

République Algérienne Démocratique et Populaire
Ministère de l'enseignement supérieur et de la recherche scientifique

Université Constantine 1

Faculté des Sciences de la Technologie

Département d'électronique



THÈSE

Présentée pour obtenir le grade de docteur en science

Spécialité : électronique. Option : Micro ondes

Par : **BOUCENNA Mohamed Lamine**

Sujet :

**Coopération dans les réseaux ad hoc par application de la
théorie des jeux**

Soutenue le 20 Février 2014 devant le jury composé de :

Dr. SOLTANI Faouzi	Professeur, Université de Constantine	Président
Dr. BENSLAMA Malek	Professeur, Université de Constantine	Rapporteur
Dr. BENATIA Djamel	Professeur, Université de Batna	Examineur
Dr. MESSAI Abderraouf	MCA, Université de Constantine	Examineur
Dr. KEMIH Karim	MCA, Université de Jijel	Examineur

Page vierge

***R**emerciements*

Je remercie très chaleureusement mon encadreur de thèse, le professeur Malek Benslama, pour ses directives et ses encouragements, et aussi pour m'avoir fait confiance, de me laisser travailler librement pendant toutes ces années de travail et de recherches pour la préparation de cette thèse.

Je voudrai remercier vivement les membres de mon jury pour avoir accepté d'en faire partie ; Le professeur Faouzi Soltani, pour m'avoir fait l'honneur de présider mon jury. Le professeur Djamel Benatia, le docteur Abderraouf Messai et le docteur Karim Kemih, pour m'avoir fait plaisir d'accepter être examinateurs de ma thèse.

Je souhaite aussi remercier ma famille pour son soutien aux cours de ces années de travail ; mes frères, Zinedine et Abdelhamid et mes sœurs, Omelkheir et Wafia.

Je tiens à remercier du fond du cœur ma femme qui m'a soutenu et encouragé de tous les instants, et surtout aux moments difficiles que j'ai pu les surpasser bien à l'aide de ses encouragements et ses conseils très précieux. Sans oublier ma petite fille Hibat errahmene, que depuis sa naissance m'a apporté de la joie et de l'envie de donner plus pour y arriver.

Finalement, je pense que je ne suis arrivé à ce stade que grâce aux encouragements de mes parents, mon père Abdelmadjid et ma mère Farida, qui m'ont encouragé tout au long de mes études et qui ont toujours été là pour moi : je ne saurais être qu'infiniment reconnaissant quant aux sacrifices qu'ils ont consentis. ***À eux je dédie ce travail et je leur dis mille mercis.***

Résumé

Les protocoles aléatoire SALOHA et CSMA qui sont utilisés pour l'accès MAC dans les réseaux ad hoc sont très faibles devant l'usage multiple et spontané du canal de transmission. Et qu'ils présentent ainsi une faible immunité face aux problèmes de collisions des paquets. En effet, le délai de la transmission est aussi le facteur critique dans le fonctionnement de tel réseau. Tel qu'un nœud peut se retrouver en collision à plusieurs reprises, et passe alors un temps considérable avant de compléter l'envoi de tous ses paquets. En fait, l'intégration du codage à effacement dans les systèmes de transmission a été pratiquement bénéfique, dans le sens où il a augmenté le taux de la réussite de la transmission, avec une amélioration considérable dans le débit du réseau. Et, les simulations démontrent l'impact positif des codes à effacement sur le débit de la transmission dans les réseaux ad hoc. Néanmoins, le réseau souffre encore de l'intermittence et l'instabilité de son efficacité tout au long de son fonctionnement, et qu'il bascule très rapidement vers la zone de saturation. Ici, la théorie des jeux a fait preuves de ses capacités pour diriger le réseau vers un état d'équilibre plus performant. Et c'est dans ce contexte que nous proposons notre modèle de jeu de codes qui formalise le comportement des nœuds pendant la transmission au sein des réseaux SALOHA et CSMA respectivement. Alors, nous définissons avec précision les composants essentiels de notre modèle, en décrivant le rôle de chacun d'eux dans le cas réel. L'étude et l'analyse du modèle est la phase la plus intéressante, lorsqu'on a formalisé le jeu pour voir s'il converge ou pas. En effet, nous avons démontré que notre jeu converge vers une solution pure et unique qui représente l'équilibre de jeu de notre système. Et, les résultats et les simulations nous ont confirmé qu'à l'équilibre le réseau devient plus stable et plus efficace avec une optimalité très avantageuse en termes du taux de pertes des paquets, délai de la transmission ainsi que le débit du système.

Mots Clés : Les codes à effacement, CSMA, SALOHA, Théorie des jeux.

Abstract

This thesis focuses on network performances and how to solve the problem of low throughput and long delay in both Slotted Aloha and CSMA Medium Access Control (MAC) protocols. For this purpose, we propose two complementary solutions. The first consists of the integration of the erasure coding scheme in this protocol to recover collided packets and to reduce the rate of collision between transmitted packets. Here, since each node sends N coded packets instead of the k original packets, we have $(N-k)$ redundant packets. The introduction of redundancy and subsequently structuring it in an exploitable manner, allows serious errors injected by the channel to be corrected. However, if each node attempts to achieve its best output without regard for the other nodes' actions, this could affect overall system throughput. To analyze such conflicting situations where the action of one node has an impact on the other nodes' actions, we add a complementary solution, which is based on the game theory technique of acquiring network equilibrium. This makes the network stronger and able to resist many collisions. It has been proved that the integration of Erasure Coding in Slotted Aloha and CSMA protocols makes the network more effective to success its transmissions. When, it can correct collided packets and recover all original sent packets. However, use of random type of erasure coding could increase the average traffic load that leads to network saturation. Therefore, we present a Game model for Slotted Aloha and CSMA networks to study the interactions between users and guide the system to operate in its equilibrium. The simulations demonstrate that at equilibrium the network present a considerable progress in terms of throughput, packet loss ratio and overall delay transmission.

Keywords : Erasure coding, game theory, SALOHA, CSMA

ملخص

تعدّ الشبكات اللاسلكية من أحدث التقنيات المستعملة في مجال الاتصالات الرقمية. ويعرف استغلالها في وقتنا الحاضر توسعا كبيرا في شتى المجالات المعيشية ويرجع ذلك لما توفره لمستعملها من خدمات ذات نوعية جيدة وسهولة في التركيب و انسيابية جيدة في التشكل تجعلها تتأقلم مع مختلف المواضع. غير أنها وفي المقابل تشكوا من عوامل ضيق ممر عبور المعلومات و كذلك التصادمات المنكررة بين إشارات المستخدمين لنفس الشبكة، و التي تؤدي في العادة إلى إضعاف التدفق العام و إطالة مدة الإرسال وزيادة الأخطاء على مستوى المعطيات المرسله و التي تؤدي بعد ذلك حتما إلى تشبع الشبكة بأكملها ثم توقفها عن الخدمة. في هذا المنحى يكمن عملنا المخصص لهذه الرسالة، حيث نسعى إلى إدماج تقنيتين متكاملتين على مستوى محطة الإرسال ومحطة الاستقبال وكذلك على مستوى ممر العبور.

التقنية الأولى تتم خلال مرحلة معالجة المعطيات قبل إرسالها؛ حيث نقوم بإدماج أسلوب مميز من التشفير أو ما يسمى بتشفير المحي، والذي يمكننا من استرجاع جل المعطيات المرسله صحيحة دون أخطاء. وهذا ما سوف نبينه من خلال هذه الرسالة. أما التقنية الثانية المكمله للأولى، فتعتمد في الأساس على نظرية اللعب؛ حيث سنقوم بعرض نموذجين خاصين لكل من بروتوكول الالوها ذو سلم الأزمنة المتقطعة و كذلك بروتوكول الساساما المزود بتقنية تحسس القناة. النموذجان يعملان على تجسيد مرحلة الصعود إلى ممر الاتصالات و كيف انه من خلال استعمال التقنية الأولى بطريقة مناسبة نستطيع تفادي الكثير من التصادمات وجعل الشبكة في توازن أكثر وفعالية أكثر. في الحقيقية سنبيين عبر تحليلات و تطويرات رياضية متوالية و متسلسلة أن نقطة توازن الشبكة هي توازن ناش.

نقدم في الأخير، العديد من المخططات التي تثبت دور توازن ناش في تقوية فعالية الشبكات اللاسلكية وكذلك في زيادة سرعتها و جودتها.

كلمات المفاتيح: الشبكات اللاسلكية، تشفير المحو، نظرية اللعب، بروتوكول الالوها ، بروتوكول

الساساما

Table des matières

Résumé	I
Table des matières.....	IV
Liste des figures	VIII
Liste des tableaux	IX
Liste des abréviations	X
Introduction générale	1
Chapitre 1 Les réseaux ad hoc : étude et discussion des performances	6
1.1 Introduction	7
1.2 Notions spécifiques aux réseaux ad hoc	8
1.2.1 La topologie.....	8
1.2.2 La connexité	9
1.2.3 La mobilité	9
1.2.4 Le réseau : WMN, WSN et MANET	10
1.2.4.1 Le réseau maillé WMN	10
1.2.4.2 Le réseau de capteurs WSN.....	11
1.2.4.3 Le réseau mobile	11
1.2.5 Le routage	11
1.2.5.1 Les protocoles proactifs.....	12
1.2.5.2 Les protocoles réactifs.....	13
1.2.5.3 Les protocoles hybrides.....	13
1.2.6 La faible sécurité	13
1.2.7 L'accès au médium	14
1.3 Les protocoles MAC dans les MANETs	14
1.3.1 ALOHA.....	15
1.3.1.1 Slotted Aloha (SALOHA)	16
1.3.1.2 Multi copy Aloha	17
1.3.2 CSMA.....	19
1.3.2.1 CSMA/CD.....	20
1.3.2.2 La norme 802.11 et l'algorithme DCF	20

1.3.2.3 CSMA/CA	22
1.3.2.3.1 Le principe de l'ACK	22
1.3.2.3.2 Définitions des IFS.....	22
1.3.2.3.3 Le Backoff.....	23
1.3.2.3.4 Le RTS/CTS	25
1.3.2.3.5 Les trames MAC en 802.11.....	26
1.4 La consommation d'énergie dans les réseaux ad hoc	29
1.4.1 La surconsommation et/ou le gaspillage de l'énergie	31
1.4.2 Vers une consommation plus efficace de l'énergie	33
1.4.2.1 La couche liaison de données	34
1.4.2.1.1 La sous-couche MAC	34
1.4.2.1.2 La sous-couche LLC.....	36
1.5 Conclusion.....	37
Chapitre 2 La théorie des jeux et les réseaux de communications	39
2.1 Introduction	40
2.2 Notions introductives à la théorie des jeux.....	42
2.2.1 Jeu	42
2.2.2 Joueur	43
2.2.3 Stratégie (pure et mixte)	43
2.2.4 Utilité	44
2.2.5 Classification générale des jeux	45
2.2.5.1 Jeux coopératif ou non coopératifs	45
2.2.5.2 Jeu normal ou extensif	45
2.2.5.3 Jeu à information parfaite ou imparfaite	47
2.2.5.4 Jeux répétés	47
2.2.6 Equilibre	48
2.2.6.1 Meilleure réponse et stratégie dominante.....	48
2.2.6.2 Equilibre en stratégies dominants.....	49
2.3 Equilibre de Nash	49
2.3.1 Définition	49
2.3.2 Existence	51

2.3.3 Unicité	53
2.3.4 Cas particuliers	54
2.4 Jeux fameux	55
2.4.1 Dilemme du prisonnier	55
2.4.2 Duopole de Cournot	56
2.5 Applications aux réseaux sans fil	57
2.5.1 Le jeu de routage	59
2.5.2 Le jeu de contrôle de puissance	60
2.6 Conclusion	62
Chapitre 3 Le jeu de codes dans le réseau SALOHA	63
3.1 Introduction	64
3.2 Le fonctionnement de l'algorithme SALOHA	67
3.2.1 Etude de la stabilité	71
3.2.2 Le délai de la transmission	74
3.3 Modélisation du comportement des nœuds dans SALOHA	76
3.3.1 Problématique	76
3.3.2 Les codes RS à effacement	77
3.3.3 L'impact du codage à effacement sur le SALOHA	81
3.3.4 Description du modèle de jeu	82
3.3.5 Etude de l'utilité	85
3.3.6 Discussion de l'équilibre	86
3.3.6.1 Existence	86
3.3.6.2 Evaluation	87
3.4 Les performances du SALOHA à l'équilibre de Nash	88
3.4.1 Le prix de codage	88
3.4.2 Le taux de perte	89
3.4.3 Le débit	89
3.4.4 La stabilité	91
3.4.5 Le délai de la transmission	92
3.5 Conclusion	92

Chapitre 4 Le jeu de codes dans le réseau CSMA	94
4.1 Introduction	95
4.2 Les performances du CSMA	97
4.3 Sources de problèmes dans le réseau CSMA.....	100
4.4 Modélisation du comportement des nœuds en CSMA	102
4.4.1 Analyse du modèle de jeu	102
4.4.2 La fonction d'utilité	103
4.4.3 Discussion de l'équilibre.....	104
4.5 Les performances du CSMA à l'équilibre.....	106
4.5.1 Le prix de codage.....	106
4.5.2 Le débit	107
4.5.3 Le délai de la transmission	109
4.5.4 Optimisation de l'énergie à l'équilibre.....	110
4.6 Conclusion.....	111
Conclusion générale	112
Bibliographie	115

Liste des figures

Figure 1.1 La collision dans le protocole ALOHA	15
Figure 1.2 Evitement de collisions en SALOHA.....	16
Figure 1.3 Le débit dans la Multi-copy ALOHA	17
Figure 1.4 La probabilité de succès dans la Multi-copy ALOHA.....	18
Figure 1.5 Débit de CSMA non persistant en 3D par apport à λ et α	19
Figure 1.6 La couche PHY et la couche Liaison des données dans IEEE 802.11.....	20
Figure 1.7 Les IFS et le backoff dans le mode CSMA/CA	23
Figure 1.8 La mise à jour du NAV	25
Figure 1.9 Le format général de la trame 802.11	26
Figure 1.10 La trame ACK.....	26
Figure 1.11 La trame RTS.....	27
Figure 1.12 La trame CTS.....	27
Figure 1.13 La variation de la consommation d'énergie	29
Figure 2.1 La forme extensive de la coordination ordonnée.....	46
Figure 2.2 Paiements des prisonniers	55
Figure 2.3 Equilibre Nash-Cournot	56
Figure 2.4 Equilibre de Nash dans le jeu de contrôle de puissance à deux joueurs	61
Figure 3.1 Modèle de réseau sans fil à M nœuds.....	69
Figure 3.2 Comparaison de débit entre le SALOHA et l'Aloha classique	70
Figure 3.3 Chaîne de Markov du SALOHA (représentation graphique).....	72
Figure 3.4 L'instabilité du SALOHA en probabilité de succès	73
Figure 3.5 Délai de transmission d'un paquet.....	75
Figure 3.6 Le principe général du codage/décodage RS à effacement.....	80
Figure 3.7 Amélioration apportée par une utilisation non stratégique des codes à effacement.....	82
Figure 3.8 Le taux de perte du codage des paquets transmis suivant le type de la redondance.....	82
Figure 3.9 L'intermittence du réseau SALOHA par apport à la redondance.....	84
Figure 3.10 La variation du débit de réseau (SALOHA + CEF) vis-à-vis la redondance.....	87

Figure 3.11 Le prix de codage par apport à la redondance et la taille du paquet	88
Figure 3.12 Le taux de perte des paquets dans l'équilibre et en dehors de l'équilibre ...	89
Figure 3.13 Le débit du SALOHA à différent usagers.....	90
Figure 3.14 a) Le réseau SALOHA avec un seul usager. b) Le réseau SALOHA avec plusieurs usagers.....	91
Figure 3.15 Délai de la transmission dans le SALOHA en NE et en dehors de NE.....	92
Figure 4.1 Algorithme de base du CSMA.....	98
Figure 4.2 Le CSMA non persistant avec différentes valeurs de α	100
Figure 4.3 La collision par les nœuds cachés (distribution chaîne).....	101
Figure 4.4 La variation du débit par apport à la redondance	105
Figure 4.5 Le prix de codage par apport à la redondance et la taille du paquet	107
Figure 4.6 a) Le débit du CSMA NE pour différentes valeurs de α . b) La probabilité de succès et d'échec de la transmission dans le CSMA NE.....	108
Figure 4.7 Le débit du réseau CSMA en équilibre et en dehors de l'équilibre.....	108
Figure 4.8 Délai global de la transmission dans le CSMA NE et le CSMA conv	110

Liste des tableaux

Tableau 2.1 La forme normale de la coordination ordonnée/paiements de (X, Y)	45
Tableau 2.2 Les paiements des joueurs $(1,2)$	50
Tableau 2.3 Deux équilibres dans la bataille des sexes.....	53

Liste des abréviations

ACK	ACKnowledgement
Ad hoc	Réseau sans fil qui s'organise sans infrastructures
ALOHA	Protocole d'accès aléatoire
ARQ	Automatic repeat request
BER	Bit Error Ratio
CCA	Clear Channel Detection
CDMA	Code Division Multiple Access
CEF	Codage à Effacement
CRC	Cyclique Redundancy Check
CSMA	Carrier Sense Multiple Access
CSMA/CA	CSMA with Collision Avoidance
CSMA/CD	CSMA with Collision Detection
CTS	clear to Send
DCF	Distributed Coordination Function
DIFS	Distributed Inter Frame Space
DSDV	Destination Sequenced Distance Vector
DSSS	Direct Sequence Spread Spectrum
EDCF	Enhanced DCF
FEC	Forward Error Correction
EIFS	Extended IFS
FDMA	Frequency Division Multiple Access
FIFO	First Input First Output
FHSS	Frequency Hopping Spread Spectrum
GAF	Geographic Adaptive Fidelity
GSR	Global State Routing
IEEE	Comité Internationale de Standardisation
IFS	Inter Frame Space
LEO	Low Earth Orbit
LLC	Logical Link Control
MAC	Medium Access Control

MANET	Mobile Ad hoc Network
NE	Nash Equilibrium
OFDM	Orthogonal Frequency Division Multiplexing
OLSR	Optimized Link State Routing
PAMAS	Power Aware Multi Access Protocole with Signaling
PCMCIA	Personal Computer Memory Card International Association
PHY	Couche Physique
QoS	Quality of Service
RNG	Relative Neighborhood Graph
RS	Reed Solomon
RSSI	Received Signal Strength Indicator
RTS	Request to Send
SALOHA	Slotted ALOHA
SIFS	Short IFS
SPAN	Switched Port Analyser
TDMA	Time Division Multiple Access
TS	Time Slot
UDG	Unit Disk Graph
WiFi	Wireless Fidelity
WLAN	Wireless Local Area Network
WMN	Wireless Mesh Network
WSN	Wireless Sensor Network
WRP	Wireless Routing Protocol
ZRP	Zone Routing Protocol

Introduction générale

Introduction générale

La réalisation de la première transmission radio en 1896 par Guglielmo Marconi a donné naissance à un nouveau monde de la télécommunication sans fil. Et depuis, ce monde ne cesse pas de s'améliorer d'un jour à l'autre, par des nouvelles idées et techniques que proposent les scientifiques pour faciliter et en même temps accélérer l'action de communication. À nos jours, et grâce aux différents services qu'ils offrent ; les moyens de télécommunications sont devenus indispensables et présents dans la plupart de nos activités quotidiennes. Tel que, la téléphonie, la télévision, la radio, l'internet, la télésurveillance, la télécontrôle, la télédétection,..., etc., sont des services qu'on utilise très fréquemment chaque jour dans des domaines différents. Maintenant, en plus des services des communications audio-visuelles qui relient les gens et rapprochent les distances ; l'internet permet aux usagers à travers le monde entier d'échanger les données avec des vitesses qui se progressent de plus en plus. Aussi, les nouveaux moyens de télécommunications ont renforcé en plus la sécurisation de l'environnement, par l'exploitation des techniques de la télédétection et la vidéosurveillance, et aussi par l'implémentation des petits réseaux sans fil qui aident à sauver les gens de s'en sortir rapidement d'éventuelles dégâts ou catastrophes naturelles. Par ailleurs, les développements des télécommunications ont favorisé fortement l'évolution d'autres domaines importants et notamment ceux sensibles comme la médecine et la recherche scientifique ; lorsque ce dernier par exemple, emploie des techniques sophistiquées de communication pour découvrir et analyser des nouveaux phénomènes biologiques ou spatiaux.

Les réseaux sans fil sont des moyens de communications modernes. Ils sont actuellement très largement utilisés dans des différents domaines de la vie. Un réseau sans fils est composé de plusieurs stations qu'on les appelle par fois nœuds, qui communiquent entre eux par des liaisons radios à base des ondes électromagnétiques. Alors, un nouvel utilisateur peut accéder et communiquer facilement au réseau sans la nécessité d'installer des nouvelles infrastructures ou de nouveaux câbles. En plus de cet avantage, les réseaux sans fil sont moins coûteux, faciles à déployer et possèdent des topologies dynamiques qui permettent la mobilité des nœuds. Toutes fois pour en bénéficier pleinement, un certain nombre d'écueils sont à surmonter, telle la qualité de service et la sécurité, du fait de la mobilité des nœuds. Cependant, les usages d'un réseau sans fil partagent un seul canal de

communication pour transmettre leurs données. Alors, le contrôle d'accès au médium (MAC) est primordial pour éviter les interférences entre les signaux transmis, et assurer ainsi un fonctionnement stable et efficace pendant une durée de temps suffisante. Pour accéder au médium, les nœuds dans les réseaux sans fil utilisent le protocole IEEE 802.11 DCF pour (Distributed Coordination Function) qui est une version améliorée du protocole de base CSMA pour (Carrier Sense Multiple Access) qui appartient à la famille des protocoles à accès aléatoire. Avant le CSMA, il y avait le SALOHA qui sont les deux des technique utilisées pendant l'accès multiple au support de transmission, sauf que le CSMA est doté en plus d'un mécanisme d'écoute du canal pour détecter si le canal est libre pour commencer la transmission, ou non pour attendre encore jusqu'à ce qu'il devienne libre. Et malgré toutes les techniques de prévention qui sont rajoutées au protocole CSMA ; la collision persiste encore et influe négativement sur les différentes performances du réseau sans fil.

En fait, les phénomènes d'interférence et de collision nous annoncent les interactions et les conflits qui existent entre les usagers du réseau. Tout cela explique l'importance de l'emploi de la théorie des jeux, dont l'objectif de converger vers une allocation efficace des ressources, contrôle de l'énergie et optimisation du débit. Et la preuve, c'est qu'au cours de ces dernières années, l'allocation des ressources basée sur la théorie des jeux a considérablement amélioré l'efficacité dans l'exploitation du spectre radio. Même, au niveau des couches physique (PHY) et MAC, l'atmosphère semble très adéquate à l'exercice de la théorie des jeux. Cela est dû principalement aux différentes situations conflictuelles que connaissent ces deux couches. Tel que, au niveau de la couche MAC, les usagers partagent le même canal pour l'accès au médium, les mêmes routes pour l'acheminement des paquets, mêmes routeurs et des fois aussi les mêmes nœuds émetteurs ou récepteurs. Les interactions dans telles situations sont confirmées, et par conséquent, cela peut influencer d'une façon négative sur le rendement du réseau. Néanmoins, lors des circonstances pareilles, l'emploi de la théorie des jeux devient très utile afin de prévoir des solutions convenables menant à la stabilité du réseau et à l'optimisation de ses performances.

Organisation de la thèse et contributions

Dans cette thèse, nous présentons deux modèles basés sur la théorie des jeux pour analyser le protocole SALOHA et le protocole CSMA respectivement. Le modèle que nous proposons au sein de cette thèse et que nous l'appelons « Un jeu de codes » consiste à une nouvelle

idée qui développe l'utilisation aléatoire de la redondance d'un codeur à effacements afin de diminuer la collision et améliorer les performances du réseau en termes de débit, stabilité et délai de la transmission. Notre modèle nous permet également de mieux contrôler et gérer la consommation énergétique des nœuds actifs, et en particuliers les nœuds mobiles dans les MANETS qui exigent des quantités supplémentaires de l'énergie pour pouvoir couvrir leurs mobilités. Donc, l'avantage principal de notre modèle est qu'il présente une sorte de compromis entre les performances des réseaux ad hoc et leur consommation énergétique, où nous pouvons améliorer les différentes qualités de réseau tout en acquérant une consommation énergétique plus modérée. Chose que nous ne trouvons pas avant, lorsque le développement de l'un des facteurs soit performances ou énergie se faisait au détriment de l'autre. La modélisation de l'accès MAC dans les réseaux ad hoc par le jeu de codes proposé dans cette thèse, nous a permis de découvrir l'intérêt que peut apporter la théorie des jeux aux services de différentes couches de ces réseaux, ainsi que le grand avantage de l'équilibre de Nash dans cette théorie.

Nous structurons notre thèse de la manière suivante ; nous commençons en premier chapitre par présenter des notions introductives aux réseaux sans fil et leurs différentes caractéristiques, suivie par une étude détaillée sur les protocoles à accès aléatoire, et plus précisément, le protocole CSMA et ses versions améliorées. Nous terminons ce chapitre par présenter la problématique de la surconsommation énergétique, où nous expliquons les causes, les circonstances et les solutions proposées dans la littérature pour optimiser la gestion de l'énergie dans les réseaux sans fil et plus particulièrement dans les MANETS qui exigent des quantités supplémentaires de l'énergie pour couvrir la mobilité des nœuds. Le deuxième chapitre est consacré complètement à la présentation de la théorie des jeux ; où nous définissons son principe et les règles principales qui la composent. Nous concluons ce chapitre par démontrer l'approche existante entre la théorie des jeux et les télécommunications et les différents services que peut apporter cette théorie aux réseaux de communications, tout cela avec des exemples explicatifs.

Le troisième et le quatrième chapitre développent deux modèles du jeu de codes pour le SALOHA et le CSMA respectivement. L'objectif de ces deux chapitres est de découvrir une optimisation au niveau de débit de la transmission, consommation énergétique et également le délai de la transmission au point de convergence et d'équilibre du réseau. Tel qu'à l'équilibre le jeu devient stable et les nœuds seront tous satisfaits de leurs gains et

aucun d'eux ne voudra changer latéralement son stratégie. Enfin, pour évaluer nos résultats et voir les avantages qu'ils apportent pour les réseaux à accès aléatoire ; nous enrichissons nos deux chapitres par plusieurs simulations qui décrivent les différentes performances du réseau en termes de prix de codage, taux de perte des paquets, débit et délai de la transmission et également le contrôle de la consommation énergétique.

Les résultats de nos contributions sont publiés dans les revues et les communications internationales suivantes ;

Revue Internationale

- 1- Mohamed Lamine Boucenna, Hadj Batatia and Malek Benslama, "Improving Network Performances by Integrating Erasure Coding and Game Theory Techniques in Random Access Protocols", Res. J. App. Sci. Eng. Technol, ISSN: 2040-7459; e-ISSN: 2040-7467, September 2013, 6(16): 2936-2942.
- 2- Mohamed Lamine Boucenna, Hadj Batatia and Malek Benslama, "Error Correction and Equilibrium investigation in Random Access MAC Protocols for Wireless Networks", Wseas Transactions on Communications, E-ISSN: 2224-2864/2040-7467, May 2013, 5(12): 187-195.

Communications internationales

- 1- Mohamed Lamine Boucenna and Malek Benslama, "Game in Aloha Protocols for Wireless Data Networks", In IEEE proceeding of the second international conference on the Innovative computing technology (INTECH2012), Casablanca, Morocco, September 18-20 2012.
- 2- Mohamed Lamine Boucenna and Malek Benslama, "Equilibrium in Erasure Coding for ALOHA MAC Protocols", In IEEE proceeding of the 35th international conference on Telecommunication and Signal processing (TSP2012), Prague, CZECH Republic, July 3-4 2012.

