

ÉCOLE DE TECHNOLOGIE SUPÉRIEURE
UNIVERSITÉ DU QUÉBEC

THÈSE PRÉSENTÉE À
L'ÉCOLE DE TECHNOLOGIE SUPÉRIEURE

COMME EXIGENCE PARTIELLE
À L'OBTENTION DU
DOCTORAT EN GÉNIE
Ph. D.

PAR
Claude ROY

AMÉLIORATION DE LA PERFORMANCE DES RÉSEAUX MAILLÉS SANS FIL
COGNITIFS

MONTREAL, LE 12 DÉCEMBRE 2012



Claude Roy, 2012



Cette licence [Creative Commons](https://creativecommons.org/licenses/by-nc-nd/4.0/) signifie qu'il est permis de diffuser, d'imprimer ou de sauvegarder sur un autre support une partie ou la totalité de cette œuvre à condition de mentionner l'auteur, que ces utilisations soient faites à des fins non commerciales et que le contenu de l'œuvre n'ait pas été modifié.

PRÉSENTATION DU JURY

CETTE THÈSE A ÉTÉ ÉVALUÉE

PAR UN JURY COMPOSÉ DE :

M. Zbigniew Dziong, directeur de thèse
Département de génie électrique à l'École de technologie supérieure

M. Jean-Charles Grégoire, codirecteur de thèse
Centre énergie, matériaux et télécommunications
Institut national de la recherche scientifique

M. Witold Suryn, président du jury
Département de génie logiciel et des TI à l'École de technologie supérieure

M. Michel Kadoch, membre du jury
Département de génie électrique à l'École de technologie supérieure

M. Chadi M. Assi, examinateur externe
Concordia University

ELLE A FAIT L'OBJET D'UNE SOUTENANCE DEVANT JURY ET PUBLIC

LE 27 NOVEMBRE 2012

À L'ÉCOLE DE TECHNOLOGIE SUPÉRIEURE

REMERCIEMENTS

Je tiens d'abord à remercier cordialement le professeur Zbigniew Dziong, mon directeur de thèse, pour avoir accepté de me diriger au pied levé après le départ aussi inattendu que précipité de ma directrice, quelque temps après mon inscription au programme de Doctorat. J'ai particulièrement apprécié sa flexibilité pour me permettre de m'adapter à la situation et son soutien pour m'aider à poursuivre mes études. Sa remarquable rigueur intellectuelle et sa préoccupation constante pour une formation de qualité m'a obligé à me surpasser pour mon plus grand bénéfice.

Je tiens ensuite à remercier chaleureusement le professeur Jean-Charles Grégoire, mon codirecteur de thèse, pour le temps colossal qu'il a consacré à mon étroite supervision, ses conseils pour constamment améliorer la qualité de mon travail, sa patience (mise rudement à l'épreuve par mes entêtements) et sa très grande disponibilité. Il a fait preuve d'une immense souplesse et d'une extraordinaire compréhension pour m'accommoder tout au long de mes études.

Je voudrais également remercier les membres du jury. D'abord, le professeur Witold Suryn pour avoir présidé le jury formé pour la soutenance de ma thèse. Ensuite, les professeurs Michel Kadoch et Chadi M. Assi pour avoir évalué ma thèse et apporté des commentaires judicieux.

Je voudrais finalement remercier la professeure Sylvie Doré, doyenne au Décanat des études, et le professeur Marc Thomas, directeur du programme de Doctorat en génie, pour avoir accepté mon inscription à temps partiel lors de ma première année d'étude.

AMÉLIORATION DE LA PERFORMANCE DES RÉSEAUX MAILLÉS SANS FIL COGNITIFS

Claude ROY

RÉSUMÉ

Les réseaux maillés sans fil (WMN) sont une solution peu coûteuse et efficace afin de déployer rapidement des services d'accès à large bande dans des environnements dépourvus d'infrastructure. Toutefois, pour devenir un succès commercial, les WMN doivent supporter des applications en temps réel, telles que celles pour le multimédia et les services d'urgence. Or, ces applications génèrent du trafic critique qui requiert la mise en place de mécanismes de qualité de service (QoS). Alors que la capacité et la disponibilité de la bande passante des WMN monoradios limitent sévèrement la QoS pour ce type de trafic, les WMN cognitifs (CWMN) multiradios peuvent compenser ces limitations et offrir de meilleurs mécanismes de QoS. Ce projet de recherche propose d'améliorer la performance des WMN afin qu'ils puissent supporter la QoS requise pour satisfaire aux exigences strictes du trafic généré par des applications en temps réel.

Mots-clés : réseau maillé sans fil cognitif, formation de topologies, changement de canal, ordonnancement, capacité, équité, contre-pression

AMÉLIORATION DE LA PERFORMANCE DES RÉSEAUX MAILLÉS SANS FIL COGNITIFS

Claude ROY

ABSTRACT

Wireless mesh networks (WMN) are efficient and low cost solutions for the deployment of broadband access in various environments. However, to become a successful technology, WMNs must support real-time applications such as multimedia and emergency services. Yet, these applications generate critical traffic which requires quality of service (QoS) mechanisms. While the capacity and the bandwidth availability of single radio WMNs may severely limit QoS for such traffic, multiradio cognitive WMNs (CWMN) can overcome these restrictions and provide better QoS mechanisms. This research project proposes to improve the performance of WMNs so they can provide the required QoS to satisfy the requirements of traffic generated by real-time applications.

Keywords: cognitive wireless mesh networks, topology formation, channel switching, scheduling, capacity, fairness, backpressure

TABLE DES MATIÈRES

	Page
INTRODUCTION.....	1
CHAPITRE 1 RÉSEAU MAILLÉ SANS FIL	3
1.1 Introduction.....	3
1.2 Motivation	7
1.3 Problématique	7
1.3.1 Capacité.....	8
1.3.2 Bande passante.....	10
1.3.3 Topologie	11
1.3.4 Équité.....	11
1.3.5 Canal radio	12
1.4 Objectif	13
1.5 Méthodologie.....	13
1.6 Contraintes	14
1.6.1 Compatibilité	14
1.6.2 Interopérabilité	15
1.6.3 Capacité.....	15
1.6.4 Extensibilité.....	15
1.6.5 Performance	15
1.7 Structure du document	16
CHAPITRE 2 ARCHITECTURE	19
2.1 Introduction.....	19
2.2 WMN infrastructure	20
2.3 Point de service maillé	20
2.4 Mécanismes centralisés	21
2.5 Protocole de signalisation	22
2.6 Composantes multiradios.....	23
2.7 Cartes d'interface réseau	23
2.8 Topologie.....	25
2.8.1 IEEE 802.11a.....	25
2.8.2 IEEE 802.11cr.....	26
2.9 Interopérabilité.....	26
2.10 Conclusion.....	27
CHAPITRE 3 FORMATION DE TOPOLOGIES MAILLÉES	29
3.1 Introduction.....	29
3.2 Formation de topologies maillées.....	30
3.2.1 Auto-configuration.....	30
3.2.2 Découverte des nœuds voisins	31
3.2.2.1 Balayage passif (PS).....	32
3.2.2.2 Balayage actif (AS)	34
3.2.3 Mécanisme distribué.....	35
3.2.4 Mécanisme centralisé	36
3.3 Évaluation de la performance.....	37

3.3.1	Description du réseau	37
3.3.2	Description des scénarios	38
3.3.3	Paramètres de simulation	39
3.4	Résultats	39
3.4.1	Balayage passif	40
3.4.2	Balayage actif	41
3.4.3	Mécanisme distribué	43
3.4.4	Mécanisme centralisé	44
3.5	Revue de la littérature	47
3.6	Conclusion	48
CHAPITRE 4 CHANGEMENT DE CANAL		51
4.1	Introduction	51
4.2	Changement de canal	51
4.2.1	IEEE 802.11	51
4.2.2	IEEE 802.11s	54
4.2.3	Mécanisme de CS proposé	55
	4.2.3.1 Centralisation	56
	4.2.3.2 Répartition	58
4.3	Évaluation de la performance	58
4.3.1	Description du réseau	58
4.3.2	Description des scénarios	59
	4.3.2.1 Topologie optimisée	60
	4.3.2.2 Topologie d'évitement	60
	4.3.2.3 Topologie restaurée	61
4.3.3	Paramètres de simulation	61
4.4	Résultats	62
4.4.1	Topologie optimisée	63
4.4.2	Topologie d'évitement	63
4.4.3	Topologie restaurée	63
4.5	Revue de la littérature	64
4.6	Conclusion	65
CHAPITRE 5 ORDONNANCEMENT DES PAQUETS DE DONNÉES		67
5.1	Introduction	67
5.2	Ordonnancement	69
5.2.1	Aperçu	69
5.2.2	DWRR	71
5.2.3	AMH-DWRR	72
	5.2.3.1 Variante 1: double déficit, quantum adaptatif	73
	5.2.3.2 Variante 2: double déficit, taux adaptatif	74
	5.2.3.3 Variante 3: simple déficit, quantum adaptatif	75
5.3	Évaluation de la performance	77
5.3.1	Description du réseau	77
5.3.2	Description des scénarios	78
5.3.3	Paramètres de simulation	78
5.3.4	Description du trafic	79
5.3.5	Description des queues	80
5.4	Résultats	80

5.4.1	Équité.....	81
5.4.2	Bande passante gaspillée.....	82
5.4.3	Débit	83
5.4.4	Bande passante allouée	84
5.5	Revue de la littérature	85
5.5.1	Ordonnancement.....	85
5.5.2	Gestion active des queues	86
5.5.3	Modification de TCP	86
5.5.4	Modification de TCP/IP	87
5.6	Conclusion.....	87
	CONCLUSION	89
	RECOMMANDATIONS.....	93
	ANNEXE I DÉMARRAGE (MP)	95
	ANNEXE II DÉMARRAGE (PORTAIL)	97
	ANNEXE III BALAYAGE PASSIF ET ACTIF	99
	ANNEXE IV NOMBRE DE CSA.....	101
	ANNEXE V CHANGEMENT DE CANAL	103
	ANNEXE VI ADDRESS RESOLUTION PROTOCOL	105
	ANNEXE VII DWRR SANS CR.....	107
	ANNEXE VIII DWRR AVEC CR.....	109
	ANNEXE IX AMH-DWRR-1	111
	ANNEXE X AMH-DWRR-2	113
	ANNEXE XI AMH-DWRR-3	115
	LISTE DE RÉFÉRENCES BIBLIOGRAPHIQUES	117

LISTE DES TABLEAUX

	Page
Tableau 1.1 Dégradation du débit (WMN monoradio, topologie en chaîne)	8
Tableau 1.2 Caractéristiques de la QoS	16
Tableau 2.1 Cartes d'interface réseau dans les MP	24
Tableau 3.1 Paramètres de simulation	39
Tableau 3.2 Temps de formation moyen en ms de la topologie initiale (PS).....	40
Tableau 3.3 Nombre de PS par MP ($MaxCT = 16$).....	40
Tableau 3.4 Temps de démarrage moyen en s des MP (PS).....	41
Tableau 3.5 Temps de formation moyen en ms de la topologie initiale (AS).....	42
Tableau 3.6 Nombre d'AS par MP ($MinCT = 1$, $MaxCT = 5$).....	43
Tableau 3.7 Temps de démarrage moyen en s des MP (AS).....	43
Tableau 3.8 Temps de formation par saut	44
Tableau 4.1 Paramètres de simulation	61
Tableau 4.2 Temps de formation en ms des topologies	62
Tableau 5.1 Paramètres de simulation	79
Tableau 5.2 Charge du trafic en kbps par client	79
Tableau 5.3 Caractéristiques des queues.....	80

LISTE DES FIGURES

	Page
Figure 1.1 Ensemble de service de base maillé	3
Figure 1.2 Composantes des WMN	4
Figure 1.3 Architectures des WMN	5
Figure 1.4 WMN monoradio	5
Figure 1.5 WMN bi-radio	6
Figure 1.6 WMN multiradio	6
Figure 1.7 WMN monoradio avec une topologie en chaîne	8
Figure 1.8 Problème des nœuds exposés	9
Figure 1.9 Problème des nœuds cachés	9
Figure 2.1 Architecture WMN cible	20
Figure 2.2 Architecture logicielle des MP	22
Figure 2.3 Interconnexion des NIC	25
Figure 2.4 Topologie maillée point-à-point multiple	26
Figure 2.5 Interopérabilité des queues entre les NIC colocalisées	27
Figure 3.1 Cinématique de la procédure de démarrage	31
Figure 3.2 Machine d'état de la procédure de découverte des nœuds voisins	32
Figure 3.3 Topologie initiale	35
Figure 3.4 Topologie optimisée	36
Figure 3.5 Réseau simulé (mécanismes d'autogestion)	37
Figure 3.6 Temps de formation moyen de la topologie optimisée	45
Figure 3.7 WMN généré aléatoirement	46
Figure 4.1 Modèle du protocole de gestion du spectre	52
Figure 4.2 Diagramme de séquence du CS IEEE 802.11	53

Figure 4.3 Machine d'état du CS	57
Figure 4.4 Réseau simulé (mécanisme de CS)	59
Figure 4.5 Topologie avant la défaillance de MAP 3	60
Figure 4.6 Topologie pendant la défaillance de MAP 3	60
Figure 4.7 Topologie après la remise en service de MAP 3	61
Figure 5.1 Acheminement des données dans un MBSS	68
Figure 5.2 DWRR conventionnel	71
Figure 5.3 AMH-DWRR double déficit, quantum adaptatif	74
Figure 5.4 AMH-DWRR double déficit, taux adaptatif.....	75
Figure 5.5 AMH-DWRR simple déficit, quantum adaptatif.....	77
Figure 5.6 Réseau simulé (algorithme d'ordonnancement)	77
Figure 5.7 Index d'équité pour chaque algorithme d'ordonnancement	81
Figure 5.8 Débit pour chaque client.....	82
Figure 5.9 Nombre de paquets rejetés pour chaque algorithme d'ordonnancement.....	82
Figure 5.10 Débit total par MC pour chaque algorithme d'ordonnancement	83
Figure 5.11 Allocation de la bande passante pour chaque algorithme d'ordonnancement ..	84

LISTE DES ABRÉVIATIONS, SIGLES ET ACRONYMES

AMH-DWRR	Adaptive Multihop DWRR
AP	Access Point
ARP	Address Resolution Protocol
AS	Active Scan
ASIC	Application-Specific Integrated Circuit
BSS	Basic Service Set
CCA	Clear Channel Assessment
CCSR	Collective Channel Switch Request
COTS	Commercial-Off-The-Shelf
CR	Cognitive Radio
CS	Channel Switch
CSA	Channel Switch Announcement
CSMA/CA	Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance
CST	Channel Switching Time
CWMN	Cognitive Wireless Mesh Network
DCF	Distributed Coordination Function
DIFS	DCF Interframe Space
DWRR	Deficit Weighted Round-Robin
ESS	Extended Service Set
FI	Fairness Index
FIFO	First In First Out
FTP	File Transfer Protocol
GPS	General Processor Sharing
HTTP	Hypertext Transfer Protocol

XX

ICSR	Individual Channel Switch Request
IEEE	Institute of Electrical and Electronics Engineers
IGP	Interior Gateway Protocol
IP	Internet Protocol
ISM	Industrial Scientific and Medical
LAN	Local Area Network
LLC	Logical Link Control
MAC	Medium Access Control
MANET	Mobile Ad-hoc Network
MAP	Mesh Access Point
MBSS	Mesh BSS
MC	Mesh Client
MIB	Management Information Base
MLME	MAC Layer Management Entity
MP	Mesh Point
MPAP	Mesh Portal and Access Point
MPP	Mesh Portal Point
MSP	Mesh Service Point
MSTA	Mesh STA
MTBF	Mean Time Before Failure
MTOF	Mean Time Of Failure
NIC	Network Interface Card
OFDM	Orthogonal Frequency Division Multiplexing
PANN	Portal Announcement

PHY	Physical
PLCP	Physical Layer Convergence Procedure
PLME	Physical Layer Management Entity
PMD	Physical Medium Dependent
PS	Passive Scan
PSM	Power Save Mode
QoS	Quality of Service
QoS CP	QoS Continuity Protection
QoS G	QoS Guarantee
RSS	Received Signal Strength
RTT	Round Trip Time
SAP	Service Access Point
SCUP	Simple Channel Unification Protocol
SDR	Software Defined Radio
SME	Station Management Entity
STA	Station
TBTT	Target Beacon Transmission Time
TCP	Transmission Control Protocol
TDMA	Time Division Multiple Access
UDP	User Datagram Protocol
UHF	Ultra High Frequency
UNII	Unlicensed National Information Infrastructure
WDS	Wireless Distribution System
WMN	Wireless Mesh Network

LISTE DES ALGORITHMES

	Page
Algorithme-A I-1 Démarrage d'un MP	95
Algorithme-A II-1 Démarrage d'un portail.....	97
Algorithme-A III-1 Balayage passif et actif	99
Algorithme-A V-1 Changement de canal.....	103

LISTE DES SYMBOLES ET UNITÉS DE MESURE

bps	bit par seconde
dB	décibel
GHz	gigahertz
Hz	hertz
m	mètre
MHz	mégahertz
ms	milliseconde
kbps	kilobit par seconde
s	seconde
TU	Time Unit (1024 μ s)
μ s	microseconde

INTRODUCTION

Les réseaux maillés sans fil (WMN) sont des réseaux dans lesquels les nœuds sans fil servent de relais pour progressivement acheminer du trafic entre des nœuds qui ne sont pas directement à portée de transmission. En formant une dorsale sans fil, non seulement évitent-ils de recourir au câblage, mais ils permettent aussi d'étendre la couverture des réseaux en acheminant du trafic par des sauts multiples.

Bien qu'ils soient issus de l'évolution des réseaux ad hoc mobile (MANET), les WMN ont l'immense avantage de pouvoir offrir des services d'accès à large bande par l'entremise d'une passerelle. Or, selon un rapport rédigé par le directeur pour la science, la technologie et l'industrie de l'OCDE [1], les services d'accès à large bande joueraient un rôle capital dans le fonctionnement de l'économie et des sociétés.

Typiquement utilisés pour desservir des régions éloignées ou isolées ayant une plus faible densité de population, les WMN permettent de déployer des services d'accès à large bande là où il ne serait pas commercialement rentable de construire un réseau basé sur une architecture traditionnelle. Les WMN sont aussi convoités par les municipalités ayant une plus forte densité de population qui désirent améliorer leurs services d'urgence, de sécurité [2-3] et de transport en commun [3]. Par exemple, après le passage de l'ouragan Katrina sur les côtes de la Nouvelle-Orléans en août 2005, plusieurs installations terrestres ont été détruites par les vents et les inondations. Les équipements encore fonctionnels peinaient à fournir un service adéquat sous les effets de la surcharge. La destruction presque complète des infrastructures terrestres a pris au dépourvu les services d'urgence et entravé considérablement leur travail. Or, dans ces conditions extrêmes, les WMN pourraient éventuellement apporter un soutien indispensable aux services d'urgence et de crise [2].

Les WMN sont des réseaux capables de s'auto-configurer et s'auto-rétablir, donc de gérer leur connectivité afin de maintenir le réseau opérationnel dans l'éventualité d'une défaillance d'un nœud ou d'un lien. Contrairement à un réseau cellulaire où la défaillance d'une seule base radio peut mener à une interruption de service sur une vaste étendue, les WMN ont une forte tolérance aux pannes, ce qui leur permet de maintenir une bonne couverture même lorsque plusieurs nœuds tombent simultanément en panne. En contrepartie, le

routage par sauts multiples, le nombre élevé d'utilisateurs et le spectre radio limité peuvent considérablement nuire à leur performance.

Cette thèse a pour objectif d'améliorer la performance des WMN afin qu'ils puissent supporter la QoS requise pour satisfaire aux exigences strictes du trafic généré par des applications en temps réel.

CHAPITRE 1

RÉSEAU MAILLÉ SANS FIL

1.1 Introduction

Les WMN sont une solution peu coûteuse et efficace afin de déployer rapidement des services d'accès à large bande dans des environnements dépourvus d'infrastructure. Ils sont composés de points maillés (MP) qui participent à la formation et l'opération d'un ensemble de service de base maillé (MBSS). Utilisé comme système de distribution sans fil (WDS), un MBSS fournit les services permettant au contrôle d'accès au médium (MAC) d'acheminer du trafic entre des MP qui ne sont pas directement à portée de transmission (voir Figure 1.1).

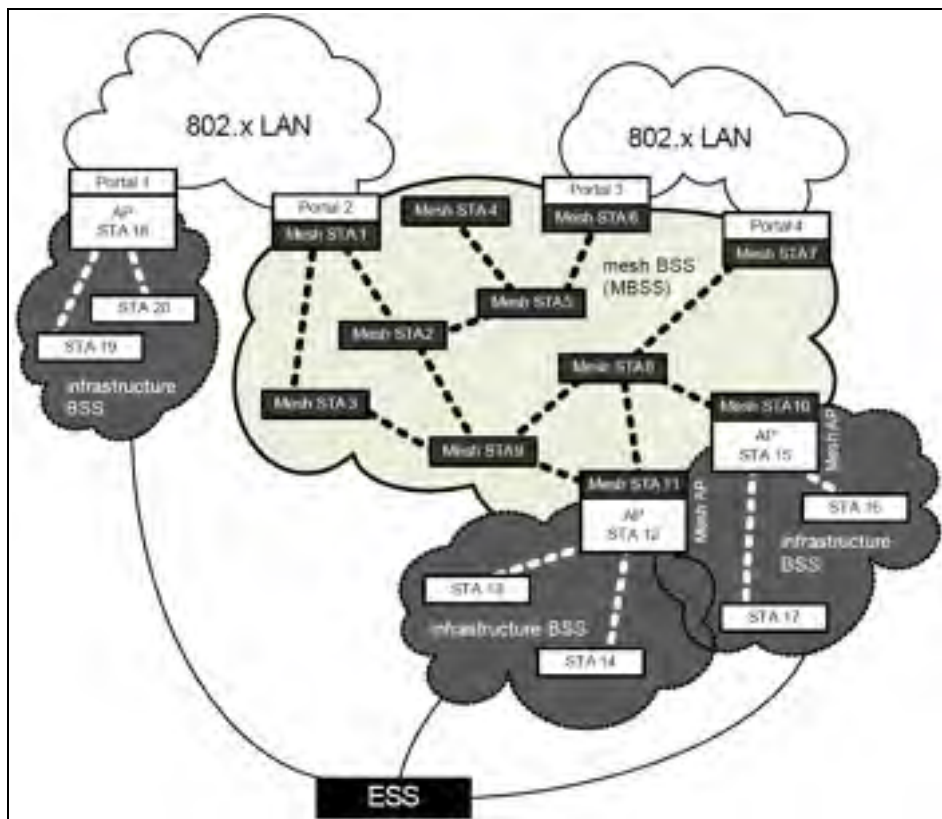


Figure 1.1 Ensemble de service de base maillé
Tirée de [4] (p. 5)

Outre les services de base maillés, certains MP peuvent concurremment offrir des services additionnels et définir des composantes spécifiques. Par exemple, un client maillé (MC), un portail maillé (MPP), un point d'accès maillé (MAP) et un portail/point d'accès maillé (MPAP) définissent respectivement un MP avec un hôte, un MP avec une connexion filaire connectant un WDS à un réseau externe, un MP avec un point d'accès (AP) procurant aux nœuds clients un accès au WDS, et un MPP avec un AP (voir Figure 1.2).

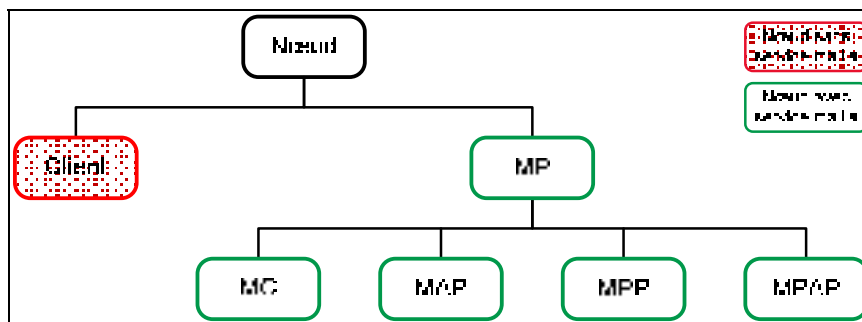


Figure 1.2 Composantes des WMN

La topologie formée par ces diverses composantes permet de classifier les WMN selon trois architectures réseaux : client, infrastructure et hybride.

Un WMN client est composé de MC qui agissent à la fois comme hôte et comme routeur. Les nœuds doivent se coordonner entre eux pour notamment assurer le routage et la configuration du réseau. Dans ce type de WMN, chaque nœud est situé au même niveau que ses pairs et il n'y a pas de MP dédié au routage. Cette architecture est la plus simple des trois et s'apparente à celle des réseaux MANET.

Un WMN infrastructure est composé de MP qui fournissent une infrastructure de communication à des nœuds clients. La configuration et la maintenance du réseau relèvent de la responsabilité des MP, dont certains peuvent avoir une interface vers un réseau externe hétérogène. Dans ce type de WMN, il existe plusieurs niveaux hiérarchiques dans lesquels les nœuds clients sont situés au bas de la hiérarchie et où l'infrastructure forme au-dessus un WDS sur un ou plusieurs niveaux.

Finalement, un WMN hybride combine l'architecture d'un WMN client et d'un WMN infrastructure (voir Figure 1.3).

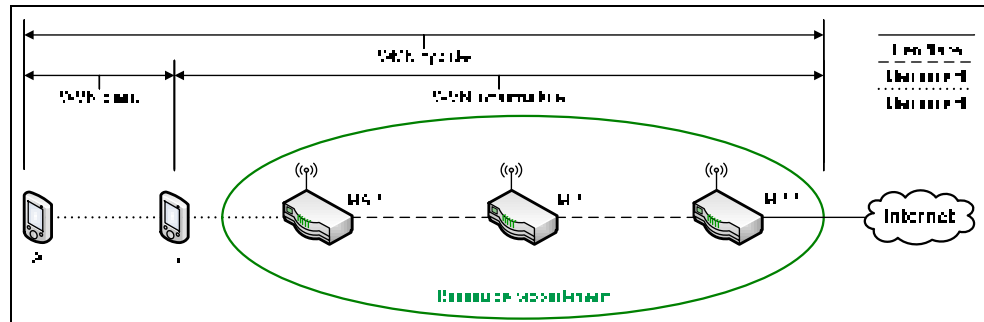


Figure 1.3 Architectures des WMN

Les MP sont composés d'une ou plusieurs cartes d'interface réseau (NIC), un dispositif matériel qui gère une interface permettant à l'équipement dans lequel elle est installée d'accéder à un réseau filaire ou sans fil. Dans un WMN, les NIC qui donnent aux nœuds clients un accès au WDS forment un réseau d'accès, tandis que les NIC qui servent au transport du trafic généré par les nœuds clients forment un réseau de raccordement. La combinaison d'une ou plusieurs NIC permet de définir le nombre d'interfaces dédiées à chaque partie du réseau et les services maillés qu'un MP peut supporter. Le nombre d'interfaces radios qui équipent les MP permet de classer les WMN selon trois architectures radios : monoradio, bi-radio ou multiradio.

Dans un WMN monoradio (voir Figure 1.4), les MP sont équipés d'une seule radio. La même radio est utilisée à la fois pour le réseau d'accès et pour le réseau de raccordement. Cette configuration ne permet pas aux deux réseaux d'opérer en parallèle sans interférence puisqu'ils utilisent tous la même fréquence.

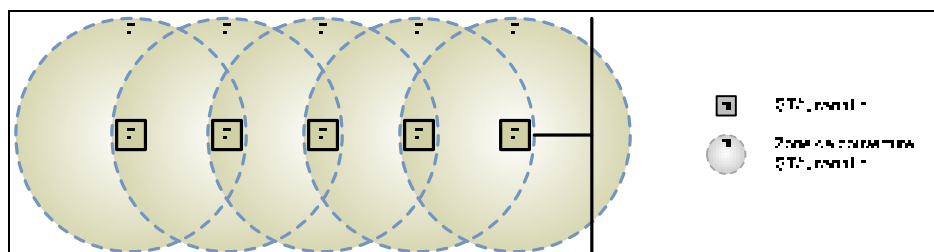


Figure 1.4 WMN monoradio

Dans un WMN bi-radio (voir Figure 1.5), les MP sont équipés de deux radios qui opèrent sur des fréquences différentes. Une radio est utilisée pour le réseau d'accès et l'autre pour le réseau de raccordement. Cette configuration permet aux deux réseaux d'opérer en parallèle sans interférence. Toutefois, les composantes d'un même réseau ne peuvent pas opérer en parallèle puisqu'elles utilisent toutes la même fréquence.

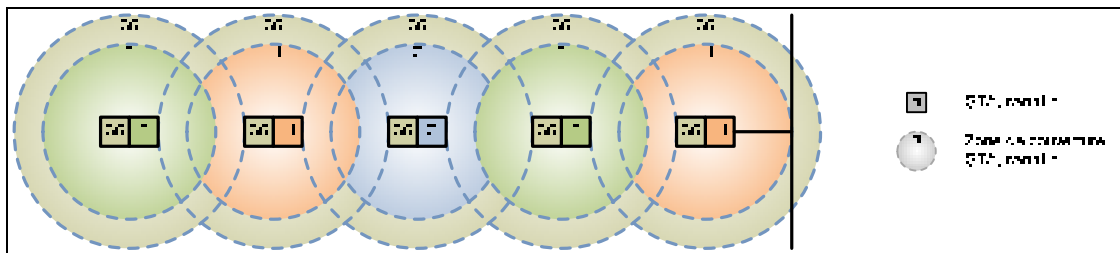


Figure 1.5 WMN bi-radio

Dans un WMN multiradio (voir Figure 1.6), les MP sont équipés de plusieurs radios qui opèrent sur des fréquences différentes. Une radio est utilisée pour le réseau d'accès et toutes les autres radios sont utilisées pour le réseau de raccordement. Cette configuration permet aux deux réseaux d'opérer en parallèle sans interférence. De plus, contrairement au WMN bi-radio, les composantes du réseau de raccordement peuvent opérer en parallèle puisqu'elles utilisent des fréquences différentes.

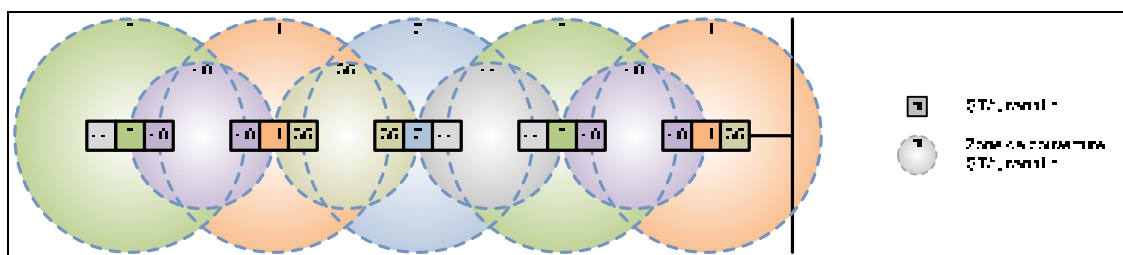


Figure 1.6 WMN multiradio

1.2 Motivation

Les applications supportées par un réseau peuvent être classées en deux catégories : les applications inélastiques en temps réel et les applications élastiques en temps non-réel. Les applications inélastiques en temps réel, telles que celles pour la voix et la vidéo, ont des exigences strictes concernant les délais de bout en bout et la variation de ces délais. Toutefois, elles sont capables de tolérer un certain taux de perte de paquets. En contrepartie, les applications élastiques en temps non réel, telles que celles pour le transfert de fichiers ou le courrier électronique, n'ont aucune contrainte temporelle. Toutefois, elles ne tolèrent aucune perte de paquets.

