

UNIVERSITÉ DE MONTRÉAL

IMPACT DE LA COUCHE PHYSIQUE SUR LA PERFORMANCE DES
APPLICATIONS IP DANS LES RÉSEAUX SANS FIL LOCAUX IEEE 802.11

ARMELLE GNASSOU
DÉPARTEMENT DE GÉNIE ÉLECTRIQUE
ÉCOLE POLYTECHNIQUE DE MONTRÉAL

MÉMOIRE PRÉSENTÉ EN VUE DE L'OBTENTION
DU DIPLÔME DE MAÎTRISE ÈS SCIENCES APPLIQUÉES
(SPÉCIALISATION TÉLÉCOMMUNICATIONS)

JUIN 2008



Library and
Archives Canada

Published Heritage
Branch

395 Wellington Street
Ottawa ON K1A 0N4
Canada

Bibliothèque et
Archives Canada

Direction du
Patrimoine de l'édition

395, rue Wellington
Ottawa ON K1A 0N4
Canada

Your file Votre référence
ISBN: 978-0-494-46052-8
Our file Notre référence
ISBN: 978-0-494-46052-8

NOTICE:

The author has granted a non-exclusive license allowing Library and Archives Canada to reproduce, publish, archive, preserve, conserve, communicate to the public by telecommunication or on the Internet, loan, distribute and sell theses worldwide, for commercial or non-commercial purposes, in microform, paper, electronic and/or any other formats.

The author retains copyright ownership and moral rights in this thesis. Neither the thesis nor substantial extracts from it may be printed or otherwise reproduced without the author's permission.

AVIS:

L'auteur a accordé une licence non exclusive permettant à la Bibliothèque et Archives Canada de reproduire, publier, archiver, sauvegarder, conserver, transmettre au public par télécommunication ou par l'Internet, prêter, distribuer et vendre des thèses partout dans le monde, à des fins commerciales ou autres, sur support microforme, papier, électronique et/ou autres formats.

L'auteur conserve la propriété du droit d'auteur et des droits moraux qui protège cette thèse. Ni la thèse ni des extraits substantiels de celle-ci ne doivent être imprimés ou autrement reproduits sans son autorisation.

In compliance with the Canadian Privacy Act some supporting forms may have been removed from this thesis.

Conformément à la loi canadienne sur la protection de la vie privée, quelques formulaires secondaires ont été enlevés de cette thèse.

While these forms may be included in the document page count, their removal does not represent any loss of content from the thesis.

Bien que ces formulaires aient inclus dans la pagination, il n'y aura aucun contenu manquant.


Canada

UNIVERSITÉ DE MONTRÉAL

ÉCOLE POLYTECHNIQUE DE MONTRÉAL

Ce mémoire intitulé:

IMPACT DE LA COUCHE PHYSIQUE SUR LA PERFORMANCE DES
APPLICATIONS IP DANS LES RÉSEAUX SANS FIL LOCAUX IEEE 802.11

présenté par: GNASSOU Armelle

en vue de l'obtention du diplôme de: Maîtrise ès sciences appliquées

a été dûment accepté par le jury d'examen constitué de:

M. NERGUIZIAN Chahé, Ph.D, président

M. FRIGON Jean-François, Ph.D., membre et directeur de recherche

Mme SANSÒ Brunilde, Ph.D., membre et codirecteur de recherche

M. GIRARD André, Ph.D, membre

Je dédie ce mémoire à ma famille.

REMERCIEMENTS

J'aimerais exprimer ma profonde gratitude et mes sincères remerciements à mon directeur et à ma co-directrice de recherche, M. Jean-François Frigon et Mme Brunilde Sansò, pour m'avoir prise comme étudiante à la maîtrise, pour la confiance accordée, pour les conseils prodigués, la disponibilité, et pour avoir encadré mon travail de recherche.

Je tiens également à remercier M. Chahé Nerguizian, et M. André Girard, d'avoir accepté de participer au jury de ce mémoire de maîtrise. Je remercie particulièrement M. Girard pour ses commentaires pertinents dans ce projet de recherche.

Mes remerciements seraient incomplets si j'oubliais d'exprimer ma sincère reconnaissance à ma famille, qui m'a été d'un réel soutien durant cette aventure. Je remercie également Pacome, qui m'a tout le temps encouragée et incitée à ne pas baisser les bras pendant les moments plus difficiles.

Finalement, je tiens à remercier mes collègues de travail et amis du GERAD pour la bonne ambiance, Ming, Zhan, Afshin, Masood, Saeed, Fadi, Fatima et tout particulièrement Cristina, pour ses précieux conseils, pour son amitié, et pour sa joie de vivre. Merci d'avoir rendu cet environnement de travail plus agréable.

Ce travail de recherche a été supporté par le projet CRD entre le CRSNG et les Laboratoires Universitaires de Bell.

RÉSUMÉ

Aujourd'hui, les réseaux sans fil locaux WLANs IEEE 802.11 sont de plus en plus populaires et deviennent l'une des principales solutions de connexion pour de nombreuses entreprises. En effet, de nos jours, le monde de l'entreprise se caractérise par un effectif nomade, et une mobilité accrue des employés. Les WLANs s'adaptent parfaitement à ce contexte. Cependant, la nature variable du canal sans fil pose plusieurs problèmes pour la transmission de données, contrairement aux réseaux câblés. La performance des réseaux sans fil se dégrade rapidement et les pertes sont élevées. Par conséquent, les trafics en temps réel comme la voix sur IP (VoIP) et la vidéo-conférence sont très affectés. La co-existence de telles applications dans les réseaux sans fil doit satisfaire à certains critères de performances afin de garantir une qualité de service. Il est donc essentiel d'évaluer les performances de la couche physique et d'en étudier les impacts dans les réseaux véhiculant du trafic en temps réel.

Ce mémoire a pour objectif d'évaluer l'impact des caractéristiques de la couche physique sur les performances des réseaux sans fil IEEE 802.11. Plus précisément, nous avons mis en avant l'influence de certains paramètres physiques, tels que le taux d'erreur, le rapport signal-à-bruit, et la fréquence de Doppler, sur les différents critères de QoS et sur la bande passante effective de chaque classe de trafic (VoIP, vidéo et données). Pour atteindre cet objectif, la méthode proposée consiste à modéliser le canal sans fil en se basant sur le procédé d'adaptation de la modulation et du codage et sur les chaînes de Markov discrètes à états finis. Ensuite, un modèle de simulation de réseau WLAN 802.11 a été mis en place à l'aide du simulateur de réseaux « Network Simulator (NS) ».

Par la suite, nous avons déterminé le nombre maximal de connexions que peut écouler le réseau, en respectant les limites de qualité de service pour chaque classe de trafic, et en fonction des paramètres physiques. Ceci nous a permis d'évaluer la bande passante effective pour chaque classe de trafic et pour diverses caractéristiques physiques, tel que le taux d'erreur acceptable. Nous avons mis en évidence une valeur approximative de ce taux d'erreur pour laquelle les performances du réseau sont optimales.

Finalement, cette bande passante effective est utilisée pour la mise en place d'un contrôle d'admission. Les régions d'admission obtenues par simulation sont établies en combinant

différentes classes de trafic et en tenant compte des paramètres physiques. Nous avons observé que ces régions peuvent être approximées par des régions linéaires, autorisant la possibilité de faire un contrôle d'accès au réseau simple tout en tenant compte des caractéristiques de la couche physique.

ABSTRACT

IEEE 802.11 Wireless LANs have experienced a spectacular growth due to the inherent advantages of wireless connectivity, such as mobility, the simplicity of setup and low cost. They are becoming popular in the home, enterprises and hot spots. There is a growing interest in using WLANs for data transmission of key applications such as multimedia services (VoIP and video). Consequently, users of these applications must receive the required QoS. However, the time-varying fading channel induces errors in packet transmission and high loss rate. Thus, it has a significant impact on supporting the QoS requirements for users. Therefore, it becomes important to estimate the effects of the physical layer on the wireless networks performance.

The aim of our research project is to evaluate the impact of the physical layer on the IEEE 802.11 wireless networks performance. More precisely, we study the effect of some physical parameters such as packet error rate, signal-to-noise ratio, and Doppler frequency, on QoS criteria and on the Effective Bandwidth (EB) for each traffic class (VoIP, video and data). To achieve this goal, a wireless channel model is proposed, based on adaptive modulation and coding schemes and a finite state Markov chain. Then a simulation model is implemented with NS (*Network Simulator*).

From these wireless channel and simulation models, the maximal number of connections that can be supported in the network, while guaranteeing the QoS for each traffic class is determined, depending on physical parameters. This analysis allow us to evaluate the Effective Bandwidth (EB) for each traffic class, and for various physical parameters, such as the acceptable error rate. We also derive an approximate value of error rate leading to optimal performances of the network.

Finally, the EB concept is used to set up a connection admission control (CAC). We show that the admission regions with a mix of traffic classes remain nearly linear even considering the effects of the physical layer, allowing the possibility to apply a simple CAC.

TABLE DES MATIÈRES

DÉDICACE	iv
REMERCIEMENTS	v
RÉSUMÉ	vi
ABSTRACT	viii
TABLE DES MATIÈRES	ix
LISTE DES FIGURES	xiv
LISTE DES TABLEAUX	xvii
LISTE DES ANNEXES	xviii
LISTE DES ACRONYMES	xix
LISTE DES NOTATIONS ET SYMBOLES	xxi
INTRODUCTION	1
CHAPITRE 1 LE STANDARD IEEE 802.11	8
1.1 Introduction	8
1.2 Modes opérationnels	9
1.2.1 Topologie	10
1.2.1.1 BSS indépendants	10
1.2.1.2 BSS avec infrastructure	10
1.2.1.3 Les ESS	10
1.2.2 Système de distribution	11
1.3 Couche MAC	11
1.3.1 Le protocole d'accès au médium	13
1.3.1.1 Description du mode DCF	13
1.3.1.2 Description du mode PCF	17

1.3.2	Format des trames	19
1.3.2.1	Format de la trame MAC	19
1.3.2.2	Format des trames de contrôle	20
1.4	Couche Physique (PHY)	21
1.4.1	Description de la couche PHY	21
1.4.2	Techniques de transmission de données	23
1.4.2.1	Techniques d'étalement de spectre	23
1.4.2.2	Technique OFDM	24
1.4.3	Norme physique 802.11g	25
1.4.3.1	Codage convolutionnel	26
1.4.3.2	Modulation	27
1.4.4	Paramètres de la couche PHY	28
1.5	Conclusion	28
CHAPITRE 2 MODÉLISATION DU CANAL SANS FIL		30
2.1	Introduction	30
2.2	Description du canal sans fil	31
2.2.1	Propagation radiomobile	31
2.2.1.1	Affaiblissement de parcours	31
2.2.1.2	Évanouissements	32
2.2.2	Propriétés du canal de Rayleigh	35
2.2.2.1	Statistiques du premier ordre	36
2.2.2.2	Statistiques du second ordre	37
2.3	Modélisation du canal sans fil	39
2.3.1	Modèle du canal à évanouissement de Rayleigh	40
2.3.1.1	Utilisation de chaînes de Markov	40
2.3.1.2	Description mathématique	41
2.3.1.3	Intervalle d'échantillonnage	44
2.3.2	Procédé d'adaptation de la modulation et du codage	45
2.3.2.1	Principe	45
2.3.2.2	Paramètres de transmission	46
2.3.2.3	Partitionnement du SNR	48

2.3.2.4	Taux d'erreur de paquet	51
2.4	Vérification des propriétés	55
2.4.1	Simulation d'une chaîne de Markov	55
2.4.2	Détermination des propriétés	58
2.4.2.1	Plate-forme de simulation	58
2.4.2.2	Vérification	60
2.5	Conclusion	63
CHAPITRE 3	IMPACT DES PARAMÈTRES PHYSIQUES	67
3.1	Notions préliminaires	67
3.1.1	Temps d'overhead	67
3.1.2	Notion de débit moyen	69
3.1.3	Temps de transmission d'un paquet	70
3.2	Analyse théorique des paramètres physiques	71
3.2.1	Influence du SNR moyen	71
3.2.2	Incidence du taux d'erreur	72
3.2.3	Effet de la fréquence de Doppler	78
3.3	Conclusion	79
CHAPITRE 4	PLATE-FORME DE SIMULATION	81
4.1	Introduction	81
4.2	Modèles de trafic	82
4.2.1	Classes de trafic	82
4.2.1.1	Trafic de données	82
4.2.1.2	Trafic de voix	83
4.2.1.3	Trafic vidéo	84
4.2.1.4	Récapitulatif	85
4.2.2	Critères de performance	86
4.2.2.1	Le délai	86
4.2.2.2	Le taux de perte	87
4.2.2.3	La gigue	87
4.3	Description du simulateur NS-2	89

4.3.1	Description générale du simulateur	89
4.3.2	Les couches physique et MAC dans NS-2	89
4.3.3	Modèle de mobilité	90
4.3.4	Les limitations du simulateur	92
4.4	Topologie du réseau utilisé	93
4.5	Implémentation du modèle de canal sans fil	94
4.5.1	Principe	95
4.5.2	Modifications apportées au simulateur	97
4.5.3	Fonctions et variables de NS	97
4.5.4	Mise à jour du taux de transmission de données	97
4.5.5	Ajout de la probabilité d'erreur de paquet	98
4.5.5.1	Implémentation du module	99
4.6	Analyse des résultats obtenus avec NS-2	101
4.6.1	Calcul des critères de performances	102
4.6.2	Intervalle de confiance	104
4.6.3	Procédure d'acceptation d'une configuration	105
4.7	Validation de l'implémentation du modèle dans NS-2	108
4.7.1	Validation de la modélisation du canal sans fil	108
4.7.2	Validation des scripts de simulation	111
4.8	Conclusion	112
CHAPITRE 5 ÉVALUATION DE LA BANDE PASSANTE EFFECTIVE		113
5.1	Notion de bande passante effective	113
5.2	Détermination de la bande passante effective	115
5.2.1	Nombre maximum de sessions de voix	117
5.2.2	Nombre maximal de sessions vidéo	122
5.3	Bande passante effective des trafics en temps réel	124
CHAPITRE 6 FORME DES RÉGIONS D'ADMISSION		127
6.1	Introduction	127
6.2	Détermination des régions d'admission	128
6.3	Présentation des résultats de simulation	128

6.3.1	Région d'admission pour la VoIP + CBR	129
6.3.1.1	Variation des paramètres physiques	129
6.3.1.2	Variation des paramètres de trafic	132
6.3.1.3	Comparaison avec le cas idéal	133
6.3.2	Régions d'admission pour la Vidéo + CBR	134
6.3.3	Régions d'admission pour la Vidéo + VoIP	136
6.4	Approximation linéaire des régions	139
6.5	Conclusion	142
CONCLUSION		144
RÉFÉRENCES		148
ANNEXES		155

LISTE DES FIGURES

FIG. 1.1	Pile IEEE 802.11	9
FIG. 1.2	Les différents types de BSS	9
FIG. 1.3	L'ESS et le système de distribution DS	11
FIG. 1.4	Exemple de noeuds cachés	12
FIG. 1.5	Stations exposées	13
FIG. 1.6	Le mécanisme de backoff	16
FIG. 1.7	Fonctionnement global du DCF	17
FIG. 1.8	Le mécanisme RTS/CTS	18
FIG. 1.9	Format d'une trame MAC	19
FIG. 1.10	Format de la trame RTS	20
FIG. 1.11	Format des trames CTS et ACK	21
FIG. 1.12	Débit de données pour la transmission d'un paquet	22
FIG. 1.13	Codeur convolutionnel, $g_0 = (133)_8, g_1 = (171)_8, K = 7$	27
FIG. 2.1	Modèle de propagation	32
FIG. 2.2	Fonction de densité de probabilité de Rayleigh	37
FIG. 2.3	Densité spectrale et fonction d'autocorrélation	38
FIG. 2.4	Partitionnement du SNR	41
FIG. 2.5	Méthode de discrétisation	44
FIG. 2.6	BER en fonction du SNR pour différents schémas de modulation	46
FIG. 2.7	Modèle de chaîne de Markov	50
FIG. 2.8	PER en fonction du SNR pour une taille de paquet de 1440 octets	54
FIG. 2.9	Chaîne de Markov discrète à trois états	56
FIG. 2.10	Cas particuliers d'états d'une chaîne de Markov discrète	57
FIG. 2.11	Distribution de probabilité stationnaire	60
FIG. 2.12	Taux de traversée de seuil en fonction du SNR en dB	62
FIG. 2.13	Illustration de l'adaptation du débit au cours du temps	64
FIG. 2.14	Récapitulatif de la modélisation	65
FIG. 2.15	Modèle de type boîte noire	66
FIG. 3.1	Cycle de transmission d'un paquet	67

FIG. 3.2	Débit moyen de données en fonction du SNR	72
FIG. 3.3	Temps de transmission en fonction du SNR	73
FIG. 3.4	Débit moyen de données en fonction du taux d'erreur	74
FIG. 3.5	Probabilité d'avoir une valeur de débit particulière	75
FIG. 3.6	Temps de transmission en fonction du taux d'erreur	76
FIG. 3.7	Recherche du taux d'erreur acceptable	77
FIG. 3.8	Illustration de la durée des évanouissements sous un seuil R	79
FIG. 4.1	Position d'un noeud par rapport à l'AP	91
FIG. 4.2	Schéma de la topologie utilisée	94
FIG. 4.3	Principe du modèle	96
FIG. 4.4	Interaction entre les classes	102
FIG. 4.5	Diagramme UML	103
FIG. 4.6	Distribution de probabilité stationnaire	110
FIG. 4.7	Taux de traversée de seuil en fonction du SNR en dB	111
FIG. 5.1	Région d'admission pour deux classes de trafic différentes	115
FIG. 5.2	Taux de perte en fonction du nombre de sessions de VoIP	118
FIG. 5.3	Délai en fonction du nombre de sessions de VoIP	118
FIG. 5.4	Gigue en fonction du nombre de sessions de VoIP	119
FIG. 5.5	Nombre maximal de sessions de VoIP en fonction du SNR	120
FIG. 5.6	Nombre maximal de sessions de VoIP en fonction du taux d'erreur	122
FIG. 5.7	Nombre maximal de sessions Vidéo en fonction du taux d'erreur	123
FIG. 6.1	Régions d'admission VoIP + CBR DN en fonction du SNR	130
FIG. 6.2	Régions d'admission VoIP + CBR DN en fonction du taux d'erreur	131
FIG. 6.3	Régions d'admission VoIP + CBR DN en fonction de la fréquence de Doppler	132
FIG. 6.4	Régions d'admission VoIP + CBR DN (100 octets) en fonction du taux d'erreur	133
FIG. 6.5	Régions d'admission VoIP + CBR, comparaison avec le cas idéal	135
FIG. 6.6	Régions d'admission Vidéo DN + CBR DN en fonction du SNR	136
FIG. 6.7	Régions d'admission Vidéo UP + CBR UP en fonction du taux d'erreur	137
FIG. 6.8	Régions d'admission Vidéo DN + CBR DN en fonction du taux d'erreur	137

FIG. 6.9	Régions d'admission Vidéo UP + CBR DN en fonction du taux d'erreur	138
FIG. 6.10	Régions d'admission Vidéo + VoIP en fonction du taux d'erreur . .	138
FIG. 6.11	Approximation linéaire Voix+CBR DN en fonction du SNR, PER = 10^{-3} , $f_d = 8$ Hz	140
FIG. 6.12	Approximation linéaire Voix+CBR DN en fonction du PER, SNR = 15 dB, $f_d = 8$ Hz	141
FIG. 6.13	Approximation linéaire Vidéo + CBR	143
FIG. III.1	Fonctionnement de NS	162
FIG. III.2	Composants d'un réseau dans NS	162
FIG. VI.1	Nombre de sessions de Vidéo DN supportées en fonction du SNR .	176
FIG. VI.2	Nombre de sessions de Vidéo UP supportées en fonction du SNR . .	177
FIG. VI.3	Régions d'admission Vidéo DN + CBR UP en fonction du SNR . .	177
FIG. VI.4	Régions d'admission Vidéo DN + CBR en fonction de la fréquence de Doppler	178
FIG. VI.5	Régions d'admission Vidéo UP + CBR en fonction du SNR	179
FIG. VI.6	Régions d'admission Vidéo UP + CBR en fonction de la fréquence de Doppler	180

LISTE DES TABLEAUX

TAB. 1.1	Caractéristiques des normes physiques	23
TAB. 1.2	Taux de transmission du standard IEEE 802.11g pur	25
TAB. 1.3	Spectres de codeurs convolutionnels ($g_0 = 133_8, g_1 = 171_8, K = 7$) . .	27
TAB. 1.4	Paramètres de la couche PHY	28
TAB. 2.1	Sélectivité en temps et en fréquence	35
TAB. 2.2	Taux de transmission du standard IEEE 802.11g pur	47
TAB. 2.3	Modes de transmission choisis pour l'AMC	49
TAB. 2.4	Paramètres utilisés pour les simulations sous Matlab	58
TAB. 2.5	Bornes des intervalles de SNR en dB	59
TAB. 2.6	Résultats obtenus pour la distribution de probabilité	61
TAB. 2.7	Résultats obtenus pour le taux de traversée de seuil	62
TAB. 3.1	Overhead par paquet envoyé en fonction du débit de données moyen	69
TAB. 4.1	Statistiques de la trace vidéo utilisée	85
TAB. 4.2	Limites pour les critères de performance	88
TAB. 4.3	SNR en fonction de la distance	92
TAB. 4.4	Valeurs des paramètres pour effectuer une décision	107
TAB. 4.5	Paramètres utilisés pour la simulation	108
TAB. 4.6	Résultats obtenus pour la distribution de probabilité avec NS-2 . .	109
TAB. 4.7	Résultats obtenus pour le taux de traversée de seuil avec NS-2 . . .	110
TAB. 4.8	Paramètres pour un canal idéal	112
TAB. 5.1	BPE du trafic de VoIP (taille de paquet : 80 octets) avec $f_d = 8\text{Hz}$.	125
TAB. 5.2	BPE du trafic Vidéo (taille moyenne des paquets : 1500 octets) avec $f_d = 8\text{Hz}$	125
TAB. I.1	Coefficients d'approximation de la probabilité d'erreur pour diffé- rents modes de transmission	155
TAB. IV.1	Champs d'un fichier de trace d'un réseau filaire	165
TAB. IV.2	Champs d'un fichier de trace d'un réseau sans WLAN	166

LISTE DES ANNEXES

ANNEXE I	COEFFICIENTS D'APPROXIMATION DE LA PROBABILITÉ D'ER- REUR	155
ANNEXE II	THÉORIE SUR LES CHAÎNES DE MARKOV DISCRÈTES . . .	156
II.1	Généralités	156
II.2	Quelques propriétés	157
II.3	Distribution stationnaire	158
II.4	Exemple	158
ANNEXE III	DESCRIPTION DU SIMULATEUR NS2	161
III.1	Généralités	161
III.2	Modèle de réseau dans NS	162
ANNEXE IV	ANALYSE DES FICHIERS DE TRACE DE SIMULATION . . .	164
IV.1	Format des fichiers de trace	164
IV.2	Exemple d'un fichier de trace	167
ANNEXE V	INSTRUCTIONS DE SCRIPTS NS	169
V.1	Instructions de création d'un modèle	169
V.2	Instructions relatives à l'implémentation du modèle de canal sans fil	174
ANNEXE VI	RÉGIONS D'ADMISSION	176

LISTE DES ACRONYMES

ACK	Acknowledgment
AMC	Adaptive Modulation and Coding
AP	Access Point
ARQ	Automatic Request
BER	Bit Error Rate
BPSK	Binary Phase Shift Keying
BSS	Basic Service Set
CBR	Constant Bit Rate
CFP	Contention Free Period
CSMA/CA	Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance
CSMA/CD	Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection
CRC	Cyclic Redundancy Code
CTS	Clear To Send
CW	Contention Window
DCF	Distributed Coordination Function
DIFS	Distributed Interframe Space
DS	Distribution Service
EIFS	Extended Interframe Space
ESS	Extended Service Set
FEC	Forwarding Error Coding
FSMC	Finite State Markov Chain
FHSS	Frequency Hopping Spread Spectrum
IBSS	Independent Basic Service Set
IFS	Interframe Space
IP	Internet Protocol
LAN	Local Area Network
MAC	Medium Access Control
NAV	Network Allocation Vector
OFDM	Orthogonal Frequency Division Multiplexing

PC	Point Coordinator
PCF	Point Coordination Function
PER	Packet Error Rate
PHY	Couche Physique
PIFS	PCF Interframe Space
PLCP	Physical Layer Convergence Protocol
PMD	Physical Medium Dependent
RTS	Request To Send
RX	Récepteur
QAM	Quadrature Amplitude Modulation
QoS	Qualité de Service
QPSK	Quadrature Phase Shift Keying
SIFS	Short Interframe Space
SNR	Signal to Noise Ratio
STA	Station
TCP	Transmission Control Protocol
TX	Transmetteur
UDP	User Datagram Protocol
VoIP	Voice Over IP
WLAN	Wireless Lan Area Network
WM	Wireless Medium

LISTE DES NOTATIONS ET SYMBOLES

C	Capacité du canal
E_d	Champ reçu dû aux chemins directs
E_r	Champ reçu dû aux chemins réfléchis
E_f	Champ reçu dû aux chemins de diffusion
f_c	Fréquence porteuse du signal
f_d	Fréquence de Doppler maximale
F_D	Effet Doppler
G_r	Gain de l'antenne réceptrice
G_t	Gain de l'antenne émettrice
$\{k\}$	Ensemble des états possibles
K	Nombre de modes de transmission
n_i^*	Nombre maximal de connexions admises d'une classe de trafic i
N_0	Puissance du bruit
N_r	Taux de traversée de seuil
P_b	Probabilité d'erreur de bit
P_{col}	Probabilité de collisions
$P(E)$	Taux d'erreur de paquet
$P(E)_k$	Taux d'erreur de paquet pour le mode k
$P(\bar{E})_k$	Taux d'erreur de paquet moyen dans un intervalle de SNR
P_r	Puissance du signal reçu
P_t	Puissance du signal transmis
P_k	Probabilité stationnaire d'avoir l'état k
$P_{k,l}$	Probabilité de transition entre de l'état k vers l'état l
P	Matrice de probabilités de transition entre états
R_{don}	Taux de transmission de paquets de données
R_{cont}	Taux de transmission de paquets de contrôle
R_i	Taux de transmission de paquets de données dans l'état i
$\bar{R}$	Taux de transmission moyen sur le canal
t_{ACK}	Temps de transmission d'une trame ACK

t_{BCK}	Temps introduit par le processus de backoff
$t_{overhead}$	Temps supplémentaire dans une transmission
t_{PHY}	Temps de transmission de l'en-tête de la couche physique
t_{slot}	Temps d'un slot
t_{succ}	Temps d'une transmission réussie d'un paquet
t_R^n	Temps d'une transmission d'un paquet après n retransmissions
t_{tx}	Temps de transmission total d'un paquet
$t_{UDP/IP/MAC}$	Temps de transmission des en-têtes de protocoles
T_c	Temps de cohérence
T_e	Période d'échantillonnage
T_{int}	Nombre d'itérations de la chaîne de Markov
v	Vitesse de déplacement des mobiles
W_i	BPE d'une classe de trafic i
γ	SNR instantané
$\bar{\gamma}$	SNR moyen
$\{\gamma_k\}$	Bornes des intervalles de SNR

INTRODUCTION

Internet est sans conteste la plate-forme de communication la plus utilisée à travers le monde. De plus en plus de personnes l'utilisent à des fins professionnelles et personnelles. Internet se base jusqu'à maintenant essentiellement sur des réseaux filaires. Ces derniers ont démontré une grande robustesse et présentent de nombreux avantages comme des vitesses de transmission élevées et de très faibles taux d'erreur.

Cependant, de nouvelles technologies sans fil ont été développées afin de répondre à une demande grandissante de mobilité et pour s'adapter à un monde en constant dynamisme. Plus que jamais, les réseaux sans fil locaux WLAN sont mis à profit pour la transmission de données en complément des services filaires déjà existants. Le premier standard sans fil pour les réseaux locaux (802.11) a été développé par la IEEE et publié en 1997. Il prévoyait de faibles vitesses de transmission de données atteignant jusqu'à 2 Mbps. Des modifications ont été apportées depuis lors pour augmenter le débit du canal jusqu'à 54 Mbps (802.11a/g).

Bien que la popularité des réseaux sans fil locaux soit indéniable, les communications sans fil restent difficiles pour la transmission de données, et entraînent des problèmes sans précédent par rapport au monde câblé. Contrairement aux canaux filaires, les canaux sans fil sont bruyants et les conditions de canal peuvent varier rapidement en raison des interférences ou de la mobilité. Par conséquent, les pertes de paquets sont plus fréquentes dans les réseaux sans fil que dans les réseaux filaires. La nature même de ces pertes est aussi différente. En effet, dans un réseau câblé, les pertes sont plutôt causées par des congestions contrairement aux réseaux sans fil où les pertes sont majoritairement dues à des problèmes de transmission du signal. Aussi s'ajoutent des problèmes reliés au partage du médium sans fil au niveau de la couche de contrôle d'accès au média.

Toutefois, ces problèmes inhérents aux transmissions sans fil n'empêchent pas la convergence de différents services IP (voix, vidéo et données) sur un seul et même réseau WLAN. La convergence de services, anciennement séparés et distincts, permet une réduction des coûts car les entreprises ne doivent plus gérer qu'un seul réseau, et permet aussi de combler

les besoins des clients de disposer de plusieurs services. Cependant, l'intégration d'applications en temps réel dans les réseaux sans fil « *de meilleur effort* » entraîne quelques complications. En effet, les réseaux véhiculant ces trafics en temps réel doivent répondre à plusieurs exigences de qualité de service, ce qui peut devenir ardu à mettre en oeuvre.

Problématique de la qualité de service

L'avènement dans les réseaux 802.11 WLAN, de nouvelles applications multi-média, telles que la voix sur IP, la vidéo, la télé-médecine, soulève un problème de taille : la garantie de la qualité de service (QoS). Garantir les besoins de QoS est un défi considérable pour les réseaux WLAN de meilleur effort, en raison du design de la couche MAC et du canal variant dans le temps.

Le standard 802.11 recommande l'utilisation du mécanisme d'accès au médium PCF, pour les services ayant des contraintes de QoS. Ce mécanisme permet une diminution des collisions et des pertes, mais ne permet aucune priorité entre les classes de trafic, au niveau de la largeur de bande. De plus, les pertes occasionnées par l'autorisation de chaque transmission rendent le PCF impopulaire par rapport au mécanisme DCF. Le mode DCF est conçu comme un mécanisme de meilleur effort dans lequel les applications de voix et de vidéo sont en compétition directe avec les trafics de données pour l'accès au canal.

De nombreux travaux ont évalué l'habilité du mode DCF à supporter des trafics de voix/vidéo en déterminant le nombre maximal de connexions admises par le réseau. Contrairement aux études réalisées sur la VoIP, très peu de travaux concernant la capacité des réseaux pour le trafic vidéo ont été réalisés. Les auteurs de [21] évaluent analytiquement et expérimentalement le nombre de sessions de VoIP supportées par les réseaux sans fil 802.11a et 802.11b, en fonction du type de CODEC et de l'espacement de temps entre les paquets. Pour un CODEC G.711, et un intervalle de temps entre paquet de 10 ms, seulement 6 connexions bidirectionnelles de voix peuvent être supportées par un réseau 802.11b, alors qu'un réseau 802.11a peut en supporter 5 fois plus. Eiger et al. [15] mesurent les effets de l'intervalle de temps entre paquets sur le nombre maximum de sessions, tandis que les auteurs de [16] corroborent les résultats établis dans [21] à partir d'analyses expérimen-

tales sur le délai et les pertes dans le système. Les auteurs de ces travaux prouvent que la faible capacité des réseaux est causée par la transmission des en-têtes de protocoles et du mécanisme DCF. Finalement, on perd beaucoup de bande passante pour une simple transmission de paquets. Medepalli et al. [45] donnent une étude théorique et expérimentale du nombre d'appels de VoIP supportés, en modélisant le trafic de voix par une source ON-OFF, au lieu d'une source CBR, dans les réseaux 802.11b, 802.11a et 802.11g. Les conclusions tirées sont les mêmes que précédemment, à savoir l'impact du CODEC et de l'intervalle de temps entre paquet sur la capacité des réseaux qui se retrouve doublée. La capacité des réseaux WLAN à supporter des connexions vidéo a été évaluée dans [58]. Cette étude a été réalisée dans les réseaux 802.11g. Les auteurs mettent en évidence l'influence de la présence de trafic de données web et ftp.

Cependant, tous ces travaux ne prennent pas en compte l'effet de la couche physique et font l'hypothèse d'un canal idéal ne générant aucune erreur. Très peu d'ouvrages traitent de la capacité des réseaux WLAN 802.11 en tenant compte des caractéristiques de la couche physique. Famolari et al. [44] évaluent le nombre maximal de connexions de VoIP dans les réseaux 802.11a et 802.11b en présence d'un modèle de canal plus réaliste. Une étude théorique sur l'impact des erreurs du canal sur la capacité des réseaux y est présentée. Les auteurs montrent que le taux d'erreur ne devrait pas dépasser 5 % afin d'éviter une dégradation considérable des performances du système. De plus, ils ont aussi mis en évidence l'effet du rapport signal-à-bruit (SNR) sur le nombre d'appels de voix supportés. Plus le SNR est élevé, meilleure est la capacité du réseau. En outre, Les auteurs de [29] estiment l'impact des conditions du canal sur le nombre maximal de sessions de voix en utilisant une métrique subjective de QoS : le *Mean Opinion Score (MOS)*. L'étude menée dans [56] évalue les conséquences des évanouissements du canal sur la qualité d'une communication de voix en terme de MOS. Sgardoni et al. [57] présentent une étude expérimentale de l'influence du canal à évanouissement sur le délai et les pertes lors d'une transmission vidéo dans des réseaux 802.11a/g. Ils prouvent que l'effet Doppler a un impact non négligeable sur les performances du mécanisme d'ARQ de la couche MAC. En résumé, ces travaux montrent l'importance de la prise en compte des effets du canal sans fil sur les performances des réseaux WLAN 802.11.

Pour satisfaire aux besoins de QoS des usagers, il est possible de faire de la différenciation de services et du contrôle d'admission de connexions. Plusieurs techniques ont été proposées pour améliorer les performances des réseaux sans fil 802.11 en présence d'applications temps réel. Notamment, la norme 802.11e [1] a été mise en place pour améliorer la QoS au niveau de la couche MAC en se basant sur un mécanisme de différenciation de service. Des priorités d'accès sont affectées à chaque classe de trafic. La norme 802.11e spécifie une nouvelle méthode d'accès, appelé *Hybrid Coordination Function (HCF)*. Deux mécanismes d'accès sont proposés par le HCF : le mécanisme *Enhanced Distributed Channel Access (EDCA)* et le mécanisme *HCF Controlled Channel Access (HCCA)*. Le lecteur peut se référer à [8, 10, 60] pour plus d'informations.

Toutefois, la différenciation de services apportée par la norme 802.11e ne permet pas de garantir la QoS des connexions actives lorsque le système devient très chargé (soit lorsqu'on dépasse le nombre maximal de connexions supportées). Par conséquent, un contrôle d'admission de connexions (CAC) doit être mis en place pour accepter une nouvelle connexion et lui offrir la QoS requise, tout en garantissant la QoS des connexions déjà actives. Plusieurs propositions de mécanismes de CAC pour les réseaux 802.11 ont été suggérées. Un des premiers travaux réalisés a été mené par Garg et al. [20]. Les auteurs utilisent une unité de mesure appelée CUE (*channel utilization estimate*) pour estimer l'utilisation des ressources par un flot. Cette unité de mesure représente la fraction de temps nécessaire pour transmettre un flot par unité de temps. Elle est le produit du nombre de paquets par seconde qu'une source veut transmettre et du temps moyen de transmission d'un paquet. La période de temps pendant laquelle le canal est occupé, est la somme des CUE des différents flots présents dans le réseau. À partir de cette somme, il est possible de connaître les ressources disponibles dans le réseau, et donc de mettre en place un mécanisme de contrôle d'accès. Une autre approche de réalisation de CAC a été faite dans [49]. Elle se base sur la notion de *bande passante effective ou équivalente (BPE)* d'une connexion. Elle permet de déterminer une mesure des ressources utilisées pour chaque classe de trafic en fonction de leurs besoins en terme des critères de QoS. Cette approche et le concept de BPE ont été étudiés dans les réseaux ATM [7, 11, 28], dans les réseaux IP [3, 6], et aussi dans les réseaux sans fil cellulaires CDMA [17].

Objectif du mémoire

Le principal objectif de ce mémoire est d'évaluer l'impact de la couche physique sur la performance d'applications IP dans les réseaux sans fil locaux 802.11. Il s'agit dans ce projet d'étudier l'interaction entre la couche physique et les couches supérieures, et d'en estimer les effets perçus sur les performances d'applications multimédia en terme de critères de QoS. Cette analyse sera réalisée pour différentes classes de trafics. Pour estimer ces performances, la capacité maximale des réseaux WLAN en terme du nombre maximal de connexions admises pour chaque classe de trafic sera mise en avant. En outre, nous porterons notre attention sur le mécanisme de contrôle d'admission de connexions basé sur la BPE. Ce contrôle d'accès est une approche particulièrement importante à prendre en compte, puisqu'il permet d'assurer la QoS pour des usagers déjà présents dans un réseau, tout en déterminant si une nouvelle connexion pourrait recevoir la QoS demandée. Il a été proposé à l'origine pour les réseaux ATM [11]. Il a été par la suite utilisé dans les réseaux IP câblés [6], et dans les réseaux WLAN IEEE 802.11b/g [49]. Ce projet fait suite à ces travaux et tentera de déterminer la possibilité de mettre en place un contrôle d'accès tout en considérant les effets de la couche physique. L'étude sera réalisée pour des réseaux sans fil locaux IEEE 802.11g qui sont présentement déployés.

Méthodologie utilisée

La méthodologie proposée consiste d'une part à mettre en place un modèle de *cross-layer design* pour analyser les effets de l'interaction entre les caractéristiques de la couche physique et de la couche liaison de données sur les performances de QoS. Pour ce faire, un procédé d'adaptation de la modulation et du codage est utilisé dans la couche physique, pour pallier les effets des évanouissements du médium sans fil. Aussi, nous choisissons de modéliser ce dernier par une chaîne de Markov discrète à états finis. Ceci permettra d'établir un algorithme d'adaptation du débit de données au niveau de la couche MAC sur base d'informations en provenance de la couche physique.

D'autre part, la mesure des performances des réseaux sans fil 802.11 est basée sur une méthode empirique basée sur la simulation. Nous utilisons pour cela le simulateur de ré-

seaux NS-2 afin de mettre en place un modèle de simulation de réseaux sans fil 802.11. Dans cette perspective, nous déterminons par simulation le nombre de connexions maximal que le réseau peut supporter pour différents types de trafics (voix, vidéo, données) sous les contraintes de critères de QoS (délai, gigue, taux de perte). Ensuite, nous évaluons la bande passante allouée à une session lors de sa connexion au réseau, qui est appelée bande passante effective et notée BPE. Cette valeur de BPE sera utilisée comme critère d'admission dans un mécanisme de contrôle d'admission de connexions. Par simulation, nous mettons en avant l'influence de la couche physique sur ces éléments et sur la faisabilité de mettre en place un mécanisme de contrôle d'accès.

Principales contributions

Les principales contributions de ce mémoire sont les suivantes :

- En premier lieu, nous avons fait une revue de littérature du standard 802.11
- Ensuite, nous avons cherché un modèle de canal sans fil se basant sur des chaînes de Markov et qui cadre avec nos objectifs
- Puis, nous avons implémenté ce modèle dans le simulateur de réseaux NS-2 qui ne comporte qu'un modèle très simple et peu réaliste du canal sans fil. Cette implémentation constitue une contribution majeure car elle n'a jamais été réalisée auparavant dans l'outil de simulation NS-2. Ce modèle a permis de mettre en lumière l'interaction entre la couche physique et la couche MAC.
- Finalement, nous avons mis en place un modèle de simulation de réseau 802.11, pour évaluer l'influence de la couche physique sur le nombre de sessions supportées et sur la forme des régions d'admissibilité.

Organisation du mémoire

Ce mémoire de maîtrise s'articule autour de cinq axes, répartis comme suit.

Le chapitre 1 fait une brève revue du standard IEEE 802.11 régissant les réseaux sans fil locaux utilisés dans ce projet. L'objectif de ce chapitre est de mettre en lumière le fonctionnement général des réseaux WLANs 802.11. Sont exposées une description de la couche

contrôle d'accès au médium (MAC) et quelques caractéristiques de la couche physique. Ce chapitre permettra aussi de mettre en place un modèle de simulation des réseaux 802.11. Le chapitre 2 traite du procédé d'adaptation de la modulation et du codage au niveau de la couche physique et de la représentation du médium sans fil par une chaîne de Markov discrète à états finis. Ceci permet d'établir un modèle de *cross-layer design*. Grâce à celui-ci, nous pourrions identifier certains paramètres physiques ayant une influence notable sur les performances des réseaux.

Une analyse théorique de ces paramètres physiques est réalisée dans le chapitre 3. Ce chapitre fait mention de l'étude de l'impact de ces paramètres sur le temps de transmission des paquets dans le réseau. Cette étude est nécessaire pour comprendre les résultats obtenus par simulation.

Le chapitre 4 décrit la plate-forme de simulation employée. Il présente les différentes classes de trafic (voix, vidéo, et données) prises en considération, ainsi que les limites de critères de QoS pour chaque trafic. Une description succincte du simulateur de réseaux NS-2 est aussi donnée, de même que les modifications apportées pour déployer le modèle de *cross-layer design*. Ce chapitre expose aussi des validations du modèle de simulation pour s'assurer de la fiabilité des résultats. En outre, il fait aussi état de la méthodologie pour déterminer la capacité des réseaux en terme de nombre maximal de sessions admises sous la contrainte de satisfaction de la QoS, et pour établir les régions d'admission pour les classes de trafic. Par la suite, les chapitres 5 et 6, présentent les résultats des simulations. Ils proposent une analyse de la *bande passante effective* et de la possibilité de mettre en place un mécanisme de contrôle d'admission. Nous y mettons en relief les effets de la couche physique sur le comportement des courbes de régions d'admission.

CHAPITRE 1

LE STANDARD IEEE 802.11

Les réseaux sans fil locaux ciblés dans nos travaux sont régis par le standard IEEE 802.11. Ce standard a été développé par la IEEE qui est une organisation de professionnels dont le but est de promouvoir la connaissance dans le domaine de l'ingénierie. Elle contribue aussi à l'établissement de normes.

Dans ce chapitre, nous donnons une brève revue de ce standard et mettons en valeur les notions et paramètres importants pour notre étude. Le lecteur peut se référer à [30] pour des informations plus détaillées. Les Sections 1.1 et 1.2 présentent quelques généralités et les modes opérationnels des réseaux sans fil locaux. Le fonctionnement des couches MAC et physique est examiné dans les Sections 1.3 et 1.4.

1.1 Introduction

Le standard IEEE 802.11 [30] est un standard international détaillant les caractéristiques des réseaux sans fil locaux WLANs (en anglais *Wireless Local Area Networks*). Cette norme s'attache à définir les couches basses du modèle OSI pour une liaison sans fil, c'est-à-dire la couche physique et la couche MAC (voir Figure 1.1). Différentes techniques de transmission de données à travers le canal sans fil sont proposées au niveau de la couche physique. La couche MAC (en anglais *Medium Access Control*) quant à elle, est chargée du contrôle d'accès au médium ; deux méthodes d'accès, distribuée et centralisée, y sont spécifiées.

La norme originale publiée en 1997, prévoyait des débits initiaux de 1 ou 2 Mbps, mais plusieurs révisions ont été apportées depuis lors. Le taux de transmission a d'abord été augmenté à 11 Mbps (norme 802.11b) et ensuite à 54 Mbps (normes 802.11a et 802.11g). Des modifications ont aussi été faites au niveau de la sécurité (norme 802.11i), de la qualité de service (norme 802.11e). D'autres améliorations ont été récemment proposées au niveau de la couche physique et de la couche MAC pour atteindre des débits supérieurs à 100 Mbps (norme 802.11n).

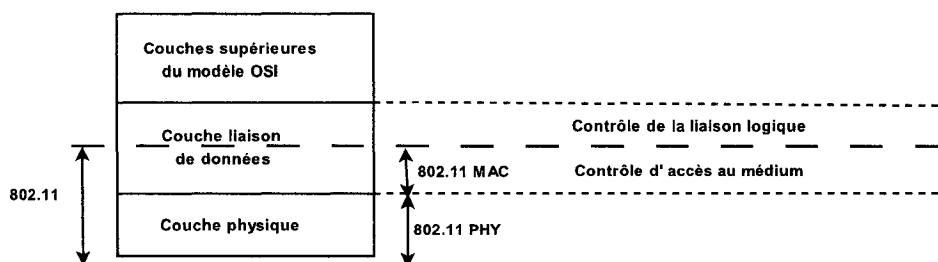


FIG. 1.1 Pile IEEE 802.11

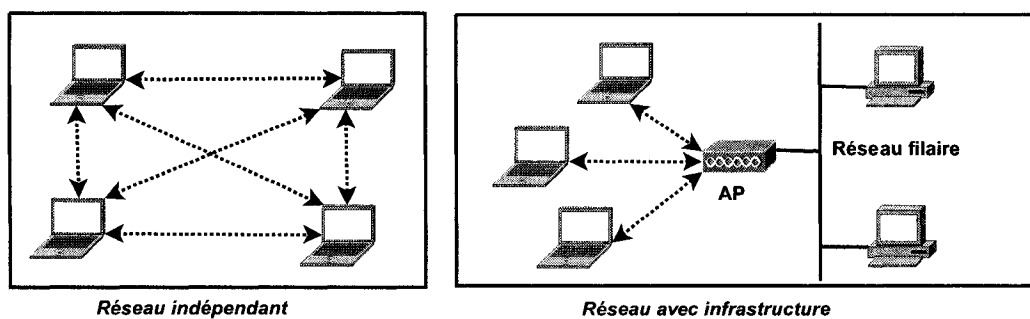


FIG. 1.2 Les différents types de BSS

Le standard supporte aussi bien les réseaux ad hoc que les réseaux en infrastructure ; ces notions sont définies dans la section suivante.

1.2 Modes opérationnels

L'architecture 802.11 est composée de plusieurs éléments et services qui interagissent ensemble. Le composant le plus élémentaire d'un réseau sans fil est une station. C'est un dispositif contenant une implémentation du protocole 802.11 et une connexion au canal sans fil. Une station peut être un ordinateur portable, un point d'accès ou tout autre équipement sans fil. Les stations sont regroupées ensemble en BSS (Basic Service Set). Un BSS représente le constituant le plus simple d'un réseau 802.11. Au sein d'un BSS, les stations communiquent entre elles. Deux configurations de BSS sont possibles : les réseaux indépendants et les réseaux avec infrastructure (voir Figure 1.2).

1.2.1 Topologie

1.2.1.1 BSS indépendants

Les BSS indépendants aussi appelés IBSS (*Independent BSS*) ou réseaux Ad Hoc sont constitués de stations communiquant directement entre elles. Il n'y a pas de point d'accès, et chaque station joue le rôle de routeur. Un tel réseau est composé d'un nombre restreint de stations, et est souvent utilisé pour les réseaux de terrain (militaires) ou dans une salle de réunion.

1.2.1.2 BSS avec infrastructure

Dans les BSS avec infrastructure, les stations doivent utiliser un point d'accès noté AP (*Access Point* en anglais) ou station de base pour communiquer entre elles. Un AP sert aussi d'interface ou de pont entre les réseaux filaires et les réseaux sans fil. Dans cette topologie, le point d'accès devient le goulot d'étranglement. Les stations doivent être associées à un seul AP pour bénéficier des services du réseau. La communication établie entre les stations et l'AP doit être évaluée sous deux aspects : en liaison ascendante de la station vers l'AP et en liaison descendante de l'AP vers la station. Dans le cadre de ce projet, nous allons nous concentrer sur cette topologie avec infrastructure.

1.2.1.3 Les ESS

L'union de plusieurs BSS forment un ESS (*Extended Service Set*). La communication entre les stations des différents BSS se fait par l'intermédiaire d'un système de distribution. Les stations à l'intérieur d'un ESS peuvent changer de BSS de façon transparente à la couche liaison de données, car cette dernière ne fait aucune différence entre les stations d'un ESS et d'un BSS.

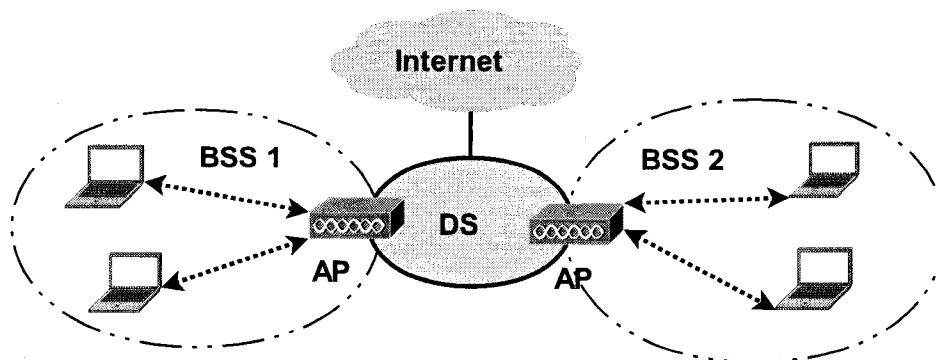


FIG. 1.3 L'ESS et le système de distribution DS

1.2.2 Système de distribution

Un système de distribution, ou DS permet d'établir des connexions entre plusieurs BSS d'un ESS (Figure 1.3). Le DS est le moyen par lequel un point d'accès peut communiquer avec d'autres points d'accès pour échanger des trames de stations se trouvant dans différents BSS, ou avec un réseau filaire. Il est défini par rapport aux services offerts aux stations sans fil. Le système de distribution représente le réseau dorsal des réseaux sans fil ; il est responsable de la localisation physique des stations et de la bonne livraison des trames.