Chapitre 1

Les réseaux Ad Hoc : Etude et discussion des performances

1.1 Introduction

Les réseaux ad hoc sont des réseaux sans fils qui se forment spontanément et qui s'organisent automatiquement sans la nécessité d'une infrastructure préexistante. Un réseau ad hoc est une collection d'hôtes (nœuds) équipés par des antennes qui peuvent communiquer entre eux sans centralisation administrative en basant sur la topologie de la communication sans fils. Contrairement aux réseaux filaires, où seulement quelques nœuds appelés « routeurs » qui sont responsables de l'acheminement des données, dans le réseau ad hoc chaque nœud agit comme nœud terminal et éventuellement comme passerelle afin de relayer des messages quand les destinataires ne sont pas à la portée radio des émetteurs. Dans un réseau ad hoc, un nœud peut communiquer directement avec un autre nœud en mode « point à point » quand les deux nœuds se situent dans la même zone de transmission, tandis que la communication avec un nœud d'une autre zone s'effectue via plusieurs nœuds intermédiaires en mode « multi-sauts ».

Malgré son origine militaire [1], aujourd'hui le réseau ad hoc et garce aux plusieurs avantages, confirme de plus en plus d'intérêts dans des circonstances caractérisées par une absence totale des infrastructures préexistantes. Du point de vue des applications, les réseaux ad hoc sont utiles pour des situations qui nécessitent le déploiement de réseau local rapide ou sans infrastructure, comme réaction à une crise, conférences, des applications militaires et éventuellement, des réseaux domestiques et de bureau. Les réseaux ad hoc pourraient par exemple, habiliter le personnel médical et les fonctionnaires afin de mieux coordonner leurs efforts au cours des situations d'urgence de grande envergure qui portent des destructions complètes des infrastructure réseaux, comme le cas des attentats du 11 septembre et la panne de 2003 dans la région nord-est des États-Unis [2]. En fin ; On peut résumer les avantages principaux des réseaux ad hoc dans les caractéristiques suivantes :

- ✓ Déploiement : le déploiement d'un réseau ad hoc est rapide, simple et avec un faible coût.
- ✓ Organisation : les réseaux ad hoc s'organisent automatiquement par une collaboration locale entre les nœuds sans centralisation requise.

- ✓ Adaptabilité : En cas de défaillance de quelques nœuds ou liens, le réseau ad hoc assure la continuité de fonctionnement et il se reconstruit localement en s'appuyant sur des techniques d'accès et de routage efficaces.
- ✓ Robustesse : le réseau ad hoc assure un fonctionnement continu et surpasse les états critiques par une réparation locale sans interventions externes.

Parmi les applications où interviennent tels réseaux, nous citons les applications environnementales comme la prévention des catastrophes et la surveillance des forêts, aussi, les applications médicales comme l'acquisition des signaux physiologiques captés sur différentes parties du corps de patients, etc. Dans ces applications, les nœuds sont en général mobiles et exigent des sources spécifiques d'alimentation pour pouvoir couvrir le besoin énergétique pendant leurs activités. La problématique de la surconsommation énergétique est centrale et c'est dans la dernière section de ce chapitre, que nous allons discuter en détails cette problématique et nous expliquons ainsi les différentes solutions proposées dans les littératures dont l'objectif est d'optimiser et/ou minimiser la consommation d'énergie.

1.2 Notions spécifiques aux réseaux ad hoc

1.2.1 La topologie

Un réseau ad hoc peut être représenté mathématiquement par un graph non orienté $G = (V, E)$, où V désigne l'ensemble des nœuds, et $E \subseteq V^2$ dénote l'ensemble des arcs correspondants aux communications directes possibles. Soient u et v deux nœuds de V , l'arc (u, v) existe, si et seulement si, u peut envoyer directement un message à v , on dit alors que v est voisin de u . les couples appartenant à E dépendent de la position des nœuds et de leurs portées de communication. Si on suppose que tous les nœuds ont une portée R identique et si $d(u, v)$ désigne la distance entre les nœuds u et v alors [3];

$$E = \{(u, v) \in V^2 \mid d(u, v) \leq R\} \quad (1.1)$$

Le graphe ainsi obtenu est appelé graph unitaire. Si un nœud diminue sa portée de communication, ses relations avec les autres nœuds vont être changées. Cette opération mène à une modification de la topologie du réseau. Cette modification s'exprime par un

changement du graphe unitaire par un autre graphe dérivé. L'extraction du graphe dérivé se fait à base des modèle connue, comme par exemple le modèle UDG (Unit Disk Graph) avec la technique du graphe RNG pour (Relative Neighborhood Graph) où l'objectif est de retirer les arcs les plus grands pour obtenir le graphe $G_{NRG} = (V, E_{NRG})$. On peut construire E_{NRG} à partir des arcs (u, v) du graphe unitaire comme suit :

$$(u, v) \notin E_{NRG} \Leftrightarrow \exists w (d(u, w) < d(u, v) \wedge d(v, w) < d(u, v)) \quad (1.2)$$

Donc les nœuds u et v ont un voisin commun qui est w , on peut donc enlever l'arc (u, v) .

1.2.2 La connexité

Définition 1 : Un graphe $G = (V, E)$ est connexe si et seulement si ; pour toute paire de sommets distincts il existe une chaîne les reliant.

La notion du chemin est nécessaire pour définir la connexité ;

Définition 2 : Un chemin est une suite de nœuds de la forme :

$s = u, a_1, \dots, a_n, v \mid u, v, a_i \in V$, où u est la source du message et v est la destination.

Définition 3 : Un graphe $G = (V, E)$ est δ -connexe si et seulement si, $\forall u, v \in V, \exists s \mid P(s) \geq \delta$, où $P(s)$ est la probabilité que v reçoit le message envoyé par u sur le chemin s .

On peut procéder par deux méthodes différentes pour calculer $P(s)$;

- Soit on considère que v peut recevoir le message de u par n'importe quel nœud du chemin s :

$$P(s) = P((a_1, v) \cup \dots \cup (a_\theta, v)) = \sum_{y=1}^{\theta} -1^{y+1} \sum_{1 \leq i_1 < \dots < i_y \leq \theta} P((a_{i_1}, v) \cap \dots \cap (a_{i_y}, v)) \quad (1.3)$$

- Soit on estime que le message ne peut être reçu à v que par an, on aura donc :

$$P(s) = P(a_1, a_2) \cap \dots \cap P(a_{\theta-1}, a_\theta) = \prod_{i=0}^{\theta-1} P(a_i, a_{i+1}) \quad (1.4)$$

1.2.3 La mobilité

Un nœud dans un réseau ad hoc se déplace, il peut joindre ou quitter le réseau à tout moment ce qui résulte respectivement l'apparition ou la disparition des liens. Le mouvement des nœuds est généralement aléatoire ce qui implique des protocoles de routage évolués afin de contrôler le mouvement des nœuds. D'une part, le mouvement des nœuds présente un facteur important pour offrir des services importants des réseaux ad hoc, mais en d'autre

part ça importe des difficultés vis-à-vis la fonction du routage, connexité du réseau et l'optimisation de l'énergie. En plus, dans un environnement mobile, les protocoles de routage exigent qu'un chemin soit découvert complètement avant une éventuelle transmission des données. Alors, un nœud émetteur peut attendre un long délai pour que le nouveau chemin soit trouvé. Des simulations dans [4] sur des protocoles de routage dans un réseau ad hoc montrent l'impact de la mobilité sur la transmission des paquets. Ainsi, lorsque la mobilité augmente, le nombre des paquets émis diminue. Le surcout en termes de la quantité d'information de contrôle échangée, augmente réduisant ainsi la bande passante disponible pour le transfert des données. Certains protocoles sont plus sensibles que d'autres à la mobilité. Cependant le fait qu'un nœud se déplace n'entraîne pas forcément de grandes baisses de performances si la connectivité du graphe n'est pas ou est faiblement atteinte lorsqu'il est nécessaire de transmettre des paquets. Parmi les difficultés rencontrées pendant les simulations des réseaux ad hoc est la modélisation de la mobilité. Maintenant, il existe quelques modèles qui présentent la mobilité des nœuds comme ; Random Walk, RPGM, Manhattan et Freeway.

1.2.4 Le réseau : WMN, WSN et MANET

Il existe trois types des réseaux ad hoc ; les réseaux mesh ou maillés WMNs (Wireless Mesh Network), les réseaux de capteurs WSNs (Wireless Sensor Networks) et les réseaux mobile MANETs (Mobile Ad hoc Networks). Même s'ils existent plusieurs caractéristiques communes, par ailleurs, plusieurs dissimilarités impliquant logiquement des solutions différentes.

1.2.4.1 Le réseau maillé WMN

Le réseau maillé est une nouvelle technologie émergente. Il forme un cas particulier des réseaux ad hoc. Il rassemble les avantages des réseaux ad hoc précédemment détaillés avec les avantages des réseaux terrestres notamment en termes de débits disponibles grâce à l'organisation du réseau avec des nœuds à mobilité réduite, dédiés au routage et des nœuds clients mobiles. Le réseau WMN (Wireless mesh networks) est composé de deux éléments essentiels ; les routeurs mesh et les clients mesh. Les routeurs mesh sont les passerelles, alors que le client mesh connecte au mesh-routeur le plus proche et exploite l'infrastructure

ad hoc pour accéder aux services du réseau ad hoc. La différence entre un réseau ad hoc classique et un réseau mesh est la restriction des fonctionnalités de routage à un sous ensemble du réseau formé par les routeurs mesh. Les WMNs diversifient les capacités d'un réseau ad hoc en introduisant une hiérarchie dans le réseau [5].

1.2.4.2 Le réseau de capteurs WSN

Le réseau de capteurs est un réseau ad hoc constitué par des nœuds dotés par des unités de contrôle et de mesures. Ces unités sont caractérisées par une capacité réduite en traitement et en stockage à cause de leurs tailles miniaturisées (de l'ordre de 1cm^3). Les nœuds capteurs envoient périodiquement leurs données acquises à un nœud spécial appelé *puits* (*sink*), qui est responsable, en plus de la collecte des rapports, de la diffusion des demandes sur les types des données requises aux capteurs via des messages de requêtes [6]. Le déploiement rapide, le cout réduit, l'auto organisation et la tolérance aux pannes des réseaux WSN sont des caractéristiques qui favorisent leurs utilisation dans des domaines divers ; militaire (radiation chimique, analyse du champ de bataille,..), environnemental (température, humidité, séisme,..), médicale (imagerie interne du corps) et sécuritaire (intrusion, surveillance, chauffage,..).

1.2.4.3 Le réseau mobile MANET

Les MANETs sont caractérisés par une dynamique forte des nœuds avec une topologie très variable à cause du changement fréquent des positions des nœuds. Pour atteindre sa destination, le message passe par plusieurs nœuds relais. Contrairement aux WSNs et WMNs, les nœuds dans les MANETs sont tous mobiles et les communications peuvent s'effectuer entre n'importe quels nœuds du réseau. Aussi, La défaillance de chaque nœud est importante, et doit être pris en charge rapidement par des algorithmes spécialisés. Le routage, le contrôle de la topologie et l'auto-organisation sont les techniques de base pour le fonctionnement des MANETs.

1.2.5 Le routage

Le routage est une fonction qui consiste de déterminer la route de chaque paquet à partir d'une source connue vers une ou plusieurs destinations. On peut aussi définir le routage que c'est la tâche d'acheminement des données à partir des nœuds sources vers les nœuds

destinations [7]. Si une seule destination est impliquée dans la communication, alors il s'agit d'un "routage unicast", mais lorsque tous les nœuds du réseau ou juste un ensemble des nœuds qui sont concernés par la réception des données, donc on parle ici du "broadcast" et "routage multicast" respectivement [8]. L'objectif des algorithmes de routages est de trouver le plus court chemin entre les nœuds soit en termes de nombre de sauts, ou en termes de la longueur du lien (délai). L'algorithme fonctionne en termes de temps (délai) lors des chutes/rétablissement des liens, ou pendant le changement des conditions du trafic dans le réseau. Il existe des réseaux dans les quel le paquet peut utiliser différentes routes (généralement c'est le cas des réseaux internet), tels réseaux sont appelés réseaux à commutation des paquets « packet-switched networks » et qui sont toujours dotés des fonctions de control de routage dynamique. En revanche, dans les réseaux à base d'une architecture de commutation des paquets (comme les réseaux téléphoniques traditionnels et aussi les réseaux ATM), la décision du routage est faite sur chaque connexion, et tous les paquets de connexion utilisent le même chemin. Le routage sera plus compliqué et des problèmes complexes peuvent avérer lorsque les utilisateurs du réseau sont mobiles, et d'une façon plus compliquée lorsque les nœuds mêmes sont mobiles, le cas des réseaux satellitaires qui utilisent les satellites de l'orbite LEO et aussi les réseaux ad-hoc.

Dans les réseaux ad hoc, un routage décentralisé est déjà utilisé, et qui devait être plus sensible aux changements de la topologie du réseau. L'instabilité du médium de communication sans fil, la limitation de l'énergie et la bande passante, ainsi que la mobilité des nœuds introduisent plus de difficulté et complexité lors de la conception des protocoles de routage pour les réseaux ad hoc mobiles. Dans les MANETs, selon la façon d'établir et maintenir les routes lors de l'acheminement des données des nœuds mobiles ; on distingue trois catégories principales des protocoles de routages ; les protocoles proactifs, réactifs et hybrides.

1.2.5.1 Les protocoles proactifs

Les protocoles proactifs sont basés sur les algorithmes classiques d'état de lien et de vecteur de distance. Chaque nœud maintient les informations de routage qui concernent tous les nœuds du réseau. Ces informations sont stockées dans des tables de routage et qui seront

mis à jours à chaque changement topologique du réseau ad hoc mobile pour reconstruire à nouveau les routes. Parmi les protocoles de routages proactifs les plus utilisés, on trouve, les protocoles DSDV, WRP, GSR et OLSR.

1.2.5.2 Les protocoles réactifs

Les protocoles de routage réactifs sont appelés aussi protocoles à la demande. Ils créent et maintiennent les routes selon les besoin des communications dans le réseau. Lorsqu'un nœud émetteur a besoin d'une route, il lance une procédure de découverte des routes. Les protocoles réactifs se divisent en deux sous-catégories ; "à routage source " et "à routage saut-par-saut". L'avantage des protocoles réactif est qu'ils offrent une meilleure adaptabilité aux changements topologiques du réseau ad hoc suite à l'utilisation des données très récentes "fraiches" pour le routage. Les protocoles DSR, AODV et CEDAR sont des protocoles réactifs très exploités dans ces dernières années.

1.2.5.3 Les protocoles hybrides

Dans cette catégorie on combine entre les deux premiers types de protocoles de routage pour acquérir un temps de réponse plus court en impliquant les avantages des protocoles proactifs et réactifs. Dans le protocole hybride, le réseau est décomposé en petites zones où le routage à l'intérieur de chaque zone est assuré par le protocole proactif, alors que le routage entre les différentes zones est géré par le protocole réactif. Les protocoles ZRP et ZHLS sont parmi les protocoles hybrides les plus connus.

1.2.6 La faible sécurité

Le réseau ad hoc est marqué par sa faible sécurité contre les différentes attaques qu'ils soient internes ou externes. Un réseau ad hoc peut être attaqué dans ses fonctions de base comme par exemple le routage qui est essentiel pour le bon fonctionnement du réseau. Les attaques comme "black hole", "Identity spoofing" et le "Wormhole" perturbent les protocoles de routage par plusieurs tactiques pour empêcher leur bon fonctionnement. L'attaque "Sybille" est efficace contre les algorithmes de routage, l'agrégation de données, la répartition équitable des ressources et la détection des nœuds malveillants. Le "Sybille" a en particulier éveillé l'intérêt de la communauté scientifique autant par son originalité que par

la difficulté de trouver des contre-mesures ayant un coût raisonnable dans les réseaux ad hoc [9]. Les problématiques de sécurité dans les réseaux ad hoc sont donc très complexes puisque l'on cherche à autoriser des nouveaux nœuds à participer au réseau, tout en évitant des nœuds qui détourneraient ou perturberaient le fonctionnement du routage.

1.2.7 L'accès au medium

Dans un réseau ad hoc, le déficit majeur consiste à savoir qui a le droit d'émettre à un moment donné, d'où la nécessité de concevoir des protocoles afin de gérer telle situation. Les protocoles d'accès MAC sont sensés de faire cette tâche. Au niveau de la couche MAC, il y a les protocoles à accès aléatoire qui se caractérisent généralement par un faible débit à cause de plusieurs facteurs et qui influent éventuellement sur la qualité de service (QoS) du réseau. Parmi les limites auxquelles sont confrontés ces protocoles MAC pendant leur fonctionnement on retrouve ; les collisions, les retransmissions successives, le délai, taux d'erreur, ..., etc. Tout cela conduit à des dégradations importantes des performances des réseaux ad hoc. Aussi, l'alimentation des nœuds mobiles dans les MANETs est basée sur des sources d'énergie dont la capacité est limitée. Donc, pour assurer un fonctionnement des MANETs pendant une durée de temps suffisante, on est obligé de procéder des techniques pour optimiser et/ou économiser l'énergie par la mise en considération de toutes les sources de la surconsommation ou du gaspillage de l'énergie adoptées par les protocoles d'accès MAC. L'accès MAC dans les réseaux ad hoc et généralement dans les réseaux sans fil a été défini par le groupe de travail IEEE sous le standard 802.11 [10]. L'objectif principal de la couche MAC suivant ce standard consiste à fournir des services de données fiables pour les protocoles des couches supérieures.

1.3 Les protocoles MAC dans les réseaux ad hoc mobiles

Actuellement, les réseaux ad hoc mobiles utilisent dans leur accès au medium le protocole DCF (Distributed Coordination Function) ou son amélioration EDCF (Enhanced DCF) qui est basé sur l'algorithme aléatoire CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance) à évitement de collisions. Les méthodes d'accès aléatoire sont généralement regroupées en deux familles principales ; L'"ALOHA et ses dérivatives" et le "CSMA avec ses dérivatives". Dans les paragraphes suivants, nous allons présenter les méthodes d'accès

aléatoire classiques afin d'introduire les notions de base sur des nouvelles techniques d'accès au médium.

1.3.1 ALOHA

Le nom de cette méthode provient des expériences faites à l'université de Hawaï pour relier les centres informatiques dispersés sur plusieurs îles. Les nœuds émettent d'une façon inconditionnelle, des paquets dès qu'ils sont en leurs possessions. Il n'y a pas d'écoute du support avant la transmission. De plus, le temps de propagation des signaux sur le canal satellite est un facteur contraignant car les nœuds sont avertis d'une collision seulement 270 ms après l'émission des données. Dans le cas où la transmission de données ne s'est pas bien passée, le nœud va retransmettre les paquets après un délai aléatoire. Cette méthode d'accès a donc un taux d'utilisation du canal satellite faible, approchant les 20%, d'où l'apparition des techniques similaires mais avec des modifications qui apportent de meilleures performances [12]. La transmission dans ce protocole est complètement décentralisée. Le principe de base est comme suit :

- ✓ Si vous avez un message à transmettre, transmettez-le,
- ✓ Si le message est interféré avec d'autres transmissions, essayez de le renvoyer plus tard.

La probabilité pour que n paquets arrivent en deux temps différents de paquets est donnée par :

$$P(n) = \frac{(2\lambda)^n e^{-2\lambda}}{n!} \quad (1.5)$$

Où λ est la charge du trafic.

La probabilité $P(0)$, pour qu'un paquet soit reçu avec succès et sans collision est :

$$P(0) = e^{-2\lambda} \quad (1.6)$$

Alors le débit Th est donné comme suit :

$$Th = \lambda.P(0) = \lambda.e^{-2\lambda} \quad (1.7)$$

Et donc la valeur du débit max de cette technique est :

$$Th_{\max} = \frac{1}{2.e} \approx 0.184 \quad (1.8)$$

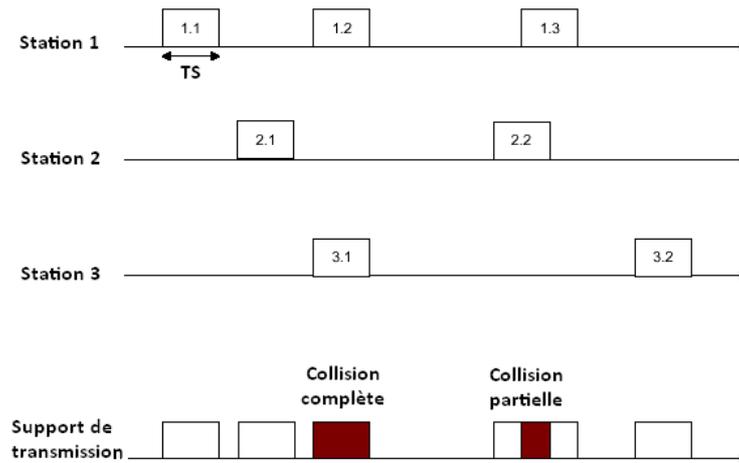


Figure 1.1 La collision dans le protocole ALOHA.

1.3.1.1 Slotted ALOHA (SALOHA)

Une amélioration apportée au protocole ALOHA original est appelé ALOHA à segmentation temporelle. Ce protocole introduit la synchronisation des utilisateurs. Le temps est découpé en intervalles de durée fixe appelés "slots". Les utilisateurs ne peuvent commencer la transmission qu'au début de chaque slot. La probabilité de collision est ainsi réduite et le débit maximal est doublé. Alors, s'il n'y a pas un autre utilisateur en état de transmission au début du time slot, la fonction de probabilité Th_i sera égale à :

$$Th_i = \frac{P_i}{(1-P_i)} \prod_{i=1}^n (1-P_i) \quad (1.9)$$

Si Th est le débit de trafic et λ est le trafic, on peut donc écrire : $Th_i = \frac{Th}{n}$ et $P_i = \frac{\lambda}{n}$

$$\frac{Th}{n} = \frac{\lambda}{n} \cdot \left[\frac{1}{(1-\frac{\lambda}{n})} \cdot \prod_{i=1}^n (1-\frac{\lambda}{n}) \right] \quad (1.10)$$

Ce qui fait que le débit maximum du SALOHA est : $Th_{\max} = \frac{1}{e} \approx 0.37$ (Paq / TS)

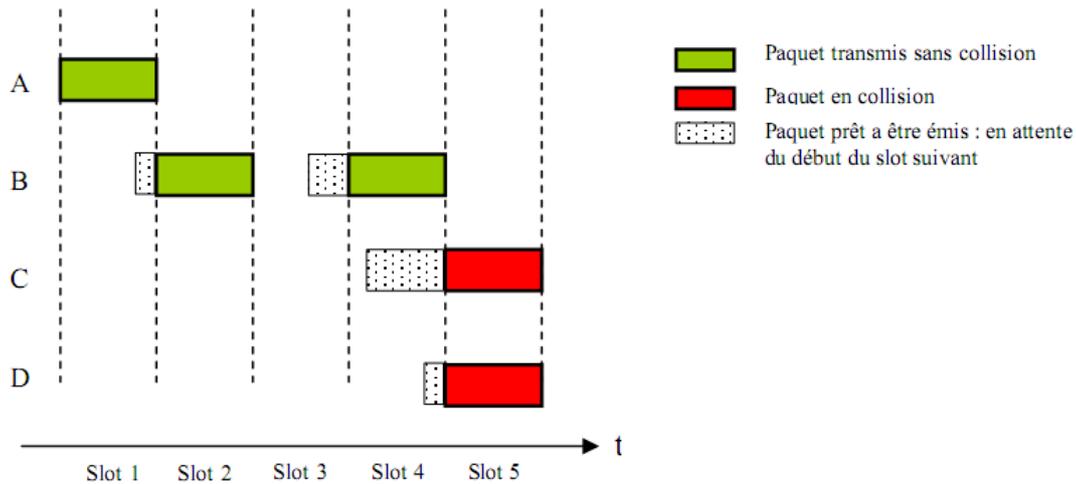


Figure 1.2 Evitement de collisions en SALOHA.

1.3.1.2 Multi-copy ALOHA

Lorsqu'on envoie m copies d'un paquet dans la technique SALOHA (Multi-copy), la probabilité de succès de la transmission pour ce paquet, ou la probabilité qu'un paquet parmi les m copies envoyées ne tombe pas en collision, va être plus élevée par rapport à celle où une seule copie est envoyée (S-ALOHA). Cela est vraie seulement lorsque les autres paquets sont envoyés en une seule copie ou quand le trafic du canal demeure stable sans perturbations. Pour maximiser la probabilité de succès de transmission, on va supposer que tous les utilisateurs transmettent le même nombre de copies (m) [13]. La Multi-copy ALOHA est généralement conçue pour les systèmes satellitaires offrant une meilleure probabilité de succès de transmission, les systèmes ALOHA Multicanaux ou bien pour les systèmes ALOHA à réservations, avec une probabilité de succès très élevée.

Pour évaluer le débit dans cet algorithme, On considère que l'arrivée des paquets est un processus de Poisson. Pour la simple SALOHA, on suppose que le délai moyen de la retransmission est plus grand que 5 slots, alors que la valeur moyenne du délai pour les m Copies en incluant la première transmission doit être aussi grande que 5 slots. Alors ;

$$\lambda = \lambda_1 + \lambda_2 + \lambda_3 + \dots + \lambda_n = \sum_{i=1}^n \lambda_i \quad (1.11)$$

Le nombre moyen des copies par paquet est :

$$N_c = \lambda^{-1} \cdot \sum_{i=1}^n i \cdot \lambda_i \quad (1.12)$$

La probabilité P_i pour que le paquet i soit reçu avec succès est :

$$P_i = 1 - \text{prob}[\text{tous les copies sont en collision}] = 1 - (1 - e^{-N_c \lambda})^i \quad (1.13)$$

Donc, pour K copies on a ;

$$Th_k = \lambda \cdot P_{k_c} = \lambda \left[1 - (1 - e^{-k_c \cdot \lambda})^{k_c} \right] \quad (1.14)$$

Pour maximiser la probabilité de succès de transmission, une seule copie doit être transmise lorsque le trafic du canal est supérieur à 0.48, et quand $\lambda \in [0.28, 0.48]$, on peut transmettre que deux copies. La même figure montre, que lorsque λ est petit, la probabilité P peut atteindre la valeur max ($p=1$) en employant un nombre de copie plus grand.

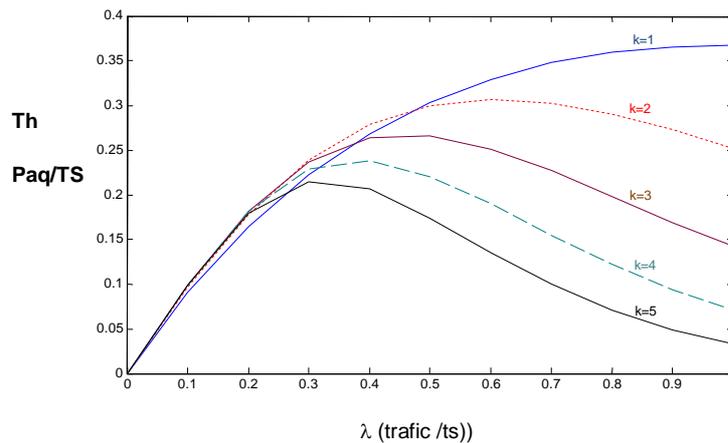


Figure 1.3 Le débit dans la Multi-copy ALOHA.

On note conséquemment que les méthodes d'accès aléatoire telles que ALOHA, SALOHA et Multi-copy ALOHA ont des performances relativement modestes et un taux de perte trop élevé pour le contexte satellitaire ou ad hoc. En effet les systèmes de communication dans les réseaux satellitaires ne peuvent pas fonctionner avec des méthodes d'accès qui fournissent un taux de collision élevé car la retransmission introduit forcément des retards excessifs. Par conséquent, l'utilisation de ces méthodes d'accès est limitée à l'acheminement des signalisations, des messages d'identification ou des petits paquets de contrôle et d'acquiescement.