Traditionnellement, le trafic généré, qu'il soit pour la téléphonie, la télévision ou les données, empruntait des réseaux qui correspondaient à leurs caractéristiques. Avec la convergence des réseaux vers le protocole IP, le trafic généré emprunte maintenant le même réseau peu importe ses caractéristiques [5].

Les WMN ne font pas exception à la règle. Pour devenir une technologie viable, ils doivent supporter le trafic généré autant par les applications élastiques en temps non-réel que par les applications inélastiques en temps réel, telles que celles pour le multimédia et les services d'urgence. Or, étant de nature imprévisible, les réseaux IP ne peuvent pas satisfaire aux exigences strictes des applications dont le fonctionnement convenable dépend de la performance du réseau [6-8]. En conséquence, s'ils veulent supporter des applications en temps réel, les WMN doivent aussi instaurer des mécanismes de QoS.

1.3 Problématique

La performance des WMN n'est pas suffisante afin d'offrir la QoS requise pour supporter des applications en temps réel. Cela peut s'expliquer surtout par la capacité limitée du réseau [9-13] et la bande passante disponible [14], mais aussi par d'autres problèmes intrinsèques aux WMN et à la nature du médium sans fil.

1.3.1 Capacité

Les WMN sont des réseaux sans fil à sauts multiples. Pour communiquer avec un nœud en dehors de leur portée directe de transmission, les MP doivent relayer progressivement les trames transmises jusqu'à destination. Toutefois, dans un WMN monoradio avec une topologie en chaîne (voir Figure 1.7), la capacité du réseau diminue rapidement avec le nombre croissant de sauts à effectuer [2,11].

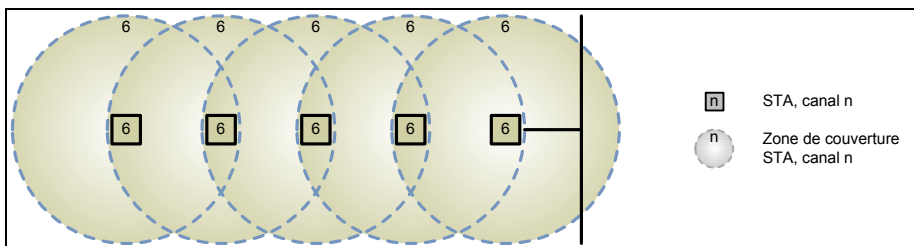


Figure 1.7 WMN monoradio avec une topologie en chaîne

Dans le meilleur des cas, la dégradation du débit dans ce type de réseau équivaut presque à $1/(\text{nombre de sauts})$ lorsque le nombre de sauts est compris entre 1 et 5. Au-delà de 5 sauts, le débit demeure constant, mais faible (voir Tableau 1.1).

Tableau 1.1 Dégradation du débit (WMN monoradio, topologie en chaîne)
Tiré de [11] (p. 9)

	Nombre de sauts					
	1	2	3	4	5	>5
Débit normalisé	1.00	0.47	0.32	0.23	0.15	0.14
1/nombre de sauts	1.00	0.50	0.33	0.25	0.20	0.16

La capacité limitée des WMN peut s'expliquer en partie par la nature multi-saut du protocole de routage et par les caractéristiques du protocole MAC, mais surtout par l'impossibilité qu'ont certains nœuds à transmettre, particulièrement avec un protocole MAC basé sur un accès multiple avec écoute de porteuse et évitement de collision (CSMA/CA) [11]. Ce

problème est causé lorsque des nœuds à portée d'un transmetteur doivent attendre que le canal se libère avant de transmettre à leur tour (*exposed node problem*) (voir Figure 1.8).

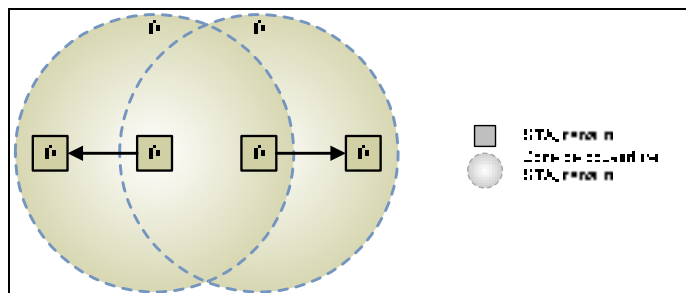


Figure 1.8 Problème des nœuds exposés

La capacité limitée des WMN peut aussi s'expliquer par les interférences causées par des transmissions simultanées sur le même canal (lorsque les nœuds ont la possibilité de transmettre) [2,11]. Des interférences directes sont causées lorsque deux nœuds transmettent simultanément sur le même canal l'un vers l'autre tandis que des interférences secondaires sont causées lorsque des nœuds hors de portée transmettent simultanément sur le même canal vers un ou des récepteurs à portée de chaque transmetteur (*hidden node problem*) (voir Figure 1.9).

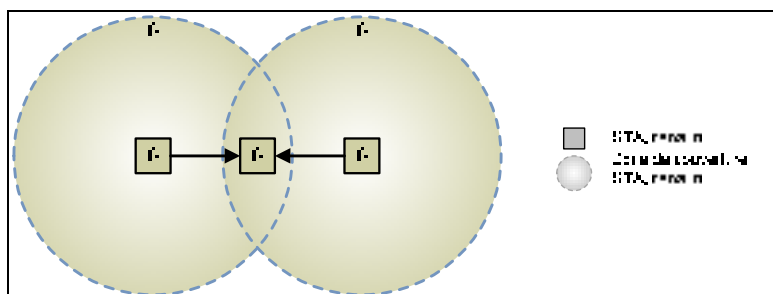


Figure 1.9 Problème des nœuds cachés

Une solution pour contrer ces problèmes et améliorer la capacité des WMN consiste à diminuer la contention sur le canal en utilisant des composantes multiradios, à la condition que la bande passante soit disponible (voir section 1.3.2). Toutefois, en utilisant des composantes multiradios, non seulement le nombre de canaux augmente, mais aussi le

nombre de liens qui peuvent être établis entre les nœuds. Il devient alors primordial d'établir une topologie appropriée (voir section 1.3.3).

1.3.2 Bande passante

La rareté de la bande passante dans les WMN peut s'expliquer, entre autres, par le mouvement des nœuds, la densité des équipements sans fil et, surtout, les interférences [15]. Toutefois, cela peut aussi s'expliquer par le fait que la majeure partie du spectre radio soit déjà allouée [16].

Pour pallier la rareté du spectre radio et pour optimiser son utilisation, certains organismes chargés de réglementer et superviser la radiodiffusion et les télécommunications autorisent depuis peu des utilisateurs sans licence (ou utilisateurs secondaires) à exploiter le spectre radio inutilisé sous licence, à la condition que les utilisateurs avec licence (ou utilisateurs primaires) en conservent la priorité d'accès. Ainsi, parce qu'elle est capable de détecter des fréquences libres et de se reconfigurer pour utiliser un canal inactif, la radio cognitive (CR) permet non seulement d'améliorer l'utilisation du spectre radio, mais aussi d'augmenter la disponibilité de la bande passante.

La CR est basée sur la possibilité de reconfigurer (tous) les paramètres d'une radio logicielle (SDR) afin de percevoir, d'analyser et de s'adapter dynamiquement aux conditions du réseau et aux besoins de ses utilisateurs. Bien que le concept de SDR ne soit pas complètement nouveau [17], ce n'est que récemment que l'évolution de cette technologie a permis une percée importante dans le domaine des communications sans fil. À la base, une SDR est un appareil radio dont les principales fonctionnalités ne sont plus implémentées par des circuits intégrés à application spécifique (ASIC), mais par des logiciels capables de traiter des signaux numériques, de syntoniser des fréquences et de choisir des protocoles afin de transmettre et de recevoir.

Quoique son utilisation soit récente, la CR pourrait devenir la future plateforme pour les réseaux sans fil en raison de leur capacité de contrôle dynamique [18]. En utilisant les portions inutilisées du spectre radio pour acheminer du trafic, la densité des nœuds par canal de transmission est réduite et le débit est amélioré [10]. Toutefois, dans les WMN

avec CR (CWMN), il est primordial d'intégrer efficacement la gestion du spectre radio avec le mécanisme d'ordonnancement des paquets et la couche MAC (voir section 1.3.4).

1.3.3 Topologie

La topologie d'un réseau dépend de plusieurs facteurs. Certains sont difficilement contrôlables, comme la position géographique des nœuds (mobiles) et les caractéristiques de propagation. D'autres le sont plus facilement, comme le canal assigné aux radios. Idéalement, la topologie d'un réseau doit permettre de connecter un maximum de nœuds avec un minimum d'interférences. Une mauvaise topologie peut considérablement réduire la capacité d'un réseau, augmenter le délai de bout en bout ou diminuer la robustesse d'un réseau [19-20], d'où l'importance des mécanismes de contrôle de la topologie [9,18].

Même s'ils sont principalement statiques [11,21] et que les nœuds sont peu ou pas mobiles, les WMN ne sont pas immunisés contre les changements dynamiques de la topologie dus aux pannes ou à l'autonomie des nœuds [22]. Le reroutage rapide vise à maintenir la connectivité des nœuds lorsque des pannes d'équipement surviennent, tout en évitant la mise à jour des tables de routage. Normalement, le temps requis pour effectuer ces mises à jour est de l'ordre de quelques secondes, soit le temps pour exécuter la procédure de convergence du protocole IGP. Non seulement ce temps est trop long pour le trafic en temps réel, mais les paquets qui doivent emprunter un lien brisé sont généralement perdus pendant cette période. Or, ces pannes durent habituellement moins d'une minute [23-25]. Par conséquent, une fois que les tables de routage sont recalculées, plusieurs de ces pannes prennent fin dans les secondes qui suivent.

1.3.4 Équité

Dans les réseaux sans fil, on distingue généralement l'équité temporelle de l'équité utilitaire. L'équité temporelle consiste à ce que chaque utilisateur obtienne une certaine portion d'une ressource (p. ex. le temps d'occupation d'un canal), tandis que l'équité utilitaire consiste à ce que chaque utilisateur obtienne une certaine portion de la performance d'ensemble d'un réseau (p. ex. le débit). Alors qu'elles s'équivalent dans les réseaux filaires, l'équité

temporelle et l'équité utilitaire dans les réseaux sans fil peuvent considérablement différer à cause des fluctuations des conditions du canal radio.

Dans les WMN, la contention sur le canal (voir section 1.3.1) peut défavoriser certains nœuds jusqu'à les priver presque complètement de bande passante [9,11]. De plus, avec un protocole basé sur CSMA/CA, la couche MAC ne permet pas de distribuer équitablement la bande passante. Tous les nœuds ont une chance égale d'accéder au canal, mais ceux qui ont des liens plus lents obtiennent plus de bande passante parce qu'ils prennent plus de temps pour transmettre (*bad fish problem*).

À l'exception de contrôler les paquets qui sont générés ou de déterminer le moment de les transmettre, les couches supérieures ont peu de moyens pour distribuer équitablement la bande passante. Certains protocoles contribuent même au problème. Par exemple, le taux de transmission de TCP augmente pour les nœuds qui ont un temps d'aller-retour (RTT) plus court. Donc, dans les WMN, lorsque des flux partagent les mêmes liens, les nœuds situés plus près d'un portail (en nombre de sauts) obtiennent plus de bande passante. Ce problème n'est pas spécifique aux WMN, mais il y est plus manifeste.

1.3.5 Canal radio

Le canal radio qui relie les nœuds d'un WMN est fondamentalement imprévisible et peu fiable. Le taux d'erreur élevé d'un canal radio peut s'expliquer principalement par les interférences [9,26-31], la propagation par trajets multiples (*multipath*) [9,26-33], les diverses atténuations (*fading*) [30-31], les effets d'ombrage (*shadowing*) [27,29,32-33], le bruit radio [32] et même la mauvaise température [28]. Ces conditions ne sont pas fixes, mais varient continuellement dans le temps.

Quoique les fluctuations des conditions du canal radio ne soient pas exclusives aux WMN, celles-ci contribuent significativement à (réduire) la performance du réseau.

1.4 Objectif

L'objectif général de cette thèse est d'améliorer la performance des WMN afin qu'ils puissent offrir la QoS requise pour supporter des applications en temps réel.

Les objectifs spécifiques qui découlent de cet objectif général (lorsque mis en relation avec les problèmes précédemment identifiés) sont de :

- diminuer le temps requis pour créer et modifier des topologies maillées;
- diminuer les interférences entre les composantes du réseau;
- augmenter la disponibilité de la bande passante;
- augmenter la capacité des WMN;
- répartir le débit équitablement.

1.5 Méthodologie

Pour atteindre les objectifs précédemment fixés, nous proposons :

- d'utiliser une architecture centralisée pour améliorer la performance du réseau :
 - d'introduire une nouvelle composante pour héberger des mécanismes liés à la performance;
 - d'introduire un protocole de signalisation pour échanger des données liées à la performance du réseau et contrôler les mécanismes de QoS;
- d'utiliser des composantes multiradios pour augmenter la capacité du réseau :
 - de séparer le réseau d'accès du réseau de raccordement;
 - de former une topologie point-à-point multiple;
 - d'interconnecter les interfaces avec un pont;
- d'utiliser la CR pour augmenter la disponibilité de la bande passante et la capacité du réseau;
- d'utiliser un algorithme d'ordonnancement avec un mécanisme intégré de contre-pression pour répartir le débit équitablement et augmenter la capacité du réseau.

Pour démontrer que ces objectifs ont été atteints, nous proposons une approche incrémentale qui consiste à utiliser Inet [34], un progiciel libre pour la simulation de réseaux de communication conçu expressément pour l'environnement de simulation à événements

discrets OMNeT++ [35], pour d'abord créer et former un WMN. Cette première étape permettra de valider l'architecture proposée, le choix des composantes, le protocole de signalisation et les mécanismes pour former et modifier des topologies. Cette étape permettra également de s'assurer que les mécanismes mis en place offrent un contrôle adéquat du réseau (pour en améliorer la performance).

Dans une seconde étape, nous proposons d'ajouter du trafic dans le réseau pour valider les mécanismes permettant d'augmenter la disponibilité de la bande passante et la capacité du réseau, de répartir le débit équitablement et de préserver la bande passante. Cette étape permettra également de s'assurer que les mécanismes mis en place améliorent la performance des WMN afin qu'ils puissent offrir de la QoS.

1.6 Contraintes

La méthodologie proposée est soumise aux contraintes suivantes.

1.6.1 Compatibilité

Chaque composante radio du WMN doit être compatible avec la norme IEEE 802.11 [36] et à son amendement 802.11s [4].

Les WMN sont habituellement formés avec des nœuds équipés de radio(s) à faible puissance de transmission. Bien que la norme IEEE 802.11 comporte certaines limitations lorsqu'elle est utilisée pour des WMN, l'omniprésence des réseaux sans fil basés sur cette norme ainsi que la prolifération des équipements qui y sont compatibles représentent un immense potentiel pour le déploiement rapide de WMN. En effet, selon des études de marché réalisées pour le compte de la Wi-Fi Alliance [37-38], 300 millions d'appareils équipés d'une puce Wi-Fi auraient été vendus dans le monde en 2007. Pour 2011, on estimait que ce nombre pourrait atteindre 700 millions et que le nombre de produits électroniques et de téléphones mobiles fonctionnant avec cette norme pourrait dépasser celui des ordinateurs portables en termes d'unités expédiées. De plus, l'IEEE a formé en 2004 un groupe de travail chargé d'amender la norme 802.11 pour l'étendre aux WMN, mais ces travaux n'ont toujours pas abouti, faute de consensus.

1.6.2 Interopérabilité

L'interopérabilité du WMN ne doit pas être compromise par l'instauration d'un nouveau protocole de signalisation ou par l'utilisation de mécanismes centralisés liés à la performance du réseau. Puisque le WMN proposé est basé sur un réseau IP formé et opéré avec des composantes IEEE 802.11 de série (COTS), aucune modification n'est permise à partir de la couche réseau et celles au-dessus, et à la couche MAC et celles en dessous.

Bien qu'une norme ne soit toujours pas officiellement adoptée, les mécanismes proposés doivent, dans la mesure du possible, se conformer aux exigences énoncées dans l'amendement IEEE 802.11s.

1.6.3 Capacité

La capacité du WMN ne doit pas être compromise par le trafic généré par ou pour les mécanismes centralisés. Par conséquent, même s'il est inévitable qu'une partie de la bande passante soit consacrée à la signalisation, le trafic généré par les mécanismes centralisés ne doit pas réduire significativement les gains réalisés pour augmenter la bande passante et la capacité du réseau.

1.6.4 Extensibilité

L'extensibilité du réseau ne doit pas être compromise par l'introduction d'une nouvelle composante ou de nouveaux mécanismes liés à la performance. Par conséquent, l'efficacité de la solution proposée doit être indépendante du nombre de nœuds dans le réseau ou du nombre de sauts possiblement élevé entre un nœud et un portail.

1.6.5 Performance

Le Tableau 1.2 présente certaines caractéristiques de la QoS requise pour satisfaire aux exigences strictes du trafic généré par des applications en temps réel.

Tableau 1.2 Caractéristiques de la QoS

Caractéristique	Type de trafic	
	Voix	Vidéo
Délai	< ~150 ms	< ~400 ms
Gigue	< ~30 ms	< ~30 ms
Perte de paquets	< ~1%	< ~1%

De plus, les applications en temps réel, particulièrement celles pour le multimédia et les services d'urgence, exigent généralement une garantie de QoS (QoS_G) pour se prémunir contre les fluctuations du réseau et une protection de la continuité de la QoS (QoS_{CP}) pour se prémunir contre les défaillances du réseau.

1.7 Structure du document

Cette thèse s'articule autour de la méthodologie présentée précédemment.

Le CHAPITRE 2 présente une architecture pour construire des WMN basés sur la norme IEEE 802.11. Cette architecture permet de définir un WMN avec les composantes, les protocoles et la topologie favorisant la mise place de mécanismes pour améliorer la performance, notamment ceux proposés dans les chapitres suivants.

Le CHAPITRE 3 présente deux mécanismes de formation de topologies maillées pour des WMN multiradios basés sur la norme IEEE 802.11 : un mécanisme distribué pour l'assignation initiale des canaux et un mécanisme centralisé pour l'optimisation de la topologie initialement formée. De plus, les facteurs qui peuvent influencer les délais pour créer et modifier des topologies maillés sont identifiés.

Le CHAPITRE 4 présente un mécanisme de changement de canal multiple pour des WMN multiradios basés sur la norme IEEE 802.11. Ce mécanisme permet de réduire le temps requis pour changer de canal et de maintenir la connectivité entre les MP et le portail pendant des changements de canal simultanés.

Le CHAPITRE 5 présente un algorithme d'ordonnancement multi-saut adaptatif pour des CWMN multiradios basés sur la norme IEEE 802.11. Tout en augmentant le débit des CWMN, cet algorithme permet d'assurer l'équité presque parfaite entre les MC sans égard à la distance qui les sépare du portail et de réduire le gaspillage de la bande passante.

Finalement, une conclusion rappelle les objectifs poursuivis de cette thèse et résume les résultats obtenus. Quelques pistes de recherches sont également suggérées pour la poursuite éventuelle de ces travaux.

CHAPITRE 2

ARCHITECTURE

2.1 Introduction

L'architecture logicielle des nœuds du réseau joue un rôle déterminant dans la performance des WMN. Cette architecture permet de déterminer où se situe l'intelligence d'un mécanisme. Contrairement à un mécanisme distribué qui s'exécute sur chaque nœud du réseau à partir d'informations locales, un mécanisme centralisé s'exécute sur un seul nœud du réseau à partir d'informations globales qui lui sont acheminées. Bien qu'ils augmentent la charge sur le réseau, les mécanismes centralisés produisent généralement des résultats supérieurs aux mécanismes distribués en raison de leur connaissance étendue de l'état du réseau. L'architecture radio, notamment le nombre de radios dans les MP ainsi que les caractéristiques physiques des radios, joue aussi un rôle déterminant dans la performance des WMN.

Ce chapitre présente une architecture pour construire un WMN avec les composantes, les protocoles et la topologie favorisant la mise en place de mécanismes pour améliorer la performance.

Cette architecture repose sur l'introduction d'une nouvelle composante qui permet de centraliser sur un seul nœud les principaux mécanismes liés à la performance du réseau et sur l'intégration dans un plan de contrôle d'un protocole pour supporter la signalisation requise par ces mécanismes. De plus, afin de diminuer les interférences entre les composantes du réseau et d'augmenter la disponibilité de la bande passante, cette architecture comprend non seulement des composantes multiradios (formant une topologie point-à-point multiple), mais aussi des CR. Finalement, un pont permet d'interconnecter les NIC des composantes multiradios.

2.2 WMN infrastructure

Le WMN cible est basé sur l'architecture d'un WMN infrastructure (voir Figure 2.1). Cette architecture permet d'établir un WDS afin d'acheminer le trafic généré par les nœuds clients. Elle donne aussi à ces nœuds un accès au WDS et à une passerelle menant à un réseau externe hétérogène.

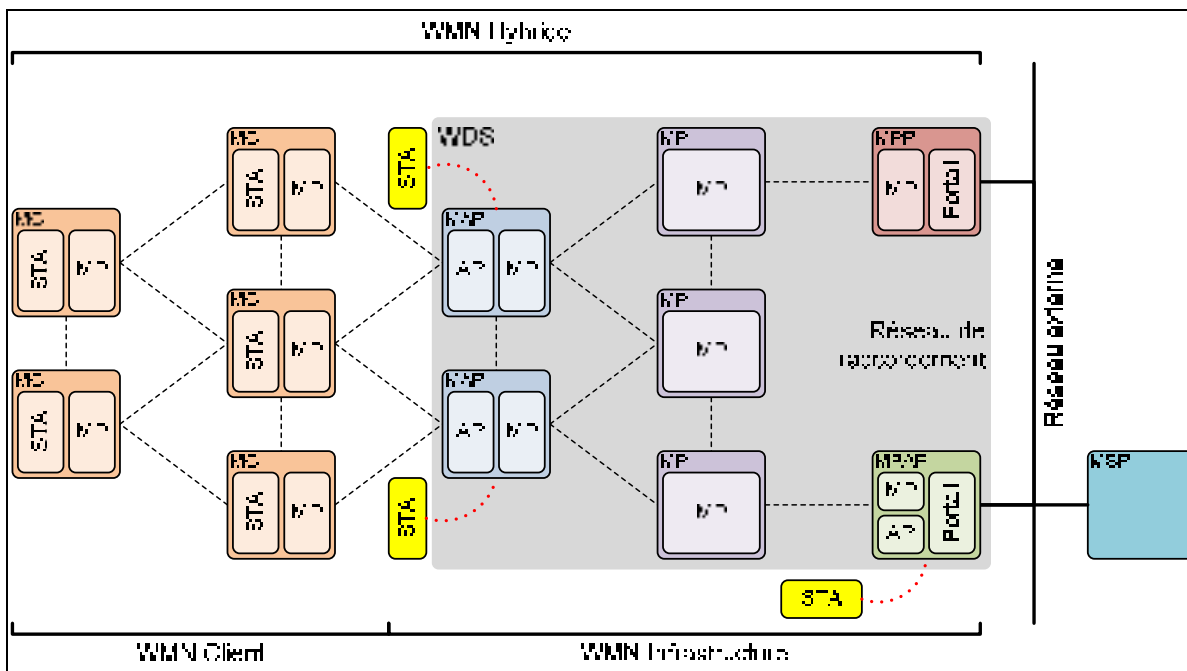


Figure 2.1 Architecture WMN cible

Dans un WMN infrastructure, les MP qui donnent aux nœuds clients un accès au WDS forment un réseau d'accès, tandis que les MP qui servent au transport du trafic généré par les nœuds clients forment un réseau de raccordement. Un MP peut appartenir aux deux réseaux à la fois, mais il ne peut pas appartenir qu'au réseau d'accès.

2.3 Point de service maillé

Le WMN cible se distingue des autres WMN par l'ajout d'un point de service maillé (MSP) (voir Figure 2.1). Le MSP est une nouvelle composante qui permet de centraliser sur un seul nœud les principaux mécanismes liés à la gestion de la performance des WMN infrastructures (voir section 2.4). C'est la seule composante du réseau qui ne fait partie ni du

réseau d'accès, ni du réseau de raccordement. Il n'y a, à la redondance près, qu'un seul MSP pour tout le WMN et il n'est accessible que par lien filaire.

Cette architecture permet de répartir sur plusieurs portails la charge du trafic généré par ou pour le MSP. Elle permet également de reporter la charge de calcul de chaque mécanisme centralisé sur une composante à l'extérieur du réseau et de conserver des portails fonctionnellement identiques.

Le MSP est toujours disponible, même au moment de démarrer le premier MP du réseau, et s'il tombe en panne, un autre MSP peut immédiatement prendre la relève. De plus, sa capacité est suffisante pour traiter (temps négligeable, mais non nul) toutes les trames reçues et sauvegarder toute l'information pertinente qui lui est transmise.

2.4 Mécanismes centralisés

Le WMN cible se distingue des autres WMN par la possibilité d'utiliser des mécanismes distribués **et** centralisés. Cette architecture permet de déterminer où se situe l'intelligence des mécanismes liés à la performance du réseau.

Avec une architecture distribuée, l'intelligence d'un mécanisme est répartie sur les nœuds du réseau. Le mécanisme opère à partir d'informations locales obtenues par l'observation de son environnement et par des échanges directs avec les nœuds adjacents.

Avec une architecture centralisée, l'intelligence d'un mécanisme est concentrée sur un seul nœud situé à l'intérieur ou (préférentiellement) à l'extérieur du réseau. Le mécanisme opère à partir d'informations globales qui lui sont acheminées par l'entremise d'un protocole de signalisation (voir section 2.5).

Bien qu'ils augmentent la charge sur le réseau, les mécanismes centralisés produisent généralement des résultats supérieurs aux mécanismes distribués en raison de leur connaissance étendue de l'état du réseau. En partageant la même plateforme et la même information, il est aussi possible de créer une synergie entre les divers mécanismes. (D'un

point de vue exploitation, il est aussi plus facile d'apporter des changements à un mécanisme s'il est situé sur un seul nœud plutôt que sur l'ensemble des nœuds du réseau.)

2.5 Protocole de signalisation

Le WMN cible se distingue des autres WMN par l'intégration dans un plan de contrôle d'un protocole de signalisation intrabande (voir Figure 2.2). Dans les réseaux de télécommunication, la signalisation permet d'échanger de l'information afin de gérer les ressources disponibles. Cette information est échangée soit par des signaux électriques/acoustiques ou, dans le cas des réseaux à commutation de paquets, par des messages. L'information échangée représente généralement des commandes ou des indications destinées aux diverses composantes matérielles et logicielles du réseau.

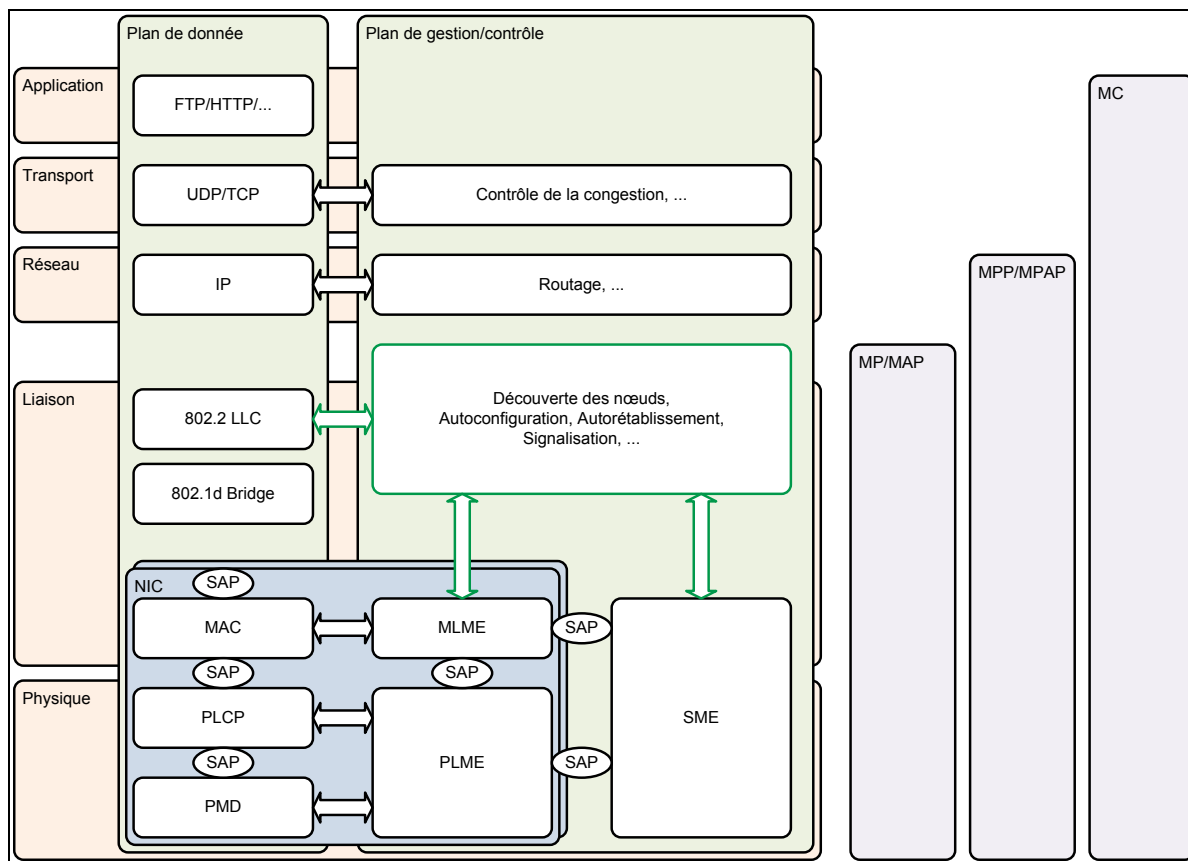


Figure 2.2 Architecture logicielle des MP

Le protocole de signalisation du WMN cible permet à chaque nœud d'acheminer vers le MSP l'information relative à la performance du réseau (bande passante, qualité des liens, etc.) et inversement permet au(x) mécanisme(s) centralisé(s) de contrôler chaque nœud du réseau (canal opérationnel, etc.). Un plan de contrôle assure la diffusion ou la livraison à destination des messages de signalisation.

Ce protocole est situé sous la couche réseau pour conserver le niveau d'abstraction du MBSS, mais au-dessus de la couche liaison pour éviter de modifier la couche MAC et ainsi demeurer indépendant du choix des NIC.

Ce protocole est utilisé par tous les mécanismes proposés dans cette thèse, qu'ils soient pour optimiser la topologie du réseau (voir CHAPITRE 3 et CHAPITRE 4) ou pour répartir le débit équitablement entre les nœuds clients (voir CHAPITRE 5).

2.6 Composantes multiradios

Le WMN cible est formé et opéré avec des composantes multiradios. Dans un WMN multiradio, les composantes du réseau sont équipées de plusieurs radios qui opèrent sur des canaux orthogonaux ou des bandes de fréquences différentes (voir section 2.7). Une radio est utilisée pour le réseau d'accès et toutes les autres radios sont utilisées pour le réseau de raccordement. Non seulement cette configuration permet d'augmenter la capacité du réseau de raccordement, mais elle permet aussi aux deux réseaux d'opérer en parallèle sans interférence.

