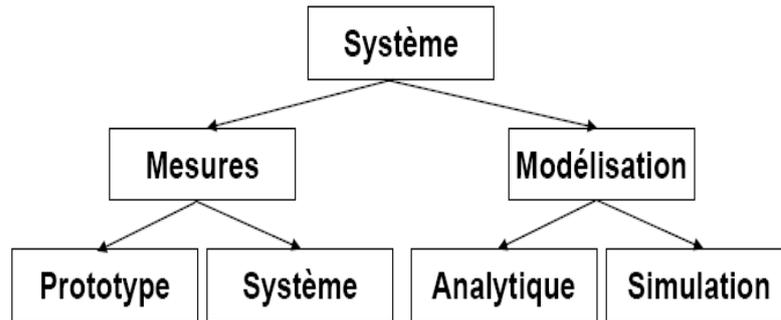


Figure II.1: Techniques d'évaluation de performances d'un système de communication [46]

La première approche permet de quantifier les critères de performance en les mesurant directement sur un système réel. La deuxième approche de techniques basées sur la modélisation, permet de spécifier le système à évaluer afin de prédire ses performances. Les modèles élaborés par cette dernière approche seront utilisés pour effectuer des simulations ou une étude analytique du système. La différence entre ces deux techniques est que les simulations mettent en œuvre des modèles conceptuels du système sous test (représentation conceptuel du système) qui nécessitent leur développement dans un outil de simulation. En revanche, la deuxième technique (l'étude analytique) met en oeuvre des modèles calculables (les chaînes de Markov, les files d'attente, les réseaux de Pétri, ...) sous la forme de formules mathématiques [47].

II.4.1 La technique basée sur la mesure :

Les mesures directes de performances peuvent être obtenues à partir de réseaux déjà opérationnels ou de prototypes de systèmes en cours de développement. Cette technique consiste à extraire des informations du réseau en basant sur des outils d'instrumentation. L'instrumentation d'un système est une approche indispensable pour mesurer ses performances au cours de son exécution, en insérant des codes de mesure dans son code source, ou en utilisant des outils de monitoring collectant des mesures. La technique des mesures directes est la seule technique qui peut prendre « l'image réelle » de l'état d'un système réel en tenant compte de toutes les caractéristiques de celui-ci [44]. Ce réalisme des mesures est l'argument majeur en faveur de cette technique pour évaluer les performances d'un système.

Cependant, elle a plusieurs inconvénients. En effet d'un côté, les configurations du système sont extrêmement variables et imprévisibles et par conséquent, les données obtenues à un moment donné sur le système ne permettent pas toujours de prévoir le comportement du système dans d'autres conditions et d'un autre côté, les outils d'instrumentation généralement

perturbent le système sous test et engendrent un coût (overhead) sur ses performances réelles. Ce coût est dû aux instructions supplémentaires à exécuter par le code source en utilisant la première méthode (instrumentation à l'intérieur du système) ou aux ressources consommées par un moniteur externe au système dans le cas de la deuxième méthode.

Un autre inconvénient majeur de cette technique est le coût nécessaire pour sa réalisation [48]. En effet, cette technique d'évaluation introduit un coût important dans un projet puisqu'elle nécessite des équipements réels, l'instrumentation des applications et un temps important de développement et de collecte de mesures. Un troisième inconvénient de cette technique est qu'elle n'est pas toujours réalisable. Dans certains environnements, il est impossible de procéder par cette technique pour évaluer les performances d'un système. De ce fait, les méthodes analytiques et la simulation restent les meilleures techniques pour l'évaluation de performances. Ces techniques ont montré leur efficacité dans l'évaluation de performance des réseaux ad hoc.

II.4.2 Les techniques basées sur la modélisation :

Nous disposons des outils adéquats pour réaliser l'évaluation de performances d'un système de communication, que ce soit la simulation ou la modélisation analytique.

II.4.2.1 La simulation :

Il s'agit d'implanter un modèle simplifié du système à l'aide d'un programme de simulation adéquat. C'est une technique largement utilisée pour l'évaluation des performances. Elle présente l'avantage par rapport aux méthodes analytiques de traduire d'une manière plus réaliste le comportement du système à évaluer. Pour un non spécialiste, la simulation a plus de crédibilité que les modèles analytiques car elle ne nécessite pas de bonne connaissance du système à évaluer et de fortes compétences en modélisation afin de maintenir la capacité à traiter le système analytiquement.

Or, la souplesse offerte par la simulation se paye cher, où les simulations sont souvent gourmandes en ressources passives (par exemple, mémoire vive) et en temps de développement pour proposer un modèle pour un simulateur plutôt qu'un modèle analytique. Contrairement aux techniques analytiques, les observations de la simulation sont toujours entourées d'incertitude. Cette incertitude provient du fait que les résultats de la simulation ne sont qu'un échantillon d'un nombre potentiellement infini d'observations [46]. De plus, les résultats de la simulation peuvent ne pas donner le même niveau de raisonnement intuitif aux performances que la modélisation analytique, car les facteurs dominants affectant la performance sont difficiles à déterminer.

Ainsi, la simulation ne doit être considérée qu'en dernier recours pour valider les résultats de la modélisation analytique. Concernant notre étude et à notre connaissance, il n'existe aucun simulateur prenant en compte la fragmentation dans les réseaux IEEE 802.11.

II.4.2.2 La modélisation analytique :

L'évaluation analytique de performances consiste à représenter le système par un modèle mathématique (un système d'équations) qui est résolu par des méthodes numériques. La modélisation analytique a l'avantage d'offrir un temps de calcul faible et demande moins de développement informatique. Par contre un modèle analytique est toujours soumis à certaines hypothèses. C'est pour quoi les résultats sont approximatifs, ce qui peut conduire à des incertitudes importantes si les hypothèses n'ont pas été correctement validées. Malgré cela, nous pouvons obtenir une idée générale sur le comportement du système que nous allons déployer.

L'avantage principal de cette technique analytique est qu'elle est très efficace, surtout lorsque la solution analytique existe. D'où, cette technique permet d'explorer un modèle que l'on contrôle parfaitement. Ceci entraîne en général une meilleure connaissance de la dynamique du système. Certains auteurs considèrent qu'une partie non négligeable de l'énorme succès qu'ont connu les réseaux de commutation de paquets est due à l'existence de modèles mathématiques de performance de ces réseaux [49]. Cette technique nécessite une bonne connaissance du système et de fortes compétences en modélisation afin de maintenir la capacité à traiter les modèles analytiquement.

Plusieurs formalismes de modélisation analytique existent dans la littérature dépendant de la nature du système à évaluer ainsi que des grandeurs de performance à évaluer. Nous pouvons citer, entre autres : les systèmes d'attente et les chaînes de Markov.

- Les systèmes d'attente

Le formalisme de systèmes d'attente reste le meilleur outil pour étudier les performances des systèmes de communication. En effet, ce formalisme permet de modéliser fidèlement un système admettant un phénomène d'attente. En plus il permet de fournir un certain nombre de résultats assez intéressants concernant les performances du système à évaluer. Ce formalisme peut être utilisé dans des situations diverses : guichet, traitement des instructions par un processeur, gestion de communications, etc.

La classification des systèmes d'attente fait appel à une notation symbolique dite la notation de Kendall qui comprend quatre symboles: A/B/S/N, avec :

- ✍ A = distribution du temps des inter-arrivés,
- ✍ B = distribution du temps de service,
- ✍ S = nombre de stations de service montées en parallèle,
- ✍ N = capacité du système (serveurs + file d'attente) ; lorsque la capacité de la file est infinie, on omet ce symbole dans la notation.

Les distributions peuvent caractériser A et B sont:

- ✍ M = distribution exponentielle,
- ✍ E(k) = distribution d'Erlang d'ordre k phases,
- ✍ G = distribution générale, lorsque nous ne savons rien sur ses caractéristiques),
- ✍ D = distribution déterministe, lorsque les inter-arrivés et les services sont constants).

Au sein de chaque file d'attente, le prochain arrivé à servir est sélectionné sur la base d'une règle prédéterminée appelée discipline de service dont les plus courantes sont FIFO (First In, First Out), LIFO (Last In, First Out),...etc.

Dans la littérature, la plupart des évaluations de performances des réseaux IEEE 802.11 utilisent le système d'attente M/G/1 comme outil de modélisation de chaque station.

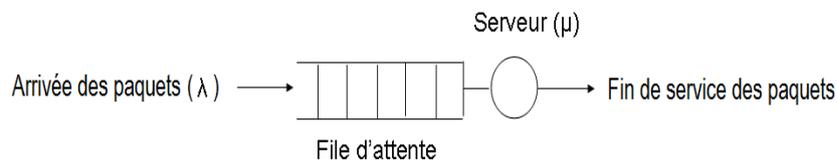


Figure II.2: Système d'attente M/G/1

La modélisation analytique par les systèmes d'attente a pour objectif de définir quantitativement le fonctionnement du système en question [50]. Nous allons présenter dans cette section les mesures de performances offertes les plus répandues.

- L'utilisation du serveur (ρ): si le système d'attente se compose d'un seul serveur alors l'utilisation est la fraction du temps pendant laquelle le serveur est occupé [51].

- Le temps moyen de service (μ^{-1}): il est défini à partir du moment où un paquet atteint la tête de sa file de transmission pour commencer à être servi jusqu'au moment où le paquet finit d'être servi.
- Le délai moyen d'attente : le délai moyen pris par un paquet pour atteindre la tête de sa file de transmission. Il est obtenu en s'appuyant essentiellement sur la formule de Pollaczek-Khinchine [52].

La formule de Pollaczek-Khinchine est un outil mathématique utilisé dans la théorie des systèmes d'attente. Cette formule désigne la relation entre le taux d'arrivée, l'utilisation du serveur, la distribution du temps de service et le temps moyen d'attente dans un modèle M/G/1.

Le système d'attente M/G/1 est une file à capacité illimitée ayant un seul serveur. Son processus d'arrivée suit la loi poissonnienne de taux λ tandis que le temps de service est distribué selon une variable aléatoire générale G. Ses mesures de performances peuvent être déterminées grâce à la collaboration avec le formalisme de la chaîne de Markov [53].

- Les chaînes de Markov

Les chaînes de Markov sont un formalisme mathématique simple pour évaluer un phénomène stochastique. Une chaîne de Markov se compose d'un ensemble d'états et d'un ensemble de transitions entre les états. Ces transitions sont étiquetées soit avec des probabilités de transition (dans le cas de chaînes de Markov à temps discret), soit avec des taux de transition (dans le cas de chaînes de Markov à temps continu) [54].

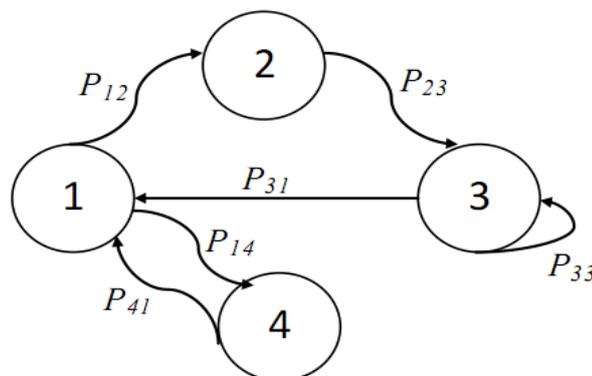


Figure II.3: Représentation graphique d'une chaîne de Markov

Sa simple structure permet de modéliser une large classe de systèmes. Les chaînes de Markov sont des outils bien connus où les nombreux résultats théoriques permettent d'analyser

finement le comportement du système en question. Les chaînes de Markov sont donc un des plus importants outils d'analyse des processus aléatoires dans le domaine de la modélisation.

Le comportement stationnaire des chaînes de Markov peut être étudié en utilisant un système d'équations linéaires avec une équation pour chaque état. La solution de ces équations donne des probabilités d'état de la chaîne de Markov à partir desquelles les mesures de performance souhaitées peuvent être facilement obtenues. Dans le cadre de la modélisation et l'évaluation de performances, les chaînes de Markov présentent une simplicité et une efficacité incontournable [55]. Dans la littérature, la plupart des évaluations du mécanisme DCF de l'IEEE 802.11 utilisent les chaînes de Markov comme outil de modélisation.

II.5 Les paramètres de performances :

Chaque évaluation de performances nécessite la définition d'un ensemble de paramètres qui représentent les entrées du processus d'évaluation et influent considérablement les résultats de performances d'un système. La liste de ces paramètres peut être divisée en deux catégories : les paramètres du système et les paramètres de la charge (workload). Les paramètres du système comportent les paramètres matériels et logiciels qui ne varient pas sous différentes configurations du système à évaluer. Les paramètres de la charge varient d'une configuration à une autre du système sous test.

Les facteurs de performance sont le sous ensemble des paramètres qui varient au cours du processus de l'évaluation de performances d'un système. Généralement ce sont les paramètres qui influent plus les performances du système sous test. Certaines études de performances de l'IEEE 802.11 que nous avons examinées utilisent le nombre de stations comme facteur de performance. D'autres utilisent le taux d'arrivée des paquets,...ou la probabilité de collision.

II.6 Les métriques de performances :

Les performances d'un système sont des grandeurs qualitatives et quantitatives caractérisant le fonctionnement du système. Le but d'une évaluation de performances est de trouver des indicateurs représentant le comportement du système. Les grandeurs quantitatives sont par exemple le délai de bout en bout, le débit, etc. Alors que la grandeur qualitative est souvent une propriété comme « est-ce que le système converge? » ou « est-ce que le système assure l'équité de l'accès? ». Ces types de questions doivent être posés avant d'entrer dans une étude quantitative et, comme l'architecture protocolaire 802.11 est issue de l'organisme de

normalisation IEEE, les bonnes propriétés de l'architecture ont été prouvées. C'est pourquoi nous ne nous soucions que des grandeurs quantitatives.

Une métrique de performance est alors un critère de mesure choisi pour quantifier une performance d'un système. Le choix des métriques pour évaluer les performances d'un système de communication dépend des caractéristiques du trafic que le système devrait transporter. Le trafic présenté au système de communication est généralement appelé la charge offerte (the offered load). Si la charge offerte contient des données insensibles au temps, telles que le transfert de fichiers, le courrier électronique et la navigation sur le Web, on s'intéresse à évaluer et maximiser la vitesse à laquelle les données peuvent être envoyées à travers le système de communication. Si la charge offerte contient des données sensibles au temps, telles que la parole et vidéo humaine, on s'intéresse à évaluer et minimiser le délai de livraison des données à la destination.

Étant donné que le débit et le délai de bout en bout sont considérés comme les mesures de performance quantitatives fondamentales d'un réseau IEEE 802.11, nous discutons ces mesures de performance.

II.6.1 Le débit normalisé (normalized throughput) :

Le débit est la vitesse à laquelle les paquets peuvent être envoyés via le système de communication et il est généralement calculé en bits par seconde (bit/sec). Pour les données insensibles au temps, les concepteurs de réseau visent à maximiser le débit du système afin d'obtenir de meilleures performances; les délais dans la livraison des paquets sont d'une importance secondaire.

Le débit est plus utile que le débit binaire du canal, car il spécifie la performance réelle du système en tenant compte tous les délais introduits par le système de communication. Il est généralement comparé au débit binaire du canal pour exprimer la dégradation de performance introduite par la technologie de communication, comme les en-têtes ajoutés et les délais de retransmission.

Notre travail étudie les performances d'un système de communication IEEE 802.11 mode ad hoc en évaluant le débit normalisé, qui exprime la fraction du temps que le canal est utilisé pour transmettre avec succès les bits de la charge utile MAC (i.e. the MAC payload), au débit binaire du canal. Ainsi, sa valeur ne pourrait jamais d'être plus grande que 1.

II.6.2 Le délai moyen de bout en bout (average end-to-end delay) :

Le délai de bout en bout d'un paquet spécifie le temps nécessaire pour que le paquet se déplace avec succès de la station source à la station de destination. Le délai moyen de bout en bout est ramené à la moyenne de tous les délais de bout en bout des paquets transmis avec succès. En outre, il est défini comme le temps moyen passé par un paquet à partir du moment où ce paquet est mis en file de la transmission de sa station source jusqu'à ce que sa transmission soit terminée avec succès.

Le délai de bout en bout dans le réseau comprend deux composants, c'est-à-dire le délai de transmission réussie et le délai d'attente dans la file. Il est mesuré en secondes ou en millisecondes.

- ✍ Le délai de transmission réussie: il s'agit du délai entre le moment où un paquet arrive à la tête de la file d'attente de sa station source et le moment où l'ACK a été reçu avec succès. Ainsi, il capture la durée d'occupation du canal par la transmission réussie de ce paquet et le temps passé en accès aléatoire, c'est-à-dire le délai d'accès qui inclut les durées d'occupation du canal par les collisions et les transmissions réussies d'autres stations.

- ✍ Le délai d'attente dans la file de transmission : il s'agit du délai entre le moment où un paquet entre dans la file d'attente de sa station source, jusqu'au moment où le paquet arrive à la tête de la file d'attente. De toute évidence, le délai d'attente dépend également du délai d'accès.

II.7 Conclusion :

Dans ce chapitre nous avons donné un aperçu sur les spécificités de l'évaluation des performances, en misant le point sur les deux principales techniques d'évaluation de performances des réseaux ad hoc, à savoir la simulation et la modélisation analytique dont nous avons précisé leurs caractéristiques et chronologies d'utilisation. L'évaluation de performances à l'aide de la simulation est une autre piste surtout à cause de la contrainte de l'absence d'un simulateur crédible implémentant la fragmentation dans les réseaux IEEE 802.11. Il faut consacrer plus de temps au développement d'un modèle pour un simulateur plutôt qu'un modèle analytique. C'est ce qui nous a laissé à évaluer seulement à l'aide de la modélisation analytique en choisissant deux formalismes mathématiques, à savoir systèmes d'attente et chaînes de Markov, dépendant de la nature du réseau ainsi que les grandeurs de performance à évaluer.

Chapitre III

*Les modèles existants:
problématique et proposition*

III.1 Introduction :

L'IEEE 802.11 est un standard international (ISO / CEI 8802-11) pour les réseaux locaux sans fil, il a été complété et amélioré à plusieurs reprises depuis l'approbation du standard initial par l'IEEE en 1997 [56]. Ces améliorations sont définies comme étant des amendements au standard initial, et leur rédaction est gérée et validée par l'IEEE. La grande popularité du standard IEEE 802.11 a encouragé de nombreux chercheurs à modéliser et améliorer ses mécanismes d'accès. La modélisation des mécanismes d'accès permet aux concepteurs de réseaux IEEE 802.11 d'identifier les valeurs appropriées pour les différents paramètres permettant d'obtenir les meilleures performances, de prouver l'efficacité des mécanismes conçus pour améliorer les performances du réseau IEEE 802.11, et de prévoir les moments et les paramètres appropriés de leurs activations. Plusieurs travaux ont été proposés dans la littérature pour modéliser et améliorer le mécanisme du DCF IEEE 802.11 dans différentes conditions de réseau. La plupart des modèles existants étudient les performances du DCF dans les conditions de saturation, qui supposent que chaque station du réseau a toujours un paquet prêt pour la transmission. La section suivante explore un certain nombre de ces travaux pour donner un bref aperçu de la modélisation et l'amélioration de performances des réseaux DCF IEEE 802.11.

III.2 La modélisation et l'amélioration du DCF IEEE 802.11 :

Récemment, une activité de recherche considérable s'est concentrée sur la modélisation et l'amélioration de performances du DCF IEEE 802.11 en utilisant de nombreuses techniques différentes. Divers formalismes mathématiques sont utilisés pour analyser les performances du DCF IEEE 802.11 tels que les chaînes de Markov et les systèmes d'attente.

III.2.1 La modélisation par les chaînes de Markov :

La modélisation par les chaînes de Markov bidimensionnelles à temps discret, introduite pour la première fois par Bianchi dans [2], est devenue la méthode la plus courante pour évaluer les performances du DCF IEEE 802.11.

III.2.1.1 Modèle analytique de Bianchi :

Dans cette sous section, nous donnons une description détaillée et claire du modèle analytique de Bianchi. La chaîne de Markov de Bianchi, présentée dans la figure III.1, décrit le mécanisme d'accès distribué CSMA / CA exécuté localement sur chaque station sous les hypothèses du canal parfait et du trafic de saturation.

À partir de l'analyse, l'auteur a conclu que le débit du réseau dépend de la taille de la fenêtre de contention initiale CW_{min} et que la valeur optimale de la CW_{min} dépend du nombre de stations concurrentes dans le réseau. Son analyse considère à la fois le mode d'accès basique et le mode d'accès RTS / CTS pour la détection de porteuse.

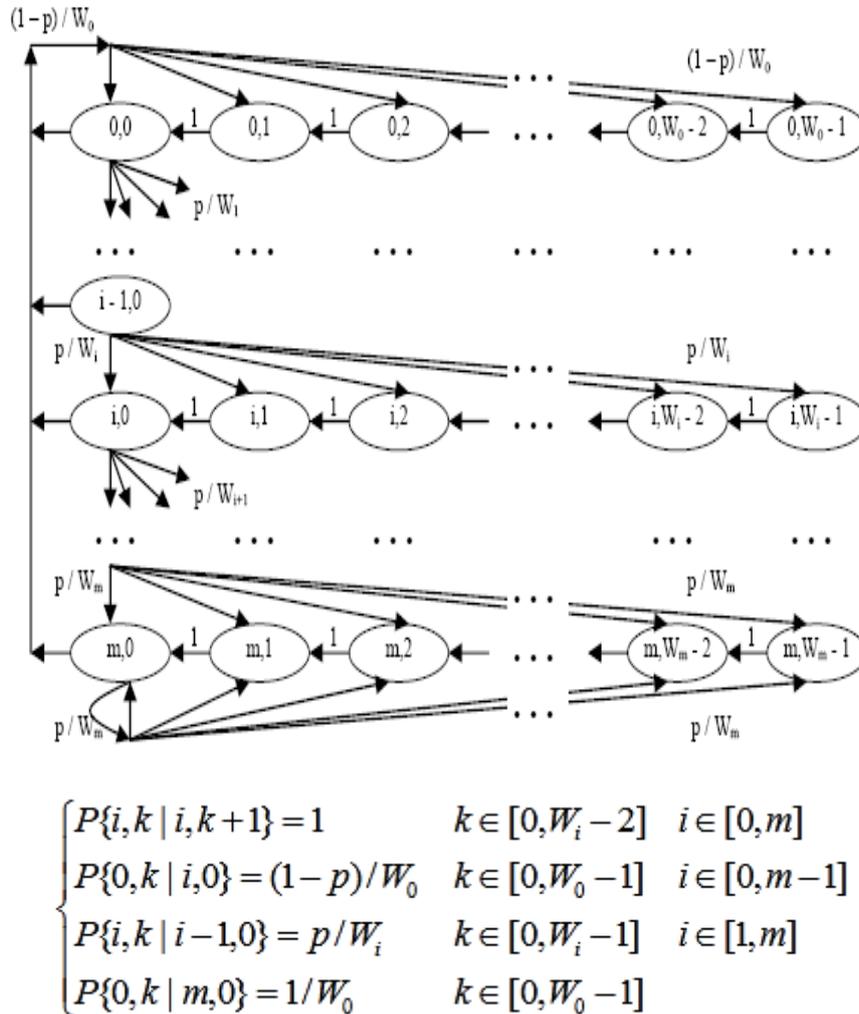


Figure III.1: Chaîne de Markov du DCF IEEE 802.11 et ses probabilités de transition [2]

Dans le CSMA / CA, les stations changent leur état en fonction de l'état du canal sans fil. Le canal peut être à l'état «occupé» ou «inactif». Le canal est considéré comme « inactif » lorsqu'il n'y a pas de transmission et « occupé » s'il y a au moins une transmission. Si le canal est détecté occupé, la station attend que le canal devienne inactif.