1.3 Couche MAC

Du fait de la nature du canal, les réseaux sans fil doivent faire face à certains problèmes de transmission de données n'existant pas dans les réseaux filaires. Premièrement, si une station transmet des données dans un réseau sans fil, cette transmission sera entendue par toutes les stations qui sont à portée de communication. De plus, plusieurs stations peuvent transmettre simultanément, ce qui engendrera des collisions et aucune station ne pourra recevoir de paquets. La solution retenue pour éviter ces problèmes est la détection de porteuse (en anglais *Carrier Sense*). Le transmetteur ne doit pas détecter la présence de signaux provenant d'autres stations avant de lancer sa propre transmission de données. Cependant, cette détection dépend des positions des stations dans le réseaux. Deux pro-

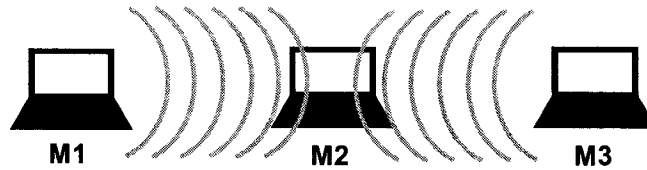


FIG. 1.4 Exemple de noeuds cachés

blèmes peuvent ainsi se produire : le problème des noeuds cachés et le problème des noeuds exposés.

Problème des noeuds cachés - Ce cas, illustré à la Figure 1.4, se produit lorsque deux noeuds M1 et M3 n'ayant pas connaissance l'un de l'autre, émettent vers un même troisième noeud M2. En effet, comme les noeuds M1 et M3 ne sont pas à portée radio l'un de l'autre, ils ne peuvent pas se détecter. Lorsqu'ils souhaitent communiquer avec le noeud M2, ils commencent par écouter le canal. Étant hors de portée l'un de l'autre, ils ne détectent pas d'activité et peuvent donc émettre au même moment à destination de M2. Cela se traduit la plupart du temps par de très fortes interférences au niveau de M2, donc en pertes ou corruptions de paquets. Ces interférences ne sont pas détectées par les deux noeuds émetteurs. Pour résoudre ce problème, un mécanisme d'accès au médium utilisant des trames de contrôle RTS/CTS peut être utilisé pour la réservation du médium. Toutefois, cette méthode n'est pas toujours mise en oeuvre car elle engendre une importante augmentation des délais fixes dans la transmission des données.

Problème des noeuds exposés - Ce problème présenté à la Figure 1.5, se produit dans le cas où une station M1 transmet des données à une station M2. Si une station M3 écoute le canal radio, elle peut entendre une communication en cours. Elle conclut qu'elle ne peut pas transmettre des paquets à une station M4. Cependant si M3 transmettait, cela créerait des collisions seulement dans la région entre M2 et M3 et non dans les régions où M1 et M2 se situent. Ce cas de figure va se traduire par une introduction inutile de délais d'attente et ne peut être résolu facilement.

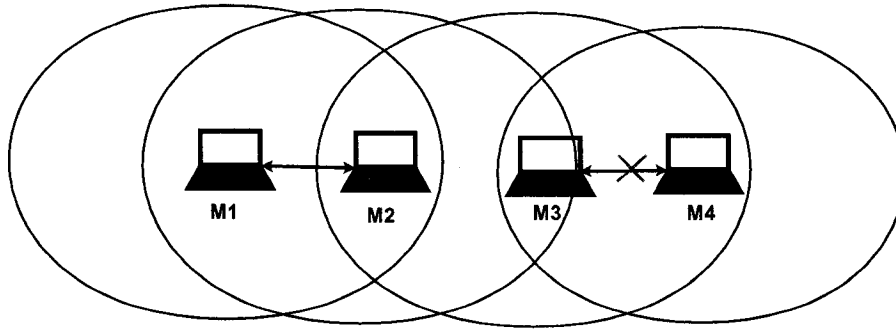


FIG. 1.5 Stations exposées

1.3.1 Le protocole d'accès au médium

Le standard 802.11 propose deux modes de fonctionnement pour la coordination d'accès au médium au niveau de la couche MAC. La première méthode appelée *Distributed Coordination Function (DCF)* est un mode utilisable par tous les noeuds mobiles garantissant un accès équitable au canal sans avoir recours à une centralisation. Dans ce mode, les noeuds sont au même pied d'égalité et en compétition pour accéder au médium. La deuxième fonction nommée *Point Coordination Function (PCF)* est un mode centralisé où la station de base est chargée de distribuer l'accès au canal entre les noeuds. À noter que la PCF a besoin du DCF pour fonctionner et pour gérer les accès initiaux au réseau. Cependant, la plupart des équipements disponibles sur le marché ne déploient pas le mode PCF en raison de sa lourdeur.

1.3.1.1 Description du mode DCF

Dans les réseaux filaires, les émetteurs sont full-duplex et peuvent donc observer le canal tout en émettant des données. Ces dispositifs sont donc capables de détecter des collisions. Cette technique de détection de collision connue sous le nom de *Carrier Sense Multiple Access/Collision Detection (CSMA/CD)* est utilisée dans les réseaux Ethernet, et permet des retransmissions après un temps d'attente aléatoire.

Dans les réseaux sans fil, les terminaux ne sont pas capables d'émettre et de recevoir des signaux simultanément. Ils ne peuvent donc pas détecter les collisions. La solution retenue pour éviter les collisions est basée sur un système *CSMA* comme pour Ethernet, mais le

principe n'étant plus de détecter les collisions lorsqu'elles se produisent mais de les éviter au maximum en utilisant des temps d'attente aléatoires entre les transmissions. Cette technique se nomme *Carrier Sense Multiple Access/Collision Avoidance (CSMA/CA)*. Les stations doivent attendre la réception d'un accusé de réception pour chaque trame émise pour déterminer l'apparition de collisions. Lorsque les trames ne sont pas acquittées, les stations estiment qu'une collision s'est produite et utiliseront le mécanisme *CSMA/CA* lors de la retransmission pour éviter les collisions.

La fonction DCF s'appuie sur le mécanisme d'accès aléatoire *CSMA/CA* pour partager l'accès au médium entre plusieurs stations, afin de réduire les collisions. Pour gérer l'accès au support, un algorithme de backoff et un mécanisme d'espacement entre trames sont utilisés.

Le temps inter-trame

Dans le mode DCF, un certain nombre d'intervalles de temps sont utilisés pour coordonner l'accès au médium. Ces intervalles sont appelés *espaces inter-trames* (ou en anglais *Inter-Frame Space (IFS)*). IFS est un mécanisme d'espacement entre deux trames. Ces intervalles de temps sont des périodes d'inactivité sur le support de transmission, permettant ainsi de gérer l'accès au médium pour les stations et instaurer un système de priorité lors d'une transmission. Avant une transmission, une station doit écouter le médium et déterminer si celui-ci est disponible pendant une durée IFS. Il y a quatre sortes de durée IFS :

- la durée SIFS (*Short InterFrame Space*) est employée pour la transmission de trames de contrôle (ACK, RTS et CTS)
- le temps PIFS (*PCF InterFrame Space*) est utilisé par le fonctionnement du PCF
- la durée DIFS (*DCF InterFrame Space*) se retrouve dans la fonction DCF. Une station s'en sert avant de transmettre une trame de données
- la période EIFS (*Extended InterFrame Space*) est utilisée en présence des erreurs dans les transmissions

On notera que $SIFS < PIFS < DIFS < EIFS$. Ces valeurs sont déterminées à partir d'attributs spécifiés par la couche physique. Pour plus de détails, on peut se rapporter au standard [30].

Le processus de Backoff

Dans le mécanisme *CSMA/CA*, les stations utilisent des temps d'attente aléatoires entre les transmissions pour éviter les collisions. La procédure de *Backoff* détermine une période de temps d'attente aléatoire pour chaque station qui veut utiliser le médium sans fil pour une transmission. Ce temps s'appelle *backoff*. Le *backoff* se découpe en plusieurs intervalles temporels de taille fixe appelés *slots*. Il est exprimé en nombre de slots pris dans un intervalle compris entre zéro et un entier CW qui représente la taille de la fenêtre de contention et est compris entre les valeurs minimale et maximale de cette fenêtre. Les valeurs de CW_{min} , CW_{max} , et la durée slot notée t_{slot} sont des caractéristiques de la couche physique [30].

Tant que le canal est occupé, aucune transmission n'est effectuée afin de ne pas provoquer de collision. À partir du moment où le médium se libère, le mécanisme d'attente aléatoire est déclenché. L'émetteur tire un nombre aléatoire (*backoff*). Il patiente alors un temps constant DIFS durant lequel le médium doit rester libre avant de commencer à décrémenter son compteur de *backoff*, comme indiqué à la Figure 1.6. À chaque fois qu'un intervalle de temps défini s'écoule sans que le médium ne devienne occupé, le compteur est réduit d'une unité. Lorsque le compteur atteint 0, la trame en attente est émise. Si, durant ce processus, une transmission concurrente vient à occuper le canal, la réduction du compteur est suspendue et recommencera là où il avait été interrompu dès que le médium sera redevenu libre, et ce après une nouvelle attente de DIFS. Dans ce type de protocole, malgré l'utilisation de temps d'attente aléatoires, des collisions peuvent survenir si deux émetteurs concurrents tirent le même nombre entier aléatoire. Les stations détectent ce problème en cas de non réception d'un acquittement de la destination après la période SIFS. Le processus de *backoff* devient exponentiel en cas de retransmissions, c'est-à-dire que la valeur de CW double ($CW_i = 2CW_i$, pour la i^e retransmission) pour chaque retransmission jusqu'à atteindre la valeur maximale CW_{max} . Illustrons ces notions et le fonctionnement du mode DCF par un simple exemple.

Fonctionnement du DCF

Considérons deux stations notées STA1 et STA2 en compétition pour accéder au canal. Les stations STA1 et STA2 communiquent avec un terminal STA3. Dans cet exemple présenté à la Figure 1.7, on peut identifier différents événements (notés A_i) ou instants-clés :

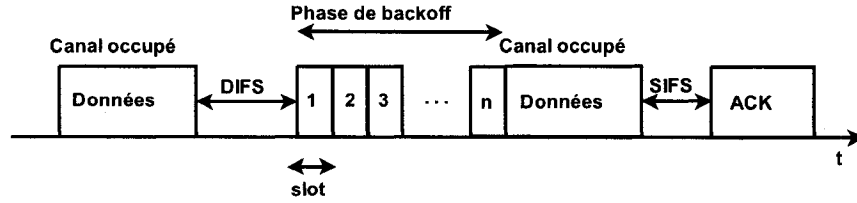


FIG. 1.6 Le mécanisme de backoff

- A1 : Après une période de temps égale à DIFS où le médium est disponible, la procédure de backoff est entamée pour les station1 et station2. Les temps de backoff des deux stations sont respectivement $t_1 = x_1 * t_{slot}$, et $t_2 = x_2 * t_{slot}$, x_1 et x_2 sont deux entiers tels que $x_1 < x_2$. Il n'y a pas de collisions possibles car x_1 est différent de x_2 .
- A2 : La STA1 peut transmettre car son temps de backoff est plus petit que celui de la STA2. Elle débute ainsi la transmission de son paquet de données vers la STA3. La procédure de backoff est suspendue pour la STA2. Il reste $(x_2 - x_1) * slot$ à écouler pour cette station.
- A3 : La STA3 reçoit le paquet, et attend un temps SIFS pour envoyer un message d'acquittement.
- A4 : Une fois que le médium est à nouveau disponible et après une période de temps égale à DIFS, le processus de backoff se poursuit pour la STA2. En supposant qu'un autre paquet soit en attente à la STA1, un nouveau backoff est généré pour cette dernière, soit $t'_1 = x'_1 * slot$, avec $x'_1 > (x_2 - x_1)$ pour le prochain paquet à transmettre.
- A5 : Le temps de backoff de la station2 est écoulé. Elle peut transmettre son paquet. La procédure de backoff est suspendue pour la station1. Il lui reste $(x'_1 - (x_2 - x_1)) * slot$ à écouler. Elle reprendra le décompte de son compteur de backoff à partir de cette valeur quand le médium sera disponible.

Mécanisme RTS/CTS

Pour limiter l'impact de ces collisions, il est possible de protéger les émissions de paquets par un mécanisme CTS/RTS. Avant d'émettre un paquet, la source commence par émettre un paquet RTS (*Request To Send*), auquel la destination devra répondre en renvoyant rapidement un paquet CTS (*Clear To Send*) si la transmission est possible. Les autres stations sont à l'écoute du médium et peuvent être ainsi informées de sa réservation.

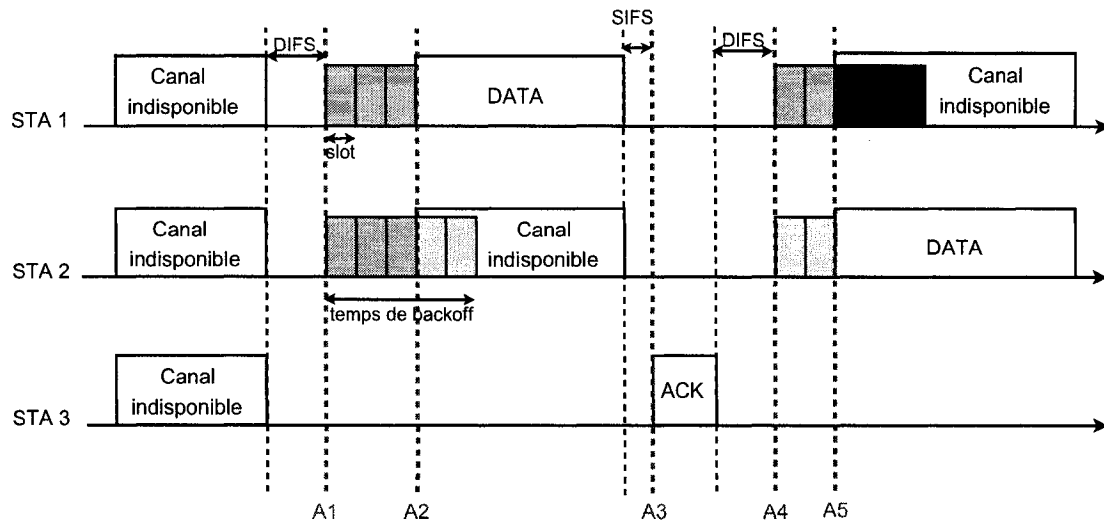


FIG. 1.7 Fonctionnement global du DCF

Après l'attente d'un temps DIFS et d'un temps de processus de backoff, la station émettrice envoie une trame RTS à la station destinataire. Les STAs à l'écoute du médium mettent à jour leur indicateur NAV. Le *Network Allocation Vector (NAV)* est un indicateur de la durée d'occupation du médium. Si la station destinataire est en mesure de recevoir les données, elle répond par un paquet CTS après une période de temps SIFS. Par conséquent, toutes les stations mettent à jour leur NAV. À la réception du paquet CTS, la station source débute l'envoi des paquets. Un exemple de fonctionnement de ce mécanisme est présenté à la Figure 1.8.

Le mécanisme CTS/RTS proposé par le standard [30], n'est pas systématiquement utilisé, surtout pour de courtes trames de données ou si le médium n'est pas trop chargé. Avec ce mécanisme, on peut éviter la majorité des collisions et le problème des noeuds cachés. Néanmoins, on perd de la bande passante avec les paquets de contrôle supplémentaires.

1.3.1.2 Description du mode PCF

La fonction PCF suggère de centraliser la gestion de l'accès au canal dans les stations de base ou les points d'accès. L'accès au médium se fait alors par la coordination d'une entité centrale : le *Point Coordinator (PC)*. Par conséquent, cette méthode optionnelle d'accès au médium a été retenue dans les réseaux avec infrastructure. Grâce à cette centralisation,

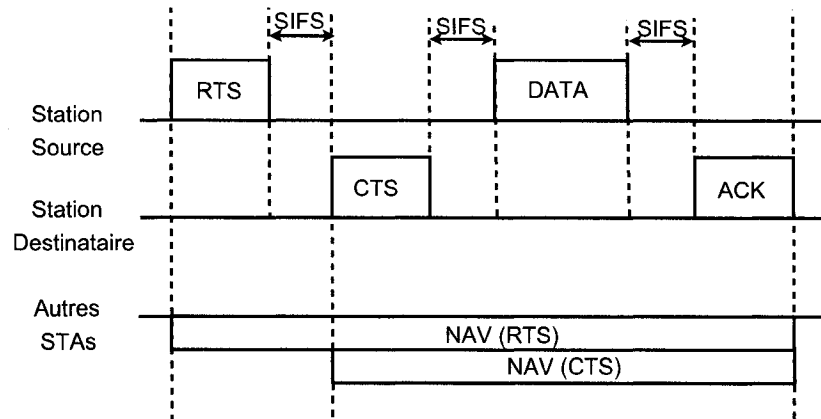


FIG. 1.8 Le mécanisme RTS/CTS

le processus de backoff devient inutile, et les risques de collisions sont réduits. Il n'y a plus de contention pour accéder au médium, on parlera de période sans contention, notée CFP (*Contention Free Period*). Toutefois, il faut que les noeuds n'utilisant pas le mode PCF puissent accéder au canal. Pour cela, le mode DCF est mis en place durant une période dite de contention (*Contention Period*). Les deux fonctions PCF et DCF sont donc utilisées alternativement par les points d'accès pour permettre à tous les noeuds de communiquer. Pour éviter qu'une station n'utilisant pas la DCF n'accède au canal pendant la PCF, une période de temps inter-trame plus courte qu'un DIFS a été spécifiée. Cet intervalle de temps appelé PIFS (*PCF Inter Frame Spacing*) sépare toutes les trames émises pendant la période libre de contention.

Un point d'accès débute la période libre de contention en envoyant une trame de contrôle : le *Beacon* ou balise. Cette trame contient la valeur de la durée de la phase sans contention et permet de mettre à jour l'indicateur NAV de toutes les stations associées au PC. Les stations transmettent une seule trame pour chaque autorisation du PC. A la fin de la procédure libre de contention, le PC envoie une trame de contrôle : le *CF-end*. Nous n'avons donné dans cette section qu'une brève description du mode PCF, puisqu'elle n'est pas couramment implémentée. Toutefois de plus amples informations sont disponibles dans [30].

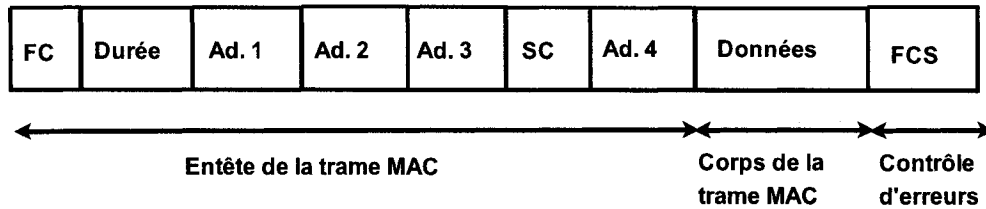


FIG. 1.9 Format d'une trame MAC

1.3.2 Format des trames

1.3.2.1 Format de la trame MAC

Comme n'importe quel autre type de trame, les trames MAC (Figure 1.9) contiennent un en-tête, des données et un champ de vérification d'erreurs. L'en-tête comprend les champs de contrôle et de durée. Elle contient aussi les adresses d'origine et de destination. Le corps de la trame contient les données à transmettre ; cette partie est spécifique à chaque trame. Finalement, le champ de vérification d'erreurs, noté FCS (*Frame Check Sequence*), permet de déterminer si la trame reçue est valide ou erronée.

1. le champ contrôle (FC) contient entre autres des informations sur la version du protocole, la fonction de la trame (données, contrôle, ou gestion), sa provenance et sa destination.
2. le champ durée indique la durée de la transmission et est aussi utilisé pour la mise à jour du vecteur NAV de toutes stations.
3. les champs des quatre adresses sont définies en accord avec les indications des sous-champs *To DS* et *From DS* du champ contrôle. Ces sous-champs indiquent si la trame est destinée ou provient d'un DS. Les quatres champs d'adresse identifient les adresses MAC suivantes :
 - l'adresse 1 est l'adresse du récepteur (DA) dans le BSS. Si *To DS*=1, DA est l'adresse du point d'accès, sinon c'est l'adresse de la station réceptrice.
 - l'adresse 2 est l'adresse de la source (SA) dans le BSS. Si *From DS*=1, SA est l'adresse du point d'accès, sinon c'est l'adresse de la station qui transmet le paquet.

- l'adresse 3 est l'adresse de l'émetteur d'origine si *From DS*=1. Si *To DS*=1, ce champ représente l'adresse de la destination finale.
 - l'adresse 4 représente le champ d'adresse utilisé quand une trame est envoyée d'un AP vers un autre AP. Dans ce cas, elle représente l'adresse de la station source.
4. le champ séquence de contrôle comprend deux parties : un numéro de séquence pour une trame fragmentée et un numéro de fragment appartenant à la trame fragmentée avant la transmission.
 5. le champ données contient les données.
 6. le champ séquence de vérification d'erreur (FCS) est un code CRC (*Cyclic Redundancy Code*) de 32 bits permettant la détection des erreurs de transmission.

1.3.2.2 Format des trames de contrôle

La trame RTS (Figure 1.10) a un champ supplémentaire par rapport aux trames CTS et ACK (Figure 1.11), qui ont le même format. Les trames de contrôle se composent d'un en-tête et d'un champ de vérification d'erreurs.

Format de la trame RTS

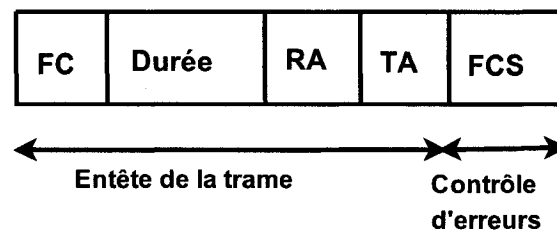


FIG. 1.10 Format de la trame RTS

1. le champ RA est l'adresse de la station destinataire.
2. le champ TA est l'adresse de la station transmettant la trame RTS.
3. le champ durée contient la valeur du temps total requis pour transmettre une trame de données. En se référant à la Figure 1.8, le temps total est égal à la somme des

temps de transmission d'une trame CTS, DATA, ACK et de trois fois l'intervalle de temps SIFS.

Format des trames CTS et ACK

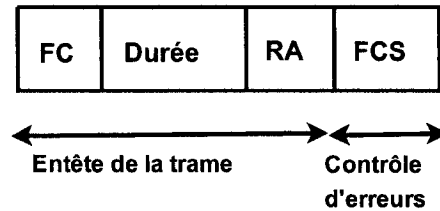


FIG. 1.11 Format des trames CTS et ACK

Le format d'une trame CTS est illustrée à la Figure 1.11

1. le RA est l'adresse copiée du champ TA de la trame RTS précédemment reçue par la station destinataire.
2. le champ durée est le temps total requis pour transmettre une trame de données. Ce temps est la différence entre la valeur issue du champ durée de la trame RTS et la valeur d'un SIFS et du temps de transmission d'un CTS.

Le format d'une trame ACK est illustrée à la Figure 1.11

1. le RA est l'adresse copiée du champ Adresse2 de la trame reçue.
2. si la trame de données a été fragmentée, le champ Durée est égal à la valeur du champ Durée de la trame qui vient d'être reçue. Dans le cas contraire, ce champ contient la valeur nulle.

1.4 Couche Physique (PHY)

1.4.1 Description de la couche PHY

La couche physique spécifiée dans [30] est divisée en deux sous couches : la sous-couche PLCP *Physical Layer Convergence Protocol*, et la sous-couche PMD *Physical Medium De-*

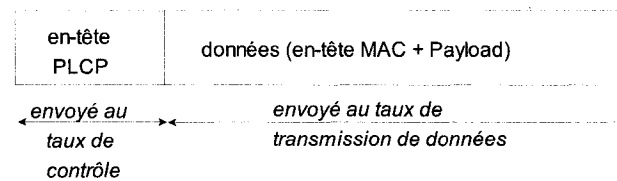


FIG. 1.12 Débit de données pour la transmission d'un paquet

pendent. La PMD traite des méthodes de transmission et de réception des données à travers le médium sans fil, à savoir l'encodage et la modulation. La PLCP quant à elle, joue le rôle d'interaction entre la couche MAC et la couche PHY. Elle s'occupe de l'écoute du support et de la signalisation en fournissant un signal à la couche MAC pour lui indiquer si le support est libre ou non.

L'en-tête PLCP, ainsi que les trames de contrôle RTS et CTS, sont envoyées à un taux de transmission faible, appelé *taux de contrôle*. Ce taux de contrôle est spécifique à chaque type de couche physique. Il est de 1 Mbps pour la norme 802.11b et de 6 Mbps pour la norme 802.11g pur. Dans le cas du 802.11g pur, cette valeur de débit est obtenue en utilisant une modulation BPSK car la probabilité d'erreur est minimale pour un SNR donné en comparaison aux autres schémas de modulation. En effet, il est primordial que les trames de contrôle et l'en-tête PLCP contenant entre autres la valeur du taux de transmission de données qui suivent, soient reçues correctement.

Comme le montre la Figure 1.12, chaque paquet est envoyé avec deux débits différents : l'en-tête PLCP est envoyé au taux de contrôle alors que le reste du paquet est envoyé au taux de transmission de données indiqué dans l'en-tête PLCP. (voir Tableau 1.2)

La famille 802.11 inclut différentes techniques de modulation radio comme l'étalement de spectre ou l'OFDM. La norme 802.11a a été le premier standard à être ratifié, mais le 802.11b a été le plus largement accepté suivi du 802.11g et 802.11n. Le Tableau 1.1 présente les caractéristiques de différentes normes physiques.

Norme	Caractéristiques
Norme originale 802.11	FHSS : Étalement de spectre par sauts de fréquence DSSS : Étalement de spectre par séquence directe IR : Infrarouge Taux de transmission : 1, 2 Mbps
802.11a	Bande de fréquence : 5 GHz (UNII) Technique OFDM Taux de transmission jusqu'à 54 Mbps
802.11b	Bande de fréquence : 2.4 GHz – 2,4835 GHz (ISM) Technique DSSS à débits élevés Taux de transmission : 1, 2, 5.5, 11 Mbps
802.11g	Bande de fréquence : 2.4 GHz – 2,4835 GHz (ISM) Technique OFDM Taux de transmission jusqu'à 54 Mbps

TAB. 1.1 Caractéristiques des normes physiques

1.4.2 Techniques de transmission de données

Les WLANs fonctionnent sur deux bandes de fréquence : la bande ISM (Industrial, Scientific, Medical) et la bande U-NII (Unlicensed-National Information Infrastructure). Seule la bande de 2.400 – 2.4835 GHz de la bande ISM est utilisée par la norme initiale 802.11, les normes physiques 802.11b et 802.11g. Ces deux dernières sont les plus commercialisées actuellement. Elles utilisent les techniques de transmission DS ou étalement du spectre par séquence directe et OFDM.

1.4.2.1 Techniques d'étalement de spectre

Une description sommaire des techniques d'étalement de spectre est présentée dans cette partie. Pour plus de détails, on peut se référer à [22,30]. La norme originale 802.11 proposait deux couches physiques radio basées sur les techniques d'étalement de spectre (FHSS et DSSS).

FHSS (*Frequency Hopping Spread Spectrum*), ou étalement du spectre par saut de fréquence, consiste à modifier la fréquence de la porteuse par une séquence de sauts. L'émetteur change de fréquence d'émission de façon périodique et suivant une séquence préétablie.

DSSS (*Direct Sequence Spread Spectrum*), ou étalement du spectre par séquence directe, fonctionne sur la bande ISM des 2,4 GHz. La norme 802.11b utilise la modulation « High Rate/Direct Sequence » (HR/DS), qui est en fait une amélioration de la technique DSSS grâce à l'utilisation d'un codage de données plus efficace. Elle permet d'atteindre des valeurs de débit plus élevées en comparaison avec celles qu'offrait la norme originale.

1.4.2.2 Technique OFDM

OFDM (*Orthogonal Frequency Division Multiplexing*) est une méthode de modulation numérique consistant à décomposer un système large bande en plusieurs sous-systèmes orthogonaux à bande étroite. Chaque sous-système ou sous-canal est utilisé pour transmettre des données.

OFDM et le multiplexage par division de fréquence (en anglais *Frequency Division Multiplexing (FDM)*) présente quelques similitudes. Ces deux techniques divisent la largeur de bande disponible en plusieurs parties appelées porteuses ou sous-porteuses. La technique FDM a été largement utilisée par les téléphones mobiles de première génération, mais n'offre pas une bonne occupation du médium en raison des bandes de garde qui gaspillent de la bande passante. Contrairement à FDM, OFDM sélectionne des canaux qui se superposent mais qui n'interfèrent pas l'un avec l'autre grâce à leur propriété d'orthogonalité, ce qui permet une occupation optimale du canal. De plus, OFDM augmente le débit en utilisant plusieurs sous-porteuses en parallèle et en multiplexant les données sur un ensemble de sous-porteuses. En outre, cette technique de modulation procure une bonne résistance aux évanouissements de fréquence due aux composantes multi-trajets.

L'implémentation OFDM utilise des codes correcteurs d'erreurs, comme le codage convolutionnel. Différents schémas de modulation sont mis à contribution pour atteindre des débits allant de 6 Mbps à 54 Mbps.

Mode	Modulation	Taux de codage	Taux de transmission
1	BPSK	1/2	6 Mbps
2	BPSK	3/4	9 Mbps
3	QPSK	1/2	12 Mbps
4	QPSK	3/4	18 Mbps
5	16QAM	1/2	24 Mbps
6	16QAM	3/4	36 Mbps
7	64QAM	2/3	48 Mbps
8	64QAM	3/4	54 Mbps

TAB. 1.2 Taux de transmission du standard IEEE 802.11g pur

1.4.3 Norme physique 802.11g

La norme 802.11g [31] est compatible avec la norme 802.11b. Deux cas de figure sont possibles : soit on est en présence de stations utilisant les deux normes, soit les stations n'utilisent que le 802.11g. Dans ce dernier cas, on parle de *802.11g pur*. Dans ce projet de recherche, nous nous intéressons à ce cas.

La norme 802.11g se base sur la technique de transmission OFDM, et utilise au niveau des sous-porteuses différents schémas de modulation de phase et d'amplitude, et codages convolutionnels. Une variété de taux de transmission est possible en variant à la fois le codage et la complexité de la modulation. Huit modes de transmission, présentés dans le Tableau 1.2, sont spécifiés pour le 802.11g pur, s'appuyant sur quatre types de modulation (BPSK, QPSK, 16QAM, 64QAM) et trois valeurs de taux de codage convolutionnel (1/2, 2/3, 3/4). Les données sont modulées sur chaque sous-porteuse. Un code correcteur d'erreur est appliqué aux données avant la modulation.

1.4.3.1 Codage convolutionnel

Le codage convolutionnel binaire ou codage correcteur d'erreur est utilisé dans les normes 802.11g et 802.11a. Un codeur convolutionnel prend en entrée une séquence de bits et génère une séquence codée protégée par des bits de redondance.

Il est constitué d'un registre à décalage de longueur K et de n fonctions génératrices linéaires. La séquence binaire est décalée à travers le registre de b bits à la fois. Les caractéristiques propres d'un codeur convolutionnel sont la taille du registre à décalage K aussi appelée mémoire du code, le taux de codage, et les fonctions génératrices linéaires. Ces fonctions sont des polynômes générateurs notés $g_0, \dots, g_{n-1}$ et représentés en base octale sur K bits. Le taux de codage R est défini comme étant le rapport entre le nombre b de bits à l'entrée du codeur et le nombre de n bits à la sortie $R = b/n$.

La robustesse des codeurs convolutionnels en terme de corrections d'erreurs peut être évaluée par la distance libre d_{libre} et le spectre de poids $a_k : k = d_{libre}, \dots, \infty$. La distance libre et le spectre de poids dépendent du polynôme générateur. La distance libre d_{libre} d'un code est le nombre de mauvaises décisions que le décodeur peut faire jusqu'à ce que se produise une erreur dans la séquence de bits décodés. Le spectre de poids $a_k : k = d_{libre}, \dots, \infty$ représente la quantité de mauvais chemins pris avec une mauvaise décision situés à une distance d du chemin correct.

Les taux de codage élevés ($2/3$ et $3/4$) sont obtenus par perforation à partir d'un taux de codage faible (codage de base). Le code du codeur à faible taux de codage est perforé par une matrice de perforation P . Pour plus de détails, le lecteur peut consulter [13]. Dans les spécifications du standard 802.11g, le codeur convolutionnel est constitué d'un registre à décalage de mémoire $K = 7$, et utilise les polynômes générateurs $g_0 = 1011011_2 = 133_8$ et $g_1 = 111001_2 = 171_8$. La Figure 1.13 représente ce codeur pour un taux de codage $1/2$.

À partir des matrices de perforations et du polynôme générateur, la distance libre et le spectre de poids des différents codes peuvent être déduites. Ces valeurs ont été obtenues dans [13] et sont présentées dans le Tableau 1.3. Elles nous serviront par la suite à calculer les performances d'erreur.

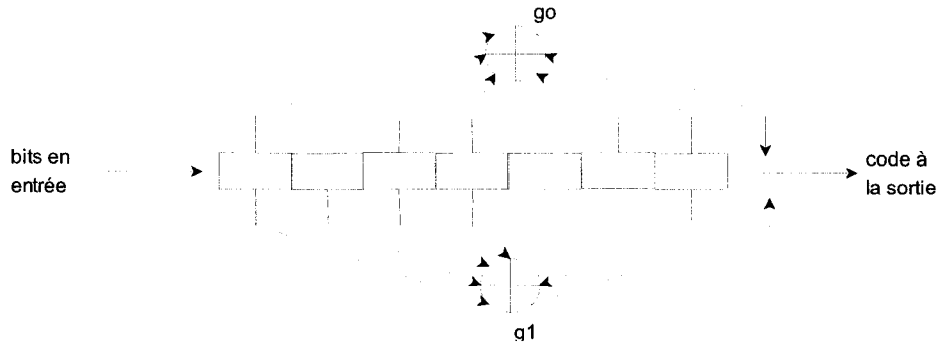


FIG. 1.13 Codeur convolutionnel, $g_0 = (133)_8, g_1 = (171)_8, K = 7$

Taux de codage	d_{libre}	$a_d, d = d_{libre}, d_{libre} + 1, \dots$
1/2	10	11,0,38,0,193,0,1331,0,7275,0
2/3	6	1,16,48,158,642,2435,9174,34705
3/4	5	8,31,160,892,4512,23307,121077

TAB. 1.3 Spectres de codeurs convolutionnels ($g_0 = 133_8, g_1 = 171_8, K = 7$)

1.4.3.2 Modulation

Après l'encodage, la séquence de bits codés est modulée et prête pour la transmission à travers le canal sans fil bruité. Ce bruit sera considéré comme étant blanc, gaussien, de moyenne nulle et de densité spectrale de puissance égale à $N_o/2$. Les modulations numériques peuvent être binaires ou *Maires* avec $M = 2^m$. Les objectifs de la conception d'un système de modulation numérique sont de :

- maximiser le débit (bit/s)
- minimiser la probabilité d'erreur $P(E)$
- maximiser la résistance aux interférences
- minimiser la complexité de la mise en oeuvre
- maximiser la robustesse du système

Un paramètre important dans la mise en oeuvre de ces systèmes est l'efficacité spectrale notée η . L'efficacité spectrale mesure l'étendue spectrale requise pour assurer un débit binaire donné ; elle est définie comme étant le rapport entre le débit binaire R (en bit/s) et

la largeur de bande W (en Hz) occupée autour de la porteuse. Elle caractérise la capacité d'une modulation à écouler un débit maximum dans une largeur de canal minimum.

$$\eta = R/W \quad \text{bits/s/Hz.} \quad (1.1)$$

La modulation OFDM spécifiée dans la norme 802.11g utilise quatre schémas de modulation pour moduler les porteuses : BPSK, QPSK, 16QAM, 64QAM.

1.4.4 Paramètres de la couche PHY

Les valeurs d'espacement temporel entre les trames et les valeurs minimales et maximales de la fenêtre de contention du processus de backoff dépendent du type de la couche physique. Elles sont présentées dans le Tableau 1.4. Ces valeurs seront aussi importantes dans la suite de notre étude pour mettre en place un modèle de simulation des réseaux WLAN.

Paramètres	802.11g
t_{slot}	9 μs
SIFS	10 μs
DIFS $DIFS = 2 \times t_{slot} + SIFS$	28 μs
PLCP et Préambule	15 octets
CWmin	15
CWmax	1023

TAB. 1.4 Paramètres de la couche PHY

1.5 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons résumé le fonctionnement du mécanisme DCF au niveau de la couche MAC, et évoqué quelques types de normes physiques. Même si l'objectif de ce mémoire n'est pas d'étudier le comportement de la couche MAC, nous avons jugé utile

de donner quelques explications sur le mécanisme DCF, car cela nous permettra ensuite de calculer le temps requis pour la transmission d'un paquet de données. Au niveau de la couche physique, nous avons principalement évoqué la norme physique 802.11g, ainsi que les différents schémas de modulation et codage convolutionnel mis à contribution. Ceci servira dans le Chapitre 2 à mettre en place une modélisation du canal sans fil et à calculer les performances d'erreur. En outre, cette brève revue permettra aussi de mettre en place un modèle de simulation de réseau WLAN 802.11.

CHAPITRE 2

MODÉLISATION DU CANAL SANS FIL

Nous allons présenter dans ce chapitre une modélisation du canal sans fil. La Section 2.2 donne un bref aperçu des principales caractéristiques du canal sans fil. Nous étudierons plus précisément un canal de type Rayleigh plat en fréquence. Une modélisation de ce canal sera proposée dans la Section 2.3. Finalement, la Section 2.5 conclura ce chapitre en évoquant l'utilité du modèle proposé dans la suite de nos travaux.

2.1 Introduction

Étant donné que l'objectif de ce projet est d'évaluer l'impact de la couche physique sur les performances des réseaux WLANs 802.11, et que l'outil de simulation ne comporte qu'un modèle très simple et non réaliste du canal sans fil, nous proposons dans ce chapitre, une modélisation du comportement du canal sans fil de type Rayleigh, pour sa simplicité de mise en oeuvre. Cette modélisation se base sur l'utilisation de chaînes de Markov et nécessite la connaissance des propriétés du canal de Rayleigh. Afin d'avoir un modèle précis, nous donnons dans ce chapitre, un certain nombre d'équations relatives au comportement du canal de Rayleigh.

D'abord, nous décrivons sommairement le canal sans fil afin de dégager quelques équations utiles pour la mise en place de la modélisation et d'un plan de validation. Dans un deuxième temps, nous expliquons le choix du modèle choisi et les différentes étapes requises pour sa mise en oeuvre.

2.2 Description du canal sans fil

En communication radiomobile, plusieurs facteurs viennent perturber le signal radio et rendent le canal sans fil difficile pour la transmission de données. Ceci conduit à l'utilisation de techniques statistiques pour décrire la variation des signaux. Le signal reçu provient de la superposition de plusieurs répliques du signal transmis. Ces copies superposées résultent des phénomènes de réflexion, diffusion ou de diffraction, entraînant ainsi des évanouissements (en anglais *fading*). Le canal sans fil peut générer des erreurs lors de la transmission des données et il est important de prendre en considération la probabilité d'erreur de bit, qui est le rapport de bits altérés sur le nombre total de bits transmis, et le taux d'erreur de paquet, qui est le ratio de paquets altérés. Ces deux probabilités peuvent être déterminées analytiquement en se basant sur des modèles de canaux.

On peut distinguer deux principales catégories d'évanouissements. La première est l'affaiblissement de parcours ou évanouissement à grande échelle. Elle se caractérise par une diminution de la puissance moyenne reçue en fonction de la distance de séparation entre l'émetteur et le récepteur. La seconde catégorie concerne les variations à petite échelle. Ces dernières proviennent de petits changements au niveau de l'amplitude et de la phase du signal reçu, et sont occasionnées par la présence de trajets multiples et la superposition constructive et destructive des signaux.

2.2.1 Propagation radiomobile

2.2.1.1 Affaiblissement de parcours

L'affaiblissement de parcours (ou *Path Loss* en anglais) caractérise l'affaiblissement que subit une onde en fonction de la distance parcourue. La puissance reçue en un point diminue si ce point s'éloigne de l'antenne émettrice. Il existe quelques modèles de calculs de la puissance reçue, permettant de prédire ces variations à grande échelle, par exemple le modèle en espace libre, et de réflexion au sol, entre autres.

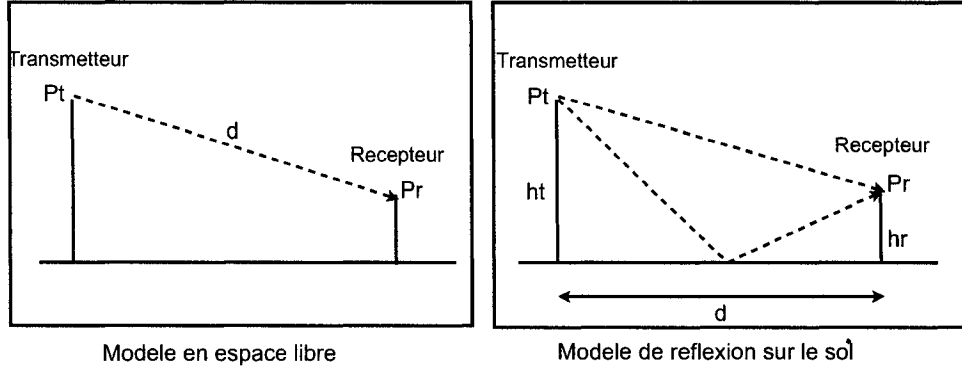


FIG. 2.1 Modèle de propagation

Modèle en espace libre

Ce modèle présenté sur la Figure 2.1 constitue le modèle théorique du cas idéal, dans lequel l'émetteur et le récepteur sont en ligne de vue directe. La puissance reçue dépend de P_t la puissance d'émission, et de G_r et G_t les gains des antennes réceptrice et émettrice [53]. Elle est donnée par l'équation 2.1 :

$$P_r = P_t G_t G_r \left(\frac{\lambda}{4\pi d} \right)^2. \quad (2.1)$$

où λ est la longueur d'onde et d la distance entre l'émetteur et le récepteur.

Modèle de réflexion sur le sol

Un autre modèle fondamental de propagation est celui de la réflexion au sol [53], illustré à la Figure 2.1. L'onde captée par le récepteur est composée d'une onde directe et d'une onde réfléchie sur le sol. Le calcul de la puissance reçue est donné par l'équation 2.2 sous l'hypothèse que $d \gg h_t, h_r$.

$$P_r = P_t G_t G_r \left(\frac{h_t^2 h_r^2}{d^4} \right). \quad (2.2)$$

2.2.1.2 Évanouissements

L'onde qui se propage peut suivre différents chemins (*multipath* en anglais), de telle sorte que différentes copies du même signal arrivent au récepteur. Le phénomène de multi-trajets ou multi-chemins entraîne une variation dans le temps de l'enveloppe du signal à cause des

interférences constructives et destructives, engendrant ainsi des évanouissements du signal. Le lecteur peut se référer à [35] pour plus d'informations sur le phénomène de multi-trajets et des évanouissements.

Comme nous l'avons indiqué, le champ électrique reçu est une superposition des champs électriques provenant de la propagation par voie directe, diffusée, réfléchie ou diffractée par les obstacles proches du mobile. Soit $E_{TX}(t)$ le champ électrique transmis :

$$E_{TX}(t) = E_t \cos(2\pi f_c t + \phi). \quad (2.3)$$

- E_t : amplitude du signal transmis
- ϕ : phase du signal
- f_c : fréquence porteuse du signal

Le phénomène de multitrajets conduit alors à l'expression suivante du champ reçu :

$$E_{RX}(t) = E_d(t) + E_r(t) + E_f(t). \quad (2.4)$$

avec :

- E_d : champ reçu dû aux chemins directs
- E_r : champ reçu dû aux chemins réfléchis
- E_f : champ reçu dû aux chemins de diffusion où il n'y a pas de ligne de vue directe entre l'émetteur et le récepteur

Lorsqu'il existe une ligne de vue directe entre l'émetteur et le récepteur, le signal total reçu obéit à un modèle de canal de Rice. Dans le cas contraire, le signal suit une loi de probabilité de Rayleigh, et le canal de communication sera dit de type Rayleigh. Nous nous attarderons par la suite sur ce type de canal. Il sera utilisé comme canal de propagation dans la suite de ce mémoire, car il est assez simple à modéliser et est souvent utilisé en pratique. Avant d'énoncer quelques propriétés du canal de Rayleigh, nous allons présenter succinctement l'effet Doppler.

L'effet Doppler

L'effet Doppler F_D est le décalage entre la fréquence de l'onde émise et celle de l'onde reçue

lorsque l'émetteur et le récepteur sont en mouvement l'un par rapport à l'autre. Dans le cas d'un seul trajet d'une onde de propagation, l'effet Doppler dépend de la vitesse de déplacement du mobile v , de la fréquence porteuse du signal transmis f_c , et de l'angle d'incidence θ que fait l'onde avec la direction de déplacement du mobile. L'effet Doppler du signal reçu est défini par l'équation 2.5 [53]. Lorsque le mobile s'éloigne de la source, F_D est positif. Par contre, lorsque le mobile se rapproche de la source, F_D devient négatif.

$$F_D = \frac{vf_c}{c} \cos \theta. \quad (2.5)$$

où c représente la vitesse de la lumière.

Combiné à une propagation multi-chemins, ce phénomène conduit à une dispersion fréquentielle à cause de la nature variable du canal. Il engendre un étalement de la bande de fréquence occupée par le signal dans l'intervalle $[f_c - f_d, f_c + f_d]$ où f_d est la fréquence maximale de l'effet Doppler définie par la formule 2.6 :

$$f_d = \frac{vf_c}{c}. \quad (2.6)$$

Temps de cohérence

La bande de Doppler, ou fréquence maximale de Doppler et le temps de cohérence sont des paramètres qui décrivent la nature du canal variant dans le temps pour des variations à petites échelles.

Le temps de cohérence T_c est utilisé pour caractériser la variation dans le temps de la dispersion fréquentielle du canal dans le domaine temporel. La bande de Doppler f_d , ou fréquence de Doppler maximale, et le temps de cohérence sont inversement proportionnels [53] :

$$T_c \approx \frac{1}{f_d}. \quad (2.7)$$

Le temps de cohérence est en fait une mesure statistique de la période de temps pendant laquelle les évanouissements sont fortement corrélés. Dans le domaine fréquentiel, la bande de cohérence, notée B_c , est inversement proportionnelle à l'étalement temporel des multi-

$W_S \ll B_c$ et $T_S \ll T_c$ Canal plat non sélectif en fréquence et à évanouissements lents	$W_S \ll B_c$ et $T_S \gg T_c$ Canal plat non sélectif en fréquence à évanouissements rapides
$W_S \gg B_c$ et $T_S \ll T_c$ Canal plat sélectif en fréquence et à évanouissements lents	$W_S \gg B_c$ et $T_S \gg T_c$ Canal sélectif en fréquence à évanouissements rapides

TAB. 2.1 Sélectivité en temps et en fréquence

trajets. Cet étalement est la différence entre le plus grand et le plus court des retards entre les répliques et le signal initial.

Par ailleurs, si la durée du signal émis T_S est inférieure au temps de cohérence, l'effet de Doppler est négligeable et les composantes temporelles des données émises ne subissent pas de distorsions. Le signal reçu peut être déformé à cause de la non-homogénéité de la relation entre ses composantes temporelles et celles du signal transmis. On parle de sélectivité en temps. Le Tableau 2.1 présente la sélectivité en temps et la sélectivité en fréquence du canal [53]. Dans ce projet, nous considérons seulement un canal plat non sélectif en fréquence à évanouissements lents. Dans un environnement intérieur, plus particulièrement dans un building, l'étalement temporel est en moyenne de 25 ns [53]. Si on calcule la bande de cohérence B_c [53], elle est de 40 MHz. Dans ce cas avec W_s qui est de 20 MHz dans les réseaux 802.11g, on vérifie bien la non sélectivité du canal. Le choix d'un canal de Rayleigh est alors acceptable puisqu'il n'y a pas trop de diversité fréquentielle.

2.2.2 Propriétés du canal de Rayleigh

Tel que mentionné précédemment, la transmission du signal à travers le canal de Rayleigh entraîne l'apparition de copies du signal de départ ; d'où la présence de multiples chemins. Lorsque le nombre de chemins est élevé, selon le théorème central limite, les deux composantes en quadrature du signal reçu suivent une loi normale centrée de variance σ^2 . Par conséquent, l'amplitude instantanée du signal reçu α suit une loi de Rayleigh, $\alpha \sim \text{Rayleigh}$ si $\alpha = \sqrt{I^2 + Q^2}$ avec I et Q les composantes en quadrature suivant une

distribution normale, $I \sim N(0, \sigma^2/2)$, $Q \sim N(0, \sigma^2/2)$. Quant à la phase du signal, elle suit une loi uniforme comprise entre $-\pi$ et π .

Dans cette section, quelques propriétés élémentaires et fondamentales du canal de Rayleigh sont passées en revue, notamment les statistiques du premier ordre et du second ordre.

2.2.2.1 Statistiques du premier ordre

Les statistiques présentées sont les distributions de probabilité de l'enveloppe du signal, de la puissance du signal et du rapport signal-à-bruit.

Distribution de probabilité de l'enveloppe du signal

Comme indiqué plus haut, l'enveloppe du signal suit une loi de Rayleigh, de densité de probabilité [53] :

$$p(\alpha) = \begin{cases} \frac{\alpha}{\sigma^2} \exp - \left(\frac{\alpha^2}{2\sigma^2} \right) & \text{si } \alpha \geq 0 \\ 0 & \text{si } \alpha < 0 \end{cases} \quad (2.8)$$

où σ^2 est la puissance moyenne du signal multitrajets diffus. La fonction de densité de probabilité d'une distribution de Rayleigh est illustrée à la Figure 2.2.