Nous supposons que tous les MP du réseau de raccordement sont stationnaires, qu'ils n'ont pas de contraintes énergétiques et qu'ils ont des performances similaires sous des conditions similaires.

2.7 Cartes d'interface réseau

Les nœuds du réseau filaire sont équipés avec des NIC IEEE 802.3 et les nœuds du réseau d'accès avec des NIC IEEE 802.11g. Les nœuds du réseau de raccordement sont équipés avec des NIC IEEE 802.11a et une CR basée sur une NIC IEEE 802.11a (dorénavant

désignée IEEE 802.11cr) capable d'opérer sur l'une des fréquences de la bande primaire (voir Tableau 2.1).

Tableau 2.1 Cartes d'interface réseau dans les MP

Composante	Cartes d'interface réseau			
	802.3	802.11a	802.11g	802.11cr
MPAP	≥1	2	1	1
MPP	≥1	2	0	1
MAP	0	2	1	1
MP	0	2	0	1

La fonction de coordination distribuée (DCF) qui sert de méthode d'accès aux NIC IEEE 802.11 est CSMA/CA.

Les NIC IEEE 802.11g opèrent dans la bande ISM de 2.4 GHz, tandis que les NIC IEEE 802.11a opèrent dans la bande ISM de 5.0 GHz. Les NIC IEEE 802.11cr opèrent dans la bande de fréquences de la télévision UHF de 712 à 787 MHz (16 canaux espacés de 5 MHz). Ces NIC ont des performances et des contraintes similaires aux bandes ISM.

Nous supposons que les radios IEEE 802.11a sont restreintes à la bande inférieure UNII-1 (8 canaux) et que seuls certains canaux de la bande primaire sont disponibles, puisque certaines fréquences pourraient être occasionnellement occupées par des utilisateurs primaires ou réservées pour des usages particuliers.

Toutes les NIC colocalisées sont interconnectées par un pont basé sur la norme IEEE 802.1d [39] (voir Figure 2.3).

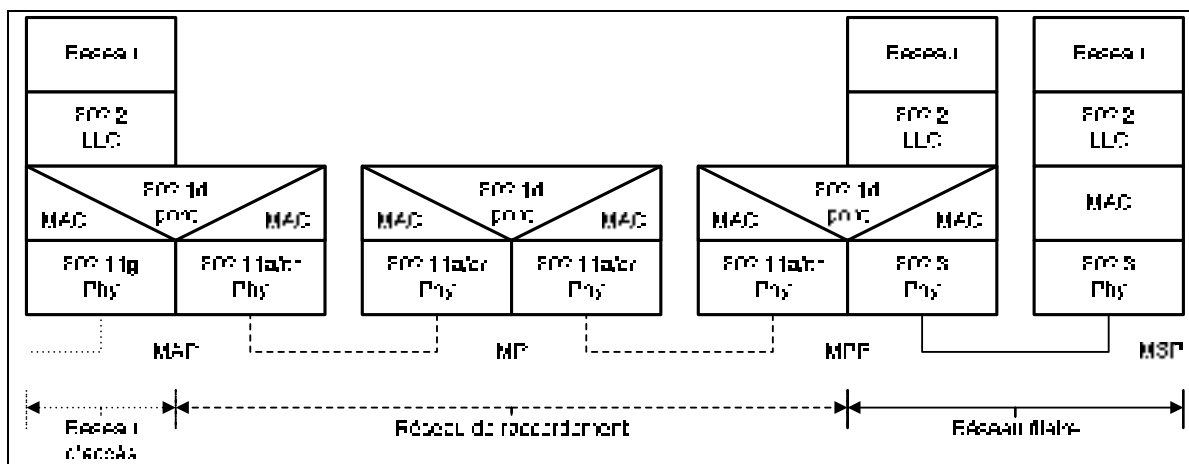


Figure 2.3 Interconnexion des NIC

Cette norme définit une architecture pour l'interconnexion de réseaux IEEE 802 sous la couche de service MAC. Sans recourir aux protocoles de la couche réseau et du contrôle des liens logiques (LLC), un pont MAC permet à des stations sur des réseaux locaux (LAN) séparés de communiquer, chacune avec leur propre MAC, comme si elles étaient sur le même LAN.

2.8 Topologie

La détection du spectre radio inutilisé dans la bande primaire et l'assignation des canaux pour les NIC IEEE 802.11a/cr sont hors de la portée de cette thèse.

2.8.1 IEEE 802.11a

Le réseau de raccordement du WMN cible est basé sur une topologie maillée point-à-point multiple (voir Figure 2.4). Pour former cette topologie, des canaux différents sont assignés aux NIC IEEE 802.11a colocalisées. Toutefois, chaque canal d'un MP ne peut servir qu'à établir un seul lien. Ainsi, il n'y a que 2 MP par lien maillé. (Les canaux assignés aux NIC IEEE 802.11a doivent permettre aux MP de rejoindre un portail.)

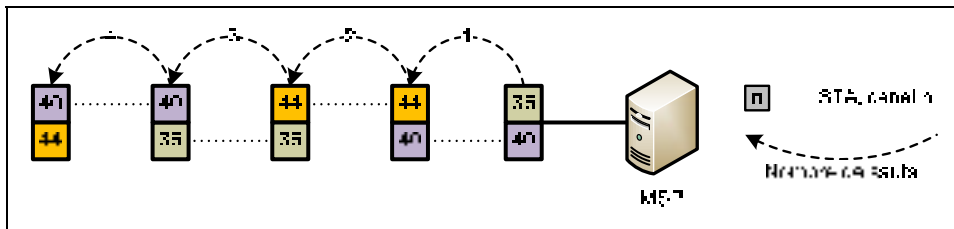


Figure 2.4 Topologie maillée point-à-point multiple

Impossible à réaliser sans composants multiradios, cette topologie permet de réduire la latence, car les radios colocalisées peuvent opérer indépendamment sur des canaux différents. Elle permet aussi de réduire la contention, car il n'y a que 2 radios sur un même canal. De plus, pour éviter de générer inutilement des interférences et utiliser de la bande passante, aucun lien sans fil n'est permis entre les portails ou entre des NIC colocalisées (ce qui devrait déjà être le cas en utilisant des canaux différents pour chaque NIC). Pour échanger des trames, ceux-ci doivent plutôt utiliser le réseau filaire ou le pont IEEE 802.1d.

2.8.2 IEEE 802.11cr

Contrairement aux NIC IEEE 802.11a où le nombre de canaux disponibles est connu à l'avance, un canal de la bande primaire ne peut être assigné à une CR avant qu'il ne soit inutilisé. Par conséquent, sans former de topologie particulière, un canal est assigné à une NIC IEEE 802.11cr seulement lorsqu'un mécanisme quelconque (hors de la portée de cette thèse) en indique la possibilité. Toutefois, le canal assigné à une CR ne peut servir qu'à dupliquer un lien existant. (Il n'est pas nécessaire que les canaux assignés aux NIC IEEE 802.11cr permettent aux MP de joindre un portail.)

2.9 Interopérabilité

Chaque NIC IEEE 802.11a a au moins une queue dédiée pour les paquets en attente d'être transmis. Les NIC IEEE 802.11cr n'ont pas de queues dédiées puisqu'elles obtiennent leurs paquets des queues des NIC IEEE 802.11a colocalisées (voir Figure 2.5). Ainsi, lorsque la CR devient disponible, les deux interfaces peuvent acheminer des paquets simultanément, mais un paquet n'est acheminé que par une seule interface.

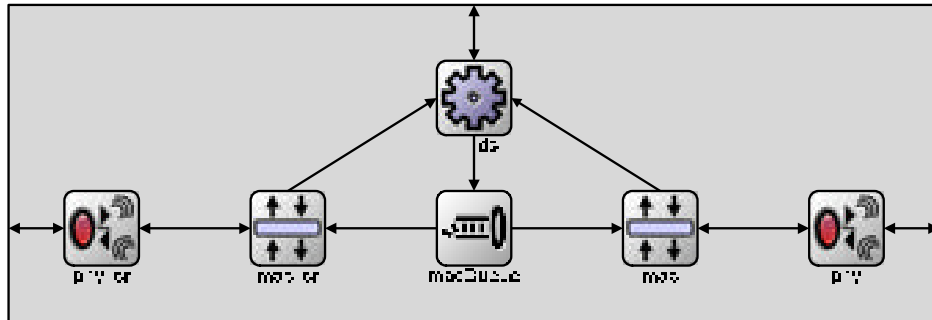


Figure 2.5 Interopérabilité des queues entre les NIC colocalisées

En plus d'augmenter la capacité de débit des MP, la robustesse des liens est aussi augmentée lorsque la CR devient disponible. De plus, sans queue dédiée, aucun recouvrement de paquets n'est requis lorsque la CR devient non disponible.

2.10 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons présenté une architecture pour construire un WMN infrastructure basé sur la norme IEEE 802.11 avec les composantes, les protocoles et la topologie favorisant la mise en place de mécanismes pour améliorer la performance.

Cette architecture repose sur l'introduction d'une nouvelle composante qui permet de centraliser sur un seul nœud les principaux mécanismes liés à la performance du réseau et sur l'intégration dans un plan de contrôle d'un protocole pour supporter la signalisation requise par ces mécanismes. De plus, afin de diminuer les interférences entre les composantes du réseau et d'augmenter la disponibilité de la bande passante, cette architecture comprend non seulement des composantes multiradios (formant une topologie point-à-point multiple), mais aussi des CR. Finalement, un pont IEEE 802.1d permet d'interconnecter les NIC des composantes multiradios.

Dans le prochain chapitre, une première mise en application montre comment créer cette topologie avec ces composantes en utilisant un mécanisme centralisé basé sur ce protocole de signalisation.

CHAPITRE 3

FORMATION DE TOPOLOGIES MAILLÉES

3.1 Introduction

La performance des WMN monoradios est insuffisante afin d'offrir la QoS requise pour supporter des applications en temps réel. Toutefois, l'utilisation de composantes multiradios permet de diminuer la contention sur le canal et d'améliorer la capacité des WMN.

Dans un MWN multiradio, il y a au moins une radio dédiée au réseau d'accès et au moins deux radios dédiées au réseau de raccordement. En utilisant des canaux orthogonaux ou des bandes de fréquences différentes, les radios colocalisées peuvent opérer en parallèle sans interférer entre-elles. Toutefois, en utilisant des composantes multiradios, non seulement le nombre de canaux augmente, mais aussi le nombre de liens qui peuvent être établis entre les nœuds. Avec plusieurs liens parmi lesquels choisir ou avec la possibilité d'en créer de nouveaux, un WMN peut ajuster son routage ou modifier sa topologie pour offrir une meilleure QoS.

Pour établir des liens maillés, un MP doit d'abord détecter la présence d'autres MP à proximité. Pour ce faire, il doit écouter chaque canal disponible pendant un certain temps afin de recevoir de ses voisins des balises ou des réponses aux sondes transmises. Écouter le temps d'écoute permet souvent de gagner du temps, mais risque quelquefois de détecter moins de MP. Prolonger le temps d'écoute permet quelquefois de détecter plus de MP, mais risque souvent de perdre du temps. Le problème n'est pas seulement de détecter un maximum de MP en un minimum de temps, mais aussi de produire la meilleure topologie. Idéalement, un MP devrait connaître l'état du réseau avant de choisir un portail et d'assigner des canaux à ses interfaces. Or, un MP pourrait inutilement retarder son entrée dans un WMN s'il devait attendre pour obtenir cette information. Par conséquent, lorsqu'un MP démarre (pour la première fois ou suite à une panne), le défi est de joindre rapidement un WMN et, avec un minimum d'informations, de mitiger la latence et les interférences.

Ce chapitre décrit deux mécanismes d'auto-configuration complémentaires pour former des topologies maillées dans les WMN multiradios IEEE 802.11s: un mécanisme distribué et un mécanisme centralisé.

Basé sur le protocole d'annonce d'un portail (PANN) spécifié dans l'amendement IEEE 802.11s, le mécanisme distribué détermine l'assignation initiale des interfaces des MP du réseau de raccordement. Il est conçu pour rapidement établir un chemin entre un portail et un MP récemment démarré en utilisant seulement de l'information locale. Une fois que le réseau est stable, le mécanisme centralisé optimise la topologie initialement créée en utilisant de l'information globale.

Ce chapitre est principalement orienté sur la performance des mécanismes pour former des topologies maillées, et non pas sur les algorithmes pour assigner des canaux aux interfaces ou sur la performance obtenue de ces topologies. Il identifie les divers facteurs qui affectent les temps pour créer et modifier des topologies maillées, tels que le temps de balayage de la procédure de découverte des nœuds voisins et les délais de synchronisation du mécanisme de changement de canal (CS). Ceci est particulièrement important pour assurer, avec le plus de transparence possible, la robustesse et la meilleure performance du réseau, quelles que soient les circonstances.

3.2 Formation de topologies maillées

Les WMN sont des réseaux sans fil capables de s'auto-configurer et s'auto-rétablir. Chaque nœud du réseau doit être capable de s'ajuster automatiquement aux changements de son environnement ou de coopérer avec les autres nœuds du réseau.

3.2.1 Auto-configuration

Pour créer ou pour joindre un WMN, les MP doivent d'abord détecter la présence d'autres MP à proximité en utilisant une procédure de découverte (voir section 3.2.2). Pour être détectée, une interface radio (dont le canal a été précédemment assigné) doit diffuser des balises ou répondre aux sondes reçues.

Une fois que la procédure est complétée, les MP peuvent assigner des canaux à leurs interfaces. Les portails peuvent seulement assigner des canaux qui ne sont pas déjà utilisés par d'autres portails. Les autres MP peuvent seulement assigner des canaux sur lesquels ils ont reçu une balise ou une réponse contenant un identificateur approprié, une configuration maillée et un PANN. Puisque les MP peuvent démarrer sans ordre particulier, la procédure de découverte peut nécessiter quelques itérations si aucun MP satisfaisant n'est détecté. Au fur et à mesure que les canaux sont assignés aux interfaces, une topologie initiale est créée (voir Figure 3.1). Les descriptions algorithmiques de la procédure de démarrage d'un MP (voir ANNEXE I) et de la procédure de démarrage d'un portail (voir ANNEXE II) sont aussi disponibles.

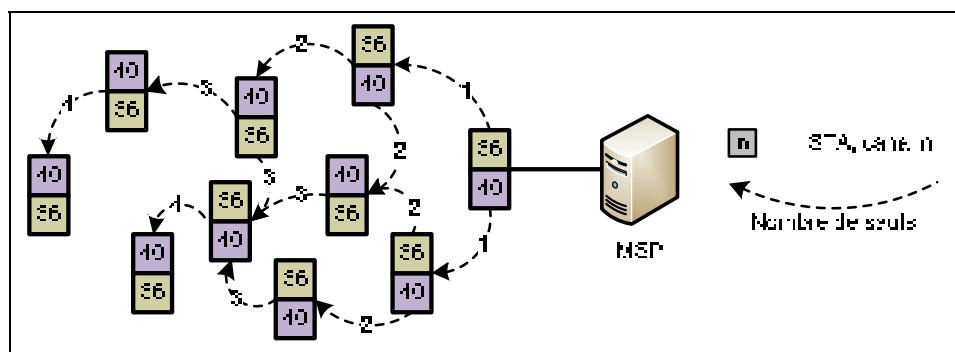


Figure 3.1 Cinématique de la procédure de démarrage

Une fois que les canaux sont assignés à ses interfaces, un MP peut commencer à diffuser des balises maillées contenant un PANN et ensuite acheminer tous les MP découverts au MSP. Une topologie optimisée sera alors calculée et déployée.

3.2.2 Découverte des nœuds voisins

La procédure de découverte des nœuds voisins peut s'effectuer en utilisant le balayage passif (PS) ou le balayage actif (AS). La machine d'état suivante résume le fonctionnement de cette procédure (voir Figure 3.2). Une description algorithmique est aussi disponible (voir ANNEXE III).

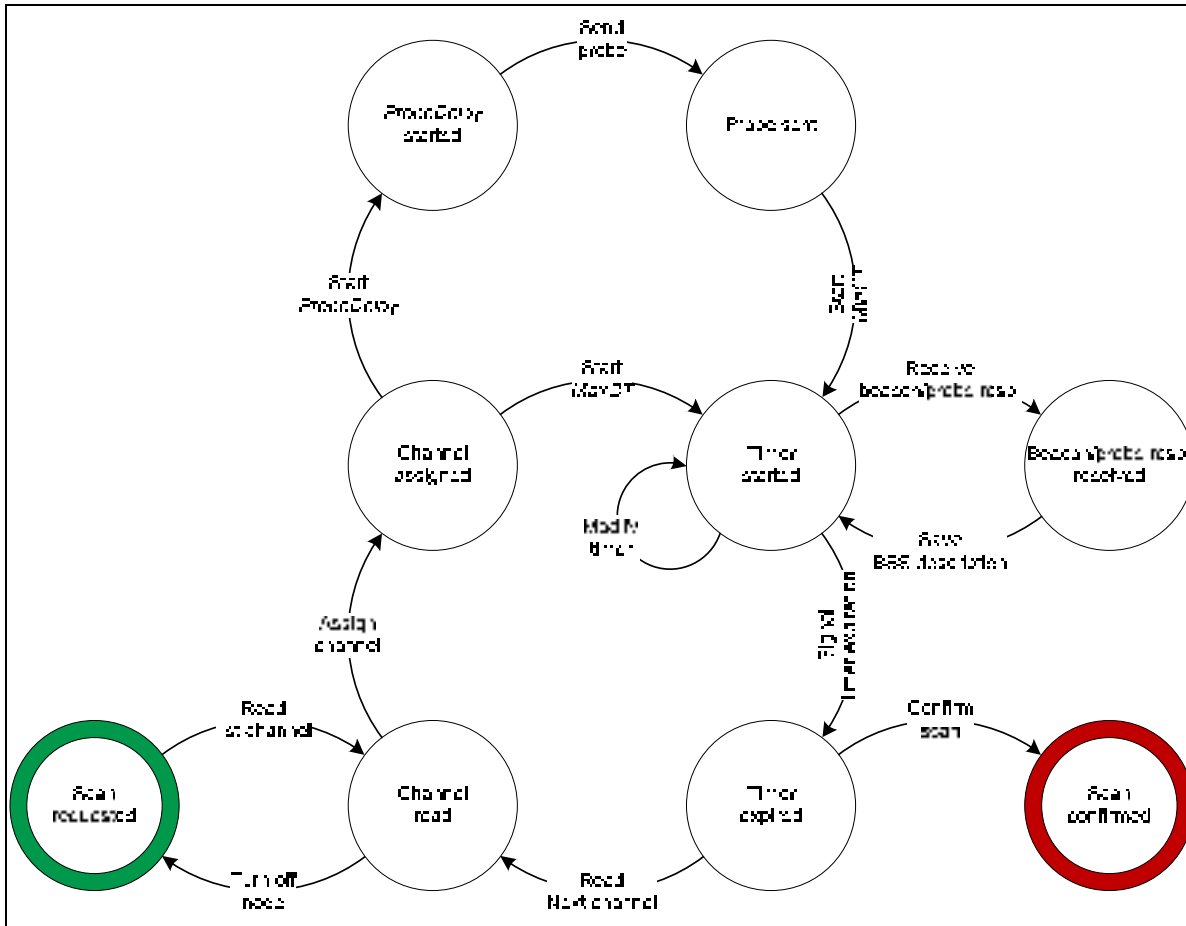


Figure 3.2 Machine d'état de la procédure de découverte des nœuds voisins

Les équations dans les sections suivantes intègrent le temps pour changer de canal (CST) par soucis de précision, bien qu'il soit quelquefois ignoré parce qu'il dépend du matériel utilisé [40] ou parce qu'il est considéré trop petit [41].

3.2.2.1 Balayage passif (PS)

Le balayage passif consiste à détecter les balises maillées émises par les MP à proximité. Pour chaque canal disponible, un MP attend des balises maillées satisfaisant à certains critères, en n'excédant pas le temps d'écoute maximal d'un canal ($MaxCT$). Ainsi, le temps requis pour effectuer un PS peut être calculé au moyen de l'équation (3.1) :

$$PS_{time} = (CST + MaxCT) \times nbChannel \quad (3.1)$$

où CST correspond à la valeur de l'attribut $dot11ChannelSwitchTime$ de la norme 802.11, $MaxCT$ correspond au temps d'écoute maximal (en TU) d'un canal et $nbChannel$ est le nombre de canaux à balayer.

La norme IEEE 802.11 ne spécifie pas la valeur de $MaxCT$, mais elle est généralement identique à $dot11BeaconPeriod$ pour permettre de recevoir les balises émises périodiquement par les MP membres d'un WMN. À moins que des balises ne soient perdues à cause d'interférences, un MP devrait découvrir tous ses MP voisins après avoir balayé tous les canaux une seule fois.

Le PS est habituellement peu performant. Que le canal soit inutilisé ou que les balises maillées soient déjà toutes reçues, beaucoup de temps est perdu à attendre inutilement l'expiration de $MaxCT$ avant de passer au canal suivant. De plus, la valeur de $MaxCT$ est assez élevée (200 TU), si on la compare au temps requis pour recevoir une trame (< 1 ms). Néanmoins, pour réduire le nombre de canaux à balayer et le temps de balayage total, il est possible de réduire la valeur de $MaxCT$, mais d'augmenter le nombre de balayages. Pour couvrir une période continue équivalente à $dot11BeaconPeriod$ sur plusieurs balayages, la valeur de $MaxCT$ peut être calculée au moyen de l'équation (3.2) :

$$MaxCT = (nbScan \times PS_{time}) \text{ modulo } dot11BeaconPeriod \quad (3.2)$$

où $nbScan$ est le nombre de balayages requis pour obtenir une période continue équivalente, PS_{time} est le temps requis pour effectuer un PS et $dot11BeaconPeriod$ est la période utilisée pour transmettre des balises.

Un MP devrait découvrir tous ses MP voisins après avoir balayé tous les canaux après au plus $nbScan$ fois. Toutefois, sans garantir que tous les MP voisins soient découverts, la procédure de découverte des nœuds voisins pourrait décider de ne pas effectuer tous les balayages, si les MP découverts permettent de joindre un WMN.

3.2.2.2 Balayage actif (AS)

Le balayage actif consiste à émettre des trames *Probe Request* pour solliciter des trames *Probe Response* des MP à proximité. Pour chaque canal disponible, un MP émet une trame *Probe Request* après l'expiration de *ProbeDelay* ou après une indication *PHYRxStart*, puis attend des trames *Probe Response* pendant au moins le temps d'écoute minimal d'un canal (*MinCT*), ou au plus *MaxCT* si le canal est occupé (indication *PHY-CCA*). Ainsi, le temps requis pour effectuer un AS peut être calculé au moyen de l'équation (3.3) :

$$AS_{time} = [(CST + MinCT), CST + ProbeDelay + MaxCT] \times nbChannel \quad (3.3)$$

où *CST* correspond à la valeur de l'attribut *dot11ChannelSwitchTime* de la norme 802.11, *MinCT* correspond au temps d'écoute minimal (en TU) d'un canal, *ProbeDelay* correspond au délai (en ms) à utiliser avant de transmettre une trame *Probe Request*, *MaxCT* correspond au temps d'écoute maximal (en TU) d'un canal et *nbChannel* est le nombre de canaux à balayer.

La norme IEEE 802.11 ne spécifie pas les valeurs de *ProbeDelay*, *MinCT* et *MaxCT*. Toutefois, la valeur de *ProbeDelay* devrait permettre de détecter de l'activité sur un canal et les valeurs de *MinCT* et *MaxCT* devraient permettre de recevoir des trames *Probe Response* émises sous un minimum et maximum de contention par les MP membres d'un WMN satisfaisants aux critères de la requête.

Idéalement, *MinCT* et *MaxCT* devraient être suffisamment longs pour recevoir la plupart des trames *Probe Response*, mais pas trop longs pour éviter de perdre du temps à attendre inutilement. Si *MinCT* est trop court et que la plupart des réponses sont reçues après l'expiration de ce délai, alors il ne sert à rien. Si *MinCT* est trop long et que la plupart des réponses sont reçues avant l'expiration de ce délai, alors du temps est perdu à attendre inutilement. Si *MaxCT* est trop court et que la plupart des réponses sont reçues après ce délai, alors le nombre de balayages peut augmenter. Si *MaxCT* est trop long et que la plupart des réponses sont reçues avant l'expiration de ce délai, alors du temps est perdu à attendre inutilement.

Les valeurs de $MinCT$ et $MaxCT$ peuvent être estimées en calculant préalablement la valeur de l'espace inter-trame DCF (DIFS) au moyen de l'équation (3.4) [36]

$$DIFS = aSIFSTime + (2 \times aSlotTime) \quad (3.4)$$

où $aSIFSTime$ correspond au temps nominal (en μs) que le MAC et le PHY requièrent pour recevoir sur l'interface radio le dernier symbole d'une trame, traiter la trame et répondre sur l'interface radio avec le premier symbole de la trame de réponse qu'il est aussitôt possible de transmettre, et où $aSlotTime$ correspond à la durée (en μs) d'un créneau temporel (*slot*). Ensuite, au moyen de l'équation (3.5) [42], il est possible d'estimer la valeur de $MinCT$

$$MinCT = DIFS + (aCW_{min} \times aSlotTime) \quad (3.5)$$

où aCW_{min} correspond à la taille minimale de la fenêtre de contention, et au moyen de l'équation (3.6) d'estimer la valeur de $MaxCT$

$$MaxCT = DIFS + (aCW_{max} \times aSlotTime) \quad (3.6)$$

où aCW_{max} correspond à la taille maximale de la fenêtre de contention.

3.2.3 Mécanisme distribué

Le mécanisme distribué crée une topologie maillée en chaîne double lors du démarrage des MP (voir Figure 3.3). Pour former cette topologie, des canaux différents sont assignés aux NIC IEEE 802.11a colocalisées, mais les mêmes canaux sont réutilisés pour tous les MP.

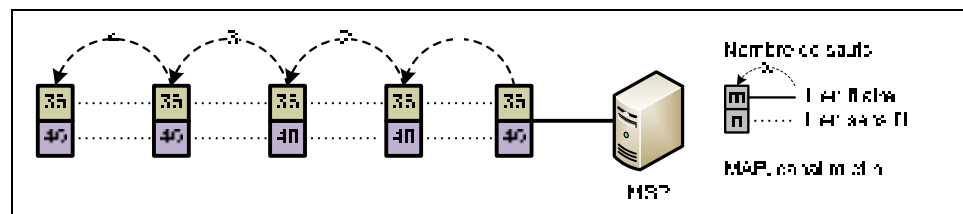


Figure 3.3 Topologie initiale

Cette topologie permet de rapidement joindre un WMN puisque les MP ne requièrent que de l'information locale. Toutefois, la performance de cette topologie est similaire à celle d'un WMN bi-radio. En effet, la latence est réduite puisque les NIC IEEE 802.11a colocalisées peuvent opérer indépendamment sur des canaux différents, mais la contention persiste entre les MP qui partagent le même canal. Par conséquent, cette topologie ne peut servir que temporairement pour un WMN multiradio, si des améliorations significatives de la performance sont attendues.

3.2.4 Mécanisme centralisé

Le mécanisme centralisé hébergé par le MSP modifie la topologie maillée en chaîne double créée lors du démarrage des MP (voir Figure 3.3) pour former une topologie maillée point-à-point multiple lorsque le réseau est stable (voir Figure 3.4). Pour former cette topologie, des canaux différents sont assignés aux NIC IEEE 802.11a colocalisées. Toutefois, chaque canal d'un MP ne peut servir qu'à établir un seul lien. (L'algorithme développé pour déterminer l'assignation optimale des canaux est hors de la portée de cette thèse.)

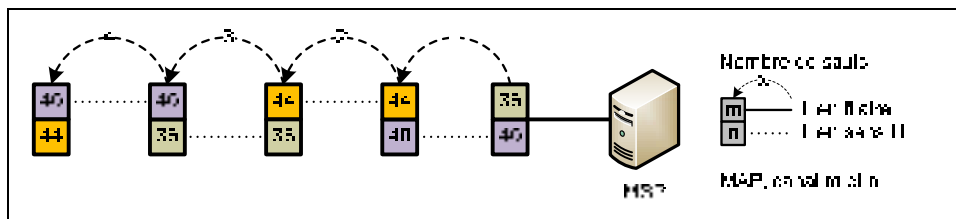


Figure 3.4 Topologie optimisée

L'impact de la topologie optimisée est double. D'une part, la latence est minimisée puisque les NIC IEEE 802.11a colocalisées peuvent opérer indépendamment sur des canaux différents. La contention est aussi minimisée puisque chaque lien n'a que 2 MP. Par conséquent, la performance peut-être significativement améliorée.

D'autre part, n'ayant que 2 MP, chaque lien devient vulnérable aux pannes. Contrairement à un réseau partagé, si un des deux MP tombe en panne, la topologie doit être modifiée pour assurer une livraison adéquate du trafic. Par conséquent, la fiabilité du réseau peut être compromise sans un mécanisme d'auto-rétablissement adéquat.

3.3 Évaluation de la performance

La performance des mécanismes d'auto-configuration a été évaluée en utilisant Inet [34], un progiciel libre pour la simulation de réseaux de communication conçu expressément pour l'environnement de simulation à évènements discrets OMNeT++ [35].

Pour supporter des composants multiradios IEEE 802.11a/g/s, le contrôle des canaux et les couches MAC et PHY d'Inet ont été modifiés. Ces modifications ont porté essentiellement sur l'identification et le fonctionnement des radios pour qu'elles puissent transmettre et recevoir des paquets indépendamment l'une de l'autre, et sur la conformité des normes utilisées. D'autres modules ont aussi été modifiés pour supporter le démarrage aléatoire des MP (voir section 3.3.3). Sauf indication contraire, les paramètres de simulation utilisent les valeurs par défaut d'Inet.

3.3.1 Description du réseau

Le réseau simulé comprend 60 MAP, 5 MPP et 1 MSP (voir Figure 3.5).