Son analyse de ce qui pourrait se passer dans le canal lui permet diviser l'axe du temps en slots de temps, pendant lesquels le canal est dans l'un des trois événements suivants: $E_{in} = \{\text{le canal soit inactif}\}$ ou soit $E_s = \{\text{le canal soit occupé d'une transmission réussite d'un paquet}\}$ ou

$E_{col} = \{\text{le canal soit occupé d'une transmission non réussite d'un paquet (collision entre les paquets)}\}$. Il exprime ces événements par les probabilités suivantes:

$$\begin{aligned}\Pr\{E_{in}\} &= 1 - p_{tr} \\ \Pr\{E_s\} &= p_{tr} p_s \\ \Pr\{E_{col}\} &= p_{tr} (1 - p_s)\end{aligned}$$

Tels que « p_{tr} » est la probabilité qu'il y a au moins une transmission d'un paquet dans un slot de temps donné et « p_s » est la probabilité conditionnelle qu'une transmission est réussit sachant « p_{tr} ». Les deux probabilités sont calculées dans [2] comme suit :

$$\begin{aligned}p_{tr} &= 1 - (1 - \tau)^n \\ p_s &= \frac{n\tau(1 - \tau)^{n-1}}{p_{tr}}\end{aligned}$$

La probabilité « p » représente la probabilité qu'un paquet, transmis par une station, rencontre une collision. L'hypothèse clé du modèle de Bianchi est qu'à chaque transmission et quel que soit le nombre de retransmissions subies, le paquet entre en collision avec une probabilité constante. La probabilité « p » est exprimée, comme décrit ci-dessous, en fonction de la probabilité de transmission « τ », qui indique la probabilité qu'une station émette dans un slot de temps donné.

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

L'auteur a calculé le débit normalisé « S » comme la fraction de temps pendant laquelle le canal est utilisé pour transmettre avec succès les bits de la charge utile. Il exprimé par:

$$\begin{aligned}S &= \frac{[\text{durée moyenne pour la transmission de la charge utile}]}{[\text{durée moyenne d'un slot de temps}]} \\ &= \frac{p_s p_{tr} T_p}{(1 - p_{tr})\sigma + p_s p_{tr} T_s + (1 - p_s) p_{tr} T_c}\end{aligned}$$

Tels que T_s et T_c représentent respectivement la durée de l'événement d'occupation du canal par la transmission avec succès E_s et avec collision E_{col} , σ est la durée d'un slot vide et T_p est la durée d'émission de la charge utile (c'est-à-dire, MAC payload), sachant que T_p est différent suivant le débit d'émission. Il a exprimé T_s et T_c selon le mode d'accès comme suit :

En mode basique :

$$T_s = T_H + T_p + \partial + SIFS + T_{ACK} + \partial + DIFS$$

$$T_c = T_H + T_p + \partial + DIFS$$

En mode RTS/CTS :

$$T_s = T_{RTS} + \partial + SIFS + T_{CTS} + \partial + SIFS + T_H + T_p + \partial + SIFS + T_{ACK} + \partial + DIFS$$

$$T_c = T_{RTS} + \partial + DIFS$$

Tels que T_H est la durée d'un en-tête physique et d'un en-tête MAC (c'est-à-dire, $PHY_Header + MAC_Header$), ∂ est le délai de propagation sur la canal, T_{ACK} est la durée de la trame d'accusé de réception, T_{RTS} est la durée de la trame RTS et T_{CTS} est la durée de la trame CTS.

III.2.1.2 Les améliorations du modèle de Bianchi :

L'étude du modèle de Bianchi, même si elle n'est pas dédiée au délai, reste perfectible. Il nous a permis de mieux savoir modéliser le mécanisme d'accès DCF IEEE 802.11, particulièrement l'accès aléatoire. Les premiers travaux visent à fournir des modèles analytiques pour évaluer la métrique de performance du débit. Plus tard, par la popularité des WLANs comme support d'un trafic temps-réel et comme les applications temps réel dépendent largement de la métrique de performance du délai, les chercheurs commencent à étudier cette métrique. Plusieurs travaux ont étendu le modèle de Bianchi en tenant compte des détails de la norme IEEE 802.11. Par la suite, nous allons discuter ces modèles quant à la façon dont ils améliorent la modélisation du DCF 802.11.

Par rapport au modèle de [2], où l'auteur modélise l'hypothèse idéaliste selon laquelle les retransmissions de paquets sont illimitées et qu'un paquet est retransmis continuellement jusqu'à sa réception réussie; nous trouvons que dans [57], l'auteur étend l'analyse de Bianchi en introduisant une limite sur le nombre de tentatives de retransmissions de paquets telle que elle est spécifiée dans la norme IEEE 802.11 et montrée dans la figure III.2, ainsi après la limite des tentatives de retransmission s'il y a un échec, le paquet sera abandonné. Les résultats de cette étude améliorent considérablement la précision du modèle du DCF 802.11, surtout lorsque le nombre de stations dans le réseau est important.

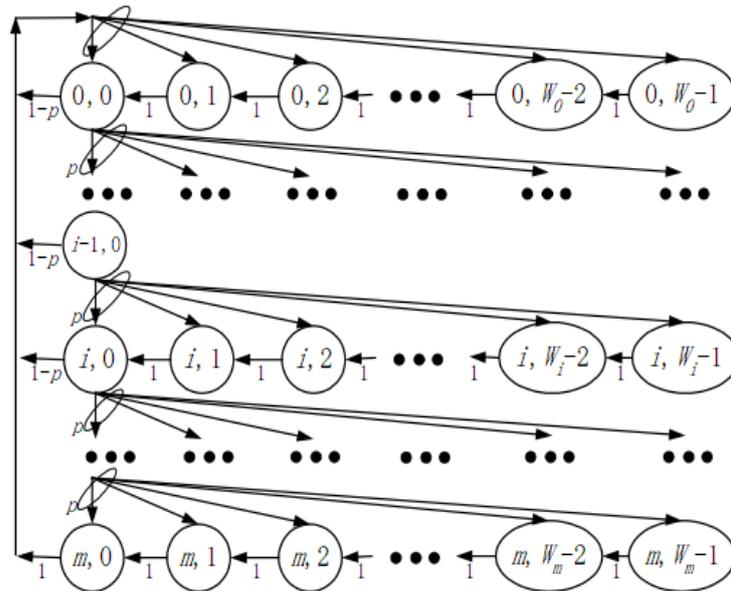


Figure III.2: Limite de retransmissions de la chaîne du [57]

Néanmoins, ni [2] ni [57] ne traitent le délai de paquet, la probabilité de perte ou le délai de perte d'un paquet transmis utilisant le protocole 802.11. Dans [58], l'auteur dérive le délai moyen de paquet pour le modèle de Bianchi [2], sans tenir compte de toute perte de paquets due à la limite de tentatives.

De plus dans [59], l'auteur identifie basant sur le modèle de Bianchi les conditions de réseau et de trafic, qui rendent le mécanisme RTS / CTS bénéfique, en obtenant un délai de paquet plus faible par rapport au mécanisme d'accès de base.

Dans [4] et [60], l'auteur fournit une nouvelle analyse des performances du protocole 802.11, au moyen du modèle bien connu de chaîne de Markov développé dans [57], en considérant l'effet de la limite de tentatives de retransmission de paquet et, en calculant le délai moyen de paquet, la probabilité de perte de paquet et le temps moyen de perte de paquet.

Cependant, tous les modèles antérieurs supposent que le compteur de backoff est toujours décrémenté même lorsque le canal est détecté occupé. Cette hypothèse n'est pas cohérente avec la norme IEEE 802.11, puisque le compteur de backoff est arrêté lorsqu'une transmission est détectée sur le canal, et réactivé lorsque le canal est détecté à nouveau inactif [1].

Dans [61], l'auteur développe un modèle de chaîne de Markov, comme montré dans la figure III.3, qui ajoute un état de transition supplémentaire (-1, 0) aux modèles de [2] et [57], et

utilise pour modéliser le gel du compteur de backoff la nouvelle probabilité p_b , qui indique que le canal est occupé.

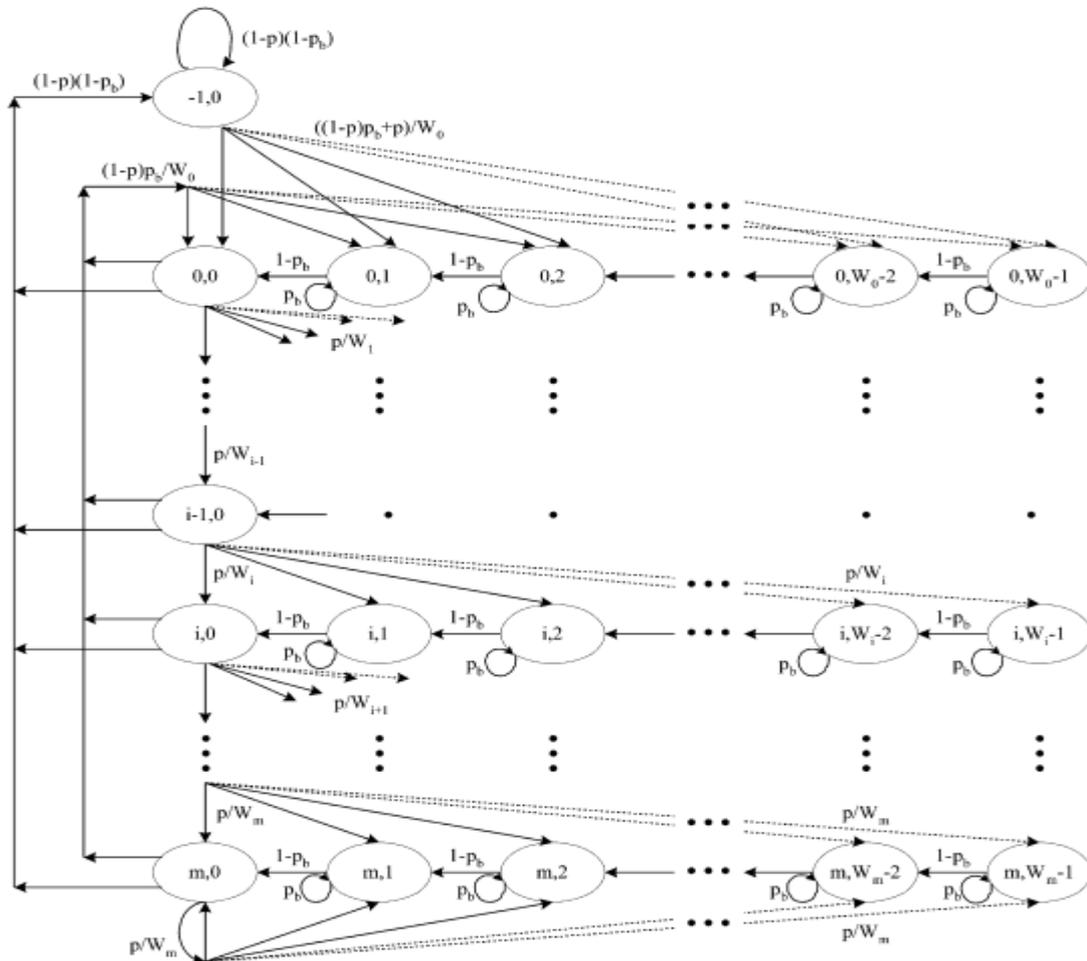


Figure III.3: Chaîne de Markov des [61] et [62]

Cet état supplémentaire représente le cas où une station transmet un nouveau paquet sans entrer dans le processus de backoff, et ceci est lorsqu'elle détecte que son précédent paquet transmis a été reçu avec succès et que le canal est inactif.

Le modèle de [61] et le modèle [62] basé sur [61], qui calculent les performances de débit et de délai de paquet, permettent en fait aux stations de transmettre des paquets consécutifs sans activer le processus de backoff. Cette fonctionnalité, qui n'est spécifiée dans aucune norme IEEE 802.11, entraîne une utilisation non équitable du support, car les stations ne sont pas traitées de la même manière après une transmission réussie.

De plus, le calcul du délai moyen de paquet dans les modèles de [61] et [62] ne tient pas compte du paramètre de la limite de tentatives de retransmission et en plus, utilise une approche très compliquée où elle calcule le nombre moyen de collisions du paquet avant sa transmission réussie et le temps moyen pendant lequel le compteur de backoff d'une station reste gelé.

Dans [63], l'auteur améliore le modèle [62] sous des hypothèses plus réalistes, tenant en compte le paramètre de la limite de tentatives de retransmission L_{retry} et l'équité d'accès au canal, comme il est montré ci-dessous dans la figure III.4.

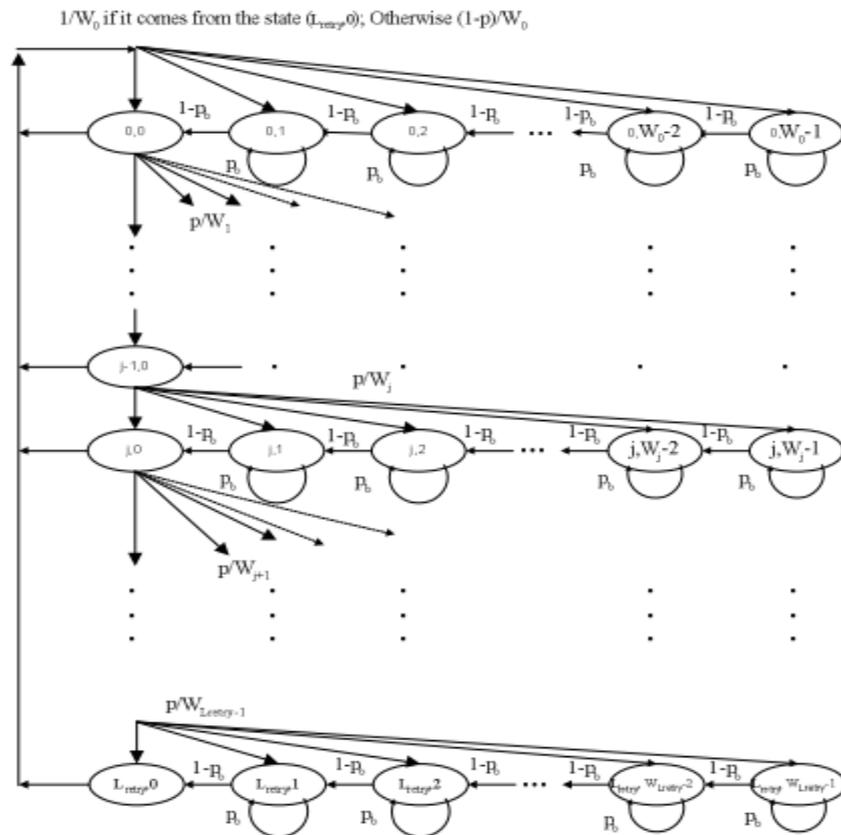


Figure III.4: Chaîne de Markov du [63]

L'auteur adopte également une approche compliquée pour calculer le délai moyen de paquet. Cependant, l'auteur fournit un modèle de débit plus précis que celui de [61] en exprimant, comme décrit ci-dessous, la probabilité d'occupation du canal sans tenir en compte la station qui exécute le processus de backoff.

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

Tel que « n » est le nombre de stations en contention.

Dans [64], l'auteur présente un autre modèle qui considère le gel du compteur de backoff, la limite de tentatives de retransmission et l'équité d'accès au canal. Contrairement aux modèles précédents, ce modèle considère, comme dans [65], que la probabilité de transmission dépend du statut (inactif/occupé) du slot de temps précédent. Cette dernière hypothèse qui rend le modèle plus compliqué, où il utilise trois paramètres pour la description de l'état du système dans [64] et une chaîne de Markov à trois états qui représente les états du canal dans [65].

Tous les travaux antérieurs supposent que le canal est parfait; Bianchi dans [2] et Wu dans [57] ont développé un modèle mathématique pour évaluer la performance du débit DCF 802.11, en utilisant les chaînes de Markov sans tenir compte de l'impact des erreurs de bits sur la performance.

En fait, une liaison sans fil est sujette aux erreurs essentiellement en raison de la variation de la force du signal du canal sans fil. Les erreurs de transmission sont catégorisées comme étant indépendantes avec un taux d'erreur fixe sur les bits (BER) ou des erreurs de rafale variable dans le temps modélisées par la chaîne de Markov à deux états du Gilbert-Elliot [66]. Plusieurs travaux ont examiné l'impact des canaux sujets aux erreurs sur les performances IEEE 802.11. Plus précisément, Crow dans [67] et [68] est le premier à étudier l'effet des erreurs sur les performances au moyen de la simulation.

Une grande attention a été portée sur l'extension du modèle de Bianchi pour assouplir l'hypothèse de condition de canal idéal, en considérant un taux d'erreur des bits constant.

Dans [69] et [70], les auteurs ont considéré les erreurs de transmission au moyen d'un modèle de chaîne de Markov, mais n'ont étudié que le débit de saturation et en plus, n'ont pas pris en compte l'effet de la limite de retransmission de trame.

Dans [7] et [71], les auteurs ont utilisé le paramètre de la limite de retransmission dans leurs analyses, et ont considéré une probabilité d'erreur de trame constante uniquement pour les trames de données, en supposant que les trames de contrôle sont toujours reçues avec succès, une hypothèse qui ne s'applique que dans des conditions de faible taux d'erreur sur les bits. Où le modèle de [7] propose une modification simple pour intégrer la perte de canal sans fil p_f dans la probabilité d'échec p considérée dans le modèle. En supposant que les événements de collision et les événements de perte sans fil sont indépendants, p peut être exprimé comme $p = 1 - (1 - p_l)(1 - p_f)$, où p_l est la probabilité de collision, c'est-à-dire $p_l = 1 - (1 - \tau)^{n-1}$.

[22] est le premier qui aborde la probabilité d'erreur des trames ACK. Cependant, la façon dont il a estimé le débit de saturation de l'IEEE 802.11 pour un canal avec perte n'est pas conforme à la norme 802.11, car il est basé sur un nouveau concept de slot virtuel.

Dans [72], les auteurs n'ont analysé l'effet d'erreur de bit sur le débit qu'en mode d'accès de base. Dans [8], un nouveau modèle de Markov tridimensionnel est proposé pour l'estimation du débit de saturation de mode d'accès RTS / CTS dans un réseau IEEE 802.11 sujet aux erreurs. Le modèle prend en compte les limites de tentatives de la station et l'effet d'erreur sur toutes les trames.

Cependant, le mécanisme de fragmentation des paquets (PFM), qui est proposé par le groupe de travail IEEE pour améliorer la sous-couche MAC de la norme IEEE 802.11 dans un canal sujet aux erreurs, n'a pas été pris en compte dans tous les modèles analytiques antérieurs. Pourtant, le PFM est la seule solution existante pour réduire l'influence de la longueur des paquets de données sur le taux d'erreur, et par conséquent sur les performances des réseaux IEEE 802.11.

Récemment, diverses études de performances des réseaux IEEE 802.11 et autres réseaux sans fil sont basées sur les modèles analytiques ([14] et [15]), qui sont développés en étendant la chaîne de Markov [2] avec le mécanisme de la fragmentation des paquets respectivement sous les conditions de trafic de saturation ou non saturation. Cependant, les modèles analytiques ([14] et [15]) contiennent des anomalies, entraînant une dégradation significative des performances du DCF lors de l'application du mécanisme de fragmentation dans un réseau IEEE 802.11 légèrement perturbé ou parfait.

D'après la chaîne de Markov et son interprétation dans [14] (respectivement, dans [15]), les auteurs ont distingué deux types d'états de transmission. Les états de transmission de type $(T, i, 0)$ (respectivement, les états de transmission de type $(i, 0)$) qui peuvent rencontrer une collision ou un bruit de canal et, les états de transmission de type $(T, i, -1)$ (respectivement, l'état de transmission $(0, -1)$), qui ne peuvent rencontrer qu'un bruit de canal, car ces états représentent la transmission des fragments suivants d'un paquet après avoir réservé le canal.

Cependant comme il est montré ci-dessous, les auteurs de [14] ont utilisé la probabilité de transmission " τ " calculée uniquement sur les états de type $(T, i, 0)$ pour exprimer la probabilité

d'occupation du canal P_b et la probabilité de transmission réussie P_s . Par conséquent, leur probabilité d'occupation de canal P_b ne représente pas l'occupation de canal par la transmission aux états de type (T, i, -1) et, leur probabilité de transmission réussie n'exprime pas la transmission réussie aux états de type (T, i, -1).

$$\begin{aligned}\tau &= \sum_{i=0}^m \pi_{T,i,0} \\ P_b &= 1 - (1 - \tau)^{n-1} \\ P_s &= \frac{n\tau(1 - \tau)^{n-1}(1 - P_e)}{1 - (1 - \tau)^n}\end{aligned}$$

Alors que comme il est montré ci-dessous, les auteurs de [15] ont exprimé leurs probabilités par la probabilité de transmission " τ " calculée sur tous les états de transmission y compris l'état de transmission (0, -1). Cependant, l'état de transmission (0, -1) ne doit pas faire partie de la probabilité de collision P_c , car il ne peut rencontrer que du bruit de canal. De plus, il ne doit pas être conditionné par la probabilité que les $n - 1$ stations restantes reportent leurs émissions (c'est-à-dire, $(1 - \tau)^{n-1}$) dans la formule de probabilité de transmission réussie P_s , car la station qui passe à l'état (0, -1) assure, grâce au mécanisme DCF, que le canal reste réservé à la transmission du prochain fragment de paquet (c'est-à-dire, dans cet état, la probabilité que les stations restantes reportent leurs émissions est toujours égale à 1). De plus, le calcul des performances dans le modèle [15] est approximatif, car il souffre du problème de la division par zéro dans la formule de probabilité de transmission " τ " lors de la transmission sans fragmentation (c'est-à-dire, lorsque $P_f = 1$).

$$\begin{aligned}\tau &= \pi_{i,-1} + \sum_{i=0}^m \pi_{i,0} \\ P_c &= 1 - (1 - \tau)^{n-1} \\ P_s &= \frac{n\tau(1 - \tau)^{n-1}(1 - P_e)}{1 - (1 - \tau)^n}\end{aligned}$$

Par ailleurs, les modèles ([14] et [15]) permettent aux stations d'exécuter le processus de backoff sans le réinitialiser même pour retransmettre les fragments échoués uniquement dus au bruit de canal. Cette fonctionnalité, qui n'est spécifiée dans aucune norme IEEE 802.11, entraîne une utilisation non équitable du canal, car les fragments des paquets ne sont pas traités d'une manière indépendante.