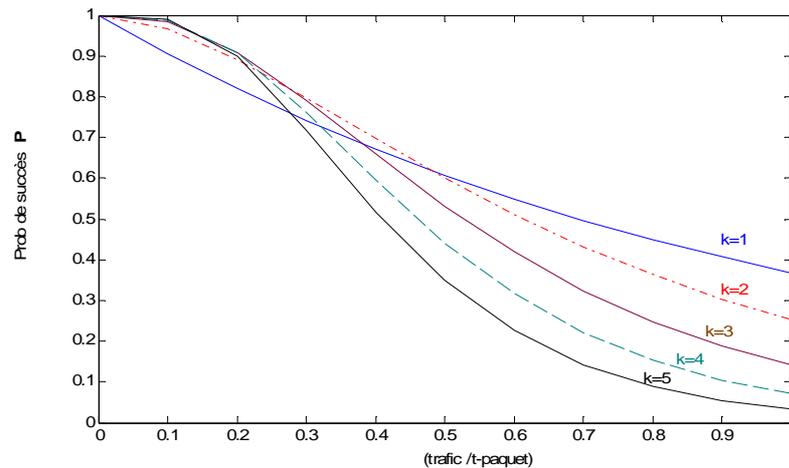


Figure 1.4 La probabilité de succès dans la Multi-copy ALOHA

1.3.2 CSMA (Carrier Sense Multiple Access)

Dans le CSMA les mobiles transmettent seulement lorsque le canal est libre dont l'objectif d'éviter les collisions. Le principe du CSMA peut être expliqué de la manière suivante ; un nœud qui veut transmettre dans un canal, écoute d'abord le milieu de communication (cas d'un maillage avec bus). Si le milieu est libre il transmet, si non il attend pendant un temps spécifique. Si le transmetteur n'a pas reçu l'information après un moment donné, il suppose qu'il y a une collision. Après la collision le nœud attend pendant une période aléatoire puis il retransmet [14]. Il existe plusieurs variantes du CSMA, dont chacune entre elles possède un comportement différent en face à un milieu occupé. On distingue alors le CSMA non Persistant, le CSMA Persistant et le CSMA P-Persistant. Dans le cas du CSMA non persistant ; si le canal est occupé, le nœud attend une durée de temps aléatoire et ensuite il transmet. Tandis que dans le cas du CSMA persistant ; lorsque le canal est occupé, le nœud continue d'écouter le canal jusqu'à ce qu'il devient libre pour commencer la transmission. Alors que dans le cas du CSMA p-persistant, le nœud se comporte différemment ; quand le canal est libre, le nœud transmet avec une probabilité P et attend un délai avec une probabilité $(1-P)$, mais lorsqu'il trouve le canal occupé, il continue d'écouter le canal jusqu'à ce qu'il devient libre. Si la transmission a pris un délai considérable, le nœud reprend l'écoute du canal de transmission.

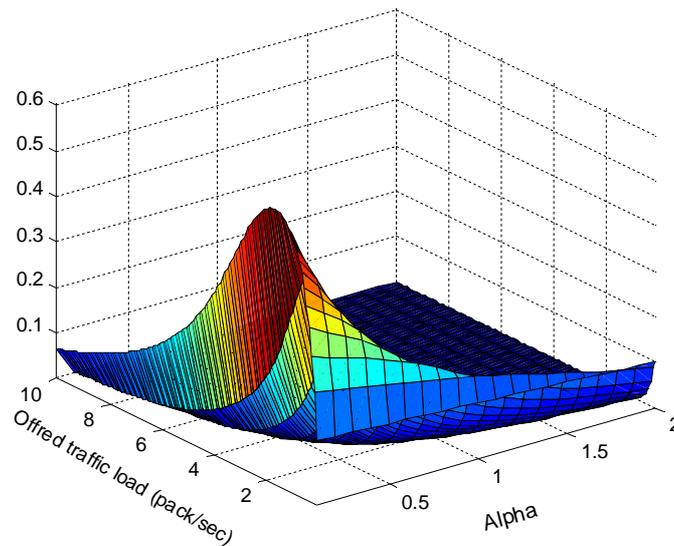


Figure 1.5 Débit de CSMA non persistant en 3D par rapport à λ et α . Il est clair que lorsque $\alpha \in [0.1, 0.5]$ et $\lambda \in [1.6, 2.5]$, le débit sera maximisé.

1.3.2.1 CSMA/CD (CSMA with Collision detection)

En CSMA/CD, avant toute tentative de transmission, le nœud s'assure le canal n'est pas déjà utilisé (détection de porteuse), et quand le canal sera libre le nœud vérifie le canal après un temps aléatoire, si le canal reste toujours libre alors le nœud envoie ses paquets. Mais cela ne confirme pas que les paquets sont reçus avec succès. En effet, un ou plusieurs nœuds peuvent envoyer leurs paquets simultanément suivant cette procédure, ce qui cause la collision, et notamment lorsque le réseau est chargé. Actuellement, cette procédure est généralement utilisée dans les réseaux filaires où la détection de la collision se fait en se basant sur la nature de la propagation électromagnétique dans le câble.

1.3.2.2 La norme 802.11 et l'algorithme DCF

Le standard IEEE 802.11 s'est développé depuis 1997 par le groupe IEEE. Il décrit la couche physique "PHY" et la couche Lien des données "MAC et LLC" des réseaux sans fil qui se caractérisent par un débit théorique inclus entre 1 et 54 Mbit/sec, et une portée qui varie entre 1 à 100m en fonction de la vitesse et des protocoles employés. Au début, c'étaient les standards : FHSS, DSSS, IR et OFDM qui sont adoptés au niveau de la couche PHY, et que

chacun d'eux utilise une technique différente pour l'étalement du spectre. Le problème majeur de ces standards était le manque de compatibilité entre eux. Mais, beaucoup d'améliorations ont été apportées sur ces protocoles, on constate chaque fois une nouvelle version qui sort pour éliminer les points négatifs des anciennes versions et ajouter ainsi des avantages pour le bon fonctionnement des réseaux sans fil, en jouant surtout sur le débit et la qualité de service QoS. Donc, trois nouvelles couches ont été conçues pour la couche PHY : 802.11b (WiFi), 802.11a (WiFi5) et 802.11g. Ce dernier est modifié par la 802.11n [10]. La figure (1.6) illustre l'architecture de la couche physique et la couche MAC selon la norme 802.11 comparée à celle de la norme OSI. Tel que la couche « Liaison de données » est subdivisée en deux sous-couches ; la sous couche LLC (Logical Link Control) et la sous couche MAC (Medium Access Control). La couche MAC du standard 802.11 utilise l'algorithme DCF pour les réseaux sans fil non centralisés, le cas des réseaux ad hoc. Le DCF peut être utilisé par tous les nœuds, pour offrir un accès équitable au canal radio sans aucune centralisation de la gestion de l'accès dans un mode totalement distribué.

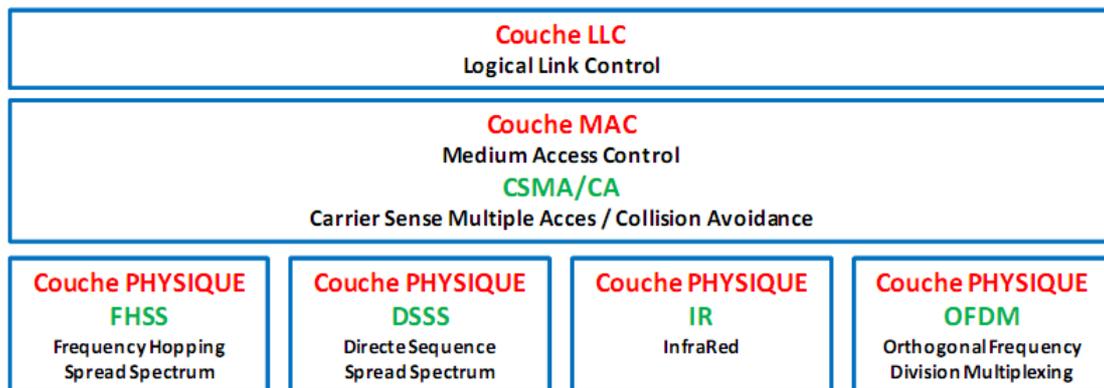


Figure 1.6 La couche PHY et la couche Liaison des données dans IEEE 802.11 [11].

La première caractéristique de la couche MAC est donc d'utiliser des acquittements pour détecter des collisions et permettre la retransmission des paquets perdus. Dans le standard 802.11, le nœud peut envoyer soit en mode "unicast" vers une destination spécifique ou bien en mode "broadcast" diffusion vers plusieurs destinations. Dans le deuxième cas il n'y a pas d'acquittement, et des paquets peuvent être tombés en collisions. Le standard 802.11 dans la couche MAC s'appuie essentiellement sur l'utilisation des trames d'acquittement de réception ACK (ACKnowledgement) en plus des signaux d'information RTS (request to send)

et le CTS (clear to send) qui permettent de pallier les problèmes d'erreurs causées par les interférences et les collisions sur le canal radio ainsi de garantir l'intégrité des données au niveau de la couche liaison de données.

1.3.2.3 CSMA/CA (CSMA with Collision Avoidance)

1.3.2.3.1 Le principe de l'ACK (ACKnowledgement)

Un nœud voulant transmettre écoute d'abord le canal ; s'il est occupé la transmission est reportée. Si le canal est libre pendant une période de temps fixe appelée DIFS (Distributed inter frame space), alors le nœud commence la transmission après une durée de temps aléatoire appelée backoff. Le nœud en réception attend le CRC (champ d'en-tête du contrôle d'erreur) du paquet reçu et renvoie un accusé de réception ACK. La réception de l'ACK indiquera à l'émetteur qu'aucune collision n'a eu lieu. Si l'émetteur ne reçoit pas l'ACK, alors il retransmet le fragment jusqu'à ce qu'il l'obtienne ou abandonne au bout d'un certain nombre de retransmissions.

Afin de surveiller l'activité réseau, la sous-couche MAC travaille en collaboration avec la couche physique qui utilise l'algorithme CCA (Clear Channel Detection) pour évaluer la disponibilité du canal. Pour savoir si le canal est libre, la couche PHY mesure la puissance du signal reçu par l'antenne appelée RSSI (Received Signal Strength Indicator). La couche PHY détermine donc si le canal est libre en comparant la valeur du RSSI avec un seuil prédéfini, et transmet par la suite à la couche MAC un indicateur d'un canal libre. Dans le cas contraire, la transmission est différée.

1.3.2.3.2 Définitions des IFS (Inter Frame Space)

Selon la norme 802.11, on différencie quatre types d'"espace entre deux trames" IFS ; il y a le SIFS (Short IFS), le PIFS (PCF IFS), le DIFS (DCF IFS) et l'EIFS (Extended IFS), cités en ordre décroissant selon la durée de chacun.

- **SIFS** : est l'espacement le plus court entre les quatre types d'IFS. Il sépare un paquet de données de son acquittement. Il est exploité pour la transmission des trames ACK, CTS, réponse à un polling...et des rafales de trames issues du même nœud. La valeur de SIFS est fixée par la couche PHY et est calculée de telle façon que le nœud émetteur sera capable de commuter en mode réception pour pouvoir décoder le paquet entrant.

- **PIFS** : est utilisé en mode PCF (Ethernet). Il permet aux transmissions PCF d'avoir l'accès au médium par l'utilisation d'un IFS plus petit que celui utilisé dans la transmission des trames en DCF. **PIEFS = SIFS + TS**.

TS (Time Slot) = durée minimale pour déterminer l'état du canal + temps aller-retour + temps de propagation. Il correspond à l'intervalle minimal entre deux opérations de détection physique de porteuse. Cette valeur est dépendante des caractéristiques de la couche physique considérée. C'est une constante spécifiée par le standard pour une couche physique donnée.

- **DIFS** : est le plus couramment utilisé avec le SIFS. Il est utilisé en mode DCF comme temps minimal d'attente avant transmission. **DIFS = SIFS + 2*TS**.

- **EIFS** : est le plus long des IFS. Il est utilisé lorsqu'il y a détection de collision. C'est un inhibiteur des collisions successives [15].

Les IFS permettent de définir les degrés de priorité des trames. Lorsque plusieurs nœuds veulent émettre simultanément, le nœud qui a les trames les plus prioritaires (exemple : les acquittements) est celui qui commence l'émission en premier. Puis sera le rôle au nœud jugé prioritaire qui porte des trames liées à l'administration du réseau ou au trafic qui ont des contraintes de délai. Enfin, les trames les moins importantes concernant le trafic asynchrone seront émises après un temps d'attente plus long.

1.3.2.3.3 Le Backoff

Lorsqu'un nœud veule émettre ses paquets de données, il écoute le canal pendant un DIFS, si le canal est toujours libre, le nœud commence à envoyer ses données. Cependant, il peut arriver que deux nœuds détectent en même temps que le canal est libre après le DIFS et ils commencent leurs émissions en même temps, ce qui conduit à la collision. Alors, pour réduire la probabilité de telle collision, après le DIFS, le nœud attend pendant un temps aléatoire appelé BT (backoff Time) qui est composé d'un nombre de TS inclus entre 0 et CW (Contention Window). Après le DIFS, le nœud décrémente son backoff par un pas de TS jusqu'à atteindre la valeur zéro. Si pendant le BT, le nœud détecte le canal occupé, alors il revient au début et attend que le canal devienne libre durant le DIFS. Avec cela, si le canal reste toujours libre quand le backoff atteint la valeur zéro, le nœud commence son émission

immédiatement. Après chaque transmission réussie, le nœud récepteur envoie une trame d'acquiescement à l'émetteur après un SIFS. Cependant, si la transmission n'est pas réussie, le nœud entre un backoff d'une taille double $[0 - 2 * CW]$ afin de réduire le nombre de collisions en cas de plusieurs nœuds qui veulent accéder au canal de transmission. On note ici que tous les nœuds qui ont reporté leur accès au canal pendant le BT, ne doivent pas reprendre un nouveau backoff mais ils continuent à décrementer leur dernier compteur du backoff, pour qu'ils aient la priorité aux tentatives suivantes de retransmission.

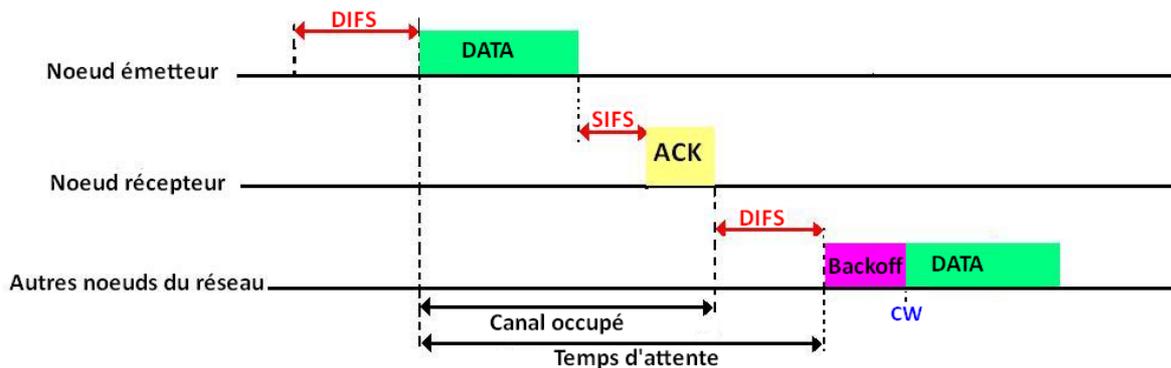


Figure 1.7 Les IFS et le backoff dans le mode CSMA/CA.

La taille de la fenêtre de contention CW est initialisée à une valeur minimale CW_{min} , et qui augmente exponentiellement en doublant sa taille à chaque échec de transmission. La taille de CW est réinitialisée à CW_{min} après la réussite de la transmission ou bien lorsqu'elle atteint la valeur CW_{max} après un nombre limite de retransmission appelé RL (Retry Limit). Après une transmission avec succès, le nœud émetteur est obligé de faire un backoff appelé post-backoff afin de séparer les trames successives.

Malgré l'intégration de différentes techniques ; backoff, IFS et l'ACK le protocole CSMA/CA souffre toujours des collisions. Les nœuds cachés et les trames longues sont considérées les sources majeures de la collision. Alors, pour limiter les collisions à cause des trames longues et leurs transmissions multiples, les trames de données peuvent être divisées en fragments qui peuvent être transmis séquentiellement comme trames individuelles de données. L'avantage de la fragmentation c'est dans le cas d'échec de la transmission ; l'erreur sera détectée plus tôt et il y aura moins de données à retransmettre. L'inconvénient est la surcharge introduite par l'augmentation de la contention CW avec

l'ajout des trames d'acquiescement supplémentaires. Aussi pour résoudre le problème des nœuds cachés associé à CSMA/CA, le DCF définit un mécanisme de contrôle appelé RTS/CTS.

1.3.2.3.4 Le RTS/CTS (Request To Send/ Clear To Send)

Ce mécanisme est appelé aussi "écoute virtuelle de porteuse". C'est une prévention contre les problèmes des nœuds cachés et des trames longues qui introduisent des retransmissions coûteuses en termes de temps et de ressource spectrale).

Un nœud voulant émettre envoie tout d'abord un petit paquet de contrôle RTS pour demander à son récepteur une autorisation pour commencer la transmission des données. Le RTS contient des informations sur la source, la destination et la durée nécessaire pour accomplir la transmission. Le RTS est reçu par le nœud destinataire ainsi que par les autres nœuds du réseau. Le nœud destinataire répond à son tour par un paquet de contrôle CTS qui contient les mêmes informations que le RTS pour annoncer à l'émetteur que le canal est libre et qu'il peut commencer immédiatement la transmission des données. A cet instant, les autres nœuds du réseau qui ont reçu au moins l'un des deux paquets de contrôle (RTS/CTS), déclenche chacun d'eux son indicateur de l'écoute virtuelle de porteuse NAV (Network Allocation Vector) pour une certaine durée en décalant leurs transmissions jusqu'à l'expiration du temporisateur de NAV. Alors, si un nœud caché n'a pas reçu le RTS il peut donc recevoir le CTS pour qu'il mette à jour son NAV, chose qui participe à minimiser le problème des nœuds cachés. La mise à jour du NAV est garantie par la réception des signaux RTS ou CTS. Le NAV indique à chacun des nœuds qui ne sont pas concernés par la transmission, la durée de temps nécessaire pendant la quelle le canal sera occupé. Les nœuds en ce moment là peuvent passer en mode économie pendant la dite période afin de conserver l'énergie.

La trame du RTS est de 20 octets et celle du CTS est de 14 octets, elles sont donc des trames courtes qui rencontrent une faible probabilité de collision. Cependant, dans le cas des trames longues le taux de la collision est important à cause des transmissions multiples. Et donc pour résoudre le problème, on peut diviser les trames de données en fragments qui peuvent être transmises séquentiellement et individuellement.

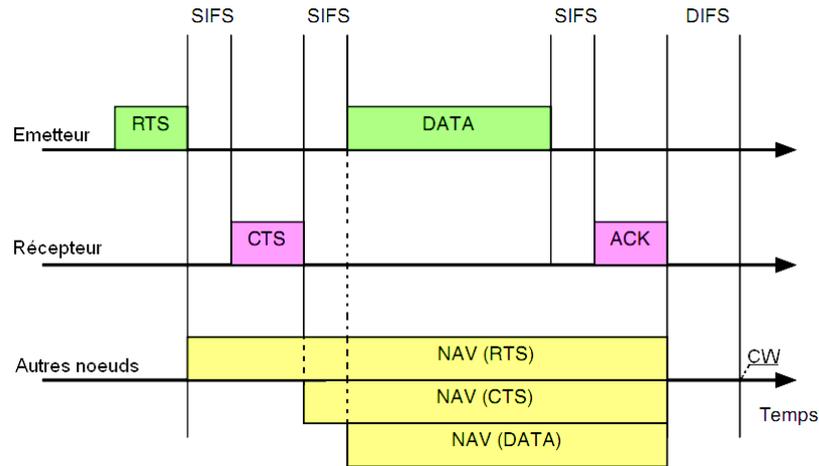


Figure 1.8 La mise à jour du NAV.

Dans des conditions pareilles, où il y a des surcouts importants et des exploitations non efficaces de la bande passante, on associe un seuil de déclenchement qui limite l'usage du support radio. Si la longueur des données à transmettre est inférieure à ce seuil, la transmission se fera sans RTS/CTS, sinon, le mécanisme RTS/CTS est utilisé.

On doit mentionner ici que dans le mode "broadcast", le mécanisme RTS/CTS est inopérant. Ici, la trame est diffusée vers tous les nœuds, ce qui fait que le destinataire n'est pas unique, et on peut donc avoir plusieurs CTS simultanément, chose qui peut provoquer plus de collisions.

1.3.2.4 Les trames MAC en 802.11

Les trames 802.11 sont généralement formées de quatre parties essentielles ; le Préambule, En-tête, Data et le CRC (Cyclique Redundancy Check). Chacune de ces parties est caractérisée par un nombre de bits limité et une fonction bien déterminée pendant la transmission des trames dans un réseau ad hoc. Ci-dessous un tableau explicatif de la composition de la trame MAC 802.11.

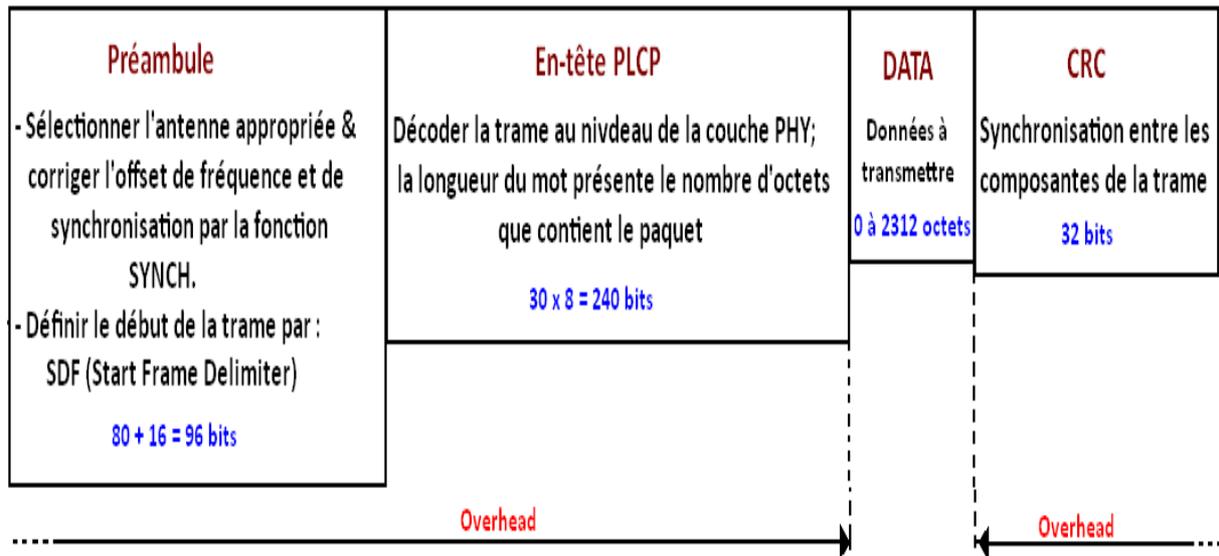


Figure 1.9 Le format général de la trame 802.11.

La trame PLCP-PDU est composée d'un en-tête PLCP et des données issues de la couche MAC. L'en-tête PLCP-PDU comporte deux champs, le préambule et l'en-tête. Deux types de préambule sont définis ; un long (192 bits) et un court (132 bits). Un préambule long permet de fiabiliser la connexion au réseau et donc la transmission. La longueur du mot du PLCP_PDU présente le nombre d'octets que contient le paquet, ce qui est utile à la couche physique pour détecter correctement la fin du paquet. Aussi, le champ d'en-tête du contrôle d'erreur est le champ de détection des erreurs CRC formé en 16 bits. La trame MAC est envoyée à des débits pouvant aller de 1 à 2, 5.5 ou 11 Mbits pour ce qui concerne le 802.11b [15].

• **La trame ACK**

RA : Adresse du nœud récepteur (Receiver Adress). C'est l'adresse indiquée dans le champ "Adresse 2" de la trame qui précède cette trame ACK.

Durée = 0 ou c'est la valeur du champ "Durée" précédent moins le temps demandé pour transmettre la trame ACK et l'intervalle SIFS.

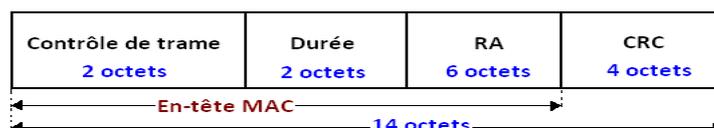


Figure 1.10 La trame ACK.

• **La trame RTS**

TA : Adresse du nœud transmetteur (Transmitter Adress).

Durée égale au temps nécessaire pour la transmission de la trame suivante de gestion ou de données, une trame CTS, une trame ACK et trois intervalles SIFS.

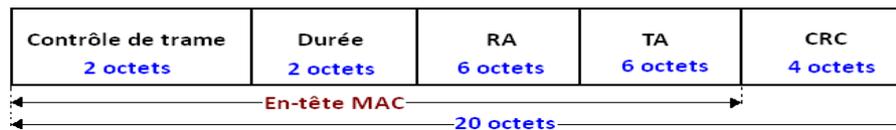


Figure 1.11 La trame RTS.

• **La trame CTS**

RA : est l'adresse du récepteur de la trame CTS, directement copiée du champ TA de RTS.

Durée égale à la durée(RTS) moins le temps de transmission de la trame CTS et d'un intervalle SIFS.



Figure 1.12 La trame CTS.

Les trames utilisées dans le standard 802.11 sont généralement de format comme montré dans la Figure 1.9, et qui se partagent en trois types principaux ; il y a :

- Les trames de **données** pour la transmission des données,
- Les trames de **contrôle** pour contrôler l'accès au support (eg : ACK, RTS et CTS), et
- Les trames de **gestion** pour échanger les informations de gestion mais sans qu'ils ne soient transmises aux couches supérieures.

Les vitesses de transmission de certaines de ces parties peuvent être différentes. L'en-tête PHY est envoyé à une vitesse constante de 1Mbit/s. L'en-tête MAC peut être envoyé à une vitesse qui peut atteindre le 12 Mbit/s. Tandis que les paquets de contrôle et d'acquiescement sont envoyés à des vitesses différentes.

Un exemple d'une trame de 1032 octets envoyée à 11 Mbit/s est décomposée comme suit :

- Un **DIFS** de 50 us, un **backoff** de 0 à 31 TS de 20 us chacun, donc (0 à 620 us),

- Trame de **donnée** 987.7 us, avec
 - L'**entête PHY** de 192 us à 1 Mbit/s, plus
 - L'**en-tête MAC** de 24.7 us à 11 Mbit/s, plus
 - Les **données utiles** de 771 us à 11 Mbit/s.
- Un **SIFS** de 10 us, L'**acquittement de l'en-tête PHY** de 192 us à 1 Mbit/s, et
- L'**acquittement de l'en-tête MAC** de 56 us à 2 Mbit/s.

Théoriquement, on peut calculer les débits maximums possibles en fonction de la taille des paquets utilisés pendant la transmission.

1.4 La consommation énergétique dans les réseaux ad hoc

Les sources d'énergie dans les réseaux ad hoc sont basées essentiellement sur les piles ou les batteries qui alimentent les nœuds pendant leurs opérations dans le réseau. Ces batteries sont de capacité limitée et qui peuvent couvrir l'activité des nœuds pendant un intervalle de temps réduit relativement aux plusieurs paramètres à savoir ; le nombre et le type des opérations exécutées, types des transmetteurs et des protocoles employés dans le réseau et aussi la distance de la mobilité du réseau. Les nœuds dans les réseaux ad hoc consomment l'énergie généralement [16, 17 et 18], quand ils transmettent des données vers une destination déterminée (émission), reçoivent des données (réception), écoutent le canal et pendant la mise-en-veille. Sans énergie les nœuds ne peuvent pas fonctionner, et dans ce cas le réseau reste inactif. Comme l'énergie fournie aux nœuds mobiles est pratiquement limitée par des sources (batteries) d'une durée de vie courte, alors l'économie, le contrôle et l'optimisation de cette énergie dans les réseaux ad hoc est primordial et présente actuellement l'un des plus grands défis des scientifiques chercheurs.