Distribution de probabilité de la puissance du signal

Notons P la puissance du signal reçu, et α l'amplitude du signal :

$$P = \frac{\alpha^2}{2}. \quad (2.9)$$

Comme l'enveloppe du signal suit une loi de Rayleigh, on peut montrer, en faisant un changement de variable, que la puissance du signal P suit une loi exponentielle de moyenne σ^2 [53] :

$$p(P) = \begin{cases} \frac{1}{\sigma^2} \exp - \left(\frac{P}{\sigma^2} \right) & \text{si } P \geq 0 \\ 0 & \text{si } P < 0 \end{cases} \quad (2.10)$$

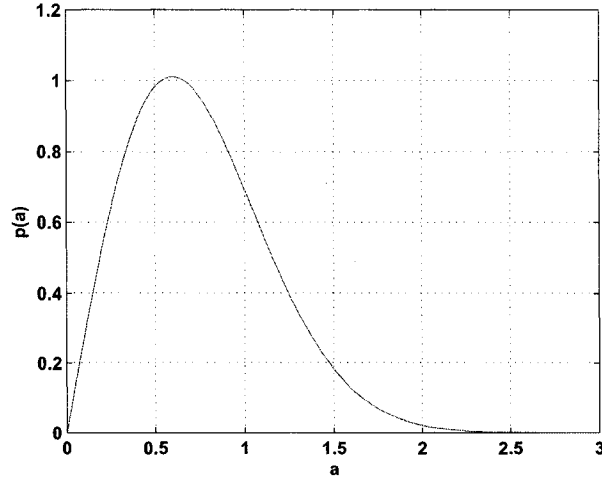


FIG. 2.2 Fonction de densité de probabilité de Rayleigh

Distribution de probabilité du rapport signal à bruit

Le rapport signal à bruit (SNR) est par définition le rapport entre la puissance du signal reçu P et le bruit N_0 présent dans le canal. En faisant comme précédemment, un changement de variable (on pose $\gamma = P/N_0$), l'expression de la densité de probabilité du SNR se déduit assez aisément de l'équation 2.10. D'après la formule 2.11, le SNR suit une distribution exponentielle de paramètre γ_0 [50].

$$p(\gamma) = \begin{cases} \frac{1}{\gamma_0} \exp - \left(\frac{\gamma}{\gamma_0} \right) & \text{si } \gamma \geq 0 \\ 0 & \text{si } \gamma < 0 \end{cases} \quad (2.11)$$

où γ_0 représente le rapport signal à bruit moyen.

2.2.2.2 Statistiques du second ordre

Le phénomène de multi-chemins cause de nombreuses variations de l'enveloppe du signal. Plus les déplacements du mobile sont rapides, plus le taux d'évanouissements et le taux de changement de l'enveloppe seront importants. Par conséquent, il est important de caractériser les variations de l'enveloppe au cours du temps et aussi la durée des évanouissements occasionnés.

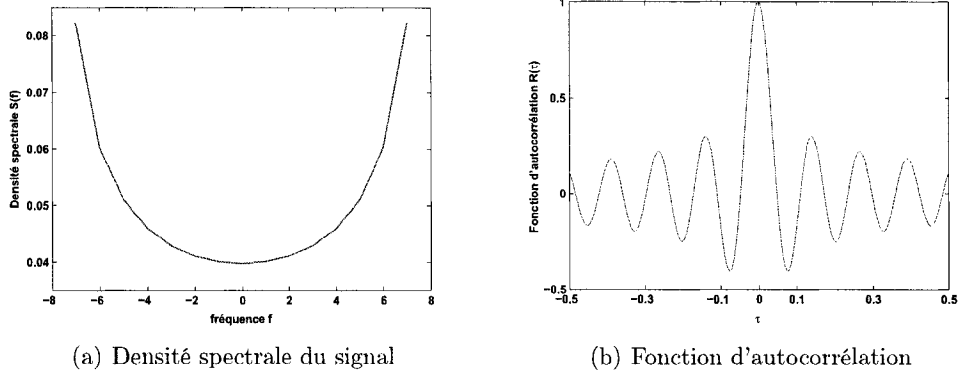


FIG. 2.3 Densité spectrale et fonction d'autocorrélation

Densité spectrale de puissance

Dans les canaux à évanouissements, les signaux reçus subissent un étalement fréquentiel dans la bande $f_c \pm f_d$ à cause de l'effet Doppler, où f_c est la fréquence porteuse du signal et f_d le décalage Doppler. En supposant une antenne omnidirectionnelle recevant des ondes dans un plan horizontal, un grand nombre d'ondes réfléchies et une puissance uniformément répartie selon l'angle d'incidence, la densité spectrale de puissance $S(f)$ de l'amplitude est donnée par l'équation 2.12 [35] et illustrée à la Figure 2.3.

$$S(f) = \begin{cases} \frac{\sigma^2}{\pi f_d \sqrt{1 - (\frac{f}{f_d})^2}} & f \in]-f_d, f_d[\\ 0 & \text{sinon.} \end{cases} \quad (2.12)$$

Dans le domaine temporel, la fonction d'autocorrélation $R(\tau)$ s'exprime à partir de la fonction de Bessel de première espèce d'ordre 0 [35] :

$$R(\tau) = \sigma^2 J_0(2\pi f_d \tau). \quad (2.13)$$

Taux moyen de traversée de seuil de l'enveloppe du signal

Une des propriétés fondamentales de l'enveloppe du signal, est le taux de traversée N_r de l'enveloppe du signal pour une valeur particulière R . Il est défini comme étant le nombre

de fois où l'enveloppe traverse ce seuil en direction positive ou négative. Le taux moyen de traversée de l'enveloppe du signal, noté N_r , s'exprime par la relation 2.14 [53] :

$$N_r = \sqrt{2\pi} f_d \rho \exp(-\rho^2). \quad (2.14)$$

avec $\rho = R/R_{rms}$ et $R_{rms} = \sigma\sqrt{2}$.

Taux moyen de traversée de seuil du SNR

Le taux de traversée du SNR, noté $N_r(\gamma)$, se déduit de celui de l'enveloppe du signal en faisant un changement de variable. Il est donné par la formule 2.15 [50], où γ est le SNR instantané, et γ_0 le SNR moyen :

$$N_r(\gamma) = \sqrt{\frac{2\pi\gamma}{\gamma_0}} f_d \exp\left(-\frac{\gamma}{\gamma_0}\right). \quad (2.15)$$

Durée moyenne des évanouissements de l'enveloppe du signal

La durée moyenne des évanouissements notée T_r est la durée moyenne pendant laquelle l'enveloppe du signal est restée sous le seuil R [53] :

$$T_r = \frac{\exp(\rho^2) - 1}{\sqrt{2\pi} f_d \rho}. \quad (2.16)$$

Après avoir fait un survol de la description du canal à évanouissements de Rayleigh, nous allons dans la section suivante, proposer une modélisation de ce canal.

2.3 Modélisation du canal sans fil

L'importance d'une modélisation de canal repose sur le fait qu'une représentation adéquate du médium sans fil est nécessaire pour étudier les performances des systèmes de communications. Nous allons supposer que le canal sous-jacent est un canal plat à évanouissement de Rayleigh. Ces canaux sont très souvent modélisés par des chaînes de Markov discrètes à états finis [62, 65].

Les états de cette chaîne sont associés à une configuration particulière de la couche physique. Afin de pallier les évanouissements du canal, on a proposé le procédé d'adaptation de la modulation et du codage dans la couche physique, pour améliorer l'efficacité spectrale des réseaux. Ce procédé permet d'adapter les paramètres de transmission tels que la modulation et le codage au niveau de la couche physique, aux conditions du canal sans fil.

Dans cette section, nous présentons les caractéristiques et les détails du modèle discret de chaîne de Markov et de la technique d'adaptation de la modulation et du codage. La modélisation mise en avant dans ce projet, s'appuie sur ces deux points, et s'inspire de travaux de recherche réalisés sur ce sujet [41, 42, 62, 65].

2.3.1 Modèle du canal à évanouissement de Rayleigh

2.3.1.1 Utilisation de chaînes de Markov

Les auteurs de [62] ont proposé une modélisation du canal à évanouissement de Rayleigh en utilisant un processus markovien ayant un nombre fini d'états. Ce processus est appelé chaîne de Markov à états finis (en anglais *Finite State Markov Chain FSMC*). Le modèle FSMC est une généralisation d'un modèle plus simple appelé canal de *Gilbert-Elliot* [23]. Ce modèle représente le canal par une chaîne de Markov à deux états. Chaque état est caractérisé par une certaine qualité de canal, qui est soit mauvaise, soit bonne. Il a été mis en évidence dans [62] que la modélisation du canal radio par le modèle de *Gilbert-Elliot* n'est pas adéquate lorsque la qualité du canal varie de façon importante. L'utilisation de chaînes de Markov à plusieurs états introduite par [62] a aussi été étudiée dans [65].

Dans le modèle de chaîne de Markov discrète, les évanouissements du signal sont reliés au SNR reçu. On utilise le SNR qui est un paramètre représentatif de la qualité du canal et est couramment utilisé pour sélectionner le taux de transmission dans les techniques d'adaptation de la modulation et du codage. La Figure 2.4 illustre l'utilisation du SNR reçu dans ce modèle. Tout d'abord le SNR est partitionné en n niveaux et chaque intervalle est associé à un état du processus Markovien. Le premier intervalle commence au niveau 0, alors que le dernier intervalle comprend toutes les valeurs de SNR reçues supérieures à

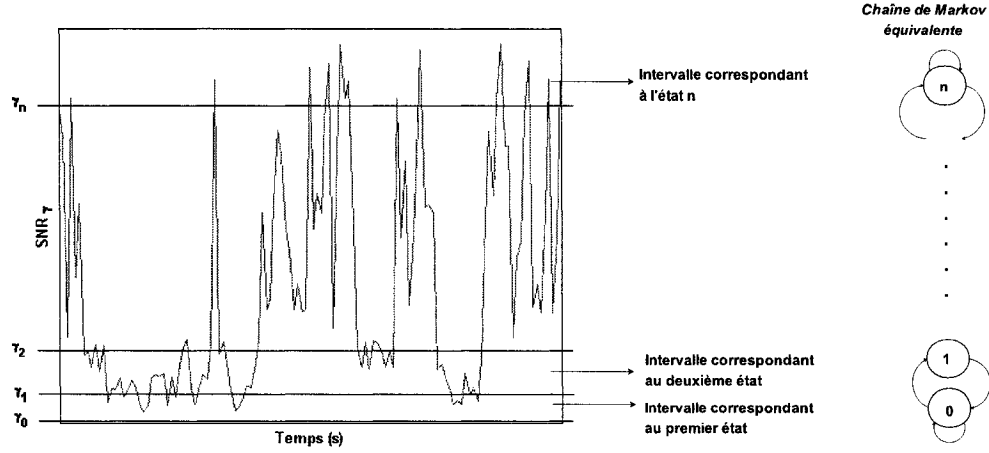


FIG. 2.4 Partitionnement du SNR

un certain seuil. Chaque état est associé à une certaine valeur de taux d'erreur de paquet. Ceci permettra de déterminer si une trame a été correctement reçue ou pas.

2.3.1.2 Description mathématique

Les modèles de FSMC sont basés sur la théorie des processus de Markov constants où les probabilités de transition entre états sont indépendantes des instants où elles se produisent. Ces processus peuvent être définis par un nombre fini d'états possibles $\{k\}$, $k = 0, 1, 2, \dots$. Une chaîne de Markov discrète à états finis est décrite mathématiquement par :

- la matrice de probabilité de transition, notée P : une matrice carrée $n \times n$ représentant les probabilités de transition entre états ou dans le même état courant.
- la distribution de probabilité d'états stationnaires, noté π^* : un vecteur $1 \times n$ représentant la probabilité d'états stationnaires d'être dans n'importe quel état de la chaîne. π^* est un vecteur propre de la matrice de transition P associé à la valeur propre 1 : $\pi P = \pi$ et $\sum \pi = 1$ (voir Annexe II).

Distribution de probabilité stationnaire

Comme mentionné plus haut, le SNR est partitionné en n intervalles successifs et disjoints dont les bornes sont notées $\{\gamma_k\}_{k=0}^n$. La distribution de probabilité stationnaire est la probabilité de se trouver dans l'état k ou encore que le SNR reçu noté γ se trouve dans

l'intervalle $[\gamma_k, \gamma_{k+1}]$. Cette distribution peut être calculée car le SNR reçu suit une densité de probabilité connue. En effet, dans un environnement d'évanouissements de Rayleigh en présence de bruit blanc gaussien, le SNR suit une loi exponentielle de paramètre $\bar{\gamma}$ qui représente le SNR moyen). Soit P_k la probabilité d'être dans l'état k . P_k est donc l'intégrale sur $[\gamma_k, \gamma_{k+1}]$ de la densité de probabilité de SNR $p(\gamma)$:

$$\begin{aligned} P_k &= \int_{\gamma_k}^{\gamma_{k+1}} p(\gamma) d\gamma \\ &= \exp\left(-\frac{\gamma_k}{\bar{\gamma}}\right) - \exp\left(-\frac{\gamma_{k+1}}{\bar{\gamma}}\right) \end{aligned} \quad (2.17)$$

La distribution de probabilité stationnaire est le vecteur $\pi^* = [P_0 \ P_1 \ \dots \ P_{n-1}]$.

Matrice de probabilités de transition entre états

Tous les éléments de la matrice de transition P sont compris entre 0 et 1. De plus, la somme des éléments d'une ligne de cette matrice doit être égale à 1. La matrice P contient les probabilités de transition vers un autre état incluant le même état.

Étant donné qu'on adopte un modèle discret, le canal sera considéré comme constant pendant une période d'échantillonnage T_e . Le choix de la valeur de T_e sera discuté à la Section 2.3.1.3. $P_{k,j}$ représente la probabilité de passer dans l'état k à l'instant $(k+1)T_e$ en se trouvant dans l'état j à l'instant kT_e . $P_{k,k}$ est la probabilité de rester dans le même état. En émettant l'hypothèse que les évanouissements du canal sont relativement lents par rapport à la période d'échantillonnage T_e , les seules transitions possibles se font entre états adjacents. Par conséquent, la probabilité de deux transitions consécutives est nulle [62, 65] :

$$P_{k,j} = 0, \quad |k - j| \geq 2. \quad (2.18)$$

Les probabilités de transition peuvent être déterminées en utilisant le taux de traversée de seuil évalué aux différentes bornes des intervalles de SNR. Le calcul des éléments de la matrice de transition est donnée par les équations 2.19 et 2.26. Le lecteur peut se référer

à [62], [65] pour plus de détails sur le calcul de ces probabilités.

$$\begin{cases} P_{k,k+1} = \frac{Nr_{k+1}T_e}{P_k}, & \text{si } 0 \leq k \leq n-1 \\ P_{k,k-1} = \frac{Nr_k T_e}{P_k}, & \text{si } 1 \leq k \leq n \end{cases} \quad (2.19)$$

$$P_{k,k} = \begin{cases} 1 - P_{k,k+1} - P_{k,k-1}, & \text{si } 0 \leq k \leq n \\ 1 - P_{0,1}, & \text{si } k = 0 \\ 1 - P_{n,n-1}, & \text{si } k = n \end{cases} \quad (2.20)$$

où

- Nr_k est le taux de traversée du niveau de SNR γ_k . Le calcul de Nr a été développé dans la Section 2.2. Rappelons l'expression de Nr_k :

$$Nr_k = \sqrt{\frac{2\pi\gamma_k}{\bar{\gamma}}} f_d \exp\left(-\frac{\gamma_k}{\bar{\gamma}}\right) \quad 0 \leq k \leq n \quad (2.21)$$

- P_k est la probabilité d'être dans l'état k
- T_e représente la période d'échantillonnage

La matrice de probabilités de transition est alors de la forme :

$$P = \begin{bmatrix} P_{1,1} & P_{1,2} & 0 & . & . & . & 0 \\ P_{2,1} & P_{2,2} & P_{2,3} & . & . & . & 0 \\ 0 & P_{3,2} & P_{3,3} & P_{3,4} & . & . & 0 \\ . & . & . & . & . & . & . \\ . & . & . & . & . & . & . \\ . & . & . & . & . & . & . \\ 0 & . & . & . & 0 & P_{n,n-1} & P_{n,n} \end{bmatrix} \quad (2.22)$$

Le modèle de FSMC est défini par la matrice de transition P , et la distribution de probabilité stationnaire π^* . Il reste toutefois à trouver le nombre d'états, et la méthode de partitionnement de SNR. Ces deux éléments seront évalués en utilisant la technique de l'adaptation de la modulation et du codage.

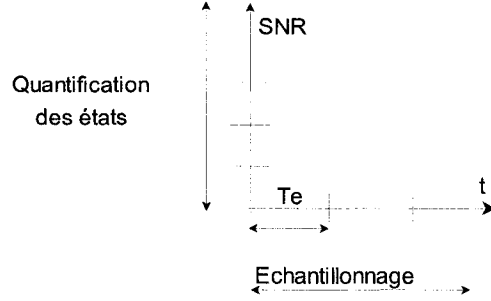


FIG. 2.5 Méthode de discrétisation

2.3.1.3 Intervalle d'échantillonnage

Rappelons qu'on adopte un modèle de chaîne de Markov discrète. Il convient par conséquent de donner quelques explications sur la méthode de discrétisation du temps et du SNR. Dans un premier temps, l'échelle du temps est échantillonnée à partir d'une période d'échantillonnage T_e . Ensuite, les valeurs de SNR sont subdivisées en intervalles successifs et disjoints pour chacun des états de la chaîne.

Échantillonnage

L'échantillonnage est l'opération qui consiste à transformer un signal continu en signal discret en récupérant des valeurs à intervalle de temps régulier. Cet intervalle de temps représente la période d'échantillonnage.

Pour choisir la période d'échantillonnage, notée T_e , nous allons d'abord définir la notion de temps de cohérence T_c . Cette dernière est l'intervalle de temps pendant lequel le processus d'évanouissement du canal est fortement corrélé. Pendant cette période, les distorsions temporelles du canal restent négligeables. Le signal peut être considéré constant pendant cet intervalle de temps. Le temps de cohérence T_c est donné par l'équation 2.23.

$$T_c = \frac{9}{16\pi f_d}. \quad (2.23)$$

L'échantillonnage doit être effectué en prenant en compte l'hypothèse de stationnarité du signal. Puisque pendant le temps de cohérence T_c , il y a peu de distorsions, on doit donc

choisir une période d'échantillonnage T_e significativement inférieure à T_c .

$$T_e \ll T_c. \quad (2.24)$$

Nous choisissons donc $T_e = 1/100f_d$. Ceci justifie donc que les transitions ne se produisent qu'entre deux états adjacents.

2.3.2 Procédé d'adaptation de la modulation et du codage

Les états sont obtenus en quantifiant ou en partitionnant le SNR, en utilisant le procédé d'adaptation de la modulation et du codage.

2.3.2.1 Principe

La technique d'Adaptation de la Modulation et du Codage (notée AMC) implémentée au niveau de la couche physique, a été proposée pour parer aux conséquences des évanouissements du signal causés par le canal de propagation. Cette technique a été étudiée et utilisée dans de nombreux travaux de recherche, entre autres [25], [26], [41], [42], [66], [27], afin d'adapter dynamiquement les paramètres de transmission aux conditions du canal variant dans le temps. Les paramètres de transmission ciblés sont la modulation et le codage. Il a été démontré que l'AMC maximise l'efficacité spectrale des réseaux sans fil tout en minimisant le taux d'erreur. Le standard 802.11g utilisé dans ce projet propose différents paramètres de transmission et donc plusieurs valeurs de taux de transmission, chacun correspondant à une modulation et un codage particulier.

La technique AMC utilise le rapport signal à bruit (SNR) comme indicateur de la qualité du canal sans fil. En fonction du SNR instantané reçu, le système choisit un schéma de modulation et un codage spécifique afin de respecter une certaine valeur de taux d'erreur de paquet. A partir de la Figure 2.6, on constate que selon du SNR reçu, certains schémas de modulation sont plus appropriés que d'autres. Illustrons nos propos par un exemple.

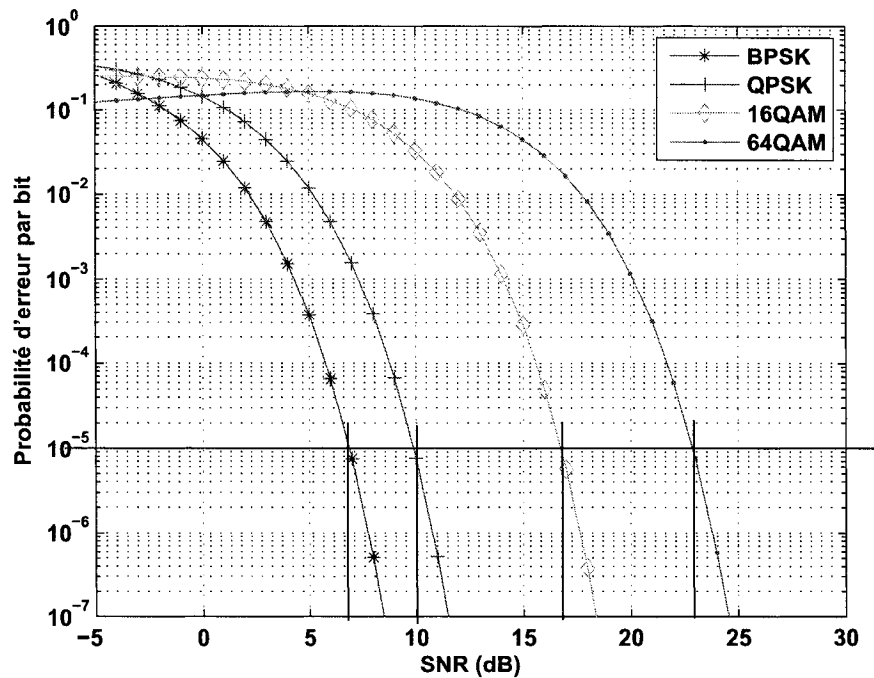


FIG. 2.6 BER en fonction du SNR pour différents schémas de modulation

Exemple : Supposons qu'on veuille garantir une probabilité d'erreur par bit (BER) de 10^{-5} . Afin de respecter cette valeur critère, il est évident d'après la Figure 2.6 qu'on devrait changer de modulation en fonction du SNR. Si le système de communication n'utilisait qu'un seul type de modulation, par exemple la modulation 64 QAM, la probabilité d'erreur par bit à garantir ne serait respectée que pour des valeurs élevées du SNR. Pour des valeurs faibles de SNR, la probabilité d'erreur par bit aurait été trop élevée et elle n'aurait pas été adaptée à certaines applications multimédia. Par conséquent, il est important d'adapter la modulation et le codage afin d'améliorer les performances des réseaux en terme de taux d'erreur de paquet.

2.3.2.2 Paramètres de transmission

Les paramètres de transmission considérés ici sont la modulation et le codage convolutionnel utilisés dans le standard IEEE 802.11g. Un mode correspond au couplage d'un schéma de modulation particulier et d'un taux de codage convolutionnel spécifique. Un tel couplage

Mode	Modulation	Taux de codage	Taux de transmission
1	BPSK	1/2	6 Mbps
2	BPSK	3/4	9 Mbps
3	QPSK	1/2	12 Mbps
4	QPSK	3/4	18 Mbps
5	16QAM	1/2	24 Mbps
6	16QAM	3/4	36 Mbps
7	64QAM	2/3	48 Mbps
8	64QAM	3/4	54 Mbps

TAB. 2.2 Taux de transmission du standard IEEE 802.11g pur

permet d'atteindre des taux de transmissions très élevés. Le Tableau 2.2 présente huit modes de transmission possibles se basant sur trois taux de codages convolutionnels (1/2, 2/3, 3/4) et quatre types de modulations (BPSK, QPSK, 16QAM, 64QAM). Ces modes de transmission offrent des débits variant de 6 Mbps à 54 Mbps.

Choix des paramètres de transmission

Nous allons à présent justifier le choix du nombre de modes de transmission que nous utiliserons pour la modélisation du canal sans fil. Comme nous l'avons spécifié précédemment, le standard IEEE 802.11g propose huit modes de transmission différents. Cependant, ces modes ne sont pas tous également efficaces. Les modes obligatoires stipulés par cette norme sont les modes 1, 3 et 5, correspondant respectivement aux taux de transmission 6, 12 et 24 Mbps. Il a été démontré dans [14] que les performances en terme de débit effectif obtenues avec le mode 3 (modulation QPSK avec un taux de codage 1/2) sont toujours meilleures que celles obtenues avec le mode 2 (modulation BPSK avec un taux de coadge 3/4) en considérant une large plage de SNR moyen et différentes tailles de paquets. La justification donnée dans [14] est que malgré que le taux d'erreur pour une modulation QPSK soit plus élevé que pour une modulation BPSK, les performances du code convolutionnel avec taux de codage 1/2 ont un effet dominant sur les moins bonnes performances du code convolutionnel avec un taux de codage 3/4. De plus, les auteurs de [4] ont démontré que

les performances en terme de taux d'erreur de paquet sont moins bonnes avec le mode 2 (correspondant au taux de transmission 9 Mbps) pour plusieurs valeurs de SNR.

Par conséquent, nous choisirons les six taux de transmission suivants : 6, 12, 18, 24, 36, et 54 Mbps. Le choix de ne pas considérer le mode 7 au taux de transmission 48 Mbps est arbitraire, et ne change pas la suite de notre étude. On note Φ l'ensemble des modes de transmissions choisis, $\Phi = 6, 12, 18, 24, 36, 54$. Posons K le nombre d'éléments de cet ensemble, $K = 6$.

2.3.2.3 Partitionnement du SNR

La méthode de partitionnement du SNR présentée dans cette section est inspirée de l'étude réalisée dans [42]. Les modes de transmission spécifiques du schéma de l'AMC sont construits comme suit. On partitionne le SNR en $K + 1$ intervalles disjoints et consécutifs, résultant en $K + 2$ bornes notées $\{\gamma_k\}_{k=0}^{K+1}$ avec $\gamma_0 < \gamma_1 < \dots < \gamma_K < \gamma_{K+1}$, où K est le nombre de modes de transmission. On supposera que $\gamma_0 = 0$ et $\gamma_{K+1} = \infty$.

Le mode de transmission indicé par k sera choisi si le SNR instantané $\gamma(t) \in [\gamma_k, \gamma_{k+1}]$, où $k = 1, \dots, K$. Les modes retenus sont exposés dans le Tableau 2.3. Lorsque le SNR reçu γ est très faible, c'est-à-dire que $\gamma \in [0, \gamma_1]$, on supposera que les paquets sont envoyés avec le taux de transmission le plus bas, soit 6 Mbps, et la probabilité d'erreur de paquet moyenne sur l'intervalle, sera dans ce cas précis, considérée comme étant élevée.

De plus, tel que mentionné précédemment dans la Section 2.3.1.1, chaque mode de transmission est associé à une probabilité d'erreur de paquet moyenne, notée $P(\bar{E})_k$, sur l'intervalle $[\gamma_k, \gamma_{k+1}]$. L'objectif est de sélectionner les bornes de l'intervalle de tel sorte que $P(\bar{E})_k \simeq P_0$ où P_0 est le taux d'erreur par paquet à respecter. L'évaluation de la probabilité d'erreur de paquet moyenne $P\bar{E}R_k$ passe par la détermination du taux d'erreur de paquet $P(E)_k$ dépendant du type de modulation, du taux de codage et de la taille L du paquet à transmettre. Le calcul de la probabilité d'erreur de paquet est décrit dans la section suivante.

Taux de transmission	Index du mode AMC	Modulation	Taux de codage
6 Mbps	1	BPSK	1/2
12 Mbps	2	QPSK	1/2
18 Mbps	3	QPSK	3/4
24 Mbps	4	16QAM	1/2
36 Mbps	5	16QAM	3/4
54 Mbps	6	64QAM	3/4

TAB. 2.3 Modes de transmission choisis pour l'AMC

La probabilité d'erreur de paquet moyenne $P(\bar{E})_k$ dans l'intervalle $[\gamma_k, \gamma_{k+1}]$ est :

$$\begin{aligned}
P(\bar{E})_k &= \int_{\gamma_k}^{\gamma_{k+1}} P(E)_k(\gamma) P(\gamma \mid \gamma \in [\gamma_k, \gamma_{k+1}]) d\gamma \\
&= \int_{\gamma_k}^{\gamma_{k+1}} P(E)_k(\gamma) \frac{p(\gamma)}{P(\gamma \in [\gamma_k, \gamma_{k+1}])} d\gamma \\
&= \int_{\gamma_k}^{\gamma_{k+1}} P(E)_k(\gamma) \frac{p(\gamma)}{P_k} d\gamma \\
&= \frac{1}{P_k} \int_{\gamma_k}^{\gamma_{k+1}} P(E)_k(\gamma) p(\gamma) d\gamma \\
&= \frac{1/\bar{\gamma}}{\exp(-\frac{\gamma_k}{\bar{\gamma}}) - \exp(-\frac{\gamma_{k+1}}{\bar{\gamma}})} \int_{\gamma_k}^{\gamma_{k+1}} P(E)_k(\gamma) \exp\left(-\frac{\gamma}{\bar{\gamma}}\right) d\gamma
\end{aligned} \tag{2.25}$$

Le terme $P(k)$ apparaissant à la troisième ligne de l'équation 2.25 représente la probabilité de choisir le mode k :

$$\begin{aligned}
P_k &= \int_{\gamma_k}^{\gamma_{k+1}} p(\gamma) d\gamma \\
&= \int_{\gamma_k}^{\gamma_{k+1}} \frac{1}{\bar{\gamma}} \exp\left(-\frac{\gamma}{\bar{\gamma}}\right) d\gamma \\
&= \exp\left(-\frac{\gamma_k}{\bar{\gamma}}\right) - \exp\left(-\frac{\gamma_{k+1}}{\bar{\gamma}}\right)
\end{aligned} \tag{2.26}$$

où $\bar{\gamma}$ est le SNR moyen.

Pour une taille de paquet donnée, et un taux d'erreur de paquet à respecter, les bornes de SNR $\{\gamma_k\}_{k=0}^{K+1}$ peuvent être calculées en utilisant la densité de probabilité du SNR, et les

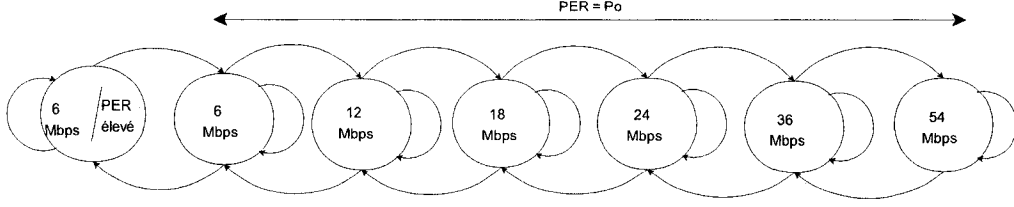


FIG. 2.7 Modèle de chaîne de Markov

expressions de probabilité d'erreur de paquet des codes convolutionnels pour chaque mode de transmission. Les auteurs de [42] proposent une méthode de partitionnement du SNR, qui est la suivante :

- *Paramètres d'entrée* :
 - L la taille du paquet à transmettre
 - $P(\bar{E})_k$ le taux d'erreur de paquets moyen dans le mode k qui est une fonction de L , de la modulation et du codage
 - P_0 le taux d'erreur de paquets à respecter
 - $\bar{\gamma}$ le SNR moyen reçu
- *Résultats en sortie* :
 - ensemble des points $\{\gamma_k\}_{k=0}^{K+1}$
- *Étapes de l'algorithme* :
 1. posons $k = K$ et $\gamma_{K+1} = \infty$
 2. pour chaque k , chercher l'unique $\gamma_k \in [0, \gamma_{k+1}]$ satisfaisant $P(\bar{E})_k = P_0$
 3. si $k > 1$, $k = k - 1$, et aller à l'étape 2 ; sinon aller à l'étape 4
 4. $\gamma_0 = 0$

Récapitulons ce qui se passe dans chaque intervalle, comme l'illustre la Figure 2.7 :

- Si $\gamma \in [0, \gamma_1]$, le taux de transmission est de 6 Mbps et la probabilité d'erreur de paquet moyenne est de 10^{-2}
- Si $\gamma \in [\gamma_1, \gamma_2]$, le taux de transmission est celui du mode 1 et la probabilité $P(\bar{E})_k$ est environ de P_0
- Si $\gamma \in [\gamma_2, \gamma_3]$, le taux de transmission est celui du mode 2, $P(\bar{E})_k$ est environ de P_0
- ...
- Si $\gamma \in [\gamma_K, \gamma_{K+1}]$, le taux de transmission est celui du mode K, $P(\bar{E})_k$ est environ de P_0

2.3.2.4 Taux d'erreur de paquet

L'objectif de cette section est de trouver une expression de la probabilité d'erreur de paquet $P(\bar{E})_k$ pour chaque mode de transmission. Ceci nous permettra ensuite de calculer le taux d'erreur moyen dans chaque mode, et les bornes des intervalles de SNR.

La probabilité d'erreur de paquet (en anglais *Packet Error Rate (PER)*) dépend de la modulation et du taux de codage convolutionnel choisis, mais aussi de la taille du paquet à transmettre.

Probabilité d'erreur de paquet

Pour calculer la probabilité d'erreur de paquet, nous utilisons la borne union sur la probabilité d'erreur donnée dans [52] sous les hypothèses suivantes :

- utilisation d'un codage convolutionnel binaire
- utilisation d'un décodeur de Viterbi sur un canal à quantification dure.

Pour un paquet de longueur L octets et étant dans le mode de transmission m , la probabilité d'erreur de paquet est donnée par l'équation 2.27, où γ est le rapport signal à bruit.

$$P_e^m(L, \gamma) \leq 1 - (1 - P_u^m(\gamma))^{8L} \quad (2.27)$$

où $P_u^m(\gamma)$ est la probabilité d'erreur de séquence pour le mode de transmission m . Elle dépend des coefficients a_d caractéristiques du code convolutionnel choisi.

$$P_u^m(\gamma) = \sum_{d=d_{libre}}^{\infty} a_d P_d^m(\gamma) \quad (2.28)$$

où d_{libre} est la distance libre pour le code convolutionnel choisi pour le mode m et a_d est le nombre total d'erreurs de poids d . Les valeurs de d_{libre} et a_d se trouvent dans [13]. $P_d^m(\gamma)$ est la probabilité d'erreur pour un chemin incorrect qui diffère du chemin correct sur d symboles. Lorsque le décodage est utilisé sur un canal à quantification dure, la probabilité

d'erreur P_d^m est :

$$P_d^m = \begin{cases} \sum_{k=(d+1)/2}^d \binom{d}{k} p^k (1-p)^{d-k} & \text{si } d \text{ impair} \\ \frac{1}{2} \binom{d}{d/2} p^{d/2} (1-p)^{d/2} + \sum_{k=d/2+1}^d \binom{d}{k} p^k (1-p)^{d-k} & \text{si } d \text{ pair} \end{cases} \quad (2.29)$$

où $p = P^m(\gamma)$ représente la probabilité d'erreur par bit pour la modulation sélectionnée.

Probabilité d'erreur par bit

Il a été montré dans [51] que dans un canal à bruit blanc gaussien, de moyenne nulle et de densité spectrale de puissance égale à $N_o/2$, la probabilité d'erreur par bit pour une modulation BPSK :

$$P_b = Q\left(\sqrt{2\frac{E_s}{N_o}}\right) = Q\left(\sqrt{2\frac{E_b}{N_o}}\right). \quad (2.30)$$

où E_s/N_o est le rapport signal à bruit moyen, E_b/N_o le rapport signal à bruit par bit, et la fonction Q est définie comme : $Q(x) = \int_x^\infty \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \exp -y^2/2 dy$. Pour une modulation QAM M-aire ($M=4, 16, 64$), la probabilité d'erreur par symbole est :

$$P_s = P_M = 1 - (1 - P_{\sqrt{M}})^2. \quad (2.31)$$

avec $P_{\sqrt{M}}$ la probabilité d'erreur par symbole pour une modulation PAM $\sqrt{M}$ -aire.

$$\begin{aligned} P_{\sqrt{M}} &= 2 \left(1 - \frac{1}{\sqrt{M}}\right) Q\left(\sqrt{\frac{3}{M-1} \frac{E_s}{N_o}}\right) \\ &= 2 \left(1 - \frac{1}{\sqrt{M}}\right) Q\left(\sqrt{\frac{3k}{M-1} \frac{E_b}{N_o}}\right) \end{aligned} \quad (2.32)$$

Pour une modulation QAM, il y a $k = \log_2 M$ bits par symbole. Avec un codage de Gray, la probabilité d'erreur par bit pour une modulation QAM M-aire, peut être approximée par :

$$P_b^{(M)} \approx \frac{1}{\log_2 M} P_M. \quad (2.33)$$

d'où :

$$P^m(\gamma) \approx \frac{1}{\log_2 M} P_M. \quad (2.34)$$

où M est la taille de la constellation pour le mode de transmission m .

Approximation de la probabilité d'erreur de paquet

À partir de la borne union sur la probabilité d'erreur de paquet (équation 2.27), un ensemble de courbes a été tracé pour les six modes de transmission choisis pour notre étude et pour une taille de paquets de 1440 octets (Figure 2.8). Le choix de 1440 octets s'explique par le fait qu'il a été démontré dans [49], que la performance des réseaux WLAN 802.11 est meilleure lorsqu'on transmet des grands paquets, puisqu'il y a moins d'overhead dû au processus de contention de la couche MAC.

Afin de pouvoir résoudre facilement l'équation donnant les bornes des intervalles de SNR, et d'avoir une expression assez simple du taux d'erreur moyen $P\bar{E}R_k$, nous avons choisi de faire une approximation exponentielle des courbes tracées. Une approximation polynomiale aurait bien sûr été possible, mais l'approximation sous forme exponentielle est préférable dans un souci de simplification de calculs. En effet, d'après l'équation 2.25, on remarque que si la probabilité d'erreur PER_k est sous forme exponentielle, le calcul de l'intégrale sera beaucoup plus simple. La Figure 2.8 montre que les courbes de probabilité d'erreur de paquet se maintiennent à la valeur 1 jusqu'à une certaine valeur de SNR γ_{pm} , puis peuvent être approximées par une fonction exponentielle. Par conséquent, la probabilité d'erreur de paquet en fonction du SNR γ peut se mettre sous la forme :

$$P(E) \approx \begin{cases} 1 & \text{si } 0 \leq \gamma \leq \gamma_{pm} \\ a \exp(-g\gamma) & \text{si } \gamma \geq \gamma_{pm}. \end{cases} \quad (2.35)$$

Pour chaque mode de transmission et taille des paquets, nous allons trouver les coefficients d'approximation $\{a_k, g_k\}$ (k représente l'indice du mode) en réalisant des approximations

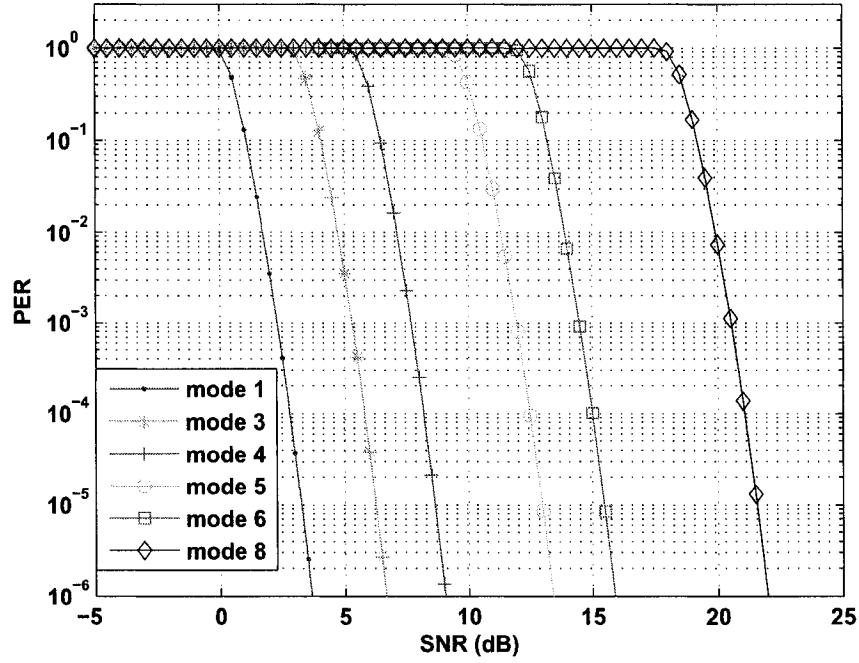


FIG. 2.8 PER en fonction du SNR pour une taille de paquet de 1440 octets

exponentielles. Les valeurs de ces coefficients se trouvent dans l'Annexe I.

$$\begin{aligned}
 P(E)_1 &= a_1 \exp(-g_1 * \gamma) \\
 P(E)_3 &= a_3 \exp(-g_3 * \gamma) \\
 P(E)_4 &= a_4 \exp(-g_4 * \gamma) \\
 P(E)_5 &= a_5 \exp(-g_5 * \gamma) \\
 P(E)_6 &= a_6 \exp(-g_6 * \gamma) \\
 P(E)_8 &= a_8 \exp(-g_8 * \gamma)
 \end{aligned} \tag{2.36}$$

L'équation 2.25 devient donc :

$$P(\bar{E})_k \approx \frac{a_k}{1 + \bar{\gamma}g_k} \frac{\exp^{-(g_k + \frac{1}{\bar{\gamma}})\gamma_k} - \exp^{-(g_k + \frac{1}{\bar{\gamma}})\gamma_{k+1}}}{\exp^{-\frac{\gamma_k}{\bar{\gamma}}} - \exp^{-\frac{\gamma_{k+1}}{\bar{\gamma}}}} \tag{2.37}$$

A partir de l'équation 2.37, des coefficients d'approximation $\{a_k, g_k\}$, du SNR moyen $\bar{\gamma}$, et du taux d'erreur à garantir, les bornes des intervalles de SNR $\{\gamma_k\}$ peuvent être estimées de sorte que $P(\bar{E})_k \approx P_0$.

Récapitulatif

Le canal à évanouissements de Rayleigh est modélisé par une chaîne de Markov discrète à 7 états (Figure 2.7), dont les probabilités de transition sont calculées par les équations 2.19 et 2.26. Chaque état est caractérisé par une valeur de taux de transmission et est associé à un intervalle de SNR. Les bornes de ces intervalles sont déterminées en utilisant le procédé d'adaptation de la modulation et du codage. Finalement, cette modélisation peut être vue comme un algorithme d'adaptation du taux de transmission de données, dépendant des conditions du médium sans fil.

2.4 Vérification des propriétés

Dans cette section, nous allons chercher à vérifier quelques caractéristiques des chaînes de Markov discrètes et du canal sans fil de Rayleigh. Nous mettrons en valeur notamment :

- La distribution de probabilité stationnaire
- Le taux de traversée de seuil du SNR

Dans un premier temps, une brève explication de la méthode de simulation des chaînes de Markov sera donnée. Puis, une vérification de certaines propriétés sera effectuée.

2.4.1 Simulation d'une chaîne de Markov

Il existe différentes méthodes pour simuler des chaînes de Markov. On peut citer par exemple la méthode cumulative des probabilités, ou encore la méthode basée sur le temps passé dans chaque état. Dans ce projet, nous choisissons la méthode cumulative des probabilités. Considérons une chaîne de Markov discrète à trois états. Les états sont indicés par les chiffres 1, 2 et 3.

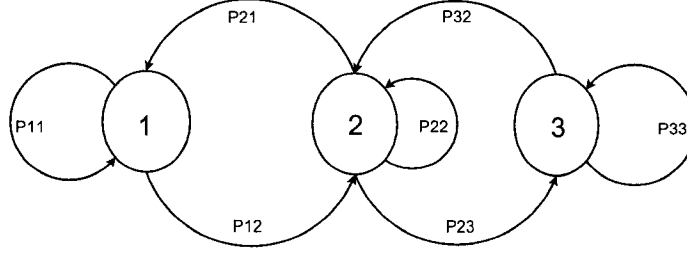


FIG. 2.9 Chaîne de Markov discrète à trois états

Les probabilités de transition entre états sont notées P_{ij} avec $i, j = 1, 2, 3$. À chaque intervalle de temps T_e , une variable aléatoire notée β uniformément distribuée dans l'intervalle $[0, 1]$ est générée, et est ensuite comparée aux différentes probabilités de transition. Le passage d'un état à l'autre se déroule comme suit :

- Si on se trouve dans l'état 1 :

$$\begin{cases} 1 \rightarrow 2 & \text{si } \beta > P_{11} \\ 1 \rightarrow 1 & \text{si } \beta \leq P_{11} \end{cases} \quad (2.38)$$

- Si on se trouve dans l'état 2 :

$$\begin{cases} 2 \rightarrow 1 & \text{si } \beta \leq P_{21} \\ 2 \rightarrow 2 & \text{si } P_{21} \leq \beta \leq P_{21} + P_{22} \\ 2 \rightarrow 3 & \text{si } \beta > P_{21} + P_{22} \end{cases} \quad (2.39)$$

- Si on se trouve dans l'état 3 :

$$\begin{cases} 3 \rightarrow 2 & \text{si } \beta \leq P_{32} \\ 3 \rightarrow 3 & \text{si } \beta > P_{32} \end{cases} \quad (2.40)$$

Si on généralise ces résultats aux chaînes ayant plus de trois états, on aura ici encore trois cas particuliers comme illustrés sur la Figure 2.10 : le premier état de la chaîne, le dernier état de la chaîne et les états se trouvant au milieu.

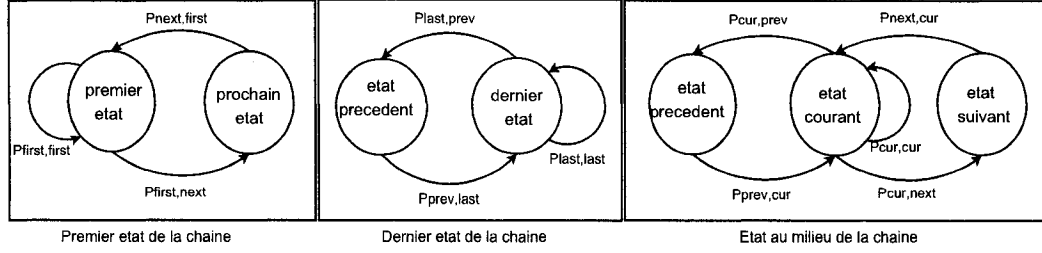


FIG. 2.10 Cas particuliers d'états d'une chaîne de Markov discrète

Les probabilités $P_{1,1}$, $P_{N,N}$, $P_{l,l}$, sont respectivement les probabilités de rester dans le premier état 1, dans le dernier état N , et un quelconque état l . Elles sont représentées par $P_{first,first}$, $P_{cur,cur}$ et $P_{last,last}$ sur la Figure 2.10.

– Si on se trouve dans le premier état de la chaîne :

1. Passage à l'état suivant
si $\beta > P_{1,1}$
2. On reste dans le premier état
si $\beta \leq P_{1,1}$

– Si on est ni dans le premier état, ni dans le dernier état :

1. Passage à l'état précédent
si $\beta \leq P_{l,l-1}$
2. On reste dans l'état actuel
si $P_{l,l-1} \leq \beta \leq P_{l,l-1} + P_{l,l}$
3. Passage à l'état suivant
si $\beta > P_{l,l-1} + P_{l,l}$

– Si on se trouve dans le dernier état de la chaîne :

1. Passage à l'état précédent
si $\beta \leq P_{N,N-1}$
2. On reste dans le dernier état
si $\beta > P_{N,N-1}$

$\bar{\gamma}$	20 dB
P_o	10^{-5}
L	1440 octets
f_c	2.4 GHz
v	1 m/s
T_e	2 ms
f_e	500 Hz
N	50000

TAB. 2.4 Paramètres utilisés pour les simulations sous Matlab

2.4.2 Détermination des propriétés

Pour valider la modélisation du canal, nous allons déterminer la distribution de probabilité stationnaire de la chaîne de Markov qui démontre le bon fonctionnement de celle-ci. Puis, nous étudierons le taux de traversée de seuil, caractéristique propre à la variation du canal sans fil. Cela nous permettra de vérifier si le modèle de chaîne de Markov proposé représente de manière adéquate le canal de Rayleigh. Une étude comparative sera faite entre les résultats obtenus par simulation et les résultats théoriques.

2.4.2.1 Plate-forme de simulation

Les simulations ont été réalisées à l'aide du logiciel Matlab. Le Tableau 2.4 montre les paramètres utilisés pour nos simulations : $\bar{\gamma}$ le SNR moyen du canal, P_o le taux d'erreur, L la taille des paquets à transmettre, f_c la fréquence porteuse du signal, qui est de 2.4 GHz dans le standard 802.11g, v la vitesse de déplacement du mobile, f_e la fréquence d'échantillonnage, T_e la période d'échantillonnage, N la durée de simulation de la chaîne en nombre d'échantillons. À partir de ces paramètres, et des équations 2.19, nous pouvons calculer la matrice de transition P nécessaire pour la simulation de la chaîne de Markov. Les bornes des intervalles de SNR (en dB) calculées pour les paramètres considérés sont exposées dans le Tableau 2.5.