Tous les modèles précédents, excepté le modèle dans [15], tentent de déduire le délai de paquet en basant seulement sur la chaîne de Markov du Bianchi. Cependant, le délai de paquet dérivé de cette approche ne tient compte que la période de temps dans la procédure de backoff, c'est-à-dire le délai d'accès; mais cela n'inclut pas le délai d'attente pour faire cet accès. En conséquence, cette approche ne fournit pas pour les applications de livraison de paquets dans le monde réel, l'important délai total, dit aussi le délai de bout en bout.

III.2.2 La modélisation par les systèmes d'attente :

Beaucoup d'applications sont sensibles au délai de bout en bout et aux caractéristiques d'attente telles que la longueur moyenne d'une file d'attente et le temps d'attente. Ainsi, il est nécessaire de modéliser par les systèmes d'attente pour que les réseaux IEEE 802.11 obtiennent de telles métriques de performance.

Comme tous les modèles antérieurs n'évaluaient pas ces métriques, l'étude de la distribution du temps de service de DCF IEEE 802.11 a retenu l'attention de nombreux chercheurs puisqu'elle est essentielle pour l'exploitation des systèmes d'attente. Certains chercheurs ont étendu la méthode de Bianchi et d'autres ont tenté d'apporter de nouvelles directions de modélisation

L'évaluation de performances du DCF IEEE 802.11 revient à utiliser un système d'attente pour modéliser le comportement du processus de backoff du protocole IEEE 802.11 en tant que processus de service de la file d'attente. Les arrivées de paquets de la couche supérieure sont modélisées comme le processus d'arrivée de la file d'attente. Des techniques standards de la théorie de système d'attente sont utilisées [73] pour extraire les résultats des performances de ce système..

Dans cette section, nous classons et examinons deux approches populaires pour l'évaluation de la performance du délai de l'IEEE 802.11, à savoir les approches basées sur la fonction de transfert sans ou avec la réutilisation de la chaîne de Markov.

Différents modèles de systèmes d'attente ont été conçus pour évaluer les performances du DCF IEEE 802.11, à savoir M/G/1 comme dans [74] [75] [76] [15] ou G/G/1 comme dans [77] [78].

III.2.2.1 Systèmes d'attente G/G/1 et M/G/1 :

L'analyse des systèmes d'attente avec une distribution générale du temps de service peut être effectuée soit par :

- i) trouver la distribution elle-même en utilisant la fonction de transfert (Transfer-function) sans ou avec réutilisation de la chaîne de Markov.
- ii) utiliser la moyenne et la variance qui sont estimées d'une distribution inconnue.

Le calcul de la moyenne et la variance d'une distribution inconnue est basé sur l'approche statistique. Dans ce qui suit, nous allons nous intéresser aux modèles basés sur la fonction de transfert sans ou avec réutilisation de la chaîne de Markov.

a) Approche basée sur la fonction de transfert :

L'idée clé des modèles basés sur la fonction de transfert est d'analyser les distributions générales de certaines quantités dans les étages de backoff telles que la probabilité de collision et de transmission. Une fois que la distribution du processus de service est obtenue, on peut utiliser des techniques d'analyse standard des systèmes d'attente de second ordre pour obtenir des résultats de performances de délai

Dans [77], les auteurs modélisent chaque station comme un système d'attente à temps discret G/G/1 et, décomposent le calcul du temps de service du mécanisme de DCF à la suite des événements suivants:

- i) la durée entre deux transmissions réussies, y compris les fonctions génératrices de probabilités (pgf) du nombre de slots du backoff $B(z)$ et, du délai dû à la transmission des autres stations $X(z)$, et
- ii) le temps nécessaire pour transmettre le paquet, qui est défini par la fonction génératrice notée $L(z)$, qui dépend de la longueur du paquet et du débit du canal.

En conséquence, la distribution du temps de service, $B(z)$, est donnée par :

$$B(z) = BO(z) X(z) L(z).$$

Ils supposent que la distribution des arrivées de paquets est également générale, en justifiant que dans les réseaux réels, le processus d'arrivée des paquets peut être un processus temporel continu, c'est-à-dire l'arrivée peut se produire n'importe où dans le temps.

Les résultats de performances du système tels que le délai total du système et la longueur moyen de la file d'attente sont obtenus par la théorie standard du système d'attente à temps discret $G / G / 1$ [79].

Dans [74], chaque station est modélisée comme un système d'attente $M/G/1/K$. Les auteurs supposent que les arrivées de paquets suivent un processus de Poisson avec un taux d'arrivée λ . La distribution du temps de service de chaque station, qui exécute le mécanisme DCF, est générale. La taille de la file d'attente dans chaque station est finie et égale à K , ce qui peut ne pas être valide en pratique.

Les auteurs expriment d'abord la fonction génératrice de probabilité (pgf) respectivement de la durée de collision et de transmissions réussie comme $C_t(z)$ et $S_t(z)$. Ils désignent également $H_d(z)$ comme la fonction génératrice de la durée de décrémentation du compteur de backoff.

En conséquence, la fonction de transfert de la distribution de service $B(z)$ est caractérisée comme une série d'événements de transmissions réussie et de collision à travers le service du processus de backoff avec la durée correspondante (c'est-à-dire $S_t(z)$ et $C_t(z)$) et des combinaisons de la probabilité d'occupation et d'inactivité du serveur avec $H(z)$. La distribution du temps de service, $B(z)$, est donnée par :

$$B(Z) = (1 - p_c)S_t(Z) \sum_{i=0}^{\alpha} (p_c C_t(Z))^i H_i(Z) + (p_c C_t(Z))^{\alpha+1} H_{\alpha}(Z)$$

De même, une fois que $B(z)$ est obtenu, le délai de paquet peut être trouvé par des techniques classiques de la théorie du système d'attente $M/ G/1/K$.

Dans [76], les auteurs proposent une nouvelle analyse qui tient en compte le gel du compteur de backoff suite à l'occupation du canal par un des deux événements suivants: la collision de deux ou plusieurs stations avec probabilité « $p - p'$ » et la transmission d'une seule station autre que celle qui exécute le processus de backoff avec probabilité « p' », où p représente la probabilité d'occupation du canal.

$$p' = \binom{n-1}{1} \cdot \tau \cdot (1 - \tau)^{n-2}$$

Afin de calculer la durée de backoff, ils envisagent l'algorithme de backoff comme une fonction de deux coordonnées (x, y) , où $x \in [0, m]$ représente l'étage de backoff et $y \in [0, W_x - 1]$ représente la valeur du compteur de backoff à l'étage de backoff x . La décrémentation du compteur de backoff se produit lorsque le canal n'est pas occupé, tandis que la station reste dans le même état à la suite des deux événements différents. Par conséquent, leur fonction génératrice de probabilité de chaque état est donnée comme suit:

$$D_{x,y}(Z) = \frac{(1-p) \cdot Z^\sigma}{1 - (p' S(Z) + (p-p')C(Z))}$$

Tels que $S(Z)$ et $C(Z)$ sont les transformées en Z de la période de transmission avec succès et la période de collision, et sont respectivement donnée par :

$$S(Z) = Z^{T_s}$$

$$C(Z) = Z^{T_c}$$

Ainsi, leur fonction génératrice de probabilité de la durée de backoff D_x à l'étage de backoff x est donnée comme suit:

$$D_x(Z) = \begin{cases} \sum_{y=0}^{W_x-1} \frac{D_{x,y}(Z)}{W_x}, & 0 \leq x \leq m' \\ D_{m'}(Z), & m' < x \leq m \end{cases}$$

Néanmoins, la durée du backoff n'est pas doublée après l'étage de backoff m , et elle garde la même valeur pour le reste des étages de backoff.

La fonction de transfert de leur distribution de service $BD(z)$ est donnée par :

$$BD(Z) = (1-p) \cdot S(Z) \cdot \sum_{x=0}^m \left[(p \cdot C(Z))^x \cdot \prod_{i=0}^x D_i(Z) \right] + (p \cdot C(Z))^{m+1} \cdot \prod_{i=0}^m D_i(z)$$

De même, une fois que $BD(z)$ est obtenu, le délai de paquet peut être trouvé par des techniques classiques de la théorie du système d'attente M/G/1/.

Dans [75], l'auteur décrit la modélisation analytique du délai moyen dans un réseau 802.11 à un seul saut ainsi que multi sauts sous les conditions de saturation. Cette modélisation

est réalisée dans la perspective de concevoir un routage basé sur le délai de bout en bout. Le délai moyen de bout en bout est obtenu en sommant les délais moyens à un saut.

Tout d'abord, l'auteur modélise analytiquement le mécanisme d'accès DCF de l'IEEE 802.11 en obtenant la distribution du temps de service des paquets. Ensuite, l'auteur adopte le modèle de système d'attente M/G/1 et, en appliquant les lois de Little pour l'obtention du délai moyen sous l'hypothèse de la stabilité du système.

L'auteur détermine, d'une manière récursive, la fonction génératrice du temps de service pour un paquet de taille « L », de probabilité de collision « p » et lorsque la taille initiale de la fenêtre de contention est « K » comme suit :

$$\beta(z, L, p, k) = Tx(z, k, L)(1 - p + p\beta(Z, L, p, 2k))$$

Tel que « T_x » est le temps de transmission du paquet, qui est déterminé suivant le mode avec lequel il a été émis, à savoir le mode basique ou le mode RTS/CTS.

Ensuite, il prend la formule classique de la fonction génératrice de probabilité du délai d'attente dans un système M / G / 1, $q(z)$, qui est exprimée comme suit :

$$\frac{(1 - \lambda\beta'(1))}{1 - \frac{z}{1-z}(1 - \beta(z))\lambda}$$

Ainsi, la fonction génératrice du délai global (délai d'attente dans la file + temps de service) d'un paquet de longueur « L » avec probabilité de collision « p » s'écrit comme suit:

$$w(z, L, p) = q(z)\beta(z, L, p, W_{\min})$$

À la fin, L'auteur simule son modèle sous Ns-2 et, compare les délais analytiques avec les délais obtenus via des simulations et en général sa modélisation était satisfaisante.

Dans [78], le système IEEE 802.11 est considéré sous deux points de vue distincts:

- le système vu par l'utilisateur.
- le système vu par le canal sans fil.

La vue centrée sur l'utilisateur permet de modéliser la file d'attente de chaque utilisateur comme un système d'attente G/G/1. Elle dérive la distribution de probabilité de délai d'accès à la

couche MAC en collectant différentes sources de délai, c'est-à-dire le temps de backoff aléatoire, le nombre aléatoire de collisions et de transmissions réussies d'autres utilisateurs.

D'autre part, la vue centrée sur le canal fournit un moyen simple de dériver le délai d'accès au canal et le délai total de la transmission d'un paquet, en modélisant le canal sans fil comme une ressource centrale partagée de manière circulaire entre les utilisateurs à accès aléatoire. Pour des arrivées d'utilisateurs homogènes et markoviennes, le modèle se réduit à un système de partage de processus M /G/1/ PS [80].

b) Approche de Z-transforms tout en réutilisant la chaîne de Markov :

L'idée clé des modèles basés sur la transformée en Z tout en réutilisant la chaîne de Markov est d'analyser la distribution de temps de service, en calculant la durée attendue qu'une transmission de paquet a passé à un certain niveau de procédure de backoff multipliée par la probabilité qu'une transmission de paquet soit terminée dans l'étage de backoff correspondant, en basant sur la chaîne de Markov du processus de backoff développée. Une fois que la distribution du processus de service est obtenue, on peut utiliser des techniques d'analyse standard des systèmes d'attente de second ordre pour obtenir des résultats de performances de délai.

Dans [15], chaque station 802.11 est modélisée comme un système d'attente M/G/1, qui est caractérisé par un processus d'arrivée markovienne de taux k , un seul serveur fonctionnant selon une politique FIFO sous les conditions du trafic de saturation, une file d'attente infinie et une distribution générale du temps de service. Le temps de service du système d'attente est le temps de service du paquet fragmenté à la couche MAC dont la fonction génératrice des probabilités est dérivé à partir de la transformée en Z tout en réutilisant la chaîne de Markov à deux dimensions du processus de backoff développée.

Les auteurs ont décrit le temps de service de la couche MAC comme une variable aléatoire non négative S , associant un délai $D_i^{success}$ et un délai D^{drop} respectivement à la probabilité de succès de transmission au $i^{\text{ème}}$ étage $p_i^{success}$ et la probabilité de perte p^{drop} . Ainsi, leur fonction génératrice des probabilités de S est donnée comme suit :

$$G_S(Z) = \sum_{i=0}^m p_i^{success} Z^{D_i^{success}} + p^{drop} Z^{D^{drop}}$$

Les auteurs ont pu obtenir le premier et second moment de S en évaluant les dérivées première et deuxième de la distribution du temps de service à $Z = 1$ comme suit:

$$E(S) = G'_S(1).$$

$$E(S^2) = G'_S(1) + G''_S(1).$$

$$G'_S(1) = \sum_{i=0}^m P_i^{success} D_i^{success} + P^{drop} D^{drop}.$$

$$G''_S(1) = \sum_{i=0}^m P_i^{success} D_i^{success} (D_i^{success} - 1) + P^{drop} D^{drop} (D^{drop} - 1).$$

Tels que $E[S]$ et $\frac{\lambda E[S^2]}{2(1-\rho)}$ représentent respectivement le temps de service moyen μ^{-1} et le délai moyen pris par un paquet généré pour atteindre la tête de sa file de transmission. :

Enfin, Les auteurs ont déduit le temps moyen de réponse du paquet fragmenté en basant sur la formule de la valeur moyenne de Pollaczek-Khinchin comme suit :

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

Cependant, le temps moyen de réponse devrait être calculé uniquement sur les paquets, qui sont transmis avec succès ([4], [21]). De plus sous les conditions du canal imparfait, les auteurs n'arriveront jamais avec leur modélisation à déterminer au $i^{\text{ème}}$ étage ni la probabilité de transmission réussie du paquet fragmenté ni le délai de transmission réussie du paquet fragmenté, puisque les fragments du paquet peuvent être transmis avec succès sur différents étages. En fait, leur probabilité $p_i^{success}$ ne peut représenter que la probabilité de transmission réussie d'un fragment du paquet au $i^{\text{ème}}$ étage, tandis que leur délai $D_i^{success}$ ne peut représenter au $i^{\text{ème}}$ étage ni le délai de transmission réussie d'un fragment ni le délai de transmission réussie du paquet fragmenté. En outre, leur délai D^{drop} ne peut représenter que le délai de perte du fragment qui a engendré la perte du paquet. En fait, le délai de perte du paquet fragmenté devrait inclure toutes les durées de temps des transmissions de fragments survenues avant son perte.

Bien que les modèles des performances du DCF IEEE 802.11 basés sur l'approche de la fonction de transfert sans ou avec la réutilisation de la chaîne de Markov fournissent une analyse précise du délai de bout en bout, cette approche implique généralement des calculs et des constructions complexes de la probabilité d'événements et des durées dans le processus de service de backoff. En outre, comme la dérivation du processus de service de la couche MAC est complexe, tout changement dans les hypothèses du modèle ou les conditions de fonctionnement, comme un canal erroné, des débits hétérogènes du canal ou l'activation du mécanisme de la fragmentation, entraînera une refonte majeure de la dérivation et par conséquent, il n'est pas donc facile de l'étendre à d'autres fins.

III.2.3 L'amélioration du DCF IEEE 802.11 :

L'importance de l'algorithme de backoff a déclenché des recherches pour améliorer son procédé et donc améliorer les performances du DCF en ce qui concerne de nombreuses mesures, notamment l'équité, le débit et le délai [81]. Ces travaux sont basés sur la modification du mécanisme de backoff [82] [83] [84] [85] [86] [87] [88] [89], ou l'affinement de certains paramètres de protocole DCF [90] [91] [92] [93] [94] [95].

Dans [82], l'auteur a suggéré l'algorithme de diminution linéaire à augmentation multiple (MILD) pour améliorer l'accès aux canaux. Il a remplacé l'augmentation exponentielle de la fenêtre de contention par une augmentation moins agressive, c'est-à-dire que la modification de la taille CW en $CW \times 1,5$ plutôt que de la doubler après chaque transmission échouée. Une autre amélioration proposée par MILD consiste à remplacer la réinitialisation de CW en cas de transmission réussie par une décrémentation linéaire de CW pour réduire les collisions, c'est-à-dire que la taille CW est décrémentée de un plutôt que de la remettre à zéro. Par conséquent, l'algorithme MILD est meilleur que l'algorithme BEB sur les grands réseaux.

Dans [83], l'auteur présente et évalue un mécanisme distribué pour le contrôle de contention dans IEEE 802.11 WLAN, et élabore un nouveau mécanisme appelé Asymptotically Optimal Backoff (AOB), qui adapte dynamiquement la taille de la fenêtre de backoff à la charge actuelle du réseau.

Dans [84], l'auteur a pris en compte les conditions du canal occupé et la façon dont elles affecteraient l'utilisation du mécanisme de backoff, sans les considérations d'équité. Il a proposé un schéma d'amélioration de débit du DCF, en éliminant le processus de réinitialisation de la fenêtre de contention du schéma DCF de l'IEEE 802.11, et en utilisant un algorithme

d'augmentation multiplicative et de diminution multiplicative (MIMD) pour modifier la fenêtre de contention; c'est-à-dire que la fenêtre de contention est doublée (divisée par deux) lorsqu'une station subit des collisions (transmissions réussies).

Dans [85], l'auteur a développé un schéma de priorité basé sur le backoff de l'IEEE 802.11, qui est obtenu en différenciant la taille minimale de la fenêtre de contention, le facteur d'augmentation de la fenêtre de contention et l'étage maximum de backoff. Mais le fait qu'il y ait trois paramètres, qui doivent être soigneusement configurés, limite ce schéma de backoff pour être déployé dans une application réelle.

Dans [86], les auteurs ont étendu l'algorithme MILD en créant un nouvel algorithme appelé algorithme de diminution linéaire d'augmentation linéaire (LILD). Cependant, les auteurs ont appliqué $CW + CW_{min}$ comme taille plutôt que de multiplier par 1,5 pour éviter le problème du changement multiple lent. Par conséquent, l'algorithme LILD fournit des performances de bonne qualité sur de grands réseaux.

Dans [87], l'auteur a proposé un algorithme de backoff (PBA) pour obtenir une priorité différente entre les stations du réseau ainsi que pour améliorer la capacité du réseau. L'idée de base du PBA est que chaque station doit collecter des données statistiques sur la transmission des autres stations tout en détectant le canal, et maintenir une table dite « table de données envoyées » (SDT) pour toutes les stations du réseau. Lorsque la station a des données à transmettre, elle calculera la fenêtre de contention en fonction des données statistiques en SDT et de sa priorité déjà obtenue. Cette étude est consacrée à l'amélioration de l'évitement des collisions sous des charges de trafic saturées.

Cependant, les algorithmes ci-dessus ne prennent pas en compte les charges de trafic dynamiques. Ainsi, il y a d'autres directions intéressantes qui peuvent être prises. Par exemple, selon la recherche de [88], les auteurs se sont concentrés sur les charges de trafic des canaux et ont proposé un nouvel algorithme appelé algorithme de backoff linéaire exponentielle (ELBA). ELBA combine à la fois des algorithmes exponentiels et linéaires en fonction des charges de trafic, et offre un meilleur débit que les schémas de backoff associés, y compris BEB, AOB, MILD, MIMD, LILD et PBA.

Dans [89], l'auteur a présenté l'algorithme de backoff adaptatif efficacité-équité (AEFT), qui fournit non seulement un débit plus élevé et un indice d'équité plus élevé, mais un compromis entre efficacité et équité. AEFT augmente la CW lorsque le canal est occupé, et utilise une fenêtre adaptative pour réduire rapidement le temps de backoff, lorsqu'un certain nombre de slots inactifs consécutifs sont détectés. Ce schéma peut améliorer le débit total par rapport à celui de 802.11 et aux autres protocoles MAC proposés tels que FS-FCR et obtenir également presque les mêmes chances d'accéder au canal partagé.

Dans [90], l'auteur présente une analyse par simulation du mécanisme de backoff de l'IEEE 802.11, où les résultats de la simulation montrent que le bon choix des paramètres de la fenêtre de contention (CW_{min} et CW_{max}) a une influence substantielle sur les performances du réseau.

Dans [91], l'auteur propose une méthode d'estimation du nombre de stations actives via le nombre de slots vides et exploite la valeur estimée pour régler la taille de la fenêtre de contention CW du protocole IEEE 802.11.

Dans [92], l'auteur suggère trois manières différentes d'améliorer les performances 802.11; en mettant à l'échelle la fenêtre de contention sur la base du facteur de priorité de chaque station ou en attribuant à chaque niveau de priorité une valeur différente de DIFS ou une longueur de paquet maximale différente.

Dans [93], l'auteur a considéré l'impact de la taille minimale de la fenêtre de contention (CW) et l'amélioration de la capacité correspondante qui est obtenue lorsque CW augmente, mais sans tenir compte des limites de tentatives de paquets et d'autres paramètres de protocole.

