



HAL
open science

Évaluation de la bande passante disponible et traitement du partage dans les réseaux sans fil multisauts basés sur le standard IEEE 802.11 DCF

van Nam Nguyen

► To cite this version:

van Nam Nguyen. Évaluation de la bande passante disponible et traitement du partage dans les réseaux sans fil multisauts basés sur le standard IEEE 802.11 DCF. Littérature générale [cs.GL]. Université Claude Bernard - Lyon I, 2012. Français. NNT : 2012LYO10305 . tel-01293938

HAL Id: tel-01293938

<https://theses.hal.science/tel-01293938v1>

Submitted on 25 Mar 2016

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

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

UNIVERSITÉ CLAUDE BERNARD LYON 1
ÉCOLE DOCTORALE InfoMath
INFORMATIQUE ET MATHÉMATIQUE

T H È S E

pour obtenir

le grade de docteur

de l'Université Claude Bernard Lyon 1

Mention : INFORMATIQUE

Présentée et soutenue par

Van Nam NGUYEN

Évaluation de la bande passante disponible et traitement du partage dans les réseaux sans fil multisauts basés sur le standard IEEE 802.11 DCF

préparée au LIP, ENS-Lyon

soutenue le 10 décembre 2012

Jury :

<i>Rapporteurs :</i>	Marcelo Dias de Amorim	CNRS
	David Simplot-Ryl	Université Lille 1
<i>Encadrants :</i>	Isabelle Guérin-Lassous	Université Lyon 1
	Victor Moraru	MSI (IFI)
<i>Examineurs :</i>	Anthony Busson	Université Lyon 1
	Andrzej Duda	ENSIMAG - INPG Grenoble

Remerciements

Cette thèse a été réalisée au sein de l'équipe RESO (Optimized Protocols and Software for High-Performance Networks) du laboratoire LIP (Laboratoire de l'Informatique du Parallélisme) de l'ENS-Lyon, France et du laboratoire MSI (Modélisation et Simulation Informatique) de l'IFI (l'Institut de la Francophonie pour l'Informatique) à Hanoi, Vietnam.

En premier lieu, j'adresse mes sincères remerciements à mes directeurs de thèse Madame Isabelle Guérin Lassous (Professeur des Universités-Université de Lyon 1) et Monsieur Victor Moraru (Professeur d'Informatique - IFI) qui m'ont conseillé et encouragé durant ces années de doctorat. Votre compréhension, votre disponibilité et votre patience m'ont aidé à avancer. Isabelle, merci de votre support, votre pédagogie, votre rigueur scientifique, et votre bonne humeur quotidienne. Victor, merci de votre expérience, votre enthousiasme, et votre gentillesse. Sans vous les résultats obtenus ne seraient pas ce qu'ils sont aujourd'hui.

Je tiens également à remercier Cheikh Sarr et Tahiry Razafindralambo, les chercheurs qui m'ont permis d'échanger des expériences et qui m'ont donné des pistes intéressantes à suivre. Cheikh, merci de tes expériences, ton amitié, et ta responsabilité. Tahiry, merci de tes expériences, ta tolérance, et ta cordialité. Nos coopérations ont été déterminantes pour la réussite de cette thèse.

Je remercie sincèrement Monsieur Paulo Gonçaves (chargé de recherche INRIA, directeur de l'équipe RESO), Monsieur Gilles Villard (le directeur du laboratoire LIP), Monsieur Tuong Vinh Ho (responsable de recherche du laboratoire MSI), Monsieur Richard Canal (l'ancien directeur de l'IFI) qui m'ont permis de travailler au sein de leurs équipes de qualité. Ces environnements scientifiques ont nourri mes motivations pour cette thèse.

Je tiens à remercier tout particulièrement Monsieur David Simplot-Ryl (Professeur des Universités (Lille 1)) et Monsieur Marcelo Dias de Amorim (Directeur de Recherche CNRS) qui ont accepté de juger ce travail et d'être les rapporteurs. Je remercie également Monsieur Anthony Busson (Professeur des Universités - Université de Lyon 1) et Monsieur Andrzej Duda (Professeur des Universités - Enigma, Grenoble) d'avoir accepté d'être examinateurs de cette thèse.

Enfin, j'adresse mes remerciements à toutes les personnes que j'ai eu la chance de côtoyer ces dernières années, à savoir l'ensemble de l'équipe RESO du laboratoire LIP : Dan, Diep, Doreid, Mehdi, Anne-Cécile, Jean-Patrick, Thomas, Laurent, Olivier, Thiago, Laetitia, Eric., l'ensemble de l'équipe du laboratoire MSI : Doanh, Quang, Khanh, Ngoc Anh, Giang, Quang Anh, Hiêu., l'équipe de football vietnamienne à Lyon : Quynh, Phuong, Viet Hung, Huy, Tuan, Dung, Nam, Minh., l'équipe de pingpong vietnamienne à Lyon : Bao, Vu, Phuong Thu, Giang, Cuong, Tuyen.. et tous ceux que j'oublierai malencontreusement ici.

Enfin, je tiens à remercier mes parents (Au, Bong), ma sœur (Linh), mon frère (Hai) et ma belle-sœur (Giang) pour leur soutien moral et matériel durant ces longues années d'études. Je voudrais également offrir les résultats de cette thèse à ma nièce Hai Quynh Nguyen qui vient d'être née il y a un mois.

Table des matières

1	Le standard IEEE 802.11 et les réseaux sans fil multisauts	7
1.1	Introduction	7
1.2	Le standard IEEE 802.11	8
1.2.1	Couche physique	8
1.2.2	CSMA/CA	9
1.2.3	Fenêtre de contention (CW)	9
1.2.4	Acquittement (ACK)	10
1.2.5	RTS/CTS	10
1.3	Réseaux sans fil multisauts	11
1.4	Facteurs d'impact sur la performance de IEEE 802.11	12
1.4.1	Contention	12
1.4.2	Collisions	13
1.5	Évaluation des facteurs d'impact sur IEEE 802.11	15
1.5.1	Évaluation de la contention	15
1.5.2	Évaluation de la probabilité de collisions	16
1.6	Problèmes étudiés	16
1.6.1	Estimation de la bande passante disponible	17
1.6.2	Distribution des périodes libres	17
1.6.3	Égalité de la bande passante	17
1.7	Conclusion	17
2	Estimation de la bande passante disponible	19
2.1	Introduction	19
2.2	Méthodes d'estimation de la bande passante disponible	20
2.2.1	Méthodes actives	21
2.2.2	Méthodes passives	21
2.3	Motivation	24
2.4	Estimation de la bande passante disponible basée sur la notion de retransmission (RABE)	26
2.4.1	Structure générale de RABE	26
2.4.2	Estimation de la bande passante disponible par nœud	27
2.4.3	Estimation de la probabilité de collisions	27
2.4.4	Estimation du nombre moyen de retransmissions	31
2.4.5	Prise en compte des temps supplémentaires pour envoyer un paquet	32
2.4.6	Estimation du taux de perte des paquets	33
2.4.7	Estimation de la bande passante par lien	33
2.5	Comparaison des paramètres utilisés dans ABE, IAB et RABE	33
2.6	Simulation	34

2.6.1	Topologies	34
2.6.2	Implémentation de RABE dans Ns2.33	35
2.6.3	Mesure de la bande passante réelle	36
2.6.4	Résultats de simulation	36
2.7	Conclusion	39
3	Distribution des périodes libres	41
3.1	Introduction	41
3.2	Études sur des scénarios basiques	43
3.2.1	FIM	43
3.2.2	HT	45
3.3	Modèle Analytique	47
3.3.1	Modèle du système	47
3.3.2	Distribution du temps de backoff entier	48
3.3.3	Distribution du temps de backoff interrompu	49
3.3.4	Distribution du temps de backoff et d'interruptions	50
3.3.5	Distribution des périodes libres provoquées par la dernière re- transmission de paquets	50
3.3.6	Distribution générale des périodes libres	51
3.3.7	Discussion	51
3.4	Validation du modèle	51
3.4.1	Topologies	51
3.4.2	Résultats de simulation	52
3.5	Conclusion	55
4	Égalité de la bande passante dans les réseaux sans fil multisauts	57
4.1	Introduction	57
4.2	État de l'art	58
4.2.1	Algorithmes adaptatifs récents	58
4.2.2	Problème d'équité et d'optimalité dans l'utilisation de la bande passante	59
4.2.3	oCSMA	59
4.3	Motivation	61
4.4	Hypothèses	61
4.5	iABS : un protocole équitable d'accès au canal	61
4.6	Convergence du protocole iABS	62
4.7	Simulations	63
4.7.1	Scénarios basiques	64
4.7.2	Scénarios aléatoires	65
4.8	Conclusion	66
	Bibliographie	73

Table des figures

1.1	Le mode DATA/ACK dans IEEE 802.11 DCF	10
1.2	Le mode RTS/CTS/DATA/ACK dans IEEE 802.11 DCF	11
1.3	Un réseau sans fil multisauts basé sur IEEE 802.11	12
1.4	Contention symétrique	13
1.5	Contention asymétrique	13
1.6	Collision symétrique	14
1.7	Collision asymétrique	15
1.8	Un exemple de trois cliques maximales (A,B,C) et sept régions actives (1,2,3,4,5,6,7) de N [Garetto 2006]	16
2.1	Illustration des retransmissions par lien avec IEEE 802.11 DCF	24
2.2	Distribution du nombre de retransmissions	25
2.3	Les éléments de RABE	26
2.4	Collisions entre les paquets envoyés par deux émetteurs cachés (EE)	28
2.5	Collisions entre les paquets envoyés par un émetteur et un récepteur caché (ER)	28
2.6	Évolution du nombre de retransmissions en fonction de la probabilité de collisions non conditionnelle	32
2.7	Comparaison des paramètres utilisés dans les méthodes ABE, IAB et RABE	34
2.8	Topologie 50/80/CBR	35
2.9	Comparaison de la probabilité de collisions estimée par RABE et celle réelle dans la topologie 50/80/CBR	37
2.10	Comparaison de la probabilité des collisions estimée par RABE et celle réelle dans la topologie 100/135/Poisson	37
2.11	Estimation de la BPD avec RABE, ABE et IAB sur la topologie 50/80/CBR. Comparaison avec la BPD réelle.	38
2.12	Estimation de la BPD avec RABE, ABE et IAB sur la topologie 100/135/Poisson. Comparaison avec la BPD réelle.	38
2.13	Erreur d'estimation (en %) pour ABE, IAB et RABE dans la topologie 50/80/CBR	39
2.14	Erreur d'estimation (en %) pour ABE, IAB et RABE dans la topologie 100/135/Poisson	39
3.1	DPL des nœuds (0, 1, 4, 5) dans le scénario FIM	43
3.2	DPL des nœuds (2, 3) dans le scénario FIM	43
3.3	Période libre due au backoff et aux interruptions provoqués par les nœuds cachés	45
3.4	DPL des nœuds 0 et 2 dans le scénario HT	46
3.5	DPL du nœud 1 dans le scénario HT	46

3.6	Période libre du nœud 2 provoquée par la dernière suppression d'un paquet pour le nœud 2 et par la dernière retransmission du nœud 0 dans le scénario HT	47
3.7	Modèle du canal sans fil d'un nœud	48
3.8	Topologie 100/176	52
3.9	DPL du nœud 0 dans la topologie 20/47	52
3.10	DPL du nœud 5 dans la topologie 20/47	53
3.11	DPL du nœud 61 dans la topologie 100/176	53
3.12	DPL du nœud 50 dans la topologie 100/176	54
3.13	DPL du nœud 5 dans la topologie 20/47 avec une zone de détection de porteuse équivalente à la zone de communication	54
3.14	DPL du nœud 12 dans la topologie 20/47 avec une zone de détection de porteuse équivalente à la zone de communication	55
4.1	Débit des flux avec 802.11, oCSMA (à gauche) et iABS (à droite) dans le scénario FIM	64
4.2	Débit des flux avec 802.11, oCSMA (à gauche) et iABS (à droite) dans le scénario ASH	65
4.3	Topologie 50/97	65
4.4	Débits des flux avec 802.11 (à gauche) et oCSMA (à droite) dans la topologie 50/97	66
4.5	Débits des flux avec iABS dans la topologie 50/97 (à gauche) et l'indice de Jain pour tous les flux de trois topologies (à droite)	66

Liste des tableaux

2.1	Configuration pour le scénario simple	25
4.1	Algorithme oCSMA	60
4.2	Paramètres proposés pour oCSMA [Nardelli 2011]	60

Introduction

Contexte

Les communications radio sont devenues indispensables dans les réseaux informatiques modernes grâce à leurs qualités spécifiques comme, par exemple, la possible mobilité des utilisateurs, la facilité de déploiement et de configuration, le passage à l'échelle, la présence non obligatoire d'une infrastructure, etc. La technique radio est principalement utilisée dans les réseaux cellulaires, d'accès, de capteurs, de robots mobiles, véhiculaires, etc. L'utilisation des hautes fréquences et des techniques de modulation performantes dans ces réseaux assurent un débit important pouvant aller jusqu'à des centaines de Mégabits par seconde. Bien qu'il existe une grande variété de technologies radio, nous nous concentrons, dans cette thèse, sur les réseaux basés sur le standard IEEE 802.11 [L.S.Committee 1999] car c'est un standard simple et facile à implémenter dans les réseaux sans fil. IEEE 802.11 supporte non seulement le mode PCF pensé pour les réseaux cellulaires avec infrastructure, mais également le mode DCF qui est principalement utilisé dans les réseaux locaux sans fil.

Les réseaux sans fil multisautes ne prévoient pas l'existence à priori d'une infrastructure de communication. Dans ces réseaux, les nœuds fonctionnent à la fois comme des émetteurs, des récepteurs et des relais pour la communication entre eux. Deux phénomènes connus ont un impact important sur les performances de réseaux sans fil multisautes basés sur IEEE 802.11 : la dégradation et la famine des flux. Suite aux collisions, certains flux peuvent être dégradés, parfois ils ne peuvent pas accéder au canal suite à une contention importante avec d'autres flux en concurrence. La contention et les collisions sont donc considérées comme deux facteurs d'impact principaux dans ces réseaux. L'asymétrie de ces facteurs peut devenir importante s'il existe des nœuds cachés. Au début de cette thèse nous évaluons les collisions et leurs impacts sur la bande passante disponible. Ensuite, nous déterminons l'asymétrie de la contention des nœuds dans un réseau sans fil multisaute. Enfin, nous proposons des solutions pour améliorer la performance de ces réseaux en terme d'équité dans l'utilisation de la bande passante entre les flux.

La disponibilité de la bande passante est un paramètre de performance crucial pour la couche MAC ainsi qu'un paramètre de qualité de service (QoS) important pour le routage avec QoS, le contrôle d'admission, la réservation de ressources. C'est un sujet traité dans cette thèse. La bande passante disponible (notée BPD par la suite) est définie comme le débit maximal auquel un nouveau flux peut être envoyé à travers le réseau sans dégrader les flux existants. L'estimation de la BPD dans un réseau sans fil multisaute est une tâche difficile compte tenu du canal radio partagé, des collisions éventuelles entre les paquets, de l'hétérogénéité du trafic, de la taille

de paquets et de la topologie de déploiement des nœuds.

Deux classes principales de méthodes sont utilisées pour traiter ce problème : les méthodes actives et les méthodes passives. Les méthodes actives s'appuient sur des mesures réalisées sur des paquets de sonde injectés dans le réseau. Ces méthodes sont relativement simples mais ne sont pas efficaces, notamment dans les réseaux sans fil. En effet, dans un réseau sans fil où le médium est partagé, les paquets de sonde peuvent dégrader les performances des flux existants car eux-mêmes consomment de la bande passante. De plus, l'efficacité de ces méthodes dépend fortement de la similarité entre le flux sonde et le flux réel. En ce qui concerne les méthodes passives, les nœuds collectent localement certaines informations, comme, par exemple, la charge du canal, le trafic observé, ainsi que d'autres informations jugées importantes. Ces informations sont ensuite échangées à travers le réseau ou une partie du réseau pour déduire la BPD du lien ou du chemin observé. L'efficacité de ces méthodes dépend de la façon dont les informations sont collectées, de l'utilisation de ces informations, ainsi que du surcoût lié au trafic supplémentaire échangé.

Les méthodes passives considèrent principalement deux paramètres pour évaluer la BPD par nœud et par lien : l'état du canal (le canal est soit libre, soit occupé) et les collisions éventuelles. Chaque nœud surveille l'état du canal sans fil (occupé/libre) et collecte des informations sur les périodes où le canal est libre/occupé. Il s'agit d'estimer ainsi la BPD par nœud, c'est-à-dire le débit maximal auquel le nœud peut injecter du trafic sans dégrader des flux existants dans le canal partagé. On peut ensuite s'intéresser à l'estimation de la BPD d'un lien, c'est-à-dire entre deux nœuds qui communiquent via le médium partagé. La BPD d'un lien dépend de la synchronisation des périodes libres entre les deux extrémités d'un lien (c'est-à-dire les périodes libres communes observées aux extrémités) et de la probabilité de collisions de paquets sur le lien. Différentes estimations de ces paramètres dans les réseaux sans fil multisauts ont été proposées dans la littérature menant à des estimations de la BPD plus ou moins précises.

Dans cette thèse, nous avons travaillé en parallèle sur la distribution des périodes libres (notée DPL par la suite) d'un nœud dans un réseau sans fil multisaut. La DPL, comme la distribution des périodes occupées, des temps de services ou des arrivées des paquets sont des sujets fondamentaux à étudier pour évaluer la performance du protocole IEEE 802.11. Les périodes libres (occupées) sont utilisées non seulement au niveau MAC dans les algorithmes adaptatifs mais également au niveau réseau et transport dans les méthodes d'estimation de la BPD. En effet, la période libre (occupée) est considérée comme un paramètre important qui peut être utilisé pour améliorer les performances du réseau et des flux par rapport à IEEE 802.11. A notre connaissance, il n'existe pas d'analyse complète de la DPL. Les modèles analytiques proposés concernent principalement les réseaux à un saut ou les réseaux multisauts simples avec des topologies types. C'est pourquoi des hypothèses différentes sur la DPL ont été utilisées comme, par exemple, une distribution uniforme ou exponentielle.

La période libre est définie comme étant la durée pendant laquelle aucun signal

Liste des tableaux

n'est détecté sur le canal sans fil. La DPL est spécifique à chaque nœud dans un réseau sans fil multisaut et est fortement liée au mécanisme d'accès au canal. En fait, cette distribution est assez complexe à cause des différents profils de trafic utilisés par les nœuds, des arrivées aléatoires des paquets sur le canal, des types de paquets circulant dans le réseau ainsi que des retransmissions possibles lors des collisions.

Due à la dégradation et à la famine des flux, le partage du canal dans les réseaux sans fil multisauts n'est pas équitable. Nous avons travaillé également dans cette thèse sur l'équité dans l'utilisation de la bande passante dans les réseaux sans fil multisauts. L'équité a pour objectif de concevoir un protocole MAC qui peut fournir un partage équitable de la bande passante entre tous les nœuds en compétition dans l'accès au réseau. Certaines approches se basent sur des échanges de messages qui peuvent devenir une surcharge importante pour le réseau. Les travaux récents dans ce domaine visent à chercher des algorithmes adaptatifs qui n'utilisent que des informations locales détectées comme, par exemple, le nombre de paquets servis, la durée de la période libre (occupée), etc.

Contributions

Les contributions de cette thèse sont donc axées sur trois aspects principaux : l'estimation de la BPD d'un lien, la DPL et l'équité dans les réseaux sans fil multisauts.

Première contribution : nous avons proposé une nouvelle méthode d'estimation de la BPD d'un lien qui est basée sur le nombre moyen de retransmissions par paquet. Ce paramètre dépend de la probabilité de collisions. Il est important car le temps de retransmission fait partie du délai d'accès au canal et, selon la fonction de coordination distribuée du standard IEEE 802.11, le paquet est rejeté si le nombre de retransmissions atteint une limite fixée. Comme conséquence, la perte de paquets dépend également du nombre moyen de retransmissions et les impacts des flux existants sur le nouveau flux peuvent être représentés via ce paramètre. Plusieurs techniques ont été proposées dans littérature pour estimer le nombre moyen de retransmissions. Très souvent il est calculé en fonction de paquets de sonde injectés dans le réseau. Dans notre cas, ce paramètre est déduit à partir de la probabilité de collisions non conditionnelle. Compte tenu que c'est une technique passive, elle ne provoque pas de surcharge du réseau.

Deuxième contribution : nous avons fait une analyse approfondie de la DPL observées sur le canal partagé. Un des objectifs de ce travail est de tester la validité des hypothèses utilisées sur les périodes libres dans certains travaux et dont les résultats sont influencés par les propriétés de ces distributions. La DPL peut être utilisée aussi pour expliquer les phénomènes d'inégalité liés aux

problèmes de contention. Un nouveau modèle analytique pour les distributions des périodes libres a été proposé. Il est basé sur la probabilité de collisions, le débit de transmission des paquets des nœuds voisins et sur le débit des nœuds cachés. Nous avons constaté que cette distribution est multimodale avec plusieurs maximums. Ces derniers correspondent aux différentes catégories de périodes libres observées individuellement par chaque nœud et jouent des rôles différents dans l'analyse des impacts d'autres nœuds du réseau sur le nœud d'origine.

Troisième contribution : nous avons également développé un nouveau schéma adaptatif de backoff (appelé iABS) qui permet d'améliorer le partage dans les réseaux sans fil multisauts. Cet algorithme se base principalement sur la DPL et l'estimation de la BPD étudiées dans cette thèse. iABS n'utilise aucune échange de messages, ni de synchronisation entre les nœuds. iABS peut fonctionner efficacement non seulement dans les scénarios multisauts basiques comme, par exemple, le scénario de trois paires et le scénario des stations cachées asymétriques, mais également dans les topologies arbitraires où les collisions des paquets entre les nœuds cachés sont nombreuses.

Organisation de la thèse

La thèse est structurée en quatre chapitres.

Le chapitre 1 présente les principes de la fonction de coordination distribuée (Distributed Coordination Function ou DCF) du standard IEEE 802.11, les facteurs d'impacts et des problèmes relatifs à ce standard. Au début du chapitre, nous présentons les mécanismes d'accès au médium du mode DCF de IEEE 802.11. Nous décrivons ensuite les facteurs principaux qui provoquent la dégradation et la famine des flux dans des scénarios multisauts de base. Nous introduisons également l'évaluation de ces facteurs dans les travaux récents dans ce domaine. Enfin, nous présentons les problèmes liés aux réseaux sans fil multisauts à résoudre dans cette thèse.

Le chapitre 2 présente en détail la méthode d'estimation de la BPD basée sur la notion de retransmissions (appelée par la suite RABE). Nous présentons en détail la technique utilisée pour estimer la BPD par nœud, la probabilité de collisions non conditionnelle, le nombre moyen de retransmissions et le taux de perte de paquets. Finalement, nous estimons la BPD par lien et nous montrons des résultats de simulation obtenus avec Ns2.33.

Le chapitre 3 décrit un nouveau modèle analytique pour la DPL par nœud. Nous étudions d'abord les différents types de périodes libres dans des certains scénarios multisauts basiques. Ensuite, nous généralisons ces périodes libres pour les réseaux sans fil multisauts avec des topologies arbitraires. Le modèle montre que la DPL est multimodale. Les simulations menées avec Ns2.33 produisent des résultats proches de l'analyse théorique.

Le chapitre 4 présente un nouvel algorithme adaptatif appelé iABS pour traiter le problème d'inégalité dans les réseaux sans fil multisauts. Nous présentons d'abord

Liste des tableaux

certaines algorithmes adaptatifs existants pour résoudre ce problème, ensuite nous décrivons en détail iABS. Nous utilisons des connaissances sur la DPL présentées dans le chapitre précédent ainsi que sur l'estimation de la BPD pour prouver la convergence de iABS. Finalement, nous donnons des résultats de simulation sur iABS et nous le comparons avec un algorithme adaptatif existant.

Le standard IEEE 802.11 et les réseaux sans fil multisauts

Sommaire

1.1	Introduction	7
1.2	Le standard IEEE 802.11	8
1.2.1	Couche physique	8
1.2.2	CSMA/CA	9
1.2.3	Fenêtre de contention (CW)	9
1.2.4	Acquittement (ACK)	10
1.2.5	RTS/CTS	10
1.3	Réseaux sans fil multisauts	11
1.4	Facteurs d'impact sur la performance de IEEE 802.11	12
1.4.1	Contention	12
1.4.2	Collisions	13
1.5	Évaluation des facteurs d'impact sur IEEE 802.11	15
1.5.1	Évaluation de la contention	15
1.5.2	Évaluation de la probabilité de collisions	16
1.6	Problèmes étudiés	16
1.6.1	Estimation de la bande passante disponible	17
1.6.2	Distribution des périodes libres	17
1.6.3	Égalité de la bande passante	17
1.7	Conclusion	17

1.1 Introduction

Les réseaux sans fil multisauts attirent de plus en plus l'attention grâce à certaines propriétés incontestables comme, par exemple, la facilité de déploiement (aucune infrastructure de communication n'est nécessaire a priori pour les mettre en place), une gestion totalement distribuée (absence d'une unité de contrôle centrale), la mobilité et l'autonomie des nœuds (pas de restrictions sur le déplacement et le positionnement des nœuds ni sur les instants où ils sont autorisés à transmettre leurs données). En même temps, il est difficile de gérer les performances de ce type de réseau compte tenu de sa topologie dynamique, de la gestion décentralisée, de la portée limitée de la communication et de sa nature multisaut (les données doivent

souvent traverser plusieurs nœuds-relais pour arriver à la destination). Il s'avère assez difficile de mettre en place des techniques et des politiques pour assurer le contrôle et la stabilité de paramètres critiques de communication nécessaires pour le bon fonctionnement de certaines applications multimédia en temps-réel. Ces paramètres concernent la bande passante, la gigue, le taux de pertes, la durée d'accès, etc.