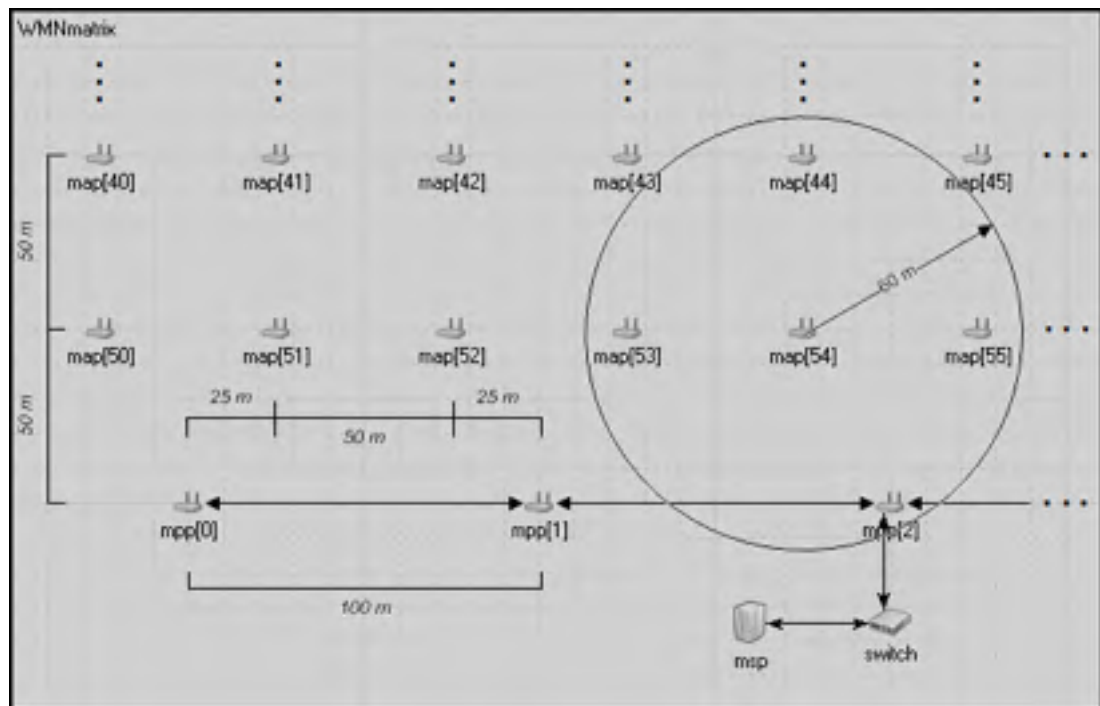


Figure 3.5 Réseau simulé (mécanismes d'autogestion)

Tous les MP du réseau ont un emplacement fixe. Les MAP sont disposés de manière à former une matrice de 6 lignes et 10 colonnes. Les MAP immédiats d'une ligne ou d'une colonne sont séparés de 50 mètres. Les MPP sont disposés de manière à former une chaîne droite. Les MPP immédiats sont séparés de 100 mètres. La chaîne de MPP est disposée de manière à couvrir tous les MAP d'une seule ligne de la matrice. La matrice de MAP et la chaîne de MPP sont séparées de 50 mètres. Chaque MPP est disposé de manière à couvrir 2 MAP. Les radios IEEE 802.11a munies d'antenne omnidirectionnelle ont une portée de 60 mètres. Ainsi, un MPP peut au plus couvrir 2 MAP, et un MAP peut au plus couvrir 1 MPP ou 4 autres MAP. Cette configuration permet de recréer les conditions correspondant approximativement au déploiement d'un WMN en milieu urbain.

3.3.2 Description des scénarios

Des scénarios (4) ont d'abord été réalisés pour comparer la performance du balayage passif avec la méthode proposée et avec la méthode conventionnelle. Ces scénarios ont été conçus pour mesurer le temps requis pour établir une topologie initiale en utilisant :

- des valeurs basées sur l'équation (3.2);
- une valeur basée sur *dot11BeaconPeriod*.

D'autres scénarios (55) ont ensuite été réalisés pour déterminer la valeur des paramètres convenant le mieux au balayage actif. Ces scénarios ont été conçus pour mesurer le temps requis pour établir une topologie initiale en utilisant des valeurs basées sur :

- l'équation (3.5) pour *MinCT*;
- l'équation (3.6).pour *MaxCT*.

Les mêmes scénarios (59) ont également permis de comparer la performance du mécanisme distribué pour établir une topologie initiale avec le balayage passif et avec le balayage actif. Finalement, un dernier scénario a été réalisé pour évaluer le temps requis pour établir une topologie optimisée avec le mécanisme centralisé.

Chaque scénario a été répété 100 fois et la moyenne des résultats a été calculée. Les écarts-types sont indiqués entre parenthèses.

3.3.3 Paramètres de simulation

Les principaux paramètres de simulation sont présentés dans le Tableau 3.1.

Tableau 3.1 Paramètres de simulation

Paramètre de simulation	Balayage	
	Passif	Actif
<i>ProbeDelay</i>	x	100 μ s
<i>MinCT</i>	x	[1..10] TU
<i>MaxCT</i>	16, 40, 80, 200 TU	[2..10], 15 TU
<i>dot11BeaconPeriod</i>	200 TU	x
<i>dot11ChannelSwitchTime</i>	2 TU	2 TU
<i>bootDelay</i>	uniform(0 s, 0.1 s)	uniform(0 s, 0.1 s)

Pour le PS, une valeur de *MaxCT* a été définie pour correspondre à la valeur de *dot11BeaconPeriod* et, au moyen de l'équation (3.2), trois autres valeurs de *MaxCT* ont été calculées : 16, 40 et 80 TU. Pour l'AS, les valeurs de *MinCT* et *MaxCT* ont été calculées au moyen des équations (3.5) et (3.6), et une valeur supplémentaire de *MaxCT* a été ajoutée pour comparer avec le PS : 15 TU.

Pour vérifier qu'il n'y a pas d'ordre particulier pour créer ou joindre un WMN, un nouveau paramètre de simulation (*bootDelay*) a été ajouté pour définir le délai de démarrage individuel des MP. Pendant ce temps, aucune trame ne peut être transmise ou reçue par un MP. Une fois le délai expiré, un MP peut initier sa séquence de démarrage.

3.4 Résultats

Les temps requis pour créer la topologie initiale avec le mécanisme distribué sont calculés de la première primitive appelée pour réinitialiser une interface à la dernière primitive appelée pour confirmer la réussite du démarrage de l'interface.

Puisque les MP ont des délais de démarrage distincts, les temps mesurés représentent une plage de performance et non pas un optimum.

3.4.1 Balayage passif

Les résultats obtenus indiquent que le temps requis pour créer la topologie initiale du réseau varie de 4303 ms à 10036 ms lorsque le mécanisme distribué utilise le balayage passif (voir Tableau 3.2). Le temps de formation le plus long est obtenu lorsque le mécanisme distribué utilise une valeur conventionnelle de *MaxCT*. Avec la méthode proposée pour calculer les valeurs de *MaxCT*, le mécanisme distribué prend environ 35% à 60% moins de temps. Le temps de formation le plus court est obtenu avec la valeur minimale de *MaxCT*.

Tableau 3.2 Temps de formation moyen en ms de la topologie initiale (PS)

	Méthode			
	Proposée			Conventionnelle
<i>MaxCT</i> (TU)	16	40	80	200
Temps Total (ms)	4303 (322)	5114 (930)	6410 (916)	10036 (161)

Malgré le nombre de balayages plus grand lorsque *MaxCT* est plus petit (voir Tableau 3.3), le temps perdu pour changer de canal est inférieur au temps perdu à attendre l'expiration de *MaxCT* lorsqu'il est fixé à 200 TU.

Tableau 3.3 Nombre de PS par MP (*MaxCT* = 16)

MAP	Nombre de PS									
0 à 9	24	23	23	24	24	24	24	24	24	24
10 à 19	20	19	20	20	20	20	20	20	20	20
20 à 29	17	16	16	16	16	16	16	16	16	17
30 à 39	12	12	12	12	12	12	12	12	12	12
40 à 49	8	8	8	8	8	8	8	8	8	8
50 à 59	3	3	3	4	3	3	4	3	3	3

Le temps de démarrage moyen de chaque MP est présenté dans le Tableau 3.4

Tableau 3.4 Temps de démarrage moyen en s des MP (PS)

MAP	Temps de démarrage moyen									
0 à 9	3.585 (0.618)	3.458 (0.505)	3.463 (0.513)	3.540 (0.485)	3.488 (0.452)	3.542 (0.498)	3.585 (0.490)	3.540 (0.537)	3.534 (0.434)	3.604 (0.447)
10 à 19	2.991 (0.579)	2.857 (0.469)	2.883 (0.487)	2.950 (0.451)	2.901 (0.448)	2.910 (0.518)	2.991 (0.487)	2.913 (0.493)	2.904 (0.445)	3.006 (0.419)
20 à 29	2.441 (0.515)	2.308 (0.430)	2.304 (0.430)	2.351 (0.457)	2.319 (0.441)	2.367 (0.477)	2.400 (0.387)	2.345 (0.454)	2.357 (0.426)	2.445 (0.431)
30 à 39	1.801 (0.376)	1.723 (0.416)	1.733 (0.373)	1.733 (0.431)	1.736 (0.401)	1.724 (0.415)	1.788 (0.391)	1.792 (0.439)	1.742 (0.382)	1.816 (0.395)
40 à 49	1.160 (0.326)	1.148 (0.346)	1.126 (0.331)	1.158 (0.366)	1.118 (0.351)	1.132 (0.346)	1.164 (0.363)	1.148 (0.357)	1.139 (0.319)	1.196 (0.369)
50 à 59	0.487 (0.244)	0.517 (0.241)	0.487 (0.244)	0.533 (0.255)	0.452 (0.256)	0.499 (0.280)	0.554 (0.256)	0.484 (0.268)	0.508 (0.266)	0.515 (0.258)

Ce tableau indique les temps mesurés en secondes pour réinitialiser l'interface, effectuer la découverte des nœuds voisins et démarrer un MBSS.

3.4.2 Balayage actif

Les résultats obtenus indiquent que le temps requis pour créer la topologie initiale du réseau varie de 956 ms à 1453 ms lorsque le mécanisme distribué utilise le balayage actif (voir Tableau 3.5). Le temps de formation le plus court est obtenu avec les valeurs minimales de *MinCT* et *MaxCT*. Bien que la valeur de *MinCT* convienne parfaitement pour ne pas attendre inutilement sur un canal inactif, la valeur de *MaxCT* n'offre pas une marge de manœuvre suffisante pour éventuellement supporter une charge élevée. De plus, avec une valeur presque identique à celle de *MinCT*, *MaxCT* perd de sa pertinence. Tel que mentionné précédemment (voir section 3.2.2.2), la valeur de *MaxCT* devrait être assez courte pour ne pas attendre inutilement sur un canal inactif, mais suffisamment longue pour ne pas (trop) augmenter le nombre de balayages.

Tableau 3.5 Temps de formation moyen en ms de la topologie initiale (AS)

<i>MaxCT</i>	<i>MinCT</i>									
	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
2	918 (90)									
3	944 (109)	981 (98)								
4	956 (87)	1008 (95)	991 (76)							
5	956 (85)	1050 (107)	1034 (86)	1037 (87)						
6	1016 (74)	1040 (80)	1068 (86)	1071 (93)	1068 (86)					
7	969 (88)	1083 (95)	1107 (102)	1120 (95)	1127 (110)	1127 (105)				
8	1061 (81)	1130 (111)	1144 (105)	1166 (104)	1158 (94)	1166 (92)	1165 (90)			
9	1020 (90)	1117 (105)	1132 (87)	1180 (99)	1181 (101)	1192 (106)	1180 (98)	1186 (88)		
10	1079 (73)	1032 (94)	1152 (89)	1175 (88)	1188 (87)	1206 (91)	1208 (84)	1225 (89)	1230 (82)	
15	1187 (86)	1204 (96)	1297 (103)	1247 (115)	1350 (98)	1381 (86)	1424 (79)	1426 (82)	1444 (88)	1453 (86)

À cause du nombre de balayages plus grand lorsque *MaxCT* est plus petit (voir Tableau 3.6), le temps perdu à attendre l'expiration de *MaxCT* lorsqu'il est fixé à 5 TU est à peine supérieur au temps perdu pour changer de canal lorsque *MaxCT* est fixé à 2 TU. De plus, à cause de la valeur de CST (2 TU), le temps perdu pour changer de canal est identique au temps perdu à attendre l'expiration de *MaxCT* lorsqu'il est fixé à 2 TU. En conséquence, pour supporter une contention modérée sur le canal sans avoir d'impact significatif sur le temps de formation, une valeur de 5 TU semble la plus appropriée pour *MaxCT*.

Tableau 3.6 Nombre d'AS par MP ($MinCT = 1$, $MaxCT = 5$)

MAP	Nombre d'AS									
0 à 9	24	22	22	22	22	22	22	22	22	24
10 à 19	20	18	18	18	17	18	18	18	18	19
20 à 29	15	15	14	14	14	14	14	15	15	15
30 à 39	11	11	11	11	11	11	10	11	11	11
40 à 49	7	7	7	7	7	7	7	7	7	7
50 à 59	2	2	2	2	1	2	2	1	2	2

Le temps de démarrage de chaque MP est présenté dans le Tableau 3.7.

Tableau 3.7 Temps de démarrage moyen en s des MP (AS)

MAP	Temps de démarrage moyen									
0 à 9	0.803 (0.107)	0.773 (0.078)	0.773 (0.086)	0.776 (0.084)	0.783 (0.079)	0.782 (0.084)	0.782 (0.084)	0.775 (0.085)	0.768 (0.077)	0.795 (0.106)
10 à 19	0.670 (0.108)	0.647 (0.106)	0.649 (0.087)	0.650 (0.097)	0.653 (0.098)	0.651 (0.097)	0.655 (0.095)	0.650 (0.104)	0.645 (0.099)	0.650 (0.122)
20 à 29	0.530 (0.084)	0.521 (0.077)	0.518 (0.071)	0.529 (0.080)	0.532 (0.076)	0.525 (0.067)	0.514 (0.073)	0.533 (0.084)	0.525 (0.080)	0.533 (0.100)
30 à 39	0.369 (0.096)	0.376 (0.097)	0.387 (0.091)	0.381 (0.096)	0.393 (0.098)	0.374 (0.100)	0.365 (0.096)	0.382 (0.089)	0.370 (0.100)	0.373 (0.102)
40 à 49	0.251 (0.046)	0.247 (0.046)	0.245 (0.043)	0.247 (0.042)	0.254 (0.047)	0.245 (0.043)	0.243 (0.049)	0.249 (0.047)	0.251 (0.039)	0.241 (0.041)
50 à 59	0.056 (0.028)	0.054 (0.024)	0.052 (0.023)	0.054 (0.026)	0.049 (0.025)	0.053 (0.025)	0.056 (0.027)	0.050 (0.022)	0.054 (0.028)	0.053 (0.025)

Ce tableau indique les temps mesurés en seconde pour réinitialiser l'interface, effectuer la découverte des nœuds voisins et démarrer un MBSS.

3.4.3 Mécanisme distribué

Les résultats obtenus indiquent que le mécanisme distribué utilisé pour créer la topologie

initiale du réseau est environ 4 fois plus rapide avec le balayage actif qu'avec le balayage passif (utilisant la méthode proposée pour calculer les valeurs de *MaxCT*), malgré un nombre de balayages similaire (voir Tableau 3.8).

Tableau 3.8 Temps de formation par saut

Nombre de sauts	Temps total (s)		Nombre de balayages		Temps moyen (ms)	
	PS	AS	PS	AS	PS	AS
6	3.534	0.781	24	22	148	35
5	2.931	0.652	20	18	148	36
4	2.364	0.526	16	15	148	36
3	1.759	0.377	12	11	148	35
2	1.149	0.247	8	7	148	35
1	0.504	0.053	3	2	148	33

L'utilisation d'une plus petite valeur pour *MaxCT* pourrait partiellement expliquer cette performance, mais pas complètement puisque, pour une valeur similaire, le pire résultat obtenu avec l'AS (voir Tableau 3.5) demeure 3 fois plus rapide que le meilleur résultat obtenu avec le PS (voir Tableau 3.2). Comparativement au PS, le temps de balayage moyen de l'AS est plus court à cause de la possibilité de changer de canal après *MinCT* si aucune trame n'est reçue. Par conséquent, le temps de balayage moyen de l'AS peut varier de 33 à 36 ms, tandis que sans possibilité de changer de canal avant *MaxCT*, le temps de balayage du PS est toujours de 148 ms, comme calculé au moyen de l'équation (3.1).

3.4.4 Mécanisme centralisé

Les résultats obtenus indiquent que le temps moyen requis pour établir la topologie optimisée avec le mécanisme centralisé est de 114 ms avec un écart-type de 0.738 ms (voir Figure 3.6). Ce temps est calculé du premier message transmis par le MSP à la dernière primitive appelée pour confirmer la réussite du dernier CS. Le premier message est transmis lorsque l'algorithme d'optimisation complète l'assignation de tous les canaux. Ce temps exclut donc le délai de calcul pour déterminer l'assignation optimale des canaux et le délai pour générer les requêtes individuelles de CS.

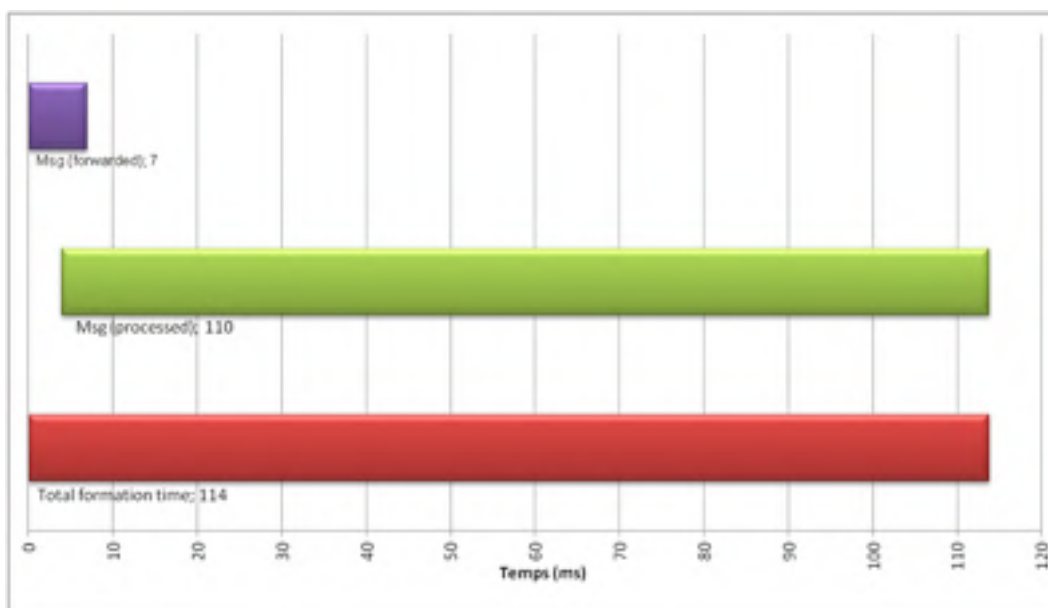


Figure 3.6 Temps de formation moyen de la topologie optimisée

Le temps requis pour acheminer les requêtes de CS aux MP concernés est de 7 ms. Ce temps est calculé de la première requête émise par le MSP à la dernière requête reçue par un MP. Puisque l'algorithme d'optimisation essaie de minimiser le nombre de CS, il n'y a en moyenne que 89 requêtes de CS émises sur une possibilité de 120.

Le temps requis pour traiter toutes les requêtes de CS est de 110 ms. Ce temps est calculé de la première requête reçue par un MP (4 ms après la première requête émise par le MSP) à la dernière primitive appelée pour confirmer la réussite du dernier CS.

Le temps requis pour traiter une requête de CS peut varier d'un MP à l'autre puisqu'il dépend du nombre de MP qui partagent le lien et de l'état du MAC. Ce temps est calculé de la première primitive générée par l'entité de gestion de la station (SME) pour planifier un CS à la primitive générée pour confirmer une requête de CS. Ce temps inclut un délai de 100 ms pour éviter tout CS pendant que des requêtes de CS sont propagées dans le WMN, au moins une annonce de CS (CSA) et le CS effectif. Le temps requis pour changer de canal peut être plus long que *CST* si l'entité de gestion de la couche physique (PLME) soumet une requête alors qu'une transmission est déjà en cours.

Le temps requis pour établir la topologie optimisée est beaucoup trop long pour supporter des applications en temps réel. Responsable d'environ 88% de ce temps, le délai de 100 ms pour prévenir des CS pendant que des requêtes sont en transit est disproportionné, sachant que le temps de transit pour l'ensemble des requêtes est seulement de 7 ms. Idéalement, ce délai devrait être assez court pour éviter de perdre du temps à attendre inutilement, mais suffisamment long pour assurer la livraison des requêtes, ou plus généralement, pour maintenir un chemin entre les MP et un portail. Or, la valeur de ce délai a été déterminée suite à des essais réalisés dans des WMN générés aléatoirement, certains ayant des MP situés à plus de 15 sauts d'un portail (voir Figure 3.7).

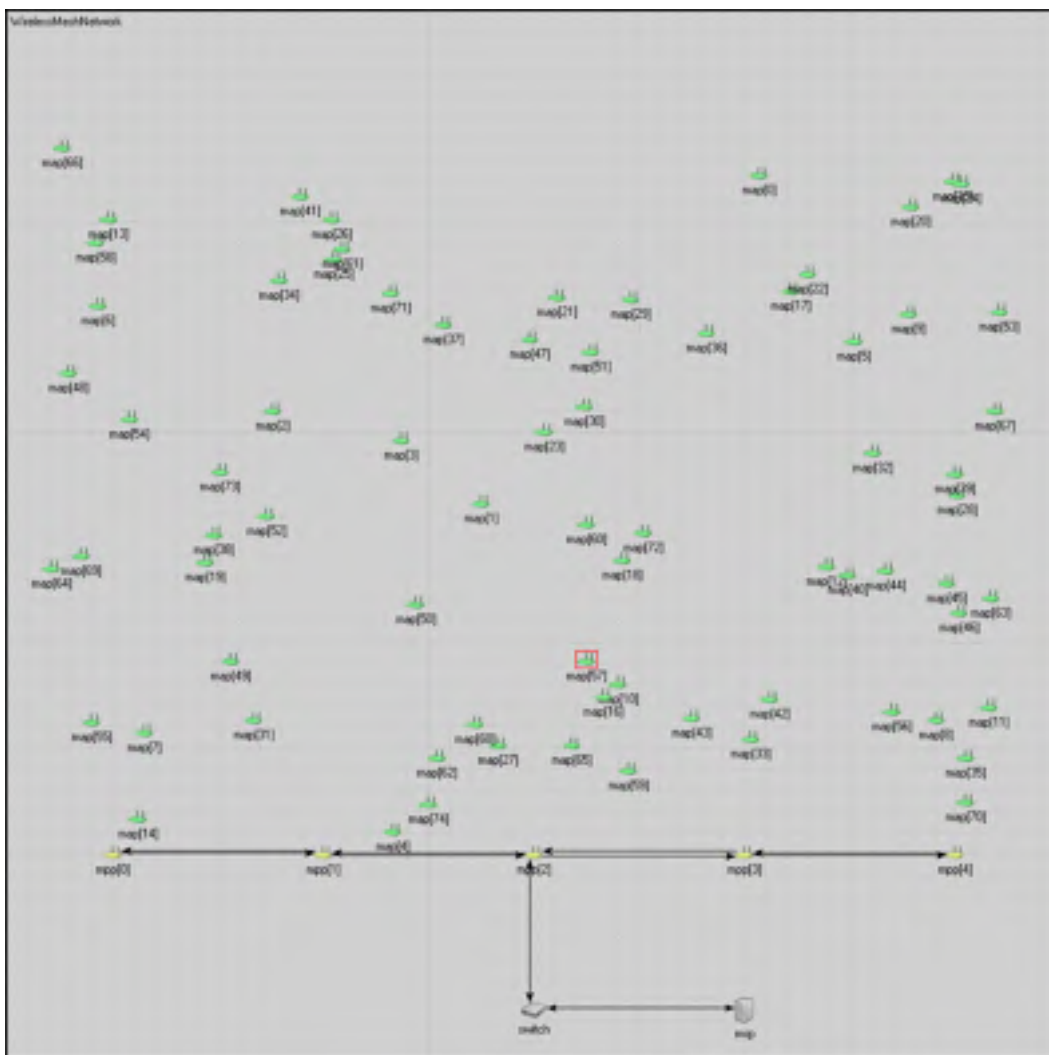


Figure 3.7 WMN généré aléatoirement

Par conséquent, il n'est pas assuré qu'un délai plus court puisse convenir à toutes les topologies sous différentes charges. Donc, le problème n'est peut être pas tant de connaître la valeur idéale de ce délai (si elle existe), mais de gérer adéquatement ce délai.

3.5 Revue de la littérature

Plusieurs travaux ont porté sur l'assignation optimale des canaux dans les réseaux ad hoc multiradios [43-44] ou dans les WMN [45-53], mais peu ont abordé la performance de la procédure de découverte des nœuds voisins et du mécanisme de changement de canal sur lesquels ils dépendent. Généralement, l'état du réseau à optimiser est connu à priori et les résultats obtenus ne sont pas déployés.

Dans [54], une analyse des délais pour établir un lien dans un réseau ad hoc composé de 2 nœuds a démontré que le temps de balayage des interfaces IEEE 802.11b/g excédait 700 ms et que le temps moyen pour établir un lien était d'environ 1.03 secondes. Or, ces délais sont considérés beaucoup trop longs pour des applications en temps réel. Par conséquent, une procédure d'amorçage rapide et un mécanisme de contrôle de la puissance de transmission sont suggérés (sans autres détails) pour améliorer la performance du réseau, notamment pour réduire la congestion de la bande ISM de 2.4 GHz. De plus, on suggère d'écourter la période des balises, de limiter le nombre de canaux à balayer ou d'optimiser l'échange des trames *Probe Request* et *Probe Response* pour améliorer le temps pour établir une connexion.

Les mécanismes d'autogestion proposés dans ce chapitre répondent en partie aux suggestions faites dans cette analyse. Le mécanisme distribué basé sur le protocole PANN permet aux MP de rapidement joindre un WMN après un démarrage. De plus, en fragmentant le balayage passif en sous-multiples de *dot11BeaconPeriod*, il est possible de réduire le nombre de canaux à balayer et le temps de balayage. Toutefois, contrairement à un réseau d'accès dont le rôle des AP est de manifester leur présence pour favoriser la connectivité des nœuds clients, le rôle des MP du réseau de raccordement est d'acheminer du trafic. Or, en écourtant la période des balises, la charge sur le réseau augmente et la capacité du réseau diminue. Par conséquent, il est préférable d'adapter les paramètres

MinCT et *MaxCT* utilisés uniquement pour le balayage dans des situations particulières, plutôt que d'écourter *dot11BeaconPeriod* utilisé continuellement dès qu'un MP est démarré.

Suite à une analyse empirique, une optimisation des paramètres du balayage actif est proposée dans [55] afin de minimiser le délai du transfert intercellulaire dans les réseaux IEEE 802.11. En utilisant des NIC de 3 fabricants différents, les valeurs de *MinCT* et de *MaxCT* sont déterminées à partir de la distribution cumulative de la différence de temps maximum entre l'émission d'une trame *Probe Request* et la réception de la dernière trame *Probe Response*. Toutefois, avec des temps de balayage qui varient beaucoup selon les fabricants (sous-entendant une différence dans l'implémentation du balayage actif), ces valeurs peuvent difficilement être réutilisées dans un autre contexte en espérant obtenir les mêmes résultats.

Pour rencontrer les exigences des applications en temps réel, une adaptation dynamique des paramètres *MinCT* et *MaxCT* est proposée dans [56] pour minimiser la latence du transfert intercellulaire dans les réseaux IEEE 802.11. *MinCT* est configuré d'après l'information reçue des AP voisins ou d'après le dernier balayage, et *MaxCT* est configuré d'après le résultat du balayage pendant *MinCT*. De plus, pour diminuer le temps de balayage et le nombre de canaux à balayer, on propose de terminer le balayage actif lorsque la force du signal reçu (RSS) d'un AP est supérieure à un seuil donné. Étant basée sur des échanges inter-AP, cette solution ne peut pas s'appliquer à un WMN dont les MP ne sont pas encore configurés. Toutefois, tel que proposé dans ce chapitre, il est possible d'obtenir les mêmes bénéfices en fragmentant le balayage passif en sous-multiples de *dot11BeaconPeriod*.

3.6 Conclusion

Ce chapitre présentait deux mécanismes d'auto-configuration complémentaires pour former des topologies maillées dans les WMN multiradios IEEE 802.11s: un mécanisme distribué basé sur le protocole PANN pour déterminer l'assignation initiale des canaux des MP du réseau de raccordement et un mécanisme centralisé pour optimiser la topologie initialement créée une fois que le réseau est stable. De plus, il identifiait les divers facteurs qui affectent les temps pour créer et modifier des topologies maillées.

Les résultats obtenus par simulations ont démontré que le balayage actif était 4 fois plus rapide que le balayage passif, mais qu'il était possible de réduire de 60% le temps du balayage passif en utilisant la méthode proposée pour calculer les valeurs de *MaxCT*. Le temps du balayage actif pouvait aussi diminuer presque de moitié en utilisant les valeurs appropriées pour les paramètres *MinCT* et *MaxCT*.

Les résultats obtenus ont également démontré que le mécanisme distribué permettait de rapidement établir une topologie initiale. Toutefois, le mécanisme centralisé était trop lent pour supporter des applications en temps réel. Le temps pour acheminer au MSP des données liées à la performance est acceptable, mais pas le temps requis pour effectuer les changements de canal. De plus, l'index de préséance spécifié pour éviter des CS simultanés ne permet pas de garantir aux MP une connectivité continue à un portail. Le prochain chapitre porte sur un nouveau mécanisme de CS pour résoudre ces problèmes.

CHAPITRE 4

CHANGEMENT DE CANAL

4.1 Introduction

Pour modifier la topologie d'un WMN, un mécanisme de CS est requis pour permettre aux STA maillées (MSTA) d'utiliser un nouveau canal. Lorsqu'un CS est initié, une MSTA transmet un nombre suffisant de CSA afin d'indiquer le nouveau canal qu'elle s'apprête à utiliser et le délai avant qu'il ne soit effectif. Ce délai permet de synchroniser les CS pour maintenir la connectivité entre les MP et le portail. L'initiateur d'un CS devrait donc fixer ce délai de manière à assurer un temps adéquat à la propagation des CSA dans le WMN. Or, pour convenir à des topologies variées sous différentes charges et pour conserver une marge de sécurité, l'initiateur d'un CS pourrait inutilement fixer un délai excessif et gaspiller un temps considérable. Le problème n'est pas seulement la valeur du délai, mais aussi le recours à un délai. Idéalement, un CS devrait s'effectuer dès que son initiateur sait qu'il ne nuira pas aux autres MP du réseau. Par conséquent, lorsqu'un CS est initié, le défi est d'éviter de gaspiller du temps et de maintenir la connectivité entre les MP et le portail.

Ce chapitre décrit un mécanisme de CS multiple pour des WMN multiradios basés sur la norme IEEE 802.11. Ce mécanisme permet de réduire le temps requis pour changer de canal en transmettant des CSA seulement aux MP concernés et en éliminant le délai servant à synchroniser les CS. De plus, pour maintenir la connectivité entre les MP et le portail pendant des CS simultanés, ce mécanisme empêche un MP de changer de canal avant qu'il ait transmis toutes les requêtes de CS qu'il a reçu.

4.2 Changement de canal

4.2.1 IEEE 802.11

La norme IEEE 802.11 permet de changer le canal opérationnel d'un ensemble de service de base (BSS), mais requiert que les perturbations causées par les CS soient minimisées (quoique la possibilité que certaines STA subissent des effets négatifs subsiste).

Pour minimiser ces perturbations, l'AP d'un BSS doit 1-) essayer de choisir un canal¹ qui est supporté par toutes les STA associées, 2-) annoncer son intention de changer de canal afin de maintenir les associations avec les STA et 3-) planifier le moment du CS pour que toutes les STA dans un BSS, incluant celles en mode économie d'énergie (PSM), puissent recevoir au moins un CSA avant le CS effectif.

Utilisé dans une trame spécifique, dans une balise ou dans une trame *Probe Response*, un CSA permet de signaler aux STA associées le moment et le nouveau canal que l'AP d'un BSS s'apprête à utiliser. Le moment est calculé en nombre de temps de transmission de balise cible (TBTT) jusqu'au CS effectif de l'AP.

Dans un BSS infrastructure, seul un AP peut initier un CS. Tel que défini dans le modèle en couches du protocole de gestion du spectre de la norme IEEE 802.11 (voir Figure 4.1), les politiques de décision résident dans le SME, mais la chronologie du CS réside dans l'entité de gestion de la couche MAC (MLME).