Dans [94], l'auteur propose une autre approche en transmettant une rafale de paquets à chaque réservation du canal par le biais du mécanisme RTS / CTS, ce qui améliore considérablement les performances des réseaux congestionnés imparfaits. Le concept de transmission de plusieurs paquets de données après avoir gagné la contention DCF est appelé « packet bursting », et il est inclus dans le projet de spécification 802.11e [96]. Dans [95], l'auteur suggère de concaténer plusieurs paquets de données dans un grand paquet en introduisant des modifications dans le format de paquets.

III.3 Conclusion :

Dans ce chapitre, nous avons exploré un certain nombre de travaux pour donner un bref aperçu de la modélisation et l'amélioration de performances des réseaux IEEE 802.11. Nous avons conclu qu'il existe un certain nombre de lacunes qui justifient nos contributions. Nous avons fourni une discussion sur les modélisations analytiques existantes du DCF IEEE 802.11. En ce qui concerne la modélisation analytique par les chaînes de Markov, nous avons conclu que la grande majorité des modèles analytiques IEEE 802.11 suit le même cadre que le modèle de Bianchi, où ces modèles analytiques étendent celui de Bianchi pour prendre en compte des détails de la norme IEEE 802.11, et utilisent la formule de Bianchi pour calculer le débit. En ce qui concerne la modélisation analytique par les systèmes d'attente, nous avons classé et examiné deux approches populaires pour l'évaluation de la performance du délai de l'IEEE 802.11, à savoir les approches basées sur la fonction de transfert sans ou avec la réutilisation de la chaîne de Markov. Enfin, nous avons présenté un ensemble de méthodes visées à étendre ou proposer un algorithme de backoff pour fournir un meilleur gain de performances des réseaux IEEE 802.

Chapitre IV

*Modélisation analytique et
amélioration de performances
des réseaux IEEE 802.11 mode
basique avec la fragmentation*

IV.1 Introduction :

Nous nous intéressons dans ce chapitre à évaluer l'effet du mécanisme de la fragmentation sur les performances des réseaux DCF IEEE 802.11 mode de base sous les conditions de trafic de saturation. Tout d'abord, nous modélisons et analysons le débit du DCF basique avec fragmentation sous un canal imparfait, en nous s'inspirant de l'approche de Bianchi. Ensuite, nous modélisons et analysons les caractéristiques de délai du DCF basique avec fragmentation sous un canal parfait, en nous s'inspirant de l'approche basée sur la transformée en Z tout en réutilisant la chaîne de Markov que nous avons modélisée. D'où, nous illustrons la précision et l'amélioration de notre modèle en comparant ses résultats analytiques à ceux obtenus à partir des modèles existants.

IV.2 Modélisation et analyse du débit sous un canal imparfait :

Dans cette section, nous modélisons le mécanisme DCF de base avec fragmentation sous les conditions du canal perturbé et trafic de saturation. Nous modélisons exactement à l'aide d'une chaîne de Markov bidimensionnelle le service DCF de base avec fragmentation, qui est défini à partir du moment où un paquet atteint la tête de la file d'attente de transmission pour commencer à se concurrencer l'accès au canal, jusqu'au moment où le paquet ou le paquet fragmenté soit acquitté correctement par le récepteur ou soit abandonné par le serveur DCF. Ensuite, nous analysons la durée moyenne d'un slot de temps du DCF de base avec fragmentation en exprimant toutes les probabilités et les durées de temps des événements impliqués puis, nous nous inspirons de la définition de Bianchi [2] pour calculer le débit normalisé du réseau saturé perturbé, qui utilise le DCF de base IEEE 802.11 avec fragmentation.

Dans cette modélisation, nous supposons que:

- i) le réseau sans fil est légèrement perturbé et entièrement connecté avec n stations concurrentes fonctionnant sous les conditions de trafic de saturation (c'est-à-dire que toutes les stations ont toujours un paquet disponible pour la transmission dans leur réseau d'un seul saut).
- ii) les échecs de transmission se produisent en raison d'une collision ou d'un bruit de canal.
- iii) la dimension moyenne du paquet généré de chaque station est $MAC_payload$ (c'est-à-dire la longueur moyenne de la charge utile de la sous couche MAC). Pour simplifier, nous supposons que la variance de la longueur du paquet est nulle et que les paquets sont divisés en fragments de même taille.

Connaissant la dimension du fragment L et la dimension moyenne du paquet $MAC_payload$, il est possible d'obtenir la probabilité δ d'atteindre la fin de la transmission du paquet.

$$\delta = L / MAC_payload \quad (1)$$

Autrement dit, cela signifie que le paquet est divisé en $1/\delta$ fragments.

Il y a quatre probabilités qui sont importantes dans notre modélisation. La probabilité de collision p , qui est bien identifiée dans toutes les études de performances des réseaux IEEE 802.11, la probabilité d'occupation du canal p_b qui est introduite par [5], la probabilité d'erreur d'échange DATA / ACK, p_e , qui est influencée par le bruit du canal et, la probabilité d'échec d'échange DATA / ACK, p_f , qui est définie par [22] comme la combinaison de la probabilité de collision p et de la probabilité d'erreur p_e .

IV.2.1 Notre chaîne de Markov :

Soit i ($0 \leq i \leq m$) l'étage de backoff, qui est incrémenté de 1 après chaque échec de transmission au niveau d'état $(i, 0)$ tant qu'il est inférieur à l'étage de backoff maximal m . W_i est la taille de la fenêtre de contention à l'étage i . L'expression de W_i en fonction de la taille de la fenêtre de backoff minimale est donnée par

$$W_i = 2^i W_0 \quad 0 \leq i \leq m \quad (2)$$

Soit $\{s(t), b(t)\}$ le processus stochastique bidimensionnel, où $s(t)$ et $b(t)$ représente respectivement l'étage de backoff i et le compteur de temps de backoff pour une station donnée au temps t et $b(t)$ est uniformément choisi dans la fenêtre de contention de son $i^{\text{ème}}$ étage de backoff $(0, 1, \dots, W_i - 1)$.

Ainsi, l'état de chaque station est décrit par (i, j) , où i représente l'étage de backoff, et j représente le compteur de temps de backoff et prend des valeurs $(0, 1, \dots, W_i - 1)$. Sauf, l'état $(-1, -1)$ qui décrit la transmission de la station dès qu'elle réussit à réserver le canal et par conséquent, cette transmission ne peut rencontrer qu'un bruit de canal.

Soit la figure IV.1 une chaîne de Markov à temps discret, qui modélise le mécanisme DCF de l'IEEE 802.11 avec fragmentation en mode d'accès de base. Cette chaîne représente le processus stochastique bidimensionnel $\{s(t), b(t)\}$ et l'état $(-1, -1)$ sous l'hypothèse que les probabilités p_b , p_f et p_e sont indépendantes du processus de backoff [2, 5, 8, 23].

Afin de garantir l'équité d'accès aux canal entre les stations, chaque station reprend immédiatement l'exécution du processus de backoff au premier étage (c'est-à-dire l'étage 0) d'une part, pour la transmission de son paquet suivant que ce soit après la transmission réussie de son paquet (respectivement, son paquet fragmenté) ou après la destruction de son paquet (respectivement, son paquet fragmenté); et d'autre part, pour la retransmission d'un fragment de son paquet qui n'est pas transmis avec succès après avoir réservé le canal.

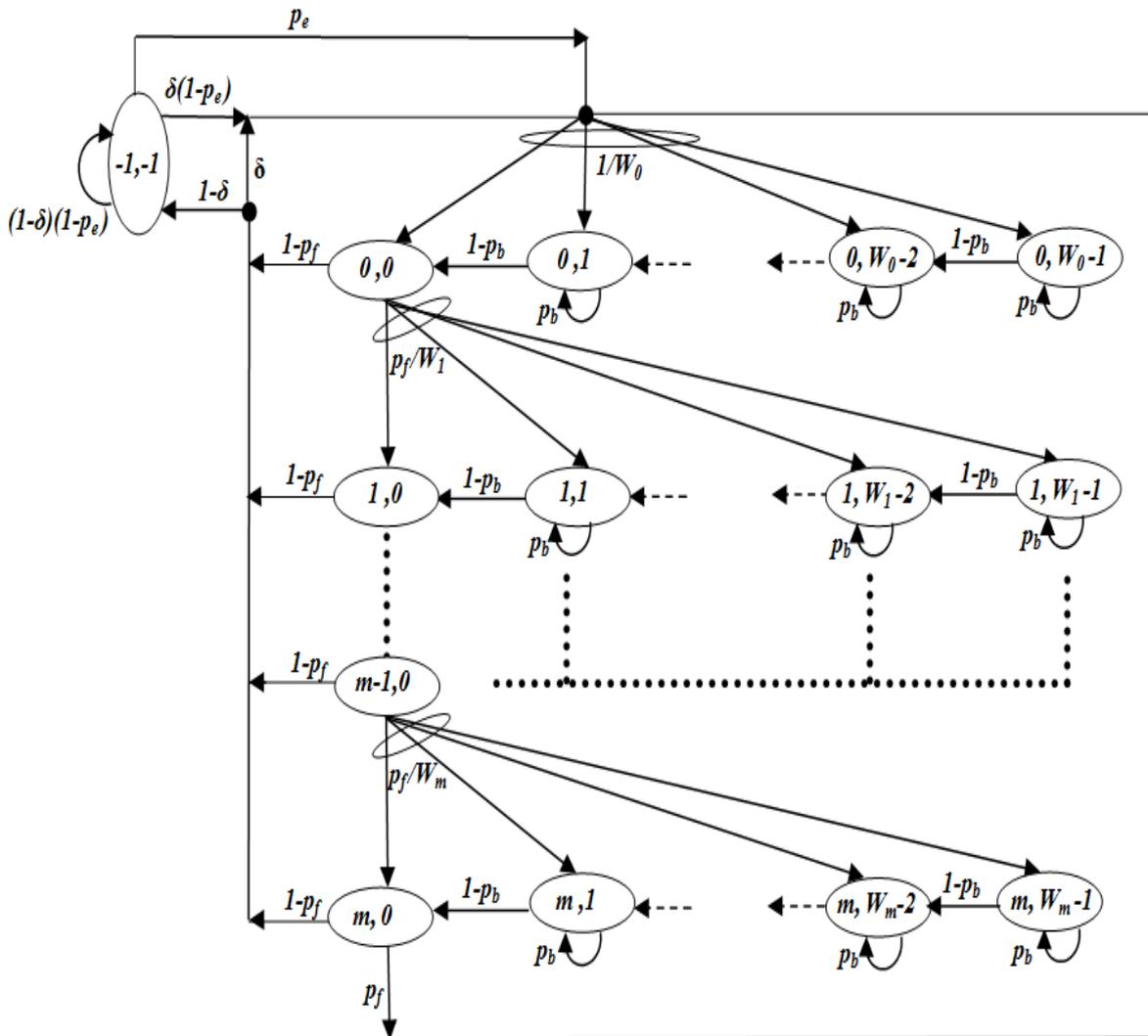


Figure IV.1 : Chaîne de Markov du DCF mode basique avec fragmentation sous les conditions du canal imparfait

Dans le schéma sans fragmentation du mécanisme DCF de base (c'est-à-dire la chaîne de Markov de la figure IV.1 avec $\delta = 1$), chaque station commence à transmettre son paquet si et seulement si elle est à l'état $(0, 0)$ (c'est-à-dire lorsque le compteur choisi à son étage 0 devient nul). Si une station ne parvient pas à recevoir correctement l'ACK de son paquet transmis, elle tente de le retransmettre lorsque le compteur choisi à son étage suivant devient nul et ainsi de suite, jusqu'à ce que son paquet soit transmis avec succès ou soit abandonné suite à son échec de transmission au dernier étage (c'est-à-dire l'étage m).

Dans son schéma avec fragmentation, chaque station commence à transmettre son paquet fragmenté à chaque fois si elle est à l'un des états de type $(i, 0)$ (c'est-à-dire lorsque son compteur choisi à l'étage i , devient nul). Si une station ne parvient pas à transmettre un fragment de son paquet jusqu'au dernier étage (c'est-à-dire l'étage m), son paquet fragmenté est abandonné. Dès qu'une station réussit à transmettre un fragment de son paquet à l'un des états de type $(i, 0)$, cette station réserve le canal pour transmettre le fragment suivant de son paquet à l'état $(-1, -1)$. Ensuite, si le fragment est transmis avec succès, la station continue de transmettre le fragment suivant de son paquet à l'état $(-1, -1)$ et ainsi de suite. Si ce n'est pas le cas, c'est-à-dire que l'échange fragment / ACK a rencontré un bruit de canal au niveau de l'état $(-1, -1)$, la station tente de retransmettre ce fragment après avoir exécuté à nouveau le processus de backoff.

Les probabilités de transitions de cette chaîne de Markov et leurs significations sont décrites comme suit :

$$P\{(i, j) | (i, j+1)\} = 1 - p_b \quad ; \quad j \in (0, W_i - 2), \quad i \in (0, m)$$

Qui signifie que le compteur de temps de backoff est décrémenté lorsque la station détecte que le canal est inactif.

$$P\{(i, j) | (i, j)\} = p_b \quad ; \quad j \in (1, W_i - 1), \quad i \in (0, m)$$

Qui signifie que le compteur de temps de backoff est gelé lorsque la station détecte que le canal est occupé par une transmission.

$$P\{(i, j) | (i-1, 0)\} = \frac{p_f}{W_i} \quad ; \quad j \in (0, W_i - 1), \quad i \in (1, m)$$

Qui signifie qu'après une transmission échouée à l'étage $(i-1)$, la station choisit un temps de backoff à l'étage i .

$$P\{(0, j) | (m, 0)\} = \frac{P_f}{W_0} \quad ; j \in (0, W_0 - 1)$$

Qui signifie que lorsque la transmission échoue même après avoir atteint la limite de tentatives de retransmission, le paquet est abandonné et la station redémarre le mécanisme de backoff pour transmettre le paquet suivant.

$$P\{(0, j) | (i, 0)\} = \frac{(1 - p_f)\delta}{W_0} \quad ; j \in (0, W_0 - 1), i \in (0, m)$$

Qui signifie que dès qu'une station finit de transmettre avec succès son paquet à l'un des états de type $(i, 0)$, la station reprend l'exécution du processus de backoff à l'étage 0 pour transmettre le paquet suivant.

$$P\{(-1, -1) | (i, 0)\} = (1 - p_f)(1 - \delta) \quad ; j \in (0, W_0 - 1), i \in (0, m)$$

Qui signifie que dès qu'une station réussit à transmettre un fragment de son paquet à l'un des états de type $(i, 0)$, la station réserve le canal pour transmettre le fragment suivant de son paquet à l'état $(-1, -1)$.

$$P\{(-1, -1) | (-1, -1)\} = (1 - \delta)(1 - p_e)$$

Qui signifie que la station dès qu'elle réussit à réserver le canal, elle continue de transmettre le fragment suivant de son paquet à l'état $(-1, -1)$ et ainsi de suite.

$$P\{(0, j) | (-1, -1)\} = \frac{P_e}{W_0} \quad ; j \in (0, W_0 - 1)$$

Qui signifie que lorsque la station échoue à transmettre un fragment après avoir réservé le canal, elle tente de le retransmettre en exécutant à nouveau le processus de backoff.

$$P\{(0, j) | (-1, -1)\} = \frac{\delta(1 - p_e)}{W_0} \quad ; j \in (0, W_0 - 1)$$

Qui signifie que lorsque la station finit de transmettre avec succès son paquet fragmenté à l'état $(-1, -1)$, la station reprend l'exécution du processus de backoff à l'étage 0 pour transmettre le paquet suivant.

En résolvant le système d'équations de balance obtenu en appliquant le principe d'équilibre entre le flux sortant et le flux entrant pour chaque état de la chaîne de Markov de figure IV.1, nous obtenons les probabilités d'état stationnaires suivantes:

$$\begin{aligned}\pi_{i,0} &= p_f^i \pi_{0,0} & 0 \leq i \leq m, \\ \pi_{i,j} &= \frac{1}{1-p_b} \frac{W_i-j}{W_i} p_f^i \pi_{0,0} & i \in (0, m), \quad j \in (1, W_i-1) \text{ and} \\ \pi_{-1,-1} &= \frac{(1-\delta)(1-p_f^{m+1})}{\delta(1-p_e) + p_e} \pi_{0,0}\end{aligned}$$

Nous appliquons la condition que la somme de toutes les probabilités d'états soit égale à 1 :

$$\pi_{-1,-1} + \sum_{i=0}^m \sum_{j=0}^{W_i-1} \pi_{i,j} = 1 \quad , \text{ d'où}$$

$$\pi_{0,0} \left[\sum_{i=0}^m p_f^i + \sum_{i=0}^m \sum_{j=1}^{W_i-1} \left(\frac{1}{1-p_b} \frac{W_i-j}{W_i} p_f^i \right) + \frac{(1-\delta)(1-p_f^{m+1})}{\delta(1-p_e) + p_e} \right] = 1$$

Ainsi, nous obtenons $\pi_{0,0}$ comme suit:

$$\pi_{0,0} = \frac{1}{\sum_{i=0}^m p_f^i + \sum_{i=0}^m \sum_{j=1}^{W_i-1} \left(\frac{1}{1-p_b} \frac{W_i-j}{W_i} p_f^i \right) + \frac{(1-\delta)(1-p_f^{m+1})}{\delta(1-p_e) + p_e}}$$

Comme il existe deux types de transmissions, qui sont la transmission à l'un des états de type $(i, 0)$ qui peut rencontrer une collision ou un bruit de canal et, la transmission à l'état $(-1, -1)$ qui ne peut rencontrer qu'un bruit de canal, nous distinguons les deux probabilités de transmission suivantes τ et τ_1 .

Nous exprimons ainsi la probabilité « τ » qu'une station transmette un paquet (respectivement, un paquet fragmenté) dans un slot de temps donné, comme la somme de toutes les probabilités d'état $\pi_{i,0}$.

$$\tau = \sum_{i=0}^m \pi_{i,0} = \frac{1-p_f^{m+1}}{1-p_f} \pi_{0,0} \quad (3)$$

Dans le cas de la fragmentation, la station qui a réservé le canal continue de transmettre son paquet fragmenté à l'état $(-1, -1)$. Ainsi, nous exprimons la probabilité « τ_1 » qu'une station continue de transmettre son paquet fragmenté dans un slot de temps donné, comme suit:

$$\tau_1 = \pi_{-1,-1} \quad (4)$$

La probabilité « p » qu'un paquet ou un fragment de paquet rencontre une collision est exprimée ainsi, comme la probabilité qu'au moins une des $n - 1$ stations restantes transmette dans un slot de temps donné avec la probabilité « τ ». D'où:

$$p = 1 - (1 - \tau)^{n-1} \quad (5)$$

Nous exprimons la probabilité « p_b » qu'une station dans l'étage de backoff détecte que le canal est occupé dans un slot de temps donné, comme si au moins l'une des $n - 1$ stations restantes émet avec la probabilité « τ » ou si l'une des $n - 1$ stations restantes émet avec la probabilité « τ_1 ».

$$p_b = 1 - (1 - \tau)^{n-1} + (n - 1) r_1 \quad (6)$$

Dans un environnement sujet aux erreurs, la probabilité « p_e » qu'un échange DATA / ACK rencontre un bruit de canal dépend du taux d'erreur sur les bits (BER) et de la longueur des trames impliquées dans cet échange. D'où:

$$p_e = 1 - (1 - BER)^{PHY_Header + MAC_Header + \delta.MAC_payload + ACK} \quad (7)$$

Nous exprimons la probabilité d'échec « p_f » qu'un échange DATA / ACK rencontre une collision (avec une probabilité p) ou un bruit de canal (avec une probabilité p_e) comme suit:

$$p_f = p + p_e \quad (8)$$

Nous déduisons à la fois τ , τ_1 , p , p_b et p_f en résolvant le système d'équations non linéaire suivant :

$$\left\{ \begin{array}{l} \tau = \frac{1 - p_f^{m+1}}{1 - p_f} \pi_{0,0} \\ r_1 = \frac{(1 - \delta)(1 - p_f^{m+1})}{\delta(1 - p_e) + p_e} \pi_{0,0} \\ p = 1 - (1 - \tau)^{n-1} \\ p_b = 1 - (1 - \tau)^{n-1} + (n - 1) r_1 \\ p_f = p + p_e \end{array} \right. \quad (9)$$

IV.2.2 Analyse de la durée moyenne d'un slot de temps :

A tout moment, le canal est dans l'un des deux événements: $E_{idle} = \{\text{le canal est inactif}\}$ et $E_{busy} = \{\text{le canal est occupé par la transmission d'un paquet (ou d'un paquet fragmenté)}\}$.

Lors de la transmission en mode de base sans fragmentation, le canal est dans l'un des deux événements possibles: $E_{suc} = \{\text{le canal est occupé par la transmission réussie d'un paquet}\}$ et $E_{failed} = \{\text{le canal est occupé par l'échec de la transmission d'un paquet}\}$, tels que les événements E_{idle} , E_{suc} et E_{failed} sont mutuellement exclusifs.

Lors de la transmission en mode basique avec fragmentation, nous pouvons distinguer les deux événements possibles suivants: $E_{suc_fragmented_packet} = \{\text{le canal est occupé par la transmission réussie d'un paquet fragmenté}\}$ et $E_{failed_fragment} = \{\text{le canal est occupé par l'échec de la transmission d'un échange fragment/ACK}\}$, tels que les événements E_{idle} , $E_{suc_fragmented_packet}$ et $E_{failed_fragment}$ sont mutuellement exclusifs.