Indice de l'état de la chaîne	Débit (Mbps)	Intervalle de SNR (dB)
0	6 (taux d'erreur élevé)	$[-\infty, 2.541]$
1	6	$[2.541, 5.656]$
2	12	$[5.656, 7.819]$
3	18	$[7.819, 12.370]$
4	24	$[12.370, 14.443]$
5	36	$[14.443, 20.867]$
6	54	$[20.867, \infty]$

TAB. 2.5 Bornes des intervalles de SNR en dB

Les équations 2.19 et 2.26 donnent la matrice de transition P suivante :

$$P = \begin{bmatrix} 0.7033 & 0.2967 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0.2880 & 0.3073 & 0.4046 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0.3279 & 0.2613 & 0.4107 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0.0931 & 0.7664 & 0.1405 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0.1663 & 0.6438 & 0.1899 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0.0346 & 0.9371 & 0.0283 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0.0443 & 0.9557 \end{bmatrix} \quad (2.41)$$

La simulation de la chaîne génère une suite d'états qu'on stocke dans un vecteur. Ce vecteur nous servira ensuite à vérifier les propriétés statistiques de la chaîne. Pour simuler le FSMC, il faut fixer au préalable une distribution de probabilité initiale définissant l'état initial dans lequel se trouve la chaîne (par conséquent le canal). Le déroulement stationnaire de la chaîne est indépendant de la distribution de probabilité initiale. Le passage d'un état à l'autre se fait par méthode cumulative des probabilités (voir Section 2.4.1). À l'état initial, à $t = 0$, supposons que le canal se trouve dans l'état 2. L'état 2 correspond à un taux de transmission de 12 Mbps. La distribution de probabilité initiale π^0 est alors :

$$\pi^0 = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix} \quad (2.42)$$

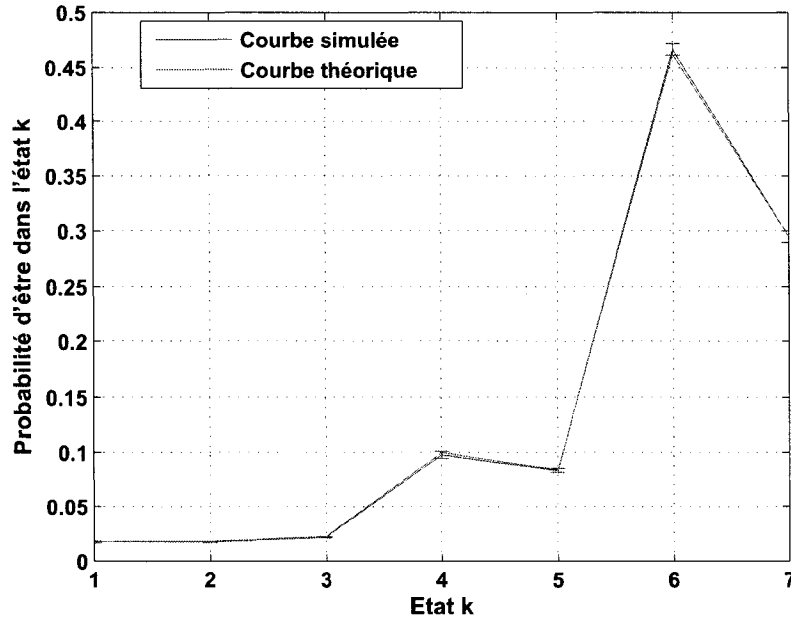


FIG. 2.11 Distribution de probabilité stationnaire

2.4.2.2 Vérification

Distribution de probabilité stationnaire

Pour valider la chaîne de Markov, nous allons d'abord vérifier que nous obtenons les mêmes vecteurs de distribution de probabilité stationnaire que ceux trouvés par la théorie à partir de l'équation aux vecteurs propres et de l'équation 2.26. Soit V la distribution de probabilité stationnaire, et $P_{exp}(k)$ la probabilité de se trouver dans l'état k (déterminé par simulation). La probabilité $P_{exp}(k)$ est le rapport entre le nombre d'occurrences de l'état k et le nombre total d'états. La Figure 2.11 illustre les distributions de probabilité stationnaire théorique et expérimentale, et démontre une cohérence entre les deux résultats. Les intervalles de confiance à 95 % sont indiqués sur la figure. Les erreurs relatives et absolues ont été calculées à partir des formules 2.43 et sont données dans le Tableau 2.6.

$$\begin{cases} \text{Erreur Absolue} = |\text{Valeur théorique} - \text{Valeur expérimentale}| \\ \text{Erreur Relative} = \frac{\text{Erreur Absolue}}{\text{Valeur théorique}} \end{cases} \quad (2.43)$$

Distribution théorique	Distribution simulée	Erreur absolue	Erreur relative
0.0178	0.0175	0.0003	0.0148
0.0183	0.0176	0.0007	0.0368
0.0226	0.0220	0.0006	0.0257
0.0998	0.0978	0.0020	0.0196
0.0843	0.0835	0.0008	0.0095
0.4623	0.4666	0.0043	0.0093
0.2949	0.2949	0.00004	0.0002

TAB. 2.6 Résultats obtenus pour la distribution de probabilité

Nous constatons que les valeurs théoriques et expérimentales sont du même ordre de grandeur. De plus, la faible différence entre ces valeurs en terme d'erreur absolue permet de vérifier la validité du modèle.

Taux de traversée de seuil de SNR

On peut essayer de reconstruire l'évolution du SNR par la connaissance du taux de transmission, puisque nous savons que chaque état de la chaîne correspond à un intervalle de SNR (voir Section 2.3.1). Le SNR instantané γ est un nombre aléatoire distribué dans l'intervalle de SNR correspondant au taux de transmission considéré. Le taux de traversée d'un seuil γ s'obtient en dénombrant le nombre de fois que le signal dépasse une valeur de seuil en "direction positive" (ou en "direction négative"). La Figure 2.12 illustre les taux de traversées expérimental et théorique (obtenu à partir de l'équation 2.15) pour les valeurs de seuil de SNR (en dB) entre les états de la chaîne. Les intervalles de confiance à 95 % sont indiqués sur la figure.

Le Tableau 2.7 expose les valeurs théoriques et obtenues par simulation, ainsi que les erreurs relatives et absolues. La Figure 2.12 et le Tableau 2.7 démontrent la concordance entre les deux résultats. On constate cependant que les erreurs absolues et relatives sont plus grandes que celles obtenues pour la distribution de probabilité stationnaire, car le taux de traversées simulé est déterminé à partir du signal reconstruit, tel que mentionné précédemment.

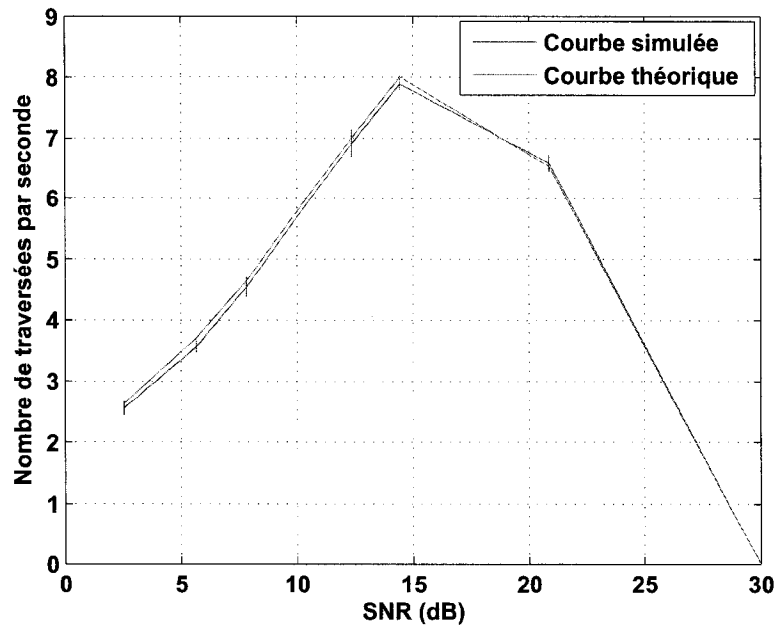


FIG. 2.12 Taux de traversée de seuil en fonction du SNR en dB

Taux de traversée théorique	Taux de traversée simulé	Erreur absolue	Erreur relative
2.6390	2.5627	0.0763	0.0289
3.7071	3.5618	0.1453	0.0392
4.6435	4.5427	0.1008	0.0217
7.0103	6.9164	0.0939	0.0134
8.0082	7.8909	0.1173	0.0146
6.5348	6.5900	0.0552	0.0084

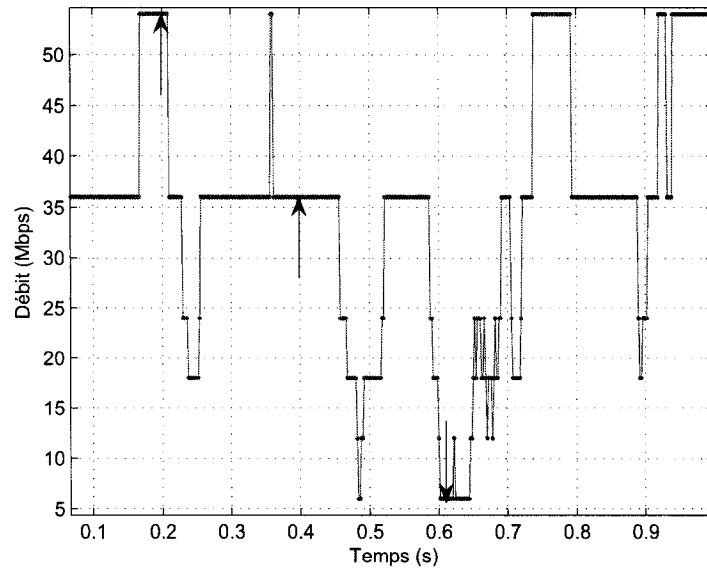
TAB. 2.7 Résultats obtenus pour le taux de traversée de seuil

2.5 Conclusion

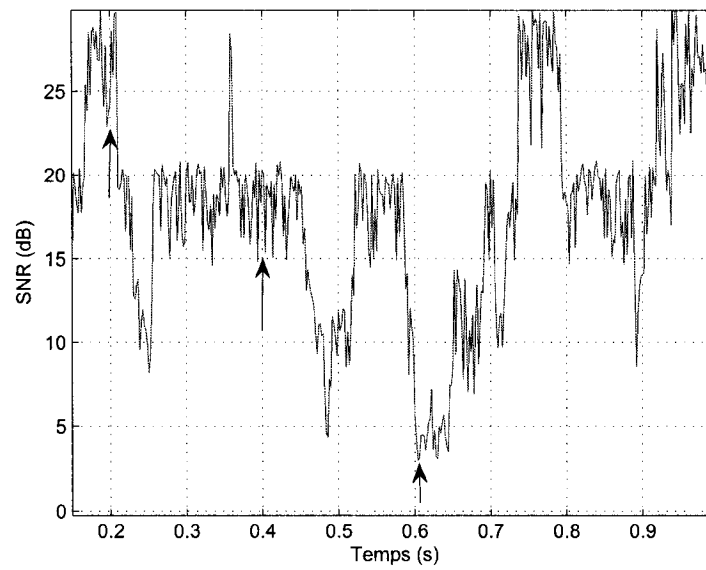
Dans ce chapitre, nous avons proposé une modélisation du canal à évanouissements de Rayleigh couplée à une configuration particulière de la couche physique. Étant donné que ce modèle sera implémenté dans le simulateur de réseaux NS-2, nous avons identifié quelques propriétés relatives au comportement de la chaîne de Markov et au canal de Rayleigh, qui seront vérifiées en guise de validation de l'implémentation.

Ce modèle donne lieu à une adaptation du débit en fonction du temps. Sur la Figure 2.13, sont représentés l'évolution du débit et du SNR instantané équivalent, au cours du temps. La courbe du débit a été tracée à partir du modèle de chaîne de Markov. La courbe de SNR instantané a été déduite de celle du débit, par reconstruction, en générant un nombre aléatoire uniformément distribué dans l'intervalle de SNR correspondant au débit considéré. Supposons à présent, qu'une source émette des paquets à intervalle constant de 0.2s. Les flèches sur la figure indiquent les instants d'émission des paquets par la source. À $t = 0.2$ s, le premier paquet est envoyé avec le taux de transmission 54 Mbps. Ensuite, à $t = 0.4$ s, les conditions du canal ont changé. Le second paquet est transmis avec le débit 36 Mbps. Puis, à $t = 0.6$ s, les conditions sont devenues mauvaises, et le troisième paquet est envoyé à un faible taux de transmission 6 Mbps. À noter qu'il y aura T_{int}/T_e itérations de la FSMC entre deux transmissions à un intervalle de T_{int} secondes

Les paramètres nécessaires pour mettre en place la modélisation proposée sont la taille des paquets L , le rapport signal-à-bruit moyen SNR, le taux d'erreur de paquet P_o et la fréquence de Doppler f_d . En effet, le calcul des éléments de la matrice de transition entre états de la chaîne de Markov passe par la détermination des bornes des intervalles de SNR, et nécessite la connaissance de la fréquence de Doppler ou de la vitesse de déplacement des mobiles (équations 2.19, 2.26). Les bornes de SNR sont quant à elles déduites à partir du taux d'erreur de paquet à garantir, du rapport signal-à-bruit moyen et des coefficients d'approximation des courbes de probabilité d'erreur de paquet dans chaque mode de transmission (équation 2.37). Ces courbes sont dépendantes de la taille de paquet. La Figure 2.14 récapitule les différentes étapes pour caractériser la chaîne de Markov pour un taux d'erreur cible.



(a) Débit au cours du temps



(b) SNR en fonction du temps

FIG. 2.13 Illustration de l'adaptation du débit au cours du temps

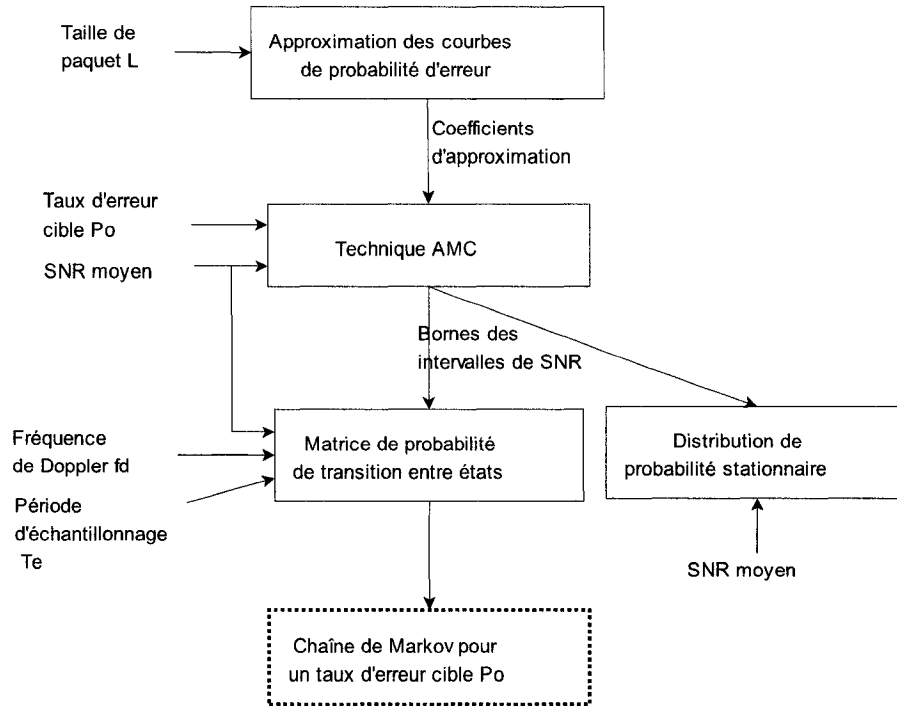


FIG. 2.14 Récapitulatif de la modélisation

Si on adopte un modèle de type *boîte noire* (Figure 2.15), les paramètres d'entrée sont L , SNR, P_o et f_d . La sortie de cette boîte noire sera l'impact des paramètres d'entrée sur les critères de performances des réseaux. Le but de ce projet étant d'évaluer l'impact de la couche physique sur les performances des réseaux, cette modélisation est tout à fait adaptée à nos objectifs. Effectivement, nous pouvons faire varier certains paramètres physiques (SNR, taux d'erreur, fréquence de Doppler), et en évaluer leurs effets. Ce modèle est particulièrement intéressant car il permet d'observer l'interaction entre la couche physique et les couches supérieures.

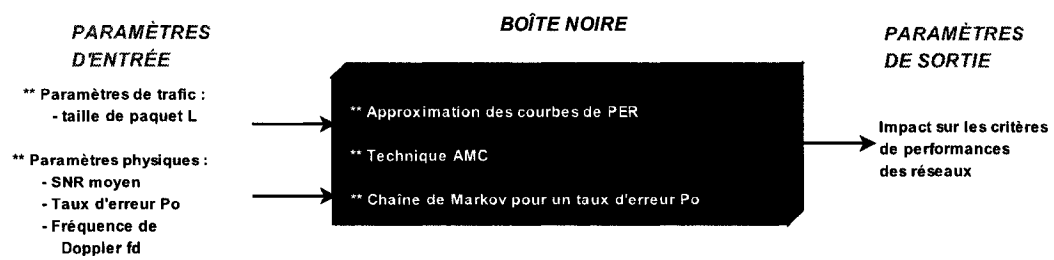


FIG. 2.15 Modèle de type boîte noire

CHAPITRE 3

IMPACT DES PARAMÈTRES PHYSIQUES

Ce chapitre vise à analyser l'effet de certains paramètres physiques identifiés dans le Chapitre 2 sur les critères de performances des réseaux. Les variables considérées sont le rapport signal-à-bruit moyen, le taux d'erreur et la fréquence de Doppler. Cette étude est réalisée en faisant fluctuer un paramètre à la fois tout en considérant les autres comme étant constants. Dans la Section 3.1, nous présentons quelques notions nécessaires à notre étude. Puis la Section 3.2 exposera l'analyse de l'influence des paramètres physiques pris en compte.

3.1 Notions préliminaires

Pour mener à bien notre analyse, il nous faut définir quelques notions, telles que le *temps d'overhead* pour la transmission d'un paquet, le débit de données moyen, et le temps de transmission d'un paquet. Nous évaluerons ensuite l'effet des paramètres physiques sur ces éléments.

3.1.1 Temps d'overhead

La transmission d'un paquet de données de longueur L octets s'accompagne de l'émission d'un certain nombre d'en-têtes, comme on peut le voir à la Figure 3.1. Ces en-têtes sont reliés au mécanisme DCF et aux différents protocoles. Ceci augmente le temps transmission et est connu sous le nom de *temps d'overhead*.

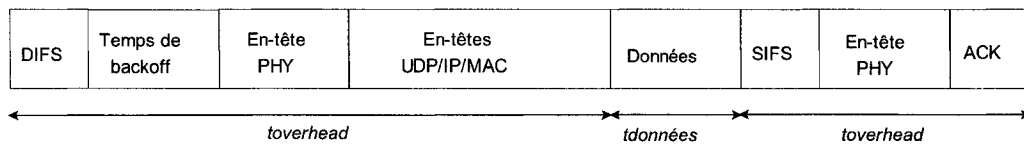


FIG. 3.1 Cycle de transmission d'un paquet

Un cycle de transmission réussie, lorsqu'aucune retransmission n'est requise, a une durée T_{succ} définie par la formule 3.1 :

$$t_{succ} = DIFS + t_{BCK} + 2 \times t_{PHY} + t_L + t_{UDP/IP/MAC} + SIFS + t_{ACK} \quad (3.1)$$

Le temps d'overhead comprend les temps inter-trames *SIFS* et *DIFS*, les temps de transmission du préambule et du PLCP de la couche physique t_{PHY} , de l'acquittement et des en-têtes des protocoles.

t_L est le temps requis pour envoyer le payload de longueur L . Il est défini comme étant le rapport de la taille du paquet en bits ($8 \times L$) sur le taux de transmission de données R .

$$t_L = \frac{8 \times L}{R} \quad (3.2)$$

t_{ACK} représente la durée requise pour acquitter la bonne réception de la trame MAC transmise. t_{ACK} est le rapport entre la taille de la trame ACK (14 octets) sur le taux de transmission des paquets de contrôle R_{cont} qui est de 6 Mbps. Le temps nécessaire pour transmettre les en-têtes de protocole UDP, IP et MAC est noté $t_{UDP/IP/MAC}$. En résumé, le temps de transmission des en-têtes des protocoles est exposé dans le tableau 3.1. On peut remarquer que dans l'équation 3.1, la valeur du temps de préambule et de PLCP est double à cause de la transmission du paquet de données et de l'acquittement.

Le temps de *backoff* t_{BCK} dépend des erreurs de transmission ainsi que du nombre d'utilisateurs dans le réseau et donc de la probabilité de collisions sur le lien et du nombre de slots disponibles. Pour simplifier le calcul de t_{BCK} , nous allons considérer que la probabilité de collisions est très faible [21, 45], et que les retransmissions ne sont dues qu'aux erreurs de transmissions dans le canal. Cela signifie qu'on prend en considération une borne inférieure. t_{BCK} est proportionnel au temps d'un slot t_{slot} . D'après [14], le temps moyen de backoff après i retransmissions est défini par l'équation 3.3 :

$$t_{BCK,i} = \frac{2^i(CW_{min} + 1) - 1}{2} \times t_{slot} \quad (3.3)$$

Overhead	Taille (octets)	Temps (μs)
En-tête IP	20	$20 \times 8 / R_{moyen}$
En-tête MAC	28	$28 \times 8 / R_{moyen}$
ACK	14	18.67
En-tête PHY	15	20
SIFS	-	10
DIFS	-	28

TAB. 3.1 Overhead par paquet envoyé en fonction du débit de données moyen

où CW_{min} est la largeur minimale de la fenêtre de la contention.

Lorsque l'acquittement n'est pas reçu, les paquets sont retransmis n fois avant la réception de l'ACK. Ainsi, la durée totale t_R^n d'un cycle de transmission réussie est donnée par l'équation 3.4. Elle est fonction du nombre n de retransmissions et du taux de transmissions de données R .

$$t_R^n = n \times (DIFS + t_{PHY} + t_L + t_{UDP/IP/MAC} + SIFS) + \sum_{i=1}^n t_{BCK,i} + (t_{ACK} + t_{PHY}) \quad (3.4)$$

En substituant les variables par les valeurs numériques présentées dans le tableau 3.1), l'équation 3.4 devient :

$$t_R^n = n \times \left(58 + \frac{8 \times (48 + L)}{R} \right) + \sum_{i=1}^n t_{BCK,i} + 38.67 \quad (3.5)$$

où t_R^n est exprimé en μs .

3.1.2 Notion de débit moyen

La modélisation du canal à évanouissements de Rayleigh par une chaîne de Markov à K états nous oblige à prendre en considération la notion de débit moyen des données. En effet, le débit des données fluctue au cours du temps selon de l'état dans lequel on se trouve.

Par conséquent, le débit moyen noté $\bar{R}$ sur un lien sans fil est lié au taux de transmission R_k dans chaque état k et de la distribution de probabilité stationnaire P_k . Rappelons que la probabilité stationnaire P_k est aussi la probabilité d'avoir le débit R_k . Comme l'indique la Formule 3.6, R_{moyen} est fonction du SNR moyen, du taux d'erreur p et de la taille des paquets L . En effet, le calcul de Pr_k nécessite la connaissance de ces derniers paramètres.

$$\bar{R}(snr, p, L) = \sum_{k=0}^K R_k P_k(snr, p, L) \quad (3.6)$$

3.1.3 Temps de transmission d'un paquet

La non-réception d'un acquittement de la destination occasionne la retransmission des paquets. Un paquet en erreur peut être retransmis jusqu'à n_{max} fois. Le nombre limite de retransmissions de paquets de données spécifié par le standard IEEE 802.11 est $n_{max} = 4$. Le nombre moyen de transmissions par paquet $\bar{N}$ est donné par l'équation 3.7 [41]. Ce nombre est fonction du taux d'erreur par trame p .

$$\begin{aligned} \bar{N}(p) &= 1 + p + p^2 + \dots + p^{n_{max}} \\ &= \frac{1 - p^{n_{max}}}{1 - p} \end{aligned} \quad (3.7)$$

Nous pouvons déduire pour un canal stationnaire le temps de transmission total d'un paquet t_{tx} à partir de la durée totale t_R^N d'un cycle de transmission, des probabilités d'avoir le débit R donné, et d'avoir $N - 1$ transmissions non-réussies. Soit $t_{R_i}^j$ la durée d'un cycle après j retransmissions et pour un débit R_i . Cette durée est pondérée par la probabilité P_i d'avoir le débit R_i et la probabilité d'avoir j retransmissions du même paquet $P(j \text{ retrans})$. Cette probabilité dépend du taux d'erreur p et P_i est aussi fonction du taux d'erreur, du

SNR, et de la taille des paquets. Le temps total t_{tx} peut s'exprimer par :

$$\begin{aligned}
 t_{tx} &= \sum_{j=1}^{n_{max}} \sum_{i=1}^{R_n} t_{R_i}^j P(j \text{ retrans}) P_i \\
 &= \sum_{j=1}^{n_{max}} \sum_{i=1}^{R_n} t_{R_i}^j p^{j-1} (1-p) P_i
 \end{aligned} \tag{3.8}$$

3.2 Analyse théorique des paramètres physiques

Après avoir défini quelques notions préliminaires, cette section présente une analyse théorique de l'influence de paramètres physiques tels que le SNR, le taux d'erreur et la fréquence de Doppler sur le temps de transmission des paquets.

3.2.1 Influence du SNR moyen

Nous évaluons d'abord le débit moyen de données en fonction du SNR. Nous avons choisi de faire varier le SNR de 5 à 20 dB. Pour cela, nous fixons des valeurs de taux d'erreur et de fréquence de Doppler à 10^{-3} et 8 Hz respectivement.

La Figure 3.2 montre l'augmentation du débit moyen (calculé à partir de l'équation 3.6) avec le SNR. Ceci s'explique à partir de l'équation 3.6, dans laquelle on peut remarquer que le débit moyen est une fonction de la probabilité d'avoir une valeur de débit particulière. À partir du modèle de chaîne de Markov, on constate que la probabilité d'avoir un débit élevé avec une petite valeur de SNR est assez faible.

Par ailleurs, la figure présente aussi les valeurs du débit moyen pour différentes tailles de paquet (80, 100 et 1440 octets). On remarque que le taux de transmission de données est plus grand pour les petits paquets par rapport aux grands paquets, ce qui est dû au fait que la probabilité d'erreur augmente avec L . Cependant, cette différence n'est pas très importante.

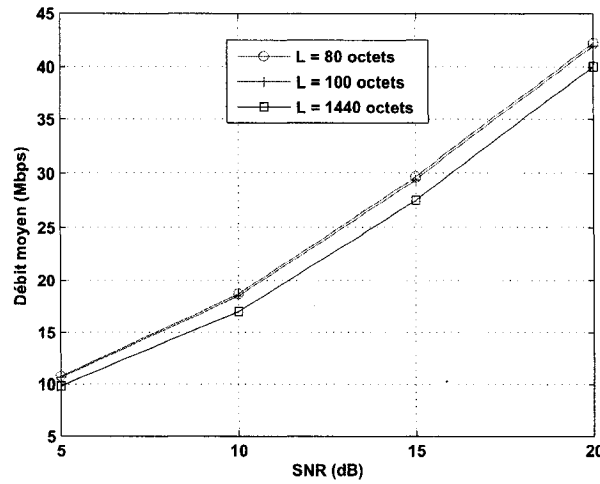


FIG. 3.2 Débit moyen de données en fonction du SNR

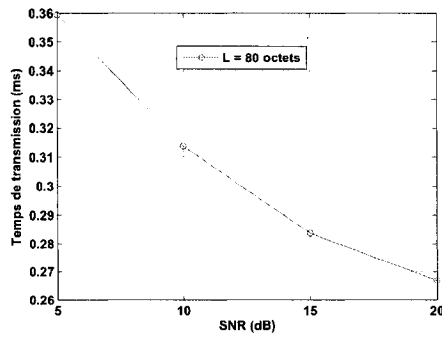
La Figure 3.3 représente le temps de transmission de paquets (équation 3.8) de taille 80, 100, 1440 et 1500 octets, en fonction du SNR en dB. Les valeurs du taux d'erreur, de la fréquence de Doppler, et de SNR sont les mêmes que précédemment.

Le temps de transmission étant fonction de l'inverse du débit moyen, la courbe le représentant en fonction du SNR est décroissante, puisque celle du débit est croissante. Ces conclusions sont illustrées à la Figure 3.3. De plus, nous constatons que le temps de transmission est plus élevé pour les grands paquets, car le débit correspondant est moins important que pour les autres tailles de paquets et le temps de transmission est aussi fonction de la taille des paquets.

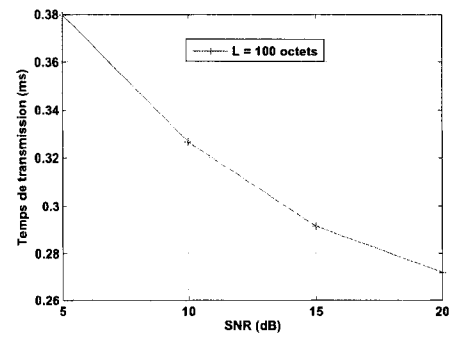
3.2.2 Incidence du taux d'erreur

Les étapes suivies pour évaluer l'impact du taux d'erreur sont les mêmes que précédemment. D'abord, nous calculons le débit moyen, puis le temps de transmission de paquet, en fonction du taux d'erreur qui varie de 10^{-4} à 10^{-1} . Le SNR moyen et la fréquence de Doppler sont des valeurs constantes de 15 dB et 8 Hz, respectivement.

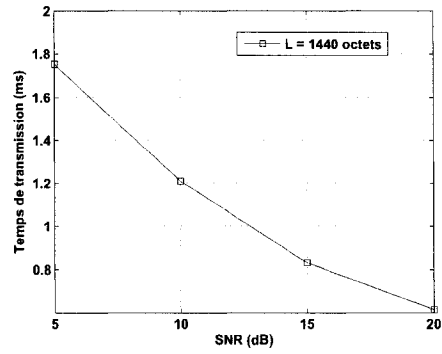
La Figure 3.4 représente le débit moyen en fonction du taux d'erreur sur une échelle logarithmique. L'augmentation du débit avec la probabilité d'erreur peut s'expliquer à partir



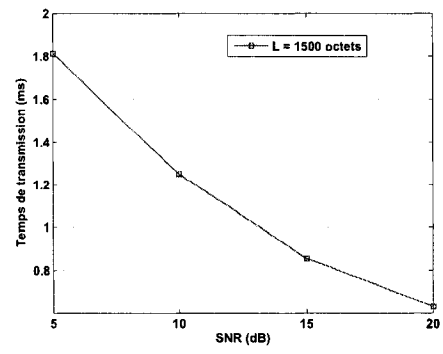
(a) Temps de transmission pour un paquet de 80 octets



(b) Temps de transmission pour un paquet de 100 octets



(c) Temps de transmission pour un paquet de 1440 octets



(d) Temps de transmission pour un paquet de 1500 octets

FIG. 3.3 Temps de transmission en fonction du SNR

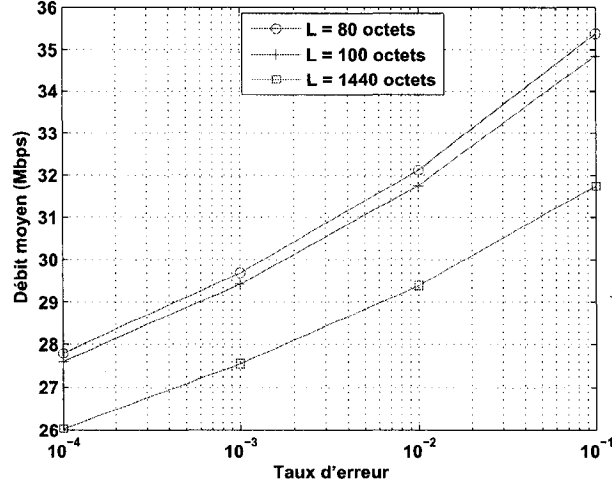


FIG. 3.4 Débit moyen de données en fonction du taux d'erreur

du modèle de canal de Rayleigh par une chaîne de Markov. Si on trace les probabilités $P_k(snr, p, L)$ d'avoir une valeur particulière de débit (Figure 3.5), on peut constater que les probabilités d'avoir de faibles taux de transmission (6, 12, 24 Mbps) est plus élevé pour des petites valeurs de taux d'erreur. En effet, pour garantir un taux d'erreur minimal, le système utilise des schémas de modulation plus robustes, correspondant à de petites valeurs de taux de transmission.

En outre, le débit moyen est plus élevé pour des petites tailles de paquets. On peut dire que pour les petits paquets, il est possible de tolérer plus d'erreurs, alors que pour les grands paquets, il est préférable de réduire l'apparition éventuelle d'erreurs.

Regardons à présent l'influence du taux d'erreur sur le temps de transmission de paquet. Pour cela, on se sert de l'équation 3.8 qui montre la dépendance du temps de transmission avec le SNR, le taux d'erreur et la taille des paquets.

Contrairement au cas du SNR, cette fois-ci, il n'y a pas de décroissance monotone du temps de transmission. Comme l'indique la Figure 3.6, les courbes présentent un minimum à 10^{-2} pour différentes tailles de paquets. Ce résultat met en relief la présence d'une valeur de taux d'erreur acceptable pour laquelle le temps de transmission est optimal. L'expression

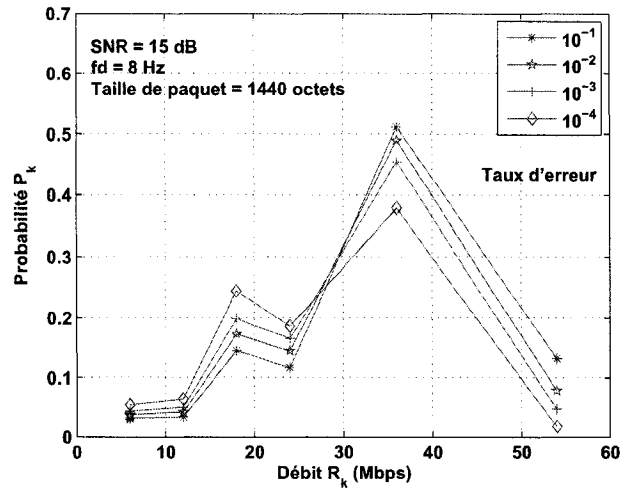
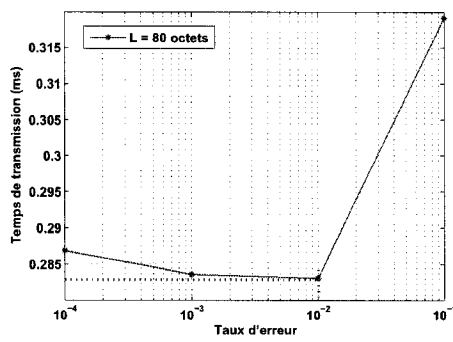


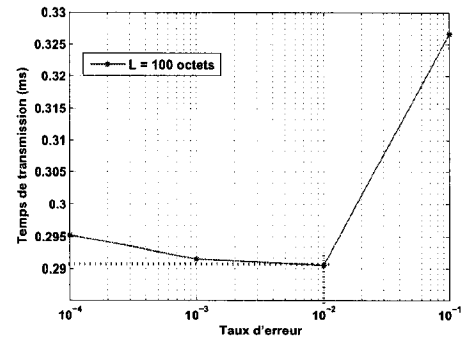
FIG. 3.5 Probabilité d'avoir une valeur de débit particulière

3.8 permet de dire que cette valeur se situe autour de 10^{-2} . Lorsque le taux d'erreur est élevé, par exemple 10^{-1} , le taux de transmission devient grand, diminuant ainsi le délai. Cependant, le nombre de retransmissions augmente, et le délai devient important. Par contre, une faible valeur de taux d'erreur, par exemple 10^{-4} engendre une diminution du taux de transmission et donc une augmentation du délai. Mais le nombre de retransmissions étant plus petit, le délai est moins élevé. Il y a donc un compromis à faire, expliquant la valeur d'un taux d'erreur optimale se situant autour de 10^{-2} .

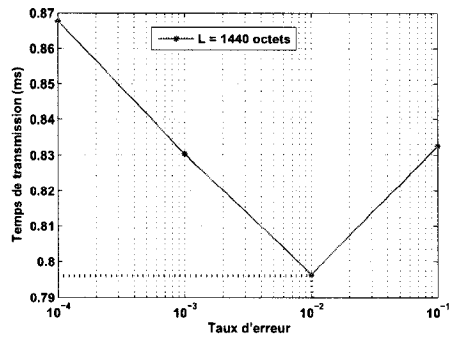
Les résultats précédents ont montré le temps de transmission pour quatre valeurs de taux d'erreur utilisés plus tard dans nos simulations. Ils ont mis en valeur la présence d'un taux acceptable autour de 10^{-2} . Nous allons à présent essayer de chercher une valeur plus précise de ce taux d'erreur. Nous avons donc retracé les mêmes courbes précédentes en considérant une plage plus importante de valeurs de taux d'erreur. La Figure 3.7 illustre le temps de transmission pour plus de valeurs. Cette figure montre que pour les petits paquets, le taux d'erreur optimal est de 5×10^{-3} , tandis que pour les grands paquets, il est de 2×10^{-2} . Un autre point important est que la performance se dégrade considérablement pour 10^{-1} .



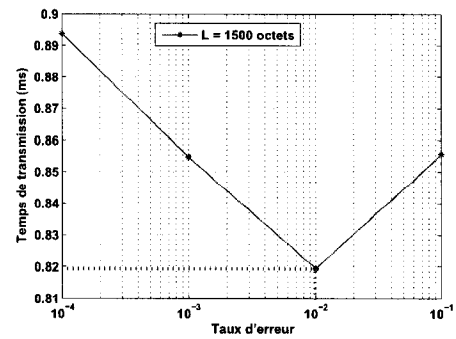
(a) Temps de transmission pour un paquet de 80 octets



(b) Temps de transmission pour un paquet de 100 octets

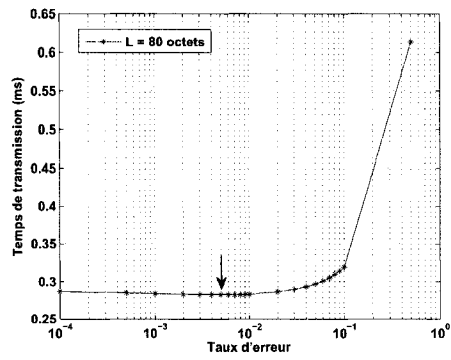


(c) Temps de transmission pour un paquet de 1440 octets

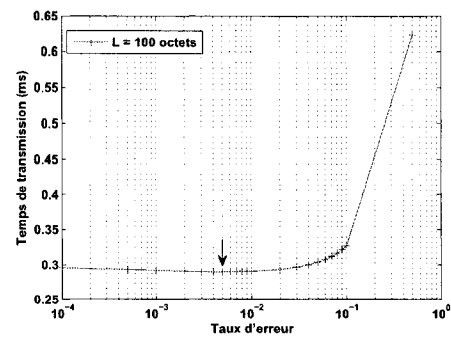


(d) Temps de transmission pour un paquet de 1500 octets

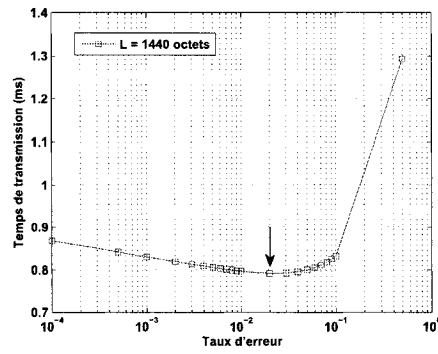
FIG. 3.6 Temps de transmission en fonction du taux d'erreur



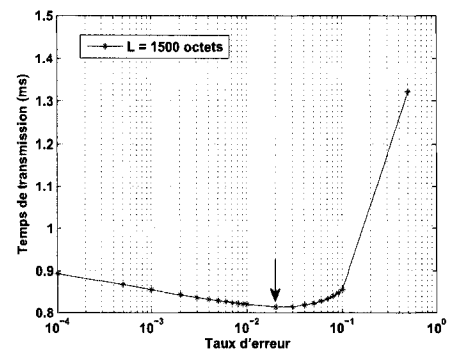
(a) Temps de transmission pour un paquet de 80 octets



(b) Temps de transmission pour un paquet de 100 octets



(c) Temps de transmission pour un paquet de 1440 octets



(d) Temps de transmission pour un paquet de 1500 octets

FIG. 3.7 Recherche du taux d'erreur acceptable

3.2.3 Effet de la fréquence de Doppler

Dans l'analyse précédente, il n'y a pas de dépendance entre le débit moyen des données, le temps de transmission des paquets et la fréquence de Doppler. Ces derniers prennent en compte les probabilités d'avoir un débit particulier, et représentent en fait la distribution de probabilités stationnaires, qui n'est fonction que du SNR et du taux d'erreur.

Les probabilités de transition entre états dépendent du SNR, du taux d'erreur et aussi de la fréquence de Doppler. Plus la fréquence de Doppler est élevée, plus les transitions entre états seront rapides. Par conséquent, il est plus probable que les paquets soient transmis avec des valeurs différentes de taux de transmission, qui peuvent être élevées comme faibles. Par contre, si la fréquence de Doppler est moins importante, le nombre de transitions entre états est réduit, et il peut arriver qu'on reste dans le même état, et les paquets seront transmis avec le même taux de transmission, ce qui, dans les pire cas, peut entraîner une augmentation du délai de transmission.

En outre, nous pouvons essayer d'analyser l'impact de la fréquence de Doppler en se basant sur la notion de *durée moyenne des évanouissements* notée T_r . Cette durée représente le temps moyen des évanouissements passé sous une valeur de seuil particulière R (Figure 3.8). La durée moyenne des évanouissements de l'enveloppe du signal est donnée par l'expression 3.9. Elle est inversement proportionnelle à l'inverse de la fréquence de Doppler maximale f_d . Rappelons que $f_d = v f_c / c$, avec c la vitesse de la lumière et f_c la fréquence porteuse du signal.

$$T_r = \frac{\exp(\rho^2) - 1}{\sqrt{2\pi} f_d \rho} \quad (3.9)$$

où $\rho = R/\sigma\sqrt{2}$, σ étant la puissance du signal

Lorsque f_d diminue, lorsque la vitesse de déplacement est faible, la durée des évanouissements devient importante, augmentant ainsi le taux de pertes, lorsque le nombre de retransmissions atteint n_{max} .

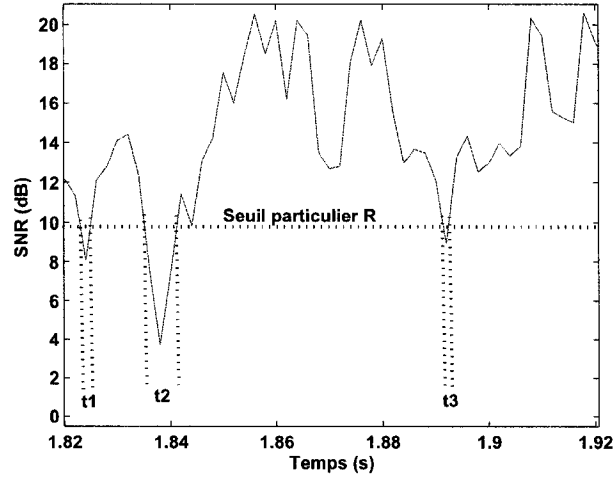


FIG. 3.8 Illustration de la durée des évanouissements sous un seuil R

3.3 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons mené une analyse théorique de l'impact du taux d'erreur, du SNR et de la fréquence de Doppler, sur le temps de transmission de paquet. Les conclusions suivantes ont été mises en relief. La première est que le temps de transmission est une fonction décroissante du SNR, lorsque le taux d'erreur et la fréquence de Doppler sont des valeurs constantes. Par conséquent, les performances du système sont meilleures pour de grandes valeurs de SNR.

Ensuite, nous avons trouvé une valeur de taux d'erreur acceptable, permettant d'avoir un temps de transmission minimal. Ceci entraîne, bien évidemment, des performances de système optimales. L'étude réalisée précédemment nous permet de dire que la valeur du taux d'erreur acceptable se trouve aux environs de 10^{-2} sur une plage de probabilité d'erreur variant de 10^{-4} à 10^{-1} sur une échelle logarithmique. Par contre, si on considère une plus grande plage de valeurs pour le taux d'erreur, on peut déduire le taux d'erreur acceptable en fonction de la taille des paquets. Finalement, une augmentation de la fréquence de Doppler, c'est-à-dire une augmentation de la vitesse de déplacement des mobiles, engendre une amélioration des performances, puisqu'il y aura moins de retransmissions, et donc un temps de transmission plus petit.

Des résultats similaires ont été démontré dans [42] et [57]. Les auteurs de [42] ont modélisé le canal sans fil combinant des chaînes de Markov et le procédé d'adaptation de la modulation et du codage. Ils ont démontré la présence d'une valeur optimale de taux d'erreur, et mis en évidence que le taux de perte de paquet augmente lorsque la fréquence de Doppler diminue. Des conclusions analogues concernant l'influence de la fréquence de Doppler ont été mises en lumière dans [57].

CHAPITRE 4

PLATE-FORME DE SIMULATION

Les différentes simulations effectuées dans nos travaux ont été accomplies à l'aide du simulateur de réseaux *Network Simulator NS-2*. En premier lieu, les modèles de classe de trafic, ainsi que leurs contraintes de qualité de service, sont présentés dans la Section 4.2. Ensuite, une description générale du simulateur est donnée dans la Section 4.3. La Section 4.4 expose la topologie des réseaux simulés. Dans la Section 4.5, nous décrivons les différentes étapes de l'implémentation de la modélisation du canal sans fil dans NS-2. Les méthodes d'analyse des résultats obtenus sont expliquées dans la Section 4.6. Finalement, nous validons les scripts de simulation et l'implémentation du modèle de canal sans fil dans la Section 4.7 pour démontrer leur fiabilité, nécessaire dans la suite de notre étude.

4.1 Introduction

L'objectif de ce projet de recherche est d'évaluer par simulation l'impact de paramètres physiques sur la performance des réseaux WLANs 802.11g en présence de différentes classes de trafic ayant des besoins particuliers de *Qualité de Service* (QoS). Cette performance passe par la détermination du nombre de connexions admises par classe de trafic, ayant la QoS requise.

Dans cette perspective, le présent chapitre a pour but de broser un canevas de la plateforme de simulation mise à profit dans ce projet. Préalablement, nous donnons les caractéristiques des classes de trafic. Ces dernières sont ensuite utilisées pour la modélisation et l'évaluation des réseaux 802.11. Afin d'atteindre nos objectifs, le simulateur de réseaux NS-2 a été employé pour mettre en place un modèle de réseau WLAN et une implémentation de la modélisation du canal sans fil proposée dans le Chapitre 2.

4.2 Modèles de trafic

Notre étude se focalise sur la performance des réseaux véhiculant différentes classes de trafic comme des trafics en temps réel (voix et vidéo) caractérisées par des contraintes de QoS particulières, et des trafics de données. La description des classes de trafic est donnée dans la sous-section 4.2.1, alors que les critères de QoS propres à chaque classe sont exposés dans la sous-section 4.2.2.

4.2.1 Classes de trafic

La plupart des applications en temps réel, comme la voix ou la vidéo, utilisent le protocole de transport UDP (*User Datagram Protocol*). Nous avons décidé d'utiliser ce protocole de transport dans nos simulations. Pour justifier notre choix, donnons tout d'abord une brève description des protocoles de transport TCP (*Transmission Control Protocol*) et UDP. Ces deux protocoles de transport utilisent IP comme couche réseau. Le protocole TCP est un protocole orienté connexion qui doit établir une connexion avant de commencer une communication. TCP est un protocole fiable grâce aux accusés de réception et aux numéros de séquence. Ce protocole fait aussi du contrôle de flot par la taille de la fenêtre de transmission variant suivant l'état de la transmission. Cependant, TCP engendre des délais additionnels pouvant être néfastes pour des applications en temps réel. Le protocole UDP est un protocole sans connexion débutant une communication quel que soit l'état de la connexion. Il est moins fiable que TCP car il ne garantit pas que les données vont arriver à destination, mais, il est plus rapide. Il est donc plus adapté aux trafics en temps réel.

4.2.1.1 Trafic de données

Les sources de données sont modélisées par des sources constantes CBR (*Constant Bit Rate*). Ce choix est judicieux et raisonnable pour notre étude compte tenu de sa simplicité et de la simplification des analyses qu'il engendre, même si les sources émettent à intervalle constant des paquets de taille fixe.

Le débit des sources CBR est fixé à 1 Mbps. L'impact de différentes tailles de paquets est évalué. Les sources émettront des paquets de taille 100 octets et 1440 octets. Le choix de 100 octets est arbitraire, tandis que celui de 1440 octets se justifie par le fait que la performance des réseaux WLAN est meilleure pour les grands paquets, car il y a moins d'overheads transmis, et donc moins de bande passante gaspillée [49].

4.2.1.2 Trafic de voix

Description générale de la VoIP

Le principe de la Voix sur IP (VoIP ou *Voice over IP* en anglais) est d'appliquer à la voix le même traitement que les autres types de données circulant dans les réseaux Internet grâce au protocole IP. La voix, qui est un signal analogique, est numérisée et compressée à l'aide d'un codec. Cette numérisation donne un signal numérique découpé en paquets prêts à être envoyés sur un réseau IP jusqu'au destinataire. Le codec au niveau récepteur réalise les opérations inverses, c'est-à-dire une décompression, puis une restitution analogique de la voix. La téléphonie sur IP, principale application de la VoIP, utilise cette technique, car elle offre des coûts réduits du transport de l'information via le réseau Internet.

Modèle de simulation de la voix

Dans les simulations effectuées dans nos travaux, les trafics de voix sont modélisés par des sources exponentielles ON/OFF [9] avec des périodes d'activité de 400 ms et des périodes de silence de 600 ms [59]. Durant les périodes d'activité, des paquets sont émis à intervalle de temps constant. Aucun paquet n'est transmis pendant les périodes de silence.

Choix du codec pour la voix

Un aspect important de la technologie VoIP est l'utilisation de codecs. Le mot codec vient de « codeur - décodeur » ou *coder-decoder compression schemes* en anglais. C'est un procédé matériel ou logiciel permettant de compresser ou de décompresser un signal analogique ou numérique en un format de données. Le but du codec est de pouvoir transmettre un maximum de données avec un minimum de ressources. Les codecs sont donc utilisés pour une meilleure efficacité de l'utilisation de la bande passante allouée. Certains codecs audio sont standardisés par l'Union Internationale de Télécommunications (UIT). Comme

normes de compression audio de l'UIT, on peut citer par exemple : G711 ou G729. Nous avons choisi pour notre étude le codec G711, car il se rapproche le plus de la qualité du téléphone classique. Les codecs sont caractérisés par un taux de transmission et des intervalles d'échantillonnage, pendant lesquels les paquets de données compressés et numérisés sont envoyés. La connaissance de l'intervalle d'échantillonnage et du taux de transmission permettent de déterminer la longueur des paquets transmis. Le taux de transmission du codec G711 est de 64 kbps, et nous avons choisi une période d'échantillonnage de 10 ms. En d'autres mots, la source de voix émet des paquets de longueur 80 octets, toutes les 10 ms, durant la période d'activité.