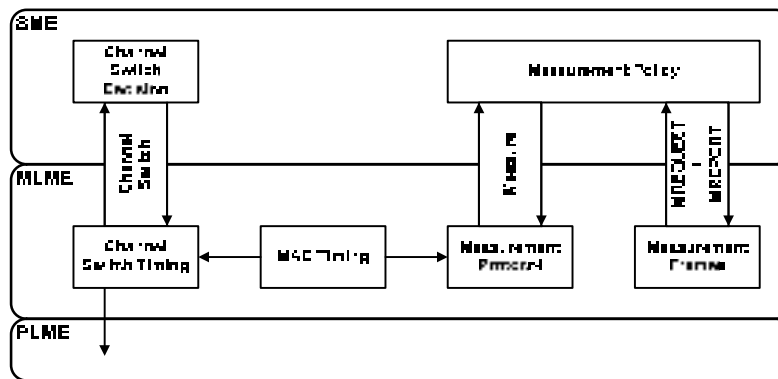


Figure 4.1 Modèle du protocole de gestion du spectre
Adaptée de [36] (p. 345)

Lorsqu'un CS est initié par un AP, le SME génère une primitive au MLME pour demander un CS. À la réception de cette primitive, le MLME planifie le moment approprié du CS et transmet un nombre suffisant de CSA. (Le nombre de CSA est discuté à l'ANNEXE IV.)

¹ L'algorithme de sélection d'un canal n'est pas couvert par la portée de la norme.

Lorsqu'une STA associée dans un BSS reçoit un CSA, le MLME génère une primitive pour indiquer au SME la réception d'un CSA valide. À la réception de cette primitive, le SME doit décider s'il accepte (ou pas) de changer de canal. S'il décide de changer de canal, le SME génère une primitive au MLME pour confirmer qu'il accepte le CS. À la réception de cette primitive, le MLME planifie le moment approprié du CS.

Au moment approprié d'effectuer le CS, le MLME génère une primitive au PLME pour fixer l'attribut *dot11CurrentFrequency* de la base d'informations de gestion (MIB). À moins qu'une transmission ne soit déjà en cours, le PLME génère une primitive au MLME pour confirmer la modification de l'attribut après au plus *dot11ChannelSwitchTime*. À la réception de cette primitive, le MLME génère une primitive au SME pour confirmer le résultat du CS.

Un résumé du fonctionnement du mécanisme de CS et de l'utilisation du CSA est illustré dans le diagramme de séquence suivant (voir Figure 4.2).

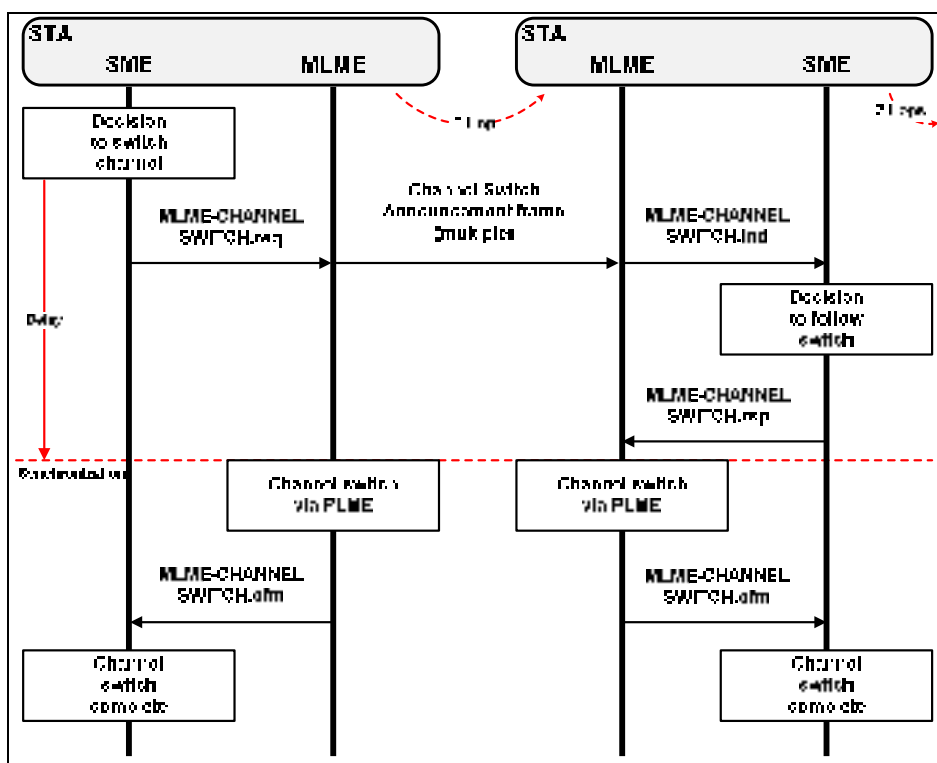


Figure 4.2 Diagramme de séquence du CS IEEE 802.11
Adaptée de [36] (p. 349)

Il est à noter que sur réception d'un CSA, une STA associée pourrait décider de ne pas changer de canal et plutôt de rejoindre un autre BSS. De plus, sans recevoir de CSA, une STA pourrait momentanément se retrouver isolée.

4.2.2 IEEE 802.11s

L'amendement IEEE 802.11s permet de changer le canal opérationnel d'une MSTA, mais pour utiliser les maillages existants avec un nouveau canal, une MSTA doit 1-) annoncer son intention de changer de canal afin de maintenir ses liens maillés avec les MSTA paires et 2-) planifier le moment du CS pour que toutes les MSTA du MBSS, incluant celles qui ne désirent pas changer de canal, puissent recevoir un CSA avant le CS effectif.

Comme pour un réseau IEEE 802.11, un CSA permet de signaler aux MSTA d'un MBSS le moment et le nouveau canal qu'une MSTA s'apprête à utiliser. Toutefois, contrairement à un réseau IEEE 802.11, le moment n'est plus calculé en nombre de TBTT, mais en TU. Le CSA spécifie également une valeur de préséance afin de gérer les CS simultanés. Cette valeur aléatoire est calculée à partir d'une distribution uniforme de manière à minimiser la probabilité de générer le même nombre, même lorsque des MSTA sont soumises à des conditions initiales identiques.

Dans un MBSS, chaque MSTA peut initier un CS. Comme pour les réseaux IEEE 802.11, les politiques de décision résident dans le SME et la chronologie du CS réside dans le MLME (voir Figure 4.1).

Lorsqu'un CS est initié par une MSTA, le SME génère une primitive au MLME pour demander un CS. À la réception de cette primitive, le MLME planifie le moment approprié du CS et transmet un nombre suffisant de CSA.

Lorsqu'une MSTA paire dans un MBSS reçoit un CSA, le MLME génère une primitive pour indiquer au SME la réception d'un CSA valide. À la réception de cette primitive, le SME doit vérifier s'il y a un CS en cours.

S'il n'y a pas de CS en cours, la MSTA doit ignorer la valeur de préséance reçue dans le CSA et décider si elle accepte (ou pas) de changer de canal. Sinon, la valeur de préséance reçue dans le CSA est comparée avec la valeur de préséance de la MSTA réceptrice. Si la valeur de préséance reçue dans le CSA est inférieure ou égale à la valeur de préséance de la MSTA, alors la MSTA doit ignorer le CSA. Si la valeur de préséance reçue dans le CSA est plus grande que la valeur de préséance de la MSTA, alors la MSTA doit décider si elle accepte (ou pas) de changer de canal.

Si la MSTA décide de changer de canal, le SME génère une primitive au MLME pour confirmer qu'il accepte le CS. À la réception de cette primitive, le MLME planifie le moment approprié du CS et transmet un CSA à chaque MSTA paire. Jusqu'au CS effectif, un CSA est aussi inclus dans les balises maillées et dans les trames *Probe Response*.

Par la suite, le CS se déroule comme pour une STA dans un BSS (voir Figure 4.2).

4.2.3 Mécanisme de CS proposé

Le mécanisme de CS proposé dans ce chapitre permet de changer le canal d'une seule MSTA, de plusieurs MSTA en utilisant un canal commun, ou de plusieurs MSTA en utilisant des canaux multiples. Pour utiliser les maillages existants avec un nouveau canal, une MSTA doit toujours annoncer son intention de changer de canal afin de maintenir ses liens maillés avec les MSTA paires, mais il n'est plus nécessaire de planifier le moment du CS effectif.

Contrairement aux mécanismes précédents, un CSA permet seulement de signaler aux MSTA d'un MBSS le nouveau canal qu'une MSTA s'apprête à utiliser. Le délai pour permettre la propagation des CSA dans le réseau et la valeur de préséance afin de gérer des CS simultanés ne sont pas utilisés.

Les CSA indiquent aux MSTA réceptrices d'éventuelles perturbations sur des liens maillés. Si une NIC émettrice et une NIC réceptrice ne changent pas de canal sensiblement au même moment, leur lien se rompt et plus aucune communication directe n'est possible entre ces MP, à moins que leurs NIC colocalisées n'aient un lien ensemble. De plus, si une NIC

émettrice est sur le chemin menant au portail d'une NIC réceptrice, alors la NIC réceptrice doit sélectionner un autre portail ou choisir un autre chemin pour atteindre le même portail. La NIC émettrice doit toujours sélectionner un autre chemin.

Avec le mécanisme de CS proposé, non seulement le MSP, mais aussi chaque MSTA d'un MBSS peut initier un CS. En conséquence, les politiques de décision peuvent résider sur un nœud distant (possiblement localisé à l'extérieur du WMN) et dans le SME d'une MSTA. La chronologie du CS réside toujours dans le MLME.

4.2.3.1 Centralisation

Lorsqu'un ou des CS sont initiés par le MSP, une requête de CS doit parvenir au SME de chaque MSTA concernée. À moins qu'une seule MSTA ne soit concernée, les requêtes de CS individuelles (ICSR) sont ordonnancées de manière à maintenir la connectivité entre les MP et le portail, et regroupées pour former une requête de CS collective (CCSR). La CCSR est ensuite transmise au premier MP qui doit changer de canal. Avant de changer de canal, ce MP est responsable d'acheminer la CCSR au prochain MP. (L'algorithme développé pour ordonnancer et regrouper les ICSR est hors de la portée de cette thèse. Toutefois, cet algorithme essaie de minimiser le nombre d'ICSR, le nombre de sauts requis pour acheminer la CCSR et le nombre de sauts requis pour atteindre les MSTA concernées.)

Une fois que la réception de la CCSR est confirmée, le MLME analyse le contenu de la CCSR. Puisque la CCSR permet de déterminer les MSTA qui ont changé ou qui vont changer de canal, il devient inutile de transmettre des CSA à ces MSTA. Par conséquent, à l'exception des MSTA en pannes et des MSTA paires pour lesquelles aucune balise n'a été reçue, le MLME transmet des CSA uniquement aux MSTA paires qui ne sont pas incluses dans la CCSR.

Lorsque tous les CSA sont confirmés, le SME génère une primitive au MLME pour confirmer qu'il accepte le CS. À la réception de cette primitive, le MLME génère (immédiatement) une primitive au PLME pour fixer l'attribut *dot11CurrentFrequency* de la MIB. À moins qu'une transmission ne soit déjà en cours, le PLME génère une primitive au MLME pour confirmer

la modification de l'attribut après au plus *dot11ChannelSwitchTime*. À la réception de cette primitive, le MLME génère une primitive au SME pour confirmer le résultat du CS.

Un résumé du fonctionnement du mécanisme de CS proposé est illustré dans le diagramme de séquence suivant (voir Figure 4.3). Une description algorithmique est aussi disponible (voir ANNEXE V).

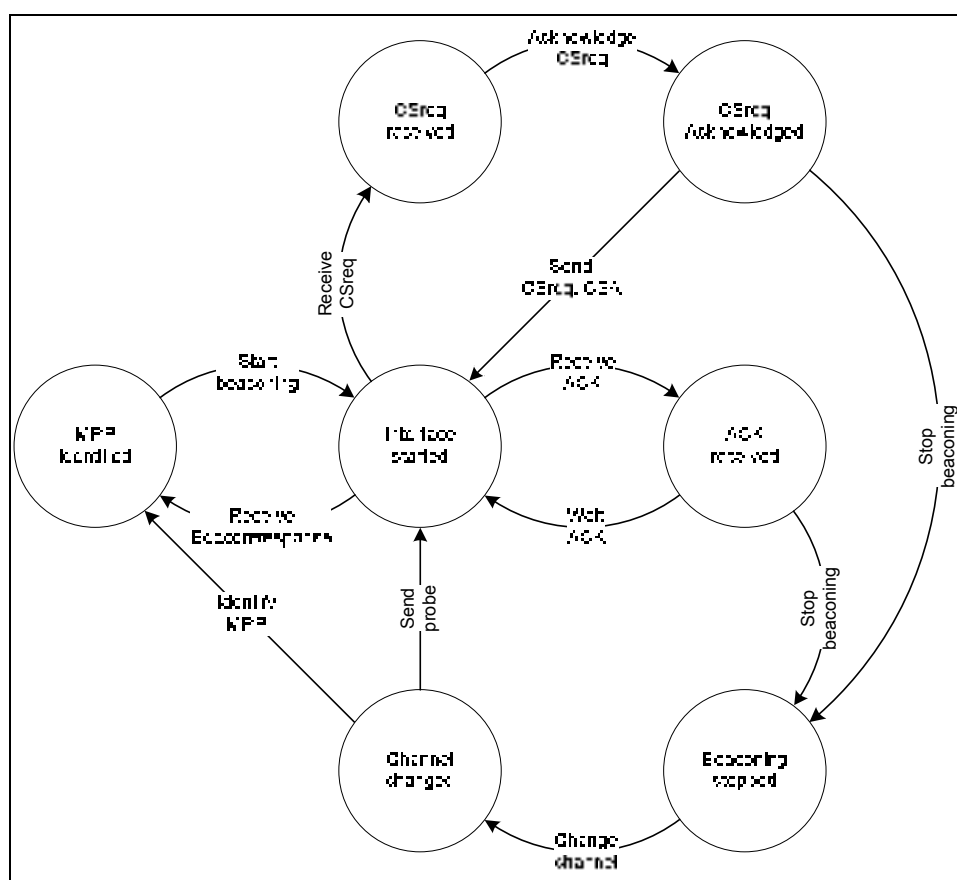


Figure 4.3 Machine d'état du CS

Le regroupement des ICSR pour former une seule CCSR comporte plusieurs avantages, dont celui d'éliminer le délai requis pour permettre la propagation des CSA dans le WMN. Avec une seule CCSR pour un ensemble disjoint de MP, le CS peut s'effectuer dès que tous les CSA sont confirmés. De plus, en agissant exactement comme un CSA, la CCSR permet de réduire le nombre de CSA transmis et, par le fait même, de réduire le temps pour obtenir des confirmations.

4.2.3.2 Répartition

Lorsqu'un CS est initié par une MSTA (plutôt que par une requête provenant du MSP), le SME génère une primitive au MLME pour demander un CS. À la réception de cette primitive, le MLME transmet des CSA aux MSTA paires (à l'exception des MSTA en pannes et des MSTA paires pour lesquelles aucune balise n'a été reçue). Sauf si une MSTA réceptrice d'un CSA ne peut maintenir un chemin vers un portail, un CS individuel n'implique que la MSTA qui décide de changer de canal. Lorsque tous les CSA sont confirmés, le MLME génère une primitive au PLME pour fixer l'attribut *dot11CurrentFrequency* de la MIB. Par la suite, le CS se déroule comme à l'habitude. (Malgré l'utilisation de mécanismes centralisés, rien n'empêcherait une MSTA d'initier un CS collectif, mais cela est hors de la portée de cette thèse.)

4.3 Évaluation de la performance

La performance du mécanisme de CS proposé a été évaluée en utilisant Inet [34], un progiciel libre pour la simulation de réseaux de communication conçu expressément pour l'environnement de simulation à événements discrets OMNeT++ [35].

Pour supporter des composants multiradios IEEE 802.11a/g/s, le contrôle des canaux et les couches MAC et PHY d'Inet ont été modifiés. D'autres modules ont aussi été modifiés pour supporter l'arrêt planifié ou aléatoire des MP (voir section 4.3.3). Sauf indication contraire, les paramètres de simulation utilisent les valeurs par défaut d'Inet.

4.3.1 Description du réseau

Le réseau simulé comprend 60 MAP, 5 MPP et 1 MSP (voir Figure 4.4).

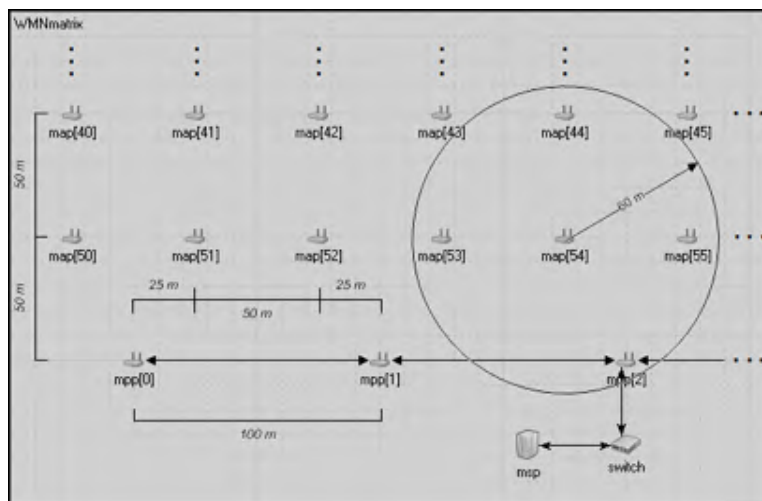


Figure 4.4 Réseau simulé (mécanisme de CS)

Tous les MP du réseau ont un emplacement fixe. Les MAP sont disposés de manière à former une matrice de 6 lignes et 10 colonnes. Les MAP immédiats d'une ligne ou d'une colonne sont séparés de 50 mètres. Les MPP sont disposés de manière à former une chaîne droite. Les MPP immédiats sont séparés de 100 mètres. La chaîne de MPP est disposée de manière à couvrir tous les MAP d'une seule ligne de la matrice. La matrice de MAP et la chaîne de MPP sont séparées de 50 mètres. Chaque MPP est disposé de manière à couvrir 2 MAP. Les radios IEEE 802.11a munies d'antenne omnidirectionnelle ont une portée de 60 mètres. Ainsi, un MPP peut au plus couvrir 2 MAP, et un MAP peut au plus couvrir 1 MPP ou 4 autres MAP.

4.3.2 Description des scénarios

Des scénarios (3) ont été réalisés pour comparer la performance du mécanisme de CS tel que spécifié dans l'amendement IEEE 802.11s avec le mécanisme de CS proposé dans ce chapitre. Ces scénarios ont été conçus pour mesurer le temps requis pour établir une topologie optimisée, pour établir une topologie d'évitement afin de contourner un MP en panne et pour restaurer une topologie optimisée après la remise en service d'un MP en panne.

Chaque scénario a été répété 100 fois et la moyenne des résultats avec les écarts-types ont été calculés.

4.3.2.1 Topologie optimisée

Le mécanisme centralisé hébergé par le MSP modifie la topologie maillée en chaîne double créée lors du démarrage des MP pour former une topologie maillée point-à-point multiple lorsque le réseau est stable (voir Figure 4.5).

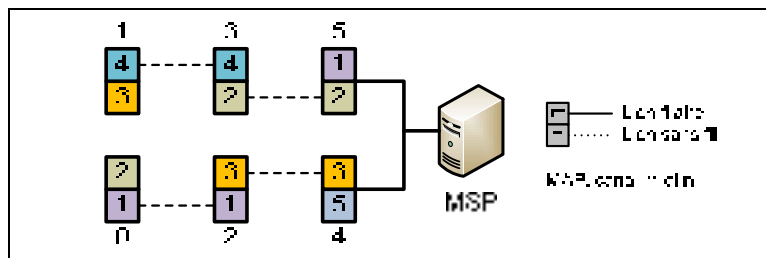


Figure 4.5 Topologie avant la défaillance de MAP 3

Selon l'ordre de démarrage des MP, l'établissement de cette topologie requiert en moyenne 89 CS sur une possibilité de 120. Toutefois, comparativement à la topologie optimisée établie dans le CHAPITRE 3, chaque interface reçoit maintenant une requête de CS pour identifier les canaux alternatifs pour éviter un MP en panne.

4.3.2.2 Topologie d'évitement

Lorsqu'un MP utilisé pour acheminer du trafic vers un portail tombe en panne, les MP avec lesquels un lien maillé est établi peuvent passer à un canal alternatif (voir Figure 4.6).

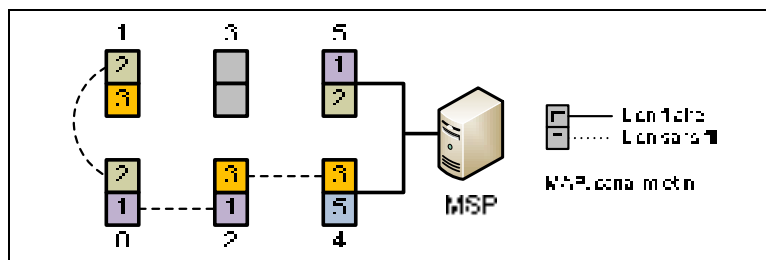


Figure 4.6 Topologie pendant la défaillance de MAP 3

L'établissement de cette topologie requiert un seul CS.

4.3.2.3 Topologie restaurée

Le mécanisme distribué crée une topologie maillée en chaîne double lors de la remise en service d'un MP tombé en panne (voir Figure 4.7). Par la suite, le mécanisme centralisé hébergé par le MSP modifie cette topologie pour former une topologie maillée point-à-point multiple.

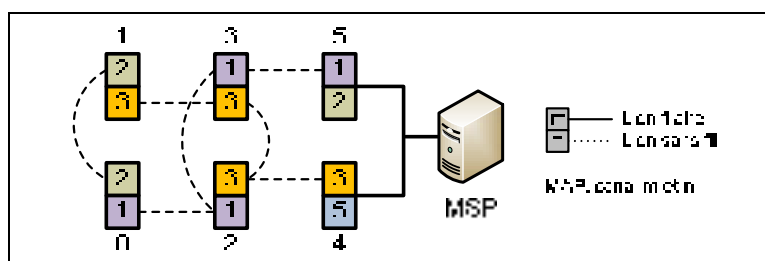


Figure 4.7 Topologie après la remise en service de MAP 3

L'établissement de cette topologie requiert seulement 3 CS, deux pour le MP tombé en panne et un pour le MP qui avait changé de canal pour éviter le MP en panne.

4.3.3 Paramètres de simulation

Les principaux paramètres de simulation sont présentés dans le Tableau 4.1.

Tableau 4.1 Paramètres de simulation

Paramètre de simulation	Valeur du paramètre
ProbeDelay	100 μ s
MinCT	1 TU
MaxCT	5 TU
dot11BeaconPeriod	200 TU
dot11ChannelSwitchTime	2 TU
bootDelay	uniform(0 s, 0.1 s)
MTBF	15 s
MTOF	3 s

Les paramètres utilisés sont essentiellement les mêmes que ceux utilisés à la section 3.3.3 pour l'AS, à l'exception de 2 nouveaux paramètres ajoutés pour définir la défaillance d'un MP.

Le temps moyen avant défaillance (*MTBF*) spécifie la fréquence à laquelle une défaillance survient et le temps moyen de la défaillance (*MTOF*) spécifie la durée moyenne de la défaillance. Une défaillance est définie comme une interruption de service non planifiée et temporaire d'une composante du réseau. Lors d'une défaillance, un MP est incapable d'accomplir (même partiellement ou erronément) ses fonctions. Lors de sa remise en service, un MP conserve son emplacement et son adresse MAC, mais aucune information concernant la topologie du réseau (nœuds voisins, canaux, etc.).

Théoriquement, chaque MP dans un WMN est sujet aux défaillances, sauf le MSP situé à l'extérieur du réseau (voir section 2.3). Toutefois, dans les scénarios élaborés, les défaillances sont restreintes uniquement au MAP 35.

4.4 Résultats

Les temps moyens requis pour établir les topologies décrites dans les scénarios sont présentés dans le Tableau 4.2. Les écarts-types sont indiqués entre parenthèses.

Tableau 4.2 Temps de formation en ms des topologies

Topologie	Mécanisme de CS		Nombre de CS
	original	proposé	
Optimisée	114 (0.74)	26 (6.45)	89 (9.16)
Évitement	7 (0.00)	2 (0.02)	1
Restaurée	108 (0.13)	3 (0.32)	3

Il est à noter que les MP qui ne requièrent pas de changer de canal pour établir la topologie optimisée reçoivent quand même une requête de CS pour identifier les canaux de

recouvrement. Toutefois, la requête de CS est ignorée puisque le canal courant correspond au canal inclus dans la requête.

4.4.1 Topologie optimisée

Le temps requis pour établir la topologie optimisée est de 114 ms avec le mécanisme de CS original et de 26 ms avec le mécanisme de CS proposé. Ce temps est calculé comme à la section 3.4.4 afin de faciliter les comparaisons.

Le mécanisme de CS proposé est approximativement 4 fois plus rapide que le mécanisme de CS original. Cette amélioration provient principalement du temps requis pour traiter les requêtes de CS. Puisque le mécanisme de CS proposé n'utilise pas de délai de synchronisation, une interface peut changer de canal immédiatement après avoir transmis la CCSR et les CSA aux MP concernés. De plus, moins de CSA sont transmis pour informer les MP pairs, puisque la CCSR agit également comme CSA.

4.4.2 Topologie d'évitement

Le temps requis pour établir un nouveau lien afin de contourner le MP en panne est de 7 ms avec le mécanisme de CS original et 2 ms avec le mécanisme de CS proposé. Ce temps est calculé de la première primitive générée par le SME pour demander un CS à la dernière primitive appelée pour confirmer la réussite du CS.

Le mécanisme de CS proposé est approximativement 3 fois plus rapide que le mécanisme de CS original. Cette amélioration provient principalement du temps requis pour transmettre les CSA. Puisque les canaux de recouvrement sont connus à l'avance et que les liens maillés n'ont que 2 MP dans une topologie maillée point-à-point multiple, une interface peut changer de canal immédiatement après la détection d'un MP en panne.

4.4.3 Topologie restaurée

Le temps requis pour restaurer la topologie optimisée, comme elle était avant la panne du MP, est de 107 ms avec le mécanisme de CS original et de 3 ms avec le mécanisme de CS

proposé. Ce temps est calculé du premier message transmis par le MSP à la dernière primitive appelée pour confirmer la réussite du dernier CS. Le premier message est transmis lorsque l'algorithme d'optimisation complète l'assignation de tous les canaux. Ce temps exclut donc le délai de calcul pour déterminer l'assignation optimale des canaux et le délai pour construire les requêtes individuelles de CS.

Le mécanisme de CS proposé est approximativement 35 fois plus rapide que le mécanisme de CS original. Cette amélioration provient principalement du temps requis pour traiter une requête de CS. Puisque le mécanisme de CS proposé n'utilise pas de délai de synchronisation, une interface peut changer de canal immédiatement après avoir transmis les requêtes de CS et les CSA aux MP concernés. Comparativement au temps requis pour établir la topologie optimisée, il est beaucoup rapide de restaurer la topologie optimisée, puisque seulement 3 requêtes de CS sont traitées plutôt que 89 (en moyenne).

4.5 Revue de la littérature

La performance d'un mécanisme de CS dépend principalement des caractéristiques de la radio et de la chronologie du CS. Pour plusieurs [47,57-58], le temps requis pour changer de canal avec des radios IEEE 802.11 est beaucoup trop long, mais paradoxalement, peu de travaux ont porté sur la chronologie du CS.

Dans [59], une amélioration est proposée pour réduire le nombre de messages et le temps requis pour établir une nouvelle topologie. Cette amélioration consiste à fournir au protocole d'unification de canal simple (SCUP) et au protocole de CS de l'information sur la topologie du réseau, plutôt que de dépendre uniquement de l'index de préséance calculé à partir de la somme d'un nombre aléatoire et du temps qu'un MP a passé dans un WMN. Toutefois, même en réduisant leur nombre, les CSA utilisaient toujours un délai de synchronisation de 2 secondes.

En s'interrogeant sur les coûts² de changer de canal dynamiquement et fréquemment, une étude expérimentale [58] portant sur l'utilisation efficace de canaux multiples dans les WMN

² Délai de bout en bout, perte de paquets et temps requis pour changer de canal

a permis d'observer que, lorsque le nombre de sauts d'un chemin augmente, le temps requis pour changer de canal pouvait prendre quelques secondes. En attendant la conception d'un protocole permettant de réduire les coûts du CS, une réduction du nombre de CS est recommandée au moment de concevoir des algorithmes pour l'assignation optimale des canaux.

À défaut de réduire le nombre de CS, une restriction sur le nombre de sauts est proposée dans [51] pour limiter la propagation des CSA dans les WMN. Cette restriction permet de réduire le temps requis pour effectuer un CS en écourtant le délai de synchronisation, mais pourrait aussi (temporairement) compromettre la connectivité entre les MP et le portail.

Bien qu'il soit aussi limité par la performance des radios IEEE 802.11, le mécanisme de CS proposé dans ce chapitre permet de réduire le nombre de messages (requêtes et annonces), d'éliminer le délai de synchronisation et ne comporte aucune restriction concernant la topologie à déployer ou la taille du réseau.

4.6 Conclusion

Ce chapitre présentait un mécanisme de CS multiple pour des WMN multiradios basés sur la norme IEEE 802.11. Ce mécanisme permet de réduire le temps requis pour changer de canal en transmettant des CSA seulement aux MP concernés et en éliminant le délai servant à synchroniser les CS. De plus, pour maintenir la connectivité entre les MP et le portail pendant des CS simultanés, ce mécanisme empêche un MP de changer de canal avant qu'il ait transmis toutes les requêtes de CS qu'il a reçu. Le mécanisme de CS proposé accepte les requêtes de CS provenant du SME d'un MP ou d'un nœud distant (possiblement localisé à l'extérieur du réseau).

Les résultats obtenus par simulations ont démontré que le mécanisme proposé permettait de réduire d'environ 77% le temps pour établir la topologie optimisée d'un WMN et d'environ 98% le temps moyen d'un CS individuel. Après la remise en service d'un MP tombé en panne, le mécanisme proposé était environ 35 fois plus rapide pour restaurer la topologie optimisée. Dans tous les cas, le temps pour changer de canal était bien en dessous de 50 ms, soit la limite de temps fixée pour supporter des applications en temps réel. En excluant

dot11ChannelSwitchTime commun aux deux mécanismes, le mécanisme proposé est environ 700 fois plus rapide que le mécanisme original.

Les résultats obtenus ont également démontré que le mécanisme proposé permettait de maintenir la connectivité des MP avec le portail, même lorsque près de 75% des interfaces devaient simultanément changer de canal.

Maintenant qu'il est possible de manipuler la topologie du réseau selon les besoins, le prochain chapitre porte sur l'ordonnancement des paquets de données une fois qu'une charge de trafic est soumise au réseau.

CHAPITRE 5

ORDONNANCEMENT DES PAQUETS DE DONNÉES

5.1 Introduction

Avec la prolifération des équipements sans fil, la rareté de la bande passante représente un obstacle majeur afin d'offrir la QoS requise pour supporter des applications en temps réel. Néanmoins, tout en promettant un usage plus efficace du spectre radio, la CR pourrait aussi bénéficier aux WMN. Capable d'être (entièrement) reconfigurée, une CR permet de détecter des portions inutilisées du spectre et, sous certaines conditions, de transmettre sur des bandes assujetties à une licence (ou bandes primaires) lorsque les exploitants agréés (ou utilisateurs primaires) ne les utilisent pas. Ainsi, comparativement aux WMN, les CWMN peuvent accroître la disponibilité de la bande passante, mais peuvent aussi introduire une plus grande disparité entre les MP.