Nous exprimons la probabilité « p_{tr} » que le canal soit occupé dans un slot de temps donné, si au moins une station émet avec la probabilité « τ » ou si une station émet avec la probabilité « τ_1 ».

$$p_{tr} = 1 - (1 - \tau)^n + n r_1 \quad (10)$$

D'où, ces événements ont les probabilités suivantes:

$$\Pr\{\text{le canal est inactif}\} = P_{idle} = 1 - p_{tr} \quad (11)$$

$$\Pr\{E_{suc_fragmented_packet}\} = P_{busy_suc_fragmented_packet} = \left. \begin{array}{l} \text{avec la probabilité " r " exactement une station transmits avec succès permettant} \\ \text{la réservation du canal ou, avec la probabilité " r1 " cette station qui a réservé le canal} \\ \text{continue de transmettre avec succès.} \end{array} \right\} = n\tau(1 - \tau)^{n-1}(1 - p_e) + n\tau_1(1 - p_e) \quad (12)$$

$$\Pr\{E_{failed_fragment}\} = P_{busy_failed_fragment} = 1 - (P_{idle} + P_{busy_suc_fragmented_packet}) \quad (13)$$

$$\Pr\{E_{suc}\} = P_{busy_suc} = P_{busy_suc_fragmented_packet} \text{ (such that } \delta = 1) =$$

$$\Pr\{\text{avec la probabilité " } r \text{ exactement une station transmettre avec succès.}\} = n\tau(1-\tau)^{n-1}(1-p_e) \quad (14)$$

$$\Pr\{E_{failed}\} = P_{busy_failed} = P_{busy_failed_fragment} \text{ (such that } \delta = 1) = 1 - (P_{idle} + P_{busy_suc}) \quad (15)$$

En s'appuyant sur les paramètres T_{suc} et T_{failed} calculés dans la littérature [21, 24] qui représentent respectivement la durée de temps de l'événement E_{suc} et E_{failed} , nous pouvons déterminer $T_{suc_fragmented_packet}$ et $T_{failed_fragment}$ qui représentent respectivement la durée de temps de l'événement $E_{suc_fragmented_packet}$ et $E_{failed_fragment}$.

$$T_{suc} = T_H + \frac{MAC_payload}{R} + \partial + SIFS + T_{ACK} + \partial + DIFS \quad (16)$$

$$T_{failed} = T_H + \frac{MAC_payload}{R} + \partial + ACK_timeout + DIFS \quad (17)$$

$$T_{suc_fragmented_packet} = \frac{1}{\delta} \left(T_H + \delta \cdot \frac{MAC_payload}{R} + \partial + SIFS + T_{ACK} + \partial + SIFS \right) - SIFS + DIFS \quad (18)$$

$$T_{failed_fragment} = T_H + \delta \cdot \frac{MAC_payload}{R} + \partial + ACK_timeout + DIFS \quad (19)$$

Les symboles $SIFS$, $DIFS$ et T_{ACK} représentent respectivement la durée d'un SIFS, d'un DIFS et d'un accusé de réception y compris l'en-tête physique (c'est-à-dire $T_{ACK} = \frac{ACK}{R}$). R est le débit binaire du canal, ∂ est le délai de propagation et $MAC_payload$ est la longueur moyenne de la charge utile de la sous couche MAC. T_H est la durée de l'en-tête physique et l'en-tête MAC (c'est-à-dire $T_H = \frac{PHY_Header + MAC_Header}{R}$). Semblable à ce qui a été défini dans [22, 10], la valeur $ACK_timeout$ est la somme d'un $SIFS$ et de la durée d'une trame ACK.

La durée moyenne d'un slot de temps est calculée en additionnant les produits de chaque probabilité d'événement possible par sa durée. Ainsi, la durée moyenne d'un slot de temps T_{avg} est exprimée comme suit:

$$\begin{cases} P_{idle} \sigma + P_{busy_suc} T_{suc} + P_{busy_failed} T_{failed} & \text{if } \delta = 1 \text{ (i.e. without fragmentation)} \\ P_{idle} \sigma + P_{busy_suc_fragmented_packet} T_{suc_fragmented_packet} + P_{busy_failed_fragment} T_{failed_fragment} & \text{else} \end{cases} \quad (20)$$

Le symbole σ représente le temps d'un slot vide.

$Normalized_throughput_{basic}$ est le débit normalisé qui est calculé comme la fraction de la durée moyenne d'un slot de temps pendant laquelle le canal est utilisée pour transmettre avec succès les bits de la charge utile de la sous couche MAC (les bits de $MAC_payload$).

D'où:

$$Normalized_throughput_{basic} = \frac{P_{busy_suc_fragmented_packet} \cdot \frac{MAC_payload}{R}}{T_{avg}} \quad (21)$$

En mettant la valeur de δ à 1 dans la formule(21), nous pouvons déduire le $Normalized_throughput_{basic}$ de la transmission sans fragmentation obtenu dans la littérature.

IV.2.3 Expérimentation numérique et résultats :

Comme il est mentionné dans la section IV.2.1, les équations de notre système non linéaire seront résolues ensemble en utilisant des méthodes numériques. La solution numérique est obtenue en utilisant la fonction *Find* () du logiciel *Mathcad* [97]. L'obtention des valeurs uniques pour τ , τ_1 , p , p_b et p_f permet de déterminer le débit normalisé exprimé dans la section IV.2.2.

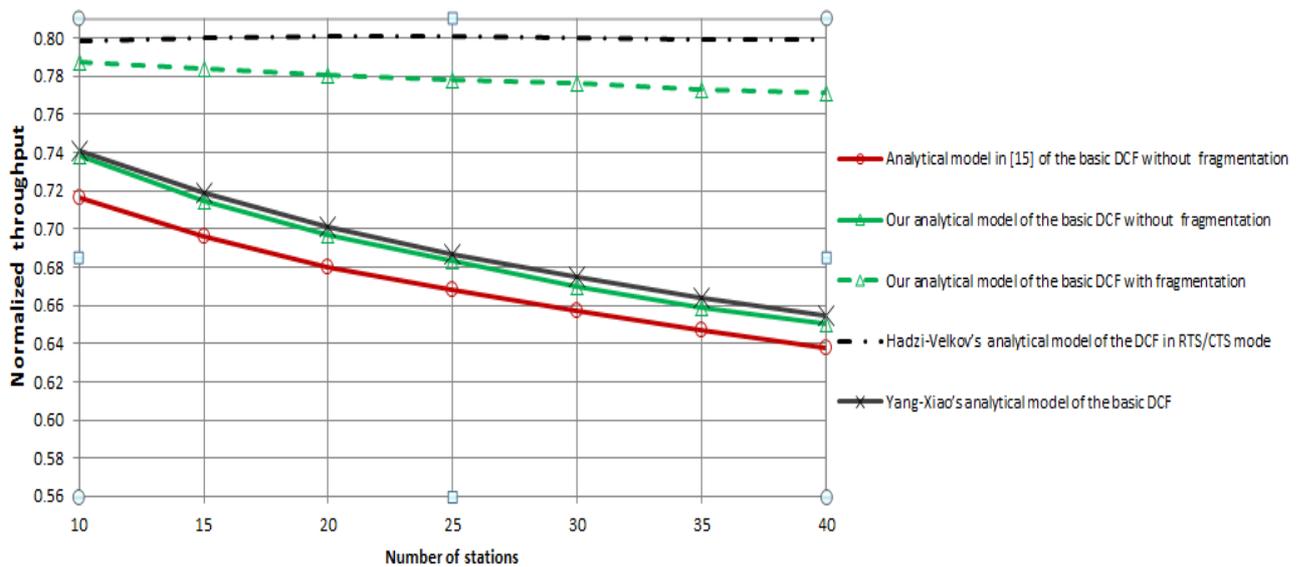
Les valeurs des paramètres du système utilisées pour les résultats suivent les valeurs employées dans la norme IEEE 802.11b et sont répertoriées dans le tableau IV.1. Comme dans [15, 22, 23], la limite de retransmission maximale et la limite de retransmission minimale sont les mêmes et ici, elles sont mises à 5.

Tableau IV.1: Paramètres du système

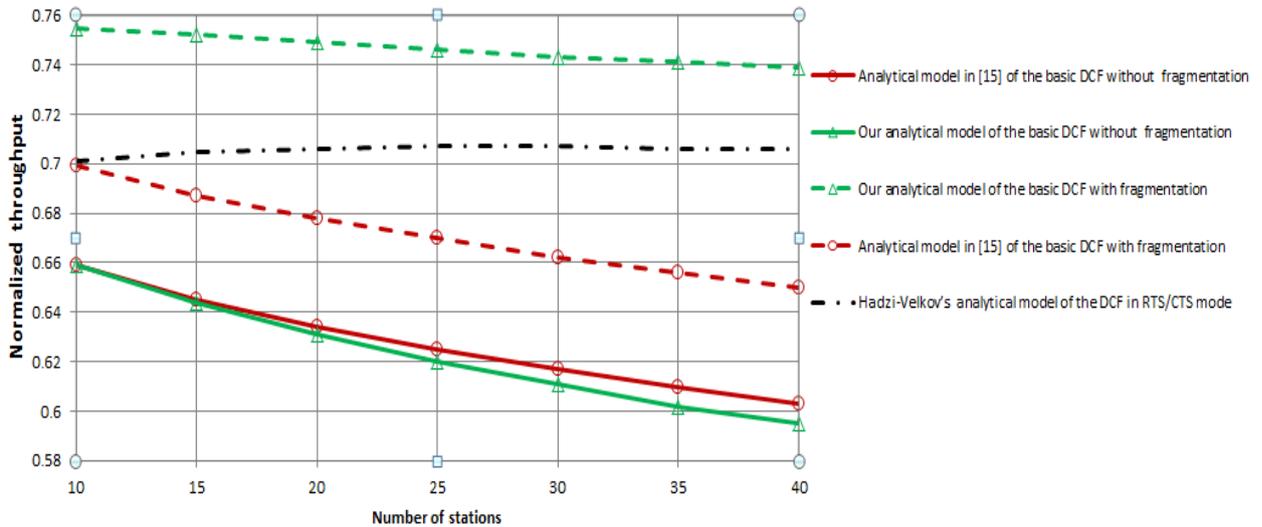
Channel bit rate : R	11 Mbps
$MAC_payload$	1500 bytes
MAC_Header	34 bytes
PHY_Header	24 bytes
ACK	14 bytes + PHY_Header
Propagation delay : δ	1 μs
Empty slot time: σ	20 μs
$SIFS$	10 μs
$DIFS$	50 μs
Maximum backoff stage: m	5
CW_{min} & CW_{max}	[0, 31] & [0, 1023]
the size of the minimum backoff window: w_0	32
Number of stations	10, 15, 20, 25, 30, 35 & 40

IV.2.3.1 Nos résultats du débit et comparaison :

La figure IV.2 représente le débit normalisé du réseau saturé IEEE 802.11 en fonction du nombre de stations, qui émettent en DCF mode de base sans ou avec fragmentation ou en DCF mode RTS / CTS, et c'est lorsque le canal sans fil est légèrement perturbé à $BER = 10^{-5}$ ou parfait (c'est à dire, $BER = 0$). Les résultats concernant la transmission avec fragmentation sont obtenus en supposant que chaque paquet sera divisé en deux fragments (c'est-à-dire, $\delta = \frac{1}{2}$).



(a): lorsque $BER = 0$



(b): lorsque $BER = 10^{-5}$

Figure IV.2: Débit normalisé en fonction du nombre de stations

Dans la figure IV.2, nous illustrons la précision et l'amélioration de notre modèle en comparant ses résultats analytiques à ceux obtenus à partir du modèle de Yang-Xiao [23] et du modèle de [15]. De plus, nous comparons l'amélioration du débit de DCF basique avec chacun des mécanismes de fragmentation et RTS / CTS.

Nous avons sélectionné le modèle de Yang-Xiao, car il s'agit du modèle analytique de référence qui analyse le DCF basique sous des hypothèses plus réalistes que celles du modèle de Bianchi. Nous avons utilisé le modèle de Hadzi-Velkov du DCF en mode RTS / CTS [7] comme un point de comparaison avec les modèles de DCF basique avec fragmentation, puisqu'il s'agit d'un modèle classique et le premier modèle qui analyse analytiquement l'impact du canal sujet aux erreurs sur le débit dans un réseau saturé IEEE 802.11.

Comme le montrent les figures IV.2.a et IV.2.b, le débit du DCF basique sans ou avec fragmentation diminue à mesure que le nombre de stations concurrentes augmente, tandis que le débit du DCF en mode RTS / CTS est presque maintenu. Nous expliquons cela par le fait que l'augmentation du nombre de stations, qui participent à l'accès au canal, provoque l'augmentation de l'overhead nécessaire pour réserver le canal pour la transmission en mode de base sans ou avec fragmentation, alors que l'overhead est presque maintenu pour la transmission en mode RTS / CTS en raison de la plus petite longueur des trames RTS, qui sont utilisées pour se concurrencer l'accès au canal.

Dans le cas du canal parfait et lors de la transmission en DCF basique sans fragmentation, la figure IV.2.a montre que les résultats analytiques de notre modèle, par opposition à ceux obtenus à partir du modèle de [15], sont proches de ceux obtenus à partir du modèle de Yang-Xiao. Cela signifie que notre modèle analytique est plus précis que le modèle de [15], car notre modèle prend en compte, comme le modèle de Yang-Xiao, la probabilité que le compteur de backoff soit gelé lorsque le canal est détecté occupé. Comme le montre également la figure IV.2.a, le débit de DCF basique s'améliore avec les deux mécanismes, la fragmentation et RTS / CTS. Alors que le mécanisme RTS / CTS est la meilleure solution pour améliorer le débit des réseaux IEEE 802.11 sous la condition du canal parfait comme prévu, car c'est le mécanisme qui permet de faire face au phénomène de collision au moindre coût.

Dans le cas du canal légèrement perturbé à $BER = 10^{-5}$ et lors de la transmission en DCF basique sans fragmentation, la figure IV.2.b montre que le modèle analytique dans [15] surestime le débit de DCF basique, car leur modèle analytique ne prend pas en compte l'effet d'erreur de bit sur les trames d'acquittement, et utilise un plus petit $T_{failed_fragment}$ qui est noté par T^m dans [15]. Cependant, leur modèle analytique sous-estime le débit de DCF basique lors de l'application du mécanisme de fragmentation et par conséquent, ne recommande pas la transmission avec fragmentation en DCF basique dans les réseaux IEEE 802.11 légèrement perturbé (c'est à dire, lorsque $BER < 5 \times 10^{-5}$), car leur modèle analytique souffre d'une forte probabilité de collision et d'une faible probabilité de transmission réussie (voir les figure IV.2.b.1 et figure IV.2.b.2).

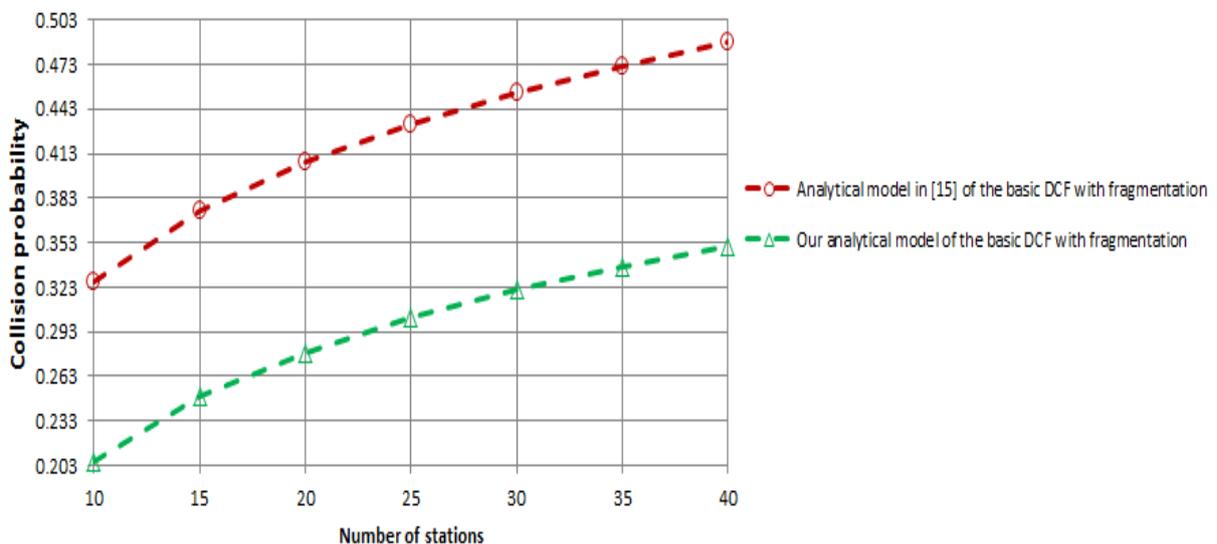


Figure IV.2.b.1: Probabilité de collision en fonction du nombre de stations

Alors que notre modèle analytique précis montre que la transmission avec fragmentation en DCF basique fournit une valeur de débit plus élevée que la transmission en mode RTS / CTS, quelle que soit la taille du réseau. Cela est dû à l'effet du mécanisme de la fragmentation sur la réduction de la probabilité d'erreur survenant pendant la transmission du paquet et par conséquent, l'augmentation de la probabilité de transmission réussie.

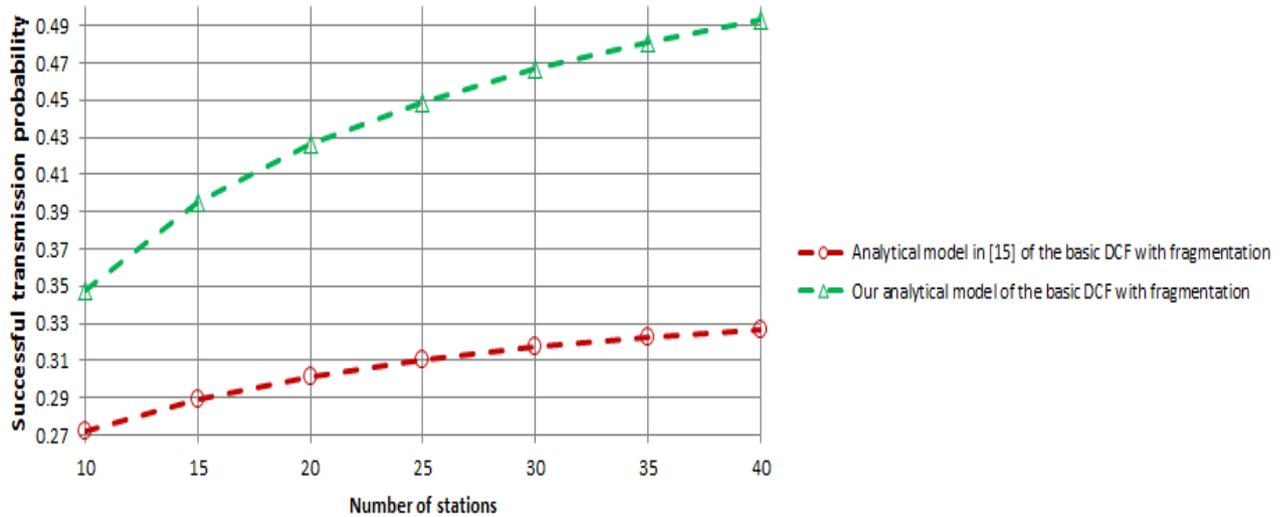


Figure IV.2.b.2: Probabilité de transmission réussie en fonction du nombre de stations

La figure IV.3 montre que le mécanisme de fragmentation améliore considérablement le débit de DCF basique en utilisant notre modèle par rapport au modèle analytique de [15], quels que soient la taille du fragment et le nombre de stations dans le réseau IEEE 802.11 légèrement perturbé à $BER = 10^{-5}$. Où, le débit s'améliore d'environ 7,5% et 8,1% lorsque le paquet est fragmenté en deux et trois, respectivement.

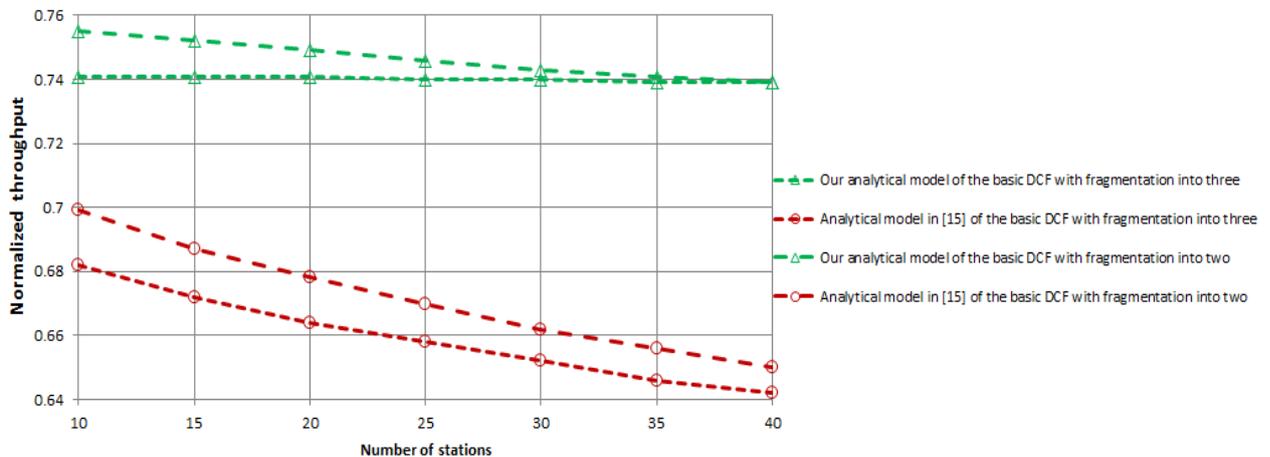


Figure IV.3 : Débit normalisé en fonction du nombre de stations

L'observation intéressante de la figure IV.3 s'agit de la taille de fragment optimale, 750 octets, qui offre le débit maximum dans le réseau IEEE 802.11 légèrement perturbé $BER = 10^{-5}$. C'est la taille qui représente le compromis entre l'avantage de réduire la probabilité d'erreur et le temps supplémentaire consacré à la transmission du paquet fragmenté (c'est-à-dire le temps passé par DIFS, SIFS et la transmission des en-têtes PHY et MAC).

IV.3 Modélisation et analyse du délai total sous un canal parfait :

Dans cette section, nous modélisons le DCF mode de base avec fragmentation sous la condition du canal parfait. Nous modélisons exactement chaque station comme un système d'attente à temps discret M/G/1 et, nous utilisons les fonctions génératrices de probabilité pour décrire la distribution du temps de service du DCF mode de base avec fragmentation. Pour décrire cette distribution nous modélisons à l'aide d'une chaîne de Markov bidimensionnelle le service de cette file d'attente de transmission, qui est défini à partir du moment où un paquet atteint la tête de sa file d'attente pour commencer à être servi, jusqu'au moment où le paquet ou le paquet fragmenté soit acquitté par le récepteur ou soit abandonné par le serveur DCF. Pour décrire les caractéristiques des applications temps réel dans un réseau ad hoc à un seul saut qui utilise le DCF basique avec fragmentation, nous calculons le délai moyen de transmission avec succès, le délai de perte et le délai moyen de bout en bout, en extrayant les dérivées première et deuxième de la distribution du temps de service et, en appliquant la formule de la valeur moyenne de Pollaczek-Khinchin pour les systèmes d'attente M/G/1 [98].