Parmi les nombreux protocoles proposés pour organiser la communication dans un réseau local sans fil, un des plus utilisés est le standard IEEE 802.11 [L.S.Committee 1999]. Ce standard repose sur deux méthodes d'accès au canal : centralisée et distribuée. La version centralisée, appelée Point Coordinated Function (PCF), prévoit une gestion centralisée du canal par une station particulière, appelée point d'accès (Acces Point ou AP en anglais), qui coordonne les stations dans sa zone de communication pour les autoriser à émettre leurs paquets. La méthode distribuée, appelée Fonction de Coordination Distribuée (Distributed Coordination Function ou DCF en anglais), prévoit un accès au médium réglementé par la technique CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access/Collision Avoidance) et sans aucune station coordinatrice. Des atouts importants de cette méthode sont la possibilité de créer des réseaux spontanés (ou ad hoc en anglais) sans infrastructure, l'autonomie des stations et une gestion totalement distribuée. Parmi les inconvénients majeurs de cette méthode, on peut noter le problème des nœuds cachés qui sera analysé par la suite et dont la solution ne peut pas être trouvée par des mesures protocolaires.

1.2 Le standard IEEE 802.11

1.2.1 Couche physique

La couche physique du standard IEEE 802.11 [Murthy 2004] est constituée de deux sous-couches : PMD (Physical Medium Dependent) et PLCP (Physical Layer Convergence Protocol). La sous-couche PMD est en charge de l'encodage/décodage des données, de la modulation du signal radio et de sa transmission/réception via l'antenne.

La sous-couche PLCP implémente une interface entre la couche MAC et la couche physique et elle ne dépend pas de la technologie de transmission utilisée par la sous-couche physique PMD.

La couche physique inclut également une fonction d'évaluation de la disponibilité du canal (CCA — Clear Channel Assessment) dans le but d'indiquer à la couche MAC la présence d'un signal dans le médium (autrement dit, pour détecter la porteuse). Le mécanisme CCA est largement utilisé par le mécanisme CSMA/CA.

La détection de porteuse peut être réalisée soit physiquement (par CCA), soit virtuellement (par RTS/CTS comme décrit dans la section 1.2.5). Le CCA détecte le signal et vérifie si la puissance du signal reçu (RSS : Received Signal Strength) est supérieure à un seuil prédéfini. La zone de détection de porteuse est plus importante que la zone de communication. Cette dernière dépend de la modulation utilisée.

Étant donnée la puissance du signal reçu P_o , la zone de communication R_{tx} et

1.2. Le standard IEEE 802.11

la zone de détection de porteuse R_{cs} peuvent être calculées en utilisant les formules suivantes :

$$R_{tx} = d * \left(\frac{Po}{RX}\right)^{\frac{1}{\alpha}} \quad (1.1)$$

$$R_{cs} = d * \left(\frac{Po}{CS}\right)^{\frac{1}{\alpha}} \quad (1.2)$$

où d est la distance de référence, RX et CS sont les seuils de réception et de détection de porteuse, α est le coefficient qui caractérise la perte de puissance dans le médium lors de la propagation des signaux radio (α).

Le rapport entre les deux zones R_{tx} et R_{cs} est alors :

$$\frac{R_{tx}}{R_{cs}} = \left(\frac{CS}{RX}\right)^{\frac{1}{\alpha}} \quad (1.3)$$

1.2.2 CSMA/CA

Les réseaux sans fil multisautes supposent une gestion décentralisée dans l'accès au canal (donc sans points d'accès) et, par conséquent, la méthode DCF du standard IEEE 802.11 [L.S.Committee 1999] est une approche intéressante pour ces réseaux. Le protocole d'accès au médium, de type CSMA de la méthode DCF, prévoit une écoute préalable du canal lorsqu'une station a besoin de transmettre des données afin de s'assurer qu'il n'y a pas de transmission en cours. La durée d'écoute est composée de deux parties : une période fixe qui s'appelle DCF Interframe Space (DIFS) et une période variable, définie par la valeur du *compteur backoff*. Par la suite, on appellera *backoff* cette partie de la période d'attente. La valeur du compteur appelé *backoff* est aléatoirement choisie dans une fenêtre de contention (Contention Window ou CW en anglais) dont la taille est variable. Si le médium est toujours libre, le *compteur de backoff* est décrémenté à chaque unité de temps qui est définie par le paramètre SlotTime. Si pendant cette procédure, le médium est détecté occupé (une transmission vient de démarrer), la décrémentatation est suspendue et elle sera reprise dès que le médium deviendra libre à nouveau.

Une fois que le *compteur de backoff* atteint la valeur zero, la station commence à transmettre ses données. Selon la DCF de IEEE 802.11, un paquet est considéré transmis avec succès si l'émetteur reçoit un acquittement de la part du récepteur. Par contre, si l'émetteur ne reçoit pas cet acquittement, il considère que le paquet a été perdu (à cause des erreurs de communications, de collisions, etc.). Dans ce cas le paquet sera retransmis en respectant la même procédure mais avec une fenêtre de contention de taille double par rapport à sa valeur précédente. Le nombre de retransmissions d'un paquet est limité.

1.2.3 Fenêtre de contention (CW)

La taille de la fenêtre de contention est un paramètre important dans le mécanisme d'accès au canal du mode DCF. Plus la taille de la CW est importante,

plus le délai d'accès au canal est important. Par contre, si cette taille est petite, la probabilité de collisions peut être importante. La taille de la fenêtre de contention s'adapte aux collisions de paquets via une fonction exponentielle binaire : sa valeur est doublée à chaque retransmission comme mentionné ci-dessus. En revanche, la taille minimale (CW_{min}) et celle maximale (CW_{max}) de cette fenêtre sont fixes.

1.2.4 Acquittement (ACK)

Après la réception d'un paquet, le récepteur doit envoyer un acquittement à l'émetteur (figure 1.1) après avoir attendu une durée fixe SIFS. La durée SIFS est plus petite que DIFS pour assurer une priorité plus importante à l'acquittement par rapport aux données. Il faut noter qu'il n'y a pas d'acquittement pour les paquets envoyés en mode diffusion.

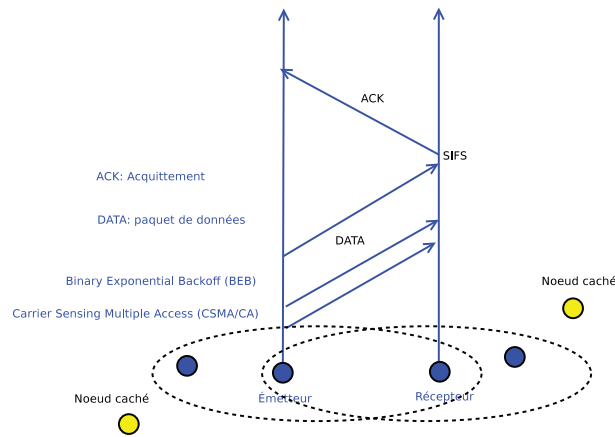


FIG. 1.1 – Le mode DATA/ACK dans IEEE 802.11 DCF

1.2.5 RTS/CTS

Le mécanisme de RTS/CTS (Request to Send/Clear to Send) [Murthy 2004] (figure 1.2) est un mécanisme virtuel de détection de porteuse qui est utilisé dans le standard IEEE 802.11. Il a comme objectif d'éviter d'éventuelles collisions provoquées par des nœuds cachés. Avant d'envoyer un paquet des données, l'émetteur émet un paquet de contrôle RTS en y incluant le récepteur et la durée souhaitée de transmission. Le récepteur, à son tour, répond par un paquet CTS qui confirme sa disponibilité pour recevoir des données par la suite. Les paquets RTS et CTS sont décodés par les autres nœuds-récepteurs sur le réseau. Ces derniers mettent à jour leur vecteur d'allocation du réseau (NAV : Network Allocation Vector) avec les données incluses dans les RTS et/ou CTS. Ces nœuds correspondent à ceux qui sont dans la zone commune de communication de l'émetteur et du récepteur incluant donc les nœuds cachés par rapport à l'émetteur ou au récepteur. Les échanges de RTS/CTS visent à réserver le médium pendant une durée nécessaire pour la transmission éventuelle de l'émetteur au récepteur.

1.3. Réseaux sans fil multisauts

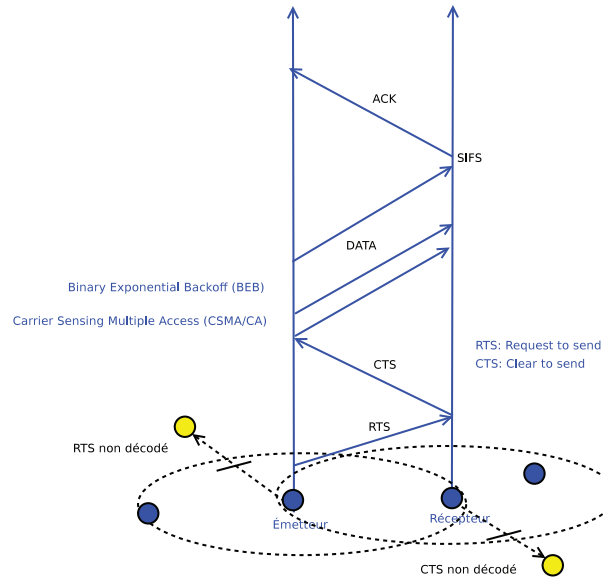


FIG. 1.2 – Le mode RTS/CTS/DATA/ACK dans IEEE 802.11 DCF

Le mécanisme RTS/CTS provoque une surcharge non négligeable du réseau. Les paquets RTS et CTS peuvent subir également de collisions et puis, comme tout autre paquet, être perdus. Ce mécanisme est activé si la taille de paquets dépasse un seuil prédéfini (RTS Threshold).

1.3 Réseaux sans fil multisauts

Les réseaux sans fil multisauts basés sur IEEE 802.11 (figure 1.3) n'utilisent pas d'infrastructure fixe. Les nœuds dans une même zone de communication communiquent directement entre eux via le protocole d'accès au canal de IEEE 802.11. Les nœuds qui ne se trouvent pas dans la même zone de communication peuvent échanger les données via des chemins multisauts. Dans ce cas, les nœuds intermédiaires fonctionnent comme des relais pour retransmettre les paquets. Si deux nœuds sont dans une même zone de communication, nous considérons qu'il y a un lien sans fil entre eux. Un chemin sans fil multisaut traverse plusieurs liens sans fil consécutifs.

Nous considérons que les nœuds d'un réseau sans fil multisaut sont saturés s'ils ont toujours des paquets à transmettre. Un réseau multisaut peut être divisé en cliques. Chaque clique regroupe les nœuds dans une même zone de détection de porteuse. Le canal sans fil de chaque clique est partagé entre les différentes sources. Il est considéré comme saturé si la somme des débits reçus de toutes les sources est supérieure à la capacité maximale du canal.

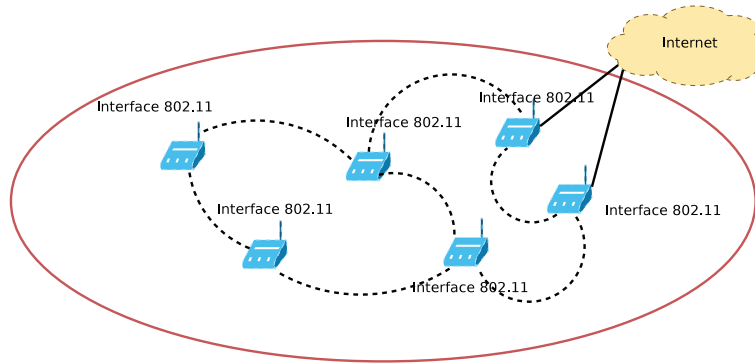


FIG. 1.3 – Un réseau sans fil multisauts basé sur IEEE 802.11

1.4 Facteurs d'impact sur la performance de IEEE 802.11

Deux facteurs d'impact principaux sont à remarquer dans les réseaux sans fil multisauts basés sur la méthode DCF de IEEE 802.11 : la contention et les collisions. Les impacts de ces deux facteurs dépendent de la topologie du réseau, du modèle de trafic utilisé et de la taille de paquets. Nous montrons dans cette section cet impact pour quatre topologies de base [Chaudet 2005] : le scénario de la cellule (dénommé FC : full connected), le scénario des trois paires (dénommé FIM : Flow In the Middle), le scénario des stations cachées asymétriques (dénommé AHS : asymmetrical hidden stations) et le scénario des stations cachées symétriques (dénommé HT : hidden terminals).

1.4.1 Contention

La contention d'un nœud est considérée comme étant la probabilité d'accès au médium. Nous distinguons deux types de contention : symétrique et asymétrique. La contention des nœuds est symétrique si la probabilité d'accès au médium est la même pour tous les nœuds. En revanche, si la probabilité d'accès au médium est différente, la contention des nœuds est asymétrique.

1.4.1.1 Contention symétrique

La contention symétrique peut être décrite pour le scénario de la cellule (FC) (figure 1.4 à gauche). Dans ce cas les nœuds sont dans la même zone de détection de porteuse. Dans la figure 1.4, nous présentons une cellule qui est composée de quatre nœuds (notés par 0, 1, 2, 3) et deux flux TCP (notés par 0, 1). Sur la partie droite de la figure 1.4 est présentée la bande passante obtenue par les flux. Comme les débits reçus par des flux sont les mêmes (figure 1.4) et la probabilité de collision dans ce cas est négligeable, la contention des nœuds est symétrique. Il faut remarquer que les flux TCP fonctionnent au débit maximal (au mieux) dans les réseaux sans fil. Comme la somme de débits d'envoi des flux est toujours plus grande que la capacité

1.4. Facteurs d'impact sur la performance de IEEE 802.11

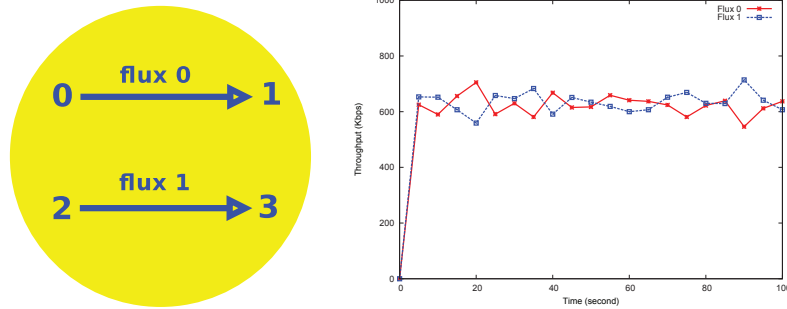


FIG. 1.4 – Contention symétrique

du canal, la contention entre les nœuds est importante. Le fait que la contention des nœuds soit symétrique provoque le même niveau de famine pour les deux flux. En d'autres mots, ces flux partagent le média de façon équitable.

1.4.1.2 Contention asymétrique

La contention asymétrique peut être illustrée dans le scénario FIM (figure 1.5 à gauche). Ce scénario est constitué de six nœuds (notés par 0, 1, 2, 3, 4, 5) et trois flux TCP (notés par 0, 1, 2). La bande passante obtenue par les flux est illustrée dans la figure 1.5 à droite. Les quatre nœuds (0, 1, 2, 3) et (2, 3, 4, 5) s'entendent. Les nœuds (0, 1) et (4, 5) sont cachés les uns par rapport aux autres. Comme le débit reçu du flux 1 est beaucoup moins important que celui de deux flux 0 et 2, la contention des flux est asymétrique. La famine du flux 1 est importante. La raison est que la transmission du flux 1 est bloquée par celle des flux 0 et 2 [Chaudet 2005] qui ne s'entendent pas et qui peuvent transmettre de manière asynchrone. Dans ce scénario, IEEE 802.11 n'est pas équitable.

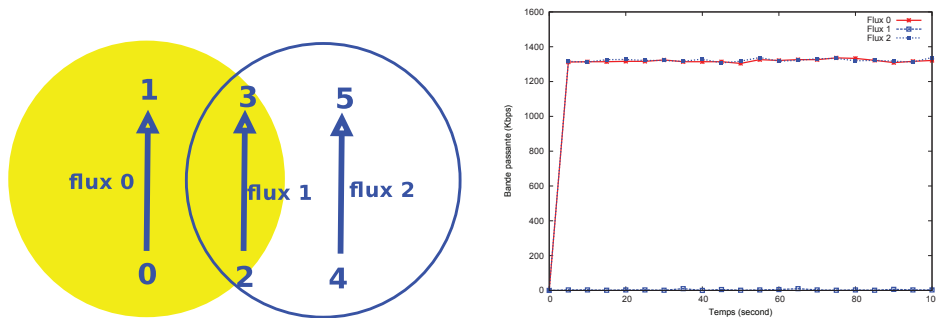


FIG. 1.5 – Contention asymétrique

1.4.2 Collisions

Si un récepteur est en état de réception et s'il détecte un signal qui arrive en même temps sur le canal, alors nous disons qu'une collision a lieu. Dans cette thèse,

nous ne considérons que les collisions entre les paquets des nœuds cachés. Nous distinguons deux types de collisions : symétrique et asymétrique. Si une collision provoque des retransmissions pour tous les paquets entrés en collision, alors nous considérons que c'est une collision symétrique entre les paquets des nœuds. Sinon, la collision entre les paquets des nœuds est asymétrique.

1.4.2.1 Collision symétrique

La collision symétrique peut être décrite dans le scénario HT (figure 1.6 à gauche). Ce scénario se compose de trois nœuds (notés par 0, 1, 2) et deux flux TCP (noté par 0, 1). La bande passante obtenue par les flux est montrée dans la figure 1.6 à droite. Les émetteurs des deux flux (les nœuds 0 et 2) sont cachés l'un par rapport l'autre. Les collisions se passent au nœud 1 et peuvent provoquer des retransmissions des paquets émis par les deux flux. Dans ce cas, le débit d'envoi des flux est dégradé en fonction de la probabilité de collisions et du taux de perte due à la limite de retransmission. Comme la probabilité de collisions est importante, tous les paquets des deux flux sont supprimés.

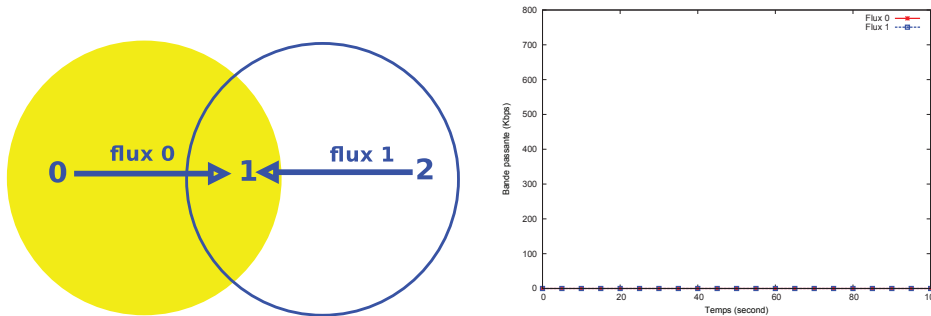


FIG. 1.6 – Collision symétrique

1.4.2.2 Collision asymétrique

La collision asymétrique peut être décrite dans le scénario AHS (figure 1.7 à gauche). Ce scénario est composé de quatre nœuds (noté par 0, 1, 2, 3) et deux flux TCP (noté par 0, 1). La bande passante obtenue par les flux est montrée dans la figure 1.7 à droite. Les nœuds ne sont pas dans la même zone de communication. Pourtant, le récepteur du flux 0 (le nœud 1) est dans la même zone de détection de porteuse que l'émetteur du flux 1 (le noeud 2). Les émetteurs des deux flux (les nœuds 0 et 2) sont cachés l'un avec l'autre. De même, les récepteurs sont cachés. La transmission des paquets de 0 vers 1 peut entrer en collision avec le flux du nœud 2 vers le nœud 3. Ces collisions se passent au nœud 1, ce qui peut causer des retransmissions pour l'émetteur du flux 0 mais pas pour le flux 1. Le débit du flux 0 est dégradé en fonction de la probabilité de collisions et du taux de perte due à la limite de retransmission. Comme la probabilité de collisions est importante, tous les paquets du nœud 0 sont supprimés due à la limite de retransmissions.

1.5. Évaluation des facteurs d'impact sur IEEE 802.11

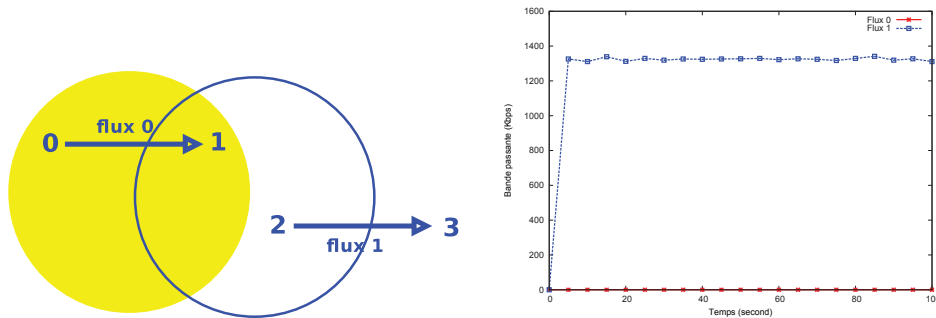


FIG. 1.7 – Collision asymétrique

1.5 Évaluation des facteurs d'impact sur IEEE 802.11

L'évaluation de la contention et des collisions est prise en considération dans certains travaux sur les réseaux sans fil multisauts.

1.5.1 Évaluation de la contention

La contention est souvent évaluée via les périodes libres (ou occupées) car celles-ci sont directement liées à la probabilité d'accès au médium. La distribution des périodes libres (ou occupées) dépend des activités des nœuds qui se trouvent dans la même zone de détection de porteuse.

Dans [Chaudet 2004], Chaudet et *al.* analysent l'asymétrie de la contention d'accès au médium dans le scénario des trois paires. Un modèle de Markov a été proposé. Dans ce modèle, les auteurs supposent que les nœuds sont toujours saturés et que la taille des paquets est fixe. Les états du modèle sont formés en fonction des périodes libres du backoff. Toutefois, ce modèle n'est applicable qu'avec des scénarios où le temps de backoff ne change pas (FIM, par exemple).

Dans [Garetto 2006], Garetto et *al.* les auteurs s'intéressent à la contention dans les réseaux sans fil multisauts en utilisant des cliques maximales d'un nœud. Dans une cellule, les nœuds sont synchronisés, la durée des périodes occupées est égale à celles des transmissions ou des collisions. Pourtant, dans les réseaux sans fil multisauts, la détermination de cette durée est plus difficile à cause du chevauchement des périodes occupées. Une procédure itérative a donc été proposée pour chercher des régions actives dans une clique maximale. À partir des régions actives, le taux de périodes occupées sera déduit (figure 1.8). Cette évaluation est donc coûteuse et nécessite des informations globales sur le réseau.

Dans [Kolar 2009], Kolar et *al.* se basent sur l'ensemble de contentions indépendantes (ICS : Independent Contention Set). ICS est l'ensemble des flux dont les sources peuvent transmettre en même temps. Le modèle basé sur les ICS pour un réseau sans fil multisaut permet de déterminer la distribution des temps libres d'un nœud. En effet, les auteurs calculent d'abord la distribution des périodes libres pour un flux actif et ensuite pour un ICS. Néanmoins, ils supposent que la taille de paquets et le temps de backoff sont exponentiellement distribués, ce qui est peu réaliste.

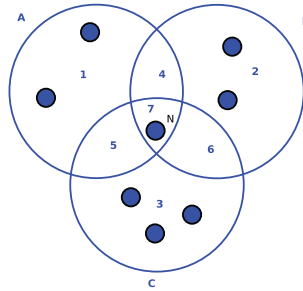


FIG. 1.8 – Un exemple de trois cliques maximales (A,B,C) et sept régions actives (1,2,3,4,5,6,7) de N [Garetto 2006]

1.5.2 Évaluation de la probabilité de collisions

Dans une cellule, les collisions se passent si les compteurs de backoff des nœuds s'arrêtent en même temps. La probabilité de collisions est calculée en se basant sur le modèle bi-directionnel de Markov [Bianchi 2000] dans le cas où les nœuds sont saturés. On peut noter que cette probabilité est négligeable [Garetto 2006].

Dans les réseaux sans fil multisauts, la probabilité de collisions entre des paquets émis par des nœuds cachés est plus importante. Cette probabilité peut être analysée en utilisant un modèle de file d'attente [Ray 2005]. Le modèle a été proposé pour le scénario élémentaire des stations cachées asymétriques. Ensuite, il est étendu pour une chaîne de nœuds. Les auteurs du modèle prennent en compte la retransmission. Pourtant, ils supposent que l'intervalle entre deux retransmissions est négligeable, que le nombre de retransmissions est illimité et que le modèle de trafic utilisé est de type Poisson.

Dans [Garetto 2006], les collisions entre nœuds cachés sont analysées en détail. Ces collisions sont classées en différentes catégories en fonction des topologies identifiées. Quatre types de collisions sont considérés : les collisions des stations coordonnées (coordinated station) qui correspondent aux collisions dans une cellule ; les collisions à cause de l'asymétrie d'informations (Information Assymetry) qui correspondent aux collisions des paquets de données dans le scénario des stations cachées asymétriques ; les collisions des stations cachées proches (Near hidden terminals) qui correspondent aux collisions des paquets de données dans le scénario des stations cachées symétriques ; les collisions des stations cachées éloignées (far hidden terminals) qui correspondent aux collisions entre ds paquets de données et des acquittements d'un émetteur et un récepteur cachés. Le modèle analytique ON/OFF dans ce cas se base sur l'hypothèse que la DPL est exponentielle.

1.6 Problèmes étudiés

Dans cette thèse, nous étudions également ces deux facteurs d'impact : les collisions et la contention. Nous évaluons d'abord la probabilité de collisions et ses impacts sur la BPD par lien. Ensuite, nous déterminons la DPL d'un nœud dans

1.7. Conclusion

les réseaux sans fil multisautes. Enfin, nous proposons une solution pour le problème d'inégalité dans l'utilisation de la bande passante dans ces réseaux.