Les sources de la consommation de l'énergie dans les réseaux ad hoc peuvent être liées à deux opérations principales ; des consommations liées aux communications et des consommations liées aux traitements et analyses de l'information. Les communications demandent pratiquement l'usage des transmetteurs à la source, pendant la route et à l'arrivée au nœud destinataire. Le transmetteur est pour objectif de générer des paquets originaux, contrôler la route et rediriger les paquets vers un autre nœud destinataire. Le récepteur a pour objet de recevoir les données, contrôler les paquets reçus et transférer les

paquets vers d'autres destinations. La quantité d'énergie consommée varie donc selon le type de transmetteur utilisé ; un exemple dans [19] d'une carte PCMCIA « Proxim RangeLAN2 2.4 GHz 1.6 Mbps » qui demande 1.5 W en transmission, 0.75 W en réception et 0.01 W en veille. Alors que le basculement entre l'émission et la réception pour un nœud se fait entre 6 à 30 microsecondes. Aussi l'exemple de la carte PCMCIA « Lucent 15 dBm 2.4 GHz » qui consomme 1.82 W en transmission, 1.80 W en réception et 0.18 W en veille. Bien que non nulle, la consommation en mode veille peut être négligée en comparaison avec d'autres ordres de grandeurs de consommation. La figure (1.13) montre la consommation de quelques modules de transmission de la firme Ericsson, utilisés pour établir un lien FH dans un site d'une cellule GSM.

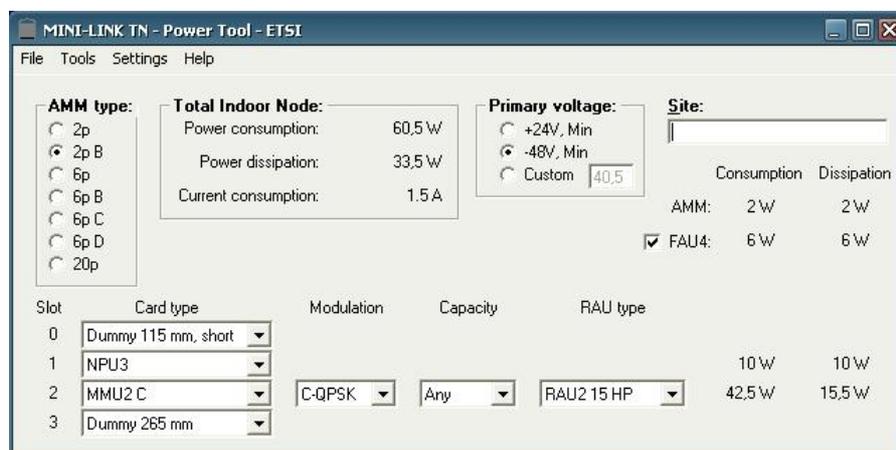


Figure 1.13 La variation de la consommation d'énergie selon les types des modules de transmissions.

Les consommations liées aux traitements et analyses des données avant l'émission et après la réception se résument généralement dans les opérations de calculs, échantillonnage, modulation, démodulation, codage, décodage, filtrage, compression, conversion A/N, etc. Et c'est montré dans [20] qu'un microcontrôleur de type msp430 peut consommer environ entre 14 mW et 23 mW selon la famille, alors que le microcontrôleur asynchrone QDI 8bit CISC MICA qui fonctionne à 23.8 Mips (2.5v) peut consommer jusqu'à 28 mW. Par conséquent, plus il y a des communications radio, plus le microcontrôleur doit effectuer de calculs, et plus la proportion d'énergie consommée par celui-ci est importante sur le bilan énergétique global. Aussi, la technique de compression des données qui diminue la longueur

de paquet résulte par contre une consommation supplémentaire de l'énergie grâce à l'augmentation de nombre des opérations de traitement et de calcul. Donc, il existe en réalité une relation entre les deux sources de consommation d'énergie, que les protocoles menant à diminuer les consommations des communications peuvent en d'autre partie augmenter les consommations liées aux traitements et analyses des données. Alors, pour optimiser la consommation de l'énergie, on est obligé de contrôler la balance entre les deux sources de consommation d'énergie.

Un exemple d'un réseau ad hoc sous marin est illustré dans [2]. La courbe montre l'influence de la distance émetteur-récepteur et la fréquence sur la durée de vie moyenne des batteries. La durée de vie de la batterie diminue constamment avec l'augmentation de la distance. Lorsque la distance entre les nœuds est petite et les nœuds transmettent éventuellement avec des basses fréquences, alors l'impact de l'absorption du médium sera négligeable et la consommation majeure de l'énergie est à cause de l'atténuation du signal. Tandis que la transmission avec des hautes fréquences dans des grandes distances diminue gravement la durée de vie de la batterie.

1.4.1 La surconsommation et/ou le gaspillage de l'énergie

Bien que la consommation de l'énergie dans les réseaux ad-hoc se fait généralement par les différents types d'opérations et à partir de toutes les couches réseau, les consommations liées aux communications présentent la source majeure de la consommation de l'énergie. Les protocoles d'accès MAC portent dans leurs détails des sources de surconsommation et des fois de gaspillage de l'énergie qu'il faut chercher à les diminuer ou les éliminer. Nos remarques sont les suivantes ;

- Les collisions dans la couche MAC sont responsables de phénomène de retransmissions qui introduisent des consommations supplémentaires de l'énergie et qui créent des délais qui causent des pertes considérables bien que dans l'énergie que dans le temps (débit). En réalité, on ne peut pas éliminer d'une façon définitive les retransmissions qui se produisent aussi à cause des erreurs commises lors de la transmission, et c'est similaire aussi pour les collisions. Sinon, pour les diminuer, plusieurs solutions et techniques sont proposées dans les littératures [19 et 21].

- Nous avons vu précédemment que les nœuds pendant leur mode inactif « Idle » consomment de l'énergie sans faire aucune opération sauf d'écouter le canal, et cela fait aussi une perte d'énergie qu'on peut la conserver ou l'optimiser par des techniques pratiques comme par exemple de mettre les nœuds périodiquement en veille ou d'éteindre le transmetteur pendant un intervalle de temps déterminé. Les protocoles PAMAS, IEEE 802.11 PSM, STEM et S-AMC qui sont expliqués respectivement dans [23,24,25 et 26] développent cette approche.
- Aussi, des délais du temps et des quantités d'énergie importantes sont gratuitement perdues pendant le basculement des mobiles radios entre le mode Tx et le mode Rx et vice versa, c'est le cas des protocoles qui s'appuient sur la technique « slot-by-slot ». Un algorithme est proposé dans [27] pour éviter cette perte d'énergie où on considère séparément des slots pour la réception et des slots pour la transmission.
- Une mauvaise qualité du medium de communication peut entraîner beaucoup d'erreurs de transmissions, et donc un taux d'erreur important, alors que les paquets impliqués dans ces transmissions erronées deviennent inutiles, ce qui fait que l'énergie exploitée pendant leurs transmissions sera perdue. Dans des conditions similaires du canal, on peut éviter les transmissions jusqu'au rétablissement du canal pour éviter le gaspillage de l'énergie [28]. On peut aussi utiliser des protocoles de contrôle d'erreur basés sur les techniques ARQ (Automatic repeat request) et FEC (forward error correction) pour la conservation d'énergie, ces protocoles sont expliqués dans [29].
- La plupart des protocoles de routage s'appuient sur le nombre de sauts comme métrique dans le choix des chemins, alors que d'autres protocoles, comme ABR et SSA s'appuient essentiellement sur la qualité des liens [30]. Ces métriques de routage ont, malheureusement, un impact négatif sur la durée de vie des nœuds et du réseau en général, à cause de la surconsommation de l'énergie pour quelques nœuds en faveur des autres nœuds.
- Un mauvais choix de type de protocole de routage peut entraîner une surconsommation non souhaitable de l'énergie. Dans [31], des comparaisons entre plusieurs protocoles de routage à base des mesures expérimentales ont montré que

les protocoles DSDV et TORA augmentent la consommation d'énergie par 51.8% en comparant avec les protocoles DSR et AODV qui présentent une faible consommation de l'énergie et une meilleure stabilité dans le réseau.

Le manque de cohésion entre les protocoles MAC et les protocoles de routage, risque de produire des coupures et des ruptures dans la connectivité du réseau par l'exploitation non équitable des nœuds. Tel que, le protocole de routage peut solliciter des nœuds à faible énergie que le protocole MAC les a mis en mode veille, et par contre le protocole MAC peut mettre en veille des nœuds à forte énergie qui sont éventuellement sélectionnés par le protocole de routage pour acheminer l'information. Une solution est étudiée dans [32] et qui consiste à établir une forme d'adaptation entre les différents protocoles pour acquérir une meilleure conservation de l'énergie (jusqu'à 14%).

1.4.2 Vers une consommation plus efficace de l'énergie

Le contrôle de la consommation énergétique dans les réseaux ad hoc est primordial vue la limitation des sources d'énergie disponibles qui se présentent généralement sous forme de batteries ou de piles. Les nœuds pendant leurs activités consomment de l'énergie d'une manière non uniforme, ainsi que la distribution de l'énergie dans le réseau est non équitable. Cela est dû à la qualité des techniques de fonctionnement appliquées dans les différentes couches du réseau. Donc, viser une consommation efficace de l'énergie, fait recours à toutes les couches du réseau ad hoc. Cependant, la couche MAC reste la couche la plus influente sur l'attitude énergétique du réseau. Nous avons vu dans la section précédente, comment les protocoles MAC peuvent être responsables de la surconsommation et même du gaspillage de l'énergie, par des comportements non bien-structurés des nœuds. Aussi, les protocoles de routage participent grandement sur la perte ou l'économie de l'énergie, et que la cohésion entre ces deux protocoles sert à une exploitation équilibrée des nœuds dans les réseaux ad hoc.

Actuellement, il existe trois axes de développement pour optimiser la consommation d'énergie des communications dans les réseaux ad hoc :

- ✓ L'économie d'énergie face au problème de la perte d'énergie en mode inactif. En cherchant à maximiser la durée en mode veille des nœuds.

- ✓ Le contrôle de la puissance de transmission et qui consiste à augmenter la capacité du réseau, et à acheminer le trafic de données avec un rapport énergétique minimal en permettant aux nœuds de déterminer la puissance de transmission minimale suffisante pour maintenir la connectivité du réseau.
- ✓ La distribution de la charge dont l'objectif principal est d'équilibrer la consommation d'énergie entre les nœuds mobiles.

Dans la suite de ce chapitre, nous allons présenter les différentes solutions apportées au niveau de chaque couche réseau (suivant la norme IEEE 802.11) pour une consommation efficace de l'énergie dans les MANETs.

1.4.2.1 La couche liaison de données

1.4.2.1.1 La sous-couche MAC

La sous-couche MAC est chargée de fournir la fiabilité aux couches supérieures du réseau pour les connexions points à point établies par la couche physique. L'objectif de cette couche est de minimiser les accès simultanés que provoquent les collisions. Les protocoles MAC sont classés en deux catégories principales selon la manière d'accès dans chaque protocole ; il y a les protocoles fixes et les protocoles aléatoires.

Gestion de l'énergie dans le protocole IEEE 802.11

L'idée retenue pour le protocole 802.11 est donc, lorsque le canal devient libre d'attendre une durée de temps aléatoire « backoff » avant de faire l'émission. Le mécanisme de backoff limite les risques de collisions, mais ne les élimine pas définitivement, et quand une collision se produit, un nouveau backoff va être lancé automatiquement. Mais à chaque collision consécutive, la taille de la fenêtre va être doublée afin de diminuer la chance que de telles collisions se reproduisent. Cette approche diminue le nombre de collisions, et donc, conserve l'énergie des nœuds. Mais, par ailleurs, elle introduit des délais additionnels et un affaiblissement considérable dans le débit du réseau ad hoc.

Le protocole PAMAS (Power aware multi access protocol with signaling)

Ce protocole est un développement de l'ancien protocole ; MACA [33], par l'introduction d'un canal séparé conçu pour les messages de contrôle (RTS, CTS et "busy tone"). Il est

proposé pour l'objectif d'économiser l'énergie dans les réseaux ad hoc. Dans le PAMAS, le nœud avant qu'il commence l'émission des données, il doit envoyer un RTS à travers le canal de contrôle, et il attend la réponse CTS du nœud récepteur. S'il ne reçoit pas le CTS, le nœud entre un backoff. Cependant, s'il reçoit le CTS, le nœud transmet ses paquets à travers le canal des données. En ce moment le nœud récepteur envoie un message « busy tone » à travers le canal de contrôle pour informer les nœuds qui surveillent le canal de contrôle, que le canal des données est occupé. A ce moment là, tous les nœuds qui ne peuvent ni émettre ni recevoir sont appelés à éteindre leurs interface radio, pour économiser l'énergie.

Dans le PAMAS, l'utilisation d'un canal de contrôle indépendant a permis aux nœuds de déterminer quand et jusqu'à quand les radios restent éteints. Le nœud doit éteindre son interface radio soit, lorsqu'il n'a pas de données à transmettre, et en même temps il n'est pas concerné par la transmission d'un nœud voisin, ou quand il a des paquets à transmettre, le moment qu'une transmission est en cours d'exécution de ses nœuds voisins. Chaque nœud peut déterminer l'intervalle du temps où il doit éteindre son radio par le protocole « probe », expliqué dans [34]. En résumé, Le PAMAS fonctionne du principe que lorsque un nœud est libre/vidé (medium libre), aucune énergie ne sera consommée. Des travaux de recherche [35] ont montré que le protocole PAMAS a réduit la consommation d'énergie au moins de 50% dans les réseaux à grande charge de communications (0.5-3 paquets/sec/nœud). Aussi de nombreux algorithmes de routage ont été proposés pour les réseaux ad hoc dont l'objectif d'économiser l'énergie. Nous allons ci-dessous présenter quelques protocoles de routage à optimisation d'énergie.

Le protocole GAF

GAF (Geographic Adaptive Fidelity) est un protocole de routage qui emploie la technique de localisation des nœuds dans les réseaux ad hoc, par l'utilisation de GPS. Ce protocole consiste à créer des grilles virtuelles à partir de la zone concernée par le routage, en divisant cette zone à des petites zones tel que pour deux grilles adjacentes G_x et G_y , tous les nœuds de G_x peuvent communiquer avec tous les nœuds de G_y , pour assurer une connectivité permanente du réseau. Une condition est nécessaire dans ce protocole, c'est qu'un seul nœud soit actif dans chaque grille, et que les autres nœuds de la même grille soient en mode veille pendant une durée du temps fixée. Cette technique économise l'énergie et confirme la

fidélité du réseau. Cependant, dans certain environnement où les nœuds sont de mobilité forte, la fidélité du routage peut être diminuée si un nœud actif sort de la grille, chose qui peut causer la perte des données.

Le protocole SPAN

Dans le protocole SPAN [36] le routage se fait à l'aide des coordonnateurs. La sélection d'un nœud coordonnateur est basée sur le niveau d'énergie qu'il possède et le nombre de couples des nœuds voisins qu'il peut les connecter ensemble. Alors, les coordonnateurs restent actifs en permanence pour assurer le routage multi-saut dans le réseau, tandis que les autres nœuds restent dans le mode veille et vérifient périodiquement s'ils devraient s'activer pour devenir un coordonnateur ou pas encore. Par ce processus, Le SPAN assure d'une part, une économie de l'énergie pour les nœuds en mode veille, et d'autre part une distribution énergétique équitable par la tactique du tour de rôle entre les nœuds pour remplacer le coordonnateur, ce qui résulte un prolongement considérable de la durée de vie de réseau. Des travaux expérimentaux ont montré que le protocole SPAN donne des résultats meilleurs que celles du protocole GAF, bien que l'implémentation du GAF est plus simple que celle du SPAN.

1.4.2.1.2 La sous-couche LLC

Cette couche est responsable d'assurer la sécurité des communications par le contrôle des erreurs de la transmission, le cryptage/décryptage des données et par les retransmissions des paquets. Il y a deux grandes familles des techniques utilisées pour le contrôle des erreurs qui sont ; la technique ARQ (Automatic repeat request) [37] et la technique FEC (Forward error correction). Ces techniques sont connues par l'utilisation non optimisée de la bande passante et de l'énergie à cause des retransmissions successives des paquets, et des délais écoulés pendant les corrections des erreurs. Une grande attention doit être faite lors de l'utilisation de ces techniques dans une liaison sans fil, où le taux d'erreurs est élevé à cause de bruit, fading et les déconnexions dues à la mobilité des nœuds. Aussi, l'équilibre dans cette couche doit être maintenu entre les différentes caractéristiques du réseau afin d'améliorer le débit, la sécurité et l'efficacité énergétique ; par exemple l'amélioration de la qualité du canal par un système de codage peut en d'autre partie affaiblir le débit par l'ajout

des bits redondants dans la transmission des paquets, aussi, si on augmente la puissance de la transmission pour éviter les interférences, ceci épuise les batteries et réduire la durée de fonctionnement des MANETs. Pour cette raison, des recherches récentes proposent des techniques alternatives et des nouveaux protocoles pour un contrôle d'erreurs avec une consommation plus modérée de l'énergie.

Contrôle d'erreur adaptatif avec ARQ

Un nouveau protocole est proposé dans [28,38] pour le contrôle d'erreur avec consommation optimisée de l'énergie. Ce protocole est basé sur les trois principes suivantes :

- Eviter la persistance pendant les retransmissions des données,
- Le nombre des retransmissions est contrôlé par la probabilité de la réussite,
- Eviter les transmissions dans les conditions médiocres du canal.

Dans ce protocole, le ARQ fonctionne d'une façon habituelle jusqu'à la détection d'une erreur dans le canal de contrôle suite à l'absence des signaux ACK, à ce moment là, le protocole entre en mode (probing), dans le quel un paquet de (probing) est envoyé à chaque t slot. Ce paquet contient seulement le bit d'entrée sans les bits de données pour qu'il consomme moins d'énergie. Le mode probing continue jusqu'à la réception d'un signal (ACK) correct indiquant le rétablissement du canal, et le protocole revient en mode habituel et continue la transmission à partir du point où la coupure est arrivée. Les résultats obtenus dans [28] montrent que dans un canal avec fading, le protocole ARQ développé est meilleur que l'ARQ classique dans la consommation d'énergie et le nombre des paquets transmis.

1.5 Conclusion

Les réseaux ad hoc prouvent d'un jour à l'autre leur importance dans la vie quotidienne par les avantages qu'ils apportent aux services de différents domaines d'activité économique, sociale et culturelle. Cependant, l'accès au médium et le contrôle d'énergie restent des points critiques qui empêchent de pouvoir bénéficier de la capacité maximale de ces réseaux. Dans ce chapitre, nous avons présenté les réseaux ad hoc et leurs différentes caractéristiques, et nous avons également discuté en détails le phénomène d'accès au médium et les problèmes majeurs qui se présentent au niveau de la couche MAC. Comme

nous l'avons souligné avant, le débit et la QoS constituent aujourd'hui les grands défis des protocoles d'accès au médium qui souffrent de saturations et limitations vis-à-vis les applications multimédia et services temps réel.

Le facteur « énergie » est primordiale dans la gestion et le contrôle des réseaux ad hoc, et notamment dans l'évaluation des protocoles de routage et les protocoles d'accès au médium. Pour cet effet ; nous avons expliqué dans la dernière section de ce chapitre l'impact de l'énergie sur le fonctionnement des réseaux ad hoc et le rapport entre l'efficacité de ces protocoles et la consommation énergétique. Aussi, nous avons présenté les différentes solutions apportées par les protocoles de communication MAC et LLC cherchant à garantir une consommation plus efficace de l'énergie en régime dynamique des MANETs. Ces derniers qui recommandent un taux d'énergie supplémentaire afin de pouvoir couvrir la mobilité des nœuds.

Chapitre 2

La Théorie des Jeux et les réseaux de communications

2.1 Introduction

Dans de nombreuses situations de la vie quotidienne, la performance d'un acteur, qu'il soit un individu, une entreprise ou un pays, ne dépend pas uniquement de son action, mais aussi de celle prises par les autres. Cette interdépendance stratégique est le domaine de prédilection de la théorie des jeux. Au cours des dernières décennies, cette théorie a fait sa marque dans le développement de nombreuses disciplines, à savoir les sciences économiques, la gestion, la recherche opérationnelle, le génie, les sciences politiques, l'informatique et la biologie, pour ne citer que quelques unes. L'apprentissage de la théorie des jeux est devenu ainsi incontournable pour quiconque qui s'intéresse à ces disciplines [39].

Lorsque les actions des éléments décideurs dans un environnement définis s'interagissent au cours de leurs activités, et quand chacun d'eux cherche à optimiser ses gains ; alors les performances de cet environnement peuvent être affaiblies dégressivement, en causant ainsi une dégradation individuelle au niveau de chaque élément. Dans une telle situation où l'action d'un élément peut exercer un impact sur les décisions des autres, l'emploi de la théorie des jeux est très bénéfique. En effet, la théorie des jeux présente un outil d'analyse des situations conflictuelles en se basant sur des notions et des calculs de probabilité subjectives ; quand l'action de chaque agent actif est dépendante non seulement aux conditions environnementales mais également à ce que les autres agents décident d'opérer afin qu'il optimise son utilité. Par exemple, dans un marché, le cas d'un vendeur et un consommateur, le vendeur agira de telle façon qu'il maximise son profit face à des concurrents en choisissant par exemple, le meilleur prix de vente. Le consommateur cherche quand à lui à acquérir le bien qui l'intéresse au prix le plus bas après un marchandage avec le vendeur. Dans cet exemple, chacun des éléments du marché agit pour son propre compte selon le principe de rationalité économique. Ce principe stipule que chacun cherche à prendre les meilleures décisions pour lui-même. Comme le cas d'un joueur d'échecs qui désire gagner la partie, et qui, pour cela, emploie les moyens qui lui paraissent les meilleurs.

C'est là exactement le paradigme de la théorie des jeux : celui qui construit le modèle attribue des fonctions de gain et des stratégies aux joueurs, qui observent ce qui se passe lorsqu'ils choisissent des stratégies pour obtenir le gain maximum [40].

La publication de l'ouvrage « Theory of Games and Economic Behavior » réalisé par John Von Neumann et Oskar Morgenstern en 1944 a donné naissance à la théorie des jeux. Le livre porte des définitions pratiques pour l'utilisation de cette théorie et a introduit l'idée que le conflit pouvait être analysé mathématiquement avec une terminologie nécessaire pour y arriver. En d'autre part, on ne peut pas nier les écrits de Cournot, Zermelo et d'Emile Borel qui ont donné les idées de base de cette théorie. Mais bien avant cela, le résultat pionnier de cette théorie revient à John Von Neumann. Ce dernier a démontré le théorème de min-max qui a joué et joue jusqu'à présent un rôle très important dans la théorie des jeux. Selon Nash, l'homme doit dépasser son propre intérêt individuel et prendre en considération les stratégies des autres éléments du groupe. Les travaux de John Nash sur la théorie des jeux ont mérité le prix Nobel d'économie en 1994. Depuis, cette théorie a largement progressé notamment dans les jeux dits coopératifs et les jeux non coopératifs répétés. La reconnaissance du rôle de cette théorie a été renforcée avec l'attribution du prix Nobel d'économie à Robert Aumann et Thomas Schelling en Octobre 2005.

Ce chapitre est focalisé sur la théorie des jeux et ses applications dans les télécommunications et plus particulièrement dans les réseaux sans fil. Nous commençons alors par présenter cette théorie comme un outil mathématique qui comporte un ensemble de règles et techniques nécessaires pour les développements analytiques. Pour cet effet, on définit tout d'abord ce que c'est un jeu, joueur, utilité et stratégie de jeu. Ensuite, on distingue les différents types de jeux qui peuvent exister en décrivant relativement leurs formes de représentations. Pratiquement, on ne peut jamais parler de la théorie des jeux sans aborder le fameux théorème de l'équilibre de Nash. Pour cela, nous présentons une définition détaillée de ce théorème, et nous indiquons ainsi l'importance qu'il apporte à la théorie des jeux pour qu'elle soit finalement appliquée dans plusieurs domaines de la science et de la vie. Et, en dernier, nous allons citer quelques exemples de jeux célèbres connus par la théorie des jeux.

Dans ces dernières années, La théorie des jeux a marqué sa présence dans plusieurs travaux scientifiques et dans des différents domaines, notamment dans les télécommunications, où elle a apporté aux chercheurs un outil de traitement qui permet d'étudier des phénomènes et des problématiques d'une manière différente en conduisant à des résultats intéressants. Cette manière est basée essentiellement sur un ensemble de probabilités subjectives qui mettent en considération toutes les actions et décisions des agents participants à ce sujet de recherche. Maintenant, les réseaux locaux sans fil (WLAN) qui sont installés dans les sites les plus importants de la ville, comme les bibliothèques, les aéroports, les hôtels ; peuvent fournir un accès facile et plus rapide à internet et avec un faible coût. C'est aussi le cas des réseaux ad hoc mobiles (MANET) qui jouent aujourd'hui un rôle très important grâce aux services offerts lors des situations spéciales (catastrophes naturels, surveillance, ...etc.). De tels réseaux deviennent de plus en plus ouverts aux participants appartenant aux différentes firmes et autorités. Ce qui fait, les nœuds du réseau ont tendance à se comporter égoïstement pour optimiser leurs rapports de qualité. Comment les nœuds se comportent égoïstement ? Et comment cet égoïsme influe sur les performances du réseau ? Et comment se fait le traitement de telles situations pour y arriver à une résolution convenable pour tous les éléments du réseau ? La réponse à toutes ces questions peut engendrer des nouvelles idées qui seront utiles pour la conception des nouveaux réseaux au futur. Afin de bien éclaircir ces points en question, nous illustrons dans la deuxième partie de ce chapitre la relation entre la théorie des jeux et les télécommunications, et l'avantage qu'elle peut apporter aux différentes fonctions et services des réseaux télécom. Finalement, on clôture le chapitre par quelques études récentes des applications de la théorie des jeux dans les réseaux sans fils.

2.2 Notions introductives à la théorie des jeux

2.2.1 Jeu

On peut définir un jeu par un ensemble de règles qui contrôlent le comportement de quelques éléments (agents) actifs, et qui déterminent leurs gains sur la base des décisions et actions entreprises. Un agent est entré dans un jeu, si son utilité et ses gains sont affectés non seulement par les actions qu'il entreprend mais également par les actions des autres

agents participants dans ce jeu. L'auteur dans [41] définit un jeu comme une situation où des individus (joueurs) sont conduits à faire des choix parmi un certain nombre d'actions possibles appelées stratégies, où chaque stratégie est une description complète de la façon dont un joueur entend jouer du début à la fin du jeu et dans un cadre défini à l'avance "règles du jeu". Le résultat du jeu constitue une issue du jeu à laquelle est associé un gain positif ou négatif pour chacun des participants. Les règles d'un jeu doivent par fois nous préciser l'ordre dont lequel les agents exécutent leurs choix, aussi, elles nous désignent l'utilité que peut avoir chaque agent face à ses décisions entreprises.

2.2.2 Joueur

Toute personne ou agent qui participe au jeu et capable de prendre une **décision** est appelé "joueur". Un joueur peut être un agent, une entreprise, un gouvernement, un consommateur, un abonné, un nœud,... selon le domaine d'activité où déroule le jeu. Dans la théorie des jeux, et suivant le type de relation entre les joueurs, on peut avoir un jeu coopératif ou non coopératif. Aussi, on peut distinguer entre un jeu à information parfaite ou imparfaite selon le taux d'information que possède le joueur avant qu'il exécute ses décisions. Chaque joueur rentre en interactions dans le jeu agira pour son propre compte afin de maximiser son intérêt selon le principe de rationalité.

Selon le nombre des joueurs, il existe un jeu à deux joueurs et un jeu à n-joueurs. Dans [41] l'auteur indique qu'il est parfois utile d'inclure explicitement des agents appelés pseudo-joueurs qui entreprennent des actions aléatoires en des points spécifiés du jeu et avec des probabilités également spécifiées. Formellement, un joueur quelconque est désigné par l'indice $i, i \in M$. L'extension au cas d'une infinité de joueurs ne pose pas de problèmes conceptuels particuliers. $M = \{1, \dots, m\}$ est l'ensemble des joueurs, on suppose que les joueurs sont en nombre fini.