Nous supposons que: (I) le réseau sans fil est aussi entièrement connecté avec n stations concurrentes (c'est-à-dire le réseau est à un seul saut), (II) les transmissions échouées sont uniquement dues à des collisions (c'est-à-dire le canal est parfait), (III) chaque station génère des paquets selon à un processus d'arrivée de Poisson avec un taux de λ et (IX) la dimension moyenne du paquet généré de chaque station est $MAC_payload$ (c'est-à-dire la longueur moyenne de la charge utile de la sous couche MAC). Pour simplifier, nous supposons aussi que la variance de la longueur du paquet est nulle et que les paquets sont divisés en fragments de même taille. De plus, nous supposons aussi que toutes les stations ont toujours un paquet disponible pour la transmission, c'est-à-dire qu'elles sont saturées.

En plus des probabilités que nous avons introduites dans la section IV.2, Il y a un autre concept important pour cette analyse, qui est la probabilité d'avoir au moins un paquet dans la file d'attente de transmission ρ .

IV.3.1 Notre chaîne de Markov :

Nous réutilisons la chaîne de Markov précédente pour analyser les caractéristiques du délai de DCF basique avec fragmentation dans un réseau saturé parfait, en mettant le BER à zéro. Ainsi, nous obtenons la chaîne suivante :

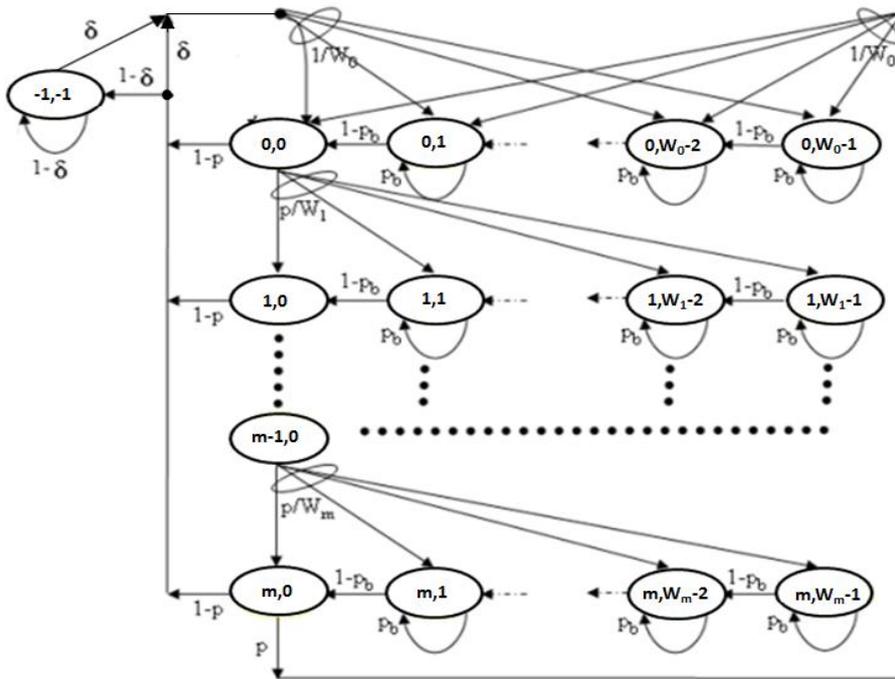


Figure IV.4 : Chaîne de Markov du DCF mode basique avec fragmentation sous la condition du canal parfait

Dans le schéma sans fragmentation de la chaîne ci-dessus (c'est-à-dire quand $\delta = 1$), chaque station commence à transmettre son paquet si et seulement si elle est à l'état $(0, 0)$ (c'est-à-dire lorsque le compteur choisi à son étage 0 devient nul). Si le paquet émis par une station rencontre une collision, cette station tente de le retransmettre lorsque le compteur choisi à l'étage suivant devient nul et ainsi de suite, jusqu'à ce que son paquet soit transmis avec succès ou soit abandonné en raison de l'expiration du nombre maximum de retransmission.

Dans le schéma avec la fragmentation et puisque seul le premier fragment qui doit concurrencer pour l'accès au canal, chaque station tente de transmettre le premier fragment de son paquet à chaque fois si elle est à l'un des états de type $(i, 0)$ (c'est-à-dire quand le compteur choisi

au $i^{\text{ème}}$ étage devient nul). Dès qu'une station réussit à transmettre le premier fragment de son paquet, cette station réserve le canal pour la transmission des fragments suivants de son paquet au niveau de l'état de type $(-1, -1)$. Si le premier fragment a de nouveau rencontré une collision au dernier étage (c'est-à-dire à l'étage m), son paquet fragmenté est abandonné.

De la même façon, nous obtenons les probabilités d'état stationnaires suivantes:

$$\begin{aligned}\pi_{i,0} &= p^i \pi_{0,0}, \quad 0 \leq i \leq m, \\ \pi_{i,j} &= \frac{1}{1-p_b} \frac{W_i - j}{W_i} p^i \pi_{0,0}, \quad i \in (0, m), \quad j \in (1, W_i - 1) \text{ and} \\ \pi_{-1,-1} &= \frac{(1-\delta)(1-p^{m+1})}{\delta} \pi_{0,0}\end{aligned}$$

Nous appliquons la condition que la somme de toutes les probabilités d'états soit égale à 1, nous obtenons $\pi_{0,0}$ comme suit:

$$\pi_{0,0} = \frac{1}{\frac{W_0(1-p)(1-(2p)^{m+1}) + (1-2p)(1-2p_b)(1-p^{m+1})}{2(1-2p)(1-p)(1-p_b)} + \frac{(1-\delta)(1-p^{m+1})}{\delta}}$$

De la même manière nous exprimons la probabilité « τ » qu'une station transmette un paquet ou le premier fragment d'un paquet dans un slot de temps donné, comme la somme de toutes les probabilités d'états $\pi_{i,0}$, puisque une station peut transmettre un paquet ou le premier fragment d'un paquet si et seulement elle est dans ces états.

De la même manière dans le cas de la fragmentation, la probabilité « τ_1 » qu'une station continue de transmettre les fragments suivants de son paquet est exprimée aussi, comme si et seulement cette station est à l'état $\pi_{-1,-1}$.

De la même manière, nous pouvons exprimer la probabilité « p » qu'un paquet (respectivement, le premier fragment d'un paquet) rencontre une collision, comme la probabilité qu'il y a au moins une des $n-1$ stations restantes transmet avec la probabilité « τ » un paquet (respectivement, le premier fragment d'un paquet) dans un slot de temps donné.

Nous exprimons la probabilité « p_b » qu'une station dans l'étage du backoff sent que le canal est occupé dans un slot de temps donné aussi comme, si au moins l'une des $n - 1$ stations restantes transmet son paquet (respectivement, le premier fragment d'un paquet) avec la probabilité « τ » ou si l'une des $n - 1$ stations restantes transmet les fragments suivants de son paquet avec la probabilité « τ_1 ».

Nous déduisons τ , τ_1 , p et p_b en résolvant le système d'équations non linéaire suivant :

$$\begin{cases} \tau = \frac{1 - p^{m+1}}{1 - p} \pi_{0,0} \\ r_1 = \frac{(1 - \delta)(1 - p^{m+1})}{\delta} \pi_{0,0} \\ p = 1 - (1 - \tau)^{n-1} \\ p_b = p + (n - 1)r_1 \end{cases}$$

IV.3.2 Analyse de la durée moyenne d'un slot de temps :

A tout moment, le canal est dans l'un des quatre événements possibles suivants: $E_{idle} = \{\text{le canal est inactif}\}$, $E_{col} = \{\text{le canal est occupé par une collision entre paquets (respectivement, entre premiers fragments des paquets)}\}$, $E_{suc} = \{\text{le canal est occupé par une transmission réussie d'un paquet (respectivement, le premier fragment d'un paquet)}\}$ et $E_{suc_following_fragms} = \{\text{le canal est occupé par une transmission réussie des fragments suivants d'un paquet}\}$, tels que les événements E_{idle} , E_{col} , E_{suc} et $E_{suc_following_fragms}$ sont mutuellement exclusifs.

Comme la station exécutant le processus de backoff ne compte pas pour le canal [21], les événements E_{idle} , E_{col} , E_{suc} et $E_{suc_following_fragms}$ ont les probabilités suivantes:

$$\begin{aligned} \Pr\{E_{idle}\} &= P_{idle} = 1 - p_b \\ \Pr\{E_{suc}\} &= P_{busy_suc} = (n - 1)\tau(1 - \tau)^{n-2} \\ \Pr\{E_{suc_following_fragms}\} &= P_{busy_suc_following_fragms} = (n - 1)\tau_1 \end{aligned}$$

$$\Pr\{E_{col}\} = P_{busy_col} = 1 - (P_{idle} + P_{busy_suc} + P_{busy_suc_following_frags})$$

De la même manière, nous pouvons définir $T_{suc_fragmented_packet}$ (respectivement, T_{col}) qui représente la durée que le canal est occupé par une transmission réussie d'un paquet fragmenté (respectivement, occupé par une collision entre les premiers fragments des paquets) comme suit :

$$T_{suc_fragmented_packet} = T_{suc}^{wf} + \left(\frac{1}{\delta} - 1\right) \cdot (T_H + 2 \cdot SIFS + T_{ACK} + 2 \cdot \delta)$$

$$T_{col} = T_H + \delta \cdot \frac{MAC_payload}{R} + \delta + ACK_timeout + DIFS$$

Tel que T_{suc}^{wf} est la durée d'occupation du canal par une transmission réussie d'un paquet sans fragmentation ([2], [99]).

Les symboles SIFS, DIFS et T_{ACK} représentent respectivement la durée d'un SIFS, d'un DIFS et d'un accusé de réception y compris l'entête physique émis par le débit binaire de canal le plus bas, qui est 1 Mbps dans le cas du 802.11b. T_H est la durée d'un entête physique et d'un entête MAC, R est le débit d'émission de la carte et δ est le délai de propagation. Semblable à ce qui est défini précédemment, la valeur $ACK_timeout$ est la somme d'un SIFS et de la durée d'une trame ACK.

Nous pouvons réécrire la durée d'occupation du canal par une transmission réussie d'un paquet fragmenté $T_{suc_fragmented_packet}$ comme la somme de la durée d'occupation du canal par la transmission réussie de son premier fragment T_{suc} et la durée d'occupation du canal par la transmission réussie de ses fragments suivants $T_{suc_following_frags}$.

$$= \underbrace{T_H + \delta \cdot \frac{MAC_payload}{R} + \delta + SIFS + T_{ACK} + \delta}_{T_{suc}} + \underbrace{(1 - \delta) \cdot \frac{MAC_payload}{R} + \left(\frac{1}{\delta} - 1\right) \cdot (T_H + 2 \cdot SIFS + T_{ACK} + 2 \cdot \delta) + DIFS}_{T_{suc_following_frags}}$$

Ainsi, T_{avg} est exprimée comme suit:

$$T_{avg} = \begin{cases} P_{idle} \sigma + P_{busy_suc} (T_{suc} + DIFS) + P_{busy_col} T_{col} & \text{if } \delta = 1 \text{ (i.e. without fragmentation)} \\ P_{idle} \sigma + P_{busy_suc} T_{suc} + P_{busy_suc_following_frags} T_{suc_following_frags} + P_{busy_col} T_{col} & \text{else (i.e. with } \frac{1}{\delta} \text{ fragments)} \end{cases}$$

IV.3.3 Analyse de la distribution de temps de service :

Le temps de service dénoté par « B » est défini à partir du moment où un paquet atteint la tête de sa file de transmission pour commencer à être servi, jusqu'au moment où le paquet ou le paquet fragmenté soit acquitté par le récepteur ou soit détruit par le serveur DCF.

Selon cette étude, une fois qu'une station réussit à transmettre le premier fragment de son paquet, elle garde le contrôle du canal pour la transmission des fragments suivants de son paquet. C'est pour ça ; la probabilité de succès de transmission du paquet fragmenté s'agit de la probabilité de succès de transmission de son premier fragment.

Comme la probabilité qu'un paquet (respectivement, le premier fragment d'un paquet) rencontre une collision est « p »; nous exprimons la probabilité du succès de transmission du paquet (respectivement, le paquet fragmenté) au $i^{\text{ème}}$ étage (c'est à dire, après i collisions successives) comme suit:

$$p_{suc}^i = p^i (1 - p) \quad 0 \leq i \leq m \quad (22)$$

Nous exprimons ainsi la probabilité « p_{drop} » qu'un paquet (respectivement, un paquet fragmenté) soit détruit comme, si une collision se produit de nouveau sur ce paquet (respectivement, le premier fragment de ce paquet) au dernier étage (c'est à dire, après m collisions successives).

$$p_{drop} = p^m p = p^{m+1} \quad (23)$$

Avant d'entamer la détermination de B, nous définissons au préalable le délai d'accès au canal. Le délai d'accès au canal d'un paquet (respectivement, le premier fragment d'un paquet) est défini à partir du moment où le paquet atteint la tête de sa file d'attente de transmission, jusqu'au moment où ce paquet (respectivement, le premier fragment de ce paquet) commence à être transmis. Le délai d'accès au canal dépend du nombre de tentatives de transmission.

Le délai d'accès au canal à la première tentative de transmission, acc_0 , correspond à un temps de backoff $BT^{(0)}$, qui est mesuré en slots de temps et choisi aléatoirement dans la fenêtre de contention initiale $[0, W_0 - 1]$. Le délai d'accès au canal à la $(i + 1)^{ème}$ tentative de transmission, acc_i , s'agit de la somme du temps de backoff $BT^{(i)}$ accumulé de l'étage 0 jusqu'à l'étage i et, les durées de temps correspondant aux i collisions survenues avant la transmission au $i^{ème}$ étage. Le temps de backoff au $i^{ème}$ étage, $BT^{(i)}$, peut être mesuré en secondes et estimé comme la durée moyenne d'un slot de temps T_{avg} mesurée en secondes multipliée par le nombre moyen de slots de temps $Avg_Nb_{slot}^{(i)}$ choisi à décrémenter au $i^{ème}$ étage. Par conséquent, le délai d'accès au canal au $i^{ème}$ étage, acc_i , est exprimé comme suit:

$$acc_i = iT_{col} + \sum_{j=0}^i BT^{(j)} \quad (0 \leq i \leq m)$$

tel que $BT^{(i)}$ (en secondes) peut être estimé comme, (24)

$$BT^{(i)} = T_{avg} \underbrace{\left(\frac{2^i W_0}{2} \right)}_{Avg_Nb_{slot}^{(i)}}$$

Nous caractérisons le temps de service B comme une variable aléatoire discrète non négative, qui associe respectivement un délai D_{suc}^i et un délai D_{drop} à la probabilité de succès de transmission au $i^{ème}$ étage p_{suc}^i et la probabilité de perte p_{drop} .

Tel que D_{suc}^i est le délai de transmission avec succès d'un paquet (ou bien d'un paquet fragmenté) au $i^{ème}$ étage et est égal à :

$$D_{suc}^i = acc_i + T_{suc_fragmented_packet} \quad 0 \leq i \leq m \quad (25)$$

Tel que D_{drop} est le délai de perte d'un paquet (ou bien d'un paquet fragmenté) et égal à :

$$D_{drop} = acc_m + T_{col} \quad (26)$$

Donc, la distribution du temps de service est donnée par la transformée en Z de B comme suit:

$$B(Z) = p_{drop} Z^{D_{drop}} + \sum_{i=0}^m p_{suc}^i Z^{D_{suc}^i} \quad (27)$$

Où Z est une variable complexe.

Le temps moyen de service μ^{-1} : le calcul du temps moyen de service μ^{-1} passé dans la sous couche MAC s'agit de déterminer le premier moment de B , qui est obtenu en évaluant la dérivée première de la distribution du temps de service à $Z = 1$. D'où

$$\mu^{-1} = E[B] = \left. \frac{\partial B(Z)}{\partial Z} \right|_{Z=1} = p_{drop} D_{drop} + \sum_{i=0}^m p_{suc}^i D_{suc}^i \quad (28)$$

Le délai moyen de transmission avec succès d'un paquet D_{suc} : il représente le délai moyen entre le moment où un paquet atteint la tête de sa file de transmission, jusqu'au moment où le paquet (ou bien le paquet fragmenté) est accusé avec succès et c'est pourquoi, il est calculé uniquement sur les événements de transmission avec succès au $i^{ème}$ étage ($0 \leq i \leq m$) ([4], [21]), qui sont caractérisés chacun par une probabilité p_{suc}^i et un délai de transmission avec succès D_{suc}^i .

$$D_{suc} = \sum_{i=0}^m p_{suc}^i D_{suc}^i \quad (29)$$

Le délai moyen de bout en bout : il s'agit de la somme du délai moyen d'attente dans la file (c'est-à-dire, le délai moyen pris par un paquet généré pour atteindre la tête de sa file de transmission) et du délai moyen de transmission avec succès. Ainsi, Il est égal selon la formule de la valeur moyenne de Pollaczek-Khinchin à :

$$\frac{\lambda E[B^2]}{2(1-\rho)} + D_{suc} \quad (30)$$

Tel que $E[B^2]$ est le second moment de B , qui est obtenu en évaluant les dérivées première et deuxième de la distribution du temps de service à $Z = 1$ comme suit:

$$E[B^2] = \left. \frac{\partial B(Z)}{\partial Z} \right|_{Z=1} + \left. \frac{\partial^2 B(Z)}{\partial Z^2} \right|_{Z=1} \quad (31)$$

Comme notre étude est faite sous les conditions de saturation, le taux d'arrivée λ (paquets / sec) doit être calculé à chaque fois en fonction du taux de service μ (paquets / sec) de chaque état du réseau pour satisfaire d'un côté, la condition que la file d'attente de transmission de chaque station n'est pas vide (c'est pourquoi l'utilisation de la file d'attente ρ doit être supérieure ou égale à 95% [100])) et d'autre part, la condition de stabilité du système ($\rho < 1$) (i.e. $\lambda < \mu$). D'où:

$$\lambda = 0.95 * \mu \quad (\text{i.e. } \rho = 0.95) \quad (32)$$

IV.3.4 Expérimentation numérique et résultats :

L'obtention des valeurs uniques pour τ , τ_1 , p et p_b permet de déterminer le délai moyen de transmission avec succès, le délai moyen de bout en bout et le délai de perte respectivement des équations citées dans la section IV.3.3. Les résultats de cette solution numérique sont tracés dans la figure IV.5, la figure IV.6 et la figure IV.7. Les paramètres associés sont décrits dans le tableau IV.2. Les résultats concernant la fragmentation sont obtenus en supposant que $\delta = 1/2$. Ce qui signifie qu'un paquet est fragmenté en deux.

Tableau IV.2: Paramètres du système

MAC Payload	2312 octets
MAC Header	34 octets
PHY Header	24 octets transmitted with R_{lowest}
ACK	14 octets + PHY Header
Propagation delay : ∂	1 μ s
Empty slot time: σ	20 μ s
SIFS	10 μ s
DIFS	50 μ s
Maximum backoff stage: m	5
CW_{min} & CW_{max}	[0, 31] & [0, 1023]
the size of the minimum backoff window: W_0	32
Channel Bit Rate : R	11 Mbps
Lowest channel bit rate : R_{lowest}	1 Mbps
Number of stations	10, 15, 20, 25, 30, 35 & 40

IV.3.4.1 Résultats du délai moyen de transmission avec succès :

La figure IV.5 représente le délai moyen de transmission avec succès d'un paquet pour les deux techniques de transmission (DCF basique sans ou avec fragmentation) en fonction du nombre de stations. Comme le montre la figure IV.5, le délai moyen de transmission du DCF basique sans ou avec fragmentation augmente autant que le nombre de stations. Cette dégradation de la performance du délai est expliquée par le fait que le nombre augmenté de

stations, qui participent à l'accès au canal, entraîne l'augmentation du phénomène de collision. Ce qui ajoute à chaque fois un surplus au délai d'accès pour transmettre un paquet.

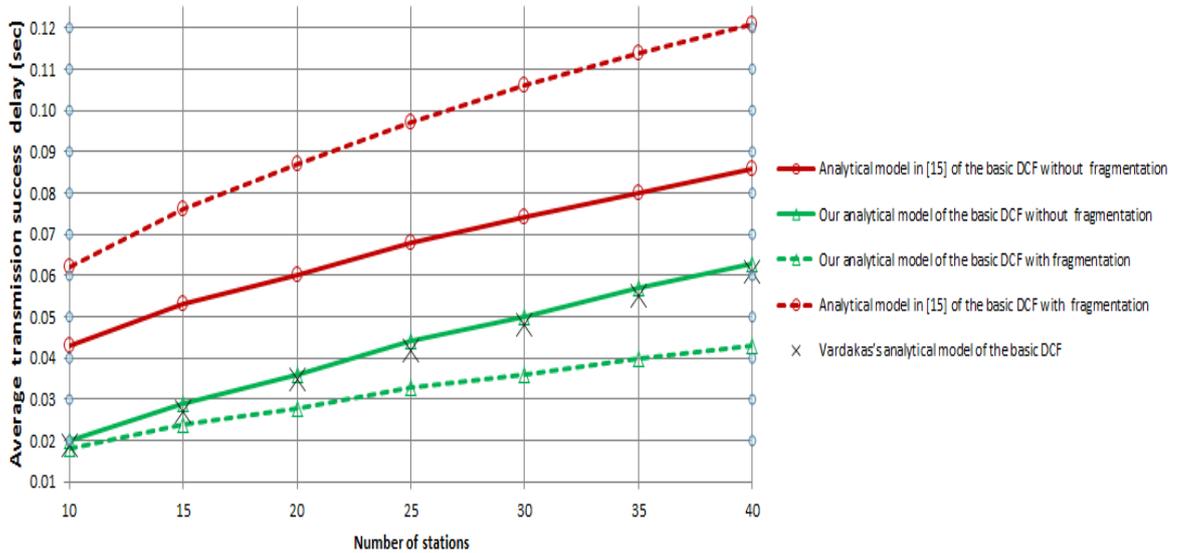


Figure IV.5 : Délai moyen de transmission avec succès en fonction du nombre de stations

Lors de la transmission en DCF basique sans fragmentation, la figure montre que les résultats analytiques de notre modèle, par opposition à ceux obtenus à partir du modèle de [15], sont proches de ceux obtenus à partir du modèle de référence de Vardakas [76]. Cela signifie que notre modèle analytique est plus précis que le modèle de [15], car notre modèle prend en compte, comme le modèle de Vardakas [76], la probabilité que le compteur de backoff soit gelé lorsque le canal est détecté occupé.