4.2.1.3 Trafic vidéo

Notions d'objets vidéo

Les applications vidéo nécessitent aussi l'utilisation de codecs. Nous avons choisi la norme MPEG-4 [39]. Spécifiée par le groupe de recherche *Moving Picture Experts Group*, cette norme de codage d'objets audiovisuels est aussi connue sous le nom de *ISO/CEI 14496*. MPEG-4 a été conçu pour gérer le contenu de scènes comprenant un ou plusieurs objets vidéo. Cette norme est utilisée pour les nouvelles applications multimédias comme les jeux vidéo ou la télévision. Le MPEG-4 s'intéresse au contenu de la vidéo, et introduit la notion d'objets et de compression orientée objets. Chaque objet vidéo est composé d'une suite de trois types de trames [43] :

- Les trames I (Intra-coded frames) contiennent les informations résultant de l'encodage de l'image. Ce sont les plus grosses trames de la séquence.
- Les trames P (Predictive-coded frames) utilisent l'information des trames I pour l'encodage et le décodage
- Les trames B (Bidirectional-Predictive-coded frames) récupèrent l'information des trames I et/ou P pour l'encodage et le décodage

Les trames I, P et B sont agencées selon un ordre spécifique et périodique appelé *Group of Pictures (GOP)*. Chaque trace vidéo est composée d'un ensemble de GOP.

Taille moyenne des paquets	Débit de la source	
	Moyen	Maximum
1500 octets	0.31 Mbps	2.1 Mbps

TAB. 4.1 Statistiques de la trace vidéo utilisée

Simulation du trafic vidéo

Dans nos travaux de recherche, la trace vidéo utilisée dans les simulations est issue de l'encodage du film *The Firm* [19]. Le GOP de cette trace est une série de douze trames ordonnée comme suit : IBBPBBPBBPBB. Les plus grosses trames I, contenant l'essentiel de l'information, sont transmises en premier lieu. La trace vidéo utilisée est un fichier contenant la taille des trames vidéo à transmettre, ainsi que leurs temps d'envoi. L'analyse de ce fichier montre que des trames de taille variable sont envoyées à intervalle constant de 40 ms. Cette trace vidéo, dont les statistiques sont présentées dans le Tableau 4.1, a déjà été étudiée dans [19, 49].

4.2.1.4 Récapitulatif

Les paramètres du modèle de canal sans fil, ou de l'algorithme d'adaptation du taux de transmission, peuvent se répartir en deux catégories : les paramètres de trafic et les paramètres physiques. Les paramètres de trafic concernent, en l'occurrence, la taille des paquets émis par les sources de trafic.

Pour les trafics de voix et de données, la taille des paquets est fixe. Elle est de 80 octets pour la voix, et de 1440 octets (ou 100 octets) pour le trafic de données. Par conséquent, il sera plus facile de paramétrer l'algorithme d'adaptation du taux de transmission, car la taille des paquets émis pour ces deux classes de trafic est connue. La situation est tout autre, pour le trafic vidéo. En effet, tel que mentionné précédemment, les trames vidéo sont de taille variable. La prise en compte de la valeur de la taille de chaque paquet peut rendre les calculs très longs et fastidieux. Par conséquent, pour simplifier le nombre de calculs, nous allons considérer la taille moyenne des paquets prise sur l'ensemble de la distribution,

soit 1500 octets, contrairement aux paquets de voix et de données qui sont de taille fixe et connue.

4.2.2 Critères de performance

Les critères de Qualité de Service sont principalement établis par des organismes de standardisation comme l'IETF (*Internet Engineering Task Force*), et l'UIT (*Union Internationale de Télécommunications*), entre autres. Tel que définie par l'UIT, la Qualité de Service (QoS) est l'ensemble des effets et des performances de service qui déterminent le degré de satisfaction des usagers. La mise en place et l'évaluation de critères de performance permettent d'analyser la QoS perçue par les usagers. Pour ces critères, les limites de QoS varient selon le trafic.

Pour évaluer les performances de réseaux, nous avons choisi comme critères de performance le *délai*, le *taux de perte de paquets*, et la *gigue*. Dans cette section, nous nous efforçons de définir ces paramètres et d'établir les limites de QoS pour chaque classe de trafic.

4.2.2.1 Le délai

Le délai de bout en bout est défini comme étant le temps moyen nécessaire pour la transmission d'un paquet de la source jusqu'à la destination. Il peut être affecté par le délai de propagation, de transmission sur les liens, d'attente dans les files d'attente des réseaux. Les limites de délai varient selon les classes de trafic.

Pour avoir une bonne qualité de voix, d'après l'UIT-T G.114 [61], le délai devrait être compris entre 150 ms et 200 ms. Toutefois, cet intervalle peut se restreindre à la fourchette [80, 100] ms pour atteindre une qualité de voix identique à celle de la téléphonie cellulaire. Certaines entreprises utilisent ces limites dans les réseaux VoIP [5]. Quant au trafic vidéo, le délai devrait être inférieur ou égal à 150 ms pour avoir une bonne qualité de communication vidéo encodée (H323 ou MPEG-4) [36].

Bien que les limitations de délai n'ont pas beaucoup d'importance pour le trafic de données, une contrainte de délai a été fixée à 2 s [49], pour éviter la surcharge des réseaux. Cette valeur a été établie à partir d'analyses montrant que la moyenne du délai de paquets de données augmente exponentiellement quand le réseau devient surchargé. L'auteur de [49] a effectué des études similaires et a démontré que la moyenne du délai des données ne dépasse pas 100 ms dans des réseaux stables.

4.2.2.2 Le taux de perte

Le taux de pertes de paquets est le pourcentage de paquets transmis n'ayant jamais atteint leur destination. Les pertes sont liées à la présence d'erreurs dans les paquets, au temps de vie de chaque paquet expiré avant d'atteindre la destination, et aussi à la congestion dans les réseaux. Elles affectent la qualité de service et les performances des réseaux.

Les paquets perdus sont retransmis entraînant une augmentation du délai. Le taux de perte est sensiblement en corrélation avec le délai. En effet, un paquet qui arrive en retard, c'est-à-dire dont le délai est supérieur au délai limite, doit être considéré perdu [32,33]. De tels paquets ne seront pas pris en considération dans le calcul du délai moyen.

Selon [5,46], le pourcentage de paquets perdus ne devrait pas dépasser 3% pour avoir une qualité acceptable dans une communication de voix et de vidéo, et inférieur à 1% pour une bonne qualité de communication.

On notera qu'il est important de faire la différence entre le taux d'erreur de paquet au niveau de la couche physique qui génère des retransmissions au niveau de la couche MAC, et le taux de pertes de paquets qui prend compte tous les paquets rejetés et perdus après un nombre maximal de retransmissions.

4.2.2.3 La gigue

Par définition, la gigue est la variation entre le délai de bout en bout de paquets consécutifs. Cependant les deux organismes de standardisation, l'UIT et l'IETF, proposent deux

Limites de QoS	Voix	Vidéo	Données
Délai limite	75 ms	100 ms	2 s
Taux de perte	1 %	1 %	-
Gigue	20 ms	20 ms	-

TAB. 4.2 Limites pour les critères de performance

expressions différentes de la gigue. Elle est affectée par la congestion dans les réseaux et le mauvais ordonnancement des paquets délivrés. Des valeurs importantes de gigue peuvent créer des rejets et des pertes de paquets. L'utilisation de tampons permet d'ordonner les paquets et réduire la variation entre les délais.

Selon les recommandations Y.1540 et Y.1541 de l'UIT, la gigue G_n du n^e paquet est la différence entre le délai D_n du paquet et le délai δ minimum des paquets arrivés à destination. la gigue G_n est donnée par la formule 4.1 :

$$G_n = D_n - \delta. \quad (4.1)$$

Selon les RFC 3393 de l'IETF, la gigue G_n du n^e paquet est la différence entre le délai D_n du n^e paquet et le délai D_{n-1} du paquet qui le précède. Elle est aussi connue sous le nom de *IP Delay Variation (IPDV)*, et peut s'exprimer par la formule suivante :

$$G_n = |D_n - D_{n-1}|. \quad (4.2)$$

La gigue ne devrait pas dépasser 20ms pour les trafics vidéo et de voix [5, 36]. Pour le trafic de données, les limites de gigue n'ont pas d'importance. Afin d'obtenir de bonnes qualités de communication pour ces deux classes de trafic sensibles au délai, nous avons choisi pour notre étude comme dans [49] des limites de délai de 75 ms et 100 ms pour la VoIP et la vidéo respectivement. De plus amples informations et tests nécessaires pour trouver ces limites sont disponibles dans [49]. En récapitulatif, les limites des critères de performances pour les différentes classes de trafic utilisées dans nos simulations sont présentées dans le

Tableau 4.2. Étant donné l'asymétrie des liens sans fil, les critères de performances doivent être évalués de façon unidirectionnelle.

4.3 Description du simulateur NS-2

4.3.1 Description générale du simulateur

Les simulations effectuées dans ce projet ont été réalisées à l'aide du simulateur de réseaux NS-2 (*Network Simulator*) [48]. Orienté objet, NS est écrit en C++, et muni d'un interpréteur OTcl (*Object-oriented Tcl*). Il utilise deux langages différents car le C++ permet une manipulation rapide et efficace de divers algorithmes et le langage OTcl permet de modifier les configurations de certains éléments implémentés en C++. Les simulations sont générées grâce à l'interpréteur faisant appel aux modules instanciés en C++. Notre choix s'est arrêté sur ce simulateur en particulier pour différentes raisons. Tout d'abord, il est distribué gratuitement. Il est de plus *open source*, c'est-à-dire que les codes source du simulateur sont accessibles et modifiables. Ce dernier point est particulièrement intéressant car nous devons modifier le simulateur en y ajoutant la modélisation du canal sans fil de Rayleigh proposée dans le Chapitre 2. En outre, NS possède entre autre une architecture hiérarchique facilitant son extension et son enrichissement par de nouveaux modules. Finalement, NS est un simulateur à événements discrets, c'est-à-dire que chaque paquet émis par une source est identifiable par un numéro d'identité unique dans le réseau. Ceci facilitera la mise en place d'outils pour l'évaluation des critères de performances pour chaque paquet ou flot. Quelques généralités sur le simulateur et quelques instructions des scripts de simulation réalisés se trouvent dans les Annexes III et V.

4.3.2 Les couches physique et MAC dans NS-2

Le modèle de la couche physique est assez simpliste dans NS-2. Il se base sur des seuils (*threshold* en anglais) pour déterminer si une trame est correctement reçue. D'abord, le simulateur calcule la puissance reçue P_r chaque fois qu'il y a une transmission de paquet,

en utilisant un modèle de propagation sélectionné par l'utilisateur. Les modèles de propagation implémentés dans NS-2 sont les suivants :

- modèle en espace libre
- modèle de réflexion sur le sol
- modèle de shadowing.

Ensuite, NS fait l'hypothèse que le niveau de puissance reçue dépend de deux valeurs : le seuil de détection CS_{thresh} et le seuil de réception RX_{thresh} .

- Si $P_r \leq CS_{thresh}$, le paquet n'est pas pris en considération
- Si $CS_{thresh} < P_r < RX_{thresh}$, le paquet est marqué comme étant en erreur
- Si $P_r \geq RX_{thresh}$, le paquet est reçu correctement et est transféré vers la couche MAC.

Au niveau de la couche MAC, le mécanisme CSMA/CA est utilisé pour la transmission. Quant à la réception, NS fait encore appel à l'utilisation de seuils. Lorsque plusieurs paquets entrent en collision dans le récepteur, le paquet qui est reçu correctement est tel que sa puissance est supérieure à la puissance des autres paquets d'au moins 10 dB. (10 dB est la valeur du seuil CP_{thresh} , utilisé pour gérer les collisions). Dans le cas contraire, si deux paquets étaient en collision, ils sont tous les deux perdus.

4.3.3 Modèle de mobilité

Les modèles de mobilité permettent de décrire les mouvements effectués par les noeuds au cours d'une simulation. Ces modèles sont inscrits dans des fichiers qui sont pris en paramètre par les scripts de simulation. Le modèle de mouvement utilisé dans notre étude est un modèle de mobilité individuelle dans lequel un noeud se déplace d'un point à l'autre en choisissant aléatoirement sa direction, tout en restant à une distance d du point d'accès. La trajectoire est donc un cercle centré sur le point d'accès, et de rayon d , comme l'indique la Figure 4.1.

En outre, nous faisons l'hypothèse que la vitesse de déplacement est la même pour l'ensemble des noeuds. On suppose aussi que toutes les stations mobiles perçoivent le même SNR, c'est-à-dire qu'elles se situent toutes sur un même cercle autour du point d'accès

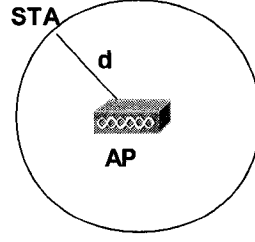


FIG. 4.1 Position d'un noeud par rapport à l'AP

(puisque le SNR et la distance d sont liées). Ces hypothèses ont été posées afin de simplifier l'implémentation du modèle de canal de Rayleigh.

Relation entre le SNR et la distance

Par définition, le SNR est le rapport entre la puissance du signal reçu P_r et la puissance du bruit N_0 .

$$SNR = \frac{P_r}{N_0} \quad (4.3)$$

La puissance du bruit N_0 est le produit de la puissance du bruit thermique N_t et du facteur de bruit N_f .

$$\begin{aligned} N_0 &= N_t N_f \\ &= k B T N_f \end{aligned} \quad (4.4)$$

B est la largeur de bande, qui est de 20 MHz pour le standard 802.11g. k et T représentent respectivement la constante de Boltzmann et la température ambiante en Kelvin. En général, la valeur choisie pour le facteur de bruit est de 7 dB. En prenant une température ambiante de 290 K, la puissance du bruit en dB est de -94 dBm.

Si on considère un modèle de propagation en espace libre, la puissance reçue en dB s'exprime en fonction de la puissance transmise P_t , des gains des antennes émettrice et réceptrice G_t , G_r , la distance d par rapport au point d'accès, et un facteur d'atténuation n :

$$P_r = P_t + G_t + G_r + 10 \log_{10} \left(\frac{c}{4\pi f} \right)^2 - 10n \log_{10} d \quad (4.5)$$

SNR (dB)	5	10	15	20	50
d (m)	1895	1000	527	278	6

TAB. 4.3 SNR en fonction de la distance

Si on suppose des gains d'antennes unitaires, et une puissance de transmission P_t de 10 dBm, la relation entre le SNR (en dB) et la distance d (en mètre) est donnée par la formule 4.6 :

$$\begin{aligned}
 SNR &= P_r - N_0 \\
 &= 64 - 10n \log_{10} d
 \end{aligned}
 \tag{4.6}$$

Dans un environnement intérieur avec une ligne de vue, n est inférieur ou égal à 2. On trouve dans le Tableau 4.3, la correspondance entre le SNR et la distance, pour $n = 1.8$ par exemple.

4.3.4 Les limitations du simulateur

Le simulateur NS2 n'offre malheureusement qu'une implémentation très simple de la couche physique, ne se basant que sur des modèles de propagation. Pourtant, des caractéristiques essentielles de la propagation des ondes comme le phénomène de multi-trajets, la variation dans le temps du canal n'existent pas dans NS2. Des modifications ont dû être apportées afin d'obtenir des résultats réalistes. L'implémentation de notre algorithme s'inscrit bien dans ce cadre, car elle permet de modéliser les évanouissements du canal de Rayleigh variant dans le temps. Nous aurons alors une implémentation de la couche physique plus complète, comprenant bien sûr des modèles de propagation, et des évanouissements (multi-trajets), et prenant en compte la fréquence de Doppler.

4.4 Topologie du réseau utilisé

Dans cette étude, nous nous intéressons aux réseaux avec infrastructure constitués d'un point d'accès relié à un réseau filaire, et de stations mobiles. La Figure 4.2 illustre la topologie utilisée.

On fait l'hypothèse d'un réseau filaire idéal, c'est-à-dire que les pertes et les délais dus aux files d'attente et à la propagation sont négligeables, afin de focaliser uniquement notre analyse sur les liens sans fil.

Pour simuler la convergence de plusieurs types de trafics au sein du réseau, un groupe de stations transmettra des paquets VoIP, un autre de groupe émettra des paquets de données et finalement un troisième ensemble de noeuds transmettra des paquets de vidéo.

La direction de la communication entre les stations mobiles et les stations filaires (ou fixes) dépend du type de trafic véhiculé entre la source et la destination. Pour un trafic de voix, la communication est bidirectionnelle. Des paquets de voix circulent à la fois en liaison ascendante de la station mobile vers la station câblée et en liaison descendante du noeud câblé vers la station mobile. L'asymétrie du lien sans fil nous oblige à considérer de manière indépendante les caractéristiques de performance des liaisons ascendante et descendante. La communication sera unidirectionnelle pour les trafics de données et de vidéo.

Le lien sans fil entre chaque station mobile et le point d'accès est modélisé par une chaîne de Markov discrète (voir Chapitre 2) et est caractérisé par une valeur de rapport signal-à-bruit moyen, qui dépend de la distance par rapport au point d'accès, un taux d'erreur de paquet à garantir sur le lien et la vitesse de déplacement de la station mobile. On suppose que chaque lien est indépendant. On fera aussi l'hypothèse que le taux d'erreur de paquet à respecter, le rapport signal-à-bruit moyen et la vitesse de déplacement sont les mêmes sur tous les liens sans fil.

Il est important de noter que dans nos simulations, le phénomène des noeuds cachés et le mécanisme RTS/CTS ne sont pas pris en considération.

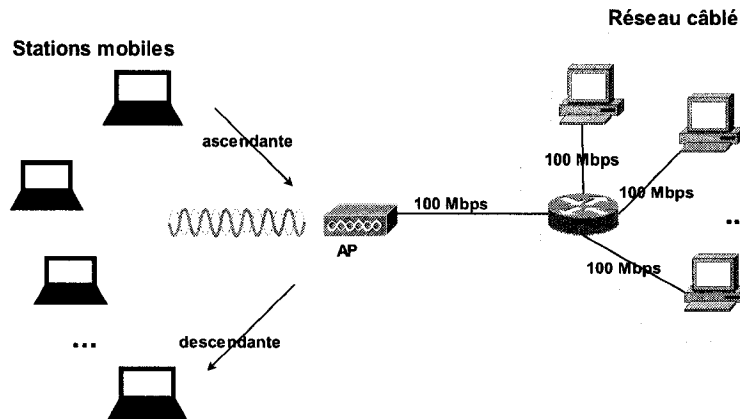


FIG. 4.2 Schéma de la topologie utilisée

4.5 Implémentation du modèle de canal sans fil

Afin d'évaluer l'influence de paramètres physiques sur la performance des réseaux, nous avons effectué une implémentation du modèle du canal à évanouissements de Rayleigh dans le simulateur NS. Comme nous l'avons indiqué dans le Chapitre 2, ce modèle de canal de Rayleigh donne lieu finalement à un algorithme d'adaptation de taux de transmission en fonction de paramètres physiques comme le SNR, le taux d'erreur, et l'effet Doppler). Ceci est une contribution majeure de ce mémoire, puisque cette implémentation n'a jamais été réalisée auparavant dans le simulateur NS. De plus, ce travail a été long et fastidieux, car il n'y a pas beaucoup de documentation expliquant le code source C++ de NS. Nous avons trouvé dans les mailing-lists et dans les forums de discussion des informations éparpillées que nous avons pu regrouper avec une certaine difficulté. Néanmoins, dès que nous avons commencé à nous familiariser avec les différentes fonctions et variables, il est devenu plus évident de mettre en place notre implémentation. Dans cette section, nous exposons le principe de l'implémentation, ainsi que les hypothèses posées. Puis, nous donnons une explication des modifications apportées au simulateur.

4.5.1 Principe

Le principe est d'affecter un taux de transmission à chaque paquet prêt à être transmis dépendant de l'état de la chaîne de Markov discrète représentant le canal sans fil à évanouissements de Rayleigh. Cette chaîne est caractérisée par une matrice de transition entre états P . P est fonction de la vitesse de déplacement de la station mobile émettrice ou réceptrice, de la taille des paquets à envoyer, et évidemment du rapport signal-à-bruit moyen et du taux d'erreur de paquet.

Une station est dans l'état k à l'instant t , si à cet instant t le canal sans fil est aussi dans l'état k , c'est-à-dire qu'à cet instant, le paquet est transmis au débit R_k correspondant à l'état k . Quelques hypothèses ont été faites :

- Chaque station mobile a son propre canal, c'est-à-dire que la variation du taux de transmission des paquets émis ou reçus par un noeud est différente d'un autre noeud.
- On suppose qu'il y a une indépendance entre les différents canaux propres.
- On admettra qu'il y a réciprocity du canal. En liaison montante, le canal est affecté par le déplacement de la station mobile émettrice. Pour une liaison descendante, le canal sera aussi affecté par le déplacement de cette même station mobile qui sera dans ce cas une station réceptrice.
- On supposera que le point d'accès se trouve dans le même état que la station mobile avec laquelle il communique. En effet, la simulation d'une chaîne de Markov nécessite la connaissance d'un état initial et les probabilités de transition entre états. Supposons une connexion bidirectionnelle entre une source et une destination. Si, lors de la liaison ascendante, le canal se trouve dans l'état k à l'instant t_i , la station mobile émettrice se trouve aussi dans l'état k à l'instant t_i . Par conséquent lors de la liaison descendante, le point d'accès sera dans l'état k . T_{int} itérations plus tard, le point d'accès sera dans un état h à un instant t_j . Si la station mobile veut transmettre, elle sera dans l'état initial h , ainsi de suite.

Nous pouvons séparer le modèle de canal de Rayleigh en deux parties, comme l'indique la Figure 4.3. Le bloc 1 se compose de trois sous-blocs :

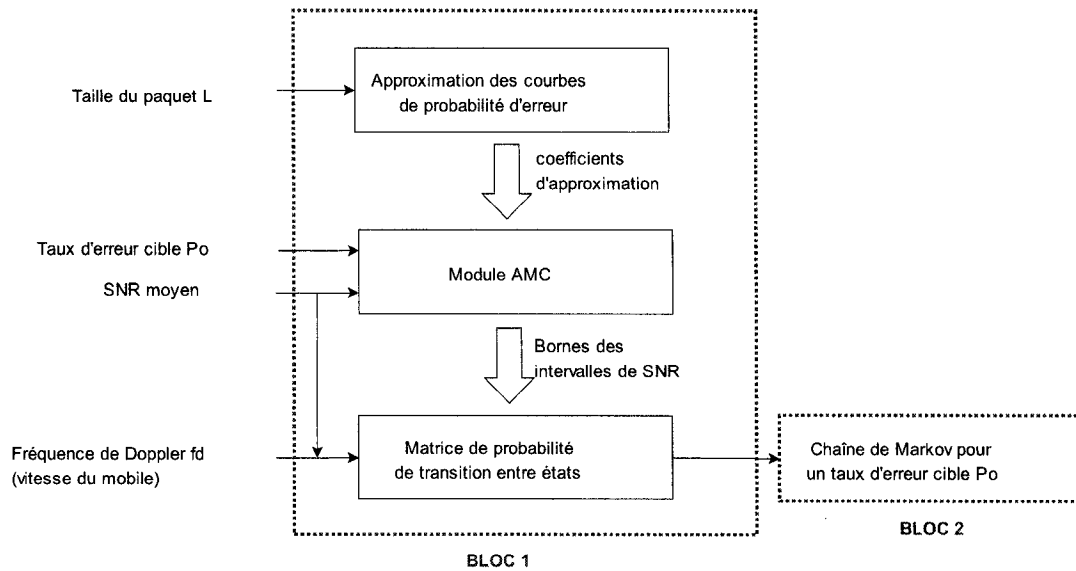


FIG. 4.3 Principe du modèle

- L'approximation des courbes de probabilité d'erreur dépend de la taille des paquets L . Ces courbes sont obtenues à partir d'équations théoriques relatives à la modulation et au codage pour chaque mode de transmission.
- Le module *AMC* (Adaptation de la Modulation et du Codage) nécessite la connaissance du taux d'erreur cible, du SNR moyen, et récupère les coefficients d'approximation du module précédent. Il génère les différentes bornes des intervalles de SNR
- Le module *Matrice de probabilités de transition* dépend de la fréquence de Doppler, donc de la vitesse de déplacement, du SNR moyen, et des bornes de SNR précédemment calculées.

Le bloc 2 nécessite la connaissance des probabilités de transition entre état, pour pouvoir simuler la chaîne de Markov discrète, paramétrée pour un taux d'erreur cible P_0 .

Afin de réduire le temps de calcul, le bloc 1 a été calculé *off-line* sous Matlab, et le bloc 2 a été intégré dans NS. Nous avons ainsi créé une base de données constituée de fichiers contenant les matrices de probabilité de transition, les bornes des intervalles de SNR, et les coefficients d'approximation des courbes de probabilité d'erreur. De ce fait, une clé composée de la taille des paquets, du SNR, du taux d'erreur cible, et la fréquence de Doppler indexera un seul fichier correspondant aux paramètres spécifiés.

4.5.2 Modifications apportées au simulateur

4.5.3 Fonctions et variables de NS

Le module 802.11 est principalement implémenté dans la classe **mac-802_11**. Cette dernière permet de contrôler les flows des paquets, notamment l'envoi et la réception. La fonction **sendData(p)** est appelée lors de l'envoi d'un paquet, où p est le pointeur courant vers le paquet. Cette fonction construit l'en-tête MAC du paquet, et calcule le temps de transmission de celui-ci, en utilisant la valeur du taux de transmission. Lors de la réception du paquet, la fonction **recv_timer()** vérifie le type, le sous-type, et aussi si le paquet est en erreur. Si une erreur est détectée, le paquet est retransmis en utilisant la fonction **RetransmitDATA()**. Cette fonction est appelée chaque fois qu'une trame ACK n'est pas reçue. La valeur du taux de transmission est utilisée dans les fonctions **sendData(p)** et **RetransmitDATA()**.

Grâce à l'utilisation d'un pointeur sur chaque paquet, il est possible de déterminer sa taille, la vitesse et le numéro d'identité de la station qui l'a émis ou qui le reçoit. Grâce à ces variables, nous pouvons trouver le taux de transmission pour chaque paquet transmis, en utilisant le modèle de chaîne de Markov.

4.5.4 Mise à jour du taux de transmission de données

La mise à jour du taux de transmission n'est faite que pour les paquets DATA de données. En effet, les trames de contrôle ACK sont envoyées à un taux de transmission fixe qui est de 6 Mbps. Ce débit minimal de 6 Mbps correspond au mode de transmission le plus robuste utilisant une modulation BPSK, et un taux de codage de $1/2$. Les paquets DATA sont transmis à un taux de transmission variable R . La mise à jour est effectuée lors de l'affectation de R dans l'en-tête MAC du paquet. Chaque fois que le canal change d'état, le taux de transmission correspondant est inscrit dans l'en-tête. Lorsqu'un paquet est retransmis, l'état du canal au moment de la première transmission ne sera pas le même au moment de la retransmission, car le canal varie dans le temps. Une variation du canal

implique une variation du taux de transmission. Ceci implique alors une mise à jour de R pour le paquet retransmis.

4.5.5 Ajout de la probabilité d'erreur de paquet

Comme nous l'avons vu dans la sous-section 2.3.2.3, chaque état de la chaîne est caractérisé par une probabilité d'erreur de paquet $P(\bar{E})_k$ dans l'état k . Une variable aléatoire β comprise entre $[0, 1]$ est générée. Elle est ensuite comparée à cette probabilité d'erreur :

$$\begin{cases} \text{si } \beta \leq P(\bar{E})_k & \text{le paquet est erroné} \\ \text{si } \beta \geq P(\bar{E})_k & \text{le paquet est sans erreur.} \end{cases} \quad (4.7)$$

Dans le simulateur NS-2, les paquets ont bien sûr des en-têtes MAC, IP, mais aussi un *en-tête commun*. Cet en-tête contient des informations générales sur les paquets, notamment sa taille totale, son type (voix ou vidéo par exemple), mais aussi un indicateur d'erreur. Si le paquet contient des erreurs, cet indicateur est à 1, sinon il est à 0. Il est plus judicieux de parler de probabilité d'erreur de trame (ou en anglais *Frame Error Rate (FER)*), plutôt que de probabilité d'erreur de paquet $P(E)$. En effet, lorsqu'un paquet est transmis, il est encapsulé après chaque passage à travers une couche. On parlera alors de trame, car il faut prendre en compte les en-têtes physiques (PLCP et préambule), les en-têtes MAC, IP, UDP, et finalement le paquet de données (ou payload). Les en-têtes physiques sont envoyés au taux de transmission minimal, soit 6 Mbps, pour minimiser les éventuelles erreurs de transmission. Par conséquent, le taux d'erreur associé à ces trames étant faible, et la longueur totale de l'en-tête physique étant bien inférieure à la taille du payload L_P et des en-têtes MAC, IP et UDP $L_{MAC,IP,UDP}$, on peut approximer le FER par l'équation 4.8 :

$$FER_k \approx P(\bar{E})_k(L_P + L_{MAC,IP,UDP}) \quad (4.8)$$

4.5.5.1 Implémentation du module

Pour la mise à jour du taux de transmission de données, et le calcul de la probabilité d'erreur de paquet, nous avons défini une classe ayant deux principales fonctions. La première consiste à simuler la chaîne de Markov. Elle se base sur la méthode cumulative des probabilités décrite dans la Section 2.4.1. La deuxième fonction donne le calcul de la probabilité d'erreur de paquet dans chaque état à partir de l'équation 2.37. Ces deux fonctions nécessitent la connaissance de la matrice de transition entre états P , des bornes des intervalles successifs de SNR $\{\gamma\}$, et des coefficients d'approximation de probabilité d'erreur pour chaque mode de transmission $\{a, g\}$. Ces trois derniers éléments sont calculés hors simulation avec Matlab afin de réduire la durée du temps de simulation.

Les différentes étapes pour la création d'une classe dans NS sont les suivantes :

- Trouver la position de la nouvelle classe dans la hiérarchie des classes déjà existantes
- Créer la classe et définir ses fonctions qui sont principalement :
 - Lecture des fichiers contenant les matrices de probabilités de transition (calculées offline sous Matlab)
 - Trouver le taux de transmission en simulant la chaîne de Markov
 - Calculer le taux d'erreur de paquet pour chaque état
- Définir un lien OTcl permettant à l'utilisateur de spécifier via le script OTcl le fichier contenant la matrice de probabilités de transition, les bornes de SNR et les coefficients d'approximation, et aussi d'activer l'utilisation de l'algorithme.
- Lien entre les variables C++ et OTcl

- C++ :

```
bind("amc_", &amc_); //if amc=1, activated
```

- Tcl :

```
Mac/802_11 set amc_ 1
```

- Appeler les fonctions C++ à partir du OTcl

- OTcl :

```
ModelCanalSansFil loadgamma80 file
```

- C++ :

```

void ModelCanalSansFilClass::bind()
{
    TclClass::bind();
    add_method("LoadGamma80");
}

int ModelCanalSansFilClass::method(int ac, const char* const * av)
{
    int argc = ac - 2;
    const char* const * argv = av+2;
    if(argc == 3 ) {

        if(strcmp(argv[1],"LoadGamma80")==0) {
            int nbre1 = InitialisationGamma(tab,argv[2]);
            if(nbre1 == TCL_OK) initialiser_ = 1;
            return nbre1;
        }
    }
    return TclClass::method(ac,av);
}

```

Nous avons créé une classe **ModulCanalSansFil.cc** qui permet de simuler la chaîne de Markov, à partir de paramètres d'entrée. Cette classe interagit avec la classe **mac-802_11.cc** de NS, car c'est dans cette classe que se fait la spécification du taux de transmission des paquets, ainsi que le marquage des paquets en erreur.

La chaîne de Markov est simulée sur T_{int}/T_e itérations. T_e est la période d'échantillonnage, qui est égale à $1/100f_d$, avec f_d la fréquence de Doppler dépendant de la vitesse du mobile. T_{int} est la différence de temps entre deux instants d'envoi de paquets consécutifs.

Le résultat de la simulation de la chaîne de Markov est l'indice de l'état, et la valeur du taux de transmission correspondant. La valeur du taux de transmission est utilisée dans les fonction **sendData** et **RetransmitData** (de la classe **mac-802_11.cc**) pour transmettre le paquet. L'indice de l'état est utilisé pour calculer la probabilité d'erreur moyenne dans l'état considéré, et pour marquer le paquet en erreur, le cas échéant, dans la fonction **recv_timer** (cette fonction vérifie si le paquet est en erreur). La Figure 4.4 illustre l'interaction entre le module créé et les fonctions de la classe **mac-802_11.cc**, le diagramme UML représentant les fonctions de la nouvelle classe est présenté à la Figure 4.5.

Tel que mentionné précédemment, pour pouvoir simuler la chaîne, il faut tout d'abord lire le fichier contenant la matrice de probabilités de transition. Pour cela, il faut spécifier la taille L du paquet à transmettre, la vitesse v du mobile qui transmet ou qui reçoit, ainsi que le SNR moyen et le taux d'erreur. Les deux premiers paramètres sont des variables de NS, et sont lus à partir d'un pointeur sur le paquet couramment traité. Les deux derniers paramètres sont spécifiés via le code TCL.

Le lecteur peut se référer à [40, 54, 63, 67] pour avoir de plus amples informations sur les différents modules WLAN de NS, et sur les différentes variables et fonctions.

4.6 Analyse des résultats obtenus avec NS-2

Le résultat de la simulation du réseau présenté à la Figure 4.2 est un fichier de trace contenant toutes les informations relatives aux événements produits durant la simulation. Les fichiers de résultat générés par NS peuvent être très volumineux et difficiles à exploiter, selon la taille du réseau et la durée de la simulation.

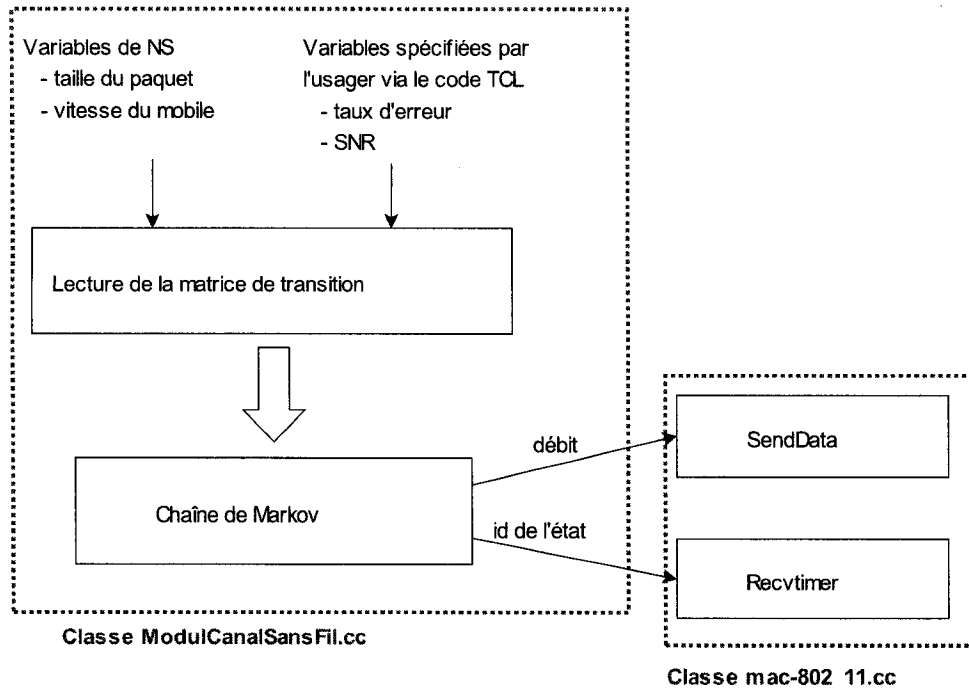


FIG. 4.4 Interaction entre les classes

À partir de quelques tests préalables, la durée de la simulation a été fixée à 120 s. Ce choix permet d'avoir des fichiers de traces de taille raisonnable et exploitable, mais aussi d'avoir des statistiques suffisantes pour les différentes analyses. Les étapes pour la mise en place d'un modèle de simulation sont présentées dans l'Annexe V et l'analyse du fichier de trace est expliquée dans l'Annexe IV.

Dans cette section, nous présentons les différents outils développés pour analyser les résultats de simulation, et la méthodologie utilisée pour déterminer le nombre maximal de connexions supportées par le réseau.

4.6.1 Calcul des critères de performances

Le simulateur NS-2 ne contient pas d'outils d'analyse des traces obtenues lors de chaque simulation de réseau. Il est alors nécessaire de mettre en oeuvre des scripts pour évaluer les critères de performances tels que le délai, la gigue et le taux de perte. Ces scripts sont écrits en langage *AWK*. Ce langage indépendant de NS-2, a été choisi car il est bien adapté

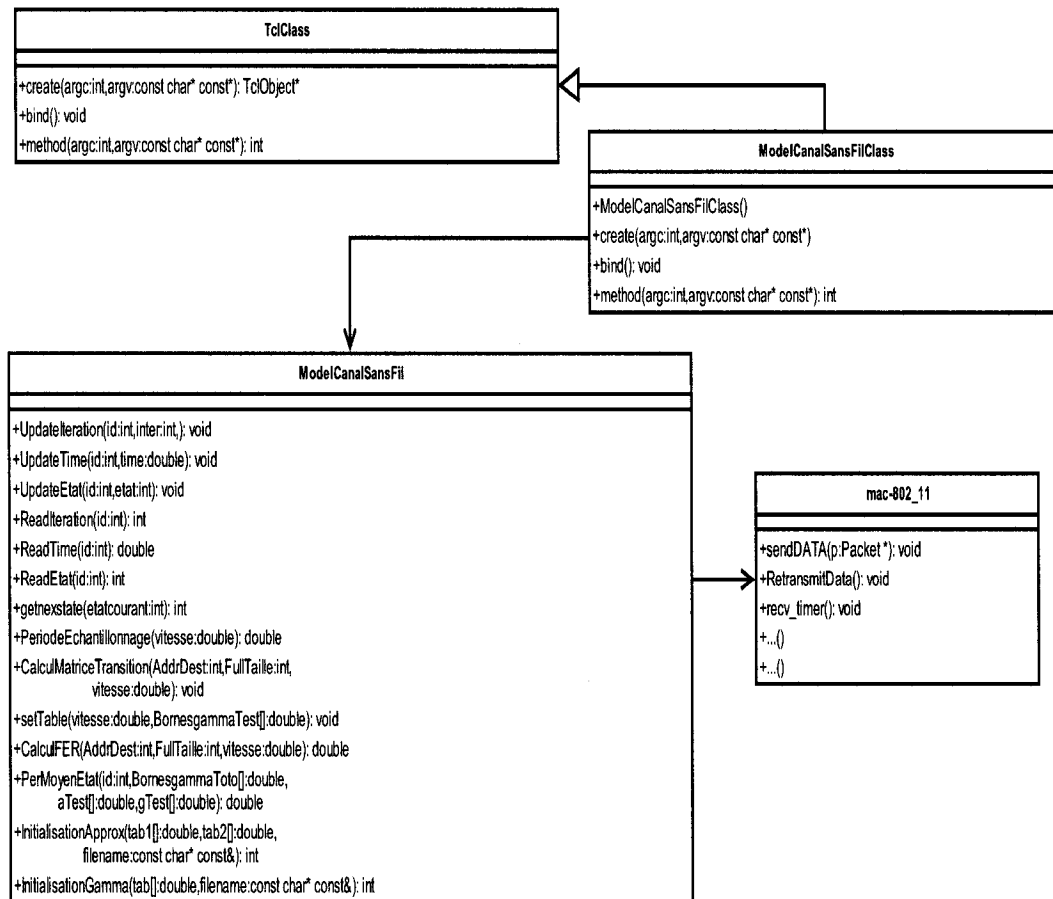


FIG. 4.5 Diagramme UML

pour la gestion des tableaux et de gros fichiers. Le fichier de trace sera traité par trois programmes **Delai.awk**, **Gigue.awk**, et **Perte.awk**.

Dans le script **Delai.awk**, les temps d'arrivée et de départ des paquets sont stockés dans des tableaux et référencés par l'identité unique des paquets. Le calcul du délai de chaque paquet est ainsi facilité. Le résultat de ce script est le délai moyen en millisecondes des flots ascendants et descendants.

Le programme **Gigue.awk** permet d'obtenir la gigue moyenne pour chaque direction du lien sans fil (UP et DOWN). Ce programme calcule les délais de chaque paquet, puis détermine la variation des délais.

Le taux de perte moyen pour chaque direction du lien est obtenu grâce au programme **Perte.awk**. Ce script fait le décompte des paquets perdus par rapport au nombre total de paquets générés dans le réseau, et fournit le taux de perte en pourcentage.

Un autre script **Debit.awk** écrit aussi en *AWK* a été implémenté, non pas pour évaluer les critères de performances, mais pour estimer le taux de transmission des paquets. Ce script servira à valider l'implémentation du FSMC dans NS-2. Ce programme extrait les temps d'arrivée et de départ des paquets au niveau de la couche MAC, car elle effectue le calcul du temps de transmission des paquets, qui sont ensuite stockés dans des tableaux en mettant comme indice l'identité du paquet. Puis, il calcule le temps de transmission de chaque paquet. À partir de ce temps de transmission, on peut déduire aisément le taux de transmission. Le résultat final de ce programme est le taux de transmission de chaque paquet pour chaque flot.

4.6.2 Intervalle de confiance

L'utilisation de simulations permet de récolter des données servant ensuite à estimer des paramètres de distribution pour des échantillons aléatoires. Ces échantillons représentent une population statistique. En général, lorsqu'on cherche à estimer la valeur d'un paramètre de distribution (par exemple la moyenne), il faut définir un *intervalle de confiance*. Un *intervalle de confiance* est un intervalle qui est supposé contenir avec un certain niveau de confiance, la valeur à estimer. Par exemple, un intervalle de confiance à 95 % (ou au seuil

de risque de 5 %) a 95 % de chance de contenir la valeur du paramètre que l'on cherche à estimer, mais cet intervalle de confiance est trompeur dans 5 % des cas. Nous utilisons ce seuil de confiance pour notre étude.

La simulation est reproduite N fois avec des sources aléatoires et indépendantes pour chaque itération pour recueillir des mesures indépendantes $x_1, x_2, \dots, x_N$. On obtient alors un échantillon de taille N , dont on veut estimer la moyenne μ . On mesure la moyenne $\bar{x}$ de l'échantillon :

$$\bar{x} = \frac{1}{N} \sum_{i=1}^N x_i \quad (4.9)$$

L'écart-type de l'échantillon est donné par l'équation 4.10 :

$$\sigma = \sqrt{\frac{\sum_{i=1}^N (x_i - \bar{x})^2}{N - 1}} \quad (4.10)$$

Si on connaît l'écart-type, et la moyenne de l'échantillon, alors l'intervalle de confiance I dans lequel le paramètre à estimer doit appartenir, est $[\bar{x} - z_p \sigma, \bar{x} + z_p \sigma]$, où z_p dépend du niveau de confiance souhaité et de la taille de l'échantillon.

Nous utilisons ces intervalles de confiance pour estimer la probabilité d'avoir un état particulier de la chaîne de Markov, lors de la validation du modèle de canal sans fil. Pour obtenir un intervalle de confiance à 95 %, chaque simulation est répétée 30 fois et

$$I = \bar{x} \pm 1.96 \frac{\sigma}{\sqrt{N}} \quad (4.11)$$

Le facteur 1.96 est obtenu à partir de la table de la *loi normale* qui coïncide avec la valeur 0.95.

4.6.3 Procédure d'acceptation d'une configuration

Afin de déterminer le nombre de connexions des différentes classes de trafics qu'un réseau sans fil peut écouler tout en garantissant les critères de QoS, nous allons dans cette section,

expliquer la procédure d'acceptation d'une configuration. Une configuration est définie par le nombre de connexions de chaque type de classe de trafic présentes dans le réseau.

Cette procédure [24] consiste à prendre une décision d'accepter ou non une configuration du réseau, en se basant non pas sur les contraintes d'un critère de QoS de chaque flot de données, mais sur la moyenne de ce critère sur tous les flots. Étant donné qu'on fait un certain nombre de simulations et que la décision prise se base sur une *moyenne*, il se peut que le critère soit dépassé dans certains cas, et pas dans d'autres. Pour s'assurer de l'efficacité et de la fiabilité des résultats, il est essentiel de réaliser des tests statistiques. La procédure utilisée est une règle basée sur la moyenne sur l'ensemble des connexions et utilisant un test statistique.

Le critère de performance limitant et contraignant est le taux de perte de paquets, qui s'impose sur les autres critères de QoS (le délai et la gigue), tel qu'observé dans [49]. Nous allons donc utiliser ce critère dans la procédure d'acceptation. Le seuil de la probabilité de perte est fixé à 1%. Le lien sans fil étant asymétrique, nous traitons indépendamment les liaisons ascendante et descendante. Nous calculons la moyenne du taux de perte sur l'ensemble des flots ascendants, et sur l'ensemble de flots descendants. Donc, si le taux de perte ascendant et descendant est inférieur à 1%, la configuration est acceptée, sinon elle est rejetée.

La prise d'une décision d'acceptation est basée sur deux seuils ξ_0 et ξ_1 :

- ξ_0 est la valeur du taux de perte en dessous duquel on estime que les chances de se tromper en acceptant la configuration sont faibles
- ξ_1 est le seuil au dessus duquel on estime qu'on ne commet pas d'erreur en rejetant la configuration

Pour chaque seuil, on peut commettre des erreurs sur la décision prise. Par conséquent, il faut définir des probabilités de commettre une erreur dans les deux cas :

- α est la probabilité de commettre une erreur en acceptant la configuration
- β la probabilité de commettre une erreur en rejetant la configuration

Le choix des valeurs des paramètres ξ_1 , ξ_0 , α et β est arbitraire, et est présenté dans le Tableau 4.4.

Paramètre	Valeur
ξ_0	0.9%
ξ_1	1%
α	0.05
β	0.1

TAB. 4.4 Valeurs des paramètres pour effectuer une décision

La procédure d'acceptation se déroule comme suit [24] :

1. En premier lieu, un certain nombre N de simulations de la configuration à tester est réalisé afin de déduire la variance de l'échantillon.

Soit $\xi_i^{up}, i = 1, \dots, N$ et $\xi_i^{dn}, i = 1, \dots, N$ les valeurs des moyennes du taux de perte sur tous les flots en liaison ascendante et descendante respectivement. On calcule les variances $\sigma_{up}^2, \sigma_{dn}^2$ en liaison ascendante et descendante de l'échantillon. La configuration est simulée $N = 30$ fois pour l'intervalle de confiance, afin de recueillir un premier échantillon.

2. On débute ensuite une procédure itérative. À chaque itération, une nouvelle simulation de la configuration testée est effectuée (on simule une $N + 1$ fois). Les statistiques utilisées ψ_n^{up} et ψ_n^{dn} , pour les liaisons ascendantes et descendantes, sont la somme des valeurs obtenues depuis le début de la procédure jusqu'à l'itération actuelle n .

$$\begin{cases} \psi_n^{dn} = \sum_{i=1}^n \xi_i^{dn} \\ \psi_n^{up} = \sum_{i=1}^n \xi_i^{up} \end{cases} \quad (4.12)$$

3. Puis, on calcule deux limites inférieures et supérieures dépendant du numéro de l'itération n , des variances $\sigma_{up}^2, \sigma_{dn}^2$.

$$\begin{cases} \xi_{dn}^{inf} = \frac{\sigma_{dn}^2}{\xi_1 - \xi_0} \log \frac{\beta}{1 - \alpha} + \frac{n}{2}(\xi_0 + \xi_1) \\ \xi_{dn}^{sup} = \frac{\sigma_{dn}^2}{\xi_1 - \xi_0} \log \frac{1 - \beta}{\alpha} + \frac{n}{2}(\xi_0 + \xi_1) \\ \xi_{up}^{inf} = \frac{\sigma_{up}^2}{\xi_1 - \xi_0} \log \frac{\beta}{1 - \alpha} + \frac{n}{2}(\xi_0 + \xi_1) \\ \xi_{up}^{sup} = \frac{\sigma_{up}^2}{\xi_1 - \xi_0} \log \frac{1 - \beta}{\alpha} + \frac{n}{2}(\xi_0 + \xi_1) \end{cases} \quad (4.13)$$

SNR moyen	20 dB
Taux d'erreur	10^{-5}
Vitesse	1 m/s

TAB. 4.5 Paramètres utilisés pour la simulation

4. Finalement, on prend une décision basée sur les valeurs des statistiques et des bornes
 - (a) Si $\bar{\psi}_n^{dn} \leq \xi_{dn}^{inf}$ et $\bar{\psi}_n^{up} \leq \xi_{up}^{inf}$, le critère de la QoS est respecté, la configuration est acceptée et on arrête la procédure.
 - (b) Si $\bar{\psi}_n^{dn} \geq \xi_{dn}^{sup}$ ou $\bar{\psi}_n^{up} \geq \xi_{up}^{sup}$, le critère de la QoS n'est pas respecté, la configuration est rejetée et on arrête la procédure.
 - (c) Dans les autres cas, on ne peut pas décider, on effectue une autre itération et on refait la procédure

Grâce à cette procédure, on peut faire le bon choix d'une configuration avec une probabilité de 0.95.

4.7 Validation de l'implémentation du modèle dans NS-2

4.7.1 Validation de la modélisation du canal sans fil

Pour valider la modélisation du canal à évanouissements de Rayleigh, nous avons simulé le réseau présenté à la Figure 4.2. Une station mobile se déplace avec une vitesse de 1 m/s à une distance de 278 m autour du point d'accès. Elle reçoit des paquets de 1440 octets émis par une source CBR filaire, toutes les 2 ms. Nous avons choisi un intervalle de temps entre paquets de 2 ms pour avoir la même période d'échantillonnage que dans la validation faite sous Matlab dans le Chapitre 2. Les paramètres utilisés dans la simulation sont donnés dans le tableau 4.5.