2.2.3 Stratégie (pure et mixte)

Une stratégie désigne l'action prise par un joueur dans un jeu d'interactions. Autrement dit, une stratégie est la spécification complète du comportement d'un joueur dans n'importe quelle situation. Le concept de stratégie est utile, car l'action qu'un joueur souhaite choisir dépend souvent des actions passées des autres joueurs. En fait, Il est très rare de prédire les

actions d'un joueur de manière inconditionnelle, mais nous pouvons souvent prédire la façon dont il répondra aux conditions extérieures. Gardons présent à l'esprit qu'une stratégie d'un joueur représente un ensemble d'instructions à sa disposition, qui lui indiquent les actions à choisir dans toutes les situations possibles. Et ce, même s'il ne s'attend pas à se trouver dans telle ou telle situation [40]. Il existe deux types de stratégie ; stratégie pure et stratégie mixte. La **stratégie pure** reflète une action ou une suite d'actions choisie par le joueur avec certitude. Tandis que la **stratégie mixte** est définie comme une distribution de probabilité sur l'ensemble des stratégies pures.

Formellement, on désigne par s_i la stratégie du joueur $i, i \in M$. Alors, s_i est la règle qui indique au joueur i quelle action choisir à chaque étape du jeu. On désigne par S_i l'**ensemble des stratégies** ou l'espace de stratégies qui est constitué de l'ensemble de stratégies à sa disposition. Donc ; $S_i = \{s_i\}$. Alors, $s = (s_1, \dots, s_i, \dots, s_M) \in S_1 \times \dots \times S_i \times \dots \times S_M \equiv S$ est une issue de jeu, $S = \prod_{i=1}^M S_i$ c'est-à-dire une combinaison de stratégies à base d'une stratégie par joueur. On désigne $s_{-i} \in S_{-i}$ par toutes les stratégies choisies sauf celle du joueur i .

2.2.4 Utilité

L'utilité est le gain que ce soit négatif ou positif qui résulte lors des actions d'un joueur. L'objectif de chaque joueur dans un conflit est toujours de maximiser son gain, par apport aux conditions qui l'entourent. L'utilité d'un joueur peut dépendre non seulement de ses décisions mais aussi de celles de tous les autres joueurs. Aussi, selon le genre du jeu, l'utilité peut se figurer en plusieurs qualités ; elle peut être par exemple un prix dans un marché, nombre de points dans un jeu d'échec, délai dans une course, taux de la réussite dans une école, salaire dans une entreprise, robustesse d'un mécanisme industrielle, puissance d'un phénomène physique, taux d'erreur d'une transmission numérique, ..., etc. Finalement, On dit qu'un jeu à conflit est en équilibre, lorsque tous les joueurs sont satisfaits par apport à leurs utilités individuelles acquises. Dans la littérature, l'utilité peut être s'exprimée par les mots : gain, bénéfice, paiement, ..., etc.

Formellement, dans un jeu J on désigne par $u_i(s) \in R$ la fonction utilité du joueur i . On peut dire alors ; que l'utilité du joueur $i \in M$, dépend non seulement de sa stratégie s_i , mais également de celles des autres joueurs résumées en s_{-i} . Donc, on peut écrire que, si le joueur i préfère strictement l'issue s à l'issue s' alors ; $u_i(s) > u_i(s')$. Et si $u_i(s) = u_i(s')$, on dit que le joueur est indifférent entre les deux issues.

2.2.5 Classification générale des jeux

Il existe plusieurs classifications des jeux selon les critères suivants :

Nombre de joueurs, nombre de stratégies, type de relation entre les joueurs, type de gain, la forme des fonctions des gains, le nombre de pas dans le jeu et l'état d'information échangée entre les joueurs. Mais d'une façon générale, il existe trois types des jeux ;

- ✚ Jeux coopératifs ou non coopératifs,
- ✚ Jeux à information parfaite ou imparfaite, et
- ✚ Jeux de forme normale ou extensive.

2.2.5.1 Jeux coopératifs ou non coopératifs

Un jeu est dit coopératif si les joueurs peuvent passer entre eux des accords qui les lient d'une manière contraignante. Si le cas par exemple des nœuds qui s'accordent sur un lien bien précis pour router leurs data tout en libérant les autres liens disponibles. Dans ce cas, on dit que les joueurs forment une coalition. Tandis que, lorsque les joueurs n'ont pas la possibilité de former de coalitions, on dit que le jeu est non-coopératif. Dans ce type de jeu, on spécifie toutes les options stratégiques offertes aux joueurs, chose qu'on ne fait pas dans les jeux coopératifs. En fait, dans le jeu non coopératif, les joueurs ne peuvent pas se regrouper en coalitions, mais ils peuvent être d'accords sur telle ou telle issue de jeu, à condition qu'ils ne développent pas d'accord contraignant. Aussi, un jeu non-coopératif peut être sous forme normale (stratégique) ou extensive.

2.2.5.2 Jeu normal ou extensif

Jeu normal (stratégique) : Un jeu normal ou stratégique est un jeu qui se déroule en un seul coup dont les joueurs interviennent simultanément. Son représentation se fait par un tableau donnant les gains des joueurs pour chacune des issues possibles. La forme normale

comporte toutes les combinaisons de stratégies possibles s_1, s_2, \dots, s_p tel que p est le nombre de combinaisons stratégiques, et les fonctions de paiements associant à chaque s_i le n-vecteur des paiements $\mu_i, (i = 1, 2, \dots, p)$. Un exemple de "jeu de coordination ordonnée" montré ci-dessous en **tableau 2.1** sous une présentation matricielle ;

Exemple1 : Le jeu Suivre-Le-Meneur : dans ce jeu, les deux joueurs X et Y essaient de décider si les ordinateurs qu'ils vendent seront conçus pour de **petites** ou **grandes** disquettes. Les deux joueurs vendront plus d'ordinateurs si leurs lecteurs de disquette sont compatibles. Ce qui fait ; (Si le joueur X choisit Grande "**G**", choisit G ; si X choisit Petite "**P**", choisit G), (Si X choisit G, choisit G ; si X choisit P, choisit P), Si X choisit G, choisit P ; si X choisit P, choisit G), Si X choisit G, choisit P ; si X choisit P, choisit P). Que nous résumons comme suit ; « (G/G ; G/P), (G/G P/P), (P/G G/P), (P/G P/P) ».

		Y			
		Y1 (G/G, G/P)	Y2 (G/G, P/P)	Y3 (P/G, G/P)	Y4 (P/G, P/P)
X	X1 G	2,2	2,2	-1,-1	-1,-1
	X2 P	-1,-1	1,1	-1,-1	1,1

Tableau 2.1 La forme normale de la coordination ordonnée/paiements de (X, Y).

Jeu extensif : est un jeu qui se déroule en plusieurs coups. Il est défini par un arbre qui décrit comment le jeu est joué. Dans ce cas, chaque sommet de l'arbre indique le joueur qui va choisir une action à cette étape du jeu ainsi que l'information dont chaque joueur dispose lors de la prise de la décision. Les gains que chaque joueur réalise après avoir suivi un des chemins possibles au sein de l'arbre sont donnés aux points terminaux de l'arbre. Il se peut parfois, que les évènements possibles et leurs probabilités peuvent aussi être associés à certains sommets de l'arbre. La forme extensive de l'**exemple1**, est présentée ci-dessous ; Les coups sont simultanés, ce que nous indiquons en laissant X jouer le premier coup tout en ne permettant pas à Y de savoir comment X a joué. La ligne en pointillés montre que la connaissance de Y reste identique après le coup de X. Tout ce que X sait, c'est que le jeu a atteint un certain point à l'intérieur de l'ensemble d'information défini par la droite en pointillés ; il ne connaît pas exactement le point atteint.

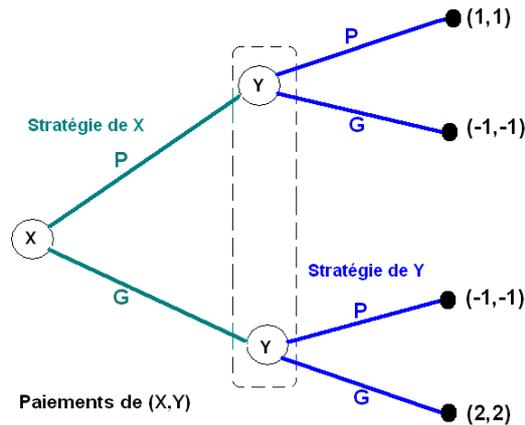


Figure 2.1 La forme extensive de la coordination ordonnée.

2.2.5.3 Jeu à information parfaite ou imparfaite

Lorsque les joueurs au moment de prendre leurs décisions seront au courant de tout ce qui est passé auparavant, on appelle ce type de jeu ; un jeu à information parfaite. Dans ce cas, chaque nœud de l'arbre est visible par les joueurs. Cependant, lorsqu'un joueur atteint son point de décision où il ne connaît pas tous les choix des autres joueurs qui l'ont précédé, on dit que c'est un jeu à information imparfaite. Pour représenter l'information d'un joueur dans ce cas, nous devons introduire la notion d'ensemble d'information d'un arbre. Ces ensembles indiquent ce qu'un joueur connaît au moment de se déplacer.

2.2.5.4 jeux répétés

Un jeu ordinaire étant un jeu unique dans lequel les joueurs décident simultanément d'effectuer une certaine action. Un jeu répété est tout simplement un jeu ordinaire joué plusieurs fois de suite (nombre fini de répétitions). Les conditions de jeu sont les mêmes pour toutes répétitions du jeu constituant : même nombre de joueurs, même ensemble de stratégies pour chacun, mêmes fonctions de gain et d'utilité et mêmes méthodes de mise à jour des stratégies. Les joueurs déterminent leurs stratégies optimales en fonction de l'histoire du jeu. La répétition de plusieurs parties du jeu permet aux joueurs de conditionner leurs choix présents et ceux à venir sur ceux passés, ce qui fait apparaître de nouvelles solutions et des **nouveaux équilibres** (théorème de Folk).

2.2.6 Équilibre

L'analyse d'un jeu consiste à prévoir une issue d'équilibre entre des joueurs rationnels. Un équilibre dans un jeu stratégique est un état ou une situation où aucun joueur ne souhaite modifier latéralement son comportement en tenant compte des comportements des autres joueurs. Autrement dit, un équilibre est une combinaison de stratégies telle qu'aucun des joueurs n'a de volonté pour changer sa stratégie compte tenu des stratégies des autres joueurs. Les jeux que nous considérons ici correspondent à des jeux dans les quels chaque joueur choisit seul ses changements stratégiques sans consulter les autres joueurs ; donc on parle des jeux non coopératifs qu'ils n'offrent pas la possibilité d'une coopération structurelle influente entre les joueurs. Ainsi, quand nous voudrions déterminer les équilibres, nous ne considérons pas les incitations des groupes de joueurs à modifier leurs comportements conjointement étant donné les comportements des joueurs restants. Un modèle sans équilibre ou à équilibre multiples est mal spécifié, où son auteur n'a pas réussi à fournir une prédiction complète et précise de ce qui se passera.

En utilisant cette notation s_{-i} , qui représente la combinaison de stratégies de tous les joueurs sauf celle du joueur i ($i = X$, **exemple1**). Cette combinaison est d'intérêt capital pour i , parce qu'il l'utilise pour essayer de choisir son propre stratégie. La nouvelle notation l'aide aussi à définir sa meilleure réponse [40]. Si on désigne par s_i^* la stratégie d'équilibre du joueur i . Alors, un équilibre s^* qui est une combinaison de stratégies constituée d'une meilleure stratégie pour chacun des M joueurs du jeu, est peut être définis comme suit :

$$s^* = (s_1^*, \dots, s_i^*, \dots, s_M^*) \quad (2.1)$$

2.2.6.1 Meilleure réponse et stratégie dominante

Pour déterminer les équilibres d'un jeu on commence par éliminer en premier toutes les stratégies dominées puis de rechercher dans le jeu réduit les équilibres. Un joueur rationnel n'admet jamais une stratégie dominée en termes de gains par au moins une autre de ses stratégies face à toutes les stratégies possibles de ses rivaux. La meilleure réponse du joueur i aux stratégies s_{-i} choisies par les autres joueurs est la stratégie s_i^* qui lui apporte le paiement le plus important, à savoir ;

$$\mu_i(s_i^*, s_{-i}) \geq \mu_i(s_i, s_{-i}), \quad \forall s_i \neq s_i^* \quad (2.2)$$

La meilleure réponse est dite strictement meilleure si aucune autre stratégie n'est aussi bonne. Et, elle dite meilleure s'il existe au moins une autre stratégie qui soit aussi bonne. La stratégie s_i^* est une stratégie dominante si elle constitue la réponse strictement la meilleure d'un joueur à toute stratégie que les autres joueurs pourraient choisir ; en d'autre termes, le paiement associé à s_i^* est plus élevé que celui associé au choix par i de n'importe quelle autre stratégie. On peut écrire :

$$\mu_i(s_i^*, s_{-i}) \geq \mu_i(s_i, s_{-i}), \quad \forall s_{-i}, \forall s_i \neq s_i^* \quad (2.3)$$

2.2.6.2 Équilibre en stratégies dominantes

Définition 2.1 Si une stratégie est dominante, elle est une meilleure réponse à n'importe quelle stratégie que les autres joueurs choisissent, y compris leurs stratégies d'équilibre [39,40].

Donc, on peut dire qu'un équilibre en stratégies dominantes est la combinaison de stratégies comprenant la stratégie dominante de chaque joueur.

Définition 2.2 Quand l'équilibre en stratégies dominantes existe, il est unique [40].

Ce type d'équilibre nous fournit une prédiction très claire et intuitive du résultat d'un jeu. Malheureusement, ce type n'existe que pour très peu de jeux. Nous devons donc, introduire d'autres concepts d'équilibre pour pouvoir prédire la solution de différents types de jeux. Il existe plusieurs concepts d'équilibre, cependant l'équilibre de Nash est le plus applicable et le plus utilisé en théorie des jeux.

2.3 Équilibre de Nash

2.3.1 Définition

John Nash a développé une méthode pour solutionner les jeux avec interactions appelée "équilibre de Nash". Ce théorème est considéré comme étant la solution la plus efficace aux

différents types de jeux à conflit. Le théoricien John Nash a démontré qu'il est possible à n'importe quelle situation conflictuelle sous certaines conditions de se retrouver en équilibre qui la mène à la stabilité, où tous les joueurs seront satisfaits de leurs gains et aucun d'eux ne cherchent à changer sa situation. Dans l'équilibre de Nash, le joueur n'est pas forcément heureux des stratégies des autres joueurs, mais son stratégie est la meilleure réponse de ses actions. Les joueurs dans l'équilibre de Nash sont toujours non coopératifs. Lorsqu'un modèle de jeu ne précise pas quel concept d'équilibre il utilise, ce sera certainement celui de Nash ou d'un raffinement de l'équilibre de Nash. Le moyen d'approcher l'équilibre consiste à proposer une combinaison de stratégies et à voir si la stratégie de chaque joueur est une meilleure réponse aux stratégies des autres.

Définition 2.3 *Tout équilibre en stratégies dominantes est un équilibre de Nash. Mais l'inverse n'est pas toujours vrai [39,40].*

Définition 2.4 *Pour qu'une stratégie soit une composante d'un équilibre de Nash, il suffit qu'elle soit une meilleure réponse aux stratégies d'équilibres des autres joueurs [40].*

Par définition, La combinaison de stratégies s^* est un équilibre de Nash, si l'inégalité suivante est satisfaite pour chaque joueur $i, i \in M$;

$$\forall i, \mu_i(s_i^*, s_{-i}^*) \geq \mu_i(s_i, s_{-i}^*), \quad \forall s_i \in S_i \quad (2.4)$$

Ou ;

$$\mu_i(s_1^*, \dots, s_i^*, \dots, s_M^*) \geq \mu_i(s_1^*, \dots, s_i, \dots, s_M^*) \quad (2.5)$$

C'est-à-dire, le gain du joueur i quand il choisit s_i^* et que tous les autres font un choix conforme à s^* , est supérieur au gain du même joueur i quand il dévie de s^* et sélectionne une autre stratégie s_i . En d'autre termes, si nul ne peut bénéficier d'une déviation de s^* , alors nul ne le fera, ce qui est bien la preuve que s^* est un équilibre. Voici un exemple (**Exemple2**) d'un jeu décrit par la matrice suivante ; Si 1 joue A, il est optimal pour 2 de jouer D ; et si 1 joue B, alors il est optimal pour 2 de jouer C. Aussi, si 2 joue C, il est optimal pour 1 de jouer B ; et si 2 joue D, alors il est optimal pour 1 de jouer A.

	1	2	C	D
A			(0,0)	(2,2)
B			(10,11) _E	(-1,0)

Tableau 2.2 Les paiements des joueurs (1,2).

Toute fois la paire (B,C) semble une solution raisonnable en ce qu'aucun joueur ne peut faire mieux pour lui-même. Cette paire alors constitue un équilibre de Nash.

Tout comme un équilibre en stratégies dominantes, un équilibre de Nash peut être faible ou fort. La définition proposée ci-dessus concerne la version faible. Pour définir un équilibre de Nash fort, il faut rendre l'inégalité stricte ; c'est-à-dire, s'assurer qu'aucun joueur ne soit indifférent entre sa stratégie d'équilibre et une autre stratégie. Par ailleurs, Il existe des jeux particuliers qui possèdent plusieurs équilibres et d'autres qui ne possèdent plus d'équilibre. En fait, un modèle sans équilibre ou à équilibre multiples est mal spécifié ; que son auteur n'a pas réussi à fournir une prédiction complète et précise de ce qui se passera. C'est pourquoi l'inexistence ou l'absence d'unicité constitue un problème majeur en théorie des jeux.

2.3.2 Existence

Il existe des conditions nécessaires pour prouver l'existence de l'équilibre de Nash dans un jeu stratégique. Pour détailler cela, on commence par la définition de la meilleure réponse par la fonction $\arg \max$. Alors, s_i est la meilleure réponse du joueur i , $i \in M$, si ;

$$r_i(s_i) = \arg \max \mu_i(s_i, s_{-i}), \quad \forall s_{-i} \in S_{-i} \quad (2.6)$$

Théorème 2.1 Lorsque l'ensemble des stratégies du joueur i est un ensemble compact, et lorsque son gain est une fonction continue de s_i ; alors il existe un maximum. **(Weierstrass)**

Définition 2.5 Une application numérique f définie sur S est dite strictement **quasi-concave** si ;

$$f(s_i, s_{-i}) > \min \{f(s'_i, s_{-i}), f(s''_i, s_{-i})\} \quad \forall s_i \in]s'_i, s''_i[\quad (2.7)$$

On dit aussi, que les courbes d'indifférence sont strictement **convexes** par rapport à l'origine.

Si μ_i est strictement quasi-concave en s_i , alors la fonction de gain admet un seul maximum.

Supposant au contraire que $\mu_i(s_i, s_{-i})$ possède deux maximums s_i' et s_i'' pour s_{-i} donné est quelconque. Puisque μ_i est strictement quasi-concave en s_i , on a :

$$\mu_i(s_i, s_{-i}) > \min \{ \mu_i(s_i', s_{-i}), \mu_i(s_i'', s_{-i}) \} \quad \forall s_i \in]s_i', s_i''[\quad (2.8)$$

De sorte que s_i assurait des gains strictement plus élevé que le gain maximum, ce qui constitue une contradiction. Dés lors, sous les hypothèses précédentes, $r_i(s_{-i})$ est une application définie sur l'ensemble S_i , c'est-à-dire qu'il existe une meilleure réponse quelques soit le profil de stratégies choisies par les autres joueurs.

Théorème 2.2 Si la fonction d'utilité f est concave alors il existe un équilibre pour cette fonction. (Rosen)

La plupart des preuves d'existence de l'équilibre de Nash reposent sur le théorème du point fixe.

Définition 2.6 On dit qu'une application $f : X \rightarrow X$, admet un point fixe, si $x_0 \in X$ est sa propre image par f ; $x_0 = f(x_0)$.

Considérons l'application $r(s) : S \rightarrow S$, tel que ; $r(s) = \{r_1(s_{-1}), \dots, r_M(s_{-M})\}$, alors ;

Théorème 2.3 Si l'application $r(s)$ possède un point fixe, alors ce point est un équilibre de Nash du jeu, et réciproquement.

Preuve : Supposons que s^* est un équilibre de Nash, alors pour tout $i = 1, \dots, M$ on a $s_i^* = r_i(s_{-i}^*)$, ce qui implique que s^* est un point fixe de $r(s)$. Dans le sens opposé ;

Si s^* est un point fixe de $r(s)$. Cela veut dire que $s_i^* = r_i(s_{-i}^*)$, pour tout $i = 1, \dots, M$. Alors ;

$\mu_i(s_i^*, s_{-i}^*) \geq \mu_i(s_i, s_{-i}^*)$, ce qui signifie que s^* est un équilibre de Nash.

Un ensemble de conditions suffisantes pour qu'un point fixe existe est donné par le théorème suivant :

Définition 2.7 Soit l'application $f : X \rightarrow X$, ou X est un sous ensemble de R^n . Si X est compact et convexe et si f est continue ; alors f possède un point fixe. **(Brouwer)**

Théorème 2.4 Si les ensembles de stratégies sont des sous-ensembles compacts et convexes de R^n , et si la fonction de gain μ_i est continue en s et strictement quasi-concave en s_i pour chaque joueur $i=1,\dots,M$; alors le jeu non coopératif admet un équilibre de Nash en stratégies pures. **(Debreu, Glicksberg et Fan)** [42].

En plus, si on relâche l'hypothèse de strictement quasi-concave et la remplacer par seulement quasi-concave, il y aura plus d'unicité du maximum. D'autre part, la continuité de μ_i par rapport à s_i et la compacité de S_i sont essentiels pour garantir l'existence d'un maximum de μ_i dans S_i . La stricte quasi-concavité de μ_i par rapport à s_i et la convexité de S_i impliquent l'unicité du maximum. Toutes ces conditions nous amènent à déclarer que les courbes de meilleure réponse sont continues, et par conséquent ; elles s'intersectent.

Théorème 2.5 Tout jeu fini admet un équilibre en stratégies mixtes. **(Nash)** [42].

Alors, on peut résumer, qu'il n'existe pas d'un équilibre lorsque la fonction d'utilité est discontinue. Sachant que lorsque la fonction d'utilité des stratégies pures est discontinue implique que celle des stratégies mixtes est aussi discontinue.

2.3.3 Unicité

Définition 2.8 Une fonction $f : X \rightarrow X$, $X \in R^n$ est une contraction s'il existe $\beta \in]0,1[$, tel que pour tout x' et x'' , on a ; $d[f(x'), f(x'')] \leq \beta d(x', x'')$.

C'est-à-dire que les images sont plus proches que les points de départ.

Théorème 2.6 Si $r(s)$ est une contraction, alors l'équilibre de Nash est unique.

Donc, si la courbe de meilleure réponse est continue et de pente inférieure à l'unité, alors $r(s)$ est une contraction.

On rappelle ici, que l'unicité est l'existence de l'équilibre de Nash sont les points les plus difficiles à étudier dans la théorie des jeux. D'ailleurs, les expériences ont montré des

situations où les auteurs ont échoué de démontré soit l'existence ou bien l'unicité de l'équilibre de Nash en stratégies pures, et ils étaient obligés de faire intervenir des facteurs externes ou dans les pire des cas de remodeliser le jeu.

2.3.4 Cas particuliers

Il existe quelques jeux particuliers qui possèdent plusieurs équilibres, et autres qui ne possèdent pas d'équilibre. Pour la multiplicité de l'équilibre, l'exemple le plus célèbre est probablement celui de la "bataille des sexes" (**exemple3**). Il s'agit d'un conflit entre couple ; un homme qui veut assister à un match de football (S) et sa femme qui veut aller au théâtre (T). Le jeu est résumé au sein de la matrice suivante ;

	F H	T	S
3/4	T	(3,2) _{E1}	(1,1)
1/4	S	(0,0)	(2,3) _{E2}

Tableau 2.3 Deux équilibres dans la bataille des sexes.

On remarque qu'il existe deux équilibres de Nash donnés par (T,T) et (S,S). Ici, il faut reconnaître que la spécification du jeu est incomplète. Dans ce cas là, des facteurs externes sont susceptibles de jouer un rôle important dans l'émergence d'une solution particulière. Pour cela, dans la bataille des sexes, par exemple il sera utile de savoir qui agit le premier. Si l'homme pouvait acheter le ticket pour le match à l'avance, son engagement inciterait la femme à assister au match et on se trouve à un seul équilibre E2. Aussi, on constate que dans l'**exemple1** résumé en **Tableau 2.1**, les paiements : E1, E2 et E3 constituent des équilibres de Nash. Tel que E1 et E3 ne sont pas tout à fait raisonnables. Mais on doit résoudre cela mathématiquement pour garder à la fin un seul équilibre E2.

Les équilibres qu'on a discuté au-dessus sont des équilibres extraits des **stratégies pures**. Cependant, on peut penser à utiliser un mécanisme aléatoire qui décide pour les joueurs. Pour cela, on peut remodeliser le jeu pour qu'il apparaisse plus clair, par accorder à chaque joueur une probabilité subjective. Donc, on suppose que chaque joueur associe une probabilité p_i à la stratégie pure s_i et laisser le mécanisme aléatoire le soin de décider.

Maintenant, chaque joueur cherche à maximiser ses gains espérés, en choisissant la meilleure combinaison possible, qu'on l'appelle **stratégie mixte**. Revenons à l'**exemple3**, où nous avons trouvé deux équilibres de Nash en stratégies pures. Il en existe un troisième en stratégie mixte auquel les deux joueurs peuvent avoir recours pour éviter l'indétermination associée aux recours aux stratégies pures seulement. Alors ; le joueur (**H**) aura par exemple une probabilité y de choisir (T) et une probabilité $(1-y)$ de choisir (S). De même pour le joueur (**F**) qui aura une probabilité x et $(1-x)$. Par conséquent, le joueur (F) qui préfère le théâtre, met une probabilité plus élevée sur (T) que sur (S), et inversement pour le joueur (H).

Il existe aussi les jeux qui ne possèdent pas d'équilibre de Nash en stratégies pures. L'exemple le plus célèbre dans cette catégorie est le "matching pennies" qui se déroule entre deux joueurs qui annoncent simultanément pile ou face. Ce jeu est un **jeu à somme nulle**, c'est-à-dire que le gain totale à la fin du jeu est nulle (le gain gagné par l'un des joueurs est égale au gain perdu par l'autre). Ce jeu ne possède pas d'équilibre de Nash en stratégies pures. Alors, pour l'émerger une solution d'équilibre, on peut procéder comme l'exemple précédent par introduire des stratégies mixtes, et remodeliser le jeu à nouveau.

2.4 Des jeux fameux

2.4.1 Dilemme du prisonnier

Le dilemme du prisonnier est l'exemple le plus connu dans la théorie des jeux. Son énoncé est la suivante ; « La police arrête deux suspects qui ont commis un délit ensemble et les interroge séparément. A chacun d'eux on présente le marché suivant : " si ton complice avoue (A) et que tu te tais (T), tu écoperas les dix ans ferme et lui s'en tirera avec sursis. Si c'est l'inverse, si toi qui pourras obtenir un sursis tandis qu'il croupira en prison. Sinon, si vous avouez tous les deux, la peine sera partagée (cinq ans ferme) ". Si les deux se taisent, la peine sera (trois ans ferme pour chacun) ».

Les choix possibles des deux prisonniers (P1 et P2) peuvent être représentés dans la figure ci-dessous. L'équilibre de Nash de ce jeu est quand les deux prisonniers avouent (avoue, avoue).

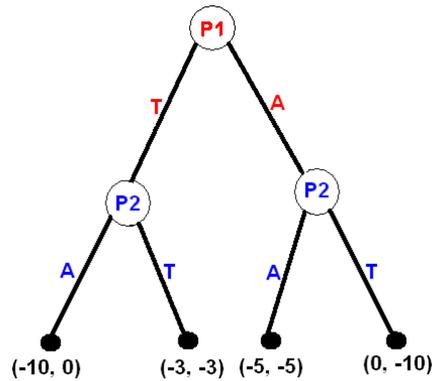


Figure 2.2 Paiements des prisonniers.