1.6.1 Estimation de la bande passante disponible

L'estimation précise de la BPD permet de mieux contrôler l'admission dans les réseaux sans fil multisautes. L'objectif est de déterminer le débit maximal avec lequel un flux peut être transmis sur un lien sans dégrader les flux existants. Ce problème consiste à évaluer les collisions et leurs impacts sur la bande passante disponible. La difficulté se trouve dans l'évaluation du partage du canal et des collisions entre les paquets émis par les nœuds.

1.6.2 Distribution des périodes libres

La DPL peut représenter la contention entre des différents nœuds dans un réseau sans fil multisaute. Nous pouvons donc améliorer le partage du canal dans ce réseau en utilisant cette distribution. Nous considérons la période libre comme la durée pendant laquelle il n'y a pas de transmission sur le canal. La DPL est corrélée au mécanisme d'accès au canal du protocole utilisé. Cette distribution est assez complexe à cause de l'hétérogénéité en terme de la taille de paquets, du profil de trafic et de la topologie des réseaux.

1.6.3 Égalité de la bande passante

Dans un réseau multisaute basé sur IEEE 802.11, certains flux sont dominants et les autres sont dominés à cause de la contention et des collisions asymétriques. Étant donné la DPL et les impacts des collisions sur la bande passante, l'amélioration du protocole afin d'avoir un partage équitable est donc intéressante. Dans cette thèse, nous visons à chercher un algorithme adaptatif pour traiter ce problème sans avoir besoin d'échanges de messages ni de synchroniser les nœuds.

1.7 Conclusion

Les réseaux sans fil multisautes sont de plus en plus intéressants étant donné le faible coût et la facilité de déploiement. Ils peuvent être utilisés comme réseaux d'accès dans les environnements où l'accès fixe est coûteux et difficile à déployer. En tant que réseaux d'accès, nous demandons à ces réseaux d'avoir une très bonne performance afin de pouvoir acheminer les données des applications classiques sur les réseaux (Web, mail, VoIP, streaming). Pourtant, la couche MAC qui utilise le mode DCF de IEEE 802.11 est souvent considérée comme un goulot d'étranglement pour la performance de ces réseaux. L'évaluation et l'amélioration du standard IEEE 802.11 sont vraiment difficiles à cause de la hétérogénéité des réseaux en terme de taille de paquets, du profil de trafic, du nombre de nœuds, des topologies, etc. Dans ce chapitre, nous avons introduit des définitions pour certains paramètres des

Chapitre 1. Le standard IEEE 802.11 et les réseaux sans fil multisauts

réseaux sans fil multisauts tels que la saturation d'un lien sans fil, la gestion décentralisée du canal, les types de nœuds sur le réseau, etc. Nous avons identifié deux facteurs qui ont un impact important sur la performance des réseaux sans fil : la contention et les collisions. Ces facteurs sont clairement classifiés en terme de symétrie et d'asymétrie selon les scénarios de base pour les réseaux sans fil multisauts. Nous présentons également les différentes évaluations de ces facteurs d'impact proposés dans littérature. Dans cette thèse, nous nous intéressons à trois problèmes d'évaluation et d'amélioration de la performance de ces réseaux incluant l'estimation de la BPD, la DPL et l'inégalité dans l'utilisation de la bande passante.

Estimation de la bande passante disponible

Sommaire

2.1	Introduction	19
2.2	Méthodes d'estimation de la bande passante disponible	20
2.2.1	Méthodes actives	21
2.2.2	Méthodes passives	21
2.3	Motivation	24
2.4	Estimation de la bande passante disponible basée sur la notion de retransmission (RABE)	26
2.4.1	Structure générale de RABE	26
2.4.2	Estimation de la bande passante disponible par nœud	27
2.4.3	Estimation de la probabilité de collisions	27
2.4.4	Estimation du nombre moyen de retransmissions	31
2.4.5	Prise en compte des temps supplémentaires pour envoyer un paquet	32
2.4.6	Estimation du taux de perte des paquets	33
2.4.7	Estimation de la bande passante par lien	33
2.5	Comparaison des paramètres utilisés dans ABE, IAB et RABE	33
2.6	Simulation	34
2.6.1	Topologies	34
2.6.2	Implémentation de RABE dans Ns2.33	35
2.6.3	Mesure de la bande passante réelle	36
2.6.4	Résultats de simulation	36
2.7	Conclusion	39

2.1 Introduction

Les réseaux sans fil multisauts peuvent être déployés dans des environnements où il est assez difficile, voire parfois même impossible d'utiliser des réseaux filaires. Les réseaux sans fil sont une bonne alternative pour les réseaux d'accès filaires traditionnels : facilité de déploiement, passage à l'échelle, prix bas et gestion de la

mobilité qui est impossible pour les réseaux traditionnels. Afin d'offrir aux applications une bonne qualité de service (QoS) et des bonnes performances, similaires à celles des réseaux d'accès traditionnels, il s'avère nécessaire de mettre en place des mécanismes pour la gestion de la QoS, dont certains demandent l'estimation de la BPD. La BPD d'un lien est définie comme étant le débit maximal avec lequel un flux peut être y ajouté sans dégrader les flux existants [Sarr 2008].

Plusieurs solutions ont été proposées pour estimer la BPD dans les réseaux sans fil multisautes. Beaucoup de solutions s'intéressent à la technologie sans fil proposée par le standard IEEE 802.11 [L.S.Committee 1999] avec le mode d'accès distribué (Distributed Coordination Function ou simplement DCF). Nous nous intéressons aussi à cette technologie dans nos travaux : tous les nœuds sont équipés avec des interfaces sans fil compatibles avec IEEE 802.11 et communiquent en mode DCF.

Les méthodes d'estimation actives [Frank Y. Li 2004, Johnsson 2005] utilisent des paquets de sonde afin de déterminer la BPD sur un chemin. Une telle approche peut prendre du temps car elle demande, avant d'envoyer les flux de données, d'envoyer des flux-sondes qui sont intrusifs et qui peuvent perturber les flux en cours de transmission. Les méthodes passives [Chaudet 2002, de Renesse 2005, Sarr 2008, Zhao 2009] estiment la BPD sans envoyer de paquets supplémentaires. Ces méthodes se basent sur des observations qui se passent localement au niveau des nœuds et de leurs voisins. Ces méthodes demandent une évaluation de certains paramètres comme, par exemple, la bande passante par nœud, la probabilité de collisions pour chaque nœud et la synchronisation des périodes libres entre les émetteurs et les récepteurs des liens sans fil. Néanmoins, aucune méthode ne prend pas en compte le fait que les paquets sont retransmis en présence de collisions et qu'ils sont supprimés si le nombre maximal de retransmissions est atteint. Ces deux phénomènes ont un impact considérable sur la BPD.

Dans ce chapitre, nous présentons une nouvelle méthode d'estimation de la BPD qui intègre les impacts des retransmissions sur la BPD. Notre solution, appelée RABE (Retransmission-based Available Bandwidth Estimation), prend en compte la bande passante perdue à cause des délais d'attente dus à l'occupation du médium lors des retransmissions. Cette estimation repose sur la probabilité de collisions et sur le nombre moyen de retransmissions. Il faut remarquer que nous supposons dans nos travaux que la couche physique est parfaite et que la perte de paquets est causée seulement par les collisions au niveau de la couche MAC.

2.2 Méthodes d'estimation de la bande passante disponible

Les méthodes d'estimation de la BPD d'un lien peuvent être classées en deux groupes : les méthodes actives et les méthodes passives.

– *Méthodes actives* :

Selon ces méthodes [Frank Y. Li 2004, Johnsson 2005], les paquets de sonde sont envoyés de l'émetteur au récepteur d'un lien ou d'un chemin. À partir du

2.2. Méthodes d'estimation de la bande passante disponible

nombre de paquets envoyés et retournés, la BPD d'un lien ou d'un chemin est déduite. L'avantage de ces méthodes est qu'elles sont simples et dynamiques. Pourtant, les paquets de sonde peuvent perturber les flux existants.

- *Méthodes passives* : Ces méthodes [Chaudet 2002, de Renesse 2005, Sarr 2008, Zhao 2009] se basent sur des informations locales collectées au niveau de chaque nœud. La BPD d'un lien sera estimée en utilisant des informations disponibles à ses extrémités. L'avantage de ces méthodes est qu'elles peuvent limiter le nombre d'informations échangées entre des nœuds. Cette thèse s'intéresse particulièrement à cette classe de méthodes pour estimer la BPD d'un lien.

2.2.1 Méthodes actives

Les auteurs de [Frank Y. Li 2004] ont utilisé des paquets de sonde pour estimer la bande passante disponible dans les réseaux sans fil multisautes. L'idée de cette méthode est que si le délai de paquets de sonde est supérieur au délai théorique maximal, il est considéré comme un facteur qui représente l'utilisation du canal. La BPD est ensuite estimée en fonction de l'utilisation du canal.

La méthode de mesure TOPP (Trains Of Packet Pair) de la BPD [Melander 2000], proposée pour les réseaux filaires, envoie des paquets de sonde de même taille sur le chemin et mesure le délai de ces paquets. La source augmente petit à petit la fréquence d'envoi des paquets de sonde. Le chemin est considéré comme saturé s'il y a des variations du délai. La fréquence d'envoi des paquets avant la saturation est utilisée pour estimer la BPD du chemin. Cette approche est évaluée dans [Johnsson 2005] comme étant inefficace pour les réseaux sans fil basés sur IEEE 802.11 parce que la BPD dépend de la taille des paquets, du profil de trafic, du nombre de nœuds, etc.

2.2.2 Méthodes passives

2.2.2.1 Évolution des méthodes passives

Les méthodes passives évoluent en fonction de différents facteurs d'impact qui sont pris en considération comme, par exemple, le taux de périodes libres, la probabilité de collisions, la synchronisation des périodes libres, etc.

BRuIT (Bandwidth Reservation under InTerference) [Chaudet 2002] est un protocole de réservation de bande passante. Cette méthode considère que la bande passante d'un nœud est impactée par les voisins à un saut et à deux sauts si on suppose que la zone de détection de porteuse d'un nœud est globalement deux fois plus grande que la zone de communication. Le nœud échange donc des informations d'activités avec ces voisins via des paquets Hello afin de connaître la bande passante qu'ils utilisent. La BPD d'un nœud est ensuite déduite de la bande passante totale utilisée par ses voisins (à un saut et à deux sauts) et la capacité maximale du canal sans fil. L'avantage de cette méthode est qu'elle n'utilise pas de paquets de sonde. Néanmoins, l'exactitude de BRuIT dépend fortement de l'asynchronisme

de paquets Hello et de la taille de la zone de détection de porteuse entre le nœud et ses voisins à un et à deux sauts.

La méthode AAC (Adaptive Admission Control) [de Renesse 2005] est la première méthode passive qui prend en compte le taux de périodes libres pour estimer la bande passante par nœud. Cette dernière est estimée en utilisant le temps libre résiduel d'un nœud durant une période d'observation et la capacité maximale du canal sans fil. Autrement dit, c'est la bande passante restante après avoir supprimé les impacts des voisins via l'observation par le nœud de la durée dont le canal a été occupé. La BPD d'un lien est ensuite estimée comme la BPD minimale à ses extrémités. L'utilisation du taux des périodes libres a été ensuite largement appliqué dans d'autres méthodes passives. Pourtant, AAC ne prend pas en compte les éventuelles collisions sur le lien dans l'estimation de la BPD.

ABE (Available Bandwidth Estimation) [Sarr 2008] est la première méthode passive qui considère les collisions potentielles entre les paquets des nœuds cachés. La probabilité de collisions est estimée en se basant sur celle des paquets Hello. Une fonction lagrangienne est également utilisée pour adapter la probabilité de collisions des paquets Hello en fonction de la taille des paquets de données. Cette méthode évalue également la synchronisation des périodes libres de l'émetteur et du récepteur du lien sans fil en supposant une distribution uniforme des périodes libres et une indépendance entre les nœuds. L'avantage de cette méthode est qu'elle prend en compte plus de facteurs qui impactent la BPD d'un lien sans fil. Néanmoins, sa précision est discutable. D'abord, les paquets Hello sont périodiquement émis, ce qui n'est pas le cas pour les paquets de données. L'intervalle de temps entre deux paquets Hello est, en général, plus important que celui des paquets de données. De plus, on n'est pas sûr que la fonction lagrangienne utilisée est valable pour des cas généraux. L'hypothèse d'une distribution uniforme des périodes libres n'est pas réaliste non plus car le temps de backoff est aléatoirement choisi dans des fenêtres de contention dont la taille augmente exponentiellement.

IAB (Improved Available Bandwidth) [Zhao 2009] est une amélioration d'ABE sur l'aspect de la synchronisation des périodes libres. IAB considère que les périodes occupées entre deux nœuds voisins ont des parties indépendantes (dus à l'activité de nœuds différents) et des parties dépendantes (dus à l'activité des nœuds communs). L'évaluation de la partie indépendante des périodes occupées se base sur la probabilité des périodes où un nœud est dans l'état occupé (Sensing busy) et l'autre est dans l'état libre. Dans IAB, seule la probabilité de collisions des nœuds dans une cellule et le temps de backoff moyen sont considérés. L'avantage de cette méthode est qu'elle prend en compte la dépendance et l'indépendance de périodes occupées entre les extrémités d'un lien. En revanche, la probabilité de collisions liées aux nœuds cachés n'est pas prise en compte, alors que cette probabilité peu être importante. De plus, l'hypothèse d'une distribution uniforme de la densité des nœuds dans le réseau n'est pas réaliste.

2.2. Méthodes d'estimation de la bande passante disponible

2.2.2.2 Comparaison des méthodes passives récentes

Comme la solution proposée dans ce chapitre fait partie des méthodes passives, nous allons nous concentrer sur l'analyse plus détaillée des techniques d'estimation passives récentes bien connues de la littérature.

Selon AAC (Adaptive Admission Control)[de Renesse 2005], chaque nœud mesure la durée des périodes occupées pour déduire le taux des périodes libres sur un intervalle de mesure et ensuite déduit la BPD par nœud. La bande passante par lien est estimée comme la bande passante minimale entre deux extrémités du lien. Cette solution ne prend pas en compte les collisions potentielles entre les paquets.

Dans ABE [Sarr 2008], l'estimation de la BPD sur un lien (s, r) est estimée comme suit :

$$AB_{ABE} = (1 - p) * (1 - K_{ABE}) * \frac{T_s^i}{\Delta} * \frac{T_r^i}{\Delta} * C_{max} \quad (2.1)$$

où T_s^i et T_r^i sont, respectivement, les durées totales des périodes libres de l'émetteur s et du récepteur r du lien i , Δ est la durée d'estimation, C_{max} est la capacité physique des nœuds, p est la probabilité de collisions sur le lien i et

$$K_{ABE} = \frac{DIFS + \overline{backoff}}{T(m)} \quad (2.2)$$

avec $T(m)$ étant le temps séparant l'émission de deux paquets consécutifs et $\overline{backoff}$ étant le temps de backoff moyen utilisé par l'émetteur. Le temps $T(m)$ dépend du débit d'émission et de la taille de paquets [Sarr 2008]. $\overline{backoff}$ est calculé selon [Zhao 2009, Sarr 2008] :

$$\overline{backoff} = \frac{1 - p - 2^N p^{N+1}}{2 - 4p} CW_{min} - \frac{1}{2} \quad (2.3)$$

où CW_{min} et CW_{max} sont les tailles minimale et maximale de la fenêtre de contention et $CW_{max} = 2^N CW_{min}$. Malgré le fait que ABE est la première solution prenant en compte les collisions dans l'estimation de la BPD, ces résultats ont été jugés comme sous-estimés dans des certaines configurations car ABE se base sur l'hypothèse d'une distribution indépendante et uniforme [Zhao 2009] de l'occupation du médium au niveau de l'émetteur et du récepteur.

Les auteurs de IAB [Zhao 2009] relâchent cette hypothèse par l'estimation des périodes pendant lesquelles l'émetteur et le récepteur ne détectent pas le même état du médium. En effet, dans ce cas, l'un est libre pendant que l'autre est occupé. Par conséquent, pendant ces périodes, les deux nœuds ne peuvent pas communiquer, ce qui impacte la BPD. L'estimation de IAB est basée sur cette formule :

$$AB_{IAB} = \min\{ AB_{IAB}^s, AB_{IAB}^r \} \quad (2.4)$$

avec

$$AB_{IAB}^s = (1 - K_{IAB}) * \left(\frac{T_s^i}{\Delta} * (1 - p_2 * \frac{T_r^s}{\Delta}) - \mu \right) * C_{max} \quad (2.5)$$

$$AB_{IAB}^r = (1 - K_{IAB}) * \left(\frac{T_r^i}{\Delta} * (1 - p_1 * \frac{T_s^S}{\Delta}) - \mu \right) * C_{max} \quad (2.6)$$

où T_s^S (T_r^S , respectivement) est la durée pendant laquelle l'émetteur (le récepteur, respectivement) détecte le médium occupé. On appelle cet état DÉTECTION "OCCUPÉ" (SENSE BUSY). p_1 est la probabilité pour que l'émetteur soit en état SENSE BUSY et le récepteur soit libre, p_2 est la probabilité pour que le récepteur soit en état SENSE BUSY et l'émetteur soit dans l'état libre. μ est un coefficient qui empêche les nœuds d'une utilisation excessive du médium et $K_{IAB} = \frac{DIFS+backoff}{\Delta}$. p_1 dépend du nombre de nœuds se trouvant en dehors de la zone de détection de porteuse du récepteur et dans la zone de détection de porteuse (mais en dehors de la zone de communication) de l'émetteur et, inversement, pour p_2 . Pour déterminer p_1 et p_2 , IAB suppose une distribution uniforme des nœuds dans le réseau et un rapport fixe entre les portées de communication et de détection de porteuse. En pratique, ces hypothèses sont peu réalistes. Par exemple, si le rapport entre la zone de détection de porteuse et celle de communication est de 2,2 et la distribution des nœuds est uniforme, alors une valeur constante est utilisée pour p_1 , p_2 (0,66) et μ (0,1). Comme conséquence, dans les réseaux arbitraires, la détermination de p_1 et p_2 est vraiment difficile.

2.3 Motivation

Dans ABE et IAB, les auteurs considèrent qu'un paquet sera transmis avec succès sur un lien sans fil si l'émetteur et le récepteur sont libres tous les deux. Ce qui veut dire que, dès la première transmission du paquet, la transmission est soit réussie soit ratée. Pourtant, ce n'est pas le cas avec le mécanisme de retransmission utilisé dans IEEE 802.11 DCF. Ce mécanisme est illustré dans la figure 2.1 : un paquet peut être retransmis plusieurs fois jusqu'à ce qu'il soit reçu avec succès ou supprimé à cause de la limite de retransmissions.

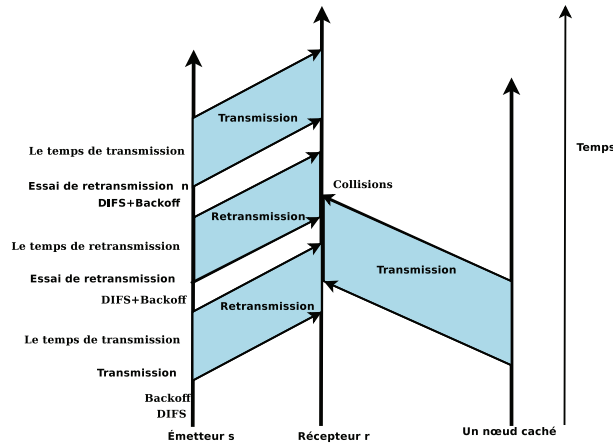


FIG. 2.1 – Illustration des retransmissions par lien avec IEEE 802.11 DCF

2.3. Motivation

Considérons maintenant le scénario des stations cachées asymétriques qui est décrit dans la section 1.4.2.2. En utilisant Ns2.33, les nœuds ont la même configuration que celle donnée dans la table 2.1.

SIFS	10 μs
DIFS	50 μs
Zone de communication	200 m
Zone de détection de porteuse	250 m ⁽¹⁾
Débit physique	2 Mb/s
Taille des paquets	1 koctets
Limite de retransmission	7
Taille de la fenêtre de contention (min, max)	32, 1024
Débit applicatif du flux 2	250, 500, 750, 1000 kb/s
Type de trafic	CBR/UDP

TAB. 2.1 – Configuration pour le scénario simple

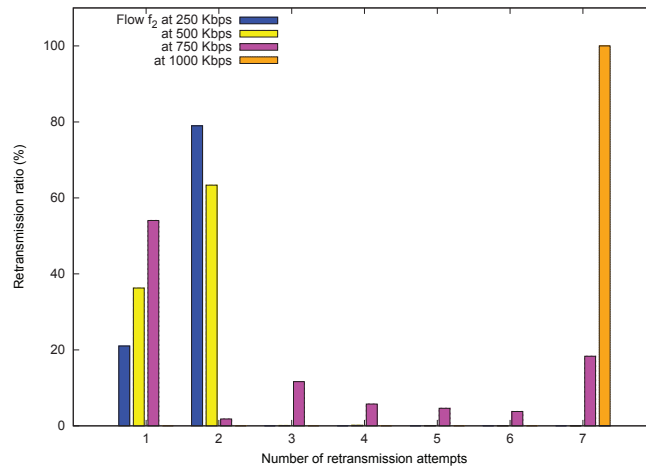


FIG. 2.2 – Distribution du nombre de retransmissions

La distribution du nombre de retransmissions au niveau de l'émetteur 0 du flux 0 en fonction du débit du flux 1 est montrée dans la figure 2.2. Les résultats montrent que, si le débit du flux 1 est faible, alors le nombre maximal de retransmissions pour envoyer des paquets du flux 0 est de 2. Ensuite, avec des débits plus importants du flux 1 plus de retransmissions sont nécessaires pour envoyer un paquet du flux 0 à cause du nombre plus important de collisions. Par exemple, si le débit du flux 1 est de 1000 kb/s, pour toutes les trames envoyées, le nombre de retransmissions est maximal, ce qui veut dire que tous les paquets du flux 0 sont supprimés. Les

¹Cette zone est très probablement moins importante que celle dans la réalité, mais avec cette valeur, nous pouvons facilement simuler des nœuds cachés.

retransmissions impliquent l'occupation supplémentaire du médium (avec les retransmissions des paquets) et des temps d'attente supplémentaires (avec l'augmentation du temps de backoff). De plus, si la limite de retransmission est atteinte, le paquet est supprimé et donc le lien est considéré comme saturé.

2.4 Estimation de la bande passante disponible basée sur la notion de retransmission (RABE)

2.4.1 Structure générale de RABE

Dans cette section, nous décrivons une nouvelle solution, appelée RABE (Retransmission-based Available Bandwidth Estimation) qui fournit une estimation de la BPD sur un lien sans fil.

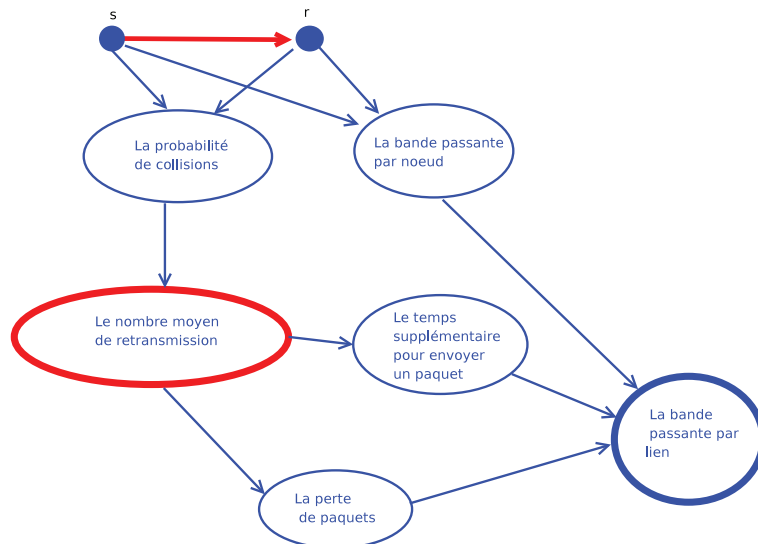


FIG. 2.3 – Les éléments de RABE

L'estimation se base sur les paramètres suivants :

- la BPD par nœud,
- la probabilité de collisions,
- le nombre moyen de retransmissions,
- les temps supplémentaires induits par les retransmissions,
- la perte de paquets.

Dans les sous-sections suivantes, nous décrivons la façon dont RABE calcule et utilise ces différents paramètres. Dans cette description, RABE est appliqué sur le lien (s, r) . Brièvement, comme décrit dans la figure 2.3, RABE estime d'abord la BPD de chaque nœud du lien (s et r). La probabilité des éventuelles collisions lors de la transmission des paquets de s vers r est ensuite évaluée. En se basant sur cette probabilité, RABE estime le nombre moyen de retransmissions par paquet et les temps supplémentaires pour envoyer un paquet à cause des retransmissions. La

2.4. Estimation de la bande passante disponible basée sur la notion de retransmission (RABE)

perte de paquets est aussi estimée en comparant le nombre moyen de retransmissions et la limite du nombre maximal de retransmissions. Finalement, la bande passante disponible par lien est déduite étant donné la bande passante restante par nœud, le temps nécessaire pour envoyer un paquet et le taux de perte de paquets.

2.4.2 Estimation de la bande passante disponible par nœud

Comme défini dans [Sarr 2008], nous considérons que, étant donné le taux de périodes libres observées au niveau d'un nœud pendant l'intervalle de mesure, noté par κ_n^i , la BPD pour un nœud donné n peut être estimée comme suit :

$$C_n = \kappa_n^i * C_{max} \quad (2.7)$$

Cette mesure prend en compte la bande passante utilisée par les nœuds situés dans la zone de transmission ainsi que de ceux qui se trouvent dans la zone de détection de porteuse.