Le simulateur NS génère un fichier de trace contenant toutes les informations relatives à la simulation, notamment le temps de transmission des paquets. Ceci nous sera utile pour estimer le taux de transmission. Ce fichier de trace est alors traité à l'aide du langage de programmation *AWK* afin d'en extraire les différentes valeurs de débits. Le résultat

Probabilités théoriques	Probabilités simulées	Erreur absolue	Erreur relative
0.0178	0.0113	0.0065	0.3646
0.0183	0.0127	0.0057	0.3089
0.0226	0.0186	0.0041	0.1792
0.0998	0.0997	0.0001	0.0008
0.0843	0.0901	0.0057	6.8146
0.4623	0.4763	0.0141	0.0681
0.2949	0.2913	0.0036	0.0120

TAB. 4.6 Résultats obtenus pour la distribution de probabilité avec NS-2

final de ce traitement est un fichier contenant les taux de transmission de chaque paquet transmis. Chaque taux de transmission correspond à un état de la chaîne de Markov. Nous allons calculer les probabilités stationnaires et le taux de traversée de seuil de SNR (par reconstruction du signal) afin de les comparer aux résultats théoriques.

Distribution de probabilité stationnaire

Les probabilités stationnaires expérimentales et théoriques sont représentées sur la Figure 4.6. On constate une similitude entre les deux résultats. Les probabilités stationnaires expérimentales ont été déduites comme dans la Section 2.4.2 en calculant le rapport entre le nombre d'occurrences de chaque état et le nombre total d'états. Quant aux probabilités stationnaires théoriques, elles ont été calculées à partir de l'équation 2.26. Le tableau 4.6 donne les valeurs de probabilités stationnaires simulées, théoriques, ainsi que les erreurs relatives et absolues. Ces erreurs sont calculées à partir des formules 4.14 :

$$\begin{cases} \textit{ErreurAbsolue} = |\textit{Valeur théorique} - \textit{Valeur expérimentale}| \\ \textit{ErreurRelative} = \frac{\textit{Erreur Absolue}}{\textit{Valeur théorique}} \end{cases} \quad (4.14)$$

Nous observons ici encore que les valeurs théoriques et expérimentales sont du même ordre de grandeur. L'erreur relative pour les trois premières valeurs est élevée car dans ce cas on tient compte du taux d'erreur de paquet. Toutefois, les erreurs relatives ne sont pas significatives lorsque les valeurs sont petites.

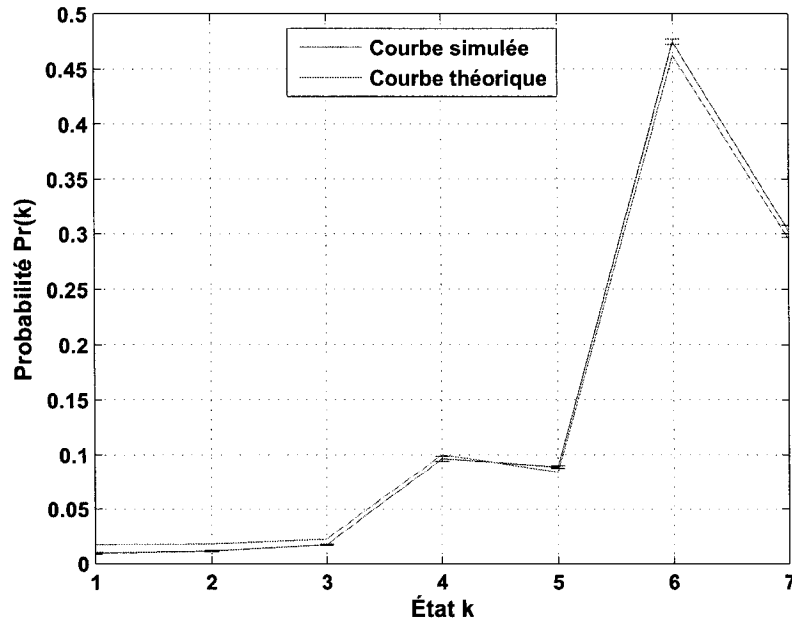


FIG. 4.6 Distribution de probabilité stationnaire

Taux de traversée de seuil de SNR

La Figure 4.7 met en évidence la concordance entre les résultats des simulations et théoriques. La méthode de détermination du taux de traversée pratique est la même que dans la sous-section 2.4.2.2. Le taux de traversée théorique a été calculé à partir de l'équation 2.15. Le Tableau 4.7 donne les valeurs de taux de traversée simulées, théoriques, ainsi que les erreurs relatives et absolues.

Taux de traversée théorique	Taux de traversée simulé	Erreur absolue	Erreur relative
2.64	2.30	0.34	0.13
3.71	3.08	0.63	0.17
4.64	4.36	0.28	0.06
7.01	7.26	0.25	0.04
8.00	8.12	0.12	0.02
6.53	6.49	0.04	0.01

TAB. 4.7 Résultats obtenus pour le taux de traversée de seuil avec NS-2

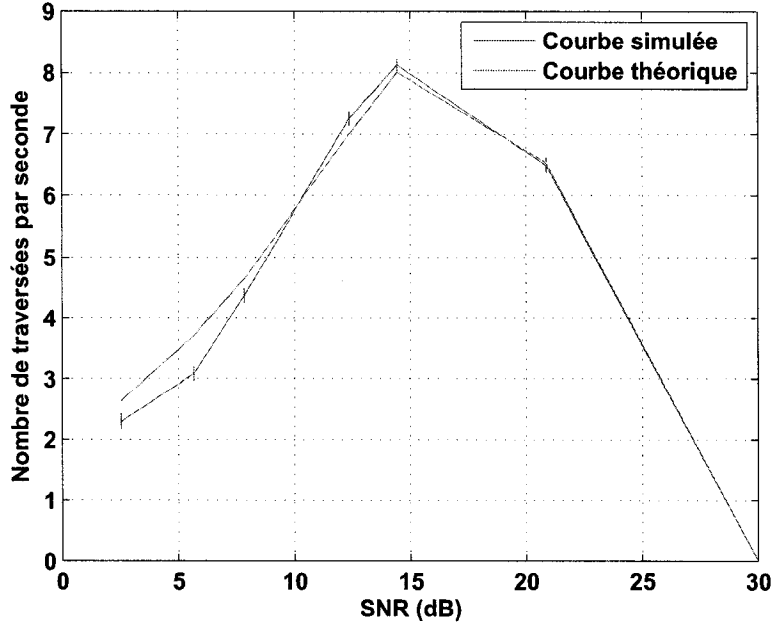


FIG. 4.7 Taux de traversée de seuil en fonction du SNR en dB

Les taux de traversées théoriques et simulés pour différentes valeurs de SNR sont d'après le Tableau 4.7 du même ordre de grandeur. Dans ce cas de figure, les erreurs relatives pour les trois premières valeurs sont importantes à cause de la prise en compte du taux d'erreur de paquet. En comparaison avec la validation du modèle faite sous Matlab qui ne tenait pas compte du taux d'erreur, l'intégration de ce dernier paramètre dans l'implémentation du modèle dans NS-2 donne tout de même des résultats cohérents et satisfaisants, par rapport aux conclusions théoriques. Nous pouvons l'utiliser dans le reste de nos travaux.

4.7.2 Validation des scripts de simulation

Dans cette partie, les scripts de simulation seront testés et validés afin de s'assurer de leur fiabilité car ils serviront ensuite à trouver le nombre de sessions maximales admises et la bande passante effective. Nous allons chercher le nombre de connexions maximales de voix qu'un point d'accès peut supporter dans un réseau 802.11g. Inspiré par l'étude présentée dans [49], le nombre N_{max} de sessions de voix a été obtenu en utilisant des sources exponentielles ON/OFF avec un CODEC G711 dans lequel les paquets sont transmis chaque

SNR moyen	50 dB
Taux d'erreur	10^{-50}
Vitesse	1 m/s

TAB. 4.8 Paramètres pour un canal idéal

10 ms, en considérant un canal idéal n'introduisant pas d'erreurs, et en supposant que le taux de transmission des paquets est maximal, soit 54 Mbps. Avec ces considérations, le nombre de sessions de voix admises trouvée dans [49] est $N_{max} = 68$.

Pour modéliser un canal idéal, on suppose un SNR moyen très élevé de sorte que la puissance du bruit est négligeable. Un tel canal n'introduira pas d'erreurs, donc le taux d'erreur de paquet sera quasi nul. Les stations mobiles se déplacent à une distance de 6 m autour du point d'accès à une vitesse de 1 m/s. Les paramètres utilisés pour modéliser un canal idéal sont exposés dans le tableau 4.8. Avec ces valeurs, la probabilité d'avoir un taux de transmission de 54 Mbps est de 0.9919. On s'assure ainsi d'avoir un débit maximal comme dans [49].

Le schéma du réseau simulé pour déterminer le nombre de connexions de voix est exposé dans la Section 4.4. Il comprend n sessions de voix bidirectionnelles. La procédure d'acceptation présentée dans la sous-section 4.6.3 est utilisée pour déterminer le nombre maximal de connexions de voix N_{max} que peut supporter le réseau. Les résultats trouvés concordent avec ceux trouvés dans [49], puisque la configuration composée de 67 sessions de voix, est acceptée avec une probabilité de 0.95.

4.8 Conclusion

Ce chapitre a permis de mettre en relief la méthodologie de détermination du nombre de connexions par simulation. Nous avons passé en revue les modèles de classes de trafic, la méthode d'analyse des résultats, et aussi l'implémentation de la modélisation de canal sans fil dans le simulateur NS. La validation des scripts de simulation et de l'implémentation confère une fiabilité pour le calcul de la bande passante effective et la détermination des régions d'admission.

CHAPITRE 5

ÉVALUATION DE LA BANDE PASSANTE EFFECTIVE

Dans les chapitres précédents, nous avons modélisé le médium sans fil et ciblé certains paramètres physiques liés à ce modèle. A présent, nous allons évaluer leurs impacts sur la performance des réseaux WLAN 802.11. Dans ce chapitre, nous estimons comme critère de performance, la capacité des réseaux en terme de nombre de sessions maximales supportées par un seul point d'accès. L'ajout d'une connexion entraîne une dégradation de la QoS des autres connexions du réseau. Par conséquent, pour assurer la QoS aux applications en temps réel, un contrôle d'accès au réseau peut s'avérer nécessaire. Ce mécanisme de *contrôle d'accès de connexions* (CAC) permet de déterminer si une nouvelle connexion pourrait recevoir la QoS demandée, tout en garantissant la qualité de service aux autres connexions déjà actives. L'approche utilisée dans ce projet pour mettre en place le CAC se base sur les notions de *bande passante effective* et de *régions d'admissibilité*. L'objectif de ce chapitre est de définir ces notions et d'étudier l'influence de la couche physique sur celles-ci. La Section 5.1 donne une définition de la notion de bande passante effective (BPE) et des régions d'admissibilité. Les valeurs de BPE obtenues pour les trafics de voix et vidéo sont présentées dans la Section 5.2.

5.1 Notion de bande passante effective

Pour garantir la qualité de service pour des applications multi-média, des mécanismes de différenciation de service et de contrôle d'accès de connexions peuvent être utilisés. Dans notre étude, nous portons notre attention sur le mécanisme de CAC. La procédure de contrôle d'accès est une procédure pendant laquelle les différents flux annoncent leurs exigences de QoS et par laquelle ils se voient admettre ou refuser l'accès au réseau. Il faut pour cela connaître les ressources disponibles dans le réseau, et celles nécessaires pour assurer la QoS d'une connexion. La *bande passante effective* ou *bande passante équivalente* allouée à chaque connexion donne la valeur de l'utilisation des ressources d'une source en

respectant les exigences de QoS. Elle représente la quantité minimale de bande passante nécessaire pour qu'un flot satisfasse tous ses besoins de QoS lors de sa connexion. La valeur de BPE va donc être utilisée comme critère d'admission pour le CAC. La faisabilité de l'admission d'une nouvelle connexion est déterminée en s'assurant que la somme des bandes passantes équivalentes des connexions déjà actives est inférieure ou égale à la capacité du lien, soit la bande passante totale disponible.

Le lecteur peut se référer à [37] pour plus détails sur la notion de BPE. Cette approche a déjà été considérée dans les réseaux large bande ATM, dans les réseaux filaires [6], dans les réseaux WLAN 802.11 [49].

Soit W_i la BPE d'une source de trafic i . Notons C la capacité du lien du réseau WLAN, qui est la bande passante totale du lien en kbits/sec, et n_i^* le nombre de connexions maximales admises dans le réseau pour la classe de trafic i . La bande passante effective W_i est évaluée en fonction de la capacité du lien, et de n_i^* , comme le montre la Formule 5.1 :

$$W_i = \frac{C}{n_i^*}. \quad (5.1)$$

L'ensemble de connexions déterminé par le vecteur $(n_1, n_2, \dots, n_J)$, avec J le nombre de classes de trafic dans le réseau, sera dit *admissible* si la condition 5.3 est vérifiée.

$$\sum_{i=1}^J n_i W_i \leq C. \quad (5.2)$$

La région d'admissibilité est définie telle que :

$$Q_j(n) \leq \bar{Q}_j \quad (5.3)$$

où $Q_j(n)$ est la valeur de la j^e mesure de QoS lorsque la file d'attente est dans l'état n et $\bar{Q}_j$ la valeur maximale permise. En général, la frontière de la région d'admission n'est pas linéaire. Mais, la question fondamentale est de déterminer jusqu'à quel point l'approximation linéaire (équation 5.3) est acceptable. Dans le cas où on a deux classes de trafic, on peut porter en graphique dans le plan (n_1, n_2) , la région d'admission où la

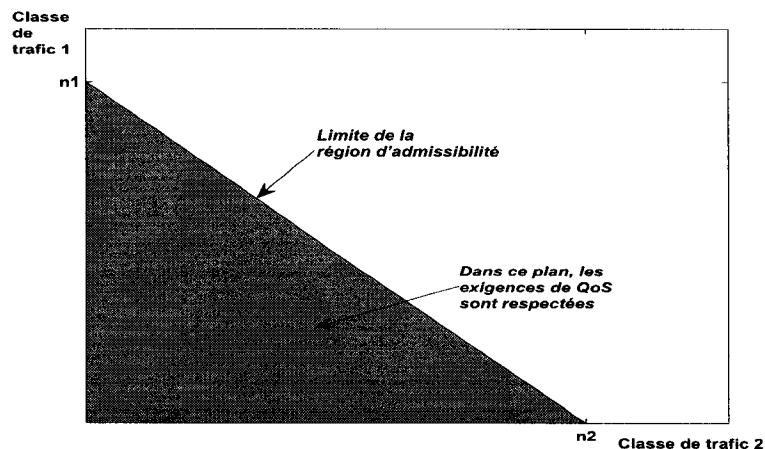


FIG. 5.1 Région d'admission pour deux classes de trafic différentes

qualité de service est respectée. La Figure 5.1 représente un exemple montrant la région d'admission dans le plan pour deux sources de trafic différentes.

Dans ce projet de recherche, nous utilisons une méthode par simulation pour évaluer la BPE et estimer le nombre maximal de connexions de chaque classe de trafic respectant les critères de QoS. Ces résultats serviront à mettre en place un CAC si les régions d'admissibilité ont un comportement linéaire (équation 5.3). Ainsi faudra t-il savoir si les régions d'admission des réseaux WLAN tenant compte de la couche physique ont une frontière linéaire.

5.2 Détermination de la bande passante effective

Tel que mentionné dans la section précédente, pour déterminer la bande passante effective, nous allons estimer par simulation le nombre maximum de sessions pour les trafics de voix et vidéo. La méthodologie utilisée repose sur l'évaluation des critères de performance (délai, gigue, taux de perte) pour chaque classe de trafic. Nous cherchons le nombre maximum de sessions qui peuvent être acceptées sans dépasser les limites de QoS pour chaque critère de performance. Puis, nous prenons le minimum des résultats obtenus pour chacun des critères. Mais, comme nous le montrerons dans la prochaine section, nous allons nous restreindre à un seul critère dominant. La topologie du réseau simulé est celle de la Figure 4.2.

D'autre part, dans cette section, nous allons évaluer l'influence du taux d'erreur P_0 , du SNR moyen, et de la fréquence maximale de Doppler f_d , sur le nombre maximum de sessions. Chaque lien sans fil est modélisé par une chaîne de Markov (voir Chapitre 2) qui prend en paramètre le triplet $(P_0, f_d, \text{SNR moyen})$. Dans notre étude, nous ferons l'hypothèse que ce triplet est le même pour chaque station du réseau.

- On suppose que toutes les stations mobiles dans le réseau ont la même vitesse de déplacement qui sera considérée constante pendant toute la durée de simulation. La fréquence de Doppler f_d est donc identique pour chaque station.
- Les STAs se trouvent sur un même cercle de rayon d autour du point d'accès résultant en un même SNR moyen sur chaque lien.
- On suppose aussi que sur tous les liens sans fil, on veut respecter la même valeur de taux d'erreur P_0 .

Pour évaluer par simulation le nombre de connexions maximales en fonction des paramètres physiques, il faut faire varier un paramètre, en considérant les autres constants. À noter que l'influence de f_d sera examinée dans le Chapitre 6.

Pour évaluer l'influence du taux d'erreur P_0 , nous avons choisi des valeurs de SNR moyen et de fréquence de Doppler f_d de 15 dB et 8 Hz respectivement. Une fréquence de Doppler maximale de 8 Hz correspond à une vitesse de déplacement de 1 m/s, puisque la fréquence porteuse est de 2,4 GHz pour la norme physique 802.11g. Le taux d'erreur P_0 varie de 10^{-4} à 10^{-1} . Nous cherchons le nombre maximum de connexions pour chaque valeur de taux d'erreur.

1. Le réseau sans fil est simulé en présence d'un seul trafic : voix ou vidéo. Les triplets $(15 \text{ dB}, 8 \text{ Hz}, 10^{-4})$, $(15 \text{ dB}, 8 \text{ Hz}, 10^{-3})$, $(15 \text{ dB}, 8 \text{ Hz}, 10^{-2})$, $(15 \text{ dB}, 8 \text{ Hz}, 10^{-1})$ sont les mêmes pour chaque station du réseau.
2. Les critères de QoS (délai, gigue et taux de perte) sont évalués pour chaque classe de trafic.
3. Finalement, la valeur du nombre maximal de connexions de voix (ou de vidéo) ne dépassant pas les limites de critères de QoS est déduite en fonction du taux d'erreur

Dans le cas de l'influence du SNR moyen, le taux d'erreur et la fréquence de Doppler sont fixés à 10^{-3} et 8 Hz respectivement. Le SNR moyen prend ses valeurs dans l'ensemble

{5, 10, 15, 20} dB. Les différentes étapes pour trouver le nombre maximum de connexions sont les mêmes que celles exposées précédemment. Dans ce cas, nous évaluons le nombre de sessions possibles en fonction du SNR moyen.

5.2.1 Nombre maximum de sessions de voix

En vue d'estimer le nombre maximum de connexions de voix, nous avons mesuré les critères de performance. Les Figures 5.2, 5.3, 5.4, illustrent des mesures de taux de perte, de délai, et de gigue en fonction du nombre de connexions dans le réseau. Les valeurs des paramètres physiques utilisées dans cet exemple sont : un taux d'erreur de 10^{-1} , un SNR moyen de 15 dB et une fréquence de Doppler de 8 Hz.

Mesure du taux de perte

Il convient de rappeler que le taux de perte représenté à la Figure 5.2, prend en compte les paquets perdus lors de collisions et les paquets rejetés parce que leur délai excède la limite de QoS de 75 ms. Suivant le résultat indiqué sur cette figure, on constate que le taux de perte moyen des liens ascendants varie très peu, et est quasi-nul. Il ne dépasse jamais la valeur limite qui est de 1 %. Par contre, le taux de perte moyen des liens descendants augmente exponentiellement avec le nombre de connexions dans le réseau. Pour 55 connexions, il atteint 4.5 %, alors que le taux de perte en UP est de 0.1 %. D'après ces résultats, le nombre maximal de sessions de voix respectant les limites de QoS pour ce critère est de 52 sessions.

Mesure du délai

La Figure 5.3 présente les délais moyens des liens ascendants et descendants en fonction du nombre de connexions de VoIP. Comme précédemment, on remarque que le délai moyen des liens ascendants est moins important que celui des liens descendants. À titre de comparaison, pour 55 connexions, le délai moyen en DN est de 7.5 ms, tandis que le délai moyen en UP est de 0.8 ms. Toutefois, le délai moyen des paquets n'est pas un critère restrictif à la détermination du nombre maximal de sessions admises, puisque le calcul du délai ne prend pas en compte les paquets ayant un délai supérieur à 75 ms, ceux-ci étant rejetés. Par conséquent, la valeur moyenne de ce critère n'est jamais atteinte.

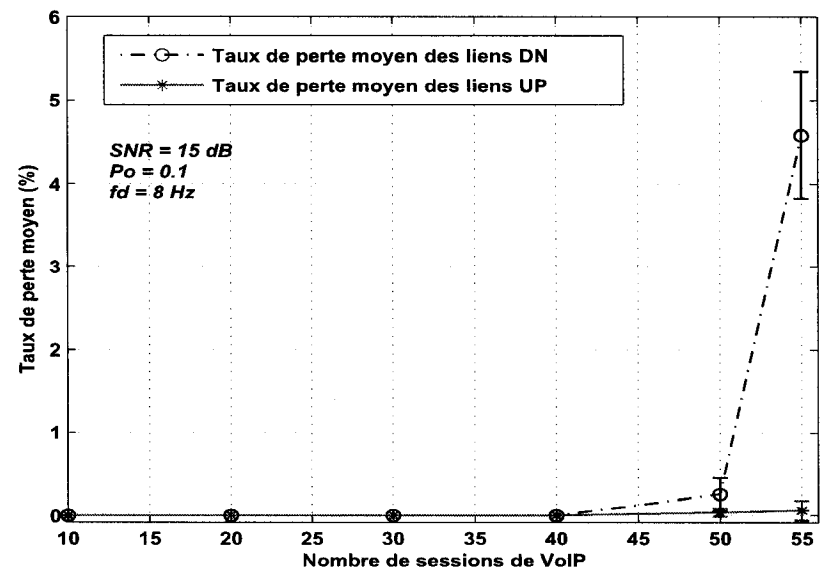


FIG. 5.2 Taux de perte en fonction du nombre de sessions de VoIP

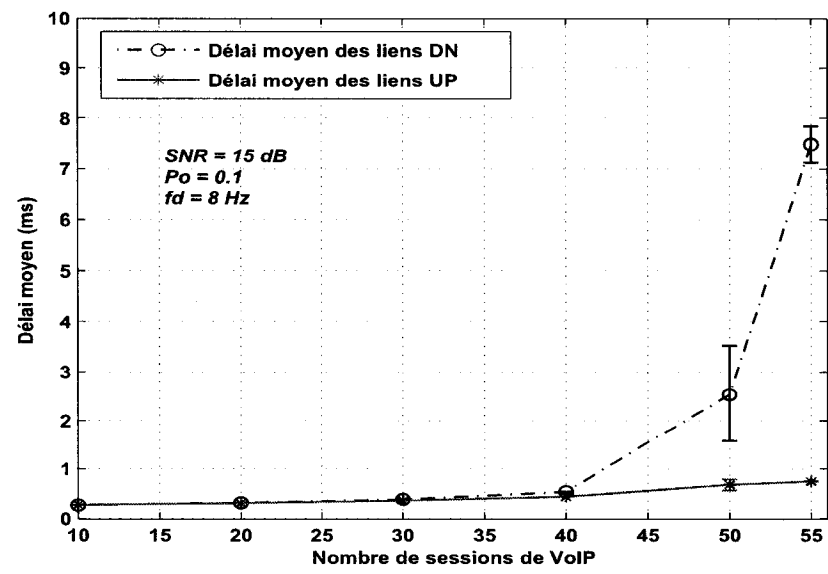


FIG. 5.3 Délai en fonction du nombre de sessions de VoIP

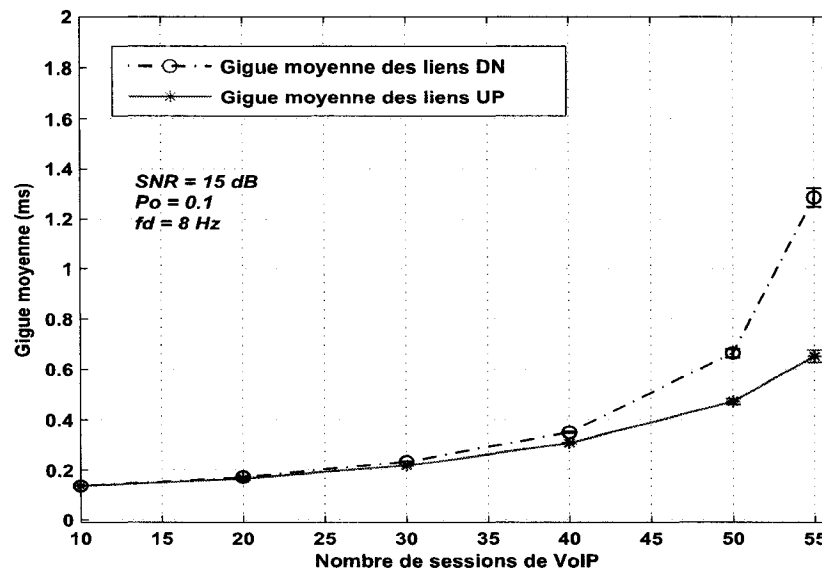


FIG. 5.4 Gigue en fonction du nombre de sessions de VoIP

Mesure de la gigue

D'après la Figure 5.4, nous constatons que nous avons le même cas que celui du délai. La gigue ne constitue pas un facteur limitant pour le nombre de sessions admises. La valeur de ce critère reste assez faible. Si on compare la variation de la gigue à celle du taux de perte, on observe que pour 55 connexions de voix, le taux de perte a excédé les limites de QoS, alors que la gigue n'a pas atteint 20 ms.

Selon les résultats présentés, le taux de perte est le critère de performance limitant le nombre maximal de connexions de VoIP. Dès lors, on va restreindre notre étude à l'évaluation de ce critère. Il sera notamment utilisé dans la procédure d'acceptation d'une configuration. D'ailleurs, si on applique cette procédure dans cet exemple, le nombre de sessions de VoIP admises est de 52. Si on raisonne conformément à l'analyse des différents critères de performance (taux de perte, délai, et gigue) présentée plus haut, le nombre maximum de sessions est le minimum du nombre de sessions admises pour chaque critère, soit 52. Rappelons que la largeur de bande efficace du canal est de 54 Mbps.

Variation du SNR moyen

L'influence du SNR moyen sur le nombre maximum de sessions de voix est illustrée à la

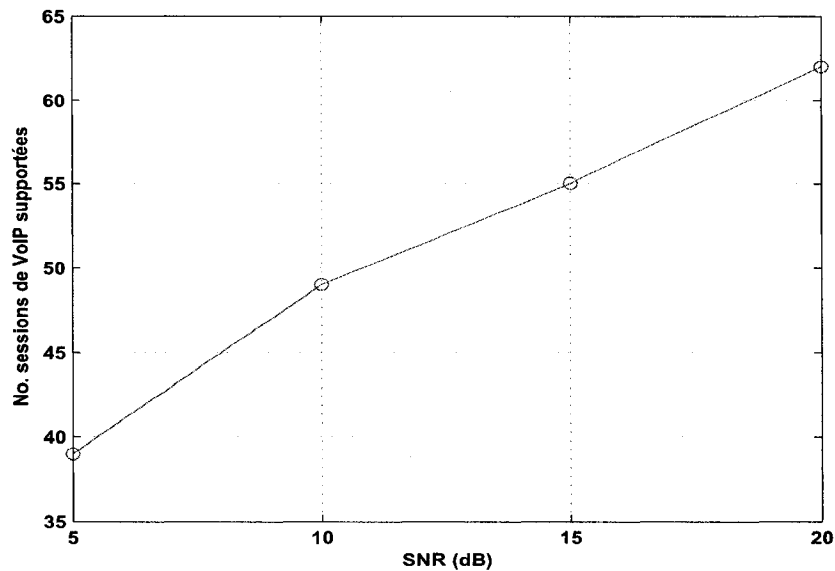


FIG. 5.5 Nombre maximal de sessions de VoIP en fonction du SNR

Figure 5.5. Toutes les stations présentes dans le réseau ont le même SNR moyen pour le canal. Lorsque les conditions du canal sont médiocres, pour un SNR de 5 dB par exemple, le réseau ne peut écouler que 39 connexions de voix, tandis que près du point d'accès (soit un SNR élevé), le nombre maximum de sessions est de 62, pour un SNR de 20 dB. À titre de comparaison, avec une couche physique idéale, le nombre de connexions de VoIP admises est de 68, alors que pour 10 dB, ce nombre tombe à 49, ce qui représente une différence non négligeable de 29 sessions.

En fait, les stations diminuent leur taux de transmission lorsque les conditions du canal deviennent moins bonnes parce que le SNR devient faible afin de réduire les erreurs à la réception des paquets. Ainsi, le temps de transmission devient plus grand, et par voie de conséquence, le délai et le taux de perte sont plus élevés. Ces résultats viennent conforter aussi les conclusions tirées de l'analyse théorique du temps de transmission d'un paquet en fonction du SNR obtenus dans le Chapitre 3.

Variation du taux d'erreur

La Figure 5.6 montre l'influence du taux d'erreur sur le nombre de sessions de voix admises. Le taux d'erreur est identique sur chaque lien sans fil. Le réseau peut supporter jusqu'à

58 connexions de voix pour un taux d'erreur de 10^{-2} , tandis que ce nombre se réduit à 52 et 55 pour des taux d'erreur de 10^{-1} et 10^{-4} , respectivement. Une étude comparative entre le cas de figure d'une couche physique idéale et le scénario pour un taux d'erreur de 10^{-2} fait état d'une différence de 10 sessions. Le résultat présenté sur la figure met en relief la présence d'une valeur de taux d'erreur P_0 pour laquelle la performance du réseau est optimale.

Pour un faible taux d'erreur, le taux de transmission est réduit et le délai est plus long, mais le nombre de retransmissions est minime. Lorsque le taux d'erreur est plus élevé, le nombre de retransmissions est beaucoup plus important et le délai est plus grand, mais le taux de transmission est plus élevé. Il y a clairement un compromis à faire, conduisant à une valeur optimale du taux d'erreur. Ceci vient appuyer les résultats de l'analyse théorique du temps de transmission d'un paquet en fonction du taux d'erreur obtenus dans le Chapitre 3, à savoir les paquets sont transmis avec un temps minimal pour un taux d'erreur se situant autour de 10^{-2} , comme le montre la Figure 3.6. En effet si le temps de transmission est minimal pour un taux d'erreur de 10^{-2} , alors le délai dans le réseau sera moindre et par conséquent le taux de pertes de paquet sera aussi moins élevé. Le réseau peut donc écouler un plus grand nombre de connexions pour cette valeur de taux d'erreur qui est une contrainte du système au niveau de la couche physique.

Au vu des résultats exposés, nous pouvons faire quelques remarques générales. En premier lieu, on constate que le nombre de connexions de voix admises par le réseau est relativement faible. Cette faible performance des réseaux s'explique par les effets combinés de la couche MAC et de la couche physique. D'une part, le mécanisme DCF a un effet néfaste sur la transmission des paquets, à cause du temps d'attente ou d'overhead. Par exemple, les petits paquets sont plus affectés que les grands paquets. Cependant, transmettre des grands paquets entraîne évidemment une augmentation du temps de paquetisation et du délai de bout en bout. Il faut vraisemblablement faire un compromis entre la taille des paquets et les critères de performances. D'autre part, la variation dans le temps du canal sans fil a un impact non négligeable sur la performance des réseaux. Le taux d'erreur occasionne des délais plus grands, à cause du nombre de retransmissions qui est important, pour de

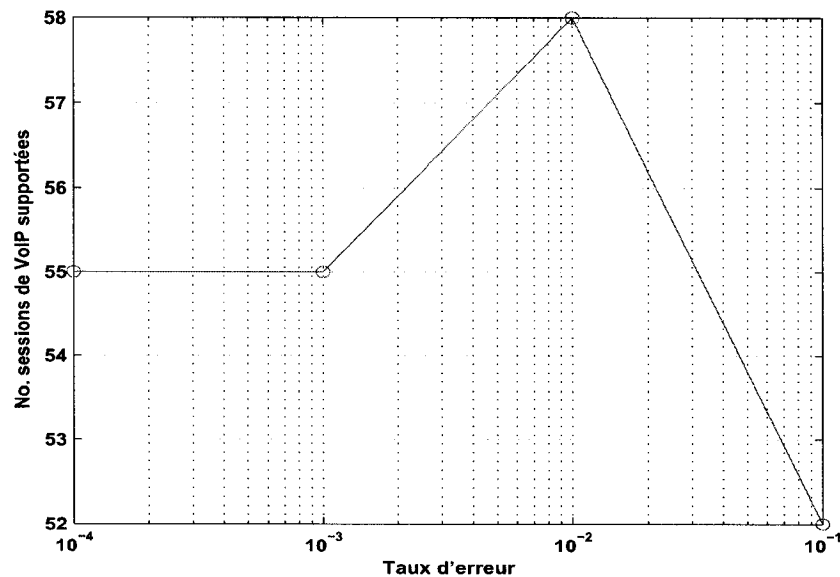


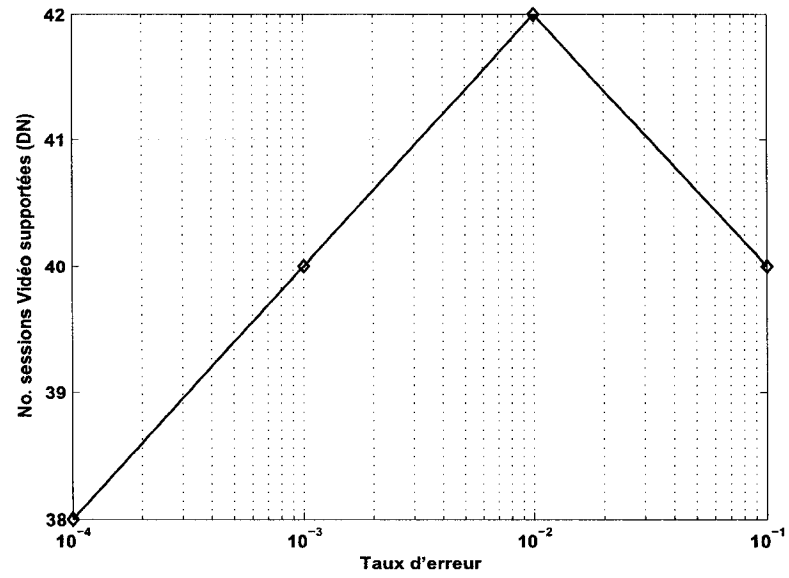
FIG. 5.6 Nombre maximal de sessions de VoIP en fonction du taux d'erreur

grandes valeurs de taux d'erreur, et aussi du taux de transmission qui est faible, pour de petites valeurs de probabilités d'erreur.

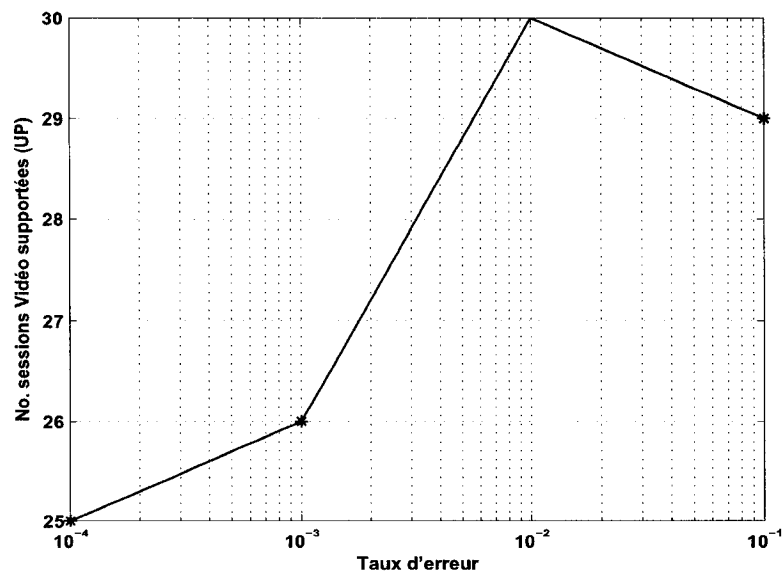
5.2.2 Nombre maximal de sessions vidéo

Pour déterminer le nombre maximal de sessions vidéo, nous reprenons les étapes exposées dans la section précédente pour la VoIP. Contrairement aux connexions bidirectionnelles de voix, dans le cas de la vidéo, le flux de données est supposé unidirectionnel. Deux cas de figure sont pris en considération : une transmission ascendante et une transmission descendante. Les résultats obtenus pour les paramètres physiques considérés sont présentés à la Figure 5.7.

En ce qui concerne l'influence du SNR, les résultats obtenus sont identiques à ceux observés pour le trafic de VoIP (voir Annexe VI), à savoir que le réseau écoule un plus grand nombre de connexions lorsque le SNR est plus élevé, puisque le taux de transmission de données augmente. D'après la Figure 5.7, l'impact du taux d'erreur sur le nombre de sessions vidéo admises est similaire à celui du trafic de VoIP. Le réseau peut écouler jusqu'à 42 sessions



(a) Nombre maximal de sessions Vidéo DN



(b) Nombre maximal de sessions Vidéo UP

FIG. 5.7 Nombre maximal de sessions Vidéo en fonction du taux d'erreur

vidéo en DN et 30 sessions en UP pour un taux d'erreur de 10^{-2} . Contrairement au trafic de VoIP, pour lequel la pire performance est atteinte pour un taux d'erreur de 10^{-1} , pour le cas de la vidéo, elle est obtenue pour un taux d'erreur de 10^{-4} . Les petits paquets de voix (80 octets) sont plus affectés par le temps d'overhead induit par la couche MAC. Par conséquent, lorsque le taux d'erreur est élevé, le nombre de retransmissions augmente, et le processus d'overhead dégrade considérablement la performance du système. D'autre part, les grands paquets de vidéo (1500 octets) sont plus affectés par un taux de transmission plus faible introduit par une petite valeur de taux d'erreur 10^{-4} .

La performance du réseau en présence de trafic vidéo est assez faible en comparaison avec les flots de VoIP, c'est-à-dire que le nombre de sessions est moins élevé. Ceci est en partie causé par le débit moyen de la source qui est plus élevé (2.1 Mbps). En outre, le nombre de connexions vidéo en direction DN est supérieur à celui observé en liaison UP, à cause du processus de contention au même point d'accès dans lequel sont engagées un grand nombre de stations en direction ascendante.

5.3 Bande passante effective des trafics en temps réel

La bande passante effective des trafics de voix et vidéo est déterminée à partir des résultats présentés sur le nombre maximum de sessions et en utilisant la relation 5.1. Pour l'estimation de la BPE, nous utilisons la capacité maximale du lien sans fil, à savoir 54000 kbit/s pour la norme 802.11g. Les Tableaux 5.1 et 5.2 exposent les valeurs de la BPE (en kbit/s) pour chaque classe de trafic et en fonction du taux d'erreur et du SNR. Pour le trafic vidéo, les résultats présentés ont été évalués pour des connexions ascendantes (UP) et descendantes (DN).

Nous avons présenté dans les deux tableaux précédents, le nombre maximum de connexions de voix et vidéo pour un canal idéal. Pour modéliser un tel canal, nous avons considéré un taux d'erreur très faible et un SNR moyen élevé. Dans ce cas, seuls les effets de la couche MAC sont présents. Nous avons trouvé que seulement 67 sessions de voix peuvent être admises dans le réseau. Ce résultat est en accord avec celui trouvé dans [49], dans

PER	SNR (dB)	Nbre Sessions	BPE (kbit/s)	Débit crête (kbit/s)
10^{-3}	5	39	1384	64
	10	49	1102	
	15	55	981	
	20	62	870	
10^{-4}	15	55	981	64
10^{-3}		55	981	
10^{-2}		58	931	
10^{-1}		52	1038	
Cas idéal		67	806	64

TAB. 5.1 BPE du trafic de VoIP (taille de paquet : 80 octets) avec $f_d = 8\text{Hz}$

PER	SNR (dB)	Nbre Sessions		BPE (kbit/s)	
		DN	UP	DN	UP
10 ⁻³	5	16	13	3375.00	4153
	10	26	20	2076.92	2700
	15	40	26	1350.00	2076
	20	55	40	981.81	1350
10 ⁻⁴	15	38	25	1421.05	2160
10 ⁻³		40	26	1350.00	2076
10 ⁻²		42	30	1285.71	1800
10 ⁻¹		40	29	1350	1862
Cas idéal		79	61	683	885

TAB. 5.2 BPE du trafic Vidéo (taille moyenne des paquets : 1500 octets) avec $f_d = 8\text{Hz}$

lequel l'auteur a évalué l'impact de la couche MAC sur la performance des réseaux WLAN. Il a été mis en évidence que le protocole de la couche MAC dégrade considérablement la performance, en comparaison aux réseaux filaires qui peuvent écouler un plus grand nombre de connexions. Dans ce projet, nous arrivons aussi à la même conclusion pour un canal idéal. Lorsqu'on tient compte des paramètres de la couche physique et du canal sans fil, tels que le taux d'erreur et le SNR, le nombre de connexions est réduit de manière significative. Dans ce cas, les effets combinés de la couche MAC et de la couche physique sont pris en compte. A titre de comparaison, pour un SNR de 5 dB, le nombre maximum de sessions est de 16, alors que pour un canal idéal, le réseau peut écouler jusqu'à 67 connexions, soit 4 fois plus. Contrairement à l'étude réalisée dans [49], le modèle de *cross-layer design* que nous avons mis en place, nous a permis d'évaluer l'interaction de la couche physique et de la couche MAC, et son impact sur la performance des réseaux WLAN.

En première constatation, la BPE de chacune des classes de trafic est très élevée à cause du processus de contention de la couche MAC qui réduit la performance des réseaux WLAN. L'influence du SNR moyen et du taux d'erreur est aussi non négligeable. La BPE d'une source de VoIP pour un taux d'erreur de 10^{-1} est légèrement plus élevée que celle obtenue pour un taux d'erreur de 10^{-2} par exemple, puisque la performance des réseaux en terme de nombre maximum de sessions est moins bonne pour un taux d'erreur élevé.

Pour les réseaux filaires, la BPE est comprise entre les valeurs moyenne et crête du débit de la source. Pour le codec G.711, le débit maximum est de 64 kbit/s. Les périodes d'activité et de repos étant de 400 ms et 600 ms, respectivement, le débit moyen de la source est égal à 25,6 kbit/s. La BPE est inférieure au débit crête de la source, c'est ce qu'on appelle le gain de multiplexage statistique. Or ici, dans le cas des réseaux WLAN, la BPE est beaucoup plus grande que le débit crête. C'est une caractéristique propre au sans-fil et qui montre bien l'inefficacité intrinsèque des protocoles utilisés. Contrairement aux réseaux filaires, où la capacité du canal est un facteur contraignant, les réseaux sans fil doivent faire face aux effets conjoints du protocole de la couche MAC et des erreurs générées par la couche physique.

CHAPITRE 6

FORME DES RÉGIONS D'ADMISSION

La notion de *BPE* d'une classe de trafic définie dans le Chapitre 5 est maintenant utilisée pour mettre en place un mécanisme de contrôle d'admission de connexions (CAC). L'étude présentée dans ce chapitre fait suite à celle réalisée dans [49], démontrant la possibilité d'implémenter des algorithmes de CAC basés sur la BPE dans les réseaux 802.11b et 802.11g, en tenant compte de l'impact de la couche MAC, et de plusieurs paramètres de classes de trafic. Dans cette perspective, nous allons évaluer les régions d'admissibilité, en prenant en compte la dimension physique. D'abord, la Section 6.2 met en avant la procédure de détermination des régions d'admission. Ensuite, le comportement des régions d'admission est analysé à la Section 6.3.

6.1 Introduction

L'objectif de ce chapitre est d'évaluer l'impact de paramètres physiques du canal sans fil sur le comportement des régions d'admission, et aussi de déterminer si ces dernières peuvent être approximées par des fonctions linéaires. Les régions d'admission calculées résultent de la combinaison de différentes classes de trafic, à savoir la VoIP, la Vidéo et le trafic de données CBR. Leurs évolutions dépendent à la fois de paramètres de trafic et de paramètres physiques. Les différents paramètres considérés sont les suivants :

1. Paramètres physiques
 - Taux d'erreur : 10^{-4} , 10^{-3} , 10^{-2} et 10^{-1}
 - SNR moyen : 5, 10, 15 et 20 dB
 - Fréquence de Doppler : 1, 4, 8, 24 et 80 Hz, correspondant respectivement aux vitesses de déplacement : 0.125, 0.5, 1, 3 et 10 m/s
2. Paramètres de trafic
 - Trafic de VoIP
 - CODEC G.711

- espacement de temps entre paquet de 10 ms
- Trafic de données CBR
 - Taille de paquet : 100 et 1440 octets
 - Taux de transmission de la source : 1 Mbps
 - Direction des flots : ascendante ou descendante
- Trafic Vidéo
 - Direction des flots : ascendante ou descendante

6.2 Détermination des régions d'admission

D'après la définition donnée dans la Section 5.1, la région d'admission réelle ou exacte est l'ensemble des points du plan $(n_1, n_2, \dots, n_J)$ pour lequel les critères de QoS de toutes les classes de trafic sont respectés. Il est à noter que n_i est le nombre de sessions admises pour la classe de trafic i , et J est le nombre de classes de trafic.

Dans nos simulations, nous considérons le cas de figure où seulement deux classes de trafic sont présentes dans le réseau. Les régions d'admission sont construites comme suit. On se fixe un nombre de connexions n_1 d'un type donné. Et on augmente progressivement le nombre n_2 de connexions d'une autre source de trafic, jusqu'à ce que les contraintes de QoS ne soient plus respectées. Le processus est répété pour plusieurs valeurs de n_1 . On obtient ainsi une région du plan (n_1, n_2) dans lequel les critères de QoS sont respectés. La règle d'admission du couple de points (n_1, n_2) se base sur la procédure d'acceptation d'une configuration expliquée dans la Section 4.6.3.

6.3 Présentation des résultats de simulation

Dans cette section sont présentées les régions d'admission obtenues par simulation. Elles résultent de la combinaison de deux classes de trafic, à savoir : VoIP+CBR, Vidéo+CBR, et Vidéo+VoIP. La méthodologie utilisée pour déterminer ces régions d'admission donne des résultats avec une probabilité de 0.95 d'accepter la bonne configuration respectant les

contraintes de qualité de service. À partir de ces résultats, nous allons étudier le comportement des régions d'admission en fonction des paramètres physiques.

6.3.1 Région d'admission pour la VoIP + CBR

Les résultats obtenus en présence des flots VoIP et des flots CBR vont mettre en évidence l'influence de la taille des paquets CBR et des paramètres physiques, rapport signal à bruit moyen, du taux d'erreur et de la fréquence maximale de Doppler, sur la région d'admissibilité.

6.3.1.1 Variation des paramètres physiques

Variation du rapport signal à bruit moyen

Pour évaluer l'impact du rapport signal à bruit, les régions d'admission des sources VoIP en présence de sources CBR UP sont déterminées, en fixant le taux d'erreur et la fréquence de Doppler. La Figure 6.1 montre les différentes courbes des régions d'admission en fonction de différentes valeurs de SNR moyen.

Dans cet exemple, la taille des paquets CBR est de 1440 octets. Le taux d'erreur et la fréquence de Doppler ont été fixés à 10^{-3} et 8 Hz. On observe que les réseaux sans fil WLAN ont une meilleure performance pour des valeurs élevées de SNR. Cette conclusion est la même que celle déduite à partir des résultats de simulation en présence de trafics VoIP uniquement. Une diminution du taux de transmission causé par un faible SNR entraîne une augmentation du délai, et donc du taux de perte de paquets. Par conséquent, le réseau ne peut écouler qu'un nombre limité de sessions.

De plus, il est important de noter que les régions d'admission des sources VoIP en présence de sources CBR restent toujours linéaires quand on considère une variation de SNR.

Variation du taux d'erreur

La Figure 6.2 illustre l'impact du taux d'erreur sur le comportement des régions d'admission des sources VoIP en présence de sources CBR, lorsque la taille des paquets CBR est de

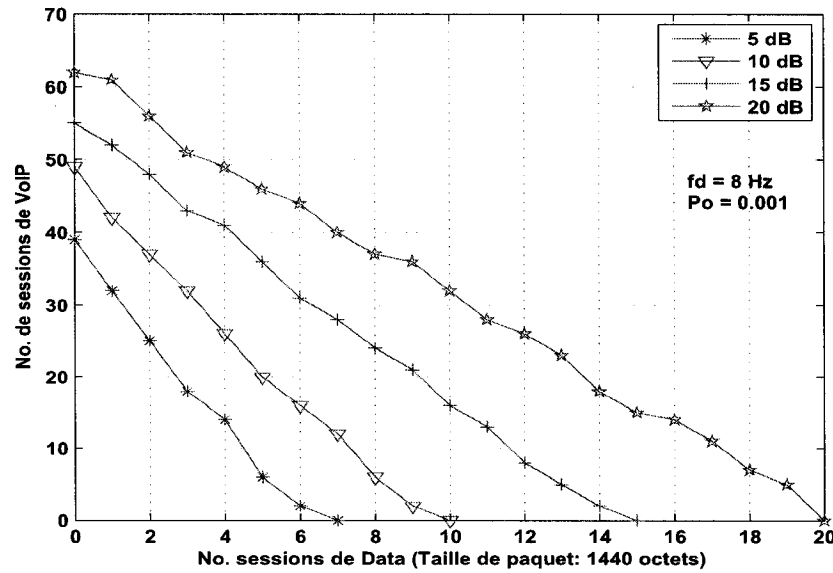


FIG. 6.1 Régions d'admission VoIP + CBR DN en fonction du SNR

1440 octets. Le SNR moyen et la fréquence de Doppler ont été fixés à 15 dB et 8 Hz respectivement.

Bien que les régions d'admission ont tendance à se juxtaposer, d'une part, on remarque tout de même que pour un taux d'erreur de 10^{-2} , les performances du réseau sans fil sont légèrement meilleures. Ce résultat est le même que celui présenté dans le cas où le réseau est constitué de sources VoIP uniquement. D'autre part, pour cette région d'opération, le nombre de connexions de voix supportées est aussi une fonction linéaire du nombre de sessions CBR.