2.4.2 Duopole de Cournot

« Soient deux firmes A et B produisent le même produit à coût négligeable. Et dont les capacités de production sont infinies. Le profit du produit de ces deux firmes résultera de la quantité totale présentée au marché ».

Le jeu est stratégique avec information parfaite. La solution selon Cournot, est un couple d'offre (s_1, s_2) pour (A, B) respectivement, tel que chaque firme maximise son profit, compte tenu de l'offre de l'autre.

Alors, $i = 1, 2$. La stratégie est la quantité du bien que chaque firme le produit qui égale à $S_i = [0, +\infty[$. Et les gains (utilités) de chaque joueur sont : $\mu_i(s_1, s_2)$, $s_i \in S_i$, tel que ;

$\mu_1(s_1, s_2) = [p - (s_1 + s_2)]s_1 - c(s_1)$, et $\mu_2(s_1, s_2) = [p - (s_1 + s_2)]s_2 - c(s_2)$. Alors, si ;

$$\frac{\partial \mu_1}{\partial s_1} = 0 \Rightarrow p - 2s_1 - s_2 - c = 0 \Rightarrow s_1 = \frac{p - s_2 - c}{2}, \quad s_1 = f(s_2), \text{ et}$$

$$\frac{\partial \mu_2}{\partial s_2} = 0 \Rightarrow p - 2s_2 - s_1 - c = 0 \Rightarrow s_2 = \frac{p - s_1 - c}{2}, \quad s_2 = f(s_1). \text{ A l'équilibre } (s_1^*, s_2^*) \text{ on a :}$$

$$s_1^* = f(s_2^*), \text{ et } s_2^* = f(s_1^*).$$

Alors, l'équilibre de Nash-Cournot (s_1^*, s_2^*) est l'intersection des deux courbes des fonctions de réaction, $f(s_1)$ et $f(s_2)$.

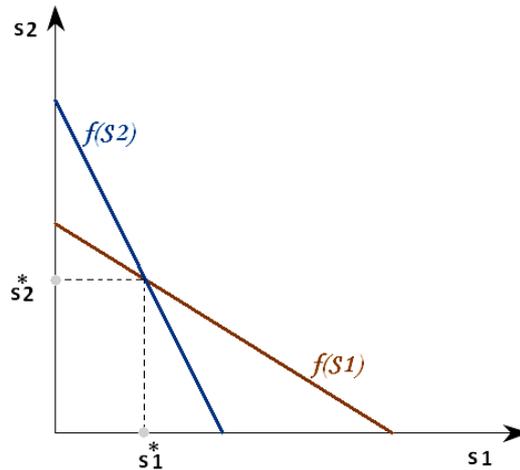


Figure 2.3 Equilibre Nash-Cournot.

2.5 Applications aux réseaux sans fil

En plus de ses applications dans les différents domaines ; notamment dans les sciences économiques, sciences politiques, sciences sociales, la biologie et l'informatique ; la théorie des jeux a montré son importante utilité dans le domaine des télécommunications et en particulier dans les réseaux sans fil, aux quels elle apportait des solutions efficaces en face de plusieurs problématiques existantes. La théorie des jeux offre aux chercheurs un outil mathématique très puissant qui permet de modéliser des situations très compliquées apparues lors des fonctionnements de tels réseaux, avec la prise en considération de tous les facteurs et éléments agissants dans ces situations.

Dans les réseaux sans fil, les communications se font sur un support radio électrique basé sur des ondes électromagnétiques libres dans l'espace. Comme ce support naturel est commun et partagé sur tous les usagers du réseau, cela peut engendre des interférences entre les signaux émis simultanément par les différents transmetteurs qui utilisent la même liaison physique. Aussi, bien que l'accès au canal de transmission soit géré par des techniques d'accès fixe comme le TDMA, FDMA et CDMA ou aléatoire comme l'ALOHA et le CSMA ; cependant, la collision entre les paquets persiste toujours, et influe gravement sur la qualité de service QoS du réseau. En fait, les phénomènes d'interférence et de collision nous annoncent les interactions et les conflits existants entre les usagers du réseau. Tout cela explique l'importance de l'emploi de la théorie des jeux, dont l'objectif de converger vers

une allocation efficace des ressources, contrôle de l'énergie et optimisation du débit. Et la preuve qu'au cours de ces dernières années, l'allocation des ressources basée sur la théorie des jeux a considérablement amélioré l'efficacité dans l'exploitation du spectre radio.

À partir de ces idées, on peut donc rencontrer de nombreuses situations où la théorie des jeux peut intervenir sous forme de différents scénarios de jeux stratégiques. En effet, si les utilisateurs de réseau jouent le rôle des joueurs, alors on peut avoir plusieurs stratégies ; comme le niveau de puissance, vitesse de transmission, modulation ou codage du canal, la route de transmission et les nœuds routeurs. Et en face, on peut prévoir les utilités suivantes : BER achevé, Taux d'énergie conservée, délai écoulé et débit de transmission. Aussi, au niveau des couches réseau et notamment dans les couches physique (PHY) et MAC, l'emploi de la théorie des jeux est très bénéfique. Ces couches ont connu un progrès considérable, suite aux multiples études et développements faites sur leurs fonctions de base. En ce qui concerne les couches supérieures du réseau, on peut remarquer plusieurs situations de compétition, comme le cas par exemple de la concurrence entre les différents clients et fournisseurs de services dans les réseaux cellulaires [43], et aussi, les enchères que doivent passer les opérateurs pour l'attribution des ressources radio..., etc. Donc, nous constatons que le réseau sans fil est plein de phénomènes qui peuvent être encadrés mathématiquement par la théorie des jeux.

Au niveau des couches PHY et MAC, l'atmosphère semble très adéquate à l'exercice de la théorie des jeux. Cela est dû aux différentes situations conflictuelles que connaissent ces deux couches. Tel qu'au niveau de la couche MAC, les usagers partagent le même canal pour l'accès au médium, les mêmes routes pour l'acheminement des paquets, mêmes routeurs et des fois aussi les mêmes nœuds émetteurs ou récepteurs. Les interactions dans telles situations sont confirmées, et par conséquent, cela peut influencer négativement sur le rendement du réseau. Cependant, lors des circonstances pareilles, l'emploi de la théorie des jeux devient très utile, afin de prévoir des solutions convenables menant à la stabilité et l'optimisation du réseau. Ci-après, nous présentons quelques exemples pratiques de l'emploi de la théorie des jeux dans les différents services des réseaux sans fil. Nous donnons par la suite, quelques exemples de modèles de jeux pour les réseaux sans fil.

2.5.1 Le jeu de routage

Le fait de partager des chemins et des points routeurs entre les usagers du réseau, cela crée un climat de concurrence et d'interaction entre eux. Le routage est parmi les fonctions de réseau les plus analysées par la théorie des jeux dans ces dernières années. En fait, on trouve dans la littérature, de nombreux articles qui traitent le routage sous forme de plusieurs modèles de jeux. Citant à titre d'exemple les jeux de congestion et les jeux de potentiel qui sont décrits en [44] et [45] respectivement. Aussi, Wardrop en [46] a présenté un nouveau modèle de jeu pour l'organisation du trafic routier afin d'améliorer le réseau en général en termes de temps et de vitesse. En effet, ce modèle est actuellement une référence de plusieurs études sur le routage dans les réseaux de communication. Et, afin de mieux comprendre cette application ; on présente un modèle de jeu proposé dans [47,48] et qui introduit un nouveau protocole de routage dans les réseaux ad hoc. L'auteur présente un protocole qui envoie chaque paquet de chaque source par le chemin le plus court vers sa destination. Les décisions de routage se font dans les nœuds mobiles qui servent des fois à des routeurs. Les choix des routes sont faits suivant les équilibres de jeu (équilibre de Wardrop). Dans ce modèle à information incomplète ; le nœud prend le rôle du joueur, la stratégie de chaque joueur est de déterminer les nœuds vers les quels il va acheminer ses taches et le délai représente l'utilité du jeu, où chaque joueur cherche à trouver le chemin le plus court (moins de nœuds) pour écouler le délai le plus petit. Le jeu est présenté formellement par un graph $j = (V, E)$, tel que V est l'ensemble des nœuds et E est l'ensemble des arcs. Le joueur i , $i \in M$ est caractérisé par ;

- Son poids w_i qui représente la taille du message à transmettre,
- Un couple de sommets $(s_i, t_i) \in (V \times V)$ qui représente sa source et sa destination,
- Un ensemble p_i , des plus court chemin entre s_i et t_i , et
- Un vecteur de stratégie q_i indexé sur les chemins de p_i . Pour tout $j = \{1, \dots, m\}$, q_{ij} est la probabilité pour i de choisir j dans p_i .

Lors du jeu, chaque joueur i choisi un chemin p_i .

Utilité : Le coût d'un chemin donné est la somme des coûts des arcs qui le constituent. Ainsi, pour tout chemin p le coût associé C_p est défini ainsi ; on a $e \in E$;

$$C_p = \sum_{e \in p} c_e \left(\sum_{i=1}^n 1_e \times w_i \right) \quad (2.9)$$

Tel que, 1_e égale 1 si $e \in p_i$, et 0 sinon. En fait, l'utilité est définie comme suit :

$$U_p = 1 - C_p \quad (2.10)$$

Un joueur choisit donc un chemin à chaque partie pour transmettre son message. La mise à jour de sa stratégie a pour effet une augmentation de la probabilité future d'emprunter ce chemin. Plus l'utilité de chemin est importante (plus son coût est plus faible), plus cette augmentation est importante. Toutes les autres probabilités diminuent d'une certaine proportion comme la fonction d'utilité du chemin sélectionné. Finalement, l'auteur spécifie une méthode d'apprentissage basée sur les vecteurs de chemin et la théorie de stabilité de Lyapunov qui permet au système de converger vers un état stable qui est un équilibre de Nash.

2.5.2 Le jeu de contrôle de puissance

Comme nous l'avons vu au premier chapitre, la gestion et le contrôle d'énergie dans les réseaux ad hoc est primordial. Les nœuds sont disposés de batteries dont la capacité est très limitée. Ce qui demande la mise en service d'une politique efficace pour surveiller et également économiser l'énergie. Pour cet effet, les auteurs de [49,50] présentent des développements des algorithmes distribués pour l'objectif de minimiser la puissance émise en assurant ainsi un SINR et QoS acceptables. Comme il existe des conflits d'intérêts entre les mobiles à cause d'interférence. Tel que, si un mobile augmente sa puissance, alors, il va augmenter son SINR mais en d'autre parts affaiblie les SINRs des autres. Alors, on peut modéliser ces conflits comme étant un jeu non coopératif avec information imparfaite. Ici, le lien joue le rôle d'un joueur, la puissance est la stratégie utilisée par le joueur, et l'objectif du jeu est de garder un niveau de SINR t_i supérieur à un certain seuil t_0 afin d'assurer une QoS acceptable. Aussi, On met p_i l'énergie de transmission du joueur i , tel que $p_i^{\min} < p_i < p_i^{\max}$, et le vecteur d'énergie des N joueurs est $p = (p_1, \dots, p_N)$. Le SINR du joueur i est ;

$$t_i(p) = \frac{P_i g_{ii}}{n_i + \sum_{j \neq i} P_j g_{ji}} \quad (2.11)$$

Tel que, n_i est le bruit du chemin de joueur i . Et, g_{ji} est le gain du lien entre l'émetteur du joueur i et le récepteur du joueur j . Aussi, le débit T_i du joueur i est donné comme suit ;

$$T_i(p) = W \log_2 \left(1 + \frac{t_i(p)}{\tau} \right) \quad (2.12)$$

Tel que, W est la bande passante, et $\tau \geq 1$.

L'utilité pour chaque joueur i sera définie comme suit ;

$$\mu_i(p) = \begin{cases} \frac{T_i(p)}{g_i}, & \text{si } t_i(p) \geq t_0 \\ 0, & \text{autre} \end{cases} \quad (2.13)$$

Le transmetteur i est accepté si ; $t_i \geq t_i^*$, alors

$$p_i \geq t_0 \left[\sum_{i \neq j} \frac{g_{ij}}{g_{ii}} p_j + \frac{n_i}{g_{ii}} \right] \quad (2.14)$$

On pose, $\frac{g_{ij}}{g_{ii}} = h_{ij}$, et $\frac{n_i}{g_{ii}} = \eta_i$. Si on prend l'exemple de deux joueurs seulement, on aura ;

$$\begin{cases} p_1 = t_0 (h_{12} p_2 + \eta_1) \\ p_2 = t_0 (h_{21} p_1 + \eta_2) \end{cases} \quad (2.15)$$

L'auteur dans son rapport, présente un scénario de jeu composé de M paires de terminaux, que chaque paire prend le rôle d'un joueur, ce qui résulte un jeu de M joueurs.

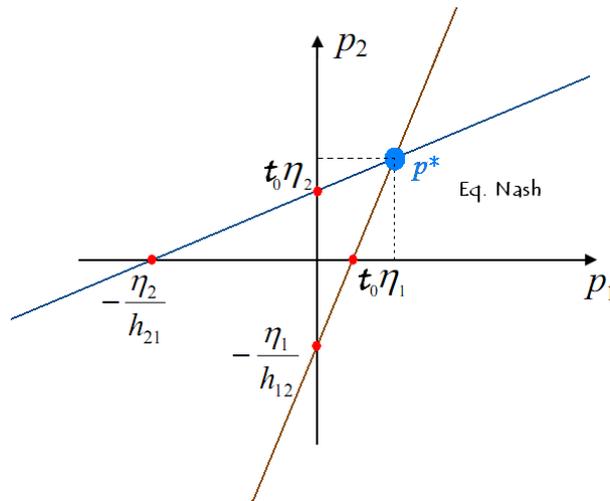


Figure 2.4 Equilibre de Nash dans le jeu de contrôle de puissance à deux joueurs.

L'étude a montré que cet algorithme converge vers une solution unique qui présente un équilibre de Nash de ce jeu. Par conséquent, à l'équilibre les joueurs obtiennent des niveaux de puissance parfaits avec un temps de convergence plus petit. En fait, cette étude nous a montré également que la bonne détermination de la fonction d'utilité participe extrêmement à la réussite du modèle, ce qui nous permettra à la fin d'avoir des résultats plus pratiques.

2.6 Conclusion

La théorie des jeux est un outil mathématique très efficace pour l'analyse des situations conflictuelles qui portent des interactions entre leurs éléments décideurs. L'analyse de telles situations passe par la supposition d'un modèle sous forme d'un jeu stratégique, pour lequel la définition précise de chacun de ses éléments est très importante. L'étude de l'équilibre est la phase essentielle et la plus difficile dans l'analyse des jeux. Pour cet effet, nous avons présenté dans ce chapitre, toutes les règles et conditions suffisantes pour démontrer la convergence du modèle et découvrir ainsi l'équilibre du jeu, dans le cas d'existence.

Vis-à-vis les nombreuses situations de compétitions et d'interactions qu'ils présentent, les réseaux sans fil sont considérés comme étant un climat favorisant pour l'application de la théorie des jeux. Ce qui explique le nombre important des études et des recherches qui sont déjà faites sur leurs différentes fonctions en se basant principalement sur des modèles de jeux stratégiques. En fait, nous avons démontré dans la deuxième section de ce chapitre comment la théorie des jeux est très utile pour les réseaux sans fil, en illustrant cela par des exemples pratiques des jeux stratégiques appliqués au réseau sans fil.

Chapitre 3

Le jeu de codes dans le réseau SALOHA

3.1 Introduction

Le protocole Aloha et ses améliorations sont largement implémentés dans les réseaux satellitaires et les réseaux cellulaires terrestres. Il a été développé par un laboratoire de l'université Hawaii en 1970 [51], pour établir une liaison radio entre une station centrale et d'autres stations mobiles. Il est généralement conçu pour les transmissions à faible charge du trafic avec un nombre petit des usagers. Aussi, dans le cas où il y a souvent un nombre important de sources inactives ; l'accès aléatoire permet une utilisation plus efficace du canal. De même, pour les réseaux satellitaires, où il peut être utilisé soit pour transmettre les données, soit pour faire des réservations en demandant l'allocation d'une bande de fréquence fixe. Le protocole étudié dans ce chapitre est le Slotted Aloha (SALOHA) [52], qui est une version évoluée de l'Aloha classique, tel que le temps est divisé en sous-intervalles de durée égale qu'on les appels slots. Le principe de base de cet algorithme est basé sur l'accès aléatoire au canal de transmission, tel que chaque nœud du réseau transmet le premier paquet arrivé dans le premier slot puis le suivant arrivé dans le deuxième slot et ainsi de suite pour les autres paquets, en suivant toujours le mécanisme FIFO. L'avantage de cette méthode est qu'on peut avoir un délai plus court pendant la transmission des paquets. Cependant, lorsqu'un autre nœud du réseau transmet en même temps avec l'autre nœud en cours de transmission, cela peut causer la collision entre les paquets, et donc échoue la transmission. En fait, la situation deviendra encore plus complexe lorsque plusieurs nœuds veulent transmettre simultanément.

Dans le SALOHA, la transmission commence toujours au début du slot en synchronisation avec l'horloge du système. Le nœud confirme la réussite de ses transmissions à travers la réception d'un signal ACK, qui est considéré comme un accusé de réception des paquets transmis. Par contre, si le nœud ne reçoit pas le signal ACK à la fin du slot courant, il comprend que les paquets sont tombés en collisions, et la transmission est donc échouée. En plus, si les paquets heurtés qu'on les appel aussi les "paquets en attente" sont retransmis juste dans le slot suivant, il y aura sûrement d'autres collisions qui vont êtres s'avérées. Alors, pour éviter plus de collisions, ces paquets seront mis en attente pendant un

délai aléatoire et retransmis ultérieurement. En effet, cette méthode doit être respectée par tous les nœuds jusqu'à la réussite de la transmission de tous les paquets.

Par une première constatation, on remarque que le SALOHA est très faible devant l'usage multiple et spontané du canal de transmission. Et qu'il présente ainsi une faible immunité face aux problèmes de collisions des paquets. En effet, le délai de transmission est aussi le facteur critique dans le fonctionnement de tel réseau. Tel qu'un nœud peut se retrouver en collision à plusieurs reprises, et passe alors un temps considérable avant de compléter l'envoi de tous ses paquets. Mais, lorsqu'il existe que peu de nœuds, le réseau devient plus stable et présente un délai de transmission plus petit. En d'autre part, on peut constater également que la période de la mise en attente avant la retransmission est critique, et qu'elle soit courte ou longue, elle influe sur le débit et la qualité de service du réseau. Cependant, une bonne décision sur la longueur de cette mise en attente, peut conduire à la succession des transmissions des paquets en attente. Les nœuds sont donc appelés à choisir les meilleurs moments "slots" soit pour commencer ou pour continuer leurs transmissions. Sinon, le nombre de collisions va se multiplier en rentrant par la suite le réseau dans des séries de retransmission successives qui prolongent les délais de transmissions et participent à la dégradation des performances du réseau en termes de débit et qualité de service. Aussi, dans des conditions pareilles, le problème le plus contraignant est le problème d'énergie ; quand des quantités importantes d'énergie seront perdues comme ça gratuitement lors des retransmissions successives des paquets, chose qui empêche même à l'achèvement des missions envisagées lors de l'implémentation du réseau.

Le SALOHA est donc par ses règles de fonctionnement, crée un climat de conflits et d'interactions entre les nœuds du réseau, et forme ainsi une sorte de compétition entre les différents nœuds en cours de transmission, qui cherchent à recueillir des slots libres qu'ils les exploitent après pour accomplir leurs transmissions. Donc, on peut dire que le SALOHA provoque les nœuds de se comporter égoïstement, en défendant chacun son profit, qui se figure sous forme de délai ou débit de transmission. Tel que, chaque nœud essaie de terminer la transmission de tous ses paquets dans les plus brefs délais et avec une quantité d'énergie plus petite. En faisant tout cela sans la mise en considération des comportements des autres nœuds et aussi de leurs intérêts. On est alors, devant un jeu stratégique non

coopératif avec information imparfaite. De telles situations, la théorie des jeux semble être le meilleur outil d'analyse pour y arriver à un certain niveau d'équilibre, où chaque nœud sera satisfait de son intérêt et le jeu (réseau) fonctionnera alors en stabilité avec une optimisation considérable. En fait, ces dernières années, le SALOHA a fait l'objet de nombreuses recherches scientifiques notamment celles qui emploient la théorie des jeux pour modéliser le réseau SALOHA comme étant un jeu stratégique avec ou sans coopération, et avec information parfaite ou imparfaite. Toutes, dont l'objectif de remettre ce réseau stable et plus fiable.

Dans ce chapitre, nous étudions les réseaux sans fil à base de protocole à accès aléatoire ; le SALOHA. Où, nous présentons notre modèle de jeu stratégique non coopératif et avec information imparfaite, le cas réel. D'ailleurs, en réalité, les nœuds dans les réseaux sans fil et notamment dans les MANETs ne forment aucune sorte de coopération ou échange d'information entre eux. Ce qui fait que le modèle qu'on présente ci-après est de caractéristiques plus pratiques et qui reflète bien évidemment le réseau en cas réel. Chose qui donne primitivement l'avantage à nos résultats d'être plus efficaces. L'objectif de notre étude est de découvrir une optimisation au niveau de débit de la transmission, consommation énergétique et également de la qualité de service au point de convergence et d'équilibre du réseau. Tel qu'à l'équilibre le jeu devient stable et les joueurs seront tous satisfaits de leurs gains et aucun d'eux ne voudra changer latéralement son stratégie.

Ce chapitre est structuré en deux parties principales consacrée chacune pour présenter et détailler notre modèle de jeu stratégique. Dans la première partie, nous présentons une étude classique sur le SALOHA, basée sur les chaînes de Markov pour déterminer les différents états de fonctionnement de cet algorithme et définir ainsi la fonction du débit de réseau. Ensuite, nous passons à la définition de notre jeu de stratégies appelé "**jeu de codes**", quand nous définissons ses éléments principaux qui le composent, et ses différentes règles et caractéristiques. L'étude de l'équilibre du jeu est la phase la plus importante et la plus difficile dans la théorie des jeux. Pour cela, nous expliquons en détails par un ensemble d'équations et développements mathématiques, comment le modèle converge sous certaines conditions vers une solution unique qui représente l'équilibre de Nash. En fait, nous avons prouvé que notre jeu est convergent, et accepte une solution unique qui

présente le point d'équilibre de Nash. On termine cette partie par des simulations et comparaisons pour démontrer les avantages du modèle proposé par rapport à celui conventionnel.

La deuxième partie de ce chapitre est focalisée sur les performances du SALOHA à l'équilibre. Où nous exploitons l'équilibre de Nash de notre jeu pour le réseau SALOHA afin d'évaluer le niveau d'optimalité qu'il pourra apporter sur les différentes performances du réseau qui s'expriment en termes de prix de codage, taux de perte, délai et débit de la transmission ainsi que la consommation énergétique des nœuds. En effet, ceci, peut se voir clairement à travers des simulations et comparaisons faites par rapport au modèle conventionnel.

3.2 Le fonctionnement de l'algorithme SALOHA

Contrairement à l'Aloha classique, en SALOHA le temps est discrétisé en sous intervalles de durée égale qu'on les appelle Slots (Time Slot : TS), et les transmissions sont synchronisées d'une façon qu'elles commencent en début des TS. Ce qui fait que, l'intervalle de vulnérabilité sera égale à la moitié de celui en Aloha classique. Par conséquent, le nombre de collisions doit être diminué, en éliminant celles qui se produisent en Aloha classique lorsque un nœud commence l'émission pendant l'intervalle de vulnérabilité d'un autre nœud en cours de transmission. En plus, en SALOHA le système est à temps discret, ce qui modifie d'avantage l'analyse et simplifie ainsi l'étude de tel système. En fait, notre étude dans ce chapitre est focalisée sur le réseau sans fil à base de SALOHA comme étant la technique d'accès au médium. Le réseau est composé de M nœuds actifs qui partagent un canal de transmission vers une station réceptrice en mode un-saut comme le montre la figure (3.1). Mais, avant de procéder aux développements mathématiques, nous devons tout d'abord considérer les suppositions suivantes :

- a. Les paquets sujets de transmissions sont de taille ou longueur égale. Et que chacun d'eux recommande primitivement un seul TS pour compléter sa transmission.
- b. Toutes les transmissions sont synchronisées par rapport à l'horloge du système, tel que chaque transmission commence en début d'un nouveau TS, et termine à la fin du même TS.

- c. L'arrivée des paquets de chaque nœud suit un processus de Poisson de valeur moyenne λ , tel que λ/M est la vitesse de la transmission de chaque nœud.
- d. Lorsqu'un nœud transmet seul pendant un TS, le paquet sera reçu correctement, mais lorsque plusieurs nœuds transmettent simultanément, les collisions se reproduisent successivement et aucun des paquets ne sera reçu correctement. On note ici, que par cette proposition, et comme les distances réelles entre l'émetteur et le récepteur dans un MANET sont généralement petites ; on néglige dans notre analyse les erreurs commises à cause de bruit ainsi que l'effet capture qui peut s'apparaitre lors des transmissions multiples.
- e. À la fin de chaque TS occupé par une transmission, le nœud recevra un paquet d'information ou un feedback (ACK) du nœud récepteur, pour donner l'information sur l'état de la réception (1 paquet reçu, 0 paquet reçu ou bien plus qu'un paquet reçu en cas d'erreur). Cette supposition sera loin de la réalité (non pratique) en cas de réseau satellitaire.
- f. Un paquet tombé en collision sera considéré pour une retransmission ultérieure après une durée de temps aléatoire (quelques TS). Et nous tenons à ce mécanisme jusqu'à la réussite de la transmission du paquet. Nous appelons le nœud qui contient des paquets à retransmettre, un nœud en attente.
- g. Un nœud en attente écarte les nouveaux paquets arrivés, jusqu'à la fin de la transmission de ses actuels paquets, (sans stockage). En fait, dans le cas de faible trafic, le nombre des paquets retransmis (en attente) sera négligeable, ce qui fait que l'effet de stockage dans ce cas n'affecte plus le système.

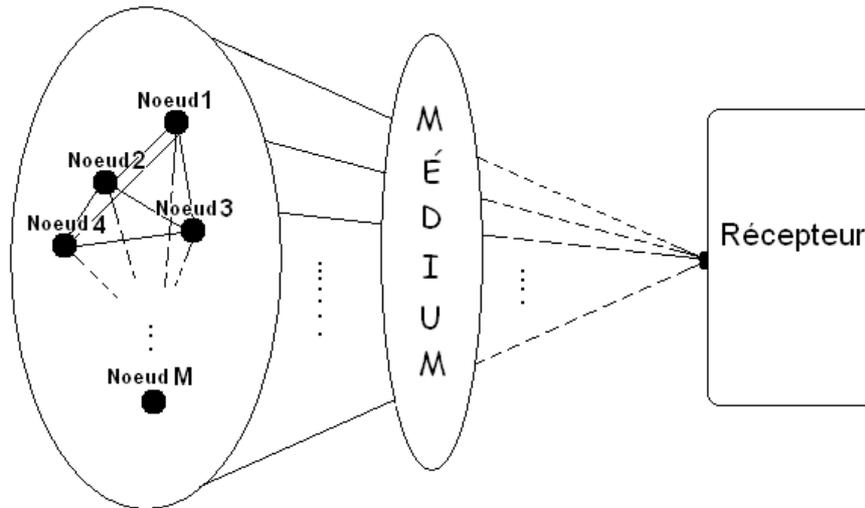


Figure 3.1 Modèle de réseau sans fil à M nœuds.

Le principe de fonctionnement du SALOHA est basé sur le fait qu'un nœud actif qui n'est pas en attente, transmet immédiatement le nouveau paquet reçu dans le premier slot disponible. Quoique cette méthode risque de créer des collisions en cas des transmissions simultanées, mais elle peut être avantageuse lorsqu'elle permet de réaliser des délais plus courts en cas de faibles collisions. Aussi, si les paquets heurtés sont retransmis juste dans le slot suivant, cela va certainement provoquer plus de collisions. Et pour éviter cela, le nœud en attente retarde toujours ses retransmissions par quelques slots.