2.4.3 Estimation de la probabilité de collisions

2.4.3.1 Classification des collisions

L'estimation de la probabilité de collisions dans les réseaux sans fil multisautes est épineuse. Comme décrit dans [Garetto 2006], les collisions peuvent être classées en quatre catégories en fonction du positionnement des stations : collisions dues aux stations coordonnées (les émetteurs dans une cellule obtiennent la même valeur du backoff suite aux tirages et accèdent au médium en même temps), collisions dues à l'asymétrie de l'information (ce qui correspond au scénario des stations cachées asymétriques), collisions dues aux terminaux cachés proches et collisions dues aux terminaux cachés lointains (ce qui correspond au scénario des stations cachées symétriques). La différence entre les deux derniers types de collisions se trouve dans le positionnement du récepteur d'un flux et de l'émetteur d'un autre flux dans le même scénario. S'ils sont dans la même zone de détection de porteuse, alors le scénario est appelé le scénario de stations cachées proches. L'évaluation de la probabilité de collisions par des modèles analytiques comme celle proposée dans [Garetto 2006] est coûteuse pour être appliquée dans les méthodes passives. IAB [Zhao 2009] ne prend en compte que des collisions dues aux stations coordonnées. ABE [Sarr 2008] se base sur des paquets Hello afin d'estimer la probabilité de collisions. Pourtant, les tailles et le taux d'envoi sont différents pour les paquets Hello et pour les paquets de données. De plus, il n'y a pas de retransmissions pour le paquet Hello au cas où ces paquets entrent en collision. Pour simplifier le calcul de la probabilité de collisions, nous considérons la probabilité de collisions non conditionnelle.

Dans cette méthode, nous considérons deux types de collisions sur un lien sans fil :

- Collisions entre des paquets envoyés par deux émetteurs cachés (EE) : Un exemple de ce type de collisions est montré dans la figure 2.4. Les deux émetteurs

- A et C sont cachés l'un par rapport à l'autre. Le récepteur B est dans la zone de détection de porteuse de l'émetteur C. Dans ce cas, les paquets envoyés par A et les paquets envoyés par C entrent en collision au niveau du nœud B.
- Collisions entre un paquet envoyé par un émetteur et un autre paquet envoyé par un récepteur caché (ER) : Un exemple de ce type de collision est montré dans la figure 2.5. L'émetteur A et le récepteur D sont cachés l'un par rapport à l'autre. Le récepteur B est dans la zone de détection de porteuse d'un autre récepteur D. Dans ce cas, les paquets envoyés par A entrent en collision avec les paquets envoyés par les nœuds D et B. Il faut noter que, comme D est le récepteur du lien (C,D), il ne peut envoyer que des paquets de contrôle (des acquittements ou des CTS).

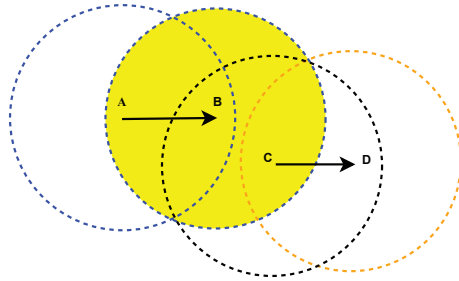


FIG. 2.4 – Collisions entre les paquets envoyés par deux émetteurs cachés (EE)

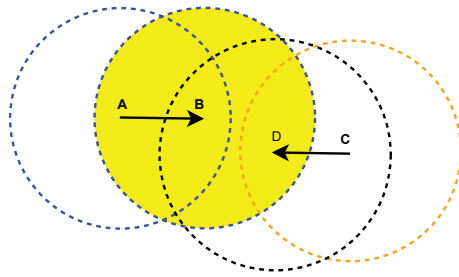


FIG. 2.5 – Collisions entre les paquets envoyés par un émetteur et un récepteur caché (ER)

2.4.3.2 Estimation de la probabilité de collisions non conditionnelle

Premièrement, nous estimons la probabilité de collisions entre des paquets envoyés par des émetteurs cachés (EE). Pour plus de simplicité, supposons que les paquets générés par des nœuds cachés suivent une loi de Poission avec les paramètres suivants :

- le taux d'envoi de paquets est λ^{DATA} (exprimé en paquets par unité de temps),
- la durée de transmission d'un paquet est T^{DATA} (unités de temps par paquet),
- $\lambda^{DATA} * T^{DATA} < 1$.

2.4. Estimation de la bande passante disponible basée sur la notion de retransmission (RABE)

Nous avons les probabilités suivantes dues aux émissions des nœuds cachés au niveau du récepteur :

- La probabilité pour que r soit occupé due à la réception d'un paquet est $\rho_h = \lambda^{DATA} * T^{DATA}$
- La probabilité pour qu'il n'y ait pas d'arrivée de paquets au niveau du récepteur r pendant l'intervalle de temps T (unités de temps) est :

$$\begin{aligned} P[N(t+T) - N(t) = 0] &= \frac{e^{-\lambda^{DATA}*T} (\lambda^{DATA} * T)^0}{0!} \\ &= e^{-\lambda^{DATA}*T} \end{aligned}$$

où $N(t+T) - N(t)$ est le nombre des arrivées de paquets pendant l'intervalle de temps $(t, t+T]$.

Supposons qu'au niveau de l'émetteur s du lien (s, r) :

- l'intervalle d'inter-paquet est exponentiellement distribué avec le taux λ_s (paquets par unité de temps),
- la durée de transmission d'un paquet est T_s (unité de temps par paquet),
- $\lambda_s * T_s < 1$.

Alors, la probabilité pour que le lien (s, r) soit occupé due à la transmission du nœud s est $\rho_s = \lambda_s * T_s$ et la probabilité pour qu'il n'y ait pas d'arrivée de paquets du nœud s sur le lien (s, r) pendant T (unités de temps) est $e^{-\lambda_s * T}$.

Il y a une collision (de type EE) sur le lien (s, r) au niveau du récepteur r si :

- pendant la transmission du nœud s sur le lien (s, r) avec la durée de transmission T_s , il y a une autre émission d'un nœud caché de s . La probabilité pour que ce soit le cas est :

$$p_s^{EE} = \rho_s * (1 - e^{-\lambda^{DATA}*T_s}) \quad (2.8)$$

- pendant l'émission d'un nœud caché de s avec la durée de transmission d'un paquet T_{DATA} , il y a une transmission du nœud s . La probabilité pour que cela se produise est :

$$p_h^{EE} = \rho_h * (1 - e^{-\lambda_s * T^{DATA}}) \quad (2.9)$$

Par conséquent, la probabilité de collisions non conditionnelle de type EE survenant au niveau du récepteur r du lien sans fil (s, r) est estimée selon la formule :

$$p^{EE} = 1 - (1 - p_s^{EE}) * (1 - p_h^{EE}) \quad (2.10)$$

Deuxièmement, nous estimons la probabilité de collisions entre un paquet envoyé par s et un paquet de contrôle envoyé par un récepteur caché (de type ER). Supposons que les arrivées des acquittements suivent une loi de Poisson avec l'intensité λ^{ACK} . Comme la taille des acquittements est toute petite, nous supposons que la probabilité pour qu'il y ait une transmission d'un paquet de l'émetteur s durant la transmission d'un acquittement d'un nœud caché est négligeable.

Chapitre 2. Estimation de la bande passante disponible

Nous ne considérons que la probabilité pour qu'il n'y ait pas une émission d'acquiescement par un nœud caché pendant la transmission d'un paquet de s . Cette probabilité, p^{ER} est estimée comme suit :

$$p^{ER} = p_s^{ER} = \rho_s * (1 - e^{-\lambda^{ACK} * T_s}) \quad (2.11)$$

Finalement, la probabilité de collisions non conditionnelle au niveau du récepteur r est estimée de cette façon :

$$p = 1 - (1 - p^{EE}) * (1 - p^{ER}) \quad (2.12)$$

2.4.3.3 Extension pour le mécanisme RTS/CTS

Au cas où le mécanisme RTS/CTS est activé, on a quatre types de paquets au niveau MAC : DATA (paquet de données), ACK (acquiescements), RTS et CTS. Les paquets RTS et DATA envoyés par l'émetteur peuvent entrer en collision avec les paquets de nœuds cachés de l'émetteur. Les paquets CTS et ACK envoyés par le récepteur peuvent entrer en collision avec les paquets de nœuds cachés du récepteur. Nous supposons également que l'arrivée de ces paquets suit une loi de Poisson.

- le débit de transmission des paquets DATA, RTS, CTS et ACK est λ^{DATA} , λ^{RTS} , λ^{CTS} , λ^{ACK} respectivement (paquets par unité de temps),
- la durée de transmission de paquets DATA, RTS, CTS et ACK est T^{DATA} , T^{RTS} , T^{CTS} , T^{ACK} respectivement (unités de temps par paquet),
- la probabilité d'occupation du lien de chaque type de paquet est de : $\rho_{DATA} = \lambda^{DATA} * T^{DATA} < 1$, $\rho_{RTS} = \lambda^{RTS} * T^{RTS} < 1$, $\rho_{CTS} = \lambda^{CTS} * T^{CTS} < 1$ et $\rho_{ACK} = \lambda^{ACK} * T^{ACK} < 1$.

La probabilité de collision de type EE est estimée comme suit :

$$p_s^{EE(DATA)} = \rho_s * (1 - e^{-\lambda^{DATA} * T_s}) \quad (2.13)$$

$$p_s^{EE(RTS)} = \rho_s * (1 - e^{-\lambda^{RTS} * T_s}) \quad (2.14)$$

$$p_h^{EE(DATA)} = \rho_{DATA} * (1 - e^{-\lambda_s * T^{DATA}}) \quad (2.15)$$

$$p_h^{EE(RTS)} = \rho_{RTS} * (1 - e^{-\lambda_s * T^{RTS}}) \quad (2.16)$$

La probabilité de collision de type ER est estimée comme suit :

$$p_s^{ER(CTS)} = \rho_s * (1 - e^{-\lambda^{CTS} * T_s}) \quad (2.17)$$

$$p_s^{ER(ACK)} = \rho_s * (1 - e^{-\lambda^{ACK} * T_s}) \quad (2.18)$$

$$p_h^{ER(CTS)} = \rho_{CTS} * (1 - e^{-\lambda_s * T^{CTS}}) \quad (2.19)$$

2.4. Estimation de la bande passante disponible basée sur la notion de retransmission (RABE)

$$p_h^{ER(ACK)} = \rho_{ACK} * (1 - e^{-\lambda_s * T^{ACK}}) \quad (2.20)$$

Finalement, la probabilité de collisions non conditionnelle sur le lien sans fil dans ce cas est estimée selon cette formule :

$$\begin{aligned} p = & 1 - (1 - p_s^{EE(DATA)}) * (1 - p_s^{EE(RTS)}) * \\ & (1 - p_h^{EE(DATA)}) * (1 - p_h^{EE(RTS)}) * \\ & (1 - p_s^{ER(CTS)}) * (1 - p_s^{ER(ACK)}) * \\ & (1 - p_h^{ER(CTS)}) * (1 - p_h^{ER(ACK)}) \end{aligned} \quad (2.21)$$

2.4.4 Estimation du nombre moyen de retransmissions

Étant donnée la probabilité de collisions non conditionnelle, nous pouvons estimer la probabilité conditionnelle de chaque retransmission [Sarr 2008, Zhao 2009] :

$$P(X = k) = \begin{cases} p^k(1 - p), & 0 < k < M \\ p^M, & k = M \\ 0, & k > M \end{cases} \quad (2.22)$$

où M est la limite de retransmissions.

Étant donnée la probabilité conditionnelle de chaque retransmission, le nombre moyen de retransmission pour chaque paquet envoyé est estimé comme suit :

$$\begin{aligned} \bar{n} &= 1 + \sum_{k=1}^{M-1} kP(X = k) + Mp^M \\ &= 1 + p(1 - p) + 2p^2(1 - p) + \dots + (M - 1)p^{M-1}(1 - p) \\ &\quad + Mp^M \\ &= 1 + p - p^2 + 2p^2 + \dots + (M - 1)p^{M-1} - \\ &\quad (M - 1)p^M + Mp^M \\ &= 1 + p + p^2 + \dots + p^{M-1} + p^M \end{aligned} \quad (2.23)$$

$$\bar{n} = \frac{1 - p^{M+1}}{1 - p}$$

L'évolution du nombre de retransmissions en fonction de la probabilité non conditionnelle de collisions est donnée dans la figure 2.6.

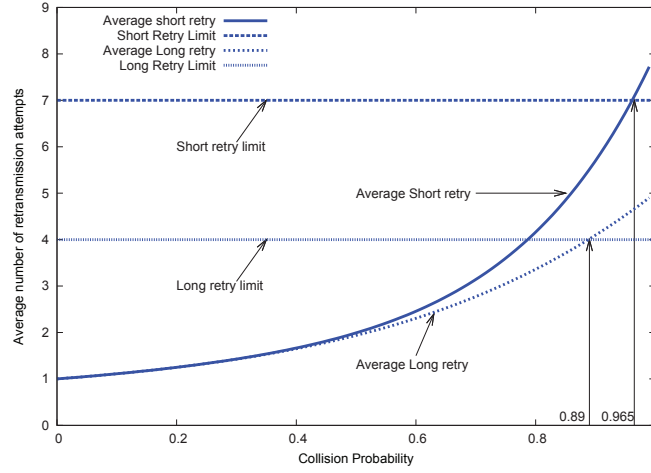


FIG. 2.6 – Évolution du nombre de retransmissions en fonction de la probabilité de collisions non conditionnelle

2.4.5 Prise en compte des temps supplémentaires pour envoyer un paquet

Dans cette section, nous estimons la perte de bande passante due au temps supplémentaire induit par les retransmissions. Le mécanisme de backoff et de retransmission peut être vu comme une sorte de synchronisation entre l'émetteur et le récepteur puisque l'émetteur tente d'adapter son débit de transmission au débit de réception du récepteur.

- Au niveau de l'émetteur s , avec le mécanisme de backoff et de retransmission, la durée totale pour envoyer un paquet est :

$$\bar{n} * (DIFS + T) + \overline{backoff} \quad (2.24)$$

où T inclut en plus du temps nécessaire pour envoyer un paquet, un SIFS et le temps demandé pour envoyer un acquittement. $\overline{backoff}$ est le temps de backoff moyen [Sarr 2008, Zhao 2009] :

$$\overline{backoff} = \frac{1 - p - 2^N p^{N+1}}{2 - 4p} CW_{min} - \frac{1}{2} \quad (2.25)$$

Comme conséquence, la BPD au niveau de l'émetteur est diminuée par un facteur $\tau_s = \frac{DIFS+backoff+T}{\bar{n}*(DIFS+T)+backoff}$ où $\overline{backoff}$ est le temps de backoff moyen lorsque la taille minimale de la fenêtre de contention est utilisée.

La BPD au niveau de l'émetteur s est donc :

$$AB_{RABE}^s = \tau_s * C_s \quad (2.26)$$

2.5. Comparaison des paramètres utilisés dans ABE, IAB et RABE

- Du côté du récepteur r , un paquet est reçu avec succès au niveau de la couche MAC si le récepteur est libre. La BPD au niveau de récepteur r est dans ce cas :

$$AB_{RABE}^r = C_r \quad (2.27)$$

2.4.6 Estimation du taux de perte des paquets

Les paquets sont supprimés si la limite de retransmissions est atteinte. Comme RABE se base sur le nombre moyen de retransmissions, nous devons estimer le taux de perte des paquets en fonction de ce nombre moyen de retransmissions.

Étant donnée la limite de retransmissions M et le nombre moyen de retransmissions \bar{n} , le nombre maximal de retransmissions est $(M - 1)$ et le nombre moyen d'échecs de retransmission est $(\bar{n} - 1)$ (évidemment, nous ne prenons pas en compte la transmission réussie). La perte de paquets est ensuite estimée comme étant $\frac{\bar{n}-1}{M-1}$.

Par la suite, la BPD sur un lien est pondérée avec le facteur suivant :

$$K = \begin{cases} 1 - \frac{(\bar{n}-1)}{(M-1)} = \frac{M-\bar{n}}{M-1}, & \bar{n} \leq M \\ 0, & \bar{n} > M \end{cases} \quad (2.28)$$

Dans l'équation 2.28, si $\bar{n} > M$, nous considérons que le lien sans fil est saturé lorsque tous les paquets envoyés de l'émetteur au récepteur sont supprimés due à la limite de retransmission atteinte. Par exemple, dans la figure 2.6, si la limite de retransmission est de 7 (Short Retry Limit) et la probabilité de collisions est de 0.96 alors le lien est saturé. Si la limite de retransmission est de 4 (Long Retry Limit) et la probabilité des collisions est de 0.89, alors nous pouvons dire que le lien est saturé.

2.4.7 Estimation de la bande passante par lien

Finalement, étant données la BPD AB_{RABE}^s de l'émetteur s et la BPD AB_{RABE}^r estimée par le récepteur r , nous considérons la BPD sur le lien (s, r) comme étant :

$$AB_{RABE} = K * \min\{AB_{RABE}^s, AB_{RABE}^r\} \quad (2.29)$$

Si nous notons $K_s = K * \tau_s$ and $K_r = K$, la BPD par lien peut être exprimée de la façon suivante :

$$AB_{RABE} = \min\{K_s * C_s, K_r * C_r\} \quad (2.30)$$

2.5 Comparaison des paramètres utilisés dans ABE, IAB et RABE

Nous comparons maintenant les paramètres utilisés dans ABE, IAB et RABE en fonction de la probabilité de collisions comme indiqué dans la figure 2.7. Dans cette

figure, l'axe horizontal représente les valeurs possibles de la probabilité de collisions. L'axe vertical correspond aux paramètres utilisés dans ces méthodes pour pondérer la BPD en fonction de la probabilité de collisions.

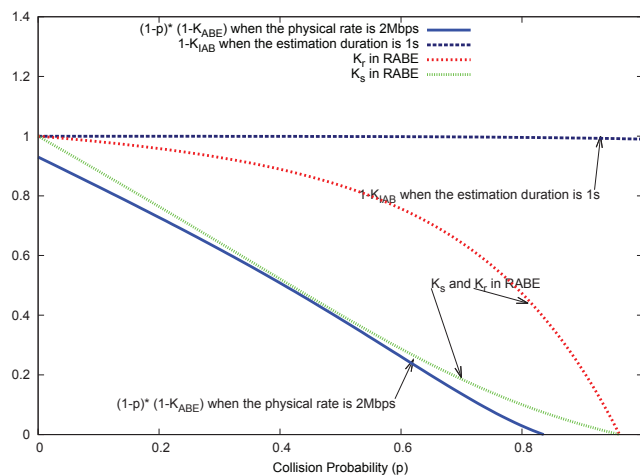


FIG. 2.7 – Comparaison des paramètres utilisés dans les méthodes ABE, IAB et RABE

Nous constatons dans la figure 2.7 que les paramètres utilisés dans RABE (notés par K_s et K_r) et dans ABE (noté par $(1-p)(1-K_{ABE})$ [Sarr 2008]) varient en fonction de la probabilité de collisions, alors que le paramètre utilisé dans IAB (noté par $1-K_{IAB}$ [Zhao 2009]) est quasiment constant (et proche de 1). Ceci veut dire que la collision n'a pratiquement pas d'impact sur le paramètre utilisé dans IAB si $\Delta = 1$ s. Il est donc évident que IAB sur-estime la BPD.

Nous constatons également que le paramètre $(1-p)(1-K_{ABE})$ est toujours moins important que les paramètres K_s et K_r . De plus, s'il n'y a pas de collisions, $(1-p) * (1-K_{ABE})$ n'atteint pas 1. Ça signifie que la BPD est réduite dans l'estimation d'ABE même s'il n'y a pas des collisions. ABE fournit donc une sous-estimation de la BPD.

2.6 Simulation

2.6.1 Topologies

Dans cette section, nous utilisons le simulateur ns2 pour évaluer la performance de RABE. Nous générons aléatoirement deux topologies dans une région de 1000m x 1000m et nous présentons les résultats obtenus dans les deux topologies. La première topologie, notée par 50/80/CBR, inclut 50 nœuds et 80 flux point-à-point à un saut générés en fonction du modèle de trafic CBR/UDP. La deuxième, notée par 100/135/Poisson, contient 100 nœuds et 135 flux de Poisson point-à-point à un saut (les paquets de chaque flux sont générés en fonction du processus de Poisson). Il faut noter que des déconnexions sur le réseau sont possibles, ce qui n'est pas gênant pour

2.6. Simulation

cette étude. Un exemple de réseau généré est montré dans la figure 2.8. Les nœuds sont configurés avec les paramètres donnés dans la table 2.1. Nous configurons les flux avec le même débit de transmission (noté par x).

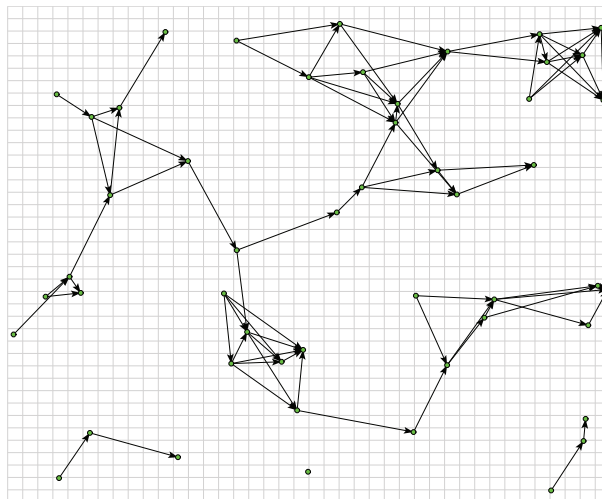


FIG. 2.8 – Topologie 50/80/CBR

Nous plaçons maintenant deux nœuds au centre de la topologie : l'émetteur s a les coordonnées $(300m, 500m)$ et le récepteur r se trouve dans le point $(450m, 500m)$. Comme les zones de communication et de détection de porteuse sont $200m$ et $250m$ respectivement, les deux nœuds s et r peuvent communiquer directement. Avec ces configurations de réseau, certains flux sont dans la zone de détection de porteuse de l'émetteur et/ou du récepteur et certains non. Ceci implique que s et r ont des nœuds cachés communs et indépendants, et donc des périodes occupées communes et indépendantes.

L'objectif est d'évaluer la BPD sur le lien (s, r) en fonction de la variation de la charge du réseau. Pour ce faire, nous varions simplement la valeur de x afin de changer le trafic de fond. Pour chaque simulation, nous mesurons également la probabilité de collisions et la BPD réelle du lien (s, r) .

2.6.2 Implémentation de RABE dans Ns2.33

Dans cette section, nous décrivons comment RABE est implémenté dans le simulateur. Chaque nœud enregistre, sur un intervalle de mesure, les paramètres suivants : le nombre de paquets envoyés et reçus, le nombre d'acquittements envoyés et reçus et le nombre de collisions perçues. En se basant sur ces paramètres chaque nœud calcule sa bande passante disponible selon l'équation 2.7.

Pour implémenter RABE, nous devons connaître le nombre d'arrivées des paquets de données et d'acquittements au niveau du récepteur du lien (λ^{DATA} et λ^{ACK}). Pourtant, certains paquets peuvent entrer en collision avec d'autres paquets et donc ne pas être décodés par le récepteur. Comme le nœud ne peut pas décider si le paquet en collision est un paquet de données ou un acquittement, nous appliquons

l'approximation suivante : le nombre de collisions sur les paquets de données (acquittement respectivement) est dérivé comme le nombre total de collisions multiplié par le pourcentage de paquets de données (acquittements, respectivement) reçus et décodés. Avec cette approximation, nous considérons que le rapport entre les paquets de données et les acquittements est le même sur l'ensemble des paquets décodés et sur les collisions. Enfin, λ^{DATA} (λ^{ACK} , respectivement) est calculé comme le nombre des paquets de données (d'acquittements, respectivement) reçus et décodés plus le nombre estimé des paquets de données (d'acquittement, respectivement) en collision.

Pour estimer la probabilité de collisions lorsqu'un flux est émis sur le lien (s, r) , nous devons également estimer le nombre de paquets générés au niveau de l'émetteur s (λ_s). Supposons que la taille des paquets du flux qui est émis est connue (et noté par T_s), nous appliquons alors l'estimation suivante :

$$\lambda_s = \frac{C_s}{T_s} \quad (2.31)$$

où C_s est la BPD par nœud calculée par l'émetteur s . Les paramètres λ_s et T_s doivent être envoyés au récepteur r .

2.6.3 Mesure de la bande passante réelle

Pour mesurer, par simulation, la probabilité de collisions réelle et la BPD réelle sur le lien (s, r) , un flux $f_{(s,r)}$ est transmis sur le lien (s, r) . Pour chaque valeur de x , le débit du flux $f_{(s,r)}$ est augmenté étape par étape. Si l'un des flux existants sur le réseau voit son débit diminué de plus de 5 % alors on arrête l'augmentation du débit du flux $f_{(s,r)}$. Le débit obtenu $f_{(s,r)}$ est considéré comme la BPD réelle du lien (s, r) .

Nous enregistrons également le nombre de collisions perçues ($n_{collision}$) et le nombre de paquets reçus ($n_{received}$) au niveau du récepteur r pour calculer la probabilité réelle de collisions :

$$p_{real} = \frac{n_{collision}}{n_{received} + n_{collision}} \quad (2.32)$$

Il faut noter que la probabilité de collisions p estimée par l'équation 2.12 peut être différente de p_{real} car p ne prend pas en compte les collisions dues aux stations coordonnées dans la même zone de détection de porteuse qui accèdent au médium en même temps.