D'après les résultats de la transmission en DCF basique avec fragmentation, nous voyons clairement qu'au fur et à mesure que le nombre de stations augmente, la dégradation du délai moyen de transmission dans le modèle de [15] est plus marquée que dans notre modèle. De plus et contrairement au modèle de [15], qui surestime considérablement le délai moyen de DCF basique lors de l'application du mécanisme de fragmentation, notre modèle montre que le mécanisme de fragmentation améliore le délai moyen de DCF basique quel que soit le nombre de stations. Nous expliquons cela par le fait que lors de l'application du mécanisme de fragmentation leur modèle analytique souffre d'une forte probabilité de collision (voir figure IV.5.a), qui provoque l'augmentation du délai d'accès au support et par conséquent, le délai moyen de transmission devient plus long.

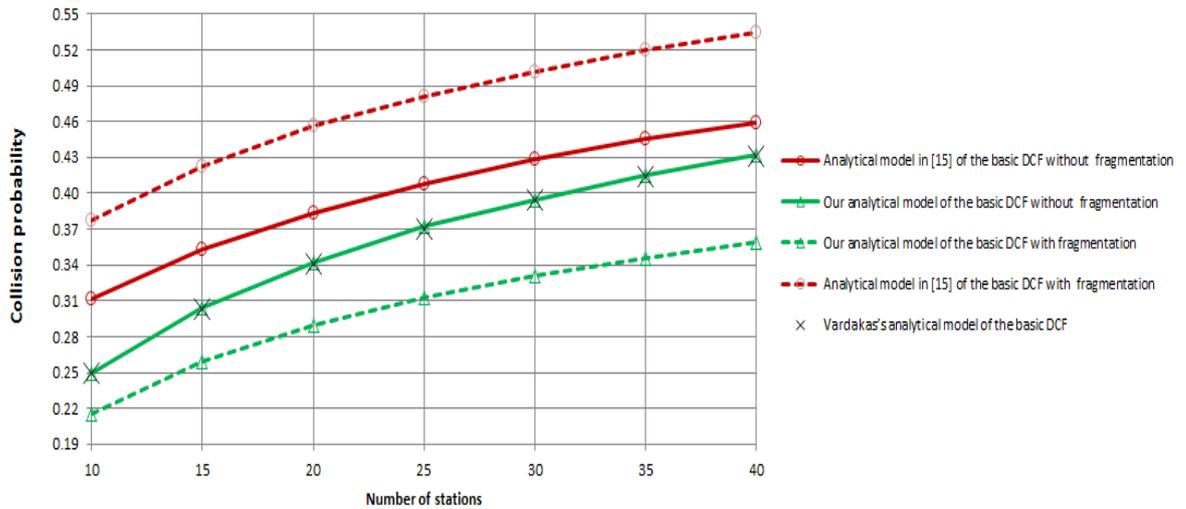


Figure IV.5.a: Probabilité de collision en fonction du nombre de stations

À savoir plus les trames de données émises sont petites, plus la probabilité d'occupation de canal par une collision ou par une transmission réussie soit faible et par conséquent, plus la probabilité de collision soit faible, étant donné que la probabilité de collision d'un paquet (respectivement, du premier fragment d'un paquet) est lue par la station, qui exécute le processus de backoff, exactement comme la probabilité d'occupation du canal par une collision P_{busy_col} ou par une transmission réussie du paquet P_{busy_suc} (respectivement, du premier fragment du paquet) (c'est-à-dire $p = P_{busy_col} + P_{busy_suc}$). Ce qui confirme la crédibilité de notre modèle, qui montre l'effet de la fragmentation sur l'amélioration du délai moyen de transmission avec succès, en diminuant la probabilité de collision et donc, la durée moyenne de slot de temps T_{avg} (voir figure IV.5.b), qui influe directement sur la diminution du délai d'accès au canal (voir la formule (24)).

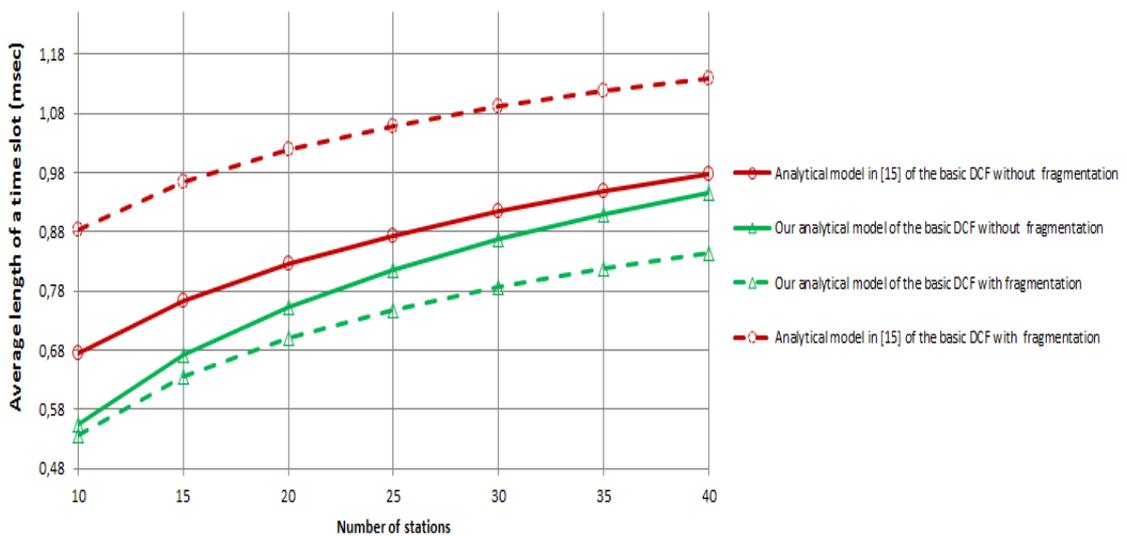


Figure IV.5.b: Durée moyenne d'un slot de temps en fonction du nombre de stations

IV.3.4.2 Résultats du délai moyen de bout en bout :

La figure IV.6 représente le délai moyen de bout en bout d'un paquet pour les deux techniques de transmission (DCF basique sans ou avec fragmentation) en fonction du nombre de stations.

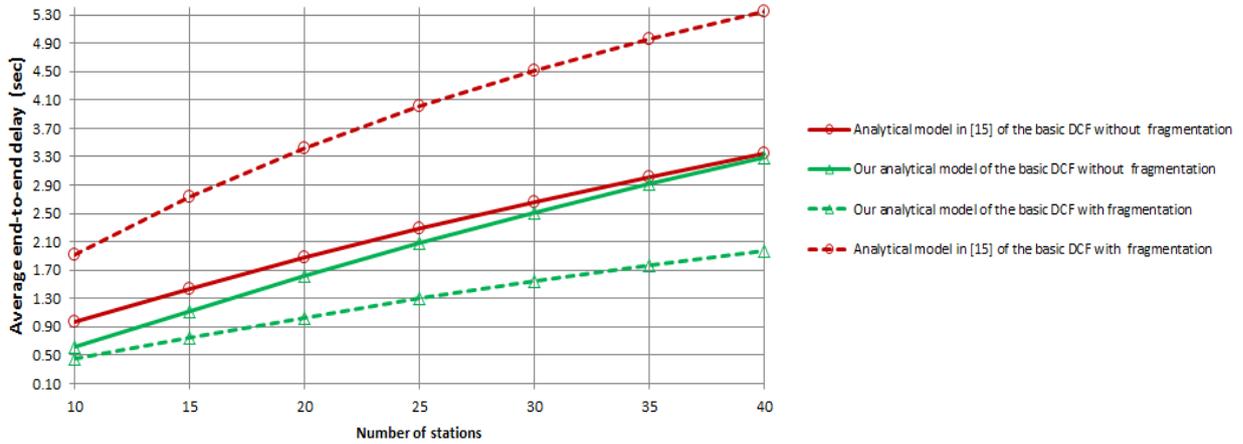


Figure IV.6 : Délai moyen de bout en bout en fonction du nombre de stations

La même analyse peut être présentée que celle du délai moyen de transmission avec succès, à la différence que le délai moyen de bout en bout peut atteindre plusieurs secondes. Cela revient au délai moyen d'attente dans la file de transmission. Ceci est très évident puisque nous travaillons à une utilisation très élevée du serveur DCF ($\rho \approx 1$) pour atteindre des conditions de saturation dans lesquelles la file d'attente de transmission devient très longue et par conséquent, le délai moyen d'attente pour chaque paquet de la file d'attente atteint plusieurs secondes.

IV.3.4.3 Résultats du délai de perte :

La figure IV.7 représente le délai de perte d'un paquet pour les deux techniques de transmission (DCF basique sans ou avec fragmentation) en fonction du nombre de stations.

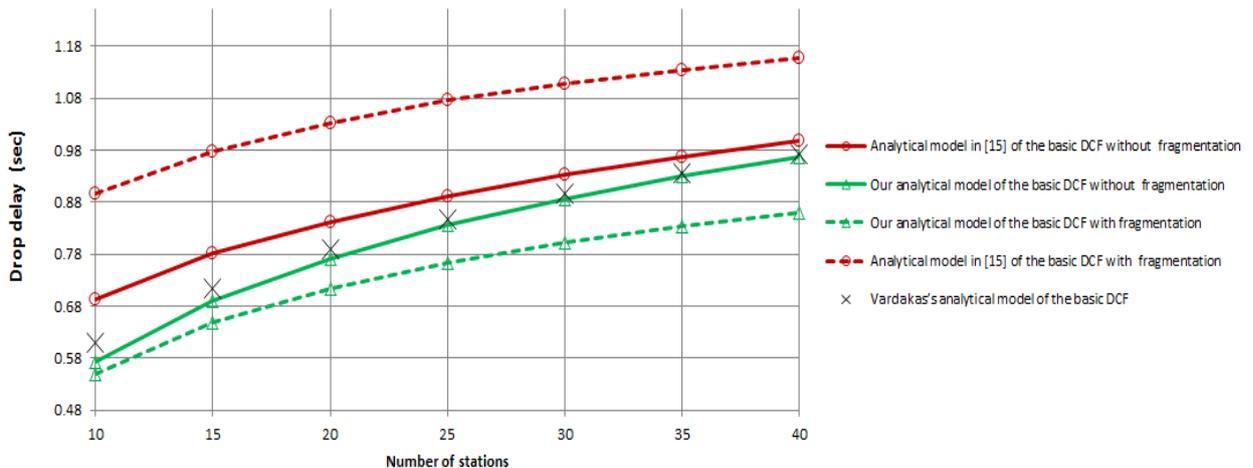


Figure IV.7: Délai de perte en fonction du nombre de stations

Comme la fragmentation fait diminuer le délai d'accès au canal et la durée d'occupation par la collision, nous constatons qu'avec la fragmentation le délai de perte d'un paquet serait faible par rapport à celui de la transmission en DCF basique sans fragmentation (voir formule (26)). C'est ce qu'illustre la figure IV.7 à travers notre modèle précis.

IV.4 Conclusion :

Dans ce chapitre, nous avons utilisé les systèmes d'attente à temps discret de type M/G/1 pour modéliser les stations 802.11 et les fonctions génératrices de probabilité pour décrire la distribution du temps de service du DCF mode de base avec fragmentation. Pour amener à cette distribution nous avons modélisé ce service avec une chaîne de Markov bidimensionnelle, en exprimant avec précision toutes les probabilités possibles et leurs durées de temps. Pour évaluer les mesures de performance des réseaux IEEE 802.11 à un seul saut, qui utilisent le mécanisme du DCF basique avec fragmentation sous les conditions de saturation, nous nous sommes inspirés du calcul du débit fait par Bianchi et, nous avons calculé le délai moyen de transmission avec succès, le délai moyen de bout en bout et le délai de perte, en extrayant les dérivées première et deuxième de la distribution du temps de service et, en appliquant la formule de la valeur moyenne de Pollaczek-Khinchin pour les systèmes d'attente M/G/1.

Notre modèle analytique précis a montré comment la fragmentation améliore toutes les mesures de performance dans les réseaux IEEE 802.11 lorsque le canal est parfait, en diminuant la probabilité de collision, et par conséquent la durée moyenne de slot de temps. Cela ne signifie pas que la fragmentation est la meilleure solution pour améliorer les performances du DCF basique dans les réseaux parfaits IEEE 802.11, mais il nous permet de prédire que le mécanisme de la fragmentation améliore les performances des réseaux IEEE 802.11 plus qu'il a été publié sous les conditions du canal imparfait. C'est ce qu'a montré notre modèle sous les conditions du canal légèrement perturbé à $BER = 10^{-5}$, lorsqu'il a amélioré considérablement le débit du DCF basique par rapport aux modèles existants. Cela est dû principalement à l'effet réel de la fragmentation sur l'augmentation de la probabilité de transmission réussie, en réduisant la probabilité d'erreur survenant pendant la transmission du paquet.

Conclusion générale

Conclusion générale

Dans cette thèse, nous avons proposé un modèle analytique précis d'évaluation des performances du mécanisme DCF basique dans les réseaux IEEE 802.11 mode ad hoc. Notre modèle prend en compte l'effet de la fragmentation dans un réseau légèrement perturbé et parfait. Nous avons comparé les résultats analytiques de notre modèle avec les résultats des modèles existants et ceci est sous les conditions du trafic de saturation. Il serait également intéressant de faire la comparaison sous les conditions de non saturation.

Nous avons constaté que lors de la transmission en DCF basique sans fragmentation sous un canal parfait, les résultats analytiques de notre modèle, par opposition à ceux obtenus à partir du modèle de [15], sont proches de ceux obtenus à partir des modèles de référence de Yang-Xiao et Vardakas. Ce qui signifie que notre modèle analytique est plus précis que le modèle de [15]. Il serait également intéressant d'utiliser l'approche de la simulation pour faire la comparaison lors de la transmission avec fragmentation et lorsque le canal est imparfait.

Dans le cas du canal légèrement perturbé à $BER = 10^{-5}$ et indépendamment de la taille du réseau et des fragments, nous avons constaté que le débit obtenu est considérablement amélioré en utilisant notre modèle par rapport au modèle existant, en diminuant la probabilité de collision et en augmentant la probabilité de transmission réussie. Dans ces conditions, notre modèle analytique précis a déterminé la taille de fragment optimale et, a montré que la transmission avec fragmentation en mode DCF de base, qui n'est pas recommandée dans les études existantes, améliore le débit plus que la transmission en mode RTS / CTS, quelle que soit la taille du réseau IEEE 802.11.

Notre modèle analytique précis a montré aussi comment la fragmentation améliore toutes les exigences des applications temps réel sous les conditions du canal parfait des réseaux DCF mode de base. Cela est dû à l'effet réel de la fragmentation sur la diminution du délai d'accès au canal, en diminuant la probabilité de collision et la durée moyenne de slot de temps. Cela nous permet de prédire que l'effet de la fragmentation sur les caractéristiques de délai des réseaux imparfaits sera différent et meilleure que ce qui existe dans la littérature en diminuant, en plus de ce qui précède, la probabilité d'erreur.

Dans cette thèse, nous avons évalué les métriques importantes de performances des réseaux DCF IEEE 802.11 mode de base, qui utilisent l'algorithme aléatoire de Binary Exponential Backoff (BEB). Où nous avons modélisé le mécanisme d'accès aléatoire DCF mode

de base avec la fragmentation, en respectant tout ce qui est décrit dans la norme, ensuite sous les conditions du canal parfait nous avons calculé la distribution du temps de service de ce mécanisme, en déduisant correctement toutes les caractéristiques de délai du paquet fragmenté. Il serait également intéressant d'envisager d'une part, un modèle analytique pour déterminer précisément ces caractéristiques dans les réseaux DCF basique avec fragmentation sous les conditions du canal imparfait et d'autre part, une modélisation analytique de l'application de la fragmentation dans les différents algorithmes améliorés de backoff, en évaluent leurs métriques pour déterminer parmi lesquels l'algorithme le plus performant. L'étude analytique des métriques moyennes sert de background pour l'amélioration des performances des réseaux 802.11 par l'activation ou la désactivation du mécanisme de la fragmentation. Cependant, comme nous le savons, quand bien même la connaissance des métriques moyennes paraît cruciale, elle demeure insuffisante.

L'évaluation de performances à l'aide de la simulation est une autre piste surtout à cause de la contrainte de l'absence d'un simulateur crédible implémentant la fragmentation dans les réseaux IEEE 802.11. Ce qui nous laisse à penser développer un modèle crédible pour un simulateur.

Perspectives :

Les perspectives qui découlent de ce travail sont récapitulées ci-dessous :

- ✍ Un modèle analytique précis peut être développé pour évaluer les caractéristiques de délai du paquet fragmenté sous les conditions du canal imparfait et/ou de trafic de non saturation.
- ✍ Un simulateur peut être développé pour valider les expressions analytiques de notre modèle sous les conditions de trafic de saturation
- ✍ Un modèle analytique amélioré peut également être développé, où au lieu d'une seule catégorie d'accès, quatre catégories d'accès peuvent être incorporées (comme dans 802.11e).

- ✍ Une modélisation analytique peut être développée pour déterminer l'algorithme le plus performant avec la fragmentation parmi les différents algorithmes améliorés de backoff dans les réseaux IEEE 802.11.

Exactement, notre modèle analytique peut être réutilisé pour améliorer les études existantes dans la littérature basées sur les modèles mathématiques développés à l'aide des chaînes de Markov, qui modélisent le mécanisme DCF avec fragmentation dans un réseau ad hoc IEEE 802.11 sous canal imparfait.

Références

Références:

- [1] IEEE LAN MAN Standard, Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications. ANSI/IEEE Std 802.11. 1999 Edition (R2003).
- [2] Bianchi, G. (1998). IEEE 802.11-saturation throughput analysis.*IEEE communications letters*, 2(12), 318-320.
- [3] Wu, H., Peng, Y., Long, K., Cheng, S., & Ma, J. (2002, June). Performance of reliable transport protocol over IEEE 802.11 wireless LAN: analysis and enhancement. In *Proceedings. Twenty-First Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies* (Vol. 2, pp. 599-607). IEEE.
- [4] Chatzimisios, P., Boucouvalas, A. C., & Vitsas, V. (2003, December). IEEE 802.11 packet delay-a finite retry limit analysis.In *GLOBECOM'03.IEEE Global Telecommunications Conference* (Vol. 2, pp. 950-954).
- [5] Ziouva, E., & Antonakopoulos, T. (2002). CSMA/CA performance under high traffic conditions: throughput and delay analysis. *Computer communications*, 313-321.
- [6] Foh, C. H., & Tantra, J. W. (2005). Comments on IEEE 802.11 saturation throughput analysis with freezing of backoff counters.*IEEE Communications Letters*, 9(2), 130-132.
- [7] Hadzi-Velkov, Z., & Spasenovski, B. (2003, May). Saturation throughput-delay analysis of IEEE 802.11 DCF in fading channel.In *IEEE International Conference on Communications, 2003.ICC'03.*(Vol. 1, pp. 121-126).IEEE.
- [8] Peng, X. Y., Jiang, L. T., & Xu, G. Z. (2009). Saturation throughput analysis of RTS/CTS scheme in an error-prone WLAN channel.*Journal of Zhejiang University-SCIENCE A*, 10(12), 1714-1719.
- [9] Lopez-Aguilera, E., Casademont, J., & Villegas, E. G. (2011). A study on the influence of transmission errors on WLAN IEEE 802.11 MAC performance.*Wireless Communications and Mobile Computing*, 11(10), 1376-1391.
- [10] Zhai, L., Yang, F., & Zhou, X. (2013). Performance Analysis of 802.11 DCF for A Lossy Channel.*International Journal of Digital Content Technology and its Applications*, 7(5), 273.
- [11] Praveen, K. S., & Madhavi, T. (2014). Modeling IEEE 802.11 DCF with Finite Retry Limits. *IOSR Journal of Electronics and Communication Engineering* (Vol. 9, pp. 37-45).
- [12] Chatzimisios, P. (2004). Performance Modelling and Enhancement of Wireless Communication Protocols, PhD thesis, School of Design, Engineering & Computing (DEC), Bournemouth University, U.K.
- [13] Tinnirello, I., Choi, S., & Kim, Y. (2005, June). Revisit of RTS/CTS exchange in high-speed IEEE 802.11 networks. In *Sixth IEEE International Symposium on a World of Wireless Mobile and Multimedia Networks* (pp. 240-248). IEEE.