Pour analyser cet algorithme, nous considérons le modèle montré en figure (3.1), qui présente un réseau sans fil composé de M nœuds qui partagent un médium de transmission vers une station réceptrice. Les nouveaux paquets transmis par slot suivent un processus de Poisson de valeur moyenne λ . Aussi, les retransmissions par slot, des paquets en attente forment un processus de Poisson de valeur moyenne G , tq $G > \lambda$. Par cette approximation, la probabilité de réussite d'une transmission par slot sera égale à Ge^{-G} .

Nous voyons dans la figure 3.2 que le maximum de débit (0.368 paquets/TS) est atteint à la valeur de $G = 1$, ce qui est pratiquement logique ; tel qu'en réalité, il y aura pas de collisions à cette cadence de transmission, et le réseau fonctionne alors d'une façon idéale. Par ailleurs, en dehors de cette valeur max, on remarque que chaque niveau de débit peut être atteint théoriquement par deux différentes charges de trafic (G_1, G_2) ; cela est dû pratiquement à deux causes principales ; tel que lorsque $G < 1$, il y aura beaucoup de slots

libres générés, tandis que pour $G > 1$ la possibilité pour y avoir de la collision augmente en diminuant par conséquent le nombre des paquets réussis en transmission.

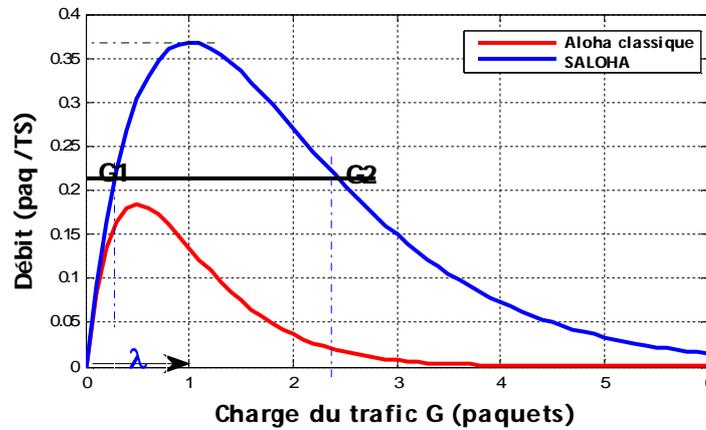


Figure 3.2 Comparaison de débit entre le SALOHA et l'Aloha classique.

Toutefois, le problème contraignant dans le SALOHA est que les retransmissions des paquets en attente peuvent aussi coïncider avec les nouvelles transmissions suite à une mauvaise décision en choisissant un slot déjà occupé par des nouvelles transmissions, chose qui doit être prise en sérieuse considération lors de l'analyse de l'algorithme. Pour cet effet, l'auteur dans [53] présente un modèle plus précis du SALOHA, dans la mesure où il probabilise les décisions de transmissions et retransmissions des paquets. On suppose alors que les nœuds en attente retransmettent avec une probabilité q_r dans le slot consécutif et jusqu'à la réussite de la transmission. Et le nombre de slots dépassés avant de commencer la retransmission des paquets en attente et qui se faisait avant d'une façon aléatoire, forme maintenant une variable aléatoire géométrique d'indice $i \geq 1$ avec une probabilité $q_r(1 - q_r)^{i-1}$. Nous pouvons dès lors décrire le comportement du SALOHA par une chaîne de Markov à temps discret, où l'état du système est le processus stochastique à temps discret et à état discret n , qui représente le nombre des paquets en attente. Chacun de ces paquets sont retransmis indépendamment avec une probabilité q_r . Tandis que les $M - n$ nœuds restants et qui représentent les nœuds qui ne sont pas en attente, transmettent leurs paquets dans les slots consécutifs. Et l'arrivé des paquets dans ce cas de figure forme un processus de Poisson de valeur moyenne λ/M , et une probabilité d'arrivé égale à $e^{-\lambda/M}$.

Soit $\pi(q)$ la distribution stationnaire de la chaîne de Markov, tel qu'à l'état n ; $\pi_n(q)$ est la probabilité pour que n paquets soient en attente. Donc, La probabilité pour qu'un nœud qui n'est pas en attente transmet dans un slot donné est ;

$$q_t = 1 - e^{-\lambda/M} \quad (3.1)$$

Si $Q_t(i, n)$ est la probabilité pour que i nouveaux nœuds transmettent dans un slot donné, alors ;

$$Q_t(i, n) = \binom{M-n}{i} (1-q_t)^{M-n-i} q_t^i \quad (3.2)$$

Et si $Q_r(i, n)$ est la probabilité pour que i nœuds en attente retransmettent dans un slot donné, alors ;

$$Q_r(i, n) = \binom{n}{i} (1-q_r)^{n-i} q_r^i \quad (3.3)$$

3.2.1 Étude de la stabilité

En passant d'un slot au slot suivant, l'état du système (nombre des paquets en attente) s'agrandi, par l'ajout de nouvelles arrivés des paquets transmis par des nouveaux nœuds. On met $Q_t(1, M) = 0$, et $Q_r(1, 0) = 0$.

Alors, la probabilité de transition du système d'un état n à l'état $n+i$ est donnée par la matrice de transition suivante ;

$$P_{n, n+i} = \begin{cases} Q_t(i, n), & 2 \leq i \leq M - n. \\ Q_t(1, n)[1 - Q_r(0, n)], & i = 1. \\ Q_t(1, n)Q_r(0, n) - Q_t(0, n)[1 - Q_r(1, n)], & i = 0. \\ Q_t(0, n), & i = -1. \end{cases} \quad (3.4)$$

La matrice de transition du SALOHA montre comment le système transite d'un état à un autre selon les différentes valeurs de i . Aussi, on peut représenter la transition générale du système sous forme graphique comme suit ;

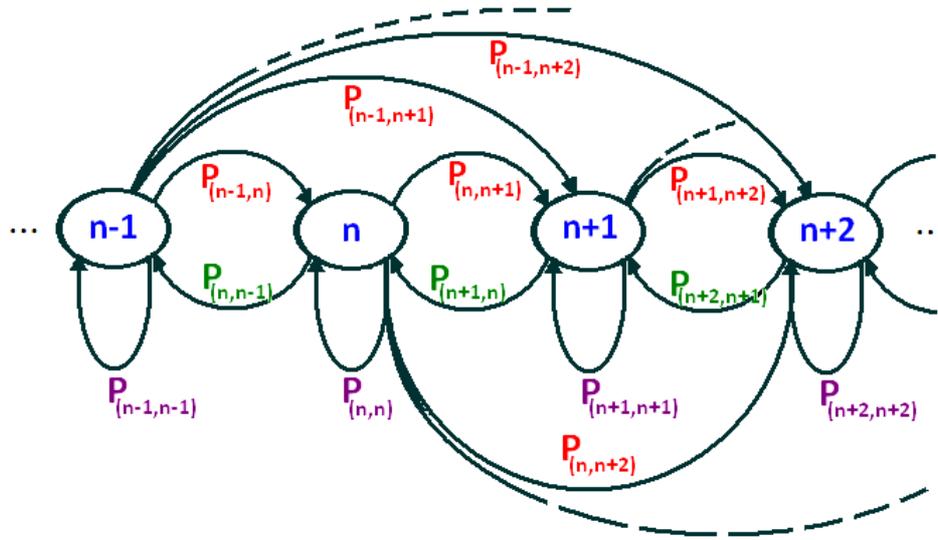


Figure 3.3 Chaîne de Markov du SALOHA (représentation graphique).

Nous allons maintenant étudier le comportement et les performances de notre système SALOHA vis-à-vis la charge du trafic et les caractéristiques du réseau. Pour cela, On définit alors par $G(n)$ le nombre probable global des transmissions par slot ;

$$G(n) = (M - n)q_t + nq_r \quad (3.5)$$

On met A_n la différence entre deux états du système pour représenter explicitement la nouvelle accumulation des nœuds en attente créée d'un état à un autre et qui sera ajoutée à l'état futur. En d'autres termes, A_n est le nombre des nouveaux paquets arrivés acceptés au système moins les paquets réussis en transmission à l'état n , tel que ;

$$A_n = (M - n)q_t - P_{succ} \quad (3.6)$$

Un paquet est transmis avec succès s'il arrive seul au TS sans paquets en attente, ou s'ils n'arrivent pas de nouveaux paquets et qu'un seul paquet en attente sera retransmis. Donc, la probabilité pour qu'une transmission soit réussie est définie comme suit ;

$$P_{succ} = Q_t(1, n)Q_r(0, n) + Q_t(0, n)Q_r(1, n) \quad (3.7)$$

Et, si $q_t \ll 1$ et $q_r \ll 1$, on peut alors simplifier nos calculs par l'emploi de quelques approximations tel $(1-x)^y \approx e^{-xy} / x \ll 1$ dans les équations (3.2) et (3.3), sachant qu'on

considère toujours que $q_r > q_t$ (le cas intéressant dans notre étude). Donc, l'équation (3.6) deviendra ;

$$P_{succ} = G(n)e^{-G(n)} \quad (3.8)$$

Alors, la probabilité de succès au SALOHA est fonction de q_t et q_r .

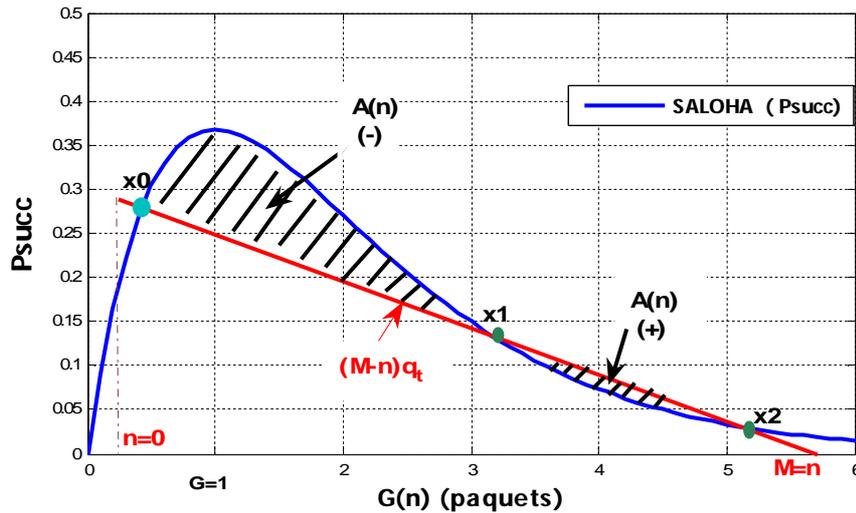


Figure 3.4 L'instabilité du SALOHA en probabilité de succès et changement de l'accumulation.

À partir de la figure (3.4), nous remarquons que la probabilité de succès de la transmission chez le SALOHA soit maximisé à $G = 1$ lorsque n est petit, tel que $G(n)$ est fonction de n selon l'équation (3.5). Aussi, l'accumulation entre deux états successives du système est nulle dans trois points différents x_0, x_1, x_2 . Ces points sont l'intersection de la courbe P_{succ} et la droite $q_t(M - n)$, qui représentent des états d'équilibre du système. Bien que les deux points x_1, x_2 offrent une accumulation théoriquement nulle, ils causent un affaiblissement grave de l'efficacité et le débit du réseau lorsque la probabilité de succès sera extrêmement faible avec un nombre très important des paquets en attente et qui tend même vers le nombre total des paquets $n = M$. Donc, les deux points x_1, x_2 sont des points indésirables pour le système et qui correspondent pratiquement à une situation de congestion (faible débit et grand délai) qui réduit l'efficacité du système. Cependant, tout en s'approchant de x_0 qui présente lui aussi une accumulation théorique nulle, on remarque un changement négatif de l'accumulation et on achèvera alors une P_{succ} meilleure qu'auparavant, et qui peut

même apporter le réseau à son niveau optimum $G(n) = 1$. Alors, le point x_0 est un point de stabilité pour le SALOHA qui apporte l'efficacité et l'optimalité du point de vue débit. En résumé, on constate qu'il existe un fonctionnement instable (bi-stable) du SALOHA, et qui influe négativement sur les performances générales du réseau.

Suivant l'hypothèse (g) classée ci-dessus, qui considère les nœuds en mode « sans stockage », on obtient alors ;

$$G(n) = \lambda + nq_r \quad (3.9)$$

Reste que la valeur de n est inconnue (non fixée), et comme $G(n)$ est aussi une fonction de q_r , $G = f(q_r)$. Alors, pour maintenir le système en stabilité (proche de x_0), on a intérêt à fixer $G(n) = 1$ tout en variant convenablement la valeur de q_r . Selon l'équation (3.9), par exemple on voit que lorsque q_r diminue suffisamment et qu'il reste toujours $q_r > q_t$, alors la courbe Ge^{-G} va s'étaler légèrement de telle sorte que les deux points indésirable x_1, x_2 vont disparaître et il restera à la fin qu'un seul point de stabilité x_0 . Chose qu'on va l'étudier dans la suite de ce chapitre.

3.2.2 Le délai de la transmission

Le délai de transmission d'un paquet est défini comme étant le temps nécessaire pour transmettre un paquet à partir du moment de son arrivé au nœud (émission) jusqu'à la réussite de la transmission qui est signalée par la réception du feedback ACK. Le délai comporte alors la somme des périodes de temps de transmission et des retransmissions également et compris le temps écoulé par le feedback ;

$$D = D_{trans} + D_{retrans} + D_{fbck} \quad (3.10)$$

On écrit alors [3] ;

$$D = \frac{e - 1/2}{1 - \lambda e} + \frac{(e^\lambda - 1)(e - 1)}{\lambda [(e - 1)(e^\lambda - 1) - 1]} \quad (3.11)$$

Tel que, par apport à notre modèle présenté en figure (3.1) et qui suppose une seule station réceptrice ; le délai pris par le feedback sera considéré négligeable devant l'ensemble des

délais de transmissions et de retransmissions également, tel que $D_{back} \ll D_{trans} + D_{retrans}$. Sachant que dans le S-ALOHA et pour ne pas compliquer la transmission, le signal ACK est supposé transmis via un canal séparé avec une probabilité qui égale à 1.

Dans la figure (3.5), on voit que lorsque le nombre des paquets arrivés au réseau augmente, le délai augmente relativement jusqu'à la valeur ($1/e = 0.3679$) où le délai augmente brusquement très rapidement vers une valeur illimitée. Ceci, peut être expliqué par le fait que le nombre de paquets augmente et qu'il reste toujours inférieur à $1/e$ $\lambda \leq 1/e$, le système fonctionne dans sa zone de stabilité et court des faibles délais de transmission avec la disponibilité des slots libres, et malgré la génération de quelques paquets en attente, ces derniers seront retransmis ultérieurement dans les slots suivants, en écoulant alors des faibles délais. Cependant, lorsque la charge du trafic dépasse le $1/e$ ($\lambda > 1/e$), le système devient instable et court des longues délais pour pouvoir transmettre les paquets arrivés. En fait, la valeur ($1/e$) correspond exactement au point x_0 de la figure (3.4), qui représente le niveau de stabilité le plus performant du SALOHA.

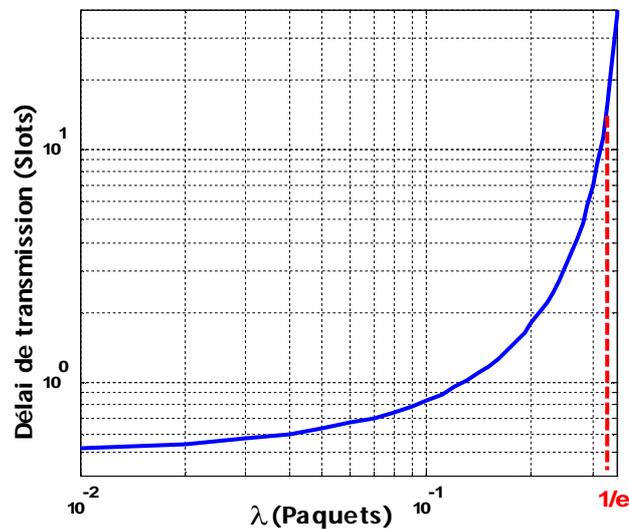


Figure 3.5 Délai de transmission d'un paquet.

3.3 Modélisation du comportement des nœuds en SALOHA par un jeu de codes stratégique

3.3.1 Problématique

Lors de son fonctionnement, le réseau SALOHA bascule généralement entre deux états transitoires essentiels ; un état de progression suit rapidement par un état de saturation. À l'état de progression, le nombre des nœuds voulant transmettre est assez petit devant un canal de transmission qui porte à sa part un nombre suffisant des slots libres. Chose qui augmente la probabilité de succès de la transmission et améliore également les performances du réseau en terme de débit et délai de la transmission. Seulement, à l'arrivée de nouveaux nœuds actifs, le réseau commence à connaître de collisions et de congestion au niveau du support de transmission, et il bascule alors très rapidement vers un état de saturation où les performances du réseau seront gravement dégradées. Nous remarquons donc, l'inexistence d'un état de stabilité intermédiaire entre les deux états transitoires, qui peut assurer un certain niveau de fiabilité et d'efficacité pendant une durée prolongée de fonctionnement du réseau. Et, c'est dans ce cadre que notre étude est focalisée, où nous estimons découvrir à travers notre modèle de jeu de stratégie, un état d'équilibre plus stable qui conduit le réseau vers une certaine optimalité permanente des performances du réseau sans fil.

La modélisation du SALOHA a fait l'objet de plusieurs recherches scientifiques dans ces dernières années. Pour pouvoir étudier le comportement des usagers pendant l'accès à la couche MAC, l'auteur dans [54] présente le SALOHA comme étant un jeu stochastique à information imparfaite, dont l'objectif de découvrir l'équilibre du système par le choix stratégique de la probabilité de retransmission q_r . Dans [55,56] l'auteur présente un modèle de jeu sur le comportement égoïste des nœuds durant l'accès MAC, pour déterminer la charge du trafic convenable pour y avoir de l'équilibre dans le réseau. Aussi, dans [57,58,59,60 et 61] les auteurs étudient le SALOHA sous forme d'un modèle de jeu stratégique pour discuter les performances du réseau sans fil, en particulier le facteur délai et débit du système ainsi que la consommation énergétique. Chacun de ces travaux a

considéré un modèle de jeu différent dans la relation entre les usagers et le taux d'information échangé entre eux. En fait, notre modèle appartient au même contexte, dans la mesure où nous considérons un modèle de jeu stratégique de codes à effacement, dont l'objectif de voir le comportement du réseau vis-à-vis le type de codage employé et découvrir le point d'équilibre dans lequel le protocole doit être stable et performant en termes de débit et économie d'énergie.

Comme nous l'avons vu à la section précédente ; le SALOHA souffre d'un taux de collision très important qui provoque les retransmissions successives et cause par conséquent des longs délais de transmission. Cela influe d'une manière négative sur les performances du réseau, et notamment sur le débit et l'économie de l'énergie. Aussi, en plus de la collision, on distingue également les phénomènes de fading et de bruit qui caractérisent la liaison radio, et qui causent réellement des pertes et des erreurs au sein des paquets pendant leurs transmissions, en conduisant alors le réseau à une situation d'instabilité avec des performances complètement dégradées. En revanche, dans de telles situations ; l'implémentation d'un système de sécurisation et de correction des données transmises est primordiale pour assurer un certain niveau de stabilité et de fiabilité des réseaux sans fil. Pour cet effet, nous intégrons dans notre système de transmission un code détecteur correcteur d'erreurs à base de codes Reed-Solomon (RS) avec une technique de marquage des symboles pour la mise en œuvre des effacements.

3.3.2 Les codes RS à effacement

Les codes Reed-Solomon sont des codes détecteurs correcteurs d'erreurs, ayant une distance de Hamming $d = 2*t + 1$ tel que t est la capacité de correction. Le codeur code un mot de longueur k paquets originaux en un mot de code $C(x)$ de N paquets codés, avec donc $N - k$ paquets redondants. À la réception, le décodeur récupère le mot original (k paquets originaux) à partir du mot reçu $C'(x)$, après avoir détecté et corrigé les erreurs et effacements commis sur le mot transmis. On définit alors une erreur comme étant un symbole erroné à l'intérieur du mot de code reçu dont la position est inconnue. Tandis que l'effacement est un symbole erroné à l'intérieur du mot de code reçu dont la position est exactement repérée. Donc, la correction consiste à restituer la valeur d'origine de chacun

des symboles erronés du mot de code reçu. Pour traiter les effacements, on utilise une technique de marquage de chaque symbole, comme par exemple ; la détermination de nombre de bits par symbole et aussi l'utilisation de bit de parité, ce dernier qui permet de détecter toutes les erreurs dont le nombre est impaire et également de séparer les erreurs des effacements dans le mot de code reçu $C'(x)$. Dans [62] l'auteur développe un code Reed-Solomon (127,k,d) défini par le polynôme générateur $g(x)$, le polynôme primitif de la forme $P(x) = x^7 + x^3 + 1$ où α est sa racine, un corps de Galois (2^7) qui contient 127 éléments et une taille de symbole égale à 7 bits. La taille du message est k symboles avec une distance de Hamming d. Le nombre d'erreurs corrigible est t , et le nombre maximale d'effacement est $2t$.

Le polynôme générateur est calculé comme suit ;

$$g(x) = \prod_{i=0}^{d-2} (x - \alpha^i) = (x - \alpha^0)(x - \alpha^1) \dots (x - \alpha^{d-2}) \quad (3.12)$$

Tel que le mot $C(x)$ est sous la forme suivante ;

$$C(x) = x^{N-k} \sum_{i=k-1}^0 \alpha_i x^i + \sum_{j=N-k-1}^0 r_j x^j \quad (3.13)$$

Tel que $r_j \in \{0, 127\}$ sont les coefficients du polynôme $R(x)$ qui est le reste de la division de $X^{(N-k)} * M(x)$ par $g(x)$. Où $M(x)$ est le polynôme d'information donné comme suit ;

$$M(x) = \sum_{i=k-1}^0 \alpha_i x^i = \alpha_{k-1} x^{k-1} + \dots + \alpha_1 x^1 + \alpha_0 x^0 \quad (3.14)$$

Alors, la redondance $R(x)$ est égale à ;

$$R(x) = \sum_{j=N-k-1}^0 \alpha_j x^j = r_{n-k-1} x^{N-k-1} + \dots + r_1 x^1 + r_0 x^0 \quad (3.15)$$

Les coefficients des polynômes peuvent être représentés sous forme de valeurs discrètes comprises entre 0 et 127, soit sous forme de puissance de α . En fait, la génération de la redondance est bien expliquée dans [63,64], dans lesquels l'auteur présente des exemples

simples pour la formation des paquets redondants. Par exemple, le premier paquet redondant peut être généré par la fonction suivante ;

$$c_{k+1,i} = \left(\sum_{j=1}^k c_{j,i} \right) \text{mod } 2 \quad (3.16)$$

Où $c_{i,j}$ est le $i^{\text{ème}}$ bit du $j^{\text{ème}}$ paquet.

Le deuxième paquet redondant est généré par l'équation suivante :

$$c_{k+2,i} = \begin{cases} \left(\sum_{j=1}^i c_{j,i+1-j} \right) \text{mod } 2, \dots \dots \dots 1 \leq i \leq k+1 \\ \left(\sum_{j=1}^{k+1} c_{j,i+1-j} \right) \text{mod } 2, \dots \dots \dots k+2 \leq i \leq m \\ \left(\sum_{j=1}^{k+m-i+1} c_{i-m+j,m+1-j} \right) \text{mod } 2, \dots \dots \dots m+1 \leq i \leq m+k \end{cases} \quad (3.17)$$

Maintenant, au niveau de la réception, le mot de code reçu sera de la forme ;

$$C'(x) = [C(x) + E(x)] \text{mod } 2 \quad (3.18)$$

Tel que,

$$E(x) = \sum_{j=N-1}^0 b_j x_j = b_{N-1} x_{N-1} + \dots + b_1 x_1 + b_0 x_0 \quad (3.19)$$

Avec $b_j \in \{0,127\}$. Si $E(x) = 0$ alors $C'(x) = C(x)$, ceci est le cas d'une transmission sans erreurs et sans effacements. Or, il y a l'algorithme de décodage qui permet de corriger les erreurs et de remplacer les effacements après avoir les détecter et les localiser. Pour localiser les effacements, on utilise le polynôme localisateur d'effacements $\sigma_e(x)$;

$$\sigma_e(x) = \prod_{h=1}^j (1 + \alpha^{i_h} x) = (1 + \alpha^{i_1} x)(1 + \alpha^{i_2} x) \dots (1 + \alpha^{i_j} x) \quad (3.20)$$

Où $j = \{1, 2, 3, \dots, e'\}$. Tel que, j est le rang des effacements, et e' est le nombre des effacements calculé à la réception, avec $e' \leq 2t$, et $i_1, i_2, \dots, i_j \in \{0, 126\}$. Pour localiser les erreurs, on utilise le polynôme localisateur d'erreurs $\beta(x)$ donné comme suit ;

$$\sigma(x) = \sigma_e \beta(x) \quad (3.21)$$

Tel que $\sigma(x)$ est le polynôme détecteur d'erreurs et d'effacements développé par l'algorithme de Berlekamp-Massey. Alors, les racines de $\beta(x)$ sous forme de puissance de α permettent de déterminer les positions des erreurs dans $C'(x)$. Les auteurs en [65,66,67] expliquent en détails le processus de codage et décodage en donnant des exemples concrets et simples sur le développement des algorithmes de localisation et de correction d'erreurs ou effacements, et qui permettent à la fin de récupérer le mot original.

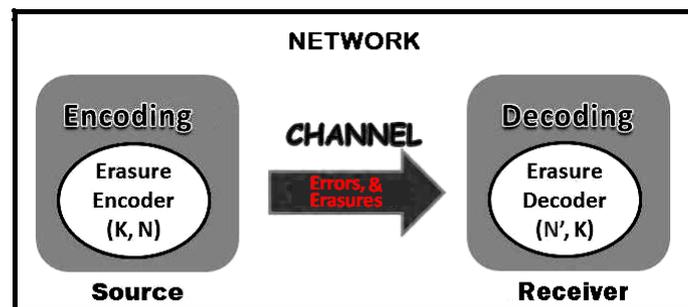


Figure 3.6 Le principe général du codage/décodage RS à effacement.

Une condition qu'on doit toujours la retenir au cours de notre étude et comme c'est démontré et vérifié dans [63] que le décodeur exige de recevoir en minimum un nombre $N' \geq k + 2$ paquets codés pour pouvoir extraire les k paquets originaux. Aussi, les codes RS à effacements sont caractérisés par un paramètre d'évaluation qu'on l'appelle le coût de codage (respectivement décodage) C_c , et qui représente la vitesse du codeur/décodeur donnée par le nombre total des opérations arithmétiques effectuées pendant le codage/décodage des données à transmettre. Tel que, pour un codage $RS(N, k)$ le coût est égale à ;

$$C_c = k \rho \log_2 N \quad (3.22)$$

Où $\rho = N - k$, qui représente le nombre des paquets redondants. Alors, nous remarquons que le C_c est fonction de la redondance, et qu'il peut influencer d'une façon positive ($C_{c\downarrow}$) ou négative ($C_{c\uparrow}$) sur la vitesse du réseau. En résumé, on dit que l'objectif du codage à effacement est de récupérer le mot original composé de k paquets originaux par l'envoi de N paquets codés qui forme le mot code à transmettre dans le canal. À la réception, le récepteur reçoit un mot de code affecté par des erreurs et/ou effacements, et qui sera

composé de N' paquets codés. Au niveau du décodeur, on peut récupérer les k paquets originaux à partir des N' paquets reçus, comme le montre la figure (3.6).