2.6.4 Résultats de simulation

Pour chaque valeur de x , les simulations sont répétées dix fois avec la même topologie. Pour chaque simulation, la BPD sur le lien (s, r) est calculée après chaque intervalle de mesure et la BPD finale sur le lien est la moyenne de toutes les valeurs obtenues sur les intervalles de mesure. Les valeurs tracées sont la moyenne des résultats obtenus sur des simulations différentes effectuées pour une valeur de x . Les

2.6. Simulation

valeurs moyennes obtenues sont également associées à un intervalle de confiance de 95%.

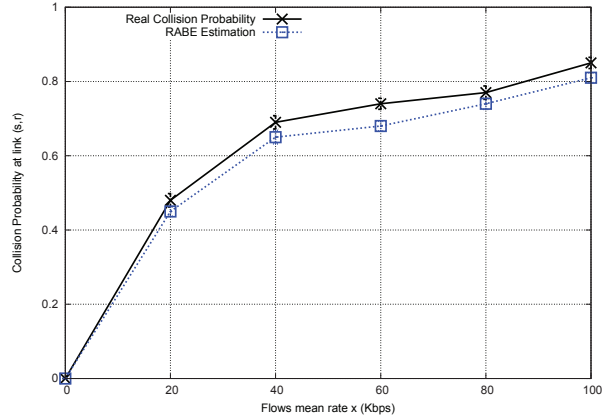


FIG. 2.9 – Comparaison de la probabilité de collisions estimée par RABE et celle réelle dans la topologie 50/80/CBR

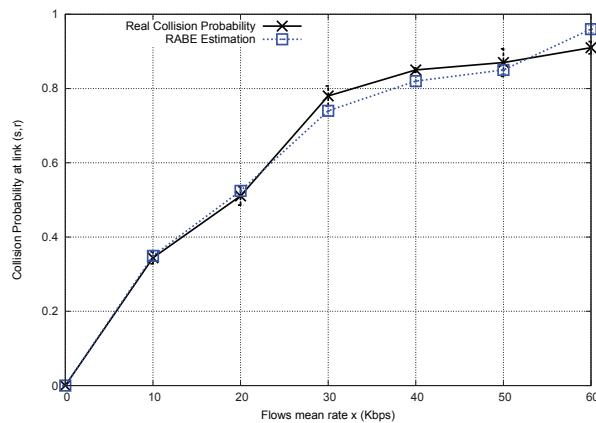


FIG. 2.10 – Comparaison de la probabilité des collisions estimée par RABE et celle réelle dans la topologie 100/135/Poisson

Dans un premier temps nous comparons la probabilité de collisions estimée par RABE et celle réelle en fonction du débit moyen des flux. Cette comparaison est montrée dans les figures 2.9 et 2.10. Dans la topologie 100/135/Poisson, la différence entre les deux probabilités de collisions est toute petite quel que soit le débit moyen des flux. Dans la topologie 50/80/CBR, la différence est un peu plus importante mais acceptable. Ceci peut s'expliquer par l'hypothèse sur la génération de paquets selon un processus de Poisson. Dans ce cas, la probabilité de collisions estimée par RABE est moins importante que celle réelle.

Dans un deuxième temps, nous comparons la BPD estimée par RABE avec celle réelle, et avec les estimations de la BPD réalisée par ABE et IAB. L'intervalle de mesure est le même pour tous les cas et est égal à 1s. Les figures 2.11 et 2.12 montrent

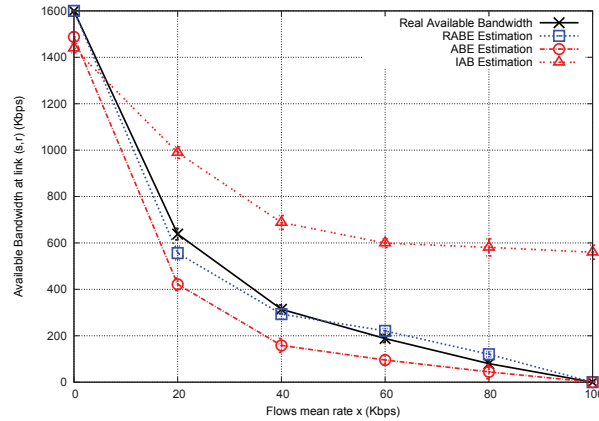


FIG. 2.11 – Estimation de la BPD avec RABE, ABE et IAB sur la topologie 50/80/CBR. Comparaison avec la BPD réelle.

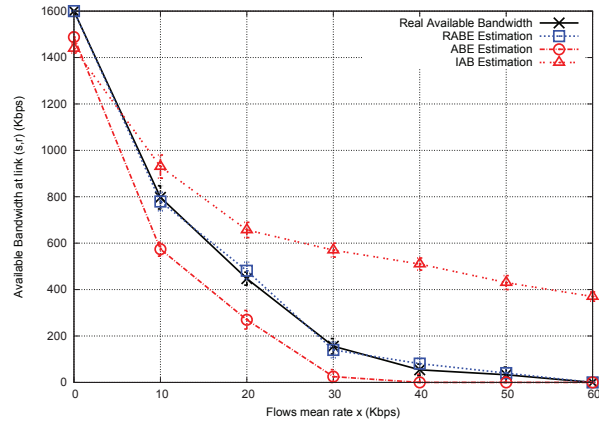


FIG. 2.12 – Estimation de la BPD avec RABE, ABE et IAB sur la topologie 100/135/Poisson. Comparaison avec la BPD réelle.

les résultats obtenus sur des topologies testées en fonction du débit des flux. Nous constatons que, dans les deux scénarios, IAB n'est pas précis car l'estimation fournie est toujours très supérieure à la valeur réelle dès que x est plus grand que 20 kb/s. Cela s'explique par le fait qu'il n'y a que les collisions dues aux stations coordonnées qui sont prises en compte et le paramètre $(1 - K_{IAB})$ est quasiment insensible aux collisions (la figure 2.7).

Nous constatons également que ABE sous-estime la BPD. Cela s'explique par l'hypothèse qui considère que l'occupation du médium est uniforme et indépendante et par le fait que $(1 - p)(1 - K_{ABE})$ est un peu restrictif (cf figure 2.7).

À partir des résultats de simulation, nous constatons que RABE fournit l'estimation la plus précise parmi les trois solutions testées, et cela quel que soit le scénario et le débit des flux. La précision des solutions est montrée dans les figures 2.13 et 2.14. Dans la topologie 50/80/CBR, l'erreur d'estimation moyen de

2.7. Conclusion

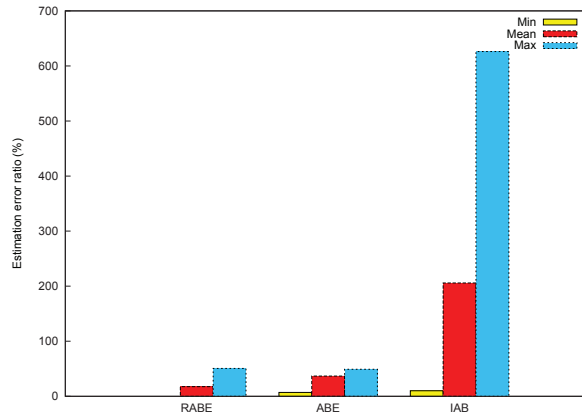


FIG. 2.13 – Erreur d'estimation (en %) pour ABE, IAB et RABE dans la topologie 50/80/CBR

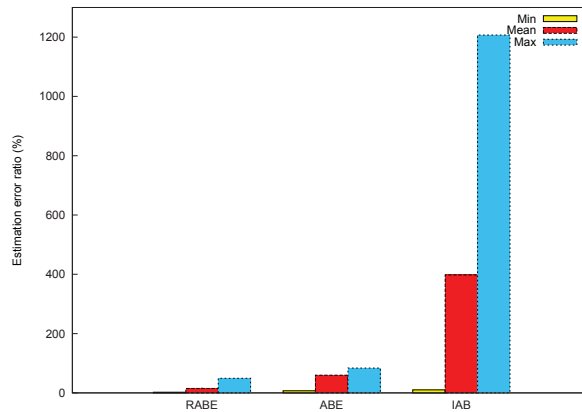


FIG. 2.14 – Erreur d'estimation (en %) pour ABE, IAB et RABE dans la topologie 100/135/Poisson

RABE est de 17.49%, celle d'ABE est de 36.7% et celle d'IAB est de 205,8%. En se basant sur les résultats, nous constatons que RABE est deux fois plus précis que ABE et dix fois plus précis que IAB. Dans la topologie 100/135/Poisson, l'erreur moyenne d'estimation de RABE est de 15.79%, qui correspond à 59.76% et 397% pour ABE et IAB, respectivement. En d'autres termes, RABE est quatre fois plus précis qu'ABE et vingt-six fois plus précis que IAB. Dans des certaines simulations, l'erreur d'estimation de IAB peut atteindre 1200%.

2.7 Conclusion

L'estimation de la BPD sur un lien est difficile dans les réseaux sans fil multisauts basés sur le standard IEEE 802.11 DCF. La difficulté du problème réside dans l'estimation de la contention du canal partagé et des collisions entre nœuds cachés.

Chapitre 2. Estimation de la bande passante disponible

Les méthodes passives sont préférables aux méthodes actives car elles ne provoquent pas une surcharge du réseau.

Nous avons proposé dans ce chapitre RABE, une nouvelle méthode d'estimation de la BPD dans les réseaux sans fil multisauts basés sur le standard IEEE 802.11. Par rapport aux solutions connues, cette méthode prend en compte le mécanisme de retransmission de IEEE 802.11 qui a un impact important sur la bande passante disponible d'un lien sans fil. RABE est basée sur la BPD par nœud, sur la probabilité de collisions sur le lien et sur le nombre moyen de retransmissions. À partir de ce dernier, RABE estime le temps supplémentaire nécessaire pour retransmettre un paquet entré en collision et le taux de perte des paquets dû à la limite du nombre de retransmissions.

Notre évaluation, effectuée par simulation, montre que RABE donne des résultats plus précis par rapport aux solutions existantes, telles que ABE ou IAB, dans des topologies différentes et sous des modèles de trafic et des charges différentes. De notre point de vue, RABE est une claire amélioration comparé aux solutions existantes.

Malgré cela, RABE présente un certain nombre d'inconvénients parmi lesquels l'hypothèse du caractère poissonien des arrivées de paquets qui peut être peu réaliste dans des conditions réelles. Une vérification de cette hypothèse sera faite dans le chapitre suivant.

Distribution des périodes libres

Sommaire

3.1	Introduction	41
3.2	Études sur des scénarios basiques	43
3.2.1	FIM	43
3.2.2	HT	45
3.3	Modèle Analytique	47
3.3.1	Modèle du système	47
3.3.2	Distribution du temps de backoff entier	48
3.3.3	Distribution du temps de backoff interrompu	49
3.3.4	Distribution du temps de backoff et d'interruptions	50
3.3.5	Distribution des périodes libres provoquées par la dernière retransmission de paquets	50
3.3.6	Distribution générale des périodes libres	51
3.3.7	Discussion	51
3.4	Validation du modèle	51
3.4.1	Topologies	51
3.4.2	Résultats de simulation	52
3.5	Conclusion	55

3.1 Introduction

Une station dans un réseau sans fil est capable de détecter l'état du médium qui est soit libre soit occupé. Les durées des périodes libres/occupées caractérisent le taux d'occupation du canal qui, à son tour, a un impact direct sur la performance de la communication. Il est donc important d'étudier les périodes libres/occupées et de découvrir leurs caractéristiques les plus importantes (distribution, moyenne, facteurs d'impact, etc.). C'est un sujet qui est aussi traité dans d'autres domaines afférents à la communication radio. Par exemple, dans les réseaux radio cognitifs, un nœud secondaire doit être capable d'adapter son comportement en se basant sur des observations du médium radio et sur son expérience dans le passé. Le processus cognitif se compose de l'analyse de conditions observées sur le réseau, de la prise de décision et de l'apprentissage basé sur son expérience. C'est pourquoi l'observation et l'analyse des durées des périodes libres et de leurs paramètres statistiques sont importantes pour le fonctionnement convenable de cette approche [Misic 2011]. Il

est également possible de se baser sur des périodes libres observées pour estimer le nombre de nœuds actifs dans un réseau sans fil où tous les nœuds sont dans la même zone de détection de porteuse [Bowden 2007a]. L'observation des durées de périodes libres est aussi utilisée pour proposer des solutions orientées vers la Qualité de Service. Les auteurs de [Sarr 2008] estiment la bande passante disponible entre deux nœuds en se basant sur les durées moyennes des périodes quand le canal sans fil est libre. Selon certaines recherches, il serait aussi possible d'améliorer l'efficacité et l'équité de solutions pour la couche MAC dans les réseaux sans fil multisauts grâce à la connaissance des durées de périodes libres.

D'après nos recherches, peu de travaux ont été proposés pour caractériser les durées des périodes libres dans les réseaux sans fil multisauts. Les auteurs de [Tickoo 2003] caractérisent les durées d'inter-arrivées (au niveau des flux TCP) d'un nœud quelconque via un modèle analytique. Les études sont menées sur les réseaux sans fil avec et sans infrastructure. Ils montrent que les durées d'inter-arrivées ont une distribution multimodale. Le modèle proposé peut être utilisé pour inférer les durées des périodes libres mais ce travail ne traite pas les cas avec des nœuds cachés. L'article [Bowden 2007b] se propose une étude sur les périodes libres pour estimer le nombre de nœuds en compétition sur un réseau CSMA/CA. Ce travail est valide pour les réseaux à un saut où les nœuds ont toujours un paquet à envoyer et utilisent tous les mêmes paramètres du backoff (l'étage initial). Selon [Misic 2011], où les auteurs caractérisent les durées des périodes libres dans les réseaux sans fil à un saut basés sur IEEE 802.11e (utilisant EDCA) avec un modèle de trafic Poissonien, lorsque l'intensité du trafic est non-négligeable, la DPL suit une distribution Gamma. Tous ces travaux se concentrent principalement sur les réseaux à un saut et ne considèrent pas les réseaux multisauts dont les propriétés influencent différemment les périodes libres.

Nous avons rencontré dans des études sur les réseaux sans fil multisauts, diverses hypothèses sur le modèle de trafic à utiliser. Par exemple, Garetto *et al.* [Garetto 2006] modélise le médium sans fil comme un processus stochastique dans lequel les périodes libres et celles occupées sont de distribution exponentielle. Kolar *et al.* [Kolar 2009] modélise les périodes de backoff et de transmission comme un processus de renouvellement (*Alternating Renewal Process*) dans lequel le temps de backoff et la taille de paquets sont exponentiellement distribués. Les auteurs de [Sarr 2008] supposent que les périodes libres dont la durée totale est connue (par mesure) suivent une distribution uniforme pendant la période d'observation. Mais, à notre connaissance, ces hypothèses n'ont jamais été validées.

Dans ce chapitre, nous étudions la DPL dans les réseaux sans fil multisauts basés sur IEEE 802.11. À l'opposé des travaux existants cités ci-dessus, nous considérons les réseaux multisauts avec des stations cachées potentielles et sous une intensité de trafic non-négligeable. Dans un premier temps nous nous concentrons sur l'étude de la distribution des périodes libres dans deux configurations multisauts basiques. Nous proposons ensuite un modèle analytique pour caractériser les durées des périodes libres dans les réseaux sans fil multisauts avec des topologies arbitraires.

3.2. Études sur des scénarios basiques

3.2 Études sur des scénarios basiques

3.2.1 FIM

Dans cette section, nous étudions, par simulation, la DPL dans le scénario basique des trois paires (dénommé aussi Flow In the Middle (FIM) et décrit dans la section 1.4.1.2). Dans les simulations avec Ns2.33, tous les nœuds sont configurés en accord avec la table 2.1. Pour assurer qu'il n'y a pas de paquets de contrôle de routage qui sont en compétition avec les paquets de données, nous utilisons le protocole de routage statique (appelé ASR). Cela simplifie l'analyse et permet d'avoir des résultats plus propres.

La DPL des nœuds est montrée dans les figures 3.1 et 3.2. Dans la figure 3.1, le petit dessin intérieur est un zoom sur la partie de la distribution centrée autour de $5000 \mu s$. À partir de ces figures, nous trouvons que les nœuds 0, 1, 4, 5 ont la même distribution bi-modale et que les nœuds 2 et 3 ont également la même distribution mono-modale.

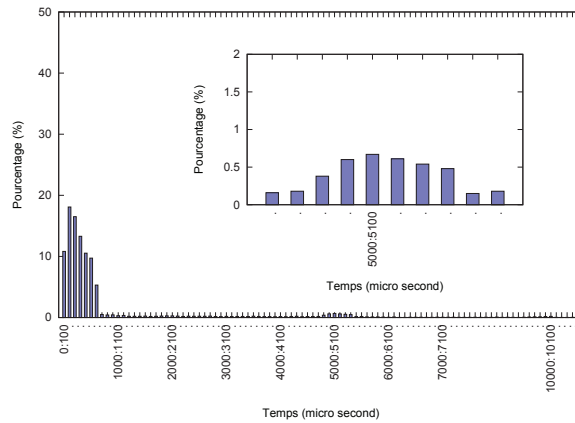


FIG. 3.1 – DPL des nœuds (0, 1, 4, 5) dans le scénario FIM

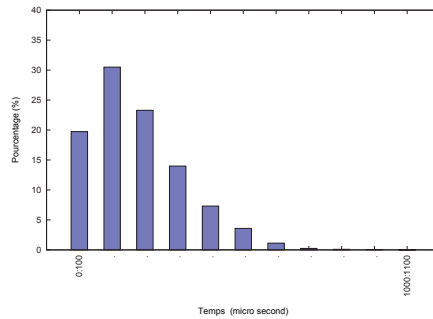


FIG. 3.2 – DPL des nœuds (2, 3) dans le scénario FIM

Nous identifions trois types de périodes libres dans ce scénario :

- *Le temps de backoff entier (noté par B)* : Dans le mode DCF de IEEE 802.11, un temps de backoff aléatoire est toujours associé à une transmission de paquet. Si le compteur de backoff n'est pas interrompu, alors, pour chaque étage de backoff, le temps de backoff est uniformément distribué dans la fenêtre de contention associée. Dans le scénario FIM testé, les collisions ne sont possibles que si les compteurs de backoff de deux émetteurs dans la même zone de détection de porteuse atteignent zero en même temps. Par conséquent, les émetteurs tirent principalement leur backoff dans la fenêtre de contention minimale. A noter que le premier pic de chaque distribution¹ est inclus dans l'intervalle $[0 : 620\mu s]$ qui correspond à la taille de la fenêtre de contention minimale. Ce pic, donc, représente le temps de backoff. Les périodes libres qui correspondent aux temps de backoff entiers sont incluses dans ce pic. Pourtant, comme la distribution du premier pic n'est pas uniforme, on constate que le compteur de backoff des nœuds est parfois interrompu.
- *Le temps de backoff interrompu (noté par \check{B})* : Si le compteur de backoff est interrompu, le temps de backoff est séparé en plusieurs plus petites périodes. Ces périodes libres sont également incluses dans les premiers pics des distributions des six nœuds. En accord avec les activités des voisins en terme de paquets à envoyer, les nœuds ont des fréquences différentes d'interruptions de backoff. Par exemple, le nœud 2 est influencé par les transmissions de paquets provenant de cinq nœuds (0, 1, 3, 4, 5), alors que le nœud 0 subit l'impact des transmissions de paquets ne provenant que de trois nœuds (1, 2, 3). Par conséquent, la fréquence d'interruption du backoff du nœud 2 est plus importante que celle du nœud 0, ce qui explique que le nœud 2 a des périodes libres plus courtes dans sa distribution.
- *Le temps d'interruption et de backoff (noté par \hat{B})* : Dans le scénario FIM testé avec des flux TCP, certains nœuds n'ont parfois pas de paquets à envoyer au niveau MAC pendant que leurs voisins dans la même zone de détection de porteuse ont des paquets à transmettre. Pourtant, ces nœuds détectent le médium libre pendant une période qui dépasse la durée d'un backoff. Ce fait peut être expliqué par les transmissions des nœuds qui sont cachés aux nœuds qui n'ont pas de paquets à envoyer et qui bloquent les compteurs du backoff des nœuds voisins. Par exemple, dans le scénario de FIM, si le compteur de backoff du nœud 2 est interrompu par une transmission de paquet du nœud 4, la décrémentation du backoff du nœud 2 est bloquée pendant le temps de transmission de ce paquet. Pendant cette période, le nœud 0, qui n'a pas de paquet à envoyer, considère que le canal est libre pendant une période qui est plus importante qu'un backoff. Un tel phénomène est présenté dans la figure 3.3. Le deuxième pic de la DPL pour les nœuds (0, 1, 4, 5) correspond

¹qui correspond au seul pic des nœuds 2 et 3.

3.2. Études sur des scénarios basiques

à ce type de périodes libres. Avec des flux TCP, la probabilité que le temps d'inter-arrivées de paquets d'un nœud soit supérieure à zero est non nulle, ce qui explique pourquoi ces périodes libres dues au backoff et aux interruptions de la part de nœuds cachés existent dans ce scénario même si leur fréquence est assez basse.

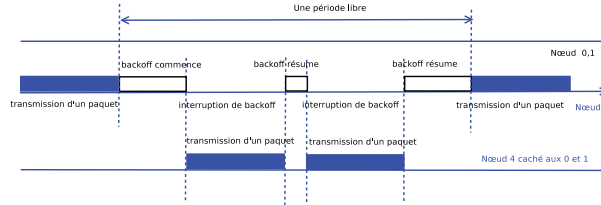


FIG. 3.3 – Période libre due au backoff et aux interruptions provoqués par les nœuds cachés

3.2.2 HT

Cette section se donne le but d'étudier la DPL dans le scénario des stations cachées symétriques (HT) (section 1.4.2.1). Dans ce cas, les collisions peuvent être provoquées sur le nœud 1 par de paquets provenant des nœuds cachés 0 et 2. Ces collisions sont à l'origine des retransmissions pour les paquets des émetteurs 0 et 2. Il faut remarquer que ces retransmissions génèrent du trafic supplémentaire sur le lien. La DPL des nœuds dans ce scénario est montrée dans les figures 3.4 et 3.5. Elle est mono-modale pour le nœud 1 et bi-modale pour les nœuds 0 et 2. Par analogie avec le cas du scénario FIM, le premier pic (dans l'intervalle de temps $[0 : 1200\mu s]$) de ces distributions représente les temps des backoffs entiers et interrompus (B et \tilde{B}). Néanmoins, la largeur de ce pic dans le scénario HT est deux fois plus importante que celle du scénario FIM. C'est parce que le nombre de retransmissions est important et les temps de backoff pour ces retransmissions sont aussi importants. En effet, dans ce cas, la taille de la fenêtre de contention est doublée à chaque fois que l'émetteur 0 ou 2 ne reçoit pas d'acquittement pour un paquet envoyé.

Le deuxième pic de ces distributions est dans l'intervalle de temps $[4900 : 5600\mu s]$. La fréquence de ce pic est non négligeable (environ 7%) et il peut être visualisé sans faire de zoom à l'opposé du cas de FIM. De plus, la forme de ces pics est différente de la forme du deuxième pic dans les distributions du scénario FIM. En effet, le nœud 1 dans le scénario HT n'a aucun paquet de données dans sa file d'attente, donc les temps de backoff et d'interruption (\hat{B}) ne peuvent pas apparaître dans ce scénario comme c'était le cas de FIM. Nous identifions donc un quatrième type des périodes libres correspondant à ce pic. Ces périodes libres sont provoquées par les retransmissions supplémentaires et par la suppression d'un paquet due à la limite du nombre de retransmissions. Ce type des périodes libres est noté par \tilde{B} et il est montré dans la figure 3.6.

Dans le scénario HT, on peut observer le phénomène suivant : lorsqu'il y a une collision entre un paquet envoyé par l'émetteur 0 et un paquet envoyé par l'émetteur

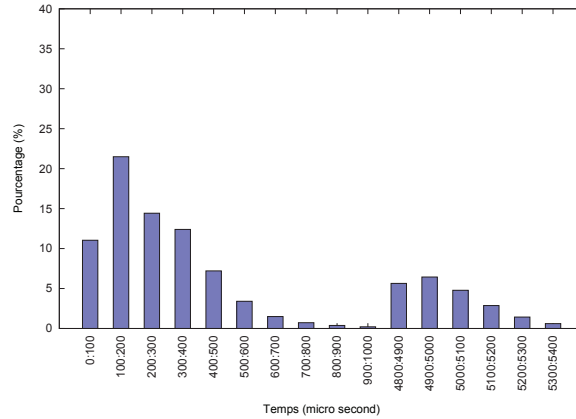


FIG. 3.4 – DPL des nœuds 0 et 2 dans le scénario HT

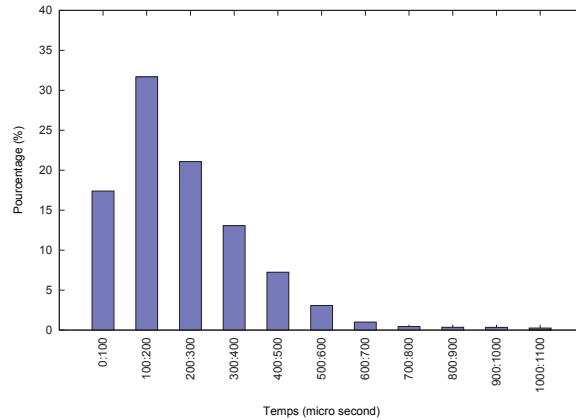


FIG. 3.5 – DPL du nœud 1 dans le scénario HT

2, une retransmission peut être provoquée par 0 et/ou par 2. Si, par exemple, le nœud 2 a atteint la limite du nombre de retransmission, le nœud 2 supprime alors son paquet. Pendant le temps de backoff et de la dernière retransmission de l'émetteur 0, l'émetteur 2 peut alors être libre (la figure 3.6). Dans le scénario HT, le deuxième pic représente une retransmission et un temps de backoff.