Puisque la disponibilité de la bande passante peut varier pour un MP et même entre les MP, le défi est d'allouer cette ressource et d'éviter son gaspillage. L'ordonnancement de paquets de données est un mécanisme d'isolation pour gérer la contention via une allocation équitable de la bande passante. Cependant, les approches classiques pourraient s'avérer inéquitables et mener au gaspillage de la bande passante, si elles ne sont pas convenablement adaptées aux WMN et aux CWMN (dorénavant appelés indifféremment, sauf indication contraire). Non seulement ce mécanisme répond à la qualité des canaux (en fonction des fluctuations des conditions du canal radio), mais aussi à la disponibilité des canaux (en fonction des activités des utilisateurs primaires).

Dans un CWMN, le gaspillage de la bande passante peut provenir du surdimensionnement des queues ou de la variation de la capacité de débit entre les MP. Le premier cas survient lorsque pour offrir une garantie de QoS la bande passante allouée excède les besoins. Le second cas survient lorsque des paquets transmis par une interface sont par la suite rejetés par un MP ayant une capacité de débit inférieure. La différence est entre sous-utiliser une ressource abondante ou mal utiliser une ressource rare. Les deux cas doivent être réglés.

Du point de vue des autres réseaux et des protocoles des couches supérieures, un MBSS apparaît fonctionnellement équivalent à un lien d'un seul saut (voir Figure 5.1). Donc, les MC situés à divers sauts d'un portail pourraient sans le savoir partager la bande passante de MP communs. Cette agrégation pourrait mener à une allocation de la bande passante inéquitable étant donné que le taux de transmission de TCP augmente pour les MC qui ont un temps d'aller-retour (RTT) plus court.

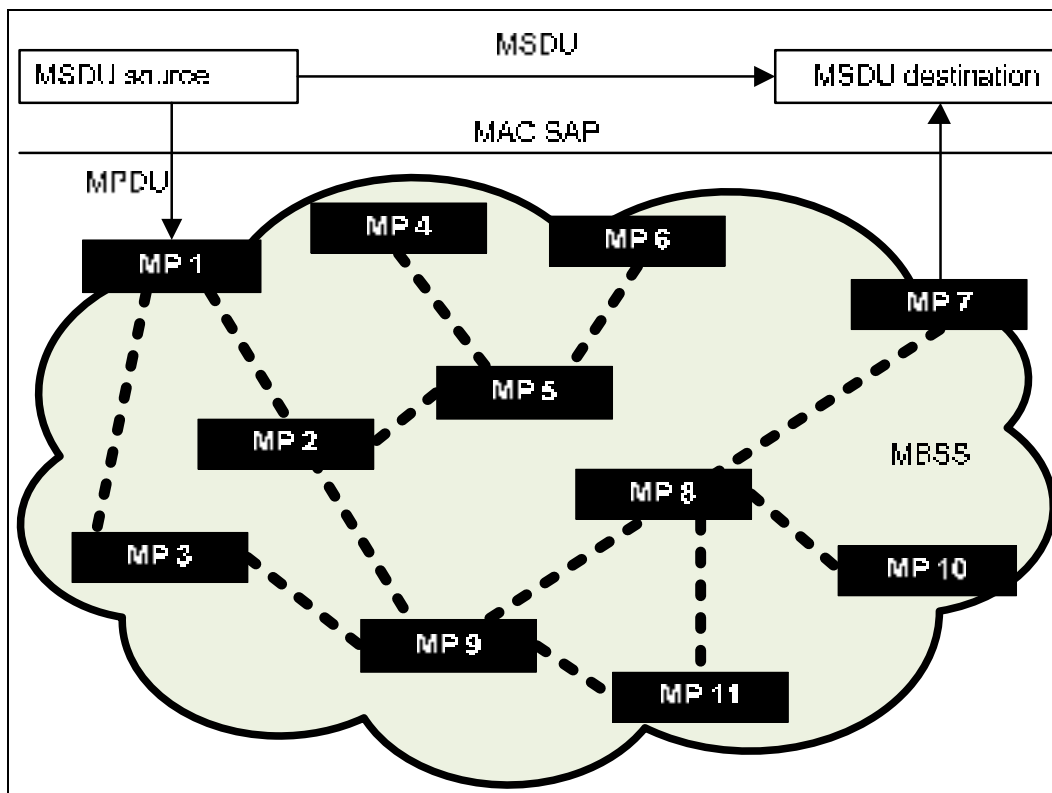


Figure 5.1 Acheminement des données dans un MBSS
Adaptée de [4] (p. 6)

Comme point de convergence, un portail est probablement l'ultime goulot d'étranglement d'un CWMN, même au meilleur de sa performance. Puisque la plupart des paquets sont rejetés par le portail, les MP subséquents ont généralement assez de bande passante pour acheminer les paquets restants à destination. Toutefois, un portail équipé de CR pourrait acheminer du trafic au-delà de la capacité des MP subséquents et, en conséquence, gaspiller de la bande passante. Ainsi, tout en procurant de la bande passante additionnelle et en améliorant la capacité d'un MP, les bénéfices de la CR pourraient être partiellement

mitigés par le gaspillage de la bande passante. Or, pour justifier le recours à la CR, une meilleure utilisation de la bande passante est requise.

Idéalement, pour bénéficier au maximum de la bande passante disponible, un algorithme d'ordonnement dédié aux CWMN devrait, en plus d'assurer l'équité entre les MC, utiliser de la bande passante seulement pour des paquets capables de se rendre à destination. Or, la bande passante disponible peut varier non seulement avec les fluctuations des conditions du canal radio, mais aussi avec la disponibilité de la CR. Le défi est donc d'acheminer par des liens radios instables divers types de trafic aux MC répartis dans un réseau et d'assurer l'équité entre les MC sans (trop) gaspiller de bande passante.

Ce chapitre décrit un algorithme d'ordonnement multi-saut adaptatif avec mécanisme intégré de contre-pression pour des CWMN multiradios basés sur la norme IEEE 802.11. Tout en augmentant le débit total moyen des CWMN, cet algorithme permet d'assurer l'équité presque parfaite entre les MC sans égard au type de trafic acheminé et à la distance qui les sépare du portail, et de diminuer le gaspillage de la bande passante lorsque la capacité des interfaces varie. Pour assurer l'équité, les queues sont adaptées pour permettre la classification du trafic entrant par type de trafic et par nombre de sauts séparant la source ou la destination du portail. Pour éviter le gaspillage de la bande passante, l'algorithme d'ordonnement intègre un mécanisme de contre-pression qui échange régulièrement avec les autres MP de l'information liée à la performance pour adapter dynamiquement les paquets acheminés à la capacité de débit des interfaces.

5.2 Ordonnement

5.2.1 Aperçu

Plusieurs algorithmes d'ordonnement ont été proposés pour servir des queues de paquets de données, que ce soit *work-conserving* pour ne pas permettre à la capacité d'une interface d'être inutilisée ou *non-work-conserving* pour permettre à la capacité d'une interface d'être inutilisée. Toutefois, seuls quelques-uns peuvent aussi supporter une QoS différenciée, des paquets de longueur variable ou des liens sans fil avec des conditions fluctuantes.

Avec des queues servies circulairement sans priorité, les algorithmes d'ordonnancement en tourniquet, comme *round-robin*, *weighted round-robin* et *deficit weighted round-robin* (DWRR) [60], peuvent assurer l'équité et sont des alternatives simples aux queues de type premier entré, premier sorti (FIFO).

Basés sur une approximation de *generalized processor sharing* (GPS), les algorithmes d'ordonnancement comme *fair queuing* [61], *weighted fair queuing*, *self-clocked fair queuing* [62] et *start-time fair queuing* [63] assurent une équité presque parfaite dans les réseaux filaires, mais requièrent des calculs intensifs et sont coûteux à implémenter.

Certains algorithmes d'ordonnancement, comme *proportional fairness* et *max-min fairness*, peuvent assurer l'équité, mais peuvent réduire le débit. Certains algorithmes d'ordonnancement, comme *maximum throughput scheduling*, peuvent maximiser le débit total du réseau, mais peuvent entraîner une plus longue période d'attente. D'autres algorithmes d'ordonnancement, comme *priority queuing*, peuvent être inéquitables pour certains types de trafic.

Procurant un débit optimum théorique, les algorithmes d'ordonnancement à contre-pression (*backpressure*), tel qu'introduit dans [64], activent dynamiquement les liens en fonction de la longueur des queues de tous les nœuds du réseau. Ces algorithmes opèrent principalement sur des créneaux temporels (*time slots*) et présument que les décisions de routage sont centralisées, mais des algorithmes basés sur la méthode d'accès IEEE 802.11 CSMA ont été récemment proposés dans [65-66]. Dans [67], une série de modifications basées sur de l'information locale et l'usage d'une queue unique par lien a été proposée pour éviter d'échanger de l'information relative aux flux ou aux destinations. Pour approximer l'ordonnancement à contre-pression en solution distribuée, ces propositions doivent effectuer l'ordonnancement des paquets et des liens sur des couches différentes. Toutefois, l'ordonnancement à contre-pression appliqué à des WMN IEEE 802.11 peut mener à une instabilité significative des queues due aux délais d'interaction entre la couche MAC et la couche réseau [68].

Par conséquent, avec une équité presque parfaite (dans les réseaux filaires) et une complexité moindre (comparativement aux autres algorithmes), DWRR est le modèle sur lequel est basé l'algorithme d'ordonnancement proposé pour assurer l'équité dans les CWMN.

5.2.2 DWRR

Soit Q_t une queue pour le trafic de type t , w_t un quantum de service pour le trafic de type t assigné à Q_t et d_t un compteur de déficit pour le trafic de type t assigné à Q_t . Le quantum de service w_t définit la proportion du type de trafic t à acheminer et le compteur de déficit d_t définit le nombre d'octets (ou de bits) maximum pour servir un paquet de trafic t .

Avec DWRR, chaque queue est servie circulairement sans priorité (voir Figure 5.2). Si Q_t n'est pas vide, alors d_t est comparé avec la taille du premier paquet de la queue. Si d_t est plus petit, alors il est incrémenté de w_t et la queue est ignorée. Autrement, il est décrémenté de la taille du paquet servi.

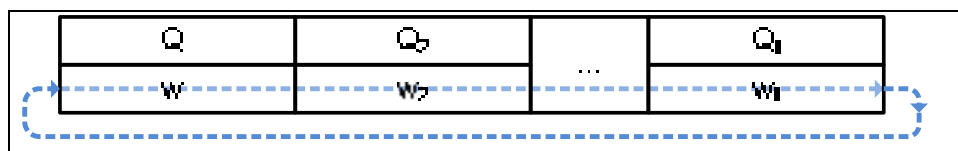


Figure 5.2 DWRR conventionnel

Pour assurer une isolation entre les types de trafic, la capacité de débit d'une interface est assignée aux queues (implicitement puisque la valeur n'est pas requise) en proportion de leur quantum de service. Les fluctuations de capacité et la capacité inutilisée des queues vides sont proportionnellement partagées entre les queues non vides. Toutefois, pour être efficace dans un CWMN, DWRR doit aussi assurer, pour des types de trafic similaires, une isolation entre les MC situés à distance égale ou différente du portail. Ajouter des queues est nécessaire pour assurer (partiellement) l'isolation des MC, mais non suffisant pour prévenir le gaspillage de la bande passante.

À moins d'avoir une capacité de débit uniforme dans le réseau, les paquets transmis par une interface peuvent par la suite être rejetés par une interface plus lente. De plus, la bande

passante additionnelle provenant de la CR pourrait avoir un impact sur le quantum de service assigné à une queue si son trafic est limité pour en garantir la QoS. Ironiquement, la capacité inutilisée serait proportionnellement partagée entre les queues non vides, incluant celles ajoutées pour assurer une isolation entre les MC.

5.2.3 AMH-DWRR

Pour assurer l'équité entre les MC et éviter le gaspillage de la bande passante, un algorithme d'ordonnancement multi-saut adaptatif basé sur DWRR (AMH-DWRR) avec un mécanisme intégré de contre-pression est proposé. Avec AMH-DWRR, les paquets entrants sont identifiés par type de trafic t et par nombre de sauts h qui séparent le portail de leurs sources ou leurs destinations. Pour dynamiquement adapter le quantum de service assigné aux queues, la capacité de débit de chaque MP est calculée au moyen de l'équation (5.1) :

$$C_x = C_x^{cr} + C_x^a \quad (5.1)$$

où C_x^{cr} est la capacité de débit de l'interface 802.11cr de MP_x , C_x^a est la capacité de débit de l'interface 802.11a de MP_x et x est l'identificateur du MP. La capacité de débit correspond à la quantité moyenne de données transmises sur une période de temps, selon les conditions du canal radio existantes pendant cette période. Cette valeur devrait normalement se situer sous la valeur théorique de la capacité d'un canal telle que calculée avec l'équation de Shannon-Hartley (5.2) :

$$C^{SH} = B \log_2 \left(1 + \frac{S}{N} \right) \quad (5.2)$$

où C^{SH} est la capacité du canal en bps, B est la bande passante du canal en Hz, S est la puissance moyenne du signal reçu en watt, N est la puissance moyenne du bruit en watt et S/N est le rapport signal sur bruit en dB.

Ensuite, chaque C_x est propagé en utilisant le même protocole de signalisation que celui utilisé pour établir des topologies maillées (voir CHAPITRE 3 et CHAPITRE 4). Lorsque chaque C_x est connu, la capacité de débit du MP le plus lent est calculée au moyen de l'équation (5.3) :

$$T_h^s = \begin{cases} \min_{s \leq y < d} \left\{ \frac{C_y}{H - y} \right\}, & h - s > 1 \\ C_s - \sum_{s < x \leq H} \min_{s \leq y < d} \left\{ \frac{C_y}{H - y} \right\}, & h - s = 1 \end{cases} \quad (5.3)$$

où H est le nombre de sauts maximum qu'un paquet peut parcourir dans le réseau, h est le nombre de sauts du paquet source ou du MP de destination, s est le nombre de sauts qui sépare le MP courant du portail et d est le nombre de sauts qui sépare le portail du MP de destination.

Finalement, selon leurs utilisations, de nouveaux quanta de service sont assignés aux queues selon l'une des trois variantes d'AMH-DWRR. Avec les variantes 1 et 3, les quanta de service sont utilisés pour réallouer la bande passante, alors qu'avec la variante 2, les quanta de service sont utilisés pour limiter le débit. Ainsi, les variantes 1 et 3 sont *work conserving* et utilisent toute la bande passante disponible, mais pas la variante 2.

Avec les variantes 1 et 3, la bande passante allouée à une interface lente est réallouée à une interface plus rapide. Ainsi, la bande passante allouée peut varier d'une interface à l'autre. Avec les variantes 1 et 2, la proportion de bande passante allouée aux queues est similaire entre les interfaces, mais pas avec la variante 3.

Chaque variante d'AMH-DWRR est expliquée dans les prochaines sections.

5.2.3.1 Variante 1: double déficit, quantum adaptatif

Soit Q_{ht} une queue pour le trafic de type t (venant ou allant à un MP situé) à h saut du portail, Q_{*t} l'ensemble des queues pour le trafic de type t pour tous les nombres de sauts, Q_h l'ensemble des queues pour tous les types de trafic à h saut du portail, w_t un quantum de service pour le trafic de type t assigné à Q_{*t} , d_t un compteur de déficit pour le trafic de

type t assigné à Q_{ht} , W_h un quantum de service pour le trafic à h saut du portail assigné à Q_{h^*} et D_h un compteur de déficit pour le trafic à h saut du portail assigné à Q_{h^*} . Les quanta de service w_t et W_h définissent respectivement la proportion de type de trafic t à acheminer et la proportion de la capacité de débit du MP le plus lent pour joindre une destination. Ce dernier est calculé au moyen de l'équation (5.4).

$$W_h = \left(1 - \frac{T_h}{\sum_{x=h}^H T_x}\right) \times 100 \tag{5.4}$$

Avec AMH-DWRR-1, D_h est décrémenté de un avant d'être servi. S'il atteint zéro, alors il est incrémenté de W_h et les queues Q_{h^*} sont servies circulairement sans priorité (voir Figure 5.3). Si une queue Q_{ht} est non vide, alors d_t est comparé avec la taille du premier paquet de la queue. Si d_t est plus petit, alors il est incrémenté de w_t et la queue est ignorée. Autrement, il est décrémenté de la taille du paquet servi.

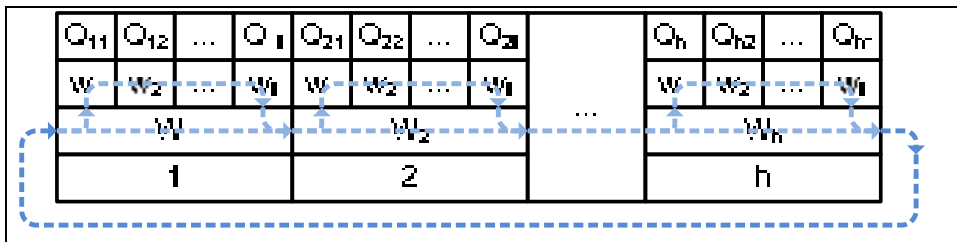


Figure 5.3 AMH-DWRR double déficit, quantum adaptatif

Cette variante adapte dynamiquement le taux de service des queues Q_{h^*} avec un nombre de sauts similaire à la capacité de débit du MP le plus lent pour joindre une destination. Même si la charge de chaque type de trafic est inconnue, l'allocation de la bande passante excessive est proportionnellement confinée aux queues de la même interface pour en réduire les effets négatifs.

5.2.3.2 Variante 2: double déficit, taux adaptatif

Soit Q_{ht} une queue pour le trafic de type t (venant ou allant à un MP situé) à h saut du portail, Q_{ht} l'ensemble des queues pour le trafic de type t pour tous les nombres de sauts, Q_{h^*} l'ensemble des queues pour tous les types de trafic à h saut du portail, w_t un quantum

de service pour le trafic de type t assigné à Q_{*t} , d_t un compteur de déficit pour le trafic de type t assigné à Q_{*t} , W_h un quantum de service pour le trafic à h saut du portail assigné à Q_{h*} et D_h un compteur de déficit pour le trafic à h saut du portail assigné à Q_{h*} . Les quantas de service w_t et W_h définissent respectivement la proportion de type de trafic t à acheminer et la proportion de la capacité de débit du MP le plus lent pour joindre une destination. Ce dernier est calculé au moyen de l'équation (5.5).

$$W_h = T_h \quad (5.5)$$

Avec AMH-DWRR-2 (voir Figure 5.4), chaque queue est servie circulairement sans priorité. Si une queue Q_{ht} est non vide et D_h est non zéro, alors d_t est comparé avec la taille du premier paquet de la queue. Si d_t est plus petit, alors il est incrémenté de w_t et Q_{ht} est ignoré. Autrement, D_h et d_t sont décrémentés de la taille du paquet servi. Périodiquement, D_h est incrémenté de W_h .

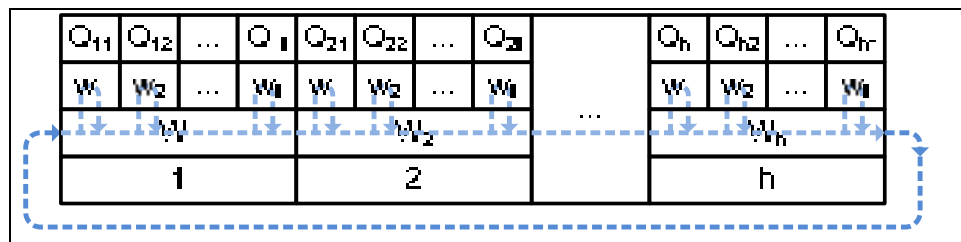


Figure 5.4 AMH-DWRR double déficit, taux adaptatif

Cette variante adapte dynamiquement le débit des queues Q_{h*} avec un nombre de sauts similaire à la capacité de débit du MP le plus lent pour joindre une destination. Même avec des paquets en attente dans les queues, cette variante permet de ne pas utiliser toute la capacité d'une interface et de réduire l'utilisation de la bande passante.

5.2.3.3 Variante 3: simple déficit, quantum adaptatif

Soit Q_{ht} une queue pour le trafic de type t (venant ou allant à un MP situé) à h saut du portail, W_{ht} un quantum de service pour le trafic de type t à h saut du portail assigné à Q_{ht} et D_{ht} un compteur de déficit pour le trafic de type t à h saut du portail assigné à Q_{ht} . Le quantum de service W_{ht} définit la proportion du type de trafic t de MP_h à acheminer

relativement à la capacité de débit la plus lente entre MP_s et MP_d . Pour calculer W_{ht} , la proportion de bande passante du type de trafic t sortant de MP_h est d'abord calculée au moyen de l'équation (5.6) :

$$B_{ht} = \frac{w_t}{\sum_t w_t} \quad (5.6)$$

où Q_{ht} est le quantum de service de MP_h pour le type de trafic t . Ensuite, la proportion de bande passante du type de trafic t entrant de MP_h est calculée au moyen de l'équation (5.7) :

$$R_{ht}^s = \frac{I_{ht}}{C_s} \quad (5.7)$$

où I_{ht} est le taux du type de trafic t de MP_h . Ensuite, pour prévenir le gaspillage causé par une allocation excessive de la bande passante si la charge du type de trafic l est limitée et que R_{ht}^s est plus petit que B_{hl} , un facteur de réallocation de la proportion de la bande passante est calculé au moyen de l'équation (5.8).

$$F_{ht}^s = \begin{cases} 1, & \text{si } t \text{ est illimité} \\ R_{hl}^s, & \text{si } l \text{ est limité, } l = t \text{ et } R_{hl}^s < B_{hl} \\ \frac{1 - R_{hl}^s}{1 - B_{hl}}, & \text{si } l \text{ est limité, } l \neq t \text{ et } R_{hl}^s < B_{hl} \end{cases} \quad (5.8)$$

Finalement, le quantum de service W_{ht} est calculé au moyen de l'équation (5.9).

$$W_{ht} = B_{ht} \times F_{ht}^s \times \sum_t w_t \times \frac{T_h}{\sum_{x=s}^d T_x} \quad (5.9)$$

Avec AMH-DWRR-3 (voir Figure 5.5), chaque queue est servie circulairement sans priorité. Si la queue Q_{ht} n'est pas vide, alors D_{ht} est comparé avec la taille du premier paquet de la queue. Si D_{ht} est plus petit, alors il est incrémenté de W_{ht} et Q_{ht} est ignoré. Autrement, D_{ht} est décrémenté de la taille du paquet servi.

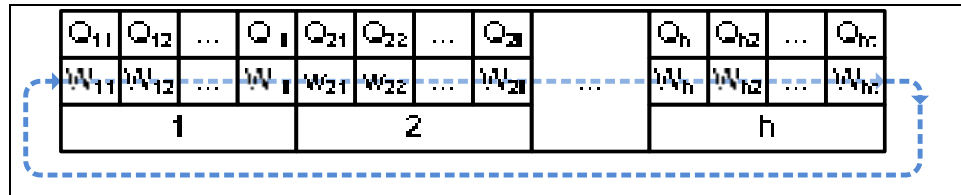


Figure 5.5 AMH-DWRR simple déficit, quantum adaptatif

Cette variante adapte dynamiquement le taux de service de chaque queue Q_{ht} à la capacité de débit du MP le plus lent pour joindre une destination et, si elle est connue, à la charge de chaque type de trafic pour éviter une allocation excessive de la bande passante.

5.3 Évaluation de la performance

La performance de l'algorithme d'ordonnancement proposé a été évaluée en utilisant Inet [34], un progiciel libre pour la simulation de réseaux de communication conçu expressément pour l'environnement de simulation à évènements discrets OMNeT++ [35].

Pour supporter des composants multiradios IEEE 802.11a/g/s, le contrôle des canaux et les couches MAC et PHY d'Inet ont été modifiés. D'autres modules ont aussi été modifiés pour supporter la CR (voir section 5.3.3) et le protocole ARP (voir ANNEXE VI). Sauf indication contraire, les paramètres de simulation utilisent les valeurs par défaut d'Inet.

5.3.1 Description du réseau

Le réseau simulé comprend 5 MAP, 5 MC, 1 MPP et une station de base (voir Figure 5.6).

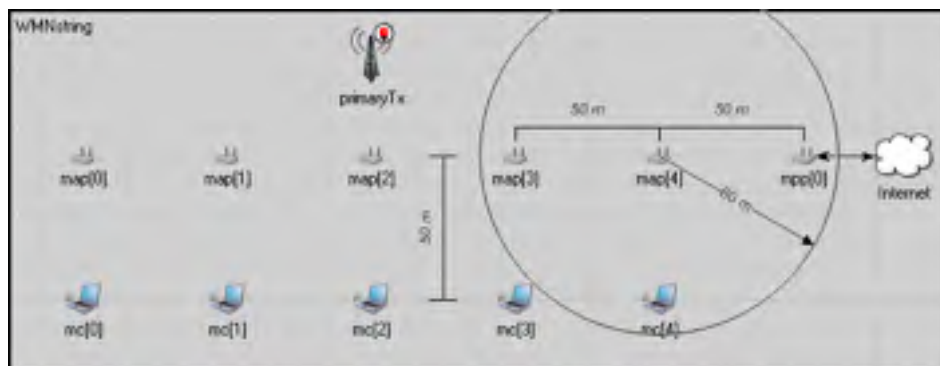


Figure 5.6 Réseau simulé (algorithme d'ordonnancement)

Pour garder un nombre identique de MC par MAP et éviter les contraintes liées à la mobilité des composantes du réseau, tous les MP ont un emplacement fixe. Les MAP et les MC sont disposés de manière à former 2 chaînes droites parallèles. Quoique simple, cette configuration permet de recréer les conditions nécessaires pour mesurer les effets de la distance qui sépare les composantes du portail et de l'agrégation de trafic.

La chaîne de MAP et la chaîne de MC sont séparées de 50 mètres. Chaque MAP est disposé de manière à couvrir un seul MC. Le MPP est disposé en ligne droite à 50 mètres de l'extrémité de la chaîne de MAP. Les radios IEEE 802.11a/cr munies d'antenne omnidirectionnelle ont une portée de 60 mètres. Ainsi, un MPP peut au plus couvrir 1 MAP, et un MAP peut au plus couvrir 2 MAP, 1 MPP ou 1 MC. La portée de la station de base pour la CR est suffisante pour couvrir tous les MP. Seuls MPP(0) et MAP(4) sont équipés de CR.

5.3.2 Description des scénarios

Des scénarios ont été réalisés pour comparer la performance de DWRR avec AMH-DWRR. Ces scénarios ont été conçus non seulement pour mesurer le débit et l'équité entre les MC, mais aussi pour mesurer le nombre de paquets inutilement transmis, c'est-à-dire les paquets rejetés par les MAP avant d'arriver à destination.

Le réseau de raccordement possède suffisamment de bande passante pour 1 MC qui génère tous les types de trafic ou 5 MC qui génèrent un seul type de trafic. Pour éviter tout biais dans les mesures prises à chaque bout du réseau, le réseau d'accès possède suffisamment de bande passante pour acheminer tout le trafic généré depuis ou vers les MC.

5.3.3 Paramètres de simulation

Des nouveaux paramètres de simulation ont été ajoutés pour définir le temps lorsque la bande primaire devient (partiellement) disponible aux utilisateurs secondaires (*stopTimePU*)

et le temps lorsque la bande primaire est de nouveau réutilisée par les utilisateurs primaires (*startTimePU*) (voir Tableau 5.1).

Tableau 5.1 Paramètres de simulation

Paramètre de simulation	Valeur du paramètre
stopTimePU	20 s
startTimePU	200 s

Il est à noter que la valeur de *startTimePU* (200 s) est arbitrairement plus grande que la durée de la simulation (30 s) afin que, une fois libérée par les utilisateurs primaires, la bande primaire reste définitivement disponible aux utilisateurs secondaires jusqu'à la fin de la simulation.

5.3.4 Description du trafic

Le trafic généré depuis ou vers les MC comprend du trafic UDP sensible au délai et à la perte de paquets (voix et vidéo), du trafic TCP sensible à l'équité dans les réseaux multi-saut sans fil (HTTP et FTP) et du trafic de saturation. Chaque type de trafic a une charge constante, sauf pour TCP qui module sa charge selon le niveau de congestion du réseau (voir Tableau 5.2).

Tableau 5.2 Charge du trafic en kbps par client

Direction	Type de trafic				
	Voix	Vidéo	HTTP	FTP	Saturation
Amont	240	<1	<1	<1	2240
Aval	240	2000	variable	variable	2240

Il est à noter qu'une fois acheminée par le réseau de raccordement, la charge de chaque type de trafic est légèrement supérieure à cause des encapsulations successives faites par les couches du réseau.

5.3.5 Description des queues

Chaque interface possède une queue pour les trames de gestion, une queue pour les trames de signalisation et quelques queues pour les trames de données. DWRR a une queue par type de trafic t et AMH-DWRR a, pour chaque saut h , une queue par type de trafic t . Les trames de données sont classées dans l'une des queues pour lesquelles un quantum de service est assigné (voir Tableau 5.3). S'il y en a, les trames de gestion sont transmises en premier, ensuite les trames de signalisation et finalement les trames de données.

Tableau 5.3 Caractéristiques des queues

Caractéristique	Queue			
Nom	EXP	AF3	AF2	DFT
Type de trafic	Voix+Vidéo	HTTP	FTP	Saturation
Quantum de service	450	30	15	5
% de bande passante	90	6	3	1

Il est à noter que le pourcentage de bande passante est donné à titre indicatif seulement et qu'il ne sert pas à la définition des queues.

5.4 Résultats

L'index d'équité FI_t pour le type de trafic t est calculé au moyen de l'équation (5.10) :

$$FI_t = \frac{(\sum_h x_{ht})^2}{H \times \sum_h x_{ht}^2} \quad (5.10)$$

où x_{ht} est le débit de MC_h pour le type de trafic t . Sauf indication contraire, les résultats sont présentés pour le trafic téléchargé depuis le portail vers les MCs. Les résultats présentés dans les sections suivantes sont aussi disponibles par type d'algorithme dans les tableaux des annexes VII à XI.

5.4.1 Équité

L'index d'équité pour chaque algorithme d'ordonnancement est présenté à la Figure 5.7.