D'après la figure, lorsque le nombre de sources CBR présentes dans le réseau est faible et donc que le nombre de sources VoIP est élevé, les performances du réseau sont médiocres pour un taux d'erreur de 10^{-1} . Alors que dans le cas contraire, un taux d'erreur de 10^{-4} conduit à de mauvaises performances. Ceci peut s'expliquer par le fait que pour les grands paquets, on va tolérer un taux d'erreur plus faible, car ils ont une plus grande probabilité d'apparitions d'erreurs. Par contre, pour les petits paquets moins susceptibles d'être en erreur, on va tolérer une plus grande valeur de taux d'erreur. Par conséquent, lorsque le nombre de petits paquets est prédominant (paquets VoIP de 80 octets), le pire cas

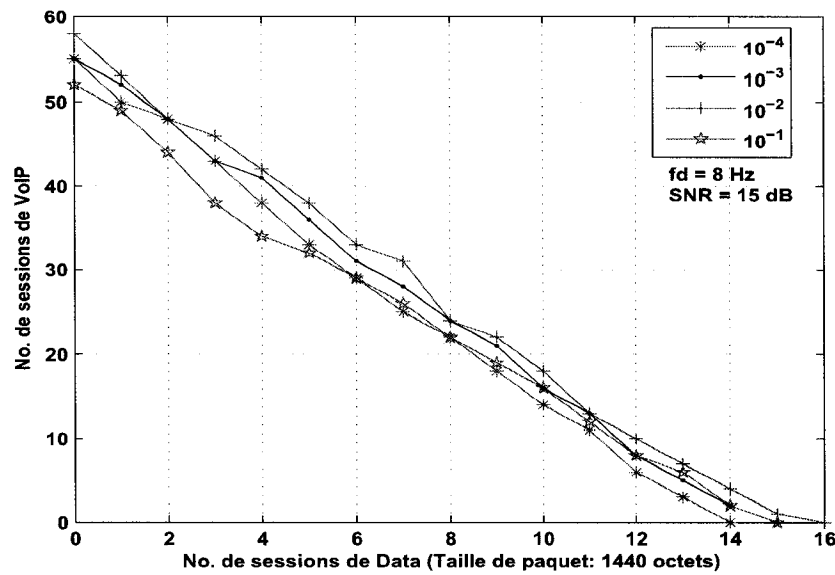


FIG. 6.2 Régions d'admission VoIP + CBR DN en fonction du taux d'erreur

est obtenu avec un taux d'erreur de 10^{-1} . Mais quand le nombre de grands paquets est important (paquets CBR de 1440 octets), le pire cas est obtenu pour un taux d'erreur de 10^{-4} .

Variation de la fréquence maximale de Doppler

L'influence de la fréquence de Doppler est représentée à la Figure 6.3. La taille des paquets CBR est de 1440 octets, le taux d'erreur et le SNR moyen sont respectivement de 10^{-3} et de 15 dB.

Dans cet exemple, les régions d'admission sont présentées pour des cas extrêmes, c'est-à-dire des fréquences de Doppler de 1 Hz et 80 Hz correspondant à des déplacements très lents (1 Hz : 0.125 m/s) et des déplacements très rapides (80 Hz : 10 m/s). Même si en pratique, à l'intérieur, des déplacements aussi rapides sont rares ou même impossibles, nous avons tenu à voir leurs influences sur le comportement des régions d'admission.

La figure montre que le nombre de sessions supportées par le réseau devient légèrement plus grand lorsque la fréquence de Doppler augmente, au moins pour les petites valeurs de fréquences, telles que 1, 4, 8 et 24 Hz. On remarque que pour une fréquence de Doppler

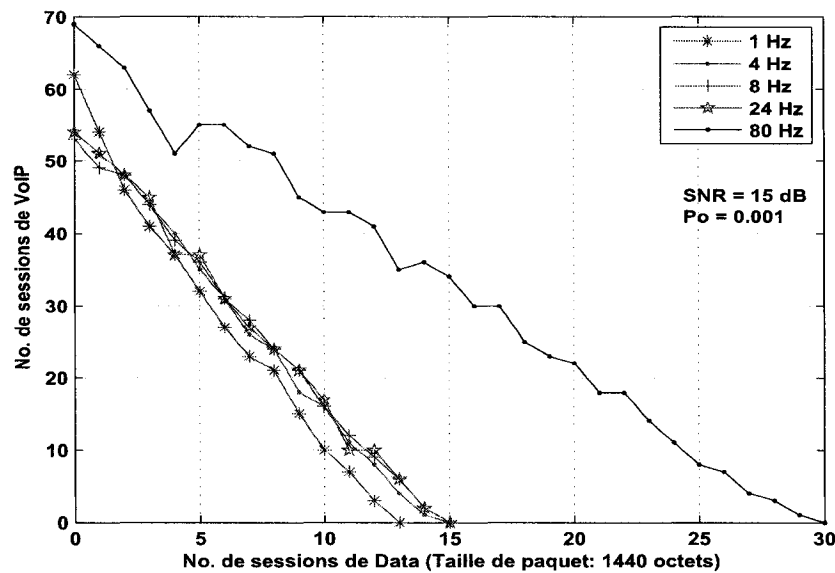


FIG. 6.3 Régions d'admission VoIP + CBR DN en fonction de la fréquence de Doppler

de 80 Hz, la performance du réseau est meilleure, par rapport aux autres fréquences de Doppler. En fait, plus la fréquence de Doppler est importante, plus la diversité temporelle du canal augmente, réduisant ainsi le délai et le taux de perte.

6.3.1.2 Variation des paramètres de trafic

Variation de la taille des paquets des sources CBR

Nous allons maintenant évaluer le cas où les sources CBR émettent des paquets plus petits. La taille des paquets CBR est fixée à 100 octets. La Figure 6.4 montre les différentes courbes des régions d'admission des sources VoIP en présence de sources CBR DN, en fonction de différentes valeurs de taux d'erreur.

En comparaison avec les résultats présentés pour des sources CBR générant de grands paquets de 1440 octets, on constate que les réseaux sans fil ont une moins bonne performance lorsque les sources CBR émettent des petits paquets. Ceci est causé par le mécanisme d'accès avec contention de la couche MAC. En effet l'overhead a un impact significatif pour

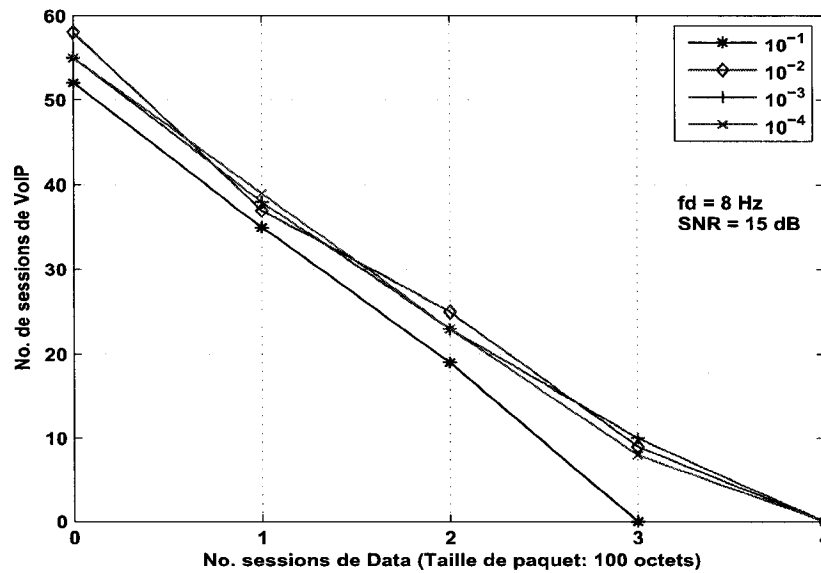


FIG. 6.4 Régions d'admission VoIP + CBR DN (100 octets) en fonction du taux d'erreur

les petits paquets CBR transmis, entraînant ainsi une diminution de la performance du réseau.

Par ailleurs, la figure illustre aussi l'influence du taux d'erreur sur le comportement des régions d'admission lorsque les sources CBR génèrent des petits paquets. Contrairement aux cas de figure précédents, cette fois-ci, le réseau ne véhicule que des petits paquets CBR et VoIP. On observe que la pire performance est obtenue pour un taux d'erreur de 10^{-1} .

6.3.1.3 Comparaison avec le cas idéal

Dans cette partie, nous voulons faire une étude comparative avec le cas d'un canal idéal. Pour modéliser un canal idéal, nous avons choisi un SNR moyen très élevé de 50 dB, et un taux d'erreur quasi-nul de 10^{-50} . Ce choix de valeurs permet d'avoir un débit de canal maximal de 54 Mbps. Dans ce cas, seule la couche MAC a une influence sur la forme des régions d'admissions. Le but de cette étude comparative est de faire l'emphasis sur l'impact des effets combinés de la couche MAC et de la couche physique.

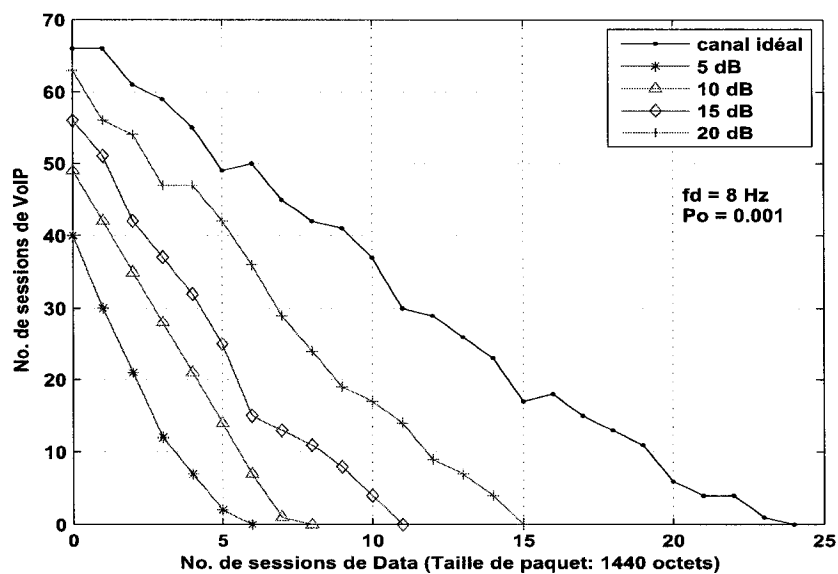
La Figure 6.5 illustre les courbes de régions d'admission de sources VoIP en présence de sources CBR générant des paquets de 1440 octets, pour différentes valeurs de SNR et de taux d'erreur. La forme de la région d'admission obtenue pour un canal idéal est similaire à celle obtenue dans [49], où seuls les effets de la couche MAC ont été considérés. Dans un monde idéal, le réseau peut écouler un plus grand nombre de connexions que lorsque le canal génère des erreurs. Dans le cas du taux d'erreur, la différence est considérable, d'où l'importance de prendre en compte l'effet de paramètres reliés à la couche physique.

6.3.2 Régions d'admission pour la Vidéo + CBR

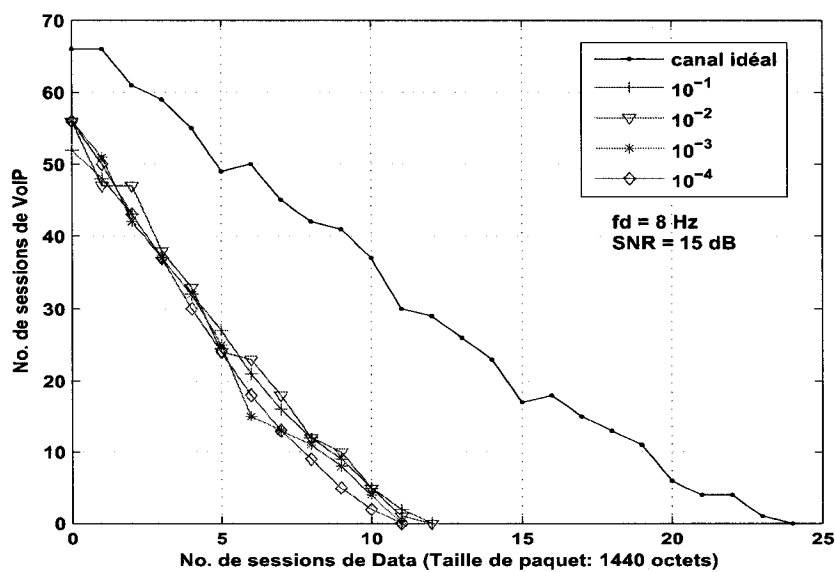
Cette section présente une analyse des régions d'admission pour une combinaison de trafic Vidéo et CBR. Les sources CBR génèrent des paquets de 1440 octets. Pour étudier le comportement des régions d'admission, les sources CBR considérées sont en mode descendant et ascendant. Comme précédemment, nous allons mettre en lumière l'influence du SNR moyen et du taux d'erreur.

La Figure 6.6 montre les courbes de régions d'admission des sources vidéo en mode descendant, pour différentes valeurs de SNR. On constate des comportements similaires aux régions d'admission de la VoIP+CBR, à savoir les performances des réseaux sans fil sont meilleures pour des valeurs élevées de SNR et les régions ont une frontière linéaire.

Par ailleurs, les Figures 6.7 et 6.8 illustrent l'effet du taux d'erreur sur les régions d'admission des sources vidéo ascendantes en présence de sources CBR UP, et des sources vidéo descendantes en présence de sources CBR DN. Sur la Figure 6.7, nous avons représenté la courbe de région d'admission pour un taux d'erreur de 2×10^{-2} . Cette valeur représente la valeur optimale du taux d'erreur pour lequel le temps de transmission des grands paquets est minimal (voir Chapitre 3). On constate que cette courbe est quasiment confondue avec celle obtenue pour un taux d'erreur de 10^{-2} . D'après les résultats présentés, nous remarquons que la pire performance est obtenue pour un taux d'erreur de 10^{-4} . Cette conclusion est analogue à celle déduite pour le nombre maximal de connexions vidéo supportées.



(a) Variation du SNR



(b) Variation du taux d'erreur

FIG. 6.5 Régions d'admission VoIP + CBR, comparaison avec le cas idéal

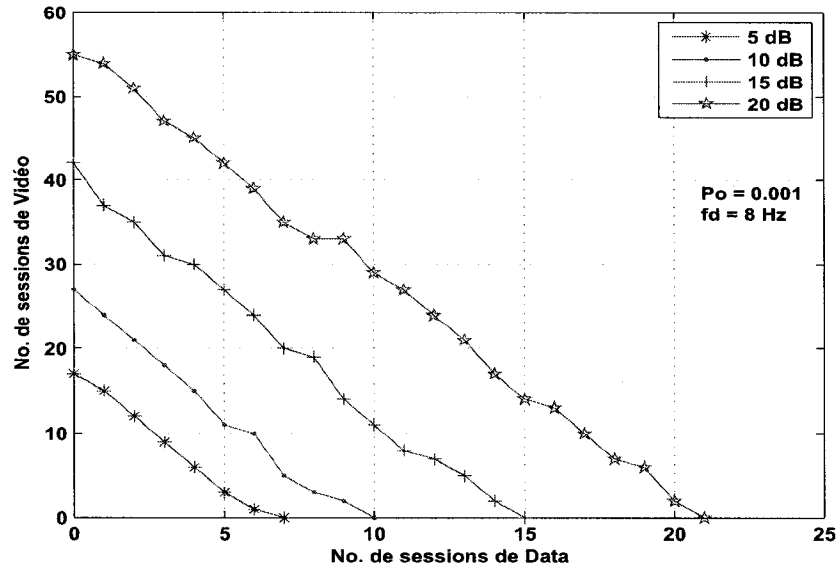


FIG. 6.6 Régions d'admission Vidéo DN + CBR DN en fonction du SNR

En outre, les régions d'admission pour des sources vidéo en mode descendant sont meilleures que celles obtenues pour des sources vidéo en mode ascendant, en raison du nombre plus élevé de stations en contention, diminuant ainsi l'efficacité du réseau. Finalement, nous pouvons aussi constater la linéarité des régions d'admission des sources vidéo en présence des sources CBR. Cependant, les régions d'admission du trafic vidéo ascendant et du trafic CBR descendant, perdent leur linéarité et présentent une légère concavité, comme le montre la Figure 6.9. Ceci est aussi une différence avec les réseaux filaires où les frontières sont généralement convexes.

6.3.3 Régions d'admission pour la Vidéo + VoIP

Le comportement des régions d'admission des sources vidéo en présence des sources VoIP est étudié dans cette section. Nous allons focaliser notre analyse sur l'influence du taux d'erreur. La Figure 6.10 illustre les courbes de régions d'admission des sources vidéo en liaison ascendante en présence de sources VoIP pour différentes valeurs de taux d'erreur.

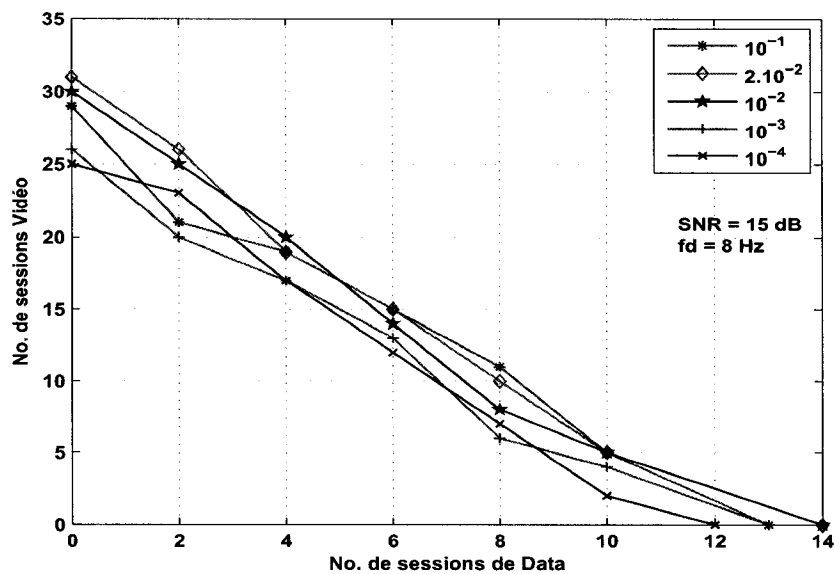


FIG. 6.7 Régions d'admission Vidéo UP + CBR UP en fonction du taux d'erreur

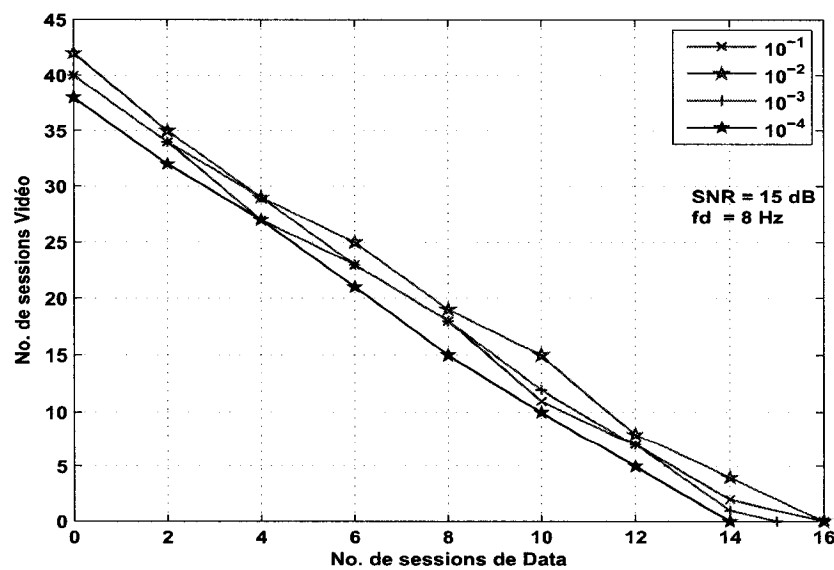


FIG. 6.8 Régions d'admission Vidéo DN + CBR DN en fonction du taux d'erreur

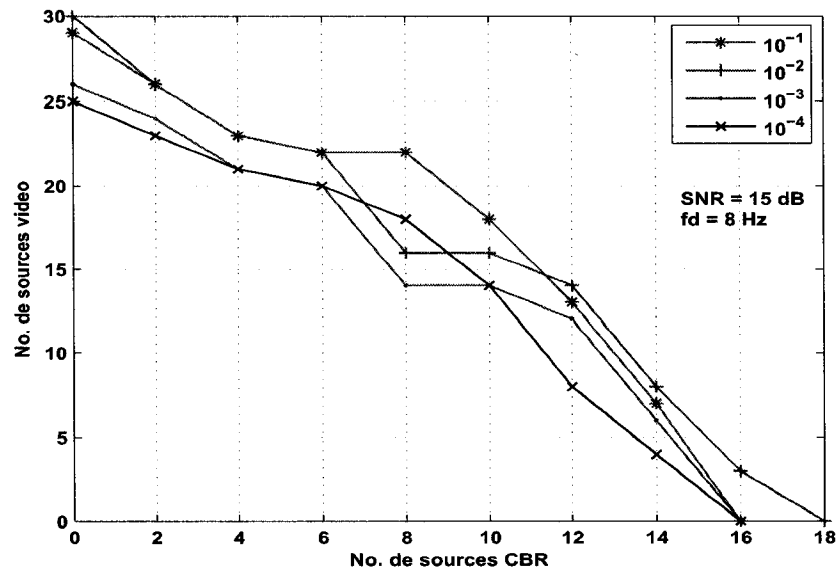


FIG. 6.9 Régions d'admission Vidéo UP + CBR DN en fonction du taux d'erreur

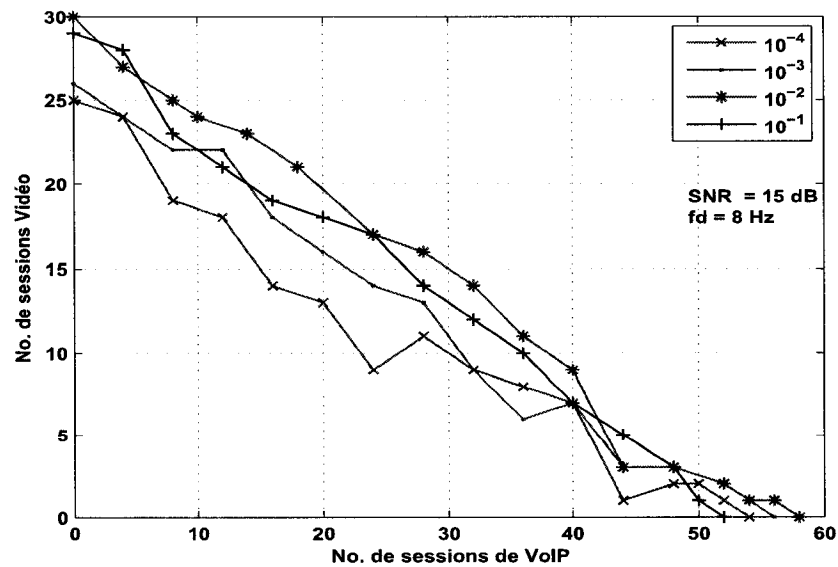


FIG. 6.10 Régions d'admission Vidéo + VoIP en fonction du taux d'erreur

En présence de deux classes de trafic ayant des contraintes de QoS, les régions d'admission conservent un comportement linéaire. On peut noter que les intersections des axes des abscisses et des ordonnées correspondent bien aux résultats obtenus avec une seule classe de trafic. Quant à l'influence du taux d'erreur, les conclusions sont semblables à celles tirées pour les régions d'admission de la Vidéo + CBR.

6.4 Approximation linéaire des régions

Un des objectifs de ce projet est d'évaluer l'impact du canal sans fil sur la faisabilité d'établir un mécanisme de CAC basé sur la notion de BPE de chaque classe de trafic. Pour cela, nous avons déterminé les régions d'admission réelles en présence de ces sources de trafic, et nous avons observé qu'elles ont un comportement linéaire.

Tel que mentionné dans la Section 5.1, les régions d'admissibilité pour deux classes de trafic sont telles que :

$$n_1 W_1 + n_2 W_2 \leq C \quad \text{en kbits/sec} \quad (6.1)$$

C est la capacité totale du lien, n_1 et n_2 sont le nombre maximum de sessions admises pour les trafics 1 et 2. W_1 et W_2 représentent les BPE des deux classes de trafic.

Le mécanisme de CAC utilise la frontière approximative des régions d'admission calculées en utilisant l'inégalité 6.1. L'équation de cette frontière est donnée par :

$$C = n_1 W_1 + n_2 W_2 \quad (6.2)$$

Pour N_2 donné, nous obtenons à partir de l'équation 6.2, le nombre n_1 de sessions du trafic 1 pouvant être admis dans le réseau :

$$n_1 = \frac{C - n_2 W_2}{W_1} \quad (6.3)$$

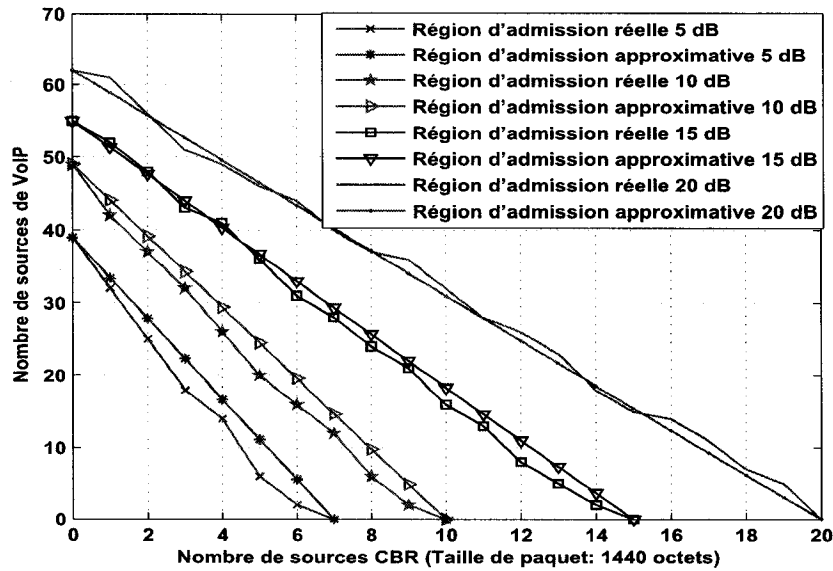


FIG. 6.11 Approximation linéaire Voix+CBR DN en fonction du SNR, $PER = 10^{-3}$, $f_d = 8$ Hz

Les valeurs de BPE du trafic de VoIP et vidéo sont exposées dans les Tableaux 5.1 et 5.2. En rappelant que la BPE est le rapport entre la capacité totale du lien et le nombre maximum de sessions supportées pour un trafic, la BPE du trafic de données CBR est calculée à partir des régions d'admission en prenant comme nombre de connexions admises l'intersection de cette région avec l'axe des abscisses.

Nous pouvons donc déterminer les régions d'admission approximatives à partir de l'équation . Les Figures 6.11 et 6.12 montrent les régions d'admissions réelles et approximatives en présence de sources de VoIP et CBR en mode descendant pour des paquets de 1440 octets, pour différentes valeurs de SNR et de taux d'erreur. On constate en général que les régions d'admission réelles sont très proches des approximations linéaires proposées pour le mécanisme de CAC. Dans les exemples présentés, on peut constater que les régions réelles sont contenues dans les régions approximatives. Par ailleurs, la prise en compte des effets du canal sans fil variant dans le temps, et de paramètres physiques du canal sans fil ne semble pas avoir un impact considérable sur la linéarité des régions d'admission.

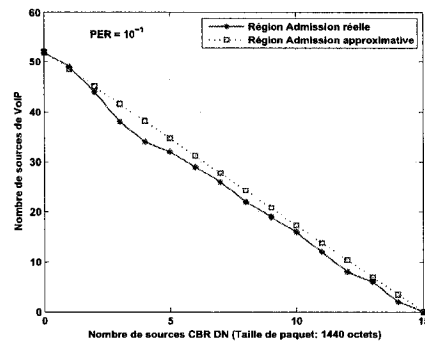
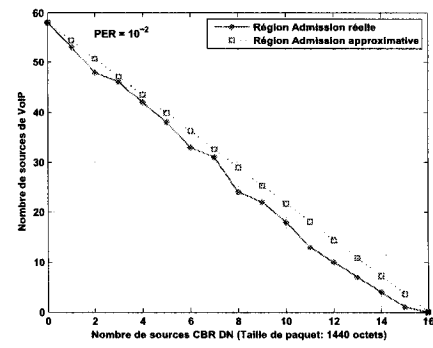
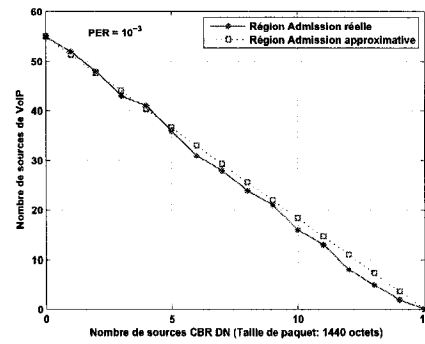
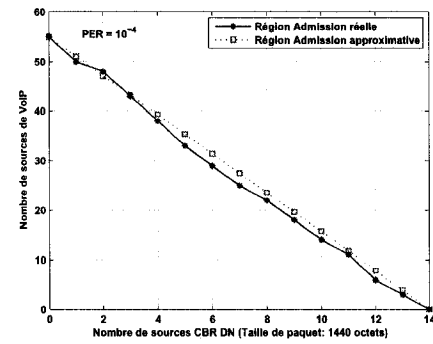
(a) $PER = 10^{-1}$ (b) $PER = 10^{-2}$ (c) $PER = 10^{-3}$ (d) $PER = 10^{-4}$

FIG. 6.12 Approximation linéaire Voix+CBR DN en fonction du PER, $SNR = 15$ dB, $f_d = 8$ Hz

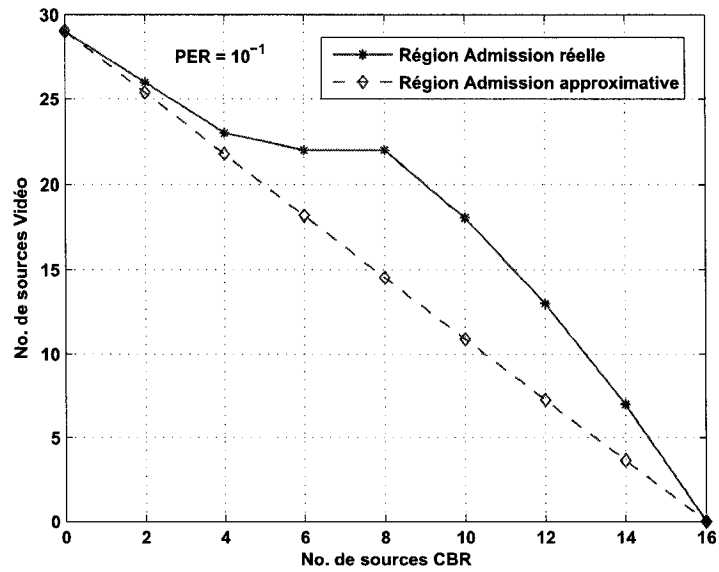
Une analyse similaire réalisée pour les régions d'admission en présence des flots vidéo et CBR, montre aussi que les régions d'admission réelles sont très proches des approximations linéaires, sauf lorsque le réseau est en présence de sources vidéo en liaison ascendante et de sources CBR en liaison descendante. La Figure 6.13 représente les régions d'admission réelle et approximative pour un taux d'erreur de 10^{-1} .

6.5 Conclusion

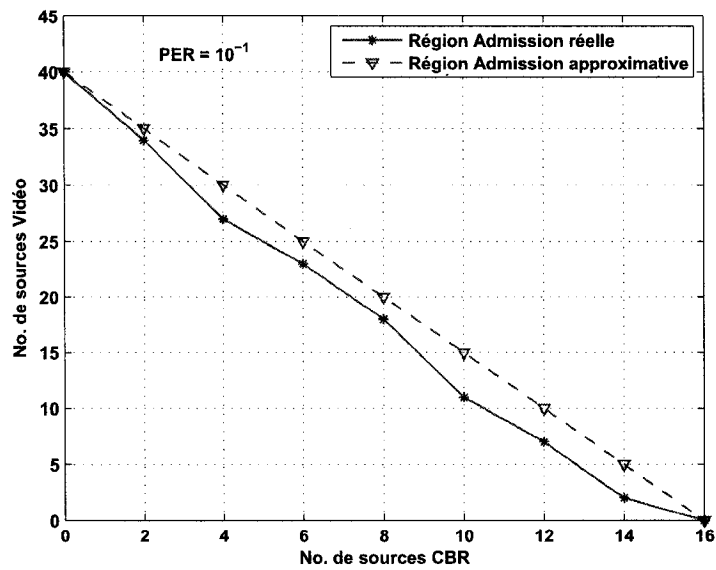
Dans ce chapitre, nous avons mis en évidence l'impact des paramètres physiques sur les régions d'admissibilité pour différentes sources de trafic. Afin de mieux faire l'emphasis sur ce point, nous avons fait une étude comparative avec le cas où seule la couche MAC est prise en compte [49]. Le modèle de *cross-layer design* que nous avons mis en place, nous a permis d'évaluer l'interaction entre la couche physique et la couche MAC.

L'influence du SNR est similaire pour les différentes régions d'admission considérées. Le réseau peut supporter un plus grand nombre de sources pour un meilleur SNR. Nous avons aussi analysé l'influence du taux d'erreur. Selon les résultats présentés, la valeur du taux d'erreur optimale dépend du type de trafic. Quant à la fréquence de Doppler, son influence est notable lorsque le nombre de sources de trafic devient grand.

Nous avons remarqué que les régions d'admission obtenues par simulation ont un comportement linéaire, même en tenant compte des effets du canal sans fil variant dans le temps. Dans cette perspective, nous avons déterminé les régions d'admission approximatives et conclu que les régions d'admission réelles s'en rapprochaient, sauf pour le cas du trafic vidéo ascendant et du trafic CBR descendant (Figure 6.13(a)). Mais dans ce cas, la région approximative est contenue dans la région réelle. Finalement, en se basant sur les résultats présentés, nous pouvons conclure qu'il est possible d'implémenter un mécanisme de contrôle d'admission de connexions basé sur la BPE tenant compte des paramètres de la couche physique.



(a) Approximation linéaire Vidéo UP + CBR DN



(b) Approximation linéaire Vidéo DN + CBR DN

FIG. 6.13 Approximation linéaire Vidéo + CBR

CONCLUSION

Ce mémoire de maîtrise a été consacré à l'analyse des impacts de la couche physique sur la performance des réseaux sans fil locaux IEEE 802.11. Ces réseaux gagnent en popularité à cause de leur facilité d'installation et de leurs bas coûts. En outre, ils s'adaptent bien aux besoins d'un environnement de plus en plus nomade, et sont utilisés pour la convergence de différents services IP de voix, vidéo et données.

Dans un premier temps, le standard IEEE 802.11 a été passé en revue afin de dégager le fonctionnement de la couche MAC, et quelques caractéristiques de la norme physique 802.11g. Cette dernière utilise différents schémas de modulation et de codage convolutionnel afin d'offrir une large gamme de taux de transmission de données. Le mécanisme d'accès au médium DCF au niveau de la couche MAC engendre une période de temps supplémentaire pour chaque paquet transmis. Ceci entraîne une dégradation des critères de QoS, qui est néfaste pour les applications en temps réel telles que la VoIP et la vidéo. De plus, le mécanisme DCF ne garantit aucune priorité d'accès pour de telles applications.

Ensuite, un modèle de *cross-layer design* a été mis en place pour analyser les effets de l'interaction entre la couche physique et les couches supérieures, sur les critères de QoS. Dans ce contexte, la modélisation du canal sans fil adoptée permet de décrire les caractéristiques de la couche physique et d'en évaluer l'impact sur les couches supérieures. Le canal sans fil de Rayleigh est modélisé par une chaîne de Markov discrète à états finis, basée sur le procédé d'adaptation de la modulation et du codage. Le rapport signal à bruit est partitionné en intervalles disjoints, associés aux états de la chaîne, qui sont caractérisés par un taux de transmission particulier. Ces bornes des intervalles de SNR sont déterminées à partir d'un taux d'erreur cible et en utilisant le procédé d'adaptation de la modulation et du codage. Elles permettent de calculer la distribution de probabilité stationnaire et les probabilités de transition entre états. Ces probabilités englobent les effets du canal sans fil variant dans le temps, tels que la fréquence de Doppler due au déplacement des stations, le SNR moyen, et le taux d'erreur cible au niveau de la couche physique. Ce modèle permet d'établir un algorithme d'adaptation du taux de transmission sur la base d'informations en

provenance de la couche physique. Il a été utilisé pour analyser les critères de QoS de délai et de taux de perte pour les applications multimédia en temps réel. Cette modélisation a été implémentée dans le simulateur de réseaux NS, et validée en estimant le taux de traversée de seuil de SNR et la distribution de probabilité stationnaire.

Par ailleurs, une étude théorique de l'impact du SNR moyen et du taux d'erreur cible sur le temps de transmission de paquet montre que la performance des réseaux est meilleure pour des valeurs de SNR élevées. Elle révèle aussi la présence d'une valeur optimale de taux d'erreur se situant autour de 10^{-2} pour les paquets de voix et pour une taille moyenne des paquets vidéo. Cette étude met aussi en valeur les effets conjoints de la couche MAC et de la couche physique.

Puis, un modèle de simulation de réseau WLAN dans lequel véhiculent des trafics de VoIP, vidéo et de données CBR, a été utilisé. Par simulation, le nombre maximal de connexions pour chaque classe de trafic, en fonction des limites des critères de QoS établis dans cette étude, a été déduit en utilisant des tests statistiques. Les résultats obtenus concordent avec ceux tirés de l'analyse théorique de l'impact des paramètres physiques, à savoir le plus grand nombre de connexions de VoIP et de vidéo supportées est atteint pour un taux d'erreur se situant autour de 10^{-2} . Ceci s'explique d'une part, par le fait qu'un taux d'erreur élevé engendre un nombre important de retransmissions, ce qui augmente le délai. D'autre part, un taux d'erreur faible introduit un faible taux de transmission, ce qui augmente aussi le délai. Le temps de transmission est une fonction concave du taux d'erreur, conduisant donc aux résultats de simulation. De plus, les résultats montrent que les petits paquets sont plus affectés par des valeurs élevées de taux d'erreur. En effet, la retransmission de l'overhead introduit pour chaque paquet dégrade la performance du réseau.

Ce modèle de simulation a aussi permis d'évaluer la bande passante effective (BPE) pour chaque classe de trafic. La BPE est la quantité minimale de bande passante allouée à chaque flot, en fonction de ses besoins de QoS, et des connexions déjà actives dans le réseau. Elle dépend des effets conjoints de la couche MAC et de la couche physique. En effet, des valeurs élevées ou plutôt faibles de taux d'erreur rendent le délai de transmission plus important.

Le processus d'overhead introduit par la couche MAC augmente la valeur de la BPE d'une source, devenant ainsi supérieure à son débit crête, contrairement aux réseaux filaires.

En outre, l'impact des paramètres physiques sur le comportement des régions d'admission en présence de différentes classes de trafic a été mis en évidence. La performance des réseaux est accrue pour des valeurs élevées de SNR puisque le débit du canal est plus important. Le nombre de connexions supportées par le réseau devient plus grand lorsque la fréquence de Doppler augmente, à cause de la diversité temporelle. Quant au taux d'erreur, son influence est la même que sur le nombre maximal de connexions admises. La meilleure région d'admission est obtenue pour un taux d'erreur de 10^{-2} , alors que la pire performance est atteinte pour 10^{-4} lorsque le nombre de petits paquets est prédominant, et 10^{-1} pour les grands paquets.

Cette étude fait aussi ressortir le comportement linéaire des régions d'admission, même lorsque qu'un modèle réaliste de canal est considéré, sauf pour le cas du trafic vidéo ascendant et du trafic CBR descendant. On notera que ce comportement se présente aussi pour le canal idéal. En se basant sur ces résultats, il est possible d'implémenter un mécanisme simple de contrôle d'admission de connexions. Il utilise le nombre de connexions admises et les valeurs de BPE calculées par simulation. Ce mécanisme autorise l'acceptation ou le rejet d'une nouvelle connexion si et seulement si la somme des BPE des connexions actives est inférieure ou non à la capacité du lien.

Le modèle de *cross-layer* design a permis d'identifier des paramètres physiques clés comme le taux d'erreur, et aussi de caractériser l'influence de la couche physique sur la performance de QoS. Une avenue possible à ce projet serait la prise en compte d'un modèle plus réaliste de mobilité pour les stations en mouvement, et d'un modèle pour les obstacles dans un environnement intérieur, pour étudier le comportement des régions d'admissibilité.

Aussi il peut être intéressant d'établir des modèles théoriques des systèmes sans fil afin d'expliquer le comportement généralement linéaire des régions d'admission, lorsque qu'on considère divers paramètres, tels que les effets complexes du canal sans fil. Une autre perspective de recherche serait de considérer d'autres modèles de canaux de propagation,

tels qu'un modèle de Nakagami, ou encore de prendre en compte un autre type de trafic de données plus réaliste.

RÉFÉRENCES

- [1] IEEE 802.11e task GROUP : *IEEE P802.11e/D11.0 Draft Amendment to IEEE Std 802.11, – Part 11 : Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications : Medium Access Control (MAC) Enhancements for Quality of Service (QoS), IEEE 802.11e*. IEEE Computer Society/Local and Metropolitan Area Networks, 11 édition, 2004.
- [2] E. ALTMAN et T. JIMÉNEZ : NS Simulator for Beginners - Lecture Notes. Disponible : <http://www.sop-inria.fr/mistral/personnel/Eitan.Altman/COURS-NS/n3.pdf>, décembre 2003-2004.
- [3] M. ANGULO, D. TORRES-ROMAN, M. TURRUBIARTES et D. MUNOZ-RODRIGUEZ : Admission Control of a Stateless Network : Effective Bandwidth Approach. *In Proc. 15th International Conference on Electronics, Communications and Computers*, pages 183–187, février 2005.
- [4] S. ARMOUR, A. DOUFEXI, A. NIX et D. BULL : A study of the impact of frequency selectivity on link adaptive wireless LAN systems. *In Proc. IEEE 56th Vehicular Technology Conference*, volume 2, pages 738–742, 2002.
- [5] AVAYA : Avaya IP Voice Quality Network Requirements. White Papers 3.0 Avaya, avril 2004. Disponible : <http://www.avayadocs.com>.
- [6] H. AZMI : Bande Passante Effective pour les Applications à Qualité de Service Garantie. Mémoire de Maîtrise, Université du Québec, INRS-Energie, Matériaux et Télécommunications, janvier 2005.
- [7] A. BERGER et W. WHITT : Extending the Effective Bandwidth Concept to Networks with Priority Classes. *IEEE Communications Magazine*, pages 78–83, août 1998.
- [8] G. BIANCHI, I. TINNIRELLO et L. SCALIA : Understanding 802.11e Contention-Based prioritization Mechanisms and Their Coexistence with Legacy 802.11 Stations. *IEEE Network*, 19(4):28–34, août 2005.
- [9] P. BRADY : A Model for Generating On-Off Speech Patterns in Two-Way Conversation. *Bell Syst Journal*, 48(7):2245–2272, juillet 1969.

- [10] C. CASETTI, C. F. CHIASSERINI, L. MERELLO et G. OLMO : Supporting Multimedia Traffic in 802.11e WLANs. *In IEEE Vehicular Technology Conference*, volume 4, pages 2340–2344, mai-juin 2005.
- [11] C. S. CHANG et J. A. THOMAS : Effective Bandwidth in High-Speed Digital Networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 13(6):1091–1100, août 1995.
- [12] D. CYRUS, J. L. GLEESER et I. OLKIN : *A guide to probability theory and application*. New York : Holt, Rinehart and Winston, 1973.
- [13] D. HACCOUN et G. BÉGIN : High-Rate Punctured Convolutional Codes for Viterbi and Sequential Decoder. *IEEE Transactions on Communications*, 37(11):1113–1125, novembre 1989.
- [14] D. QIAO, S. CHOI et K. G. SHIN : Goodput Analysis and Link Adaptation for IEEE 802.11a Wireless LANs. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 1(4):278–292, octobre - décembre 2002.
- [15] M. EIGER, M. ELAOUUD et D. FAMOLARI : The Effect of Packetization on voice Capacity in IEEE 802.11b networks. *In Proc. Second IEEE Consumer Communications and Networking Conference*, pages 267–271, janvier 2005.
- [16] M. ELAOUUD et P. AGRAWAL : Voice Capacity in IEEE 802.11 Networks. *In Proc. 15th IEEE International Symposium on Personal, Indoor, and Mobile Radio Communications*, volume 1, pages 78–82, septembre 2004.
- [17] J. S. EVANS et D. EVERITT : Effective Bandwidth-Based admission control for multi-service CDMA cellular networks. *In Proc. IEEE Transactions on Vehicular Technology*, volume 48, No.1, pages 36–46, janvier 1999.
- [18] K. FALL et K. VARADHAN : The ns Manual (formerly ns Notes and Documentation). Rapport technique, UC Berkeley, USC/ISI, août 2006.
- [19] F. H. FITZEK et M. REISSLEIN : MPEG-4 and H-263 Video Traces for Network Performance Evaluation. Disponible : <http://www.tkn.tu-berlin.de/research/trace/trace.html>.
- [20] S. GARG et M. KAPPES : Admission Control for VoIP Traffic in IEEE 802.11 Networks. *In Proc. IEEE Global Telecommunications Conference*, volume 6, pages 3514–3518, décembre 2003.

- [21] S. GARG et M. KAPPES : Can I add a VoIP call? *In Proc. IEEE International Conference on Communications*, volume 2, pages 779–783, mai 2003.
- [22] S. M. GAST : *802.11 Wireless Networks : the definite guide*. O'Reilly, 2002.
- [23] E. N. GILBERT : Capacity of a burst-noise channel. *Bell System Technical Journal*, 39(9):1253–1265, septembre 1960.
- [24] A. GIRARD : Procédure d'acceptation. Document interne, août 2007.
- [25] A. J. GOLDSMITH et M. S. ALOUINI : Adaptive modulation over Nakagami fading channels. *Wireless Personal Communications*, 13(1–2):119–143, mai 2000.
- [26] A. J. GOLDSMITH et S. CHUA : Variable-rate variable-power MQAM for fading channels. *IEEE Transactions on Communications*, 45(10):1218–1230, octobre 1997.
- [27] A. J. GOLDSMITH et S. CHUA : Adaptive Coded Modulation for Fading Channels. *IEEE Transactions on Communications*, 46(5):595–602, mai 1998.
- [28] R. GUERIN, H. AHMADI et M. NAGHSHINED : Equivalent Capacity and its Application to Bandwidth Allocation in High-Speed Networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 9(7):968–981, septembre 1991.
- [29] D. P. HOLE et F. A. TOBAGI : Capacity of an IEEE 802.11b Wireless LAN Supporting VoIP. *In Proc. IEEE International Conference on Communications*, volume 1, pages 196–201, juin 2004.
- [30] IEEE : *Std. 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 Computer Society/Local and Metropolitan Area Networks, 2 édition, 1999.
- [31] IEEE : *IEEE802.11g, Std. 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 4 : Further Higher Data Rate Extension in the 2.4GHz Band*. IEEE Computer Society/Local and Metropolitan Area Networks, 2003.

- [32] IETF : *RFC 2679 - A One-way Delay Metric for IP Performance Metrics (IPPM)*. Internet Engineering Task Force, septembre 1999.
- [33] IETF : *RFC 2680 - A One-way Delay Metric for IP Performance Metrics (IPPM)*. Internet Engineering Task Force, septembre 1999.
- [34] D. L. ISAACSON et R. W. MADSEN : *Markov chains : theory and applications*. New York : Wiley, 1976.
- [35] W. C. JAKES : *Microwave Mobile Communications*. IEEE Press, 1974.
- [36] S. JANG, E. B. KELLY et A. W. DAVIS : A Technical FAQ : Frequently Asked Questions About Voice and Video over IP Networks. Rapport technique, Wainhouse Research, janvier 2003. Disponible : <http://www.wainhouse.com>.
- [37] F. KELLY : *Notes on effective bandwidth*, volume 4, chapitre 8, pages 141–168. Oxford University Press, Cambridge University, 1995.
- [38] J. G. KENNEDY et J. L. SNELL : *Finite Markov Chains*. New York ; Toronto : D. Van Nostrand Col, 1960.
- [39] R. KOENEN : Overview of the MPEG-4 standard, ISO/IEC 14496. Disponible : <http://www.chiariglione.org/mpeg/standards/MPEG-4/MPEG-4.htm>, juin 2000.
- [40] K. LIU : Understanding the implementation of IEEE MAC 802.11 standard in ns-2. Disponible : <http://www.cs.binghamton.edu/~kliu/research/ns2code/note.pdf>.
- [41] Q. LIU, S. ZHOU et G. B. GIANNAKIS : Cross-layer Combining of Adaptive Modulation and Coding with Truncated ARQ over Wireless Links. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 18(5):1746–55, septembre 2004.
- [42] Q. LIU, S. ZHOU et G. B. GIANNAKIS : Queuing With Adaptive Modulation and Coding over Wireless Links : Cross-layer Analysis and Design. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 4(3):1142–53, mai 2005.
- [43] A. MATRAWY, I. LAMBADARIS et C. HUANG : MPEG4 Traffic Modeling Using The Transform Expand Sample Methodology. In *Proc. IEEE 4th International Workshop on Network Appliances*, pages 1–9, jan 2002.
- [44] K. MEDEPALLI, P. GOPALAKRISHMAN, D. FAMOLARI et T. KODAMA : Voice Capacity of IEEE 802.11b and 802.11a Wireless LANs in the Presence of Channel Errors and

- Different User Data Rates. *In Proc. IEEE Vehicular Technology Conference*, volume 6, pages 4543–4547, septembre 2004.
- [45] K. MEDEPALLI, P. GOPALAKRISHNAN, D. FAMOLARI et T. KODAMA : Voice Capacity of IEEE 802.11b, 802.11a and 802.11g Wireless LANs. *In Proc. IEEE Global Telecommunications Conference*, volume 3, pages 1549–1553, novembre 2004.
- [46] S. MURPHY, M. SEARLESS, C. RAMBEAU et L. MURPHY : Evaluating the Impact of Network Performance on Video Streaming Quality for Categorized Video Content. Rapport technique, UCD School of Computer Science and Informatics, 2004. Disponible : <http://www.cs.ucd.ie/staff/lmurphy/home/mypubs/michael-sean-pv2004-cr.pdf>.
- [47] NS-2 : NS-2 : Mailing List. <http://www.isi.edu/nsnam/ns/ns-lists.html>.
- [48] The Network Simulation NS-2 : <http://www.isi.edu/nsnam/ns>.
- [49] C. ORTIZ : Impact de la Couche MAC des Réseaux Sans Fil Locaux IEEE 802.11 sur la Bande passante Effective des Applications IP. Mémoire de Maîtrise, École Polytechnique de Montréal, mai 2007.
- [50] J. D. PARSONS : *The Mobile Radio Propagation Channel*. Chichester, England ; Toronto : John Wiley, 1992.
- [51] J. G. PROAKIS : *Digital Communications*. McGraw-Hill, third édition, 1995.
- [52] M. B. PURSLEY et D. J. TAIPALE : Error Probabilities for Spread-Spectrum Packet Radio with Convolutional Codes and Viterbi Decoding. *IEEE Transactions on Communications*, 35(1):1–12, janvier 1987.
- [53] T. S. RAPPAPORT : *Wireless Communications : Principle and Practice*. Prentice Hall, 1996.
- [54] J. ROBINSON : 802.11 MAC code in NS-2 (version 2.28). Disponible : http://www.ece.rice.edu/~jpr/ns/docs/802_11.html.
- [55] J. ROBINSON : Making NS-2 simulate an 802.11b link. Disponible : http://www.ece.rice.edu/jpr/ns/docs/ns-802_11b.htm.
- [56] V. SGARDONI, P. FERRÉ, A. DOUFEXI, A. NIX et D. BULL : Effect of Fading on the Performance of VoIP in IEEE 802.11a WLANs. *In Proc. IEEE International Conference on Communications*, volume 6, pages 3712–3717, juin 2004.