À partir des observations précédentes, quatre types de périodes libres identifiées apparaissent dans la DPL des nœuds dans les scénarios FIM et HT. Le temps de backoff entier dépend de l'étage de backoff dans lequel le backoff est tiré et l'étage de backoff, à son tour, dépend de la probabilité de collisions. Ces dernières provoquent des retransmissions et des suppressions de paquets à cause de la limite du nombre de retransmissions. Les temps libres induits par les dernières retransmissions et les suppressions de paquets à cause de la limite de retransmissions dépendent donc de la probabilité de collisions. Par conséquent, la probabilité de collisions influence la largeur des pics de la distribution. Le backoff interrompu dépend des activités de nœuds voisins dans une même zone de détection de porteuse. C'est pourquoi, le débit de transmission des nœuds voisins influence la hauteur de pics de la distribution.

3.3. Modèle Analytique

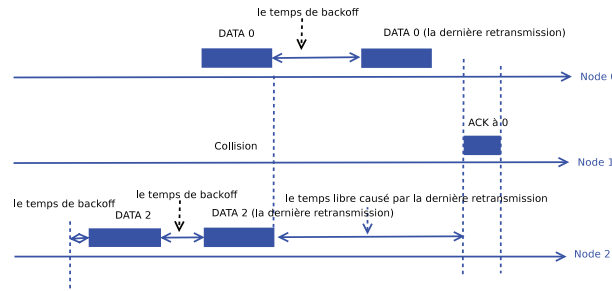


FIG. 3.6 – Période libre du nœud 2 provoquée par la dernière suppression d'un paquet pour le nœud 2 et par la dernière retransmission du nœud 0 dans le scénario HT

Le temps de backoff et d'interruption dépend aussi du nombre des nœuds cachés et de leurs activités. Comme conséquence, le nombre de nœuds cachés influencent le nombre de pics de la distribution et le débit de transmission des nœuds cachés a un impact sur la largeur de la distribution.

3.3 Modèle Analytique

Nous supposons par la suite que le modèle de trafic transmis par les nœuds dans le réseau sans fil multisaut est stochastique et l'intensité du trafic est non-négligeable. Selon cette hypothèse, la probabilité pour qu'un nœud ait toujours des paquets à envoyer est non-négligeable et la probabilité que le canal sans fil soit saturé est également non-négligeable. Nous supposons aussi que les stations cachées d'un même nœud ont des activités indépendantes. Dans nos recherches, nous ne prenons pas en compte les collisions entre stations coordonnées (qui sont d'ailleurs très peu probables).

3.3.1 Modèle du système

Le modèle du canal sans fil d'un nœud dans un réseau sans fil multisaut est décrit par la suite. Étant donné un nœud A , le canal sans fil de A est influencé par des nœuds qui se trouvent dans la même zone de détection de porteuse, par exemple B , C et D (voir la figure 3.7, le cercle pointillé représente la zone de détection de porteuse du nœud A). Le canal sans fil de A subit aussi l'impact des nœuds cachés de A qui se trouvent en dehors de sa zone de détection de porteuse (comme, par exemple, E , F et G dans la figure 3.7), mais qui influencent le comportement des nœuds dans la zone de détection de porteuse de A . Il faut noter que le terme "nœuds cachés" a un sens très large. En effet, soit cela correspond aux nœuds qui ne sont pas détectés par A mais dont les activités peuvent provoquer des collisions avec les paquets transmis dans la zone de détection de porteuse de A , soit peuvent empêcher un nœud dans la zone de détection de porteuse de A de transmettre des paquets.

Ces impacts sont représentés par les paramètres suivants :

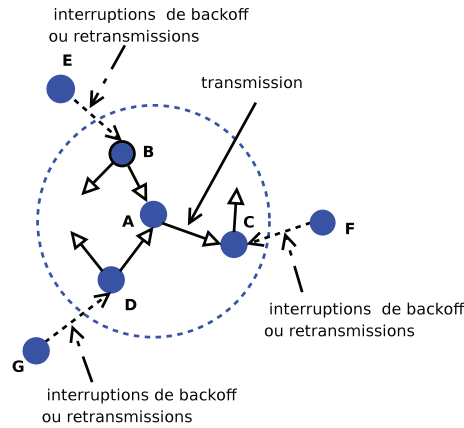


FIG. 3.7 – Modèle du canal sans fil d'un nœud

- *Le débit de transmission de paquets (λ)* : C'est le débit moyen de sortie des paquets au niveau MAC de tous les nœuds qui se trouvent dans la zone de détection de porteuse du nœud A (y compris A).
- *Le débit de transmission des nœuds cachés (λ_h)* : C'est le débit de sortie moyen des paquets au niveau MAC des nœuds cachés de A . Ces nœuds sont dans la zone de détection de porteuse des voisins actifs de A .
- *La probabilité de collisions internes (\check{p})* : C'est la probabilité moyenne de collisions entre une émission d'un nœud caché de A et une émission d'un nœud dans la zone de détection de porteuse de A qui provoquent une retransmission pour le paquet envoyé par le nœud se trouvant dans la zone de détection de porteuse de A .
- *La probabilité de collisions externes (\hat{p})* : C'est la probabilité moyenne de collisions entre une émission du nœud A et une émission d'un nœud caché de A qui provoquent une retransmission pour le paquet envoyé par le nœud caché à A .
- *La probabilité d'interruptions p* : C'est la probabilité moyenne d'interruptions des paquets envoyés par les nœuds se trouvant dans la même zone de détection de porteuse de A .

3.3.2 Distribution du temps de backoff entier

Nous déterminons d'abord les périodes libres du nœud A dues au backoff entier (non-interrompu) tiré par A ou par les nœuds dans la zone de détection de porteuse de A . Étant donnée une fenêtre de contention, le backoff tiré est uniformément distribué dans cette fenêtre. À chaque fois qu'un paquet est en collision, il est retransmis avec une fenêtre de contention dont la taille est doublée. Le temps de backoff dépend donc du nombre de retransmissions.

Étant donnée la probabilité de collisions internes \check{p} , la fonction de masse du

3.3. Modèle Analytique

nombre de retransmissions d'un paquet [Bianchi 2000] est :

$$Pr(n = i) = \begin{cases} \check{p}^i * (1 - \check{p}), & 0 \leq i < M \\ \check{p}^M, & i = M \end{cases} \quad (3.1)$$

où M est la limite de retransmissions.

N est défini de sorte que $2^N * CW_{min}$ est la taille maximale de la fenêtre de contention (CW_{max}). Pour chaque valeur t (exprimée en nombre de slots), nous notons $m = \lfloor \log_2(\frac{t}{CW_{min}}) \rfloor$. La probabilité pour que le temps de backoff soit égal à t est exprimée comme suit :

– Si $N < M - 1$:

$$P(B = t) = \begin{cases} \sum_{i=m}^N Pr(n = i) * \frac{1}{2^i * CW_{min}}, & 0 \leq m \leq N \\ \sum_{i=m}^N Pr(n = i) * \frac{1}{2^i * CW_{min}} + \frac{m-N}{2^N * CW_{min}}, & \\ N < m \leq M - 1 \\ 0, & \text{sinon} \end{cases} \quad (3.2)$$

– Si $M - 1 \leq N$:

$$P(B = t) = \begin{cases} \sum_{i=m}^{M-1} Pr(n = i) * \frac{1}{2^i * CW_{min}}, & 0 \leq m \leq M - 1 \\ 0, & \text{sinon} \end{cases} \quad (3.3)$$

3.3.3 Distribution du temps de backoff interrompu

Dans cette section, nous déterminons les périodes libres du nœud A qui correspondent aux backoff interrompus par des transmissions de nœuds dans la zone de détection de porteuse de A . Les auteurs de [Misic 2011] montrent que le temps de backoff interrompu (incluant le temps de backoff entier) suit une distribution Gamma. La probabilité pour que le temps de backoff interrompu soit égal à t (exprimé en nombre de slots) peut s'exprimer comme suit :

$$Pr(\check{B} = t) = \frac{\beta^\alpha}{\Gamma(\alpha)} t^{\alpha-1} e^{-\beta t} \quad (3.4)$$

Étant données la moyenne $E(\check{B})$ et la variance $Var(\check{B})$, les paramètres α et β peuvent être approximés ainsi :

$$\beta = \frac{E(\check{B})}{Var(\check{B})} \quad (3.5)$$

$$\alpha = E(\check{B})\beta \quad (3.6)$$

Il faut remarquer que les temps des backoffs interrompus sont provoqués par le débit de transmission de paquets (λ) et les tailles des fenêtres de contention associées pour transmettre ces paquets (CW). $E(\check{B})$ et $Var(\check{B})$ peuvent donc être calculés à partir de λ et CW : $E(\check{B})$ est estimé comme $\frac{1}{\lambda}$ et $Var(\check{B})$ est dérivé de $E(\check{B})$ et CW en utilisant des formules données dans [Hozo 2005].

3.3.4 Distribution du temps de backoff et d'interruptions

Dans cette section nous déterminons les périodes libres du nœud A qui sont plus importantes qu'un backoff et qui sont dues à une file vide au niveau MAC pour le nœud A et aux transmissions de nœuds cachés de A qui empêchent les nœuds dans la zone de détection de porteuse de A de transmettre des paquets. Comme nous supposons que les nœuds cachés d'un même nœud ont des activités indépendantes, nous considérons que les arrivées des paquets de ces nœuds cachés suivent une distribution Poisson. S'il y a k arrivées pendant le temps de backoff entier B , alors le temps d'interruption du aux transmissions de paquets peut s'exprimer ainsi :

$$S^k = k * T \quad (3.7)$$

où T est le temps de transmission d'un paquet. Les valeurs de S^k sont discrètes et sont multiples de T .

La probabilité pour que S^k soit égal à t (les deux valeurs sont exprimées en nombre de slots) est estimée comme suit :

$$Pr(S^k = t) = (\lambda_h * T)^k * \frac{e^{-\lambda_h * T}}{k!} * Pr(k * T = t) \quad (3.8)$$

Les périodes libres dues au backoff et aux interruptions des nœuds cachés sont exprimées ainsi :

$$\hat{B} = B + S^k \quad (3.9)$$

Étant données les distributions de B et S^k , nous pouvons dériver celle de \hat{B} par convolution.

Comme la différence entre les valeurs consécutives de B est beaucoup plus petite que celle entre les valeurs consécutives de S^k , la distribution de \hat{B} est multimodale. De plus, la différence entre les pics consécutifs de cette distribution est égale au temps de transmission d'un paquet T .

3.3.5 Distribution des périodes libres provoquées par la dernière retransmission de paquets

Nous déterminons par la suite la DPL provoquées par la dernière retransmission de paquets (\tilde{B}). Étant donné le temps d'attente pour la dernière retransmission d'un paquet B_i , cette période libre peut être calculée comme suit :

$$\tilde{B} = B_i + T \quad (3.10)$$

La distribution de la dernière retransmission (n) peut être calculée en fonction de la probabilité des collisions externes (\hat{p}) :

$$Pr(n = i) = \begin{cases} \hat{p}^i * (1 - \hat{p}), & 0 \leq i < M \\ \hat{p}^M, & i = M \end{cases} \quad (3.11)$$

La distribution de B_i peut être calculée en fonction de \hat{p} comme B . Cette distribution est exponentielle. C'est pourquoi, la distribution de \tilde{B} est aussi exponentielle.

3.4. Validation du modèle

3.3.6 Distribution générale des périodes libres

Finalement, nous déterminons la distribution générale des périodes libres du nœud A . Étant donné le débit de transmission de sortie λ dans le canal sans fil du nœud A et le temps de transmission d'un paquet T , la charge du canal sans fil de la part du nœud A est $\rho = \lambda * T$. Comme une transmission de paquet est toujours associée à un temps de backoff, la probabilité pour que les périodes libres correspondent au temps de backoff entiers et interrompus est donc ρ . Par conséquent, nous estimons la distribution des périodes libres (noté par IP) du nœud A ainsi :

$$Pr(IP = t) = \rho * Pr(\check{B} = t) + (1 - \rho) * [p * Pr(\hat{B} = t) + (1 - p) * Pr(\tilde{B} = t)] \quad (3.12)$$

$(1 - \rho) * p * Pr(\hat{B} = t)$ correspond à la probabilité que les nœuds se trouvant dans la zone de détection de porteuse de A soient bloqués par des transmissions de nœuds cachés de A et que A n'ait pas de paquet à envoyer.

$(1 - \rho) * (1 - p) * Pr(\tilde{B} = t)$ est la probabilité que les paquets de A entrent en collision avec des paquets de nœuds cachés à A et que ces collisions impliquent une suppression de paquet au niveau de A à cause de la limite du nombre de retransmissions.

3.3.7 Discussion

La DPL estimée par l'équation 3.12 reflète ce que nous avons analysé avec les scénarios basiques FIM et HT (Section 3.2). Cette distribution est multimodale. Le premier pic représente les temps de backoffs entiers et interrompus. Le deuxième pic peut représenter les temps de backoffs et d'interruptions et les temps libres provoqués par la dernière retransmission. Les pics suivants représentent les temps de backoffs et d'interruptions.

3.4 Validation du modèle

3.4.1 Topologies

Nous générons deux topologies aléatoires dans une zone de $(1000m, 1000m)$. La première (appelée 20/47) contient 20 nœuds et 47 flux TCP à un saut. La deuxième (appelée 100/176) (figure 4.3) inclut 100 nœuds et 176 flux TCP à un saut. Les nœuds sont d'abord configurés avec une zone de communication de $250m$ et une zone de détection de porteuse de $550m$ (tous les autres paramètres sont présentés dans la table 2.1).

Nous choisissons ensuite deux nœuds dans chaque topologie et nous comparons pour chaque nœud, la DPL obtenue par simulation et celle calculée avec notre modèle analytique. A noter que dans notre modèle, pour faciliter le calcul de paramètres, nous utilisons des résultats de simulation pour obtenir λ , λ_h , \hat{p} , \check{p} , p , $E(\check{B})$ et $Var(\check{B})$ afin de calculer $Pr(\check{B} = t)$ au lieu d'utiliser des formules.

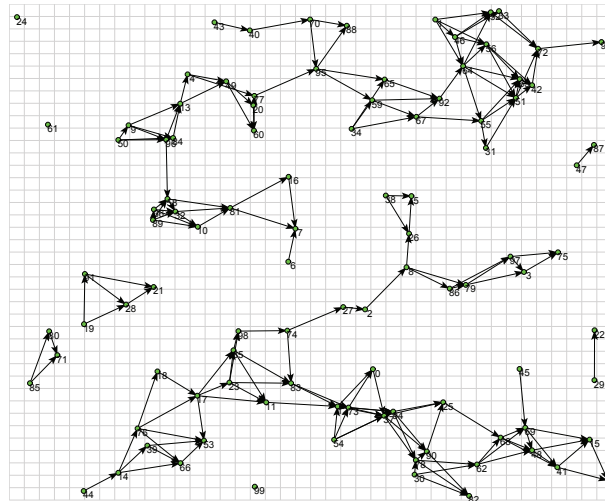


FIG. 3.8 – Topologie 100/176

3.4.2 Résultats de simulation

Les distributions des périodes libres des nœuds 0 (39m, 546m) et 5 (570m, 525m) de la topologie 20/47 sont montrées dans les figures 3.9 et 3.10. Les figures intérieures sont un zoom sur les parties de la distribution après le premier pic.

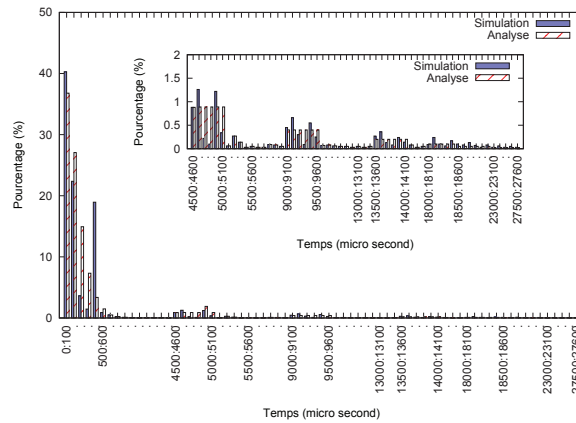


FIG. 3.9 – DPL du nœud 0 dans la topologie 20/47

D'abord, nous voyons que les résultats calculés du modèle proposé sont proches de ceux obtenus par simulation. Nous constatons à partir de ces figures que les premiers pics dans les distributions des périodes libres pour les deux nœuds sont similaires et se trouvent dans la zone $[0 : 600] \mu s$. Cela correspond aux temps de backoff (interrompus ou non). Cette partie représente plus de 90% des périodes libres. Les mêmes résultats ont été obtenus dans les distributions pour d'autres nœuds sur le réseau.

En même temps ces distributions ont d'autres parties dont les fréquences sont

3.4. Validation du modèle

plus basses par rapport à la première partie. En faisant un zoom sur ces parties, nous pouvons clairement voir que ces distributions sont multimodales. Leurs pics sont des multiples de $4500\mu s$ qui correspondent au temps de transmission d'un paquet de 1 kilooctet sur un lien avec un débit physique de 2 Mb/s. Ces parties correspondent aux périodes libres dues aux backoff et aux interruptions provenant de nœuds cachés. On remarque cinq pics pour la distribution du nœud 0 (à $4500\mu s$, $9000\mu s$, $13500\mu s$, $18000\mu s$, $22500\mu s$), alors qu'il n'y a que trois pics pour la distribution du nœud 5 (à $4500\mu s$, $9000\mu s$, $13500\mu s$).

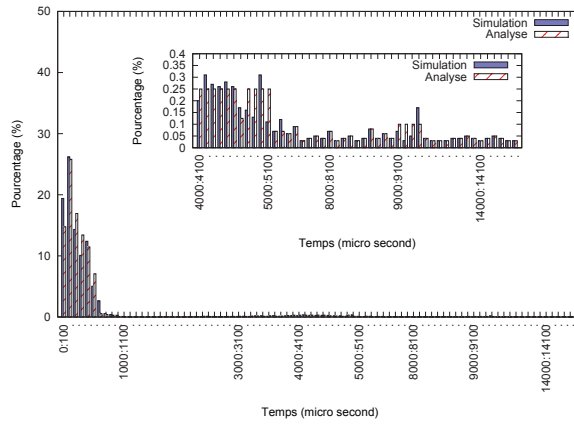


FIG. 3.10 – DPL du nœud 5 dans la topologie 20/47

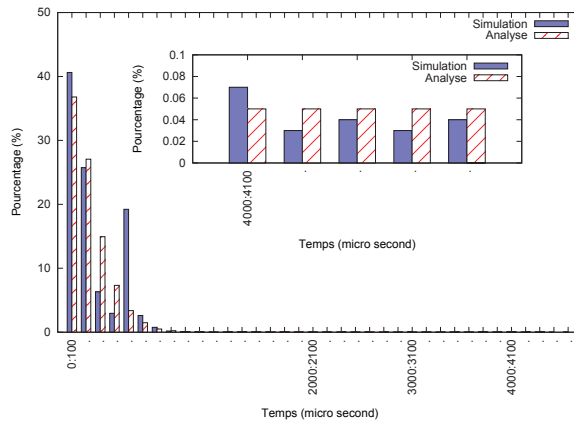


FIG. 3.11 – DPL du nœud 61 dans la topologie 100/176

Les résultats de simulation pour les distributions des périodes libres des nœuds 61 ($64m$, $756m$) et 50 ($180m$, $726m$) de la topologie 100/76 sont donnés dans les figures 3.11 et 3.12. Dans la distribution du nœud 50 il n'y a qu'un pic qui correspond aux interruptions de backoff, alors qu'il y a deux parties dans la distribution du nœud 61. Comme la topologie 100/176 est très dense, la fréquence des périodes libres dues au backoffs et aux interruptions provenant des nœuds cachés est plus petite en comparaison avec celle de la topologie 20/47.

Chapitre 3. Distribution des périodes libres

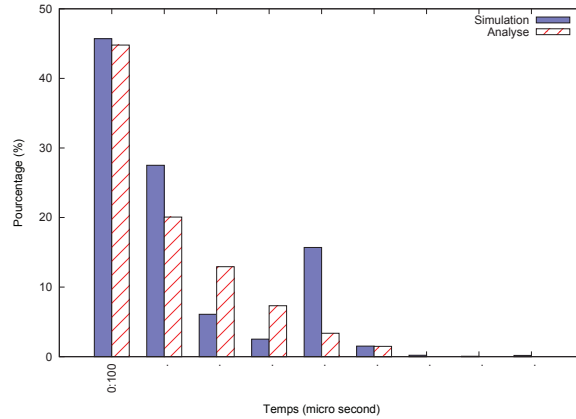


FIG. 3.12 – DPL du nœud 50 dans la topologie 100/176

On peut déduire à partir des simulations précédentes, que la probabilité d'interruptions de paquets est importante et elle correspond aux périodes libres \hat{B} . Ça s'explique par le fait que la zone de détection de porteuse des nœuds est beaucoup plus importante que celle de communication. Nous configurons maintenant les nœuds dans le scénario 20/47 avec la zone de communication à 200m et celle de détection de porteuse à 250m. Avec cette configuration il y a plus de nœuds cachés et les collisions deviennent plus importantes. Les DPL pour les nœuds 5 et 12 sont montrées dans les figures 3.13 et 3.14. On y voit que la distribution multimodale des deux nœuds a principalement deux pics. Le premier pic correspond aux temps de backoff entiers et interrompus (B et \tilde{B}), le deuxième semble être exponentiel et correspond donc aux temps libres provoqués par la dernière retransmission (\tilde{B}). Autrement dit, dans ce cas les collisions qui gênent des retransmissions et des rejets de paquets sont importantes.

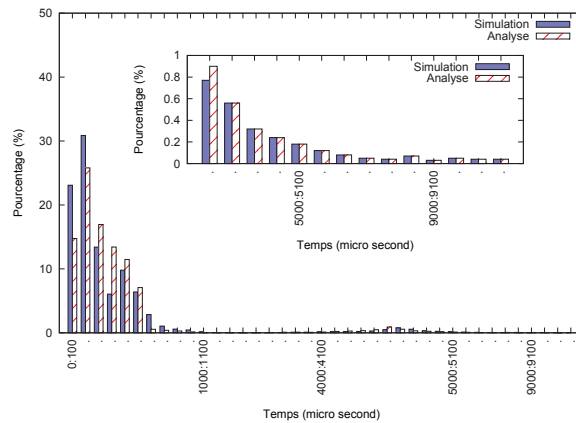


FIG. 3.13 – DPL du nœud 5 dans la topologie 20/47 avec une zone de détection de porteuse équivalente à la zone de communication

Les résultats différents, observés sur les nœuds sélectionnés mais également sur

3.5. Conclusion

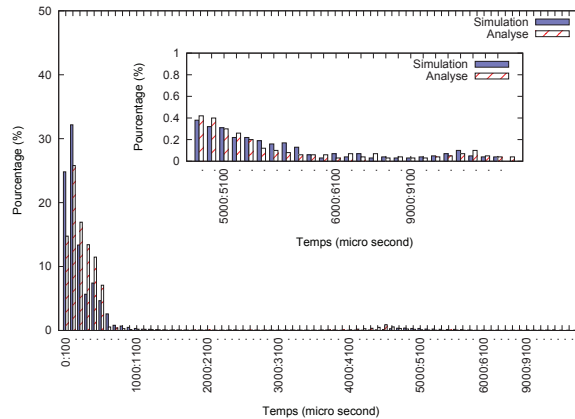


FIG. 3.14 – DPL du nœud 12 dans la topologie 20/47 avec une zone de détection de porteuse équivalente à la zone de communication

d'autres nœuds, montrent que les premières parties des distributions sont relativement similaires entre les nœuds, alors que les autres parties peuvent être très différentes d'un nœud à un autre. Ces parties sont liées au nombre de nœuds cachés et à la façon dont ces nœuds cachés sont positionnés dans la topologie (relativement aux voisins et à d'autres nœuds cachés). Cela varie beaucoup d'un nœud à un autre et d'une topologie à une autre.

3.5 Conclusion

Dans ce chapitre, nous proposons un nouveau modèle analytique pour la DPL des nœuds dans les réseaux sans fil multisauts basés sur le standard IEEE 802.11. La plupart des modèles proposés dans littérature considèrent des périodes libres comme des temps de backoff. Notre modèle prend en compte des périodes libres longues liés au temps de backoff et aux interruptions dues aux nœuds cachés ainsi que les temps libres causés par la dernière retransmission et la suppression d'un paquet. Ces types des périodes libres sont différents d'un nœud à un autre. La DPL caractérisée par ce modèle s'appuie également sur des distributions connues et validées comme celles de Poisson et Gamma. À partir des types de périodes libres et des paramètres identifiés, nous concluons que la DPL dans un réseau sans fil multisaut est multimodale. Les expériences sur des des topologies arbitraires et avec un nombre importants de nœuds montrent que notre modèle analytique donne des résultats proches des résultats obtenus par simulation avec Ns2.33.

Le modèle analytique proposé est extensible pour différentes tailles de paquets et pour des réseaux non saturés. Les différentes tailles de paquets peuvent influencer la distance entre les pics dans la DPL. De plus, ils peuvent également avoir un impact sur les collisions de paquets et donc sur la largeur des pics de la distribution.

Comme perspective, nous comptons utiliser les propriétés des distributions des périodes libres caractérisées principalement par le nombre de pics dans d'autres

études sur d'autres phénomènes dans les réseaux 802.11. Il est intéressant de noter que les nœuds peuvent échanger des informations avec leurs voisins sur la distribution via le nombre de pics au lieu d'envoyer tous les paramètres nécessaires à la caractérisation de la distribution. Cela permettrait de diminuer la surcharge de communication due aux échanges d'information. De plus, le nombre de pics dans cette distribution correspond au nombre de nœuds cachés. En se basant sur cette information, les nœuds pourraient déduire certaines informations sur la topologie de leur voisinage.