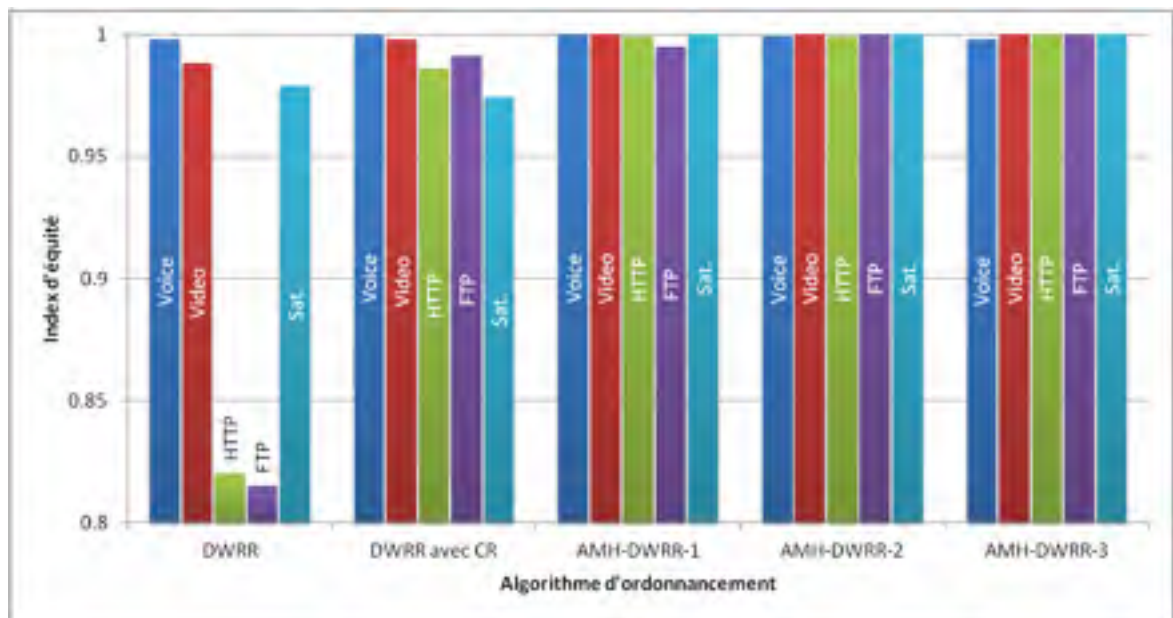


Figure 5.7 Index d'équité pour chaque algorithme d'ordonnancement

Les résultats obtenus démontrent que toutes les variantes de AMH-DWRR offre une meilleure équité que DWRR avec ou sans CR. Tel que prévu, le quantum adaptatif offre une meilleure isolation entre les MC situés à différents sauts du portail. Comme le quantum adaptatif est appliqué à chaque queue (plutôt que sur l'ensemble des queues avec les autres variantes), AMH-DWRR-3 a un plus grand contrôle et assure une équité presque parfaite entre les MC pour tous les types de trafic. Avec les autres variantes, des variations mineures de l'index d'équité par type de trafic sont observées.

Avec une capacité accrue permettant à plus de paquets de se rendre à destination, DWRR avec CR assure une meilleure équité que DWRR. Toutefois, des variations majeures de l'index d'équité par type de trafic sont observées dans les deux cas. Avec DWRR, l'index d'équité est particulièrement faible pour le trafic TCP (HTTP et FTP), surtout parce que le débit des MC plus près du portail est plus élevé (voir Figure 5.8).

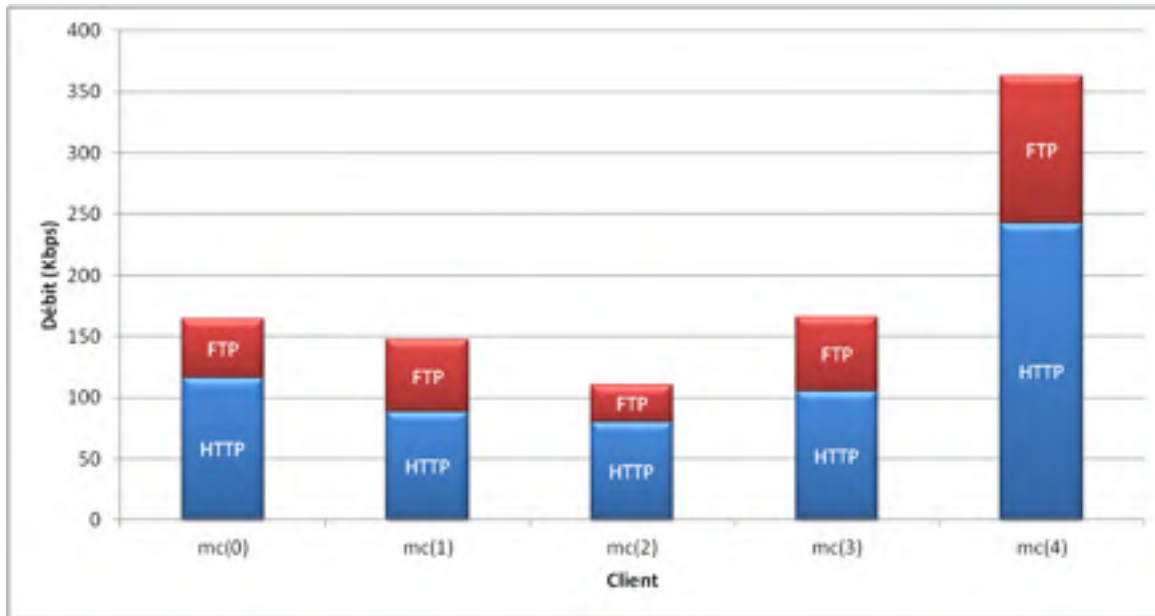


Figure 5.8 Débit pour chaque client

5.4.2 Bande passante gaspillée

Le nombre de paquets rejetés (plus grand que 0) par les MP pour chaque algorithme d'ordonnancement est présenté à la Figure 5.9.

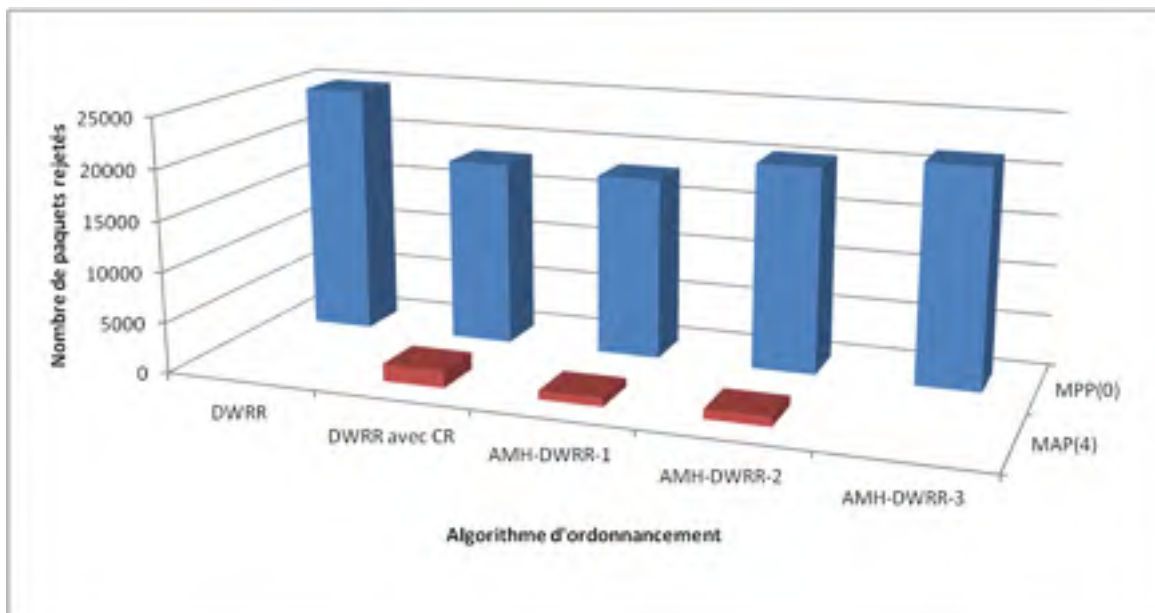


Figure 5.9 Nombre de paquets rejetés pour chaque algorithme d'ordonnancement

Les résultats obtenus démontrent que seul AMH-DWRR-3 permet de prévenir complètement le gaspillage de la bande passante lorsque la capacité des MP varie. (Avec des capacités similaires, les paquets qui ne sont pas rejetés par le portail peuvent être acheminés à destination par les autres MAP.) Comme le quantum adaptatif est appliqué à chaque queue (plutôt que sur l'ensemble des queues avec les autres variantes), AMH-DWRR-3 peut mieux s'adapter à la capacité de débit du MP le plus lent pour joindre une destination et mieux prévenir le gaspillage de la bande passante. Les autres variantes demeurent plus performantes que DWRR avec CR, mais le gaspillage de la bande passante n'est pas complètement évité.

5.4.3 Débit

Le débit total de chaque algorithme d'ordonnancement est présenté à la Figure 5.10.

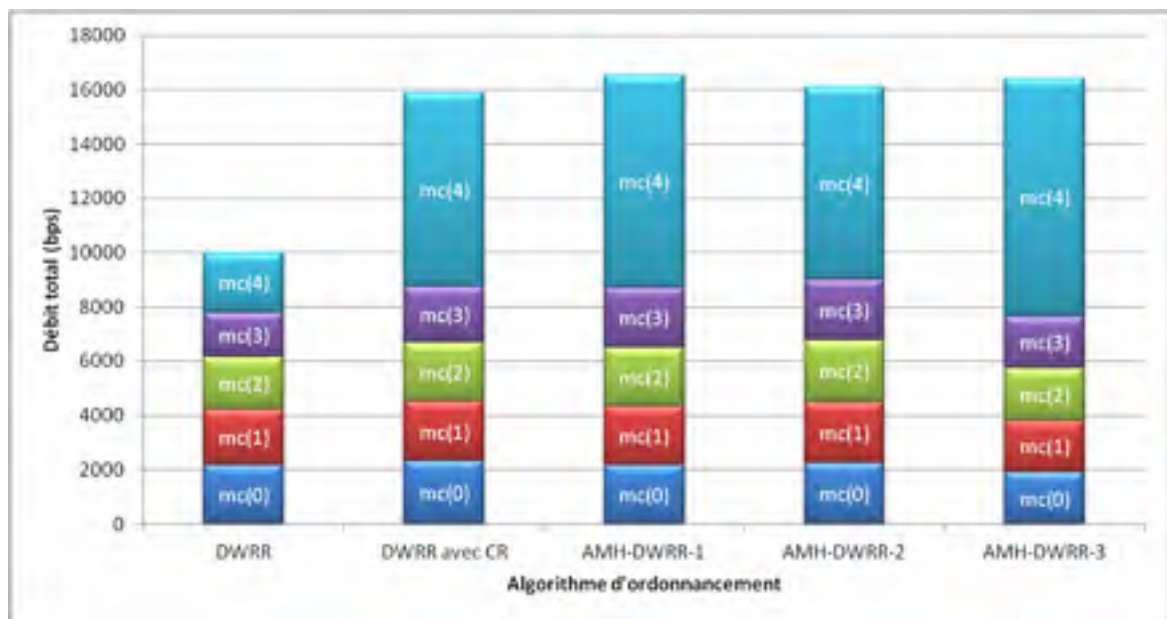


Figure 5.10 Débit total par MC pour chaque algorithme d'ordonnancement

Les résultats obtenus démontrent que toutes les variantes d'AMH-DWRR assurent un meilleur débit que DWRR avec CR (et sans CR pour des raisons évidentes). Des trois variantes, AMH-DWRR-1 a le débit total le plus élevé, mais le gaspillage de la bande

passante n'est pas complètement évité. AMH-DWRR-3 a un débit total légèrement inférieur, mais permet de prévenir complètement le gaspillage de la bande passante. Puisqu'il permet à la capacité d'une interface d'être inutilisée et qu'il limite le taux avec lequel le trafic est acheminé, AMH-DWRR-2 a le débit total le plus faible des trois variantes

5.4.4 Bande passante allouée

La bande passante allouée aux queues pour algorithmes d'ordonnancement est présentée à la Figure 5.11.

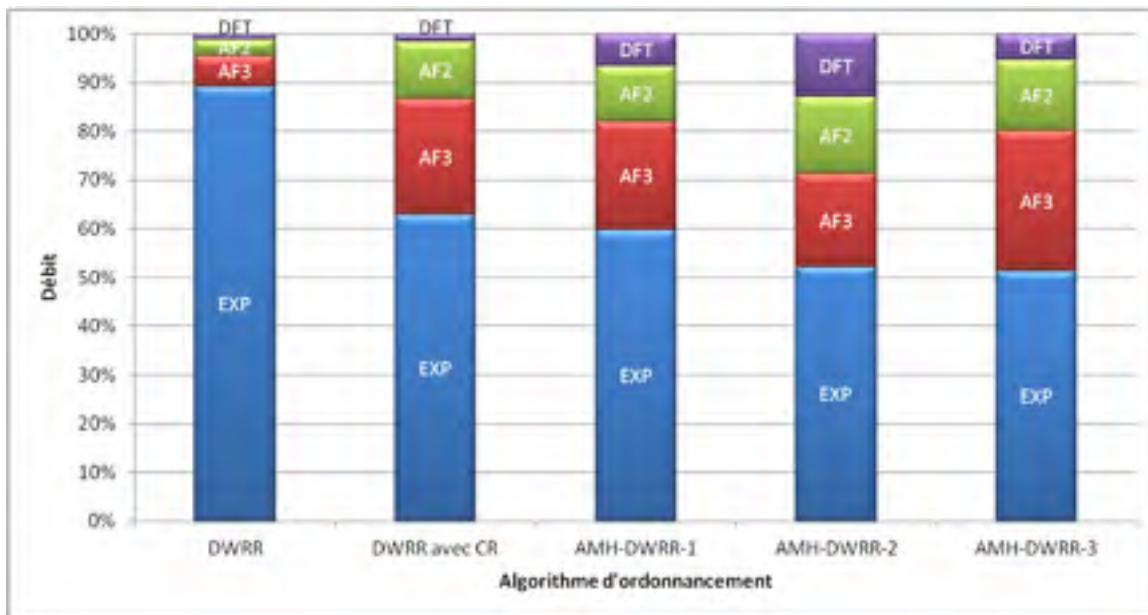


Figure 5.11 Allocation de la bande passante pour chaque algorithme d'ordonnancement

Les résultats obtenus démontrent que la bande passante allouée avec DWRR correspond parfaitement aux proportions définies par le quantum de service assigné à chaque queue (voir Tableau 5.3). Comme la charge de trafic excède de beaucoup la capacité des MP, DWRR assure une isolation parfaite entre chaque type de trafic, mais tel que montré précédemment, pas entre les MC situés à différents sauts du portail.

Lorsque la CR est utilisée, la bande passante allouée à la queue EXP n'est pas complètement utilisée. Comme la charge du trafic UDP est limitée et que le quantum de

service assigné à la queue correspondante est élevé, la plupart des paquets sont déjà acheminés sans CR. Par conséquent, lorsque de la bande passante additionnelle devient disponible, la bande passante allouée à la queue EXP est partagée entre les queues non vides. Après la réallocation de la bande passante inutilisée, des variations majeures dans la proportion de la bande passante des queues non vides sont observées. Toutefois, en excluant la queue EXP, la bande passante allouée avec AMH-DWRR-3 correspond parfaitement aux proportions définies par le quantum de service assigné à chaque queue non vide. Tous les autres algorithmes qui utilisent de la CR allouent la bande passante de manière disproportionnée à au moins une queue. Par exemple, la proportion de la bande passante de la queue DFT est trop petite avec DWRR avec CR, la proportion de la bande passante de la queue DFT et AF2 est trop grande avec AMH-DWRR-1 et la proportion de la bande passante des queues non vides est presque identique avec AMH-DWRR-2.

5.5 Revue de la littérature

Plusieurs solutions ont été proposées pour assurer l'équité dans les WMN, que ce soit par l'ordonnancement pour contrôler le trafic sortant, par la gestion active des queues pour contrôler le trafic entrant, par la modification de TCP pour contrôler la charge du trafic ou par des modifications à TCP/IP pour contrôler la livraison du trafic.

5.5.1 Ordonnancement

Dans [69], une solution qui assigne des droits de transmission aux liens a été proposée pour assurer l'équité entre les clients et pour optimiser l'utilisation de la bande passante. Cette solution sans collision assigne des droits de transmission aux liens à la manière d'un accès multiple par répartition dans le temps (TDMA). Toutefois, comme une capacité similaire est assumée pour chaque lien, cette solution n'est pas réaliste considérant que la disponibilité de la bande passante peut varier pour un MP et même entre les MP. Cette solution a par la suite été adaptée dans [70] pour supporter des WMN avec plusieurs portails.

Dans [71], un modèle d'équité max-min simple a été proposé pour offrir un compromis entre débit et équité. La bande passante totale allouée aux MAP est aussi élevée que possible pour maximiser le débit et aussi semblable que possible pour assurer l'équité. Toutefois,

cette solution considère l'équité comme étant essentiellement un problème de routage de la couche réseau et se base uniquement sur l'ordonnancement DCF pour la transmission de paquets. Cette solution a par la suite été adaptée dans [72] pour les CWMN.

En utilisant un index d'équité inverse pour allouer la bande passante, une méthode d'ordonnancement hybride (équité ferme et équité max-min) a été proposée dans [73] pour assurer l'équité et maximiser le débit. Toutefois, cette solution suppose que les types de trafic et les capacités de débit sont similaires. Une méthode similaire a par la suite été proposée dans [74] pour des WMN avec des portails multiples et des MP groupés en grappes.

5.5.2 Gestion active des queues

Dans [75], des estimés du temps moyen d'inter-arrivée des paquets et du temps moyen de service sont utilisés pour limiter la mémoire tampon maximale occupée par les nœuds sources à chaque MP intermédiaire et pour dynamiquement gérer la mémoire tampon inutilisée. Une amélioration a par la suite été proposée dans [76] pour assurer l'équité entre des flux modulés et non modulés.

La gestion active des queues concerne les paquets qui sont acceptés dans les queues, tandis que l'ordonnancement concerne la manière dont les queues sont servies (une fois que les paquets sont acceptés). Donc, en limitant la portion de mémoire tampon allouée aux queues, les MP sont protégés contre les taux de transmission excessifs de leurs pairs. Toutefois, la gestion active des queues ne prévient pas le gaspillage de la bande passante. Les paquets sont acheminés au prochain MP, qu'ils soient par la suite acceptés ou rejetés. De plus, comme la disponibilité de la bande passante peut varier pour un MP et même entre les MP, la gestion active des queues n'adapte pas le taux de service des queues pour éviter le gaspillage de la bande passante et améliorer le débit.

5.5.3 Modification de TCP

Puisque les pertes dues aux erreurs sur le canal sont (souvent) interprétées comme des pertes dues à la congestion, des modifications aux mécanismes de contrôle de la congestion de TCP ont été proposées. Dans [77-78], des techniques pour différencier les

perdes ont été proposées pour assurer l'équité. Dans [79], de nouvelles valeurs pour la taille de la fenêtre de congestion et pour le seuil du départ lent ont été proposées lorsqu'un expéditeur reçoit trois accusés de réception pour le même segment.

Des modifications pour ajuster le taux de transmission de TCP ont aussi été proposées. Dans [80], une conception trans-couche pour ajuster le taux de transmission aux notifications de congestion de la couche liaison a été proposée pour assurer une équité entre les flux. Dans [81], un estimé du délai hors interférence et un coefficient de variation des RTT sont utilisés pour ajuster le taux d'ordonnement des transmissions à l'intérieur de la fenêtre de congestion de TCP.

Aussi important que le trafic TCP puisse être, les WMN doivent aussi supporter des applications en temps réel telles que celles pour le multimédia et les services d'urgence. Ainsi, sans égard à leurs qualités, les solutions basées sur TCP sont inutiles pour tous les autres types de trafic (non modulés) et contre le gaspillage de la bande passante.

5.5.4 Modification de TCP/IP

Dans [82], une conception trans-couche qui combine les fonctionnalités de routage et de transport en une seule couche a été proposée pour améliorer la livraison des paquets de données et pour assurer l'équité dans les WMN IEEE 802.11.

Même en admettant que l'architecture courante de TCP/IP ne soit pas idéale pour les WMN, cette solution requiert une mise à niveau massive de tous les équipements, tandis que l'algorithme proposé dans ce chapitre est conçu pour acheminer de manière transparente tous les types de trafic avec des COTS IEEE 802.11.

5.6 Conclusion

Ce chapitre présentait un algorithme d'ordonnement multi-saut adaptatif avec mécanisme intégré de contre-pression pour des CWMMN multiradios basés sur la norme IEEE 802.11. Pour assurer l'équité entre les MC, AMH-DWRR classe le trafic entrant par type de trafic et par nombre de sauts depuis ou vers le portail. Pour éviter le gaspillage de la bande passante, AMH-DWRR intègre un mécanisme de contre-pression qui échange

régulièrement avec les autres MP de l'information liée à la performance pour adapter dynamiquement le quantum de service des queues à la capacité de débit des interfaces.

Les résultats obtenus par simulations ont démontré que, tout en augmentant le débit total moyen des CWMN, AMH-DWRR permet d'assurer l'équité presque parfaite entre les MC sans égard au type de trafic acheminé et à la distance qui les sépare du portail, et de diminuer le gaspillage de la bande passante lorsque la capacité des interfaces varie.

CONCLUSION

Les WMN sont une solution peu coûteuse et efficace afin de déployer rapidement des services d'accès à large bande dans des environnements dépourvus d'infrastructure. Toutefois, pour devenir une technologie viable, les WMN doivent supporter des applications en temps réel qui requièrent la mise en place de mécanismes de QoS. Or, en raison de leur capacité limitée, de la bande passante disponible et d'autres problèmes particuliers, les WMN ne sont pas suffisamment performants pour offrir de la QoS à ces applications. En conséquence, l'objectif de cette thèse était d'améliorer la performance des WMN afin qu'ils puissent offrir la QoS requise pour supporter des applications en temps réel. Pour atteindre cet objectif, plusieurs propositions ont été présentées :

- une architecture comprenant un plan de contrôle et un protocole de signalisation;
- un mécanisme de balayage passif multi-passe;
- un mécanisme pour établir une topologie initiale basée sur le protocole PANN;
- un mécanisme de CS multi-nœud et multi-canal sans délai de synchronisation;
- un algorithme d'ordonnancement avec un mécanisme intégré de contre-pression.

L'architecture des mécanismes joue un rôle déterminant dans la performance des WMN. Bien qu'ils augmentent la charge sur le réseau, les mécanismes centralisés produisent généralement des résultats supérieurs aux mécanismes distribués en raison de leur connaissance étendue de l'état du réseau. L'architecture radio, notamment le nombre de radios dans les MP ainsi que les caractéristiques physiques des radios, jouent aussi un rôle déterminant dans la performance des WMN. Donc, afin de favoriser la mise en place de nouveaux mécanismes ou d'algorithmes performants, une architecture a été proposée.

L'originalité de cette architecture est d'introduire une nouvelle composante qui permet de centraliser sur un seul nœud les principaux mécanismes liés à la performance du réseau et d'intégrer dans un plan de contrôle un protocole pour supporter la signalisation requise par ces mécanismes. De plus, afin de diminuer les interférences entre les composantes du réseau et d'augmenter la disponibilité de la bande passante, cette architecture comprend non seulement des composantes multiradios (formant une topologie point-à-point multiple), mais aussi des composantes CR.

Dans les WMN, une mauvaise topologie peut considérablement nuire à la capacité, à la robustesse et aux délais de bout en bout. Idéalement, la topologie d'un WMN doit permettre de connecter un maximum de nœuds avec un minimum d'interférences. Pour former ou joindre un WMN, un MP doit d'abord détecter la présence d'autres MP à proximité en écoutant chaque canal disponible pendant un certain temps. Écourter le temps d'écoute permet souvent de gagner du temps, mais risque quelquefois de détecter moins de MP. Prolonger le temps d'écoute permet quelquefois de détecter plus de MP, mais risque souvent de perdre du temps. Donc, afin de diminuer le temps requis pour créer des topologies maillées, une méthode pour calculer la valeur de *MaxCT* pour le balayage passif a été proposée et une analyse pour déterminer les valeurs de *MinCT* et *MaxCT* pour le balayage actif a été faite.

L'originalité de cette méthode est de découper la durée du balayage passif de manière à couvrir une période continue équivalente à *dot11BeaconPeriod*, mais en la répartissant sur plusieurs balayages. Les résultats obtenus par simulations ont démontré que la méthode proposée pour calculer les valeurs de *MaxCT* permettait de réduire de 60% le temps du balayage passif, et que l'analyse faite pour déterminer les valeurs de *MinCT* et *MaxCT* avait permis de diminuer d'environ 50% le temps du balayage actif.

Pour former ou joindre un WMN, il ne suffit pas de détecter un maximum de MP en un minimum de temps, mais aussi de produire la meilleure topologie. Idéalement, un MP devrait connaître l'état du réseau avant de choisir un portail et d'assigner des canaux à ses interfaces. Or, un MP pourrait inutilement retarder son entrée dans un WMN s'il devait attendre pour obtenir cette information. Au démarrage (pour la première fois ou suite à une panne), un MP doit joindre rapidement un WMN et, avec un minimum d'informations, mitiger la latence et les interférences. Donc, afin de diminuer le temps requis pour créer des topologies maillées, un mécanisme distribué d'auto-configuration pour l'assignation initiale des canaux a été proposé.

L'originalité de ce mécanisme est d'utiliser le protocole PANN spécifié dans l'amendement IEEE 802.11s pour configurer rapidement les MP afin de former ou joindre un WMN. Les résultats obtenus par simulations ont démontré que le mécanisme distribué d'auto-configuration permettait d'établir une topologie initiale d'une soixantaine de MP en moins

d'une seconde et qu'un seul MP pouvait joindre un WMN en à peu près 35 ms, s'il était à portée d'un MP en mesure d'émettre une balise.

Les WMN doivent constamment modifier leur topologie pour maintenir un niveau de performance approprié. Or, le mécanisme de CS de l'amendement IEEE 802.11s ne permet pas d'effectuer des CS rapidement, d'utiliser plusieurs canaux, ou de garantir que la connectivité avec le portail sera préservée après le CS. Donc, afin de diminuer le temps requis pour modifier des topologies maillées, un mécanisme de CS multiple a été proposé.

L'originalité de ce mécanisme est d'éliminer le délai pour permettre la propagation des CSA dans le réseau et d'éliminer l'index de préséance pour déterminer l'ordre d'exécution des CS simultanés. Les résultats obtenus par simulations ont démontré que le mécanisme de CS proposé permettait de réduire d'environ 77% le temps pour établir la topologie optimisée d'un WMN et d'environ 98% le temps moyen d'un CS individuel. Après la remise en service d'un MP tombé en panne, le mécanisme de CS proposé était environ 35 fois plus rapide pour restaurer la topologie optimisée. Dans tous les cas, le temps pour changer de canal était bien en dessous de 50 ms, soit la limite de temps fixée pour supporter des applications en temps réel. Les résultats obtenus ont également démontré que le mécanisme proposé permettait de maintenir la connectivité des MP avec le portail, même lorsque près de 75% des interfaces devaient simultanément changer de canal.

Dans les WMN IEEE 802.11, la contention sur le canal peut défavoriser certains nœuds jusqu'à les priver presque complètement de bande passante. De plus, avec un protocole basé sur CSMA/CA, la couche MAC ne permet pas de distribuer équitablement la bande passante. À l'exception de contrôler les paquets qui sont générés ou de déterminer le moment de les transmettre, les couches supérieures ont peu de moyens pour distribuer équitablement la bande passante. Certains protocoles contribuent même au problème. Donc, afin d'augmenter la capacité des CWMN et d'assurer l'équité entre les MC, un algorithme d'ordonnancement multi-saut adaptatif avec mécanisme intégré de contre-pression a été proposé.

L'originalité de cet algorithme est de classer les paquets entrants par type de trafic **et** par nombre de sauts entre le portail et la source/destination, et d'intégrer un mécanisme de

contre pression qui permet d'adapter dynamiquement le quantum de service des queues à la capacité de débit des interfaces. Les résultats obtenus par simulations ont démontré que, tout en augmentant le débit total moyen des CWMN, l'algorithme d'ordonnancement proposé permettait d'assurer l'équité presque parfaite entre les MC sans égard au type de trafic acheminé et à la distance qui les sépare du portail, et de diminuer le gaspillage de la bande passante lorsque la capacité des interfaces varie.

En plus de résoudre des problèmes spécifiques, toutes ces propositions ont permis d'améliorer la performance des WMN afin qu'ils puissent offrir la QoS requise pour supporter des applications en temps réel.

Les travaux effectués lors de cette thèse ont mené à la publication des articles suivants :

- Grégoire, J. C., Roy, C., & Dziong, Z. 2011. « *A study of topology formation in 802.11s multiradio wireless mesh networks* ». In *Local Computer Networks (LCN)*, 2011 IEEE 36th Conference on. (4-7 Oct. 2011), p. 890-896.
- Roy, C., Dziong, Z., & Grégoire, J. C. 2011. « *Fast multichannel switching for IEEE 802.11s multiradio wireless mesh networks* ». In *GLOBECOM Workshops (GC Wkshps)*, 2011 IEEE. (5-9 Dec. 2011), p. 303-308.
- Roy, C., Grégoire, J.-C., & Dziong, Z. 2012. « *Adaptive Multihop Scheduling for IEEE 802.11s Multiradio Cognitive Wireless Mesh Networks* ». Submitted to *Wireless Networks (WINET)*, The Journal of Mobile Communication, Computation and Information, (June 2012).

RECOMMANDATIONS

L'architecture du WMN proposé dans cette thèse se distingue des autres WMN par l'intégration dans un plan de contrôle d'un protocole de signalisation intrabande. Ce protocole est utilisé par tous les mécanismes proposés dans cette thèse, qu'ils soient pour optimiser la topologie du réseau ou pour répartir le débit équitablement entre les nœuds clients. Or, en plus du mécanisme de contre-pression (qui échange de l'information par l'entremise de ce protocole), l'algorithme d'ordonnancement pourrait bénéficier autrement de ce protocole. Par exemple, même si les quantas de services sont dynamiquement adaptés à la capacité de débit des interfaces, la proportion de bande passante assignée à chaque queue demeure fixe. Toutefois, on pourrait facilement imaginer un mécanisme centralisé qui gère la valeur des quantas de service (par nœud) de manière à contrôler la charge sur le réseau, la proportion de bande passante allouée à chaque queue et la disponibilité de la CR.

D'autres mécanismes pourraient aussi bénéficier de ce protocole. Par exemple, les applications en temps réel, particulièrement celles pour le multimédia et les services d'urgence, exigent généralement des mécanismes de QoSG et de QoSCP pour se prémunir contre les fluctuations des conditions du canal radio et les défaillances des composantes du réseau. Idéalement, il faudrait non seulement combiner ces deux mécanismes ensemble, mais aussi intégrer des contraintes applicatives afin de mieux contrôler la dégradation de la performance. Selon le niveau de QoSCP requis, divers mécanismes centralisés pourraient par la suite intervenir de manière concertée, notamment ceux pour la gestion du spectre radio, la formation de topologies, l'ordonnancement et le routage.

En fait, ce protocole de signalisation est à la base d'une architecture permettant un plus grand contrôle des ressources et de la performance d'un CWMN. Par conséquent, plusieurs autres mécanismes pourraient être imaginés pour supporter des applications avec des exigences particulières.

ANNEXE I

DÉMARRAGE (MP)

L'algorithme suivant est utilisé au démarrage d'un MP, sauf pour un portail.

Algorithme-A I-1 Démarrage d'un MP

Démarrage (MP)	
1	Le MP est mis en marche
2	Pour chaque interface :
3	Réinitialiser le MAC (MIB, machine d'état, ...)
4	Sélectionner les canaux à balayer
5	Démarrer un balayage actif
6	Trouver un canal qui:
7	n'est pas assigné à une interface colocalisée
8	est assigné au BSS le plus près du portail
9	Si aucun canal trouvé alors recommencer à l'étape 4
10	Sinon assigner le canal à l'interface
11	Démarrer l'interface :
12	Établir des liens maillés avec les nœuds voisins
13	Émettre une balise maillée à intervalle régulier
14	Si un PANN est reçu alors :
15	Transmettre la description des BSS au MSP
16	Retransmettre le PANN reçu

ANNEXE II

DÉMARRAGE (PORTAIL)

L'algorithme suivant est utilisé au démarrage d'un portail.