- [57] V. SGARDONI, P. FERRÉ, A. DOUFEXI, A. NIX et D. BULL : Frame Delay and Loss Analysis for Video Transmission over time-correlated 802.11a/g channels. *In Proc. IEEE International Conference on Signal Processing and Communications*, pages 1–5, novembre 2007.
- [58] M. SHIMAKAWA, D. P. HOLE et F. A. TOBAGI : Video-Conferencing and Data Traffic over an IEEE 802.11g WLAN using DCF and EDCA. *In Proc. Second IEEE Consumer Communications and Networking Conference*, volume 2, pages 1324–1330, mai 2005.
- [59] K. SRIRAM et D. M. LUCANTONI : Traffic Smoothing Effects of Bit Dropping in a Packet Voice Multiplexer. *IEEE Transaction on Communications*, 37(7), juillet 1989.
- [60] J.W. TANTRA, C. H. FOSH et A. B. MANOUER : Troughput and Delay Analysis of the IEEE 802.11e EDCA Saturation. *In Proc. IEEE International Conference on Communications*, volume 5, pages 3450–3454, mai 2005.
- [61] International Telecommunication Union (ITU) : *Transmission Systems and Media, General Recommendation on the Transmission Quality for and Entire International Telephone Connection; One way Transmission Time. Recommendations G.114*. Telecommunication Standardization Sector of ITU, Genève, Suisse, mars 1993.
- [62] H. S. WANG et N. MOAYERI : Finite-State Markov Channel — A Useful Model for Radio Communication Channels. *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, 44(1):163–171, février 1995.
- [63] Y. WANG : A Tutorial of 802.11 Implementation in ns-2. Disponible :http://www.winlab.rutgers.edu/~zhibinwu/pdf/tr_ns802_11.pdf.
- [64] W. XIUCHAO : Simulate 802.11b Channel within NS2. Disponible :http://www.comp.nus.edu.sg/wuxiuchao/research/reactive/report/80211ChannelinNS2_new.pdf.
- [65] Q. ZHANG et S. KASSAM : Finite-State Markov Model for Rayleigh Fading Channels. *IEEE Transactions on Communications*, 47(11):1688–1692, novembre 1999.
- [66] X. ZHANG, J. TANG, H.-H. CHEN et M. GUIZANI : Cross-Layer Based Modeling for Quality of Service Guarantees in Mobile Wireless Networks. *IEEE Communications Magazine*, 44(1):100–106, janvier 2006.

- [67] W. ZHIBIN : Analysis of 802.11 MAC code in NS-2. Disponible :http://www.winlab.rutgers.edu/~zhinbinwu/ns2_mac.html.

ANNEXE I

COEFFICIENTS D'APPROXIMATION DE LA PROBABILITÉ D'ERREUR

Le Tableau I.1 présente les valeurs des coefficients d'approximation $\{a_k, g_k\}$ des courbes de probabilité d'erreur pour différentes tailles de paquets et pour les modes de transmission considérés dans notre étude.

	coefficient	Taille de paquet (octet)			
		80	100	1440	1500
mode 1 (6 Mbps)	a_1	1463.9240	1542.6542	12138.0518	12193.5067
	g_1	10.2851	10.2162	10.0172	10.0033
mode 3 (12 Mbps)	a_3	919.8233	1463.1339	11747.6225	11805.6429
	g_3	5.0486	5.1030	5.0066	4.9997
mode 4 (18 Mbps)	a_4	1616.7300	1713.8489	14242.5894	14329.6534
	g_4	2.9847	2.9659	2.9149	2.9111
mode 5 (24 Mbps)	a_5	214.2281	308.1944	2541.9102	2549.6224
	g_6	0.9995	1.0071	0.9879	0.9863
mode 6 (36 Mbps)	a_6	586.7519	908.5234	6377.0938	6399.8709
	g_6	0.5914	0.5975	0.5821	0.5812
mode 8 (54 Mbps)	a_8	307.9008	448.0809	4505.9012	4542.4031
	g_8	0.1414	0.1424	0.1410	0.1408

TAB. I.1 Coefficients d'approximation de la probabilité d'erreur pour différents modes de transmission

ANNEXE II

THÉORIE SUR LES CHAÎNES DE MARKOV DISCRÈTES

Dans cet annexe, nous donnons quelques informations sur la théorie des chaînes de Markov discrètes. Toutefois, le lecteur attentif peut se référer à [12, 34, 38] pour des informations plus détaillées.

Une chaîne de Markov est un processus stochastique de Markov, c'est-à-dire que la prédiction du futur à partir du présent ne requiert pas la connaissance du passé. Une chaîne de Markov à temps discret (ou chaîne discrète) est une suite de variables aléatoires $X_1, X_2, X_3, \dots, X_n$ dénote la valeur prise par la variable aléatoire X à l'instant n . On appelle espace d'états l'ensemble des valeurs prises par ces variables aléatoires. Une chaîne de Markov à temps discret a un espace d'états fini. La distribution de probabilité peut être représentée par une matrice stochastique, appelée matrice de probabilités de transition, notée P .

II.1 Généralités

Une chaîne de Markov est un processus de Markov à la fois discret et homogène dans le temps. Un processus de Markov est homogène dans le temps si les probabilités de transition ne sont pas affectées par une translation dans le temps. Un processus de Markov sera dit discret si les changements (aléatoires) d'état ou transitions ne peuvent intervenir qu'à des instants donnés non aléatoires et en une infinité dénombrable. Un processus de Markov discret sera donc un processus discret où au moment d'un changement d'état, l'influence du passé se trouvera résumée dans la connaissance du résultat de la dernière transition. Les probabilités conditionnelles de la chaîne de Markov $P(e, \xi)$ représente la probabilité qu'une certaine transition amène le système dans un état $X \in e \subset \Omega$, où Ω est l'ensemble des états, sachant que la précédente l'a amené en ξ . Soit $P = [p_{ij}]$ la matrice de probabilité de transition, de passage d'un état à l'autre, ou probabilités conditionnelles. On définit p_{ij} la probabilité que le système étant E_i passe à l'état E_j en une transition.

Considérons un processus stochastique à temps discret $\{X_n | n = 0, 1, 2, \dots\}$ prenant ses valeurs dans un ensemble d'entiers non négatifs. Les probabilités conditionnelles vérifient les propriétés suivantes :

$$\left\{ \begin{array}{l} p_{ij} = P\{X_{n+1} = j | X_n = i, X_{n-1} = i_{n-1}, \dots, X_0 = i_0\} \\ \quad = P\{X_{n+1} = j | X_n = i\} \\ p_{ij} \geq 0 \\ \sum_{j=0}^{\infty} p_{ij} = 1 \end{array} \right. \quad (\text{II.1})$$

La matrice de probabilités de transition correspondante est :

$$P = \begin{bmatrix} p_{00} & p_{01} & p_{02} & \dots \\ p_{10} & p_{11} & p_{12} & \dots \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ p_{i0} & p_{i1} & p_{i2} & \dots \\ \dots & \dots & \dots & \dots \end{bmatrix} \quad (\text{II.2})$$

II.2 Quelques propriétés

Classes de communications

La matrice stochastique de transition découpe l'espace des états en parties appelées classes de communications. Les états i et j communiquent si et seulement s'il existe n_1 et n_2 tel que $P(X_{n_1} = i | X_0 = j) > 0$ et $P(X_{n_2} = j | X_0 = i) > 0$. La relation entre i et j est une relation d'équivalence. On appelle classe, toute classe pour cette relation d'équivalence.

Irréductibilité

Une chaîne est irréductible si elle n'a qu'une classe de communication, soit si tout état X_i peut être atteint à partir de tout autre état X_j en un nombre fini de transitions.

Apériodicité

La période d'un état i notée $d(i)$, est définie comme suit :

$$d(i) = \begin{cases} \text{pgcd}(n \geq 1 : P_{i,i}^n > 0) \\ \infty \end{cases} \quad (\text{II.3})$$

la notation *pgcd* désigne le plus grand commun diviseur et P^n la matrice de transition après n pas. Un état est dit apériodique si sa période vaut 1.

II.3 Distribution stationnaire

Si P est la matrice de transition pour un pas, alors P^k est la matrice de transition pour k pas. Une distribution stationnaire est un vecteur propre de la matrice de transition P , soit π^* ce vecteur vérifiant l'équation :

$$\pi^* P = \pi^* \quad (\text{II.4})$$

Si la matrice de probabilité de transition P est irréductible et apériodique, alors P^k converge vers une matrice dont chaque ligne est l'unique distribution stationnaire π^* indépendamment de la distribution de probabilité initiale :

$$\lim_{k \rightarrow \infty} \pi P^k = \pi^* \quad (\text{II.5})$$

II.4 Exemple

Illustrons le déroulement d'une chaîne de Markov par un exemple concret. Gontran est un étudiant à l'École Polytechnique, il peut se trouver à trois endroits différents : dans les salles informatiques où il étudie, dans les fauteuils de la bibliothèque où il dort, ou à la cafétéria où il mange. On représente ses activités par une chaîne de Markov à trois états = *travailler, dormir, manger*. On suppose que chaque heure, Gontran peut changer d'endroit

ou rester dans l'endroit où il se trouvait. Soit P la matrice de transition du processus :

$$P = \begin{bmatrix} 0.9 & 0.05 & 0.05 \\ 0.7 & 0 & 0.3 \\ 0.8 & 0 & 0.2 \end{bmatrix} \quad (\text{II.6})$$

Mettons nous dans le cas où Gontran est en train de travailler dans les salles informatiques lors de la première heure, soit π^0 la distribution de probabilité initiale :

$$\pi^0 = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 \end{bmatrix} \quad (\text{II.7})$$

Au bout d'une heure, on peut dire que on a 90 % de chances que Gontran continue de travailler, 5 % de chance qu'il dorme et 5 % de chance qu'il mange :

$$\pi^1 = \pi^0 P = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 \end{bmatrix} \begin{bmatrix} 0.9 & 0.05 & 0.05 \\ 0.7 & 0 & 0.3 \\ 0.8 & 0 & 0.2 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 0.9 & 0.05 & 0.05 \end{bmatrix} \quad (\text{II.8})$$

De manière similaire, on peut prédire l'endroit où se trouvera Gontran au bout de n heures :

$$\pi^n = \pi^{n-1} P = (\pi^{n-2} P) P = (\pi^{n-3} P) P P = \pi^0 P^n \quad (\text{II.9})$$

Comme nous l'avons mentionné dans la section II.3, la distribution de probabilité v à l'infini est indépendante de la distribution de probabilité initiale. Si la chaîne de Markov est irréductible et apériodique (c'est le cas dans notre exemple), alors la distribution v converge vers la distribution stationnaire π^* , vecteur propre de la matrice de transition associé à la valeur propre 1. En résolvant, l'équation aux vecteurs propres, on trouve :

$$\pi^* = \begin{bmatrix} 0.884 & 0.0442 & 0.0718 \end{bmatrix} \quad (\text{II.10})$$

L'étude de la chaîne de Markov associée aux diverses activités de Gontran permet d'affirmer que Gontran passe 88.4 % de son temps à travailler dans les salles informatiques de l'École

Polytechnique!

Pour conclure, en se basant sur les propriétés des chaînes de Markov énoncées dans cette section, on peut mettre en relief deux points qui nous permettront de valider notre modèle :

- apériodicité et irréductibilité
- distribution de probabilité stationnaire

ANNEXE III

DESCRIPTION DU SIMULATEUR NS2

III.1 Généralités

NS (*Network Simulator*) est un outil logiciel de simulation de réseaux développé par les laboratoires LBNL (*Lawrence Berkeley National Laboratory*). Il se base sur les principes de la conception par objets, de réutilisabilité du code et de modularité. Ce logiciel, dont l'utilisation est gratuite, est disponible sur l'Internet, et est très répandu dans le domaine de recherche. NS est exécutable tant dans un environnement Unix que Windows, ce qui le rend plus attrayant. Malgré sa popularité, le simulateur peut paraître rebutant au premier abord, à cause du manque d'informations et de manuels. Par conséquent, son apprentissage et sa compréhension sont difficiles pour les débutants. Il a fallu regrouper des informations tirées de mailing-lists [47], de forums, et de manuels [2, 18].

Le simulateur se compose d'une interface de programmation OTcl et d'un noyau écrit en C++ dans lequel la plupart des protocoles réseaux sont implémentés. Il permet la description et la simulation de l'Internet et de la suite TCP/IP. Son architecture hiérarchique a permis son extension à de nouveaux protocoles et de nouveaux supports de transmission, notamment pour les réseaux sans fil (WLAN, SATELLITE,...). Ceci nous a permis d'effectuer l'implémentation de la modélisation du canal sans fil dans NS et de repérer les modules à modifier.

Pour simuler un réseau dans NS, l'utilisateur doit écrire un script OTcl qui initialise le calendrier d'événements et construit la topologie du réseau à partir de la librairie des objets réseau et fonctions existantes écrites en C++. Ceci est réalisé grâce à un lien créé entre les objets OTcl et leurs homologues en C++.

La simulation du réseau produit des traces et des statistiques. Des outils périphériques permettent l'animation (utilisation du logiciel NAM *Network Animator*), ou encore peuvent être développés pour extraire des données des fichiers de trace (Figure III.1).

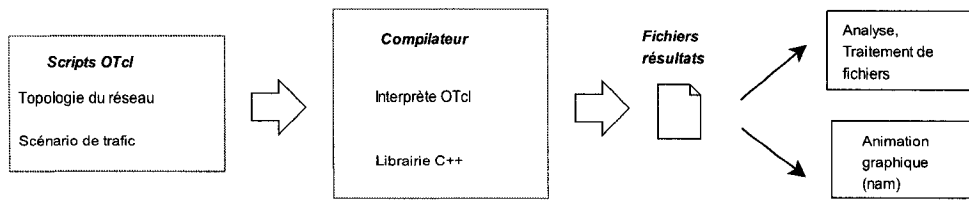


FIG. III.1 Fonctionnement de NS

III.2 Modèle de réseau dans NS

Le réseau est constitué de sources de trafics, correspondant aux applications, ses protocoles (UDP,TCP), ses routeurs avec leurs files d'attente, et les liens qui les relient. L'utilisateur décrit le modèle de réseau en langage OTcl. Ce fichier est ensuite passé au simulateur proprement dit. La Figure III.2 représente les principales composantes d'un réseau.

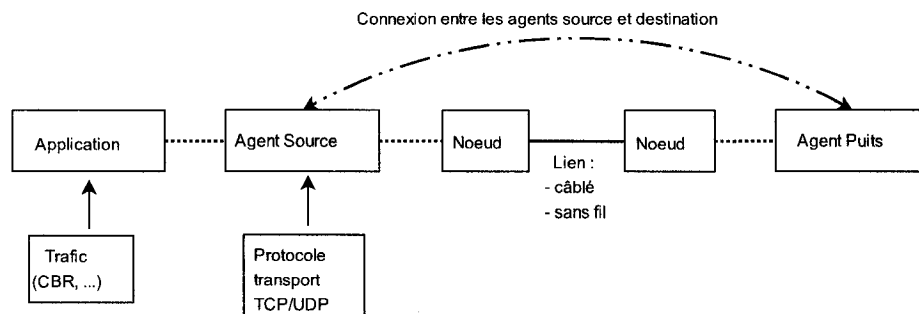


FIG. III.2 Composants d'un réseau dans NS

Le modèle de réseau en NS est constitué :

- **La classe application** génère le trafic de données, et se sert des agents de transport. Elle génère les protocoles de la couche application. Les sources de trafic créées sont entre autres, des sources CBR, FTP, Exponentielle, ...
- **Les agents de communication** représentent les protocoles de niveau transport (TCP,UDP). Ces agents sont attachés au noeuds et connectés l'un à l'autre, ce qui représente un échange de données. Ils sont aussi rattachés à la classe application.

- **Les noeuds du réseau** peuvent être des routeurs, des passerelles ou des stations mobiles. Les stations mobiles peuvent être en mouvement, et ont une configuration particulière de la couche MAC et PHY, en accord avec le standard IEEE 802.11.
- **Le lien sans fil** sert à relier les stations mobiles entre elles ou avec un point d'accès. La couche MAC du lien utilise le mécanisme DCF. La couche physique, quant à elle, permet de délivrer les paquets.
- **Le lien câblé** permet de relier les noeuds entre eux. Il est caractérisé par un délai de propagation, une bande passante et une file d'attente, par exemple *Droptail*, *Random Early Discard (RED)*, etc.
- **Le calendrier d'événements** est créé au début de la simulation et gère chaque événement qui se déroulera à des instants précis
- **Le module de routage** spécifie les algorithmes de routage dans les réseaux câblés (OSPF, RIP, etc.) et dans les réseaux sans fil (DSDV, AODV, etc.)

ANNEXE IV

ANALYSE DES FICHIERS DE TRACE DE SIMULATION

IV.1 Format des fichiers de trace

Le résultat de simulation généré par NS est un fichier de trace contenant entre autres les événements produits par les sources, le type et la taille de paquets. Le format du fichier de trace dépend du type de réseau simulé : filaire ou sans fil. Dans cette section, nous donnons des explications sur les différents champs composant les fichiers de trace des réseaux câblés et sans fil. Le lecteur peut se référer à [18] pour une documentation plus détaillée.

Format de fichier de trace de réseau filaire

Le format de la trace d'un réseau câblé comprend 12 champs. Une explication de chaque champ est donnée dans le Tableau IV.1. Identifions d'abord les différents champs sur une ligne de fichier de trace.

```
+ 45.587 11 0 cbr 1460 --- 0 1.0.9.0 0.9.0.0 3951 19332
```

+	45.587	11	0	cbr	1460	—	0	1.0.9.0	0.9.0.0	3951	19332
event	time	from node	to node	pkt type	pkt size	flags	flow ID	src addr	dest addr	seq num	pkt ID

Format de fichier de trace de réseau sans fil

Le format de la trace des réseaux sans fil peut être divisée en deux parties : un format commun à tous les paquets et un format qui dépend du type de paquet (CBR, ACK, ARP, IP, ...). Nous donnons quelques explications sur les différents champs composant le format commun dans le Tableau IV.2. Cette partie commune est identifiée dans l'exemple ci-dessous, représentant la trace d'un réseau sans fil.

```
s 45.588370247 _14_ MAC -- 19333 exp 143 [31 0 3 800] --- [4194307:0 6144:0 32 4194304]
```

event	Type d'événement produit par le paquet + : entrée du paquet dans la file d'attente - : sortie de la file d'attente r : réception du paquet dans le noeud <i>to node</i> d : rejet du paquet de la file d'attente
time	Instant où se produit l'événement
from node	Noeud de départ du lien
to node	Noeud d'arrivée du lien
pkt type	Type du paquet (type de trafic) : cbr, exp, etc.
pkt size	Taille du paquet en octets
flags	Drapeaux utilisés dans certains protocoles pour donner plus de précisions sur le type de paquet
flow ID	Numéro ou identité du flot
src addr	Adresse de la source et numéro de port (adresse.port) dans le fichier de trace présenté : adresse = 1.0.9 et port = 0
dest addr	Adresse de la destination et numéro de port (adresse.port) (même affichage que pour l'adresse source)
seq num	Numéro de séquence du flot
pkt ID	Identité unique du paquet dans le réseau

TAB. IV.1 Champs d'un fichier de trace d'un réseau filaire

+	45.588	_14_	MAC	-	19333	exp	143	31	0	3	800
event	time	node ID	trace name	rsn	pkt ID	pkt type	pkt size	time to send	dest MAC addr	src MAC addr	type

event	Type d'événement produit par le paquet s : envoi du paquet du noeud <i>nodeID</i> r : réception du paquet du noeud <i>nodeID</i> f : réexpédition du paquet vers une autre destination D : rejet du paquet
time	Instant où se produit l'événement
nodeID	Identité du noeud où se produit l'événement
trace name	Niveau où se produit l'événement : l'agent (AGT) ou la couche MAC (MAC)
rsn	Drapeaux utilisés dans certains protocoles pour donner plus de précisions sur le type de paquet
pkt ID	Identité unique du paquet dans le réseau
pkt type	Type du paquet (ou type de trafic) : cbr, exp, etc.
pkt size	Taille du paquet en octets
time to send	Temps prévu pour envoyer le paquet à travers le canal sans fil (valeur en hexadécimal)
dest addr	Identité du noeud de destination
src addr	Identité du noeud source
type	Type du paquet. Dans le fichier de trace présenté, 800 indique qu'il s'agit d'un paquet IP

TAB. IV.2 Champs d'un fichier de trace d'un réseau sans WLAN

IV.2 Exemple d'un fichier de trace

Pour comprendre comment analyser un fichier de trace, repérons le cheminement d'un paquet de trafic exponentiel dans le réseau, à partir d'un extrait de fichier de trace.

```
s 45.588200247 _14_ AGT -- 19333 exp 80 [0 0 0 0] ---
[4194307:0 6144:0 32 0]
s 45.588370247 _14_ MAC -- 19333 exp 143 [31 0 3 800] ---
[4194307:0 6144:0 32 4194304]
r 45.588418746 _11_ MAC -- 19333 exp 100 [31 0 3 800] ---
[4194307:0 6144:0 32 4194304]
s 45.588428746 _11_ MAC -- 0 ACK 29 [0 3 0 0]
+ 45.588444 11 0 exp 100 --- 0 1.0.3.0 0.3.0.0 2245 19333
- 45.588444 11 0 exp 100 --- 0 1.0.3.0 0.3.0.0 2245 19333
r 45.588452 11 0 exp 100 --- 0 1.0.3.0 0.3.0.0 2245 19333
+ 45.588452 0 3 exp 100 --- 0 1.0.3.0 0.3.0.0 2245 19333
- 45.588452 0 3 exp 100 --- 0 1.0.3.0 0.3.0.0 2245 19333
r 45.58846 0 3 exp 100 --- 0 1.0.3.0 0.3.0.0 2245 19333
r 45.588467467 _14_ MAC -- 0 ACK 29 [0 3 0 0]
```

Le paquet 19333, de type exp, et de taille 80 octets, est envoyé par le noeud 14 à $t = 45.588200247$ s. Il est ensuite envoyé à la couche MAC du même noeud à l'instant 45.588370247 s. On peut remarquer que la taille du paquet a été modifiée, puisque les en-têtes des protocoles IP (20 octets), MAC (28 octets) et le préambule de la couche physique (15 octets) ont été rajoutées. Le paquet est ensuite reçu à la couche MAC du noeud 11 (point d'accès) à $t = 45.588418746$ s. Le point d'accès envoie un acquittement pour signaler la bonne réception du paquet, en émettant une trame ACK à $t = 45.588428746$ s. Le noeud source (noeud 14) reçoit l'ACK à l'instant 45.588467467 s (dernière ligne de l'extrait). Après avoir voyagé par le lien sans fil, le paquet arrive finalement dans la partie filaire. Le point d'accès, qui sert de passerelle entre le monde filaire et sans fil, envoie le paquet au noeud 0. Le paquet entre dans la file d'attente du lien entre les noeuds 11 (point d'accès) et 0, à

l'instant 45.588444. Il en ressort immédiatement et est reçu au noeud destinataire (noeud 3) à $t = 45.588452$ s.

Sur cet exemple simple, on remarque qu'il est assez facile de repérer un paquet dans un fichier de trace, et donc d'extraire des données pour le calculs de statistiques. Nous avons mis en place des scripts de traitement de fichier, écrits en langage AWK, pour analyser les fichiers de trace, en utilisant l'identifiant des paquets comme référence.

ANNEXE V

INSTRUCTIONS DE SCRIPTS NS

V.1 Instructions de création d'un modèle

Pour lancer une simulation, il faut créer un fichier en OTcl contenant les principales instructions de scripts qui sont les suivantes :

Création d'une instance du simulateur : La première instruction obligatoire est de créer une instance du simulateur NS :

```
set ns [new Simulator] ; create sender agent;
```

Définition de l'agent : L'agent définit le protocole de transport. Il faut l'attacher aux noeuds et les relier entre noeuds. Des agents source et puits sont créés et reliés à la source et à la destination. UDP est le protocole de transport utilisé dans nos simulations. Le code utilisé pour la définition des agents est le suivant :

```
set udp [new Agent/UDP]           ;# crée une source UDP
set null [new Agent/NULL]         ;# crée un puits d'information
$ns attach-agent $node1 $udp      ;# attache la source au noeud node1
$ns attach-agent $node2 $null     ;# attache la destination au noeud node2
$ns connect $nudp $null           ;# associe la paire source/destination
```

Définition de l'application : La source de trafic est liée logiquement à l'agent de transport UDP. Les classes de trafic utilisées dans les simulations sont : le trafic de VoIP, de vidéo, et de données.

Le trafic VoIP est généré à partir d'une source exponentielle ON/OFF, pour laquelle il faut spécifier, la taille des paquets, les périodes d'activité et d'inactivité, et le débit de la source :

```

set voix [new Application/Traffic/Exponential]
$voix set packetSize_ taille
$voix set burst_time_ tpsactivité
$voix set idle_time_ tpsinactivité
$voix set rate_ débit
$voip attach-agent $udp ;# attache l'application à l'agent de transport

```

Le trafic de données est généré par une source constante CBR. La taille des paquets et le débit de la source doivent aussi être définis comme précédemment :

```

set cbr [new Application/Traffic/CBR]
$cbr set type_ CBR
$cbr set packet_size_ taille
$cbr set rate_ débit
$cbr attach-agent $udp ;# attache l'application à l'agent de transport

```

Pour le trafic vidéo, nous avons utilisé les traces trouvées dans [19]. Ces traces ont été transformées en binaire, indiquant au simulateur la taille des paquets et l'instant de leur génération.

1. Transformation de la trace vidéo en trace binaire

```

set original_file_name DieFirma_cris.dat
set trace_file_name video.dat
set original_file_id [open $original_file_name r]
set trace_file_id [open $trace_file_name w]
set last_time 0
while {[eof $original_file_id] == 0} {
    gets $original_file_id current_line
    if {[string length $current_line] == 0 ||
        [string compare [string index $current_line 0] "#"] == 0} {
        continue
    }
}

```

```

scan $current_line "%d%s%d%d" frame_no type next_time length
set time [expr 1000*($next_time-$last_time)]
set last_time $next_time
puts -nonewline $trace_file_id [binary format "II" $time $length]
close $original_file_id
close $trace_file_id

```

2. Lecture de la trace binaire pour l'utiliser comme une application

```

set trace_file [new Tracefile]
$trace_file filename $trace_file_name
set video [new Application/Traffic/Trace]
$video attach-agent $udp0
$video attach-tracefile $trace_file

```

Création de la topologie filaire : Les noeuds sont créés à partir de l'instruction suivante :

```
set node1 [$ns node]
```

Des liens sont ensuite établis entre les noeuds. On peut spécifier le type du lien (*type-link*) : duplex ou simplex, la bande passante (*bandwidth*), la latence du lien (*delay*), la politique de rejet des paquets (*queue-type*). Le nombre limite de paquets (*size*) dans la file d'attente peut être aussi précisé.

```

$ns type-link $node1 $node2 bandwidth delay queue-type
$ns queue-limit $node1 $node2 size

```

Création de la topologie sans fil : La création de la topologie du réseau sans fil WLAN est différente de celle de la topologie câblée. Les différentes instructions sont les suivantes :

1. en premier lieu, il faut définir les types de la couche MAC, du canal, et de la couche LL, les modèles de propagation, et d'antenne, l'interface de la queue et le nombre maximal de paquets dans la queue du tampon.

```
set opt(chan) Channel/WirelessChannel
```

```

set opt(prop)          Propagation/TwoRayGround
set opt(netif)          Phy/WirelessPhy
set opt(mac)            Mac/802_11
set opt(ifq)            Queue/DropTail/PriQueue
set opt(ifqlen)         5000
set opt(ll)             LL
set opt(ant)            Antenna/OmniAntenna
set opt(adhocR)         DSDV

```

2. il faut ensuite préciser le taux de transmission des paquets de données, le taux de transmission des paquets de contrôle, les valeurs du temps slot, de la durée SIFS, en accord avec la norme 802.11g et le nombre maximal de retransmissions. L'utilisateur doit aussi donner les valeurs maximale et minimale de la fenêtre de contention, la longueur du préambule et du PLCP. Dans nos simulations, le mécanisme RTS/CTS n'est pas utilisé. Pour le désactiver, on indique un seuil de taille de paquet qui est très grand par exemple 3000 octets. On peut remarquer dans chaque ligne d'instruction, la ligne de commande *Mac/802_11*. Cela signifie que les valeurs spécifiées sont utilisées dans la classe MAC.

```

Mac/802_11 set SlotTime_ 0.000009    ;# 9us
Mac/802_11 set SIFS_ 0.000010        ;# 10us
Mac/802_11 set RTSThreshold_ 3000    ;# octets
Mac/802_11 set ShortRetryLimit_ 7     ;# retransmissions pour paquets de contr  l
Mac/802_11 set LongRetryLimit_ 4      ;# retransmissions pour paquets de donn  es
Mac/802_11 set dataRate_ 54Mb         ;# taux de donn  es
Mac/802_11 set basicRate_ 6Mb         ;# taux de contr  le
Mac/802_11 set CWMin_ 15
Mac/802_11 set CWMax_ 1023
Mac/802_11 set PreambleLength_ 96     ;# 96 bits
Mac/802_11 set PLCPHeaderLength_24    ;# 24 bits
Mac/802_11 set PLCPDataRate_ 6Mb      ;# 6 Mbps

```

3. le fonctionnement de la couche PHY dans NS-2 se base sur un certain nombre de seuils (CSThrest, RXThrest), pour déterminer si une trame est bien reçue. De plus, l'utilisateur doit préciser la fréquence porteuse. La configuration présentée a été faite à partir d'informations tirées de mailing-lists et de forums [47, 55, 64].

```
Phy/WirelessPhy set freq_ 2.472e9
Phy/WirelessPhy set CPTthresh_ 10.0
Phy/WirelessPhy set CSThrest_ 5.011871e-12
Phy/WirelessPhy set RXThrest_ 1.15126e-10
```

4. puis, l'objet GOD (*General Operations Director*) récoltant des informations de la simulation, telles que le nombre de nIJudS par exemple, est créé.

```
create-god [expr $num_mobile_nodes + $num_bs_nodes]
```

5. les instructions pour la création des nIJudS sont les mêmes que précédemment, mais il faut spécifier les configurations suivantes :

```
$ns_ node-config -adhocRouting $opt(adhocR) \
                -llType $opt(ll) \
                -macType $opt(mac) \
                -ifqType $opt(ifq) \
                -ifqLen $opt(ifqlen) \
                -antType $opt(ant) \
                -propInstance [new $opt(prop)] \
                -phyType $opt(netif) \
                -channel [new $opt(chan)] \
                -topoInstance $topo \
                -wiredRouting ON \
```

Nous n'avons fait qu'exposer quelques intructions utiles pour établir la topologie du réseau. Toutefois, le lecteur peut se référer à [18] pour avoir des informations détaillées sur la création et la configuration des réseaux sans fil

6. dans les réseaux WLAN, les stations peuvent être soit en mouvement ou fixes. Dans nos travaux, les stations sont mobiles. Le noeud mobile se déplace dans une topologie

à trois dimensions. Cependant, la troisième dimension (Z) n'est pas utilisée. Ce qui signifie qu'on suppose que le mobile se déplace sur un terrain plat avec $Z = 0$. Les coordonnées du mobile X , Y , $Z(= 0)$ sont ajustées au cours du déplacement du mobile. Pour induire le mouvement, il faut spécifier la position actuelle du noeud et la position future. Les instructions sont inscrites dans un fichier séparé de scénario de mouvement. Le simulateur utilise ensuite ce fichier durant la simulation pour générer le mouvement des stations mobiles. Les instructions pour définir les positions initiales et futures sont les suivantes :

```
$node set X_ <x1>
```

```
$node set Y_ <y1>
```

```
$node set Z_ <z1>
```

```
$ns at $time $node setdest <x2> <y2> <speed>
```

Au temps *time* en secondes, le mobile va se déplacer de sa position initiale ($x1, y1$) jusqu'à la destination ($x2, y2$) avec une vitesse de déplacement *speed* en m/s.

V.2 Instructions relatives à l'implémentation du modèle de canal sans fil

La modélisation du canal à évanouissements de Rayleigh donne un algorithme d'adaptation du taux de transmission de données au cours du temps, en fonction des conditions du médium. Le taux de transmission n'est pas donc fixe, mais variable. Pour implémenter cet algorithme, nous avons fait quelques modifications dans les modules de NS-2, et rajouté une nouvelle classe *ModelCanalSansFil*. Pour utiliser notre algorithme, nous avons créé une commande (*amc*) pour l'activer. Lorsque cette commande est à 1, le simulateur utilise l'algorithme, et si elle est à 0, il faut spécifier la valeur du taux de transmission de données. L'algorithme d'adaptation du débit est implémenté au niveau de la classe *MAC*, d'où la présence de *Mac/802_11*.

```
Mac/802_11 set amc_ 1
```

On utilise un certain nombre de fichiers contenant les intervalles de SNR, les coefficients d'approximation du taux d'erreur pour chaque mode de transmission et les matrices de

probabilités de transition, qui sont calculés off-line avec Matlab, pour réduire la durée réelle de la simulation. Pour chaque taille de paquet, il faut lire les fichiers correspondants. Pour cela, on a conçu les lignes de commandes suivantes :

```
ModelCanalSansFil LoadGamma$taille Fichiergamma.txt
ModelCanalSansFil LoadApprox$taille Fichierapprox.txt
ModelCanalSansFil LoadMatrice$taille Fichiermatrice.txt
```

La commandes *LoadGamma\$taille*, *LoadApprox\$taille* et *LoadMatrice\$taille* permettent de lire respectivement le fichier contenant les valeurs des bornes des intervalles de SNR, les coefficients d'approximation du taux d'erreur pour chaque mode de transmission, ainsi que la matrice de transition pour une taille de paquet, notée *taille*. On peut remarquer la présence de l'indication *ModelCanalSansFil* signifiant que les valeurs lues dans les fichiers sont utilisées pour faire des calculs dans la classe *ModelCanalSansFil*.

Les paquets de voix du trafic de VoIP sont de taille 80 octets, par conséquent les instructions sont :

```
ModelCanalSansFil LoadGamma80 Fichiergamma.txt
ModelCanalSansFil LoadApprox80 Fichierapprox.txt
ModelCanalSansFil LoadMatrice80 Fichiermatrice.txt
```

Les paquets générés par le trafic Vidéo sont de taille variable. Afin de simplifier les calculs, nous avons utilisé la taille moyenne des paquets (1500 octets) dans l'algorithme.

```
ModelCanalSansFil LoadGamma1500 Fichiergamma.txt
ModelCanalSansFil LoadApprox1500 Fichierapprox.txt
ModelCanalSansFil LoadMatrice1500 Fichiermatrice.txt
```

ANNEXE VI

RÉGIONS D'ADMISSION

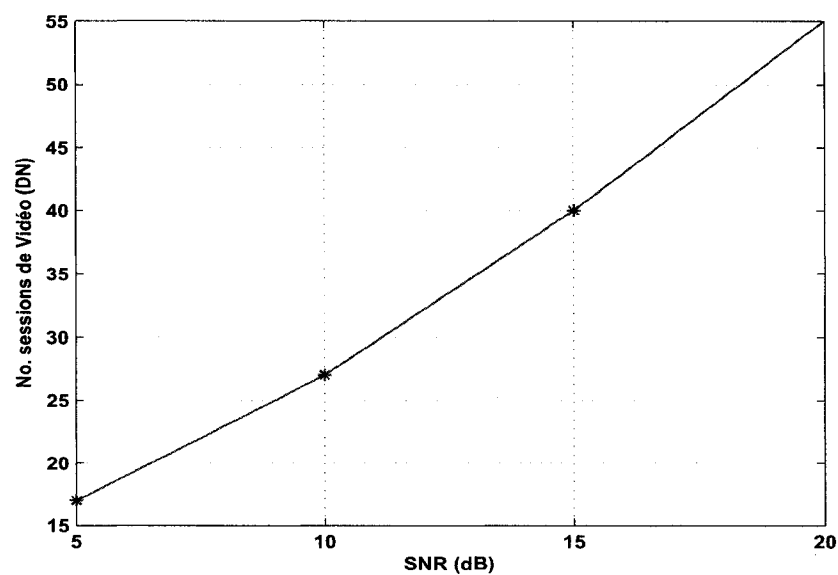


FIG. VI.1 Nombre de sessions de Vidéo DN supportées en fonction du SNR

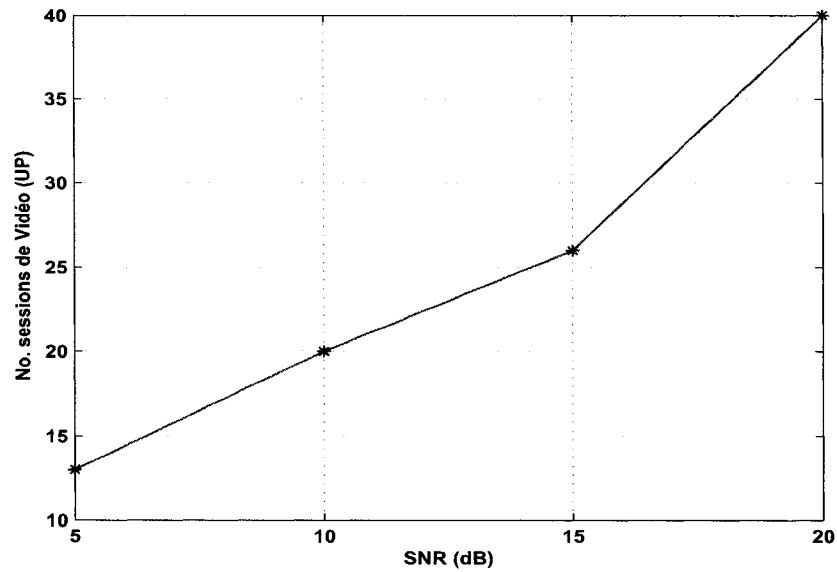


FIG. VI.2 Nombre de sessions de Vidéo UP supportées en fonction du SNR

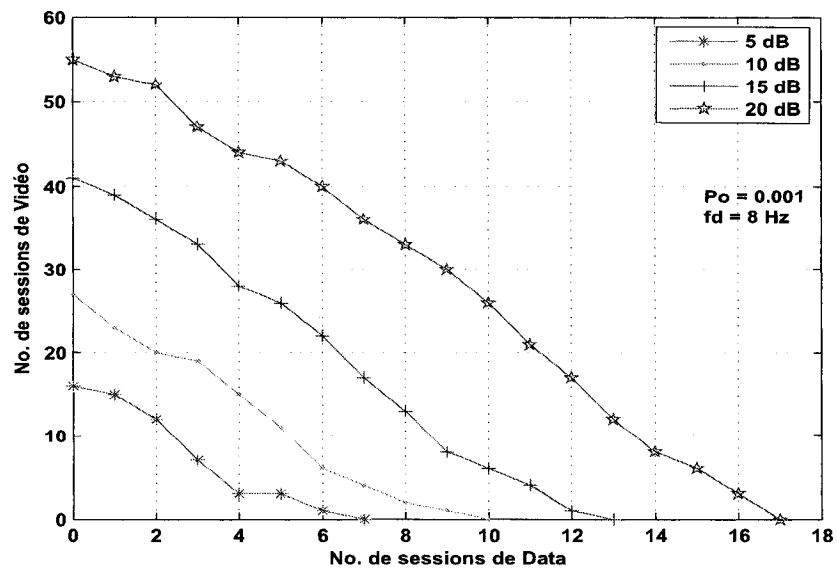
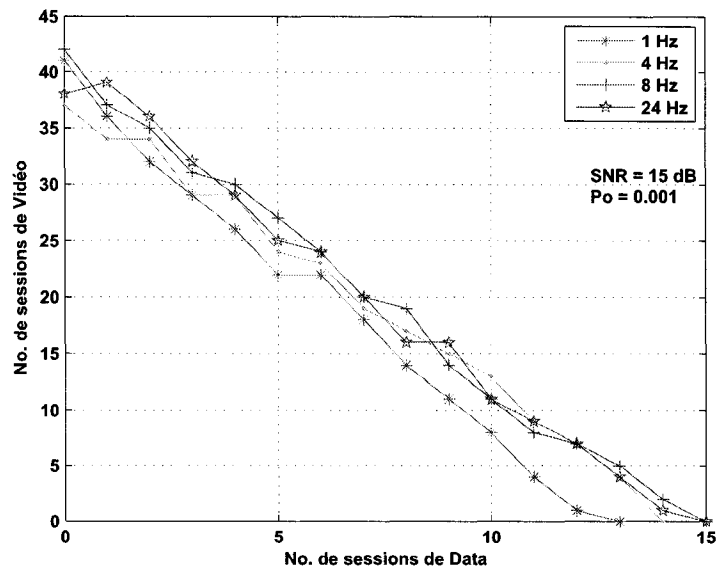
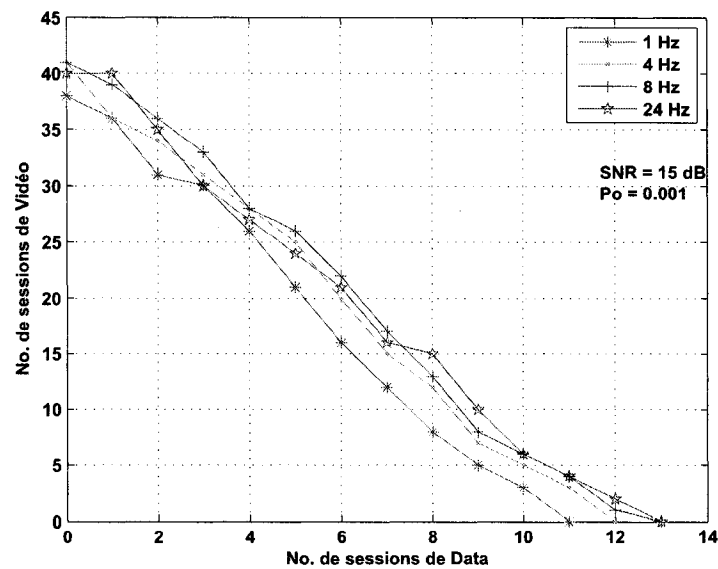


FIG. VI.3 Régions d'admission Vidéo DN + CBR UP en fonction du SNR

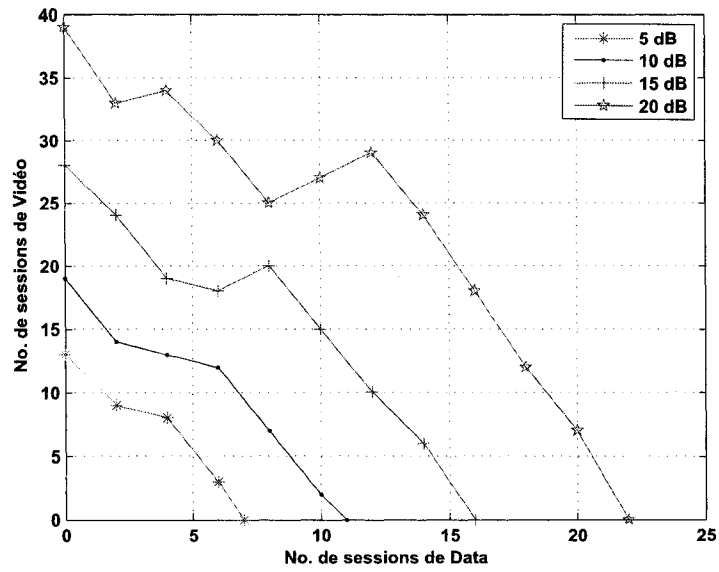


(a) Régions d'admission Vidéo DN + CBR DN

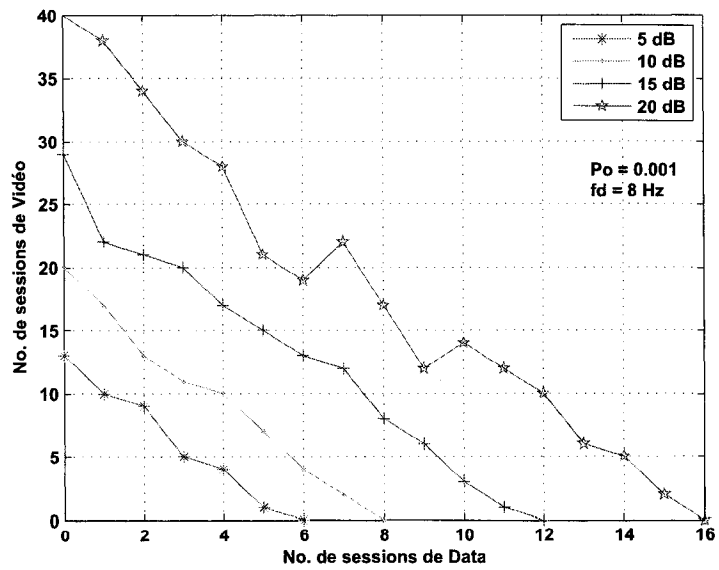


(b) Régions d'admission Vidéo DN + CBR UP

FIG. VI.4 Régions d'admission Vidéo DN + CBR en fonction de la fréquence de Doppler

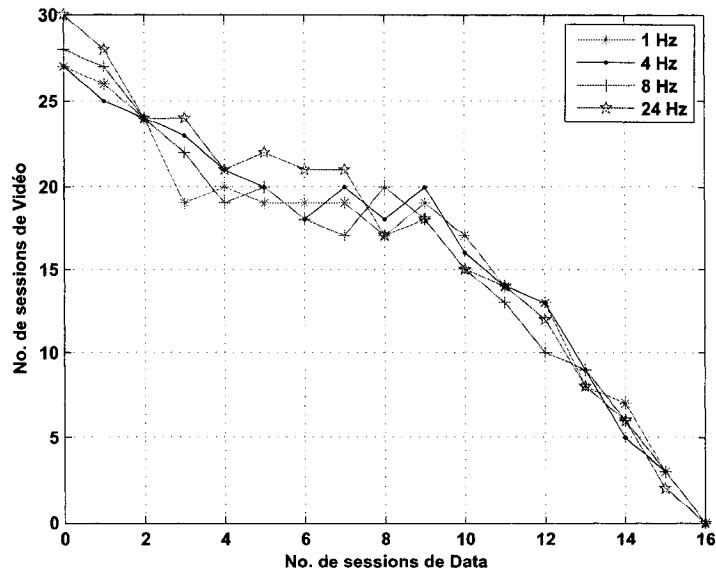


(a) Régions d'admission Vidéo UP + CBR DN

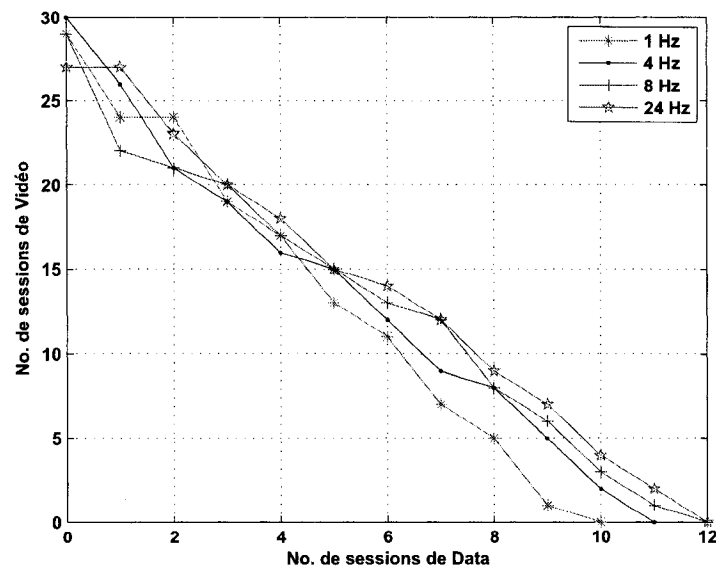


(b) Régions d'admission Vidéo UP + CBR UP

FIG. VI.5 Régions d'admission Vidéo UP + CBR en fonction du SNR



(a) Régions d'admission Vidéo UP + CBR DN



(b) Régions d'admission Vidéo UP + CBR UP

FIG. VI.6 Régions d'admission Vidéo UP + CBR en fonction de la fréquence de Doppler