Égalité de la bande passante dans les réseaux sans fil multisauts

Sommaire

4.1	Introduction	57
4.2	État de l'art	58
4.2.1	Algorithmes adaptatifs récents	58
4.2.2	Problème d'équité et d'optimalité dans l'utilisation de la bande passante	59
4.2.3	oCSMA	59
4.3	Motivation	61
4.4	Hypothèses	61
4.5	iABS : un protocole équitable d'accès au canal	61
4.6	Convergence du protocole iABS	62
4.7	Simulations	63
4.7.1	Scénarios basiques	64
4.7.2	Scénarios aléatoires	65
4.8	Conclusion	66

4.1 Introduction

Dans les réseaux sans fil multisauts, à cause de la dégradation et de la famine des flux, le partage du canal n'est pas équitable. Ces problèmes se retrouvent au niveau de la couche MAC où IEEE 802.11 est souvent utilisé. Il est difficile de concevoir un protocole MAC équitable qui est distribué, efficace et indépendant de la topologie de déploiement [Razafindralambo 2008]. Certains travaux consistent à améliorer IEEE 802.11 afin d'obtenir l'équité en assurant l'efficacité (la bande passante totale maximale) ou l'optimalité (la maximisation d'une fonction d'utilité associée à l'utilisation de la bande passante) des flux de ces réseaux.

Beaucoup d'algorithmes adaptatifs ont été proposés afin de modifier IEEE 802.11. Ces algorithmes adaptent le comportement du protocole en fonction des conditions observées du réseau. En se basant sur la façon dont les nœuds récupèrent des informations sur l'état du réseau, ces algorithmes peuvent être classés en deux catégories : des algorithmes actifs et des algorithmes passifs. Dans les algorithmes actifs [Kolar 2009], les nœuds échangent de messages afin d'avoir une vue générale

sur les changements d'état de leurs voisins. L'avantage de ces algorithmes est que les nœuds peuvent facilement ajuster leur comportement vu qu'ils ont suffisamment d'informations. Néanmoins, les échanges de messages utilisés peuvent être à l'origine d'un surcoût supplémentaire sur le réseau. Dans les algorithmes passifs ([Heusse 2005], [Chaudet 2006], [Razafindralambo 2008], [Razafindralambo 2009], [Liu 2010, Nardelli 2011]) les nœuds s'adaptent en fonction d'estimations basées sur des informations détectées. Ces algorithmes sont simples et faciles à implémenter. Toutefois leur efficacité dépend fortement de la précision d'estimation des informations nécessaires.

Certains algorithmes passifs sont conçus afin d'obtenir l'équité et l'efficacité dans les réseaux sans fil multisauts. La plupart de ces algorithmes ajustent la taille de la fenêtre de contention utilisée dans IEEE 802.11 comme, par exemple, dans SBA (Simple Backoff Algorithm) [Razafindralambo 2009]. Néanmoins, les résultats obtenus sont bons dans des certains cas. Mais ils ne fournissent pas toujours un partage équitable du canal pour les topologies complexes. Certains travaux sont consacrés à l'obtention de l'équité et de l'optimalité dans l'utilisation de la bande passante entre les flux en se basant sur un problème de maximisation comme, par exemple, dans le protocole oCSMA [Liu 2010, Nardelli 2011]. Dans oCSMA, les nœuds s'adaptent selon une fonction quantitative qui dépend du nombre de paquets servis. oCSMA n'est équitable que dans les environnements où la contention est symétrique et les nœuds ont toujours de paquets à transmettre. Les impacts des nœuds cachés ne sont pas pris en considération dans ce protocole.

Dans ce chapitre, nous proposons un nouveau protocole, appelé iABS (idle period based Adaptif Backoff Scheme), qui permet d'équilibrer l'utilisation de la bande passante dans les réseaux sans fil multisauts. Nous supposons que le réseau est relativement chargé. iABS prend en compte non seulement les impacts des voisins mais également ceux des nœuds cachés. Nous nous basons sur la caractérisation des périodes libres et sur l'estimation de la BPD, présentées dans les chapitre précédents, pour construire un indice de contention utilisé dans iABS. Les résultats de simulations menés avec Ns2.33 montrent que iABS est plus équitable que oCSMA ou IEEE 802.11 aussi bien dans les scénarios basiques ainsi que dans les topologies arbitraires.

4.2 État de l'art

4.2.1 Algorithmes adaptatifs récents

L'algorithme adaptatif actif CABS (Contention-Aware Backoff Scheme) [Kolar 2009] définit une métrique de contention (contention metric). Cette dernière est calculée en utilisant le temps de transmission moyen et le nombre moyen de périodes libres qui sont observés localement. Les nœuds échangent cette métrique avant d'ajuster la fenêtre de contention minimale en fonction de l'heuristique AIMD (Additive Increase Multiplicative Decrease).

Certains algorithmes adaptatifs passifs visent à obtenir l'équité et l'efficacité de la bande passante. Ils se basent sur des informations locales différentes. L'algorithme

4.2. État de l'art

IdleSense [Heusse 2005] compare le temps libre moyen estimé et mesuré pour ajuster la fenêtre de contention. Cet ajustement est contrôlé par AIMD. Pourtant, *IdleSense* ne marche que dans les réseaux locaux sans fil types cellule . SBA (Simple Backoff Algorithm) [Razafindralambo 2009] ajuste la fenêtre de contention en fonction de la probabilité que le médium soit dans un de ces trois états : libre, occupé et en collision. Cet algorithme n'utilise que deux fenêtres de contention CW_{min} et CW_{max} . C'est pourquoi, SBA est simple mais peu flexible.

oCSMA vise l'équité et l'optimalité de la bande passante. Il est facile à implémenter et n'utilise pas de messages supplémentaires. oCSMA ajuste le débit d'envoi des flux en fonction du nombre de paquets servis. La convergence d'oCSMA a été également prouvée en utilisant le cadre de travail sur la maximisation d'utilité. C'est pourquoi, nous présentons oCSMA et le comparons avec notre solution.

4.2.2 Problème d'équité et d'optimalité dans l'utilisation de la bande passante

Pour obtenir l'optimalité dans l'utilisation de la bande passante des flux, on peut résoudre le problème de maximisation suivant :

$$\max \sum_{i=1}^n U(x_i) \quad (4.1)$$

où n est le nombre de flux, $x_i, i = 1, \dots, n$ est le débit obtenu par le flux i . U est une fonction croissante, concave et différentiable.

L'objectif du problème d'équité est de maximiser l'indice de Jain :

$$\max \frac{(\sum_{i=1}^n x_i)^2}{n * \sum_{i=1}^n x_i^2} \quad (4.2)$$

4.2.3 oCSMA

oCSMA a pour objectif de diminuer l'agressivité des nœuds en fonction du nombre de paquets servis par le canal. L'algorithme est décrit dans la table 4.1.

Dans cet algorithme, CSMA ($\lambda_i(t), \mu_i(t)$) signifie que le paquet qui sera transmis pour le flux i doit attendre dans la file d'attente une durée aléatoire de moyenne $1/\lambda_i(t)$ et exponentiellement distribuée et un temps de transmission qui est aussi aléatoirement distribué et de moyenne $\mu_i(t)$.

En accord avec [Nardelli 2011] les paramètres utilisés pour oCSMA sont donnés dans la table 4.2. Les valeurs ont été choisies pour que l'algorithme converge rapidement.

En utilisant ces paramètres, la file d'attente virtuelle est calculée ainsi :

$$q_i(t+1) = [q_i(t) + 0.01 * (\frac{q_i(t)}{200} - S_i(t))]_{q_{min}}^{q_{max}} \quad (4.4)$$

Dans notre recherche, pour assurer que $\lambda_i(t+1) * \mu_i(t+1)$ est toujours inférieur ou égal à 1, nous fixons $q_i(0)$ et q_{max} à zero. q_{min} a une grande valeur négative.

Chapitre 4. Égalité de la bande passante dans les réseaux sans fil multisauts

Étape 1	Durant chaque période fixée, CSMA $(\lambda_i(t), \mu_i(t))$ est lancé et nous enregistrons le nombre total de paquet servis pour le flux i ($S_i(t)$) durant cette période
Étape 2	<p>À la fin de chaque période, la file d'attente virtuelle q_i est modifiée</p> $q_i(t+1) = [q_i(t) + \frac{b(t)}{W'(q_i(t))} (U'^{-1}(\frac{W(q_i(t))}{V}) - S_i(t))]_{q_{min}}^{q_{max}} \quad (4.3)$ <p>où $U(x)$ est une fonction d'utilité, $W(x)$ est une fonction de poids et $b(t), V, q_{min}, q_{max}$ sont des paramètres fixés et constants. $[\cdot]_c^d \equiv \max(d, \min(c, \cdot))$</p>
Étape 3	Nous recalculons les valeurs $\lambda_i(t+1)$ et $\mu_i(t+1)$ pour la période suivante de sorte que $\lambda_i(t+1) * \mu_i(t+1) = e^{W(q_i(t+1))}$

TAB. 4.1 – Algorithme oCSMA

U(x)	log(x)
W(x)	x
b(t)	0.01
V	200

TAB. 4.2 – Paramètres proposés pour oCSMA [Nardelli 2011]

Ainsi $q_i(t+1)$ est toujours négative et $e^{W(q_i(t+1))}$ est donc inférieur ou égal à 1. La taille des paquets est également fixée. C'est pourquoi, à chaque période, nous ne calculons que $\lambda_i(t+1)$. Nous pouvons ensuite ajuster le temps de backoff en fonction de $\lambda_i(t+1)$ donné.

Néanmoins, oCSMA repose sur des hypothèses idéales comme, par exemple, la symétrie de contention, l'absence de collisions entre des paquets envoyés par des nœuds cachés. Or, la famine et la dégradation des flux dans les réseaux sans fil multisauts sont causées principalement par l'asymétrie de la contention et les collisions dues aux nœuds cachés [Garetto 2006]. En effet, suite à l'interruption du backoff, la transmission d'un nœud peut être bloquée par les transmissions de ses voisins. Comme les activités des voisins peuvent être différentes d'un nœud à un autre et d'une topologie à l'autre, l'asymétrie de la contention existe toujours dans les réseaux sans fil multisauts.

Dans le chapitre précédent, nous avons étudié la DPL. Nous voyons que cette distribution exprime bien l'asymétrie de la contention ainsi que les collisions. Nous proposons donc, dans ce chapitre, un nouvel algorithme adaptatif qui se base principalement sur cette distribution pour résoudre le problème d'équité dans les réseaux sans fil multisauts.

4.3 Motivation

L'inégalité dans les réseaux sans fil multisauts est le résultat de l'asymétrie de contention et des collisions. Autrement dit, c'est à cause de la différence de ces facteurs entre les nœuds. Les algorithmes existants comme, par exemple, SBA, *Idle-Sense*, CABS et oCSMA n'arrivent pas à extraire clairement cette différence. Grâce à la caractérisation des périodes libres dans le chapitre précédent, nous voyons que cette différence se trouve dans les temps libres de backoff et d'interruptions (\hat{B}) et les temps libres causés par la dernière retransmission et la suppression du paquet due à la limite de retransmission (\tilde{B}). L'algorithme de backoff proposé prend donc en compte ces deux types de temps libres.

4.4 Hypothèses

Dans ce chapitre, nous supposons que le réseau étudié est relativement chargé. Cette hypothèse assure que les temps libres de backoff et d'interruptions et les temps libres provoqués par la dernière retransmission existent dans les DPL observées par les nœuds. Nous supposons également que la taille de paquets est fixe. Cette hypothèse facilite l'extraction des pics dans la DPL multimodale.

4.5 iABS : un protocole équitable d'accès au canal

Dans cette section, nous montrons une utilisation possible des périodes libres et de leur distribution dans les réseaux sans fil multisauts sous condition d'une intensité non-négligeable du trafic. Nous proposons un algorithme simple de backoff, appelé iABS (ilde period-based Adaptive Backoff Scheme) afin de résoudre le problème d'inégalité dans les réseaux sans fil multisauts. Ce schéma se base sur les activités des voisins, sur les temps d'interruption et de backoff et sur les temps libres causés par la dernière retransmission des nœuds cachés observés dans les pics mineurs de la DPL.

Nous définissons CX (indice de contention d'un nœud), comme suit :

$$CX = \left\lfloor \frac{\hat{B}_{sum} + \tilde{B}_{sum}}{L_{arrival}} \right\rfloor \quad (4.5)$$

où \hat{B}_{sum} est la totalité de temps de backoff et d'interruptions (exprimé en nombre de slots), \tilde{B}_{sum} est la totalité des périodes libres causées par la dernière retransmission d'un nœud durant la période d'observation (extrait des pics secondaires dans la DPL) et $L_{arrival}$ est la totalité des émissions de paquets sur le médium radio provenant des nœuds voisins (comprenant les paquets de données et d'acquiescement).

CX est proche de zéro si les activités des nœuds cachés sont moins importantes que celles des voisins. CX est grand si les activités des nœuds cachés sont beaucoup plus importantes que celles des voisins.

Chapitre 4. Égalité de la bande passante dans les réseaux sans fil multisauts

iABS fonctionne comme suit : lors de la réception d'un acquittement, un nœud modifie la taille de la fenêtre de contention minimale CW_{min} pour le nouveau paquet comme suit :

$$CW_{min}^{new} = CW_{min}^{original} + \omega * CX^{current} \quad (4.6)$$

où ω est un facteur de passage à l'échelle qui est constant pour chaque topologie, $CW_{min}^{original}$ est la valeur par défaut de CW_{min} et $CX^{current}$ est l'indice de contention d'un nœud durant la période d'observation courante. Il faut noter qu'à la fin de la période d'observation, nous mettons CW_{min} à la valeur par défaut $CW_{min}^{original}$. C'est pour assurer que CW_{min} n'augmente pas vers une valeur trop importante en fonction du temps.

Avec cet algorithme, le temps de backoff d'un nœud est augmenté en fonction de l'indice de contention. Si l'indice de contention est important, ceci veut dire que les nœuds cachés ont plus d'activités que ses voisins. Dans ce cas, la taille de la fenêtre de contention minimale est augmentée afin de réduire la probabilité d'accès au canal du nœud et d'augmenter celle de ses voisins. Si l'indice de contention est petit, ses voisins ont plus d'activités. C'est pourquoi, la taille de la fenêtre de contention est diminuée afin d'augmenter la probabilité d'accès au canal du nœud et de réduire celle de ses voisins. L'ajustement de la fenêtre de contention minimale a pour but de faire converger les indices de contention des nœuds en compétition vers une même valeur.

Dans iABS, l'indice de contention CX représente bien la différence en terme de contention et de collisions entre les nœuds. L'adaptation du débit d'envoi des flux en fonction de CX permet donc d'équilibrer cette différence. Le canal peut alors être partagé de façon plus équitable avec iABS.

4.6 Convergence du protocole iABS

Le but de cette section est d'étudier la convergence de l'algorithme utilisé dans iABS. Étant donné deux flux à un saut f et g , selon le chapitre 2, les débits reçus par les deux flux peuvent être estimés comme suit :

$$AB^f = \tau_f * C_f \quad (4.7)$$

$$\tau_f = \frac{DIFS + backoff + T}{\bar{n} * (DIFS + T) + \overline{backoff}_f} \quad (4.8)$$

$$AB^g = \tau_g * C_g \quad (4.9)$$

$$\tau_g = \frac{DIFS + backoff + T}{\bar{n} * (DIFS + T) + \overline{backoff}_g} \quad (4.10)$$

où C_f et C_g sont la bande passante disponible par nœud des émetteurs des flux f et g .

Les débits reçus par les deux flux sont égaux ($AB^f \sim AB^g$) si et seulement si :

4.7. Simulations

$$\tau_f * C_f \sim \tau_g * C_g \quad (4.11)$$

$$\frac{DIFS + \overline{backoff}_f + T}{\bar{n} * (DIFS + T) + \overline{backoff}_f} * C_f \sim \frac{DIFS + \overline{backoff}_g + T}{\bar{n} * (DIFS + T) + \overline{backoff}_g} * C_g$$

$$\frac{C_f}{C_g} \sim \frac{\bar{n} * (DIFS + T) + \overline{backoff}_f}{\bar{n} * (DIFS + T) + \overline{backoff}_g} \quad (4.12)$$

Soient $L_{arrival}^f$ et $L_{arrival}^g$ le nombre de paquets détectés par f et g . Dans iABS, comme la taille de la fenêtre de contention minimale est ajustée pour chaque période, $\overline{backoff}_f$ et $\overline{backoff}_g$ sont donc variables. Plus $\overline{backoff}_f$ est grand, plus le débit d'envoi du flux f est petit, ce qui permet d'augmenter le nombre de paquets servis pour le flux g ($L_{arrival}^g$). Nous avons donc

$$\frac{L_{arrival}^f}{L_{arrival}^g} \sim \frac{\bar{n} * (DIFS + T) + \overline{backoff}_f}{\bar{n} * (DIFS + T) + \overline{backoff}_g} \quad (4.13)$$

Nous savons que C_f et C_g correspondent aux périodes libres. Comme $\widehat{B}_{sum}^f + \widetilde{B}_{sum}^f$ et $\widehat{B}_{sum}^g + \widetilde{B}_{sum}^g$ sont des périodes libres qui sont différentes dans les DPL des flux f et g et que \widetilde{B}_f et \widetilde{B}_g sont des périodes communes, nous avons donc

$$\frac{C_f}{C_g} \sim \frac{\widehat{B}_{sum}^f + \widetilde{B}_{sum}^f}{\widehat{B}_{sum}^g + \widetilde{B}_{sum}^g} \quad (4.14)$$

À partir des équations 4.12, 4.13 et 4.14, nous avons

$$\frac{\widehat{B}_{sum}^f + \widetilde{B}_{sum}^f}{\widehat{B}_{sum}^g + \widetilde{B}_{sum}^g} \sim \frac{L_{arrival}^f}{L_{arrival}^g} \quad (4.15)$$

$$\frac{\widehat{B}_{sum}^f + \widetilde{B}_{sum}^f}{L_{arrival}^f} \sim \frac{\widehat{B}_{sum}^g + \widetilde{B}_{sum}^g}{L_{arrival}^g} \quad (4.16)$$

$$CX_f \sim CX_g \quad (4.17)$$

On constate que les deux flux reçoivent le même débit si, et seulement si, ils ont les mêmes indices de contention. Ainsi la convergence du protocole iABS est prouvée.

4.7 Simulations

Cette section est dédiée à l'étude par simulation de l'équité du protocole iABS pour des scénarios basiques et des topologies arbitraires. Les résultats obtenus seront comparés avec les résultats obtenus pour les mêmes scénarios en utilisant respectivement le mode DCF de IEEE 802.11 et oCSMA (les paramètres utilisés sont montrés dans la table 4.2).

4.7.1 Scénarios basiques

Dans ces simulations, les zones de communication et de détection de porteuse des nœuds sont $250m$ et $550m$, respectivement (les autres paramètres sont présentés dans la table 2.1). La figure 4.1 montre les résultats obtenus dans le scénario FIM avec et sans iABS. À remarquer que, avec iABS, les débits des flux convergent rapidement vers le même débit et que le problème d'inégalité connu pour cette topologie est résolu. Les résultats de oCSMA montrent que ce dernier est moins équitable que iABS.

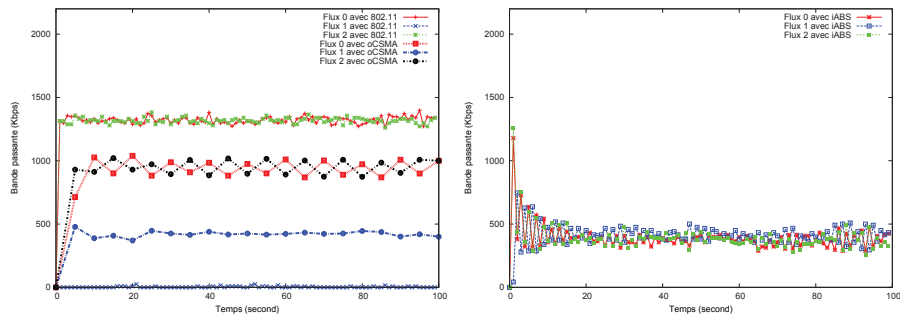


FIG. 4.1 – Débit des flux avec 802.11, oCSMA (à gauche) et iABS (à droite) dans le scénario FIM

Dans le scénario FIM, les flux ont le même débit avec iABS, alors qu'avec oCSMA, les flux extérieurs ont le même débit, mais le flux du milieu a un débit plus bas. Ceci s'explique par la contention asymétrique entre les émetteurs des trois flux qui existe dans ce scénario. Dans oCSMA les nœuds n'ajustent leur débit qu'en fonction du nombre de paquets servis sans se préoccuper des activités des voisins et des nœuds cachés. En revanche, avec iABS, les émetteurs extérieurs combinent les périodes libres de backoff et d'interruptions et les envois de données de l'émetteur central afin d'équilibrer le trafic des trois émetteurs. Si pendant la période courante le débit reçu du flux central est bas, alors les temps de backoff et d'interruptions des émetteurs des deux flux extérieurs sont importants. L'indice de contention des émetteurs est donc important et le débit d'envoi de ces flux sera dégradé par la suite. C'est la raison pour laquelle le débit reçu du flux central augmentera pendant la période suivante,

En ce qui concerne le scénario ASH, les deux flux ont également le même débit avec iABS. Avec oCSMA le débit reçu du premier flux est tout petit et le débit reçu du deuxième flux est très important (voir la figure 4.2). Avec iABS, l'émetteur du deuxième flux combine les périodes libres causées par la dernière retransmission et le nombre d'acquittements détectés pour calculer l'indice de contention. Plus la probabilité de collisions augmente, moins d'acquittements on observe et l'indice de contention augmente. C'est pourquoi, si le débit reçu pendant la période courante et qui correspond au nombre d'acquittements détectés par le nœud 2 est petit, le débit d'envoi du deuxième flux sera dégradé pendant la période suivante pour diminuer la probabilité de collisions. Avec oCSMA, les deux flux diminuent leur débit d'envoi.

4.7. Simulations

La diminution du débit d'envoi du deuxième flux n'est pas suffisante, alors que la diminution du premier flux est inutile.

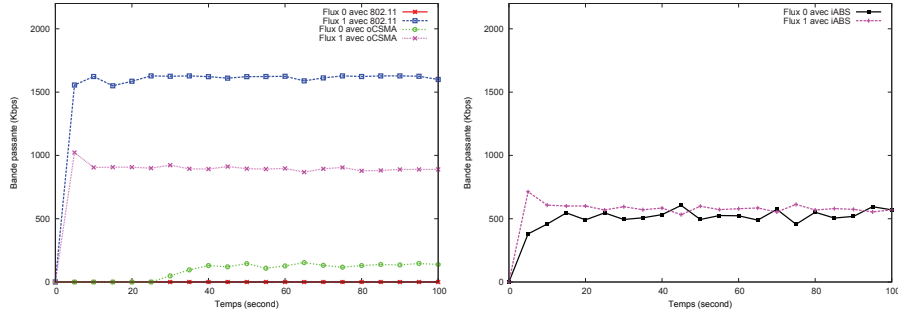


FIG. 4.2 – Débit des flux avec 802.11, oCSMA (à gauche) et iABS (à droite) dans le scénario ASH

4.7.2 Scénarios aléatoires

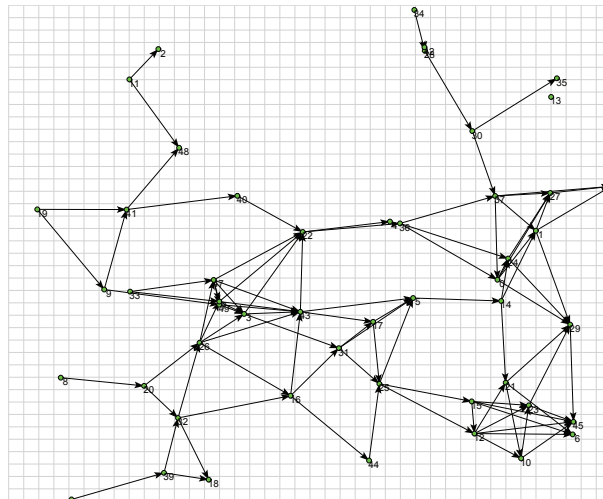


FIG. 4.3 – Topologie 50/97

Nous testons également iABS avec trois topologies arbitraires qui sont générées dans une région de $(1000m, 1000m)$. La première topologie contient 10 nœuds et 14 flux TCP à un saut (noté par 10/14). La deuxième comprend 30 nœuds et 37 flux TCP à un saut, et la troisième topologie inclut 50 nœuds et 97 flux TCP à un saut. Dans la topologie 50/97 (figure 4.3), nous choisissons aléatoirement trois flux : le flux 0 (du nœud 0 ($811m, 446m$) au nœud 24 ($828m, 489m$)), le flux 50 (du nœud 3 ($390m, 377m$) au nœud 49 ($349m, 396m$)) et le flux 90 (du nœud 49 au nœud 9 ($158m, 426m$)). La figure 4.4 à gauche montre le débit des trois flux avec la DCF de IEEE 802.11, la figure 4.4 à droite montre le débit des trois flux avec oCSMA, et la figure 4.5 à gauche représente le débit des trois flux avec iABS.

Chapitre 4. Égalité de la bande passante dans les réseaux sans fil multisauts

Il faut remarquer que l'utilisation d'iABS fournit des résultats plus équitables que oCSMA ou IEEE 802.11. Cette observation est également confirmée par les résultats de la figure 4.5 à droite qui montre l'indice de Jain de tous les flux pour les trois scénarios testés. Un indice proche de zéro indique une situation inégalitaire pour les débits des flux, tandis qu'un indice proche de 1 signifie que les flux ont obtenu des débits similaires. Selon cette figure, iABS diminue considérablement l'inégalité dans les trois topologies, plus particulièrement pour les deux topologies 30/37 et 50/97.