- [14] Yazid, M., Bouallouche-Medjkoune, L., Aïssani, D., Amrouche, N., & Bakli, K. (2014). Analytical analysis of applying packet fragmentation mechanism on both basic and RTS/CTS access methods of the IEEE 802.11 b DCF network under imperfect channel and finite load conditions. *Wireless personal communications*, 77(1), 477-506.
- [15] Yazid, M., Bouallouche-Medjkoune, L., Aïssani, D., & Ziane-Khodja, L. (2014). Analytical analysis of applying packet fragmentation mechanism on IEEE 802.11 b DCF network in non ideal channel with infinite load conditions. *Wireless networks*, 20(5), 917-934.
- [16] Yazid, M., Aïssani, D., Bouallouche-Medjkoune, L., Amrouche, N., & Bakli, K. (2015). Modeling and enhancement of the IEEE 802.11 RTS/CTS scheme in an error-prone channel. *Formal Aspects of Computing*, 27(1), 33-52.
- [17] Yazid, M., Sahki, N., Bouallouche-Medjkoune, L., & Aïssani, D. (2015). Modeling and performance study of the packet fragmentation in an IEEE 802.11 e-EDCA network over fading channel. *Multimedia Tools and Applications*, 74(21), 9507-9527.
- [18] Yazid, M., Aïssani, D., & Bouallouche-Medjkoune, L. (2017). Modeling and Analysis of the TXOPLimit Efficiency with the Packet Fragmentation in an IEEE 802.11 e-EDCA Network Under Noise-Related Losses. *Wireless Personal Communications*, 95(2), 1505-1530.
- [19] D Laxma Reddy, K Nishanth Rao, A.V.Paramkusam (2017) SATURATION AND NON SATURATION THROUGHPUT AND PACKET DELAY ANALYSIS OF IEEE 802.11 DCF FOR AD-HOC NETWORKS. *International Journal of Mechanical Engineering and Technology*, volume 8, Issue 7, pp. 566–573.
- [20] Atmani, M., Aïssani, D., & Aoul, Y. H. (2014). Applying Data Fragmentation in IEEE 802.15.4: Modeling and Analysis under Unsaturated Traffic. In *VECoS* (pp. 85-92).
- [21] Raptis, P., Vitsas, V., Paparrizos, K., Chatzimisios, P., Boucouvalas, A. C. : Packet Delay Distribution of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function. *Proc. of IEEE International Symposium on a World of Wireless. Mobile and Multimedia Networks (WOWMOM 2005)*. Taormina. Italy. June 2005. pp. 299–304.
- [22] Dong, X. J., & Varaiya, P. (2005). Saturation throughput analysis of IEEE 802.11 wireless LANs for a lossy channel. *IEEE Communications Letters*, 9(2), 100-102.
- [23] Xiao, Y. (2003, October). Saturation performance metrics of the IEEE 802.11 MAC. In *2003 IEEE 58th Vehicular Technology Conference. VTC 2003-Fall (IEEE Cat.No. 03CH37484)* (Vol. 3, pp. 1453-1457). IEEE.
- [24] Chatzimisios, P., Vitsas, V., & Boucouvalas, A. C. (2006, February). On Improving Performance for IEEE 802.11 Wireless LANs under Congested and Error-Prone Environments. In *EuroIMS A* (pp. 177-182).
- [25] ABDULALLI Abusaif. *Reseaux ad-hoc: étude de modèles de mobilité et de protocoles de routage minimisant la consommation d'énergie*. 2008. Thèse de doctorat. Valenciennes.
-

- [26] AOUIZ Amir Abdelkader. *Qualité de service dans les protocoles multi-chemins*. 2020. Thèse de doctorat. Université de Haute Alsace.
- [27] EL GHANNUDI Hamza. *Interférences d'accès multiples et performances d'un système impulsif à bande ultra large transposé à 60 GHz en réseau ad hoc*. 2007. Thèse de doctorat. Lille 1.
- [28] WATTEYNE Thomas, AUGÉ-BLUM Isabelle, DOHLER Mischa *et al.* Probabilité de Collision lors du Choix du Noeud Relais sans Connaissance du Voisinage dans un Réseau de Capteurs. In : *IRAMUS Workshop, Poster Session, France*. 2007.
- [29] RANJAN Prabhakar et AHIRWAR Kamal Kant. Comparative study of vanet and manet routing protocols. In : *Proc. of the International Conference on Advanced Computing and Communication Technologies (ACCT 2011)*. 2011. p. 978-981.
- [30] CHITKARA, Mahima et AHMAD, Mohd Waseem. Review on manet: characteristics, challenges, imperatives and routing protocols. *International journal of computer science and mobile computing*, 2014, vol. 3, no 2, p. 432-437.
- [31] JAMALIPOUR Abbas. The wireless mobile internet. *John Wiley & Sons Ltd*, 2003, p. 368-384.
- [32] LINNELL Jonas et TORSTENSSON Hans. *Radio Resource Management in IEEE 802.11 b WLAN: Aspects of system planning*. Chalmers tekniska högsk., 2004.
- [33] IEEE 802.11 WORKING GROUP, *et al.* Part 11: wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications: higher-speed physical layer extension in the 2.4 GHz band. *ANSI/IEEE Std 802.11*, 1999.
- [34] ANDREN, C et BOER, J. Draft text for the high speed extension of the standard. *doc: IEEE P*, vol. 802, p. 11-98/314. 1998.
- [35] SHEBLI Fady. *Réseaux de capteurs sans fil: minimisation de la consommation d'énergie et application à la localisation de cibles*. 2008. Thèse de doctorat. Valenciennes.
- [36] Nada CHENDEB TAHER. *Modélisation analytique et contrôle d'admission dans les réseaux 802.11e pour une maîtrise de la qualité de Service*. 2009. Thèse de doctorat. Université d'Evry Val d'Essonne.
- [37] VAN DEN BOSSCHE Adrien. *Proposition d'une nouvelle méthode d'accès déterministe pour un réseau personnel sans fil à fortes contraintes temporelles*. 2007. Thèse de doctorat. Toulouse 2
- [38] D. Dhoutaut. *Etude du standard IEEE 802.11 dans le cadre des réseaux ad hoc: de la simulation à l'expérimentation*. 2003. Thèse de doctorat. INSA de Lyon.
-

- [39] HABIB Gilbert. *Qualité de service et qualité de contrôle d'un Système Discret Contrôlé en Réseau Sans Fil: proposition d'une approche de co-conception appliquée au standard IEEE 802.11*. 2010. Thèse de doctorat. Nancy 1.
- [40] Olfia BOUATAY. *Réseaux de capteurs sans fil: minimisation de la consommation d'énergie et application à la localisation de cibles*. 2008. Thèse de doctorat. Tunis.
- [41] CHATZIMISIOS, Periklis, BOUCOUVALAS, Anthony C., et VITSAS, Vasileios. IEEE 802.11 wireless LANs: performance analysis and protocol refinement. *EURASIP Journal on Wireless Communications and Networking*, 2005, p. 576368.
- [42] FELEMBAN, Emad et EKICI, Eylem. Single hop IEEE 802.11 DCF analysis revisited: Accurate modeling of channel access delay and throughput for saturated and unsaturated traffic cases. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 2011, vol. 10, no 10, p. 3256-3266
- [43] BRENNER, Pablo. A technical tutorial on the IEEE 802.11 protocol. *BreezeCom Wireless Communications*, 1997, vol. 1.
- [44] OBAIDAT, Mohammed S. et BOUDRIGA, Noureddine A. Fundamentals of performance evaluation of computer and telecommunication systems. *John Wiley & Sons*, 2010.
- [45] KOUBAA, A. *Introduction à L'Evaluation De Performance Des Systèmes Informatiques et de Communication*. 2004.
- [46] INCERA DIÉGUEZ, José. *Contributions à la modélisation et à la simulation accélérée de réseaux de communication*. 2001. Thèse de doctorat. Rennes 1.
- [47] LAHMADI, Abdelkader, ANDREY, Laurent, et FESTOR, Olivier. *Évaluation de performance des architectures de gestion de réseaux: état de l'art et perspectives*. Rapport de recherche N° 5598. 2005. INRIA.
- [48] R. JAIN, *The Art of Computer Systems Performance Analysis : Techniques for Experimental Design, Measurement, Simulation and Modeling*, John Wiley & Sons, 1991.
- [49] CROVELLA, Mark, LINDEMANN, Christoph, et REISER, Martin. Internet performance modeling: the state of the art at the turn of the century. *Performance Evaluation*, 2000, vol. 42, no 2-3, p. 91-108.
- [50] ADAN, Ivo et RESING, Jacques. *Queuing Theory*, Dept. of Mathematics and Computer Science. *Eindhoven University of Technology, The Netherlands*, 2001.
- [51] DECREUSEFOND, Laurent et MOYAL, Pascal. *Modélisation et analyse stochastiques des réseaux de télécommunications*. 2011.
- [52] LEMAIRE, B. Brèves communications. Une démonstration directe de la formule de Pollaczek-Khintchine. *RAIRO-Operations Research-Recherche Opérationnelle*, 1978, vol. 12, no 2, p. 229-231.
-

-
- [53] HARBAOUI Ahmed. *Vers une modélisation et un dimensionnement automatique des systèmes répartis*. 2011. Thèse de doctorat. Université de Grenoble.
- [54] BOLCH, Gunter, GREINER, Stefan, DE MEER, Hermann, *et al.* *Queueing networks and Markov chains: modeling and performance evaluation with computer science applications*. John Wiley & Sons, 2006.
- [55] Jialiang LU – Fabrice Valois, *Modélisation Stochastique de Réseaux Radio*. Rapport de recherche N° 5518. 2005. INRIA.
- [56] P802.11, IEEE Standard for Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications, November 1997
- [57] WU, Haitao, PENG, Yong, LONG, Keping, *et al.* Performance of reliable transport protocol over IEEE 802.11 wireless LAN: analysis and enhancement. In : *Proceedings. Twenty-First Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies*. IEEE, 2002. p. 599-607.
- [58] CHATZIMISIOS, Periklis, VITSAS, Vasileios, et BOUCOUVALAS, Anthony C. Throughput and delay analysis of IEEE 802.11 protocol. In : *Proceedings 3rd IEEE International Workshop on System-on-Chip for Real-Time Applications*. IEEE, 2002. p. 168-174.
- [59] CHATZIMISIOS, Periklis, BOUCOUVALAS, Anthony C., et VITSAS, Vasileios. Packet delay analysis of IEEE 802.11 MAC protocol. *Electronics Letters*, 2003, vol. 39, no 18, p. 1358-1359.
- [60] CHATZIMISIOS, Periklis, BOUCOUVALAS, Anthony C., et VITSAS, Vasileios. Performance analysis of the IEEE 802.11 MAC protocol for wireless LANs. *International Journal of Communication Systems*, 2005, vol. 18, no 6, p. 545-569.
- [61] ZIOUVA, Eustathia et ANTONAKOPOULOS, Theodore. CSMA/CA performance under high traffic conditions: throughput and delay analysis. *Computer communications*, 2002, vol. 25, no 3, p. 313-321.
- [62] XIAO, Yang. A simple and effective priority scheme for IEEE 802.11. *IEEE Communications Letters*, 2003, vol. 7, no 2, p. 70-72.
- [63] XIAO, Yang. Saturation performance metrics of the IEEE 802.11 MAC. In : *2003 IEEE 58th Vehicular Technology Conference. VTC 2003-Fall (IEEE Cat.No. 03CH37484)*. IEEE, 2003. p. 1453-1457.
- [64] FOH, Chuan Heng et TANTRA, Juki Wirawan. Comments on IEEE 802.11 saturation throughput analysis with freezing of backoff counters. *IEEE Communications Letters*, 2005, vol. 9, no 2, p. 130-132.
- [65] HU, Chunyu, KIM, Hwangnam, et HOU, Jennifer C. Short-term nonuniform access in IEEE 802.11-compliant WLANs: a microscopic view and its impact. In : *Proceedings of*
-

-
- the 9th ACM international symposium on Modeling analysis and simulation of wireless and mobile systems*. 2006. p. 99-107.
- [66] ELLIOTT, Edwin O. Estimates of error rates for codes on burst-noise channels. *The Bell System Technical Journal*, 1963, vol. 42, no 5, p. 1977-1997
- [67] CROW, Brian P., WIDJAJA, Indra, KIM, Jeong Geun, *et al.* IEEE 802.11 wireless local area networks. *IEEE Communications magazine*, 1997, vol. 35, no 9, p. 116-126.
- [68] CROW, Brian P., WIDJAJA, Indra, KIM, Jeong Geun, *et al.* Investigation of the IEEE 802.11 medium access control (MAC) sublayer functions. In :*Proceedings of INFOCOM'97*. IEEE, 1997. p. 126-133.
- [69] HE, Jianhua, TANG, Zuoyin, YANG, Zongkai, *et al.* Performance evaluation of distributed access scheme in error-prone channel. In :*2002 IEEE Region 10 Conference on Computers, Communications, Control and Power Engineering. TENCOM'02.Proceedings*. IEEE, 2002. p. 1142-1145.
- [70] TANG, Zuoyin, YANG, Zongkai, HE, Jianhua, *et al.* Impact of Bit Errors on the Performance of DCF for Wireless LAN. In :*IEEE 2002 International Conference on Communications, Circuits and Systems and West Sino Expositions*. IEEE, 2002. p. 529-533.
- [71] ALSABBAGH, Haider M., CHEN, J., *et* XU, Y. Influence of error-prone channel on the performance of IEEE 802.11 WLAN utilizing RTS/CTS handshaking []. *J Shanghai Jiao Tong Univ (Sci) E*, 2007.
- [72] NI, Qiang, LI, Tianji, TURLETTI, Thierry, *et al.* Saturation throughput analysis of error-prone 802.11 wireless networks. *Wireless Communications and Mobile Computing*, 2005, vol. 5, no 8, p. 945-956.
- [73] L. Kleinrock, *Queueing Systems*. John Wiley and Sons, 1975.
- [74] ZHAI, Hongqiang, KWON, Younggoo, *et* FANG, Yuguang. Performance analysis of IEEE 802.11 MAC protocols in wireless LANs. *Wireless communications and mobile computing*, 2004, vol. 4, no 8, p. 917-931.
- [75] NAIMI, A. Meraihi. *Délai et Routage dans les réseaux ad hoc 802.11*. 2005. Thèse de doctorat. Thèse de Doctorat-Université de Versailles Saint-Quentin-En-Yvelines.
- [76] VARDAKAS, John S., SIDIROPOULOS, Michael K., *et* LOGOTHETIS, Michael D. Performance behaviour of IEEE 802.11 distributed coordination function. *IET circuits, devices & systems*, 2008, vol. 2, no 1, p. 50-59.
- [77] TICKOO, Omesh *et* SIKDAR, Biplab. Queueing analysis and delay mitigation in IEEE 802.11 random access MAC based wireless networks. In :*IEEE INFOCOM 2004*. IEEE, 2004. p. 1404-1413.
-

- [78] MEDEPALLI, Kamesh et TOBAGI, Fouad A. System centric and user centric queueing models for IEEE 802.11 based wireless LANs. In :*2nd International Conference on Broadband Networks, 2005*.IEEE, 2005. p. 612-621.
- [79] BRUNEEL, Herwig et KIM, B. G. Discrete-time models for communication systems including ATM. *The Kluwer International series in engineering and computer science*, pp. 1-198, 1993.
- [80] K. Medepalli and F. A. Tobagi, "Throughput analysis of IEEE 802.11 wireless LANs using an average cycle time approach," in Proc. IEEE Globecom 2005.
- [81] CHO, Jeong-Woo et JIANG, Yuming. Fundamentals of the backoff process in 802.11: Dichotomy of the aggregation. *IEEE Transactions on Information Theory*, 2015, vol. 61, no 4, p. 1687-1701.
- [82] BHARGHAVAN, Vaduvur. Performance evaluation of algorithms for wireless medium access. In :*Proceedings. IEEE International Computer Performance and Dependability Symposium. IPDS'98 (Cat. No. 98TB100248)*.IEEE, 1998. p. 86-95.
- [83] BONONI, Luciano, CONTI, Marco, et GREGORI, Enrico. Design and performance evaluation of an asymptotically optimal backoff algorithm for IEEE 802.11 wireless LANs. In :*Proceedings of the 33rd Annual Hawaii International Conference on System Sciences*. IEEE, 2000. p. 10 pp. vol. 2.
- [84] WU, Haitao, CHENG, Shiduan, PENG, Yong, *et al.* IEEE 802.11 distributed coordination function (DCF): analysis and enhancement. In :*2002 IEEE International Conference on Communications. Conference Proceedings. ICC 2002 (Cat. No. 02CH37333)*.IEEE, 2002. p. 605-609.
- [85] XIAO, Yang. A simple and effective priority scheme for IEEE 802.11. *IEEE Communications Letters*, 2003, vol. 7, no 2, p. 70-72.
- [86] Deng, J, Varshney, PK& Haas, ZJ. A new backoff algorithm for the IEEE 802.11 distributed coordination function. *Proceedings of CNDS*, 2004, 4, 18-21
- [87] YAN, Shaohu, ZHUO, Yongning, WU, Shiqi, *et al.* Priority backoff algorithm for IEEE 802.11 DCF. In : *2004 International Conference on Communications, Circuits and Systems (IEEE Cat. No. 04EX914)*. IEEE, 2004. p. 423-427.
- [88] LIN, Cheng-Han, SHIEH, Ce-Kuen, HWANG, Wen-Shyang, *et al.* An exponential-linear backoff algorithm for contention-based wireless networks. In :*Proceedings of the International Conference on Mobile Technology, Applications, and Systems*. 2008. p. 1-6.
- [89] CUI, Hai-Xia et WEI, Gang. A novel backoff algorithm based on the tradeoff of efficiency and fairness for ad hoc networks. In :*2009 WRI International Conference on Communications and Mobile Computing*. IEEE, 2009. p. 81-86.
-

- [90] NATKANIEC, Marek et PACH, Andrzej R. An analysis of the backoff mechanism used in IEEE 802.11 networks. In : *Proceedings ISCC 2000. Fifth IEEE Symposium on Computers and Communications*. IEEE, 2000. p. 444-449.
- [91] CALI, Frederico, CONTI, Marco, et GREGORI, Enrico. Dynamic tuning of the IEEE 802.11 protocol to achieve a theoretical throughput limit. *IEEE/ACM Transactions on networking*, 2000, vol. 8, no 6, p. 785-799.
- [92] AAD, Imad et CASTELLUCCIA, Claude. Differentiation mechanisms for IEEE 802.11. In : *Proceedings IEEE INFOCOM 2001. Conference on Computer Communications. Twentieth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Society (Cat. No. 01CH37213)*. IEEE, 2001. p. 209-218.
- [93] CARVALHO, Marcelo M. et GARCIA-LUNA-ACEVES, J. J. Delay analysis of IEEE 802.11 in single-hop networks. In : *11th IEEE International Conference on Network Protocols, 2003. Proceedings*. IEEE, 2003. p. 146-155.
- [94] SADEGHI, Bahareh, KANODIA, Vikram, SABHARWAL, Ashutosh, *et al.* Opportunistic media access for multirate ad hoc networks. In : *Proceedings of the 8th annual international conference on Mobile computing and networking*. 2002. p. 24-35
- [95] SHEU, Shiann-Tsong, CHEN, Tobias, CHEN, Jenhui, *et al.* An improved data flushing MAC protocol for IEEE 802.11 wireless ad hoc network. In : *Proceedings IEEE 56th Vehicular Technology Conference*. IEEE, 2002. p. 2435-2439.
- [96] IEEE 802.11 WORKING GROUP, *et al.* Part 11: wireless medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications: medium access control (MAC) quality of service (QoS) enhancements. *IEEE 802.11 e Standard*, 2005.
- [97] Mathsoft Engineering and Education, Inc. Mathcad 13 User's Guide. Cambridge, MA 02142 USA January. 2006.
- [98] Bertsekas, D., Gallager, R.: *Data Networks*. 2nd Edition. Prentice Hall, NJ 07458, 1992.
- [99] Bianchi, G. (2000). Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function. *IEEE Journal on selected areas in communications*, 18(3), 535-547.
- [100] Wang, Q., Jaffrès-Runser, K., Scharbarg, J. L., Fraboul, C., Sun, Y., Li, J., & Li, Z. (2015). A thorough analysis of the performance of delay distribution models for IEEE 802.11 DCF. *Ad Hoc Networks*, 24, 21-33.

Résumé

L'IEEE 802.11 est le protocole le plus dominant dans les réseaux locaux sans fil (WLANs) et dans lequel, le mécanisme fondamental pour accéder au canal est appelé fonction de coordination distribuée (DCF). Comme ce mécanisme est aléatoire, le calcul des métriques de performance pour les réseaux IEEE 802.11 se concentre sur la détermination de probabilités telles que la probabilité de collision et la probabilité de transmission réussie. Récemment, il existe des études de performance dans la littérature basées sur les modèles mathématiques développés à l'aide des chaînes de Markov, qui modélisent le mécanisme DCF avec fragmentation dans le réseau IEEE 802.11. Pourtant, ces modèles souffrent d'une forte probabilité de collision et d'une faible probabilité de transmission réussie et, par conséquent, la transmission avec fragmentation n'est pas du tout recommandée dans les réseaux DCF basique IEEE 802.11 lorsque le taux d'erreur sur les bits est faible. Afin de résoudre ce problème, un nouveau modèle analytique du mécanisme DCF basique avec fragmentation est présenté dans cette thèse pour évaluer avec précision les métriques de débit et délai respectivement dans le réseau saturé IEEE 802.11 légèrement perturbé et parfait. Les résultats analytiques montrent que notre modèle améliore considérablement les performances des réseaux DCF basique IEEE 802.11 par rapport au modèle existant.

Mots-clés : Réseau Saturé IEEE 802.11 Légèrement Perturbé, DCF Basique, Fragmentation, Chaînes de Markov, Probabilité de Collision, Probabilité de Transmission Réussie, Métriques de Performance.

Abstract

The IEEE 802.11 is the most dominating protocol in the wireless local area networks (WLANs) and in which, the fundamental mechanism to access the channel is called distributed coordination function (DCF). As this mechanism is random, the calculation of the performance metrics for IEEE 802.11 networks is focused on the determination of probabilities such as collision probability and successful transmission probability. Recently, there are performance studies in the literature are based on the mathematical models developed using the Markov chains, which model the DCF mechanism with fragmentation in IEEE 802.11 network. Yet, these models suffer with high collision probability and low successful transmission probability and as a result, the transmission with fragmentation is not recommended at all in the IEEE 802.11 basic DCF networks when the bit error rate is low. In order to solve this, a new analytical model of the basic DCF mechanism with fragmentation is presented in this thesis to accurately evaluate the throughput and delay metrics respectively in the lightly disturbed and perfect IEEE 802.11 saturated network. The analytical results show that our model significantly improves the performance of IEEE 802.11 basic DCF networks compared with existing model.

Keywords: Lightly Disturbed IEEE 802.11 Saturated Network, Basic DCF, Fragmentation, Markov Chains, Collision Probability, Successful Transmission Probability, Performance Metrics.

ملخص:

IEEE 802.11 هو البروتوكول الأكثر نشاطا في شبكات المحلية اللاسلكية (*WLANs*) والذي يركز على آلية أساسية للوصول إلى القناة والتي تسمى وظيفة التنسيق الموزع (*DCF*). نظراً لأن هذه الآلية عشوائية، فإن حساب مقاييس الأداء لشبكات *IEEE 802.11* يتأسس على تحديد الاحتمالات مثل احتمالية الاصطدام واحتمال نجاح الإرسال. في الآونة الأخيرة، هناك دراسات أداء في الأدبيات تستند إلى نماذج رياضية تم تطويرها باستخدام سلاسل ماركوف، والتي تتمتع آلية *DCF* مع خاصية التجزئة في شبكة *IEEE 802.11*. إلا أن هذه النماذج تعاني من احتمال عالي للتصادم واحتمال منخفض للإرسال الناجح، وبالتالي لا يوصى على الإطلاق بالإرسال مع خاصية التجزئة في شبكات *IEEE 802.11 Basic DCF* عندما يكون معدل خطأ الإرسال منخفضاً. من أجل حل هذه المشكلة، تم تقديم نموذج تحليلي جديد لآلية *DCF* الأساسية مع التجزئة في هذه الأطروحة لتقييم دقيق للإنتاجية ومقاييس التأخير على التوالي في شبكة مشبعة *IEEE 802.11* المضطربة قليلاً و المثالية. تظهر النتائج التحليلية أن نموذجنا يحسن بشكل ملحوظ أداء الشبكات *IEEE 802.11 Basic DCF* مقارنة بالنموذج الموجود.

كلمات مفتاحية: شبكة مشبعة *IEEE 802.11* المضطربة قليلاً، *Basic DCF*، التجزئة، سلاسل ماركوف، احتمالية الاصطدام، احتمال الإرسال الناجح، مقياس الأداء.