Algorithme-A II-1 Démarrage d'un portail

Démarrage (portail)	
1	Le portail est mis en marche
2	Pour chaque interface :
3	Réinitialiser le MAC (MIB, machine d'état, ...)
4	Sélectionner les canaux à balayer
5	Démarrer un balayage actif
6	Trouver un canal qui n'est pas assigné à:
7	une interface colocalisée
8	aucun BSS ou un BSS qui est aussi un portail
9	Si aucun canal trouvé alors recommencer à l'étape 4
10	Sinon assigner le canal à l'interface
11	Démarrer l'interface :
12	Établir des liens maillés avec les nœuds voisins
13	Émettre une balise maillée à intervalle régulier
14	Émettre un PANN à intervalle régulier
15	Retransmettre la description des BSS reçue au MSP

ANNEXE III

BALAYAGE PASSIF ET ACTIF

L'algorithme suivant est utilisé pour la découverte des nœuds voisins.

Algorithme-A III-1 Balayage passif et actif

Balayage passif et actif	
1	Sélectionner le premier canal de la liste
2	Si balayage passif alors :
3	Démarrer délai <i>MaxCT</i>
4	Si une balise maillée est reçue alors sauvegarder la description du BSS
5	Si balayage actif alors :
6	Attendre indication PHYRxStart ou expiration ProbeDelay
7	Transmettre une sonde
8	Démarrer délai à <i>MinCT</i>
9	Si une réponse est reçue alors :
10	Sauvegarder la description du BSS
11	Modifier délai à <i>MaxCT</i>
12	Attendre l'expiration du délai
13	S'il reste des canaux à balayer dans la liste alors :
14	Sélectionner le canal suivant
15	Recommencer à l'étape 2
16	Sinon générer une primitive SCAN.confirm

ANNEXE IV

NOMBRE DE CSA

Le PSM permet aux STA alimentées par pile d'augmenter leur autonomie en réduisant leur consommation énergétique. Toutefois, lorsqu'elles sont dans ce mode, les STA ne sont plus capables de transmettre et de recevoir de trames.

La valeur de *dot11ScheduleTimeout* indique la durée en TU après laquelle une STA peut entrer en PSM. Le champ *ListenInterval*³ indique à un AP la fréquence à laquelle une STA quitte le PSM pour écouter les balises émises. La valeur de ce champ est exprimée en unité de *BeaconInterval*. (Le champ *BeaconInterval*⁴ représente le nombre de TU entre les TBTT.)

Puisque *ListenInterval* et *dot11ScheduleTimeout* peuvent varier d'une STA à l'autre et que l'entrée et la sortie en PSM des STA ne sont pas nécessairement synchronisées, il est possible qu'une STA soit toujours en PSM au moment d'émettre un CSA. Par conséquent, pour que toutes les STA puissent recevoir un CSA, incluant celles en PSM, il est nécessaire d'émettre plusieurs CSA.

³ Ce champ est inclus dans les trames d'association et de réassociation.

⁴ Ce champ est inclus dans les balises ou dans les réponses aux sondes.

ANNEXE V

CHANGEMENT DE CANAL

L'algorithme suivant est utilisé pour effectuer un changement de canal.

Algorithme-A V-1 Changement de canal

Changement de canal	
1	Recevoir une requête de CS
2	Accuser la réception de la requête de CS
3	Si la requête de CS contient plusieurs MSTA alors :
4	Acheminer la requête de CS à la prochaine MSTA
5	Transmettre un CSA à chaque MSTA paire qui n'est pas dans la requête de CS (exclure la MSTA qui a transmis la requête de CS si elle vient de changer de canal)
6	Pour chaque requête de CS et CSA transmis :
7	Attendre un accusé de réception
8	Cesser l'émission des balises
9	Effectuer le CS
10	Si la MSTA ne peut identifier un portail alors :
11	Transmettre une sonde
12	Attendre une réponse ou une balise
13	Reprendre l'émission des balises

ANNEXE VI

ADDRESS RESOLUTION PROTOCOL

Le protocole de résolution d'adresse (ARP) [83] permet d'associer une adresse IP à une adresse MAC. Pour effectuer cette correspondance, une requête ARP est diffusée à tous les nœuds sur un segment. Lorsque la requête est reçue, le nœud dont l'adresse IP correspond à celle de la requête retourne au requérant une réponse ARP contenant son adresse MAC. Dans un WMN, les requêtes ARP pourraient générer beaucoup de trafic et gaspiller de la bande passante. Or, l'amendement IEEE 802.11s (qui ne couvre que les couches MAC et PHY) ne fait aucune mention sur la manière de supporter ce protocole.

Dans [84], un mécanisme ARP multi-saut a été proposé pour réduire la bande passante que pourrait utiliser ARP dans un WMN. Ce mécanisme utilise des ARP mandataires s'il y a un portail et que le routage par arbre est activé. Sinon, les requêtes RREQ et les réponses RREP pour l'établissement de routes sur demande sont insérées respectivement à la fin des requêtes et des réponses ARP. (Cela n'empêche pas d'inonder le réseau avec les trames ARP, mais cela permet de le réduire pour le routage.)

Dans certains cas, cette solution pourrait permettre de réduire la bande passante utilisée, mais lorsque la charge du réseau est très élevée (comme lors des simulations réalisées au CHAPITRE 5), rien ne garantit que les messages ARP (encapsulés dans des trames de données) puissent se rendre au portail. Tel qu'expérimenté, beaucoup de ces messages sont perdus avant d'arriver au portail.

Puisque l'architecture du WMN cible comprend un plan de contrôle pour assurer la diffusion ou la livraison à destination des messages de signalisation, la solution proposée consiste à déterminer à partir d'un en-tête LLC le protocole utilisé à la couche réseau, d'encapsuler les messages ARP (dans des trames de signalisations) et de les acheminer au MSP. Les résultats obtenus lors des simulations ont démontré que tous les messages ARP parvenaient à destination.

ANNEXE VII

DWRR SANS CR

Le tableau suivant donne pour chaque type de trafic le débit moyen de chaque MC et l'index d'équité.

Tableau A VII-1 Débit moyen (kbps) et FI

	Type de trafic					
	Voix	Vidéo	HTTP	FTP	Sat.	Total
mc(0)	162	1836	116	48	23	2185
mc(1)	155	1707	88	59	25	2035
mc(2)	175	1613	80	30	28	1927
mc(3)	177	1301	105	61	18	1661
mc(4)	168	1616	242	121	28	2175
FI	0.998	0.988	0.820	0.815	0.979	0.991
Total	838	8073	632	320	121	9983

Le tableau suivant donne pour chaque queue le nombre de paquets non nul rejetés par les MP.

Tableau A VII-2 Nombre de paquets rejetés > 0

Nœud	Queue			
	EXP	AF3	AF2	DFT
MPP(0)	8968	272	267	15311

ANNEXE VIII

DWRR AVEC CR

Le tableau suivant donne pour chaque type de trafic le débit moyen de chaque MC et l'index d'équité.

Tableau A VIII-1 Débit moyen (kbps) et FI

	Type de trafic					
	Voix	Vidéo	HTTP	FTP	Sat.	Total
mc(0)	200	1875	146	66	26	2313
mc(1)	197	1791	119	71	29	2208
mc(2)	202	1767	109	56	28	2161
mc(3)	203	1672	112	70	19	2075
FI	1.000	0.998	0.986	0.991	0.974	0.998
mc(4)	212	1859	3273	1612	149	7106
Total	1014	8963	3760	1875	250	15863

Le tableau suivant donne pour chaque queue le nombre de paquets non nul rejetés par les MP.

Tableau A VIII-2 Nombre de paquets rejetés > 0

Nœud	Queue			
	EXP	AF3	AF2	DFT
MAP(4)	1124	16	55	502
MPP(0)	3518	198	172	14446

ANNEXE IX

AMH-DWRR-1

Le tableau suivant donne pour chaque type de trafic le débit moyen de chaque MC et l'index d'équité.

Tableau A IX-1 Débit moyen (kbps) et FI

	Type de trafic					
	Voix	Vidéo	HTTP	FTP	Sat.	Total
mc(0)	204	1770	125	57	26	2182
mc(1)	206	1747	132	64	26	2175
mc(2)	209	1730	124	66	26	2156
mc(3)	203	1769	126	69	26	2193
FI	1.000	1.000	0.999	0.995	1.000	1.000
mc(4)	220	1823	3179	1619	976	7817
Total	1042	8839	3686	1875	1080	16522

Le tableau suivant donne pour chaque queue le nombre de paquets non nul rejetés par les MP.

Tableau A IX-2 Nombre de paquets rejetés > 0

Nœud	Queue			
	EXP	AF3	AF2	DFT
MAP(4)	855	0	0	0
MPP(0)	3680	258	256	13767

ANNEXE X

AMH-DWRR-2

Le tableau suivant donne pour chaque type de trafic le débit moyen de chaque MC et l'index d'équité.

Tableau A X-1 Débit moyen (kbps) et FI

	Type de trafic					
	Voix	Vidéo	HTTP	FTP	Sat.	Total
mc(0)	194	1400	277	225	158	2254
mc(1)	196	1400	270	226	159	2251
mc(2)	184	1423	261	226	161	2255
mc(3)	187	1420	261	226	160	2254
FI	0.999	1.000	0.999	1.000	1.000	1.000
mc(4)	232	1760	2015	1634	1441	7082
Total	994	7403	3085	2537	2080	16097

Le tableau suivant donne pour chaque queue le nombre de paquets non nul rejetés par les MP.

Tableau A X-2 Nombre de paquets rejetés > 0

Nœud	Queue			
	EXP	AF3	AF2	DFT
MAP(4)	921	0	0	19
MPP(0)	7377	200	145	12613

ANNEXE XI

AMH-DWRR-3

Le tableau suivant donne pour chaque type de trafic le débit moyen de chaque MC et l'index d'équité.

Tableau A XI-1 Débit moyen (kbps) et FI

	Type de trafic					
	Voix	Vidéo	HTTP	FTP	Sat.	Total
mc(0)	229	1489	117	53	26	1914
mc(1)	230	1487	116	53	25	1911
mc(2)	210	1514	117	53	25	1919
mc(3)	214	1508	117	53	25	1918
FI	0.998	1.000	1.000	1.000	1.000	1.000
mc(4)	225	1338	4233	2200	761	8756
Total	1108	7336	4701	2413	861	16419

Le tableau suivant donne pour chaque queue le nombre de paquets non nul rejetés par les MP.

Tableau A XI-2 Nombre de paquets rejetés > 0

Nœud	Queue			
	EXP	AF3	AF2	DFT
MPP(0)	6861	277	237	14152

LISTE DE RÉFÉRENCES BIBLIOGRAPHIQUES

1. Reynolds, T., & Wunsch-Vincent, S. 2008. *Broadband growth and policies in OECD countries: main findings and policy suggestions*. Organization for Economic Co-operation and Development (OECD).
2. Portmann, M., & Pirzada, A. A. 2008. « Wireless Mesh Networks for Public Safety and Crisis Management Applications ». *Internet Computing, IEEE*, vol. 12, n° 1, p. 18-25.
3. Bruno, R., Conti, M., & Gregori, E. 2005. « Mesh networks: commodity multihop ad hoc networks ». *Communications Magazine, IEEE*, vol. 43, n° 3, p. 123-131.
4. IEEE. 2009. *Draft STANDARD for Information Technology-Telecommunications and information exchange between systems-Local and metropolitan area networks-Specific requirements-Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications Amendment 10: Mesh Networking: IEEE Unapproved Draft Std P802.11s/D3.0, Mar 2009*.
5. Sun, Z., He, D., Liang, L., & Cruickshank, H. 2004. « Internet QoS and traffic modelling ». *Software, IEE Proceedings -*, vol. 151, n° 5, p. 248-255.
6. Hayasaka, M., Manodham, T., & Miki, T. 2006. « A Novel Path Protection Scheme with FEC Path in Connection Oriented Networks ». In *Communications, 2006. APCC '06. Asia-Pacific Conference on*. (Aug. 2006), p. 1-5.
7. Kim, E., Chun, W., Jang, Y., & Rha, S. 2004. « Traffic measurements supporting end-to-end QoS requirements in MPLS networks ». In *Advanced Communication Technology, 2004. The 6th International Conference on*. (2004), p. 862-867.
8. Joo, I., Song, J., Park, J., Lee, S. S., & Paik, E. 2007. « Performance Monitoring for Multimedia Traffic using Differentiated Probe (DiffProbe) ». In *Multimedia and Expo, 2007 IEEE International Conference on*. (2-5 July 2007), p. 951-954.
9. Nandiraju, N., Nandiraju, D., Santhanam, L., Bing, H., Junfang, W., & Agrawal, D. P. 2007. « Wireless Mesh Networks: Current Challenges and Future Directions of Web-In-The-Sky ». *Wireless Communications, IEEE*, vol. 14, n° 4, p. 79-89.
10. Chowdhury, K. R., & Akyildiz, I. F. 2008. « Cognitive Wireless Mesh Networks with Dynamic Spectrum Access ». *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 26, n° 1, p. 168-181.
11. Manoj, B. S., & Rao, R. R. 2006. *Wireless Mesh Networks: Issues and Solutions, book chapter in Wireless Mesh Networks: Architectures, Protocols, and Standards* Yan Zhang, Jijun Luo, Honglin Hu. Auerbach Publishers Inc.

12. Nekoui, M., Ghiamatyoun, A., Esfahani, S. N., & Soltan, M. A. S. M. 2007. « Iterative Cross Layer Schemes for Throughput Maximization in Multi-Channel Wireless Mesh Networks ». In *Proceedings of 16th International Conference on Computer Communications and Networks*. p. 1088-1092.
13. Ibars, C., del Coso, A., Grunenberger, Y., Theoleyre, F., & Rousseau, F. 2007. « Increasing the Throughput of Wireless Mesh Networks with Cooperative Techniques ». In *16th IST Mobile and Wireless Communications Summit*. p. 1-5.
14. Manoj, B. S., & Rao, R. R. 2006. *Load balancing in Wireless Mesh Networks, book chapter in Wireless Mesh Networks: Architectures, Protocols, and Standards* Yan Zhang, Jijun Luo, Honglin Hu. Auerbach Publishers Inc.
15. Wei, H.-y., Kim, K., Kashyap, A., & Ganguly, S. 2006. « On Admission of VoIP Calls Over Wireless Mesh Network ». In *IEEE International Conference on Communications*. p. 1990-1995.
16. Kushwaha, H., Yiping, X., Chandramouli, R., & Heffes, H. A. H. H. 2008. « Reliable Multimedia Transmission Over Cognitive Radio Networks Using Fountain Codes ». *Proceedings of the IEEE*, vol. 96, n° 1, p. 155-165.
17. Mitola, J., III. 1992. « Software radios-survey, critical evaluation and future directions ». In *Telesystems Conference, 1992. NTC-92., National*. (19-20 May 1992), p. 13/15-13/23.
18. Akyildiz, I. F., & Xudong, W. 2005. « A survey on wireless mesh networks ». *Communications Magazine, IEEE*, vol. 43, n° 9, p. S23-S30.
19. Srivastava, G., Boustead, P., & Chicharo, J. F. 2004. « Topology control in heterogeneous ad-hoc networks ». In *Networks, 2004. (ICON 2004). Proceedings. 12th IEEE International Conference on*. (16-19 Nov. 2004), p. 665-670 vol.662.
20. Ramanathan, R., & Rosales-Hain, R. 2000. « Topology control of multihop wireless networks using transmit power adjustment ». In *INFOCOM 2000. Nineteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings. IEEE*. (2000), p. 404-413 vol.402.
21. Bahr, M., Wang, J., & Jia, X. 2006. *Routing in wireless mesh networks, book chapter in Wireless Mesh Networks: Architectures, Protocols, and Standards* Yan Zhang, Jijun Luo, Honglin Hu. Auerbach Publishers Inc.
22. Zhang, Q., & Zhang, Y.-Q. 2008. « Cross-Layer Design for QoS Support in Multihop Wireless Networks ». *Proceedings of the IEEE*, vol. 96, n° 1, p. 64-76.
23. Mitsuo, H., Thavisak, M., & Tetsuya, M. 2006. « A Novel Path Protection Scheme with FEC Path in Connection Oriented Networks ». In *Asia-Pacific Conference on Communications*. p. 1-5.

24. Hui-Kai, S., Cheng-Shong, W., & Yuan-Sun, C. 2007. « IP Local Node Protection ». In *Second International Conference on Systems and Networks Communications*. p. 58-58.
25. Yong, L., & Reddy, A. L. N. 2004. « A fast rerouting scheme for OSPF/IS-IS networks ». In *Proceedings of 13th International Conference on Computer Communications and Networks*. p. 47-52.
26. Qiong, L., & van der Schaar, M. 2004. « Providing adaptive QoS to layered video over wireless local area networks through real-time retry limit adaptation ». *Multimedia, IEEE Transactions on*, vol. 6, n° 2, p. 278-290.
27. Lin, X., Shroff, N. B., & Srikant, R. 2006. « A Tutorial on Cross-Layer Optimization in Wireless Networks ». *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, vol. 24, n° 8, p. 1452-1463.
28. Zhong, Z., & Nelakuditi, S. 2007. « On the Efficacy of Opportunistic Routing ». In *Sensor, Mesh and Ad Hoc Communications and Networks, 2007. SECON '07. 4th Annual IEEE Communications Society Conference on*. p. 441-450.
29. Chen, L., & Heinzelman, W. B. 2007. « A Survey of Routing Protocols that Support QoS in Mobile Ad Hoc Networks ». *Network, IEEE*, vol. 21, n° 6, p. 30-38.
30. Hu, Y.-C., & Perrig, A. 2004. « A survey of secure wireless ad hoc routing ». *Security & Privacy, IEEE*, vol. 02, n° 3, p. 28-39.
31. Kurose, J. F., & Ross, K. W. 2007. *Computer networking : a top-down approach*, 4th ed. Boston: Pearson/Addison Wesley, 852 p.
32. Davila, S., & Das, S. 2000. « Experimental evaluation of a wireless ad hoc network ». In *Proceedings of the 9th International Conference on Computer Communications and Networks (IC3N)*. (Las Vegas).
33. Kibria, M. R., & Abbas, J. 2007. « On designing issues of the next generation mobile network ». *Network, IEEE*, vol. 21, n° 1, p. 6-13.
34. « Inet, an open-source communication networks simulation package for the OMNeT++ simulation environment ». En ligne. <<http://inet.omnetpp.org/>>. Consulté en 2009.
35. « OMNeT++, a discrete event simulation environment ». En ligne. <<http://www.omnetpp.org/>>. Consulté en 2009.
36. IEEE. 2007. *IEEE Standard for Information Technology - Telecommunications and Information Exchange Between Systems - Local and Metropolitan Area Networks - Specific Requirements - Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications: IEEE Std 802.11-2007 (Revision of IEEE Std 802.11-1999)*.

37. Wi-Fi Alliance. 2007. « Wi-Fi Industry to Ship 300 Million Chipsets in 2007 ». <http://www.wi-fi.org/pressroom_overview.php?newsid=643>. Consulté en février 2009.
38. Wi-Fi Alliance. 2009. « Wi-Fi chipset sales grew 26 percent to 387 million in 2008 ». <http://www.wi-fi.org/pressroom_overview.php?newsid=770>. Consulté en février 2009.
39. IEEE. 2004. *IEEE Standard for Local and metropolitan area networks: Media Access Control (MAC) Bridges: IEEE Std 802.1D-2004 (Revision of IEEE Std 802.1D-1998)*.
40. Chen, Y., Kowalik, K., & Davis, M. 2009. « MeshScan: fast and efficient handoff in IEEE802.11 mesh networks ». In *Proceedings of the 7th ACM international symposium on Mobility management and wireless access*. (Tenerife, Canary Islands, Spain), p. 105-108. ACM.
41. Pack, S., Choi, J., Kwon, T., & Choi, Y. 2007. « FAST-HANDOFF SUPPORT IN IEEE 802.11 WIRELESS NETWORKS ». *Communications Surveys & Tutorials*, IEEE, vol. 9, n° 1, p. 2-12.
42. Jeong, M. R., Watanabe, F., & T. Kawahara. 2003. « Fast Active Scan for Measurement and Handoff ». In *DoCoMo USA Labs, Contribution to IEEE 802*.
43. Raju, L., Ganu, S., Anepu, B., Seskar, I., & Raychaudhuri, D. 2004. « BOOST: A BootStrapping Mechanism for Self-Organizing Hierarchical Wireless Ad Hoc Networks ». IEEE 2004 Sarnoff Symposium.
44. Haitao, W., Fan, Y., Tan, K., Jie, C., Qian, Z., & Zhensheng, Z. 2006. « Distributed Channel Assignment and Routing in Multiradio Multichannel Multihop Wireless Networks ». *Selected Areas in Communications*, IEEE Journal on, vol. 24, n° 11, p. 1972-1983.
45. Adya, A., Bahl, P., Padhye, J., Wolman, A. A. W. A., & Lidong Zhou, A. L. Z. 2004. « A multi-radio unification protocol for IEEE 802.11 wireless networks ». In *Broadband Networks, 2004. BroadNets 2004. Proceedings. First International Conference on*, sous la dir. de J. Padhye. p. 344-354.
46. Raniwala, A., Gopalan, K., & Chiueh, T.-c. 2004. « Centralized channel assignment and routing algorithms for multi-channel wireless mesh networks ». *SIGMOBILE Mob. Comput. Commun. Rev.*, vol. 8, n° 2, p. 50-65.
47. Marina, M. K., & Das, S. R. 2005. « A topology control approach for utilizing multiple channels in multi-radio wireless mesh networks ». In *Broadband Networks, 2005 2nd International Conference on*. Vol. 1, p. 381-390.
48. Alicherry, M., Bhatia, R., & Li, L. 2005. « Joint channel assignment and routing for throughput optimization in multi-radio wireless mesh networks ». In *Proceedings of*

the 11th annual international conference on Mobile computing and networking. (Cologne, Germany), p. 58-72. ACM.

49. Raniwala, A., & Tzi-cker, C. 2005. « Architecture and algorithms for an IEEE 802.11-based multi-channel wireless mesh network ». In *INFOCOM 2005. 24th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings IEEE*. p. 2223-2234.
50. Bong-Jun, K., Misra, V., Padhye, J., & Rubenstein, D. A. R. D. 2007. « Distributed Channel Assignment in Multi-Radio 802.11 Mesh Networks ». In *Wireless Communications and Networking Conference, 2007.WCNC 2007. IEEE*, sous la dir. de J. Padhye. p. 3978-3983.
51. Lin, C., Qian, Z., Minglu, L., & Weijia, J. 2007. « Joint Topology Control and Routing in IEEE 802.11-Based Multiradio Multichannel Mesh Networks ». *Vehicular Technology, IEEE Transactions on*, vol. 56, n° 5, p. 3123-3136.
52. Mirchandani, V., Prodan, A., & Debenham, J. 2007. « A method and study of topology control based self-organization in Mesh Networks ». In *Access Networks & Workshops, 2007. AccessNets '07. Second International Conference on.* (22-24 Aug. 2007), p. 1-8.
53. Zhang, H., & Tsang, D. H. K. 2007. « Traffic Oriented Topology Formation and Load-balancing Routing in Wireless Mesh Networks ». In *Computer Communications and Networks, 2007. ICCCN 2007. Proceedings of 16th International Conference on.* p. 1046-1052.
54. Jakubiak, J., & Koucheryavy, Y. 2007. « Precise Delay Analysis for IEEE 802.11 Legacy Ad-Hoc Networks ». In *Vehicular Technology Conference, 2007. VTC2007-Spring. IEEE 65th.* (22-25 April 2007), p. 2956-2960.
55. Mishra, A., Shin, M., & Arbaugh, W. 2003. « An empirical analysis of the IEEE 802.11 MAC layer handoff process ». *SIGCOMM Comput. Commun. Rev.*, vol. 33, n° 2, p. 93-102.
56. Pazzi, R. W., Zhang, Z., & Boukerche, A. 2009. « Performance evaluation of a fast MAC handoff scheme using dynamic adjustment of scanning parameters ». In *Proceedings of the 12th ACM international conference on Modeling, analysis and simulation of wireless and mobile systems.* (Tenerife, Canary Islands, Spain), p. 346-352. ACM.
57. Subramanian, A. P., Gupta, H., & Das, S. R. 2007. « Minimum Interference Channel Assignment in Multi-Radio Wireless Mesh Networks ». In *Sensor, Mesh and Ad Hoc Communications and Networks, 2007. SECON '07. 4th Annual IEEE Communications Society Conference on*, sous la dir. de S. R. Das. p. 481-490.

58. Pan, L., Scalabrino, N., Yuguang, F., Gregori, E., & Chlamtac, I. 2009. « How to Effectively Use Multiple Channels in Wireless Mesh Networks ». *Parallel and Distributed Systems, IEEE Transactions on*, vol. 20, n° 11, p. 1641-1652.
59. Shrestha, D. M., & Young-Bae, K. 2007. « Enhanced Topology Formation Protocol for IEEE 802.11 WLAN based Mesh Networks ». In *Communication Systems Software and Middleware, 2007. COMSWARE 2007. 2nd International Conference on*. p. 1-5.
60. Shreedhar, M., & Varghese, G. 1996. « Efficient fair queuing using deficit round-robin ». *Networking, IEEE/ACM Transactions on*, vol. 4, n° 3, p. 375-385.
61. Demers, A., Keshav, S., & Shenker, S. 1989. « Analysis and simulation of a fair queueing algorithm ». *SIGCOMM Comput. Commun. Rev.*, vol. 19, n° 4, p. 1-12.
62. Golestani, S. J. 1994. « A self-clocked fair queueing scheme for broadband applications ». In *INFOCOM '94. Networking for Global Communications., 13th Proceedings IEEE*. (12-16 Jun 1994), p. 636-646 vol.632.
63. Goyal, P., Vin, H. M., & Cheng, H. 1997. « Start-time fair queueing: a scheduling algorithm for integrated services packet switching networks ». *IEEE/ACM Trans. Netw.*, vol. 5, n° 5, p. 690-704.
64. Tassiulas, L., & Ephremides, A. 1992. « Stability properties of constrained queueing systems and scheduling policies for maximum throughput in multihop radio networks ». *Automatic Control, IEEE Transactions on*, vol. 37, n° 12, p. 1936-1948.
65. Radunovic, B., Gkantsidis, C., Gunawardena, D., & Key, P. 2008. « Horizon: Balancing TCP over Multiple Paths in Wireless Mesh Network ». In *Proceedings of the 14th ACM international conference on Mobile computing and networking*. (San Francisco, California, USA), p. 247-258. ACM.
66. Warriar, A., Janakiraman, S., Sangtae, H., & Rhee, I. 2009. « DiffQ: Practical Differential Backlog Congestion Control for Wireless Networks ». In *INFOCOM 2009, IEEE*. (19-25 April 2009), p. 262-270.
67. Bo, J., Changhee, J., & Shroff, N. B. 2011. « Scheduling with per-link queues and no per-flow information in multi-hop wireless networks ». In *Modeling and Optimization in Mobile, Ad Hoc and Wireless Networks (WiOpt), 2011 International Symposium on*. (9-13 May 2011), p. 25-32.
68. Jae-Yong, Y., Sengul, C., Merz, R., & JongWon, K. 2011. « Experimental Analysis of Backpressure Scheduling in IEEE 802.11 Wireless Mesh Networks ». In *Communications (ICC), 2011 IEEE International Conference on*. (5-9 June 2011), p. 1-5.

69. Ben Salem, N., & Hubaux, J.-P. 2005. « A Fair Scheduling for Wireless Mesh Networks ». In *The First IEEE Workshop on Wireless Mesh Networks (WiMesh)* (Santa Clara, CA, 2005).
70. Ernst, J. B., & Denko, M. K. 2011. « The design and evaluation of fair scheduling in wireless mesh networks ». *Journal of Computer and System Sciences*, vol. 77, n° 4, p. 652-664.
71. Tang, J., Xue, G., & Zhang, W. 2006. « Maximum Throughput and Fair Bandwidth Allocation in Multi-Channel Wireless Mesh Networks ». In *INFOCOM 2006. 25th IEEE International Conference on Computer Communications. Proceedings.* (April 2006), p. 1-10.
72. Jian, T., Hincapie, R., Guoliang, X., Weiyi, Z., & Bustamante, R. 2010. « Fair Bandwidth Allocation in Wireless Mesh Networks With Cognitive Radios ». *Vehicular Technology, IEEE Transactions on*, vol. 59, n° 3, p. 1487-1496.
73. Denko, M. K., & Ma, L. 2008. « Uplink Scheduling in Wireless Mesh Networks ». In *GLOBECOM Workshops, 2008 IEEE.* (Nov. 30 2008-Dec. 4 2008), p. 1-6.
74. Denko, M. K., & Obaidat, M. S. 2009. « Fairness and throughput optimization in wireless mesh networks ». In *Electronics, Circuits, and Systems, 2009. ICECS 2009. 16th IEEE International Conference on.* (13-16 Dec. 2009), p. 824-827.
75. Nandiraju, N. S., Nandiraju, D. S., Cavalcanti, D., & Agrawal, D. P. 2006. « A novel queue management mechanism for improving performance of multihop flows in IEEE 802.11s based mesh networks ». In *Performance, Computing, and Communications Conference, 2006. IPCCC 2006. 25th IEEE International.* (10-12 April 2006), p. 7 pp.-168.
76. Chilamkurti, N., & Prakasam, S. A. 2010. « Enhanced active Queue Management for Multi-hop Networks ». In *Wireless Internet Conference (WICON), 2010 The 5th Annual ICST.* (1-3 March 2010), p. 1-9.
77. Martignon, F., & Fratta, L. 2005. « Loss differentiation schemes for TCP over wireless networks ». In *Proceedings of the Third international conference on Quality of Service in Multiservice IP Networks* (Catania, Italy), p. 586-599. Springer-Verlag.
78. Delibasic, M. V., & Radusinovic, I. D. 2007. « LD-LogWestwood+ TCP for Wireless Networks ». In *Telecommunications in Modern Satellite, Cable and Broadcasting Services, 2007. TELSIKS 2007. 8th International Conference on.* (26-28 Sept. 2007), p. 389-392.
79. Prasanthi, S., & Sang-Hwa, C. 2010. « An Efficient Algorithm for the Performance of TCP over Multi-hop Wireless Mesh Networks ». In *Information Technology: New Generations (ITNG), 2010 Seventh International Conference on.* (12-14 April 2010), p. 816-821.

80. Yuedong, X., Yue, W., Lui, J. C. S., & Dah-Ming, C. 2007. « Balancing Throughput and Fairness for TCP Flows in Multihop Ad-Hoc Networks ». In *Modeling and Optimization in Mobile, Ad Hoc and Wireless Networks and Workshops, 2007. WiOpt 2007. 5th International Symposium on.* (16-20 April 2007), p. 1-10.
81. EIRakabawy, S. M., & Lindemann, C. 2011. « A practical adaptive pacing scheme for TCP in multihop wireless networks ». *IEEE/ACM Trans. Netw.*, vol. 19, n° 4, p. 975-988.
82. EIRakabawy, S. M., & Lindemann, C. 2009. « A Clean-Slate Architecture for Reliable Data Delivery in Wireless Mesh Networks ». In *Wireless Communications and Networking Conference, 2009. WCNC 2009. IEEE.* (5-8 April 2009), p. 1-6.
83. Plummer, D. C. 1982. *An Ethernet Address Resolution Protocol: RFC-826.*
84. Sung-Hee, L., & Young-Bae, K. 2006. « An Efficient Multi-hop ARP Scheme for Wireless LAN based Mesh Networks ». In *Operator-Assisted (Wireless Mesh) Community Networks, 2006 1st Workshop on.* (Sept. 2006), p. 1-6.