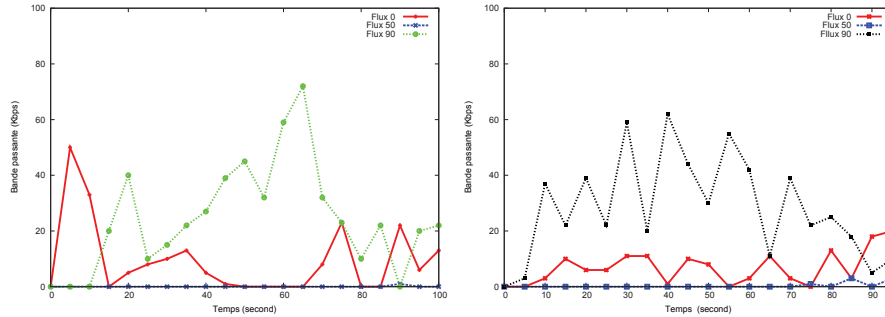


FIG. 4.4 – Débits des flux avec 802.11 (à gauche) et oCSMA (à droite) dans la topologie 50/97

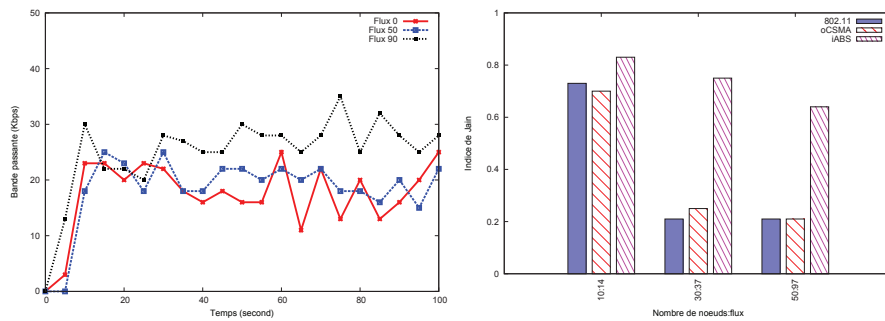


FIG. 4.5 – Débits des flux avec iABS dans la topologie 50/97 (à gauche) et l'indice de Jain pour tous les flux de trois topologies (à droite)

À partir de ces tests préliminaires, nous pouvons conclure que iABS fournit des résultats équitables sans surcharge de messages car iABS utilise seulement l'observation des périodes libres (plus précisément les pics secondaires induits par des nœuds cachés) et celle des activités des voisins.

4.8 Conclusion

La dégradation et la famine des flux sont deux problèmes connus dans les réseaux sans fil multisauts basés sur IEEE 802.11. Certains travaux récents dans ce domaine ont objectif d'obtenir l'équité et l'efficacité (ou l'optimalité) dans ces réseaux. Certains algorithmes adaptatifs ont été proposés afin de concevoir un protocole MAC

4.8. Conclusion

équitable et efficace (ou optimal). On a deux groupes d'algorithmes adaptatifs : passifs et actifs. Les algorithmes actifs se basent sur des échanges de messages. Les algorithmes passifs n'utilisent que des informations locales. Comme les échanges de messages peuvent causer la surcharge du réseau, les algorithmes passifs sont préférables aux algorithmes actifs. oCSMA est un protocole optimal et passif. Ce protocole est simple et facile à implémenter.

Dans ce chapitre, nous proposons un nouveau protocole, appelé iABS, qui permet d'équilibrer les débits des flux dans ces réseaux. Comme oCSMA, iABS n'utilise aucun message échangé. En fait, iABS se base sur les périodes libres causés par les activités des nœuds cachés et les envois de paquets (de données et d'accusé de réception) des voisins. Il est donc capable non seulement de traiter l'asymétrie de contention mais également, celle des collisions. Nous avons prouvé la convergence d'iABS en utilisant la DPL et l'estimation de la bande passante disponible vues dans les chapitres précédents. Nous avons montré par simulation que iABS est beaucoup plus équitable que oCSMA ou IEEE 802.11 dans des scénarios simples et dans des topologies arbitraires.

Conclusions & Perspectives

Les recherches menées sur les réseaux sans fil basés sur le standard IEEE 802.11 ont montré certaines difficultés dans l'acheminement des flux de données pour les topologies multisauts. Le fait d'avoir besoin de traverser plusieurs nœuds pour arriver à la destination dégrade souvent les flux à cause de phénomènes particuliers comme des collisions provoquées par les nœuds cachés, de famine due soit à la saturation de lien, soit à un partage inéquitable des ressources du canal. Deux facteurs principaux qui ont un impact direct sur la performance sont à prendre en compte pour ce type de réseau : la contention et les collisions.

L'évaluation des facteurs qui impactent les performances des réseaux sans fil multisauts n'est pas assez suffisante et une étude plus détaillée s'impose pour mieux comprendre les phénomènes qui dégradent les performances. Néanmoins, les travaux existants montrent que la probabilité de collisions devient plus importante s'il existe des nœuds cachés et que la contention est directement liée aux périodes libres observées par les nœuds. Cette thèse s'est intéressée à trois problèmes majeurs. Elle a pour but de proposer des solutions pour améliorer les protocoles existants et de proposer des nouvelles approches permettant de combattre les difficultés énoncées ci-dessus. Nous avons évalué les collisions via le problème d'estimation de la bande passante disponible. Ensuite nous avons étudié la contention (symétrique/asymétrique) via la distribution des périodes libres observées lors de la communication sans fil. Finalement, nous avons proposé une nouvelle solution pour améliorer l'équité dans le partage de la bande passante entre les flux.

L'estimation de la bande passante disponible par lien (dénommée RABE) prend en compte les retransmissions de paquets induites par les collisions. Les retransmissions peuvent augmenter le délai de transmission d'un paquet et même entraîner sa suppression due à la limite du nombre de retransmissions. Les retransmissions sont donc un facteur d'impact important sur la bande passante disponible d'un lien sans fil. Or ces retransmissions ne sont pas prises en compte dans les méthodes existantes d'estimation de la bande passante disponible. RABE estime la bande passante via plusieurs étapes : l'estimation de la bande passante disponible par nœud, l'estimation de la probabilité non conditionnelle de collisions, l'estimation du taux de perte des paquets et la synchronisation de la bande passante estimée par l'émetteur et par le récepteur. L'estimation de la probabilité de collisions non conditionnelle causées par des paquets provenant des nœuds cachés est difficile et elle a été peu abordée dans la littérature. Dans l'hypothèse que les arrivées de paquets suivent une loi de Poisson, nous avons proposé un modèle analytique qui permet de calculer cette probabilité étant donné la taille des paquets et les taux d'arrivées des deux côtés du lien. Une étape importante pour RABE est l'estimation du nombre de retransmissions moyen par paquet en fonction de la probabilité de collisions non conditionnelle et la limite de retransmissions. RABE utilise par la suite ce nombre moyen de retransmissions pour estimer d'autres paramètres utilisés

Chapitre 4. Égalité de la bande passante dans les réseaux sans fil multisauts

dans la méthode. Le choix de ce nombre moyen comme paramètre clé permet à RABE de combiner logiquement les impacts de la DCF de IEEE 802.11 sur la bande passante disponible par lien dans les réseaux sans fil multisauts. Théoriquement, cette méthode prend mieux en compte ces impacts sur la bande passante disponible par rapport aux méthodes d'estimation existantes (ABE et IAB, par exemple). Notre approche a été validée par simulation et elle a donné de meilleurs résultats que les méthodes ABE et IAB.

La distribution des périodes pendant lesquelles le canal est occupé dépend principalement de la distribution des tailles de paquets. Une période libre se situe entre deux arrivées consécutives sur le canal. La distribution des périodes libres indique donc la circulation des paquets et elle dépend fortement du mécanisme d'accès au canal. Dans le standard IEEE 802.11, un backoff aléatoire est toujours tiré avant une transmission. Les temps libres provoqués par les backoffs constituent donc une partie importante dans cette distribution. Comme dans les réseaux sans fil multisauts, le nombre de collisions peut être important, la probabilité de collisions doit être prise en compte. Il existe de plus d'autres types de périodes libres qui sont dérivées des collisions et des retransmissions. Nous les avons appelés "temps de backoff et d'interruptions" et "temps libre causé par la dernière retransmission". Le premier temps correspond aux transmissions des nœuds cachés qui bloquent certaines transmissions des nœuds voisins. Le deuxième temps correspond aux retransmissions qui impliquent parfois le rejet de paquets. Un modèle analytique qui couvre tous les types de périodes libres identifiées a été proposé. Ce modèle montre que cette distribution est multimodale, ce qui diffère des hypothèses sur les distributions des temps libres souvent utilisées dans la littérature. Les expériences de simulation ont été menées avec Ns2.33 pour des topologies typiques et pour des topologies arbitraires. Les résultats obtenus ont prouvé la justesse de notre analyse.

Dans les réseaux sans fil multisauts, à cause de l'agressivité de IEEE 802.11, certains flux sont dégradés et certains flux ne peuvent pas accéder au médium pour envoyer leurs paquets. La conception d'un protocole équitable et optimal (ou efficace) pour la couche MAC est difficile pour ces réseaux. Certains algorithmes adaptatifs ont été proposés. Ils peuvent être regroupés en deux groupes : les algorithmes actifs et passifs. Les algorithmes actifs reposent sur des échanges d'information entre les nœuds. Les algorithmes passifs ne se basent que sur des informations locales observées. Comme l'utilisation de messages supplémentaires est coûteuse, les algorithmes passifs sont souvent préférés. oCSMA est un protocole optimal et passif. Ce protocole est simple et facile à implémenter. Néanmoins, oCSMA n'est pas équitable dans les réseaux sans fil multisauts où il existe des nœuds cachés. Dans cette thèse, nous proposons un nouveau protocole équitable et passif appelé iABS. Ce protocole se base sur la partie, dans la distribution des périodes libres, qui est causée par les activités des nœuds cachés. iABS compare ces activités avec celles des voisins pour ajuster la fenêtre de contention minimale. La convergence d'iABS a été prouvée en

4.8. Conclusion

utilisant l'estimation de la bande passante et la distribution des périodes libres, sujets également étudiés dans cette thèse. Nous montrons ensuite par simulation que iABS est plus équitable que IEEE 802.11 et oCSMA.

Les solutions proposées dans cette thèse (RABE et iABS) concernent à la fois l'évaluation et l'amélioration des performances de IEEE 802.11 dans les réseaux sans fil multisauts.

Comme perspectives, nous avons l'intention d'étendre RABE pour qu'il puisse prendre en compte la contention intraflux. Cette dernière est causée par la transmission des flux multisauts. De plus, RABE pourrait calculer la probabilité de collisions étant donnée la distribution multimodale des temps d'inter-arrivées au lieu de se baser sur la distribution Poisson des arrivées. Afin d'améliorer dans RABE l'estimation du temps nécessaire pour envoyer un paquet utilisé, nous pourrions également travailler avec la distribution des temps de services dans les réseaux sans fil multisauts.

Nous comptons aussi étudier la distribution des périodes libres avec d'autres profils de trafics comme, par exemple, UDP et/ou Poisson, avec différentes tailles de paquets et avec des flux multisauts. Dans ces cas, la distribution peut être multimodale mais il sera plus difficile de distinguer les pics. La distribution des périodes libres dans des réseaux avec des flux multisauts doit aussi être étudiée. D'autres applications possibles de cette distribution doivent être investiguées.

iABS est a priori moins optimal qu'oCSMA. Il pourrait être intéressant d'intégrer la probabilité de collisions dans iABS afin de l'optimiser. Les pics dans la distribution des périodes libres utilisée dans iABS sont identifiés grâce à la taille importante des paquets. Si les paquets sont de plus petite taille, il faut chercher d'autres algorithmes d'extraction des pics dans une distribution multimodale. iABS repose sur un facteur ω qui dépend de la topologie du réseau. Il serait intéressant de trouver un lien entre ce paramètre et la topologie du réseau, afin notamment d'avoir un ajustement dynamique et autonome de ce paramètre. En combinant la distribution des périodes libres avec la distribution des temps de service, nous pensons qu'il est possible d'estimer le nombre de nœuds en compétition ainsi que le nombre de nœuds cachés. Cette connaissance permettrait de reconstruire la topologie entière du réseau et d'apporter une connaissance fine et utile aux nœuds et aux protocoles.

Bibliographie

- [Bianchi 2000] G. Bianchi. *Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function*. Selected Areas in Communications, IEEE Journal on, vol. 18, no. 3, pages 535–547, 2000. (Cit  en pages 16 et 49.)
- [Bowden 2007a] Rhys Bowden et Andrew Coyle. *Idle Times Analysis in a CSMA/CA Network*. In Proceedings of the 15th IEEE International Conference on Networks, ICON 2007, 19-21 November 2007, Adelaide, Australia, pages 443–448. IEEE, 2007. (Cit  en page 42.)
- [Bowden 2007b] Rhys Bowden et Andrew Coyle. *Idle Times Analysis in a CSMA/CA Network*. In ICON’07, pages 443–448, 2007. (Cit  en page 42.)
- [Chaudet 2002] Claude Chaudet et Isabelle Gu rin Lassous. *BRuIT : Bandwidth Reservation under InTerferences influence*. In Proc. of the European Wireless (EW02, pages 466–472, 2002. (Cit  en pages 20 et 21.)
- [Chaudet 2004] Claude Chaudet, Isabelle Gu rin Lassous, Eric Thierry et Bruno Gaujal. *Study of the impact of asymmetry and carrier sense mechanism in IEEE 802.11 multi-hops networks through a basic case*. In Proceedings of the 1st ACM international workshop on Performance evaluation of wireless ad hoc, sensor, and ubiquitous networks, PE-WASUN ’04, pages 1–7, New York, NY, USA, 2004. ACM. (Cit  en page 15.)
- [Chaudet 2005] C. Chaudet, D. Dhoutaut et I. G. Lassous. *Performance issues with IEEE 802.11 in ad hoc networking*. Comm. Mag., vol. 43, no. 7, pages 110–116, Juillet 2005. (Cit  en pages 12 et 13.)
- [Chaudet 2006] Claude Chaudet, Guillaume Chelius, Herv  Meunier et David Simplot-Ryl. *Adaptive Probabilistic NAV to Increase Fairness in Ad Hoc 802.11 MAC Layer*. Ad Hoc & Sensor Wireless Networks, vol. 2, no. 2, 2006. (Cit  en page 58.)
- [de Renesse 2005] R. de Renesse, M. Ghassemian, V. Friderikos et A. H. Aghvami. *Adaptive Admission Control for Ad Hoc and Sensor Networks Providing Quality of Service*. King College London, May 2005. (Cit  en pages 20, 21, 22 et 23.)
- [Frank Y. Li 2004] Andreas Hafslund Oivind Kure Frank Y. Li Mariann Haugea et Pal Spilling. *Estimating Residual Bandwidth in 802.11-based Ad Hoc Networks : An Empirical Approach*, 2004. (Cit  en pages 20 et 21.)
- [Garetto 2006] Michele Garetto, Theodoros Salonidis et Edward W. Knightly. *Modeling per-flow throughput and capturing starvation in CSMA multi-hop wireless networks*. In In Proc. of IEEE Infocom, 2006. (Cit  en pages v, 15, 16, 27, 42 et 60.)
- [Heusse 2005] Martin Heusse, Franck Rousseau, Romaric Guillier et Andrzej Duda. *Idle Sense : An Optimal Access Method for High Throughput and Fairness*

- in Rate Diverse Wireless LANs*. In Proceedings of SIGCOMM'05, pages 121–132, Philadelphia, USA, Aot 22–26 2005. ACM SIGCOMM Computer Communication Review, 35(4) :121–132, October 2005. (Cité en pages 58 et 59.)
- [Hozo 2005] Stela Hozo, Benjamin Djulbegovic et Iztok Hozo. *Estimating the mean and variance from the median, range, and the size of a sample*. BMC Medical Research Methodology, vol. 5, no. 1, pages 13+, 2005. (Cité en page 49.)
- [Johnsson 2005] Andreas Johnsson, Bob Melander et Mats Björkman. *Bandwidth Measurement in Wireless Networks*, 2005. (Cité en pages 20 et 21.)
- [Kolar 2009] Vinay Kolar, Karthik Bharath, Nael B. Abu-Ghazaleh et Janne Riihijarvi. *Contention in multi-hop wireless networks : model and fairness analysis*. In Proceedings of the 12th ACM international conference on Modeling, analysis and simulation of wireless and mobile systems, MSWiM '09, pages 21–29, New York, NY, USA, 2009. ACM. (Cité en pages 15, 42, 57 et 58.)
- [Liu 2010] J. Liu, Y. Yi, A. Proutiere, M. Chiang et H. V. Poor. *Towards utility-optimal random access without message passing*. Wirel. Commun. Mob. Comput., vol. 10, no. 1, pages 115–128, Janvier 2010. (Cité en page 58.)
- [L.S.Committee 1999] L.S.Committee. *ANSI/IEEE Std 802.11 :Wireless LAN Medium Access Control(MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications*. IEEE Computer Society, 1999. (Cité en pages 1, 8, 9 et 20.)
- [Melander 2000] B. Melander, M. Bjorkman et P. Gunningberg. *A new end-to-end probing and analysis method for estimating bandwidth bottlenecks*. In Global Telecommunications Conference, 2000. GLOBECOM '00. IEEE, volume 1, pages 415–420, 2000. (Cité en page 21.)
- [Mistic 2011] Jelena V. Mistic et Vojislav B. Mistic. *Characterization of idle periods in IEEE 802.11e networks*. In WCNC, pages 1004–1009. IEEE, 2011. (Cité en pages 41, 42 et 49.)
- [Murthy 2004] C. Siva Ram Murthy et B.S. Manoj. *Ad hoc wireless networks : Architectures and protocols*. Prentice Hall PTR, Upper Saddle River, NJ, USA, 2004. (Cité en pages 8 et 10.)
- [Nardelli 2011] Bruno Nardelli, Jinsung Lee, Kangwook Lee, Yung Yi, Song Chong, Edward W. Knightly et Mung Chiang. *Experimental evaluation of optimal CSMA*. In INFOCOM, pages 1188–1196, 2011. (Cité en pages vii, 58, 59 et 60.)
- [Ray 2005] Saikat Ray, David Starobinski et Jeffrey B. Carruthers. *Performance of wireless networks with hidden nodes : a queuing-theoretic analysis*. Computer Communications, vol. 28, no. 10, pages 1179 – 1192, 2005. Performance issues of Wireless LANs, PANs and ad hoc networks. (Cité en page 16.)
- [Razafindralambo 2008] Tahiry Razafindralambo et Isabelle Guérin-Lassous. *Increasing fairness and efficiency using the MadMac protocol in ad hoc networks*. Ad Hoc Netw., vol. 6, no. 3, pages 408–423, Mai 2008. (Cité en pages 57 et 58.)

Bibliographie

- [Razafindralambo 2009] Tahiry Razafindralambo et Isabelle Gu erin Lassous. *SBA : A Simple Backoff Algorithm for Wireless Ad Hoc Networks*. In Luigi Fratta, Henning Schulzrinne, Yutaka Takahashi et Otto Spaniol, editeurs, NETWORKING 2009, 8th International IFIP-TC 6 Networking Conference, Aachen, Germany, May 11-15, 2009. Proceedings, volume 5550 of *Lecture Notes in Computer Science*, pages 416–428. Springer, 2009. (Cit e en pages 58 et 59.)
- [Sarr 2008] Cheikh Sarr, Claude Chaudet, Guillaume Chelius et Isabelle Gu erin Lassous. *Bandwidth Estimation for IEEE 802.11-Based Ad Hoc Networks*. IEEE Transactions on Mobile Computing, vol. 7, no. 10, pages 1228–1241, 2008. (Cit e en pages 20, 21, 22, 23, 27, 31, 32, 34 et 42.)
- [Tickoo 2003] Omesh Tickoo et Biplab Sikdar. *On the impact of IEEE 802.11 MAC on traffic characteristics*. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol. 21, no. 2, pages 189–203, 2003. (Cit e en page 42.)
- [Zhao 2009] Haitao Zhao, Emiliano Garcia-Palacios, Jibo Wei et Yong Xi. *Accurate available bandwidth estimation in IEEE 802.11-based ad hoc networks*. Comput. Commun., vol. 32, pages 1050–1057, April 2009. (Cit e en pages 20, 21, 22, 23, 27, 31, 32 et 34.)

Résumé : Les réseaux sans fil multisauts présentent un certain nombre d'intérêts car ils n'ont pas besoin d'infrastructure fixe, sont peu coûteux et sont simples d'utilisation. Le mode DCF de IEEE 802.11 est souvent utilisé comme le protocole d'accès au canal pour les nœuds dans ces réseaux. Un avantage de ce protocole est qu'il est facile à implémenter. Pourtant, ses performances dépendent de deux facteurs importants : le partage du canal sans fil et les collisions entre paquets provenant des nœuds cachés. L'évaluation de ces paramètres est donc importante afin d'améliorer la performance de ce protocole. La première partie de la thèse est consacrée à l'évaluation de la bande passante disponible. C'est un paramètre qui est souvent utilisé pour le contrôle d'admission ou pour le routage dans ces réseaux. Dans la littérature, il existe de nombreuses méthodes qui permettent d'estimer la bande passante disponible sur un lien sans fil. Pourtant, ces méthodes ne prennent pas en compte la notion de retransmission qui est définie dans IEEE 802.11 et qui a clairement des impacts sur la bande passante disponible. Nous proposons donc une nouvelle méthode passive, appelée RABE (Retransmission-based Available Bandwidth Estimation). Notre méthode se base principalement sur des informations locales qui peuvent être détectées par chaque nœud du lien. Nous évaluons également la probabilité de collisions non conditionnelle des paquets provenant des nœuds cachés via un modèle analytique. Cette probabilité nous permet d'estimer le nombre moyen de retransmissions qui est ensuite utilisé pour évaluer d'autres paramètres utilisés par RABE. Les simulations réalisées avec le simulateur ns2.33 montrent que notre méthode produit des résultats plus précis que d'autres méthodes existantes.

Dans la deuxième partie, nous nous intéressons à la distribution des périodes libres d'un nœud qui est souvent utilisée pour évaluer la performance des réseaux sans fil basés sur IEEE 802.11. Le problème est qu'il existe différentes hypothèses pour cette distribution dans la littérature. Nous étudions d'abord les différents types de périodes libres dans des scénarios basiques comme par exemple le scénario des stations cachées asymétriques et le scénario des trois paires. Nous généralisons ensuite ces types de périodes libres pour les réseaux relativement chargés. Les résultats de simulations obtenus avec ns2.33 montrent que le modèle général proposé est très proche des distributions des périodes libres obtenues par simulation sur divers scénarios. Ce travail a aussi mis en évidence que ces distributions suivent une loi multimodale, contrairement à ce qui est très souvent supposé dans la littérature.

Dans la dernière partie, nous améliorons le protocole IEEE 802.11 en terme d'équité. Nous proposons un nouveau schéma de backoff adaptatif basé sur la caractérisation des périodes libres. Ce schéma, appelé iABS (idle period based Adaptive Backoff Scheme), permet d'équilibrer la bande passante des flux dans

un réseau multisaut sans nécessiter d'échanges de messages. Les résultats de simulations obtenus avec le simulateur ns2.33 montrent que cet algorithme est équitable non seulement dans des scénarios basiques mais également dans des topologies aléatoires.

Mots clés : IEEE 802.11, réseaux sans fil multisauts, bande passante disponible, distribution des périodes libres, équité

Performance Evaluation and Improvement of IEEE 802.11 in Multihop Wireless Networks

Abstract :

The first part of the thesis is devoted to the evaluation of the available bandwidth. This is a parameter that is often used for admission control in these networks. In the literature, there are many methods for estimating the available bandwidth on a wireless link. However, these methods do not take into account the concept of retransmission which is defined in IEEE 802.11 and have clear impacts on the available bandwidth. We propose therefore a new passive method called RABE (Retransmission-based Available Bandwidth Estimation). Our method is based mainly on local information that can be detected by each node. We also evaluate the unconditional collision probability of packets from hidden nodes via a analytical model. This probability allows us to estimate the average number of retransmissions, which is then used to evaluate other parameters used by RABE. The simulations performed with the simulator ns2.33 show that our method produces more accurate results than other existing solutions.

In the second part, we focus on the distribution of idle periods of a node that is often used to evaluate the performance of wireless networks based on IEEE 802.11. The problem is that there are different assumptions for this distribution in literature. We first characterize different types of idle periods in some fundamental scenarios such as the scenario of asymmetric hidden stations and the scenario of flow in the middle. We then generalize these types of idle periods for relatively highly loaded networks. The obtained simulation results in ns2.33 are similar to our proposed model. This work also brings out that these distributions are multimodal, unlike what is often assumed in the literature.

In the last section, we improve the sharing of IEEE 802.11 in terms of fairness. We propose a new adaptive backoff scheme based on the characterization of idle periods. This scheme, called iABS (idle period based Adaptive Backoff Scheme), allows to balance the bandwidth of network flows without message exchanges. The result of the simulations obtained with ns2.33 show that this algorithm is fair not only in some basic scenarios but also in random topologies.

Keywords : IEEE 802.11, Multihop wireless networks, Available bandwidth, Distribution of idle periods, Fairness

Publication

Conférences Internationales

[1] Retransmission-based Available Bandwidth Estimation in IEEE 802.11-based Multihop Wireless Networks, V. N. Nguyen, I. Guérin Lassous, V. Moraru and C. Sarr, ACM International Conference on Modeling, Analysis and Simulation of Wireless and Mobile Systems (MSWiM), Miami Beach, Florida, USA, 8 pages, October 31-November 4, 2011.

[2] Characterization and Application of Idle period Durations in IEEE 802.11-based Multihop Wireless Networks, V. N. Nguyen, I. Guérin Lassous, V. Moraru and T. Razafindralambo, ACM International Conference on Modeling, Analysis and Simulation of Wireless and Mobile Systems (MSWiM), Paphos, Cyprus, 8 pages, October 21-25, 2012