3.3.3 L'impact du codage à effacements sur le SALOHA

Par l'intégration du codage à effacement, la redondance est alors introduite et si elle est bien structurée, il sera donc possible de corriger des erreurs graves connues lors des transmissions. Alors, la génération de la redondance reste une phase très compliquée dans l'étape du codage, et forme ainsi la clé de la réussite ou l'échoue de toute l'opération de la transmission. Tel que, d'une part l'ajout des quantités supplémentaires de données fait accroître le flux de trafic et peut par conséquent causer la saturation du réseau. Mais en d'autre part, la récupération rapide des données originales à la réception par l'emploi de la redondance, réussit la transmission et évite également le système de s'entraîner dans les phénomènes des retransmissions successives qui affectent les performances du réseau sans fil, en diminuant alors la sur charge (over-head) du trafic dans le réseau. L'auteur en [64] montre l'avantage des codes à effacement sur le débit et le délai de transmission du SALOHA, avec une utilisation aléatoire de la redondance. Où nous pouvons remarquer à travers la figure (3.7), que l'avantage apporté sur le débit est limité dans des charges de trafic moyennement faibles, tandis que pendant les charges élevées du trafic arrivé les deux courbes se superposent pour montrer un comportement non différent par rapport au protocole conventionnel. Chose qui ne prouve pas en suffisance l'apport estimé du codage à effacement au protocole SALOHA. Nous pensons qu'une utilisation plus précise des codes à effacements peut conduire le réseau à des performances meilleures qu'auparavant. Et pour cet effet, nous allons étudier par la suite l'influence de type de la redondance sur les performances du réseau SALOHA sous forme d'un jeu stratégique.

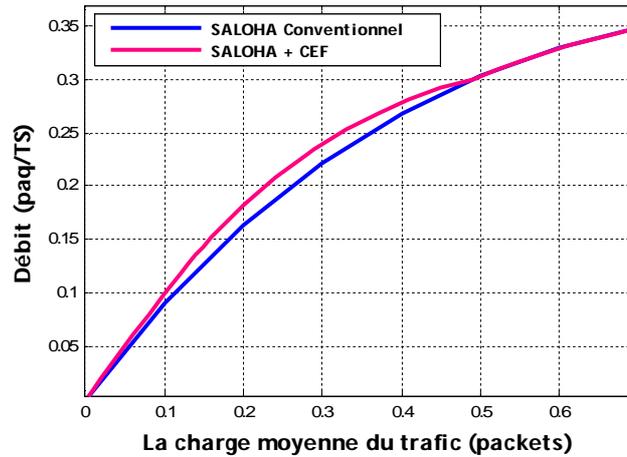


Figure 3.7 Amélioration apportée par une utilisation non stratégique des codes à effacement.

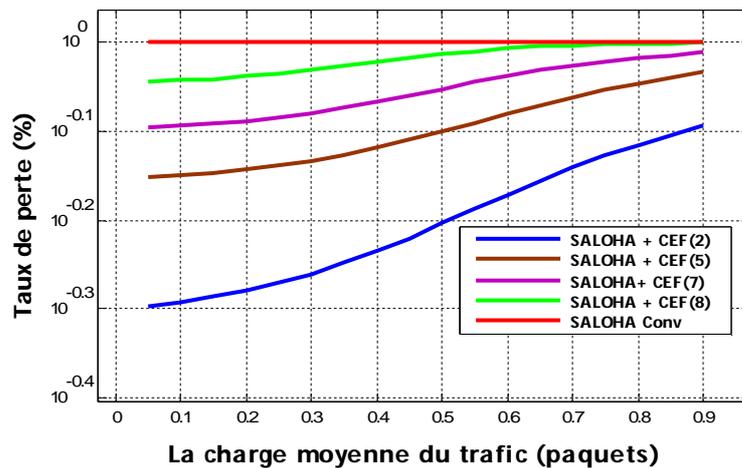


Figure 3.8 Le taux de perte du codage des paquets transmis suivant le type de la redondance.

3.3.4 Description du model de jeu

Dans un réseau sans fil composé de M nœuds qui partagent un canal de transmission de bande passante limitée et qui utilisent un algorithme à accès aléatoire ; le SALOHA pour accéder au médium. Nous supposons que les nœuds sont dotés de codeurs (respectivement décodeurs) à effacements, et lors de chaque émission le codeur envoie son mot de code avec une redondance différente par rapport aux autres transmissions d'un nouveau mot, et aussi par rapport aux autres codeurs (nœuds). Avant de commencer la transmission, le nœud source i , $i = 1, \dots, M$ code son mot original (composé de k paquets originaux) en un mot de

code de N paquets codés ($N > k$) avec une redondance ρ_i et on écrit alors $CEF(\rho_i)$. À la réception, le nœud reçoit un mot codé composé de N' paquets codés tel que ($N' \neq N$). Et la station réceptrice extraira les k paquets originaux à travers les N' paquets reçus suivant les mécanismes de correction et de remplacement des erreurs et effacements qui sont disposés chez le décodeur à effacements.

Pendant La phase de progression, le nœud transmet ses données avec une redondance qui garantit en plus la récupération de tous les paquets originaux et qui maximise également le débit de la transmission. Alors, lorsqu'un nœud utilise une redondance ρ_i assez grande, ceci augmente en d'autre part la charge du trafic, et si le canal de transmission est suffisamment libre pour pouvoir prendre en charge les paquets envoyés, il y aura donc une probabilité de succès supérieure et qui sera traduite ensuite en un progrès considérable du débit de la transmission Th_i . Ici, nous devons mettre en considération l'idée que les autres nœuds formant le réseau, pensent (se comportent) eux aussi de la même façon que le premier nœud dont l'objectif est de maximiser chacune de ses performances. Tel que, le nœud i' , $i' = 1, \dots, i-1, i+1, \dots, M$ envoie son mot avec une redondance $\rho_{i'} \neq \rho_i$, et donc $CEF(\rho_{i'})$ pour avoir un débit relatif $Th_{i'}$. Partons alors de cette idée, le réseau se trouvera en face d'une charge de trafic énorme, avec un nombre important de nœuds voulant transmettre. Dans ce cas, le nombre de slots libres sera plus petit, et pour que le nœud complète ses transmissions, il doit préférentiellement diminuer sa redondance au minimum possible, d'abord pour pouvoir transmettre tous ses paquets dans le reste des slots libres qu'il existe, et aussi pour éviter la saturation du réseau. Le déroulement du fonctionnement des nœuds pendant les deux états transitoires du système SALOHA est élaboré dans la figure (3.9). Nous concluons alors que, pour maintenir le réseau dans un état d'équilibre stable et optimum pendant une durée de fonctionnement plus prolongée, nous devons gérer le comportement (stratégie) des nœuds vis-à-vis la quantité de redondance utilisée, et aussi par rapport à l'état du fonctionnement du réseau SALOHA. Pour cet effet, nous formalisons tout cela dans un modèle de jeu stratégique à base de la théorie des jeux.

Les nœuds dans notre modèle prennent les rôles des **joueurs**. Tel qu'un joueur i entre le jeu lorsqu'il a des paquets à transmettre, on l'appelle alors « un joueur actif », et il quittera

le jeu après avoir transmis avec succès tous ses paquets. Nous supposons qu'il n'existe aucune coopération et aucun échange d'information entre les joueurs (le cas réel), et que chaque joueur i choisisse la stratégie s_i qui optimise son profit, et après chaque échec de la transmission le joueur répète ses stratégies jusqu'à la succession de toutes ses transmissions. Ici, la **stratégie** du joueur est de choisir la redondance ρ_i la plus convenable qui maximise son **utilité** u_i qui s'exprime en termes de débit Th_i , et aussi qui minimise le délai de transmission. Donc, on est à faire à un **jeu répété non-coopératif à information imparfaite**. La figure (3.9) illustre un exemple de jeu modèle d'un réseau de trois joueurs (nœuds) dont la concurrence de gagner des slots libres pour compléter leurs transmissions.

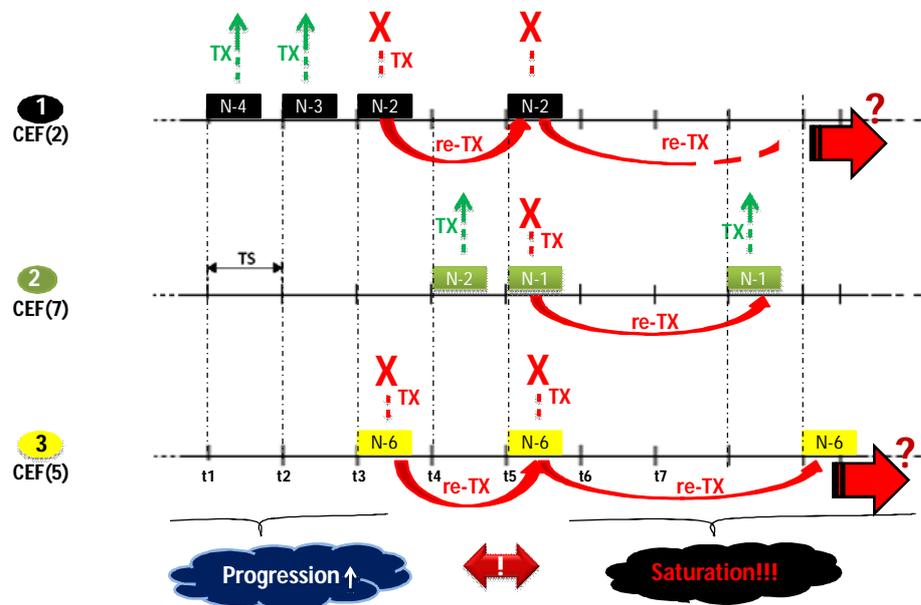


Figure 3.9 L'intermittence du réseau SALOHA par apport à la redondance.

Le jeu J est triple ; tel que $J = (\{1, \dots, M\}, s, u)$ où :

- $\{1, \dots, M\}$ est l'ensemble des joueurs dans le jeu,
- s représente l'ensemble des stratégies des joueurs, tel que s_i est la stratégie du joueur i , et s_{-i} est la stratégie de tous les joueurs sauf le joueur i . Alors, $s = \{s_1, s_2, \dots, s_M\} = \{\rho_1, \rho_2, \dots, \rho_M\}$.

- u représente l'ensemble des utilités des joueurs, tel que u_i est l'utilité du joueur i .

3.3.5 Étude de l'utilité

L'utilité dans notre jeu est le débit de la transmission, et pour l'évaluer nous suivons le même concept de probabilité utilisé en [64] avec la prise en considération du nombre de joueurs actifs dans le réseau ainsi que le type de redondance employée. Les paquets transmis forment un processus de Poisson avec une valeur moyenne λ . Après le codage, la charge moyenne du trafic devienne $\lambda.N/k$. Le débit du système s'exprime alors par l'expression suivante ;

$$Th = \lambda.Ps \quad (3.23)$$

Où ;

$$Ps = P_k + \sum_{n'=1}^{k-1} \sum_{m=1}^{n'} m/k P_{n',m} \quad (3.24)$$

La probabilité pour qu'un joueur $i \in M$ qui n'est pas en attente transmette son paquet avec succès à un slot donné est égale à ;

$$P_\rho = (e^{-\lambda(1+\frac{\rho}{k})})(1 - e^{-\lambda(1+\frac{\rho}{k})})^{M-1} \quad (3.25)$$

Tel que $\frac{N}{k} = 1 + \frac{\rho}{k}$. On met $Q_\rho = 1 - p_\rho$.

La probabilité pour qu'au moins k paquets codés soient reçus avec succès est ;

$$P_k = \sum_{i=k}^N \binom{N}{i} P_\rho^i Q_\rho^{N-i} \quad (3.26)$$

La probabilité pour que seulement $n'(n' \leq k)$ paquets codés soient reçus, lorsque m entre n paquets sont originaux, est ;

$$P_{n',m} = \binom{k}{m} \binom{N-k}{n'-m} P_\rho^{n'} Q_\rho^{N-n'} \quad (3.27)$$

En fait, un paquet original peut être récupéré avec succès si au moins k entre N paquets codés sont reçus avec succès, ou si $n'(n' \leq k)$ paquets codés soient reçus, lorsque m entre n' paquets sont originaux. On écrit alors ;

$$P_s = \sum_{i=k}^N \binom{N}{i} P_\rho Q_\rho^{N-i} + \sum_{n'=1}^{k-1} \sum_{m=1}^{n'} \frac{m}{k} \binom{k}{m} \binom{N-k}{n'-m} P_\rho^{n'} Q_\rho^{N-n'} \quad (3.28)$$

Selon l'équation (3.23), l'expression de l'utilité est ;

$$u(\rho) = Th(\rho) = \lambda \cdot \left\{ \sum_{i=k}^N \binom{N}{i} P_\rho Q_\rho^{N-i} + \sum_{n'=1}^{k-1} \sum_{m=1}^{n'} \frac{m}{k} \binom{k}{m} \binom{N-k}{n'-m} P_\rho^{n'} Q_\rho^{N-n'} \right\} \quad (3.29)$$

3.3.6 Discussion de l'équilibre

Pour étudier l'équilibre du jeu, nous nous référons à l'ensemble des théorèmes présentés dans la première section du chapitre 2 pour d'abord démontrer l'existence ou la non-existence de l'équilibre du jeu, et puis pour découvrir sa valeur dans le cas d'existence et prouver ainsi s'il est unique ou pas.

3.3.6.1 Existence

Comme nous voyons dans l'équation (3.29) ; l'utilité du jeu est en fonction de trois variables λ, M et ρ . Alors nous prenons en valeur constante les deux autres variables afin de pouvoir examiner seulement l'effet de ρ sur l'utilité $u(\rho)$. Nous choisissons donc des valeurs passives qui n'influent pas sur la valeur générale de la fonction, et nous mettons pour cela $\lambda = 1$ et $M = 1$ pour un seul utilisateur de réseau. La courbe de la figure (3.10) décrit le comportement du débit en fonction de la redondance où nous remarquons que la fonction est continue et concave sur l'intervalle $[0,10]$, tel que $\frac{\partial^2 Th_i}{\partial \rho_i^2} < 0$. Alors, selon le théorème

(2.1) de Weierstrass cité en paragraphe (2.2.2) ; il existe un maximum s_i^* tel que pour $\forall s_i \in s, \exists s_i^* \in s$ tel que $u(s_i^*, s_i) > u(s_i, s_i)$ où s_i^* est la stratégie dominante. Et selon le **théorème (2.2)** de **Rosen** en paragraphe (2.2.2) ; notre utilité possède un équilibre unique. Le **théorème (2.4)** de (**Debreu, Glicksberg et Fan**) en paragraphe (2.2.1) confirme que notre jeu non coopératif admet un équilibre de Nash unique dans les stratégies s_i pures. Tel que les ensembles de stratégies s_i sont fermés et bornés, et aussi convexes lorsque les combinaisons entre les stratégies appartiennent eux-mêmes à l'ensemble compact s . Donc,

nous concluons qu'il existe un **équilibre de Nash (NE)** pure et unique pour notre jeu de codes $J = (\{1, \dots, M\}, s, u)$ non coopératif à information imparfaite.

3.3.6.2 Évaluation

Maintenant, pour découvrir l'équilibre de Nash (NE), on analyse la meilleure réponse des joueurs i . Dans la figure (3.10) nous remarquons que, pour $\rho = 0$, le réseau présente un débit très faible, et qui prend à s'agrandir progressivement jusqu'à la valeur $\rho = 2$ où il atteint sa valeur max pour tous les nœuds du réseau, tel que $Th(\rho = 2) = \arg \max Th$, et nous marquons ce point optimal par ρ^* .

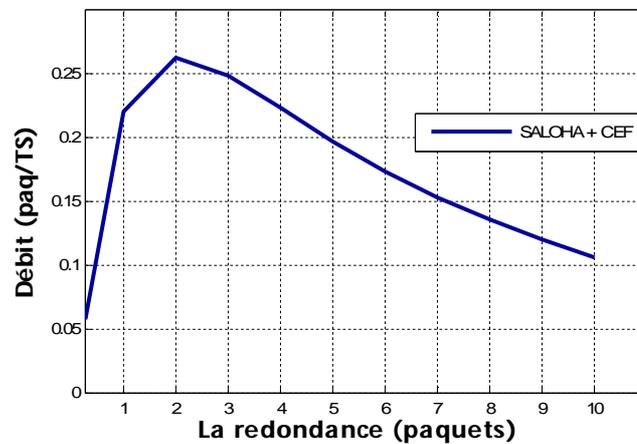


Figure 3.10 La variation du débit de réseau (SALOHA + CEF) vis-à-vis la redondance.

Après, lorsque $\rho > 2$ le réseau se dégrade graduellement vers des niveaux plus faibles en débit. On peut écrire alors, que lorsque $\rho < \rho^*$ la congestion domine et qui résulte un faible débit du réseau. Cependant, lorsque $\rho > \rho^*$ le débit s'affaiblit vers des niveaux plus bas. Donc, la stratégie $Th(\rho^*, \rho_{-i})$ présente la stratégie dominante tel que, $Th(\rho^*, \rho_{-i}) \geq Th(\rho', \rho_{-i})$, pour tout $\rho' \neq \rho^*$, et elle présente aussi la meilleure réponse du joueur i aux stratégies ρ_{-i} ; et on écrit $\rho^* = BR(\rho_{-i})$. Et selon la **définition (2.1)** et la **définition (2.2)** du paragraphe (2.1.6.2), nous concluons que la stratégie $Th(\rho^*, \rho_{-i})$ est l'équilibre de Nash (NE) pure et unique de notre jeu de codes. Par la suite, nous démontrons l'avantage apporté par l'équilibre sur le fonctionnement du SALOHA dans le réseau ad hoc.

3.4 Les performances du réseau SALOHA à l'équilibre de Nash

Pour évaluer la différence en termes de performances, entre le réseau en équilibre et le réseau en dehors de l'équilibre, nous entamons au début le prix de codage pour voir l'impact de l'équilibre sur le fonctionnement des codeurs/décodeurs RS à effacement et puis nous abordons respectivement ; le taux de perte des paquets, le débit, la stabilité, le délai de transmission et finalement la gestion de l'énergie.

3.4.1 Le prix de codage

La figure (3.11) montre que pendant l'équilibre les opérations de codage/décodage présentent le prix de codage/décodage le plus bas. Par conséquent, les codeurs/décodeurs fonctionnent donc plus vite en équilibre qu'ailleurs, et la différence de vitesse apportée au niveau du codage/décodage se traduit après par une augmentation remarquable en débit de système ; quand le nœud peut prendre en charge une quantité supérieure de données (flux) à transmettre. Tel que pendant l'équilibre, le prix de codage/décodage varie entre $[0.9, 2.2\%]$, ce qui signifie que le codeur/décodeur exécute 90 opérations arithmétiques pour générer deux paquets redondants ou bien récupérer huit paquets originaux. Tandis que pour générer les dix paquets redondants le codeur exécute jusqu'à 1000 opérations arithmétiques. On constate donc une différence importante qui peut influencer énormément sur le débit de la transmission des données.

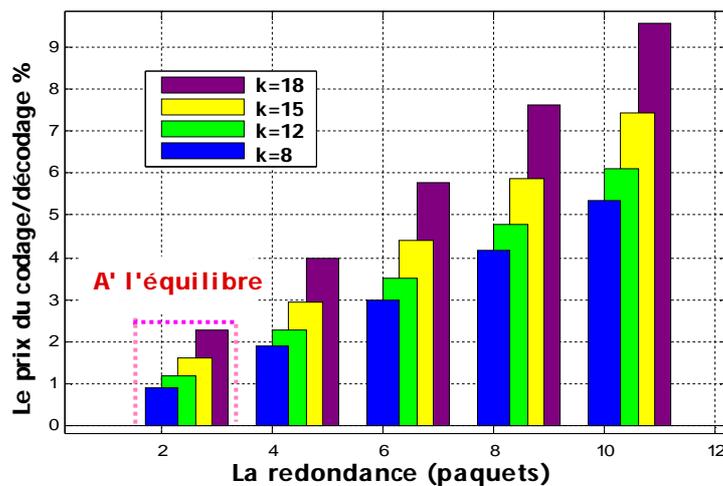


Figure 3.11 Le prix de codage/décodage par rapport à la redondance et la taille du paquet.

En fait, la différence sera encore plus significative dans le cas réel avec un nombre à l'ordre de 10.000 opérations arithmétiques pour générer ou récupérer un nombre plus grand des paquets codés. Donc, à l'équilibre le système fonctionne plus rapidement par rapport au système conventionnel, lorsque la condition de Reed-Solomon nécessaire pour pouvoir récupérer les k paquets originaux (paragraphe 3.2.2) sera toujours respectée.

3.4.2 Le taux de perte

Aussi, l'avantage de l'équilibre de Nash se voit encore au niveau du taux de perte des paquets transmis. Tel qu'à l'équilibre le réseau présente un taux de perte très inférieur par rapport à celui en dehors de l'équilibre. Et, la figure (3.12) montre un écart considérable entre les deux systèmes. Cet avantage enregistré confirme en d'autre part l'augmentation du taux de la réussite des transmissions des paquets pendant l'équilibre.

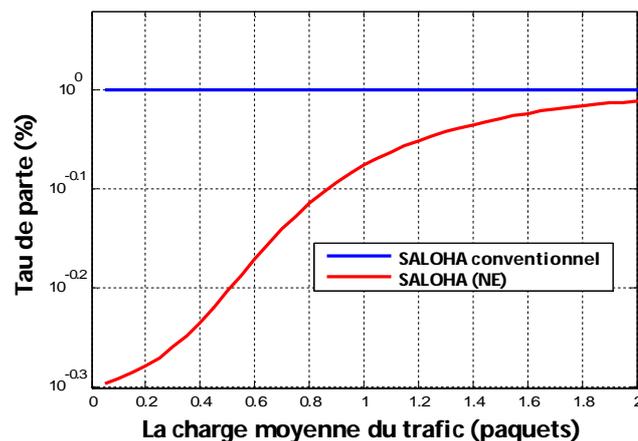


Figure 3.12 Le taux de perte des paquets dans l'équilibre et en dehors de l'équilibre de Nash.

3.4.3 Le débit

Dans la figure (3.13), nous remarquons l'influence de nombre des usagers sur le débit du système. Le débit varie inversement proportionnelle par rapport au nombre des usagers en transmission, tel que lorsque le nombre des usagers augmente, le débit s'affaiblit graduellement jusqu'à le point de saturation du réseau où il devient presque nul. On remarque aussi qu'en passant de nombre cinq à dix usagers le débit marque un saut d'affaiblissement plus fort par rapport aux autres transitions de 10 – 15 usagers ou de 15 – 20 usagers. Et, nous pouvons expliquer cela par le fait que le réseau rentrera à la zone de

saturation (marqué par la transition 5 – 10), le réseau enregistre une dégradation considérable dans le débit de la transmission. Ensuite, et une fois rentré dans cette zone de saturation, le réseau se dégrade progressivement par un pas plus petit jusqu'au point limite de la saturation, où le débit devient presque nulle (arrêt du système).

Les figures de (3.14) a) et b), montrent comment à l'équilibre le SALOHA fonctionne avec un débit supérieur en comparaison à son fonctionnement à l'état classique. Cette supériorité deviendra encore plus importante en participant un nombre plus grand des usagers. En effet, avec un seul utilisateur et dont l'absence des collisions, le réseau présente un débit élevé en comparaison avec un réseau de vingt utilisateurs, où le nombre de collisions est plus important.

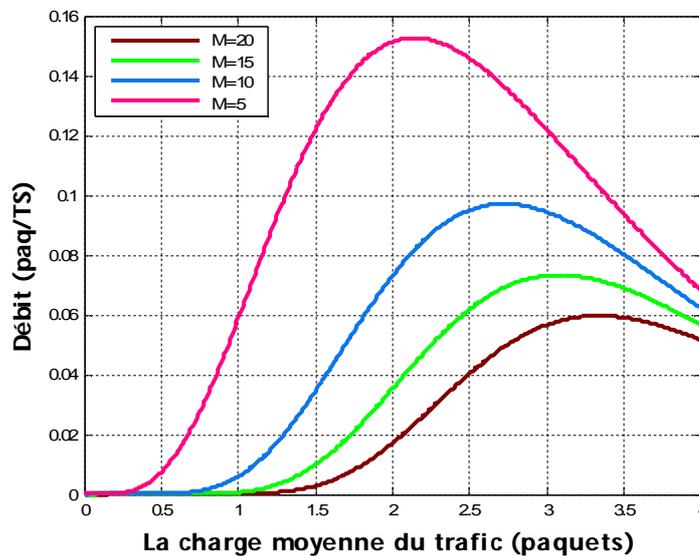


Figure 3.13 Le débit du SALOHA à différent usagers.

Encore, l'avantage apporté sur les performances du réseau SALOHA, et spécialement sur le débit de la transmission, se voit très clairement dans les deux figures et particulièrement dans la deuxième figure qui présente un cas plus pratique. Donc, tout en s'approchant de la réalité, le bienfait de l'équilibre de Nash devient encore plus brillant et plus significatif. Ce qui confirme en plus l'utilité de la théorie des jeux dans l'analyse et le développement des problématiques dans la couche MAC des réseaux sans fil.

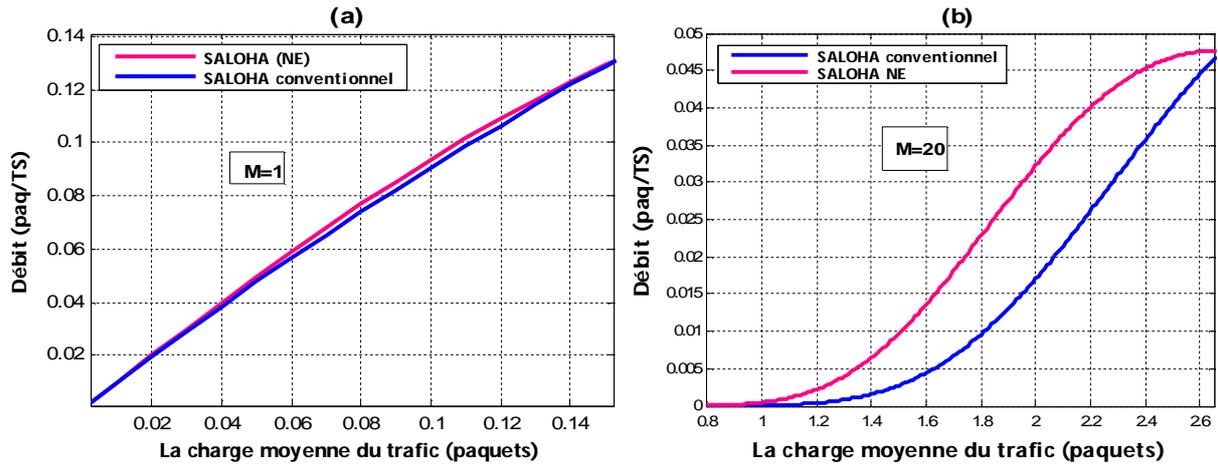


Figure 3.14 a) Le réseau SALOHA avec un seul usager. b) Le réseau SALOHA avec plusieurs usagers.

3.4.4 La stabilité

Aussi, la stabilité du système à l'équilibre est renforcée en plus lorsque la zone où le débit est élevé s'élargira encore pour offrir au système une marge d'optimisation plus étendue. Et pour confirmer cela, nous revenons à l'accumulation enregistrée entre deux états successifs de la chaîne de Markov. Tel que, la variation de $A(n)$ qui exprime le cumule des paquets en attente peut nous donner une idée sur la stabilité du protocole SALOHA, et surtout devant une charge de trafic très importante. Alors, selon l'équation (3.6) on peut écrire ;

$$\lim_{\lambda \rightarrow \infty} A(n) = \lim_{\lambda \rightarrow \infty} (M - n)q_t - P_{succ}. \quad (3.30)$$

Tel que $q_t = 1 - e^{-\frac{\lambda}{M}}$. Alors $\lim_{\lambda \rightarrow \infty} q_t = 1$ avec $\lim_{\lambda \rightarrow \infty} e^{-\frac{\lambda}{M}} = 0$.

Aussi, $\lim_{\lambda \rightarrow \infty} P_{succ} = \lim_{\lambda \rightarrow \infty} P_s = \lim_{\lambda \rightarrow \infty} \sum_{i=k}^N \binom{N}{i} P_\rho^i Q_\rho^{N-i} + \sum_{n'=1}^{k-1} \sum_{m=1}^{n'} \frac{m}{k} \binom{k}{m} \binom{N-k}{n'-m} P_\rho^{n'} Q_\rho^{N-n'}$. Tel que

$\lim_{\lambda \rightarrow \infty} P_\rho = \lim_{\lambda \rightarrow \infty} (e^{-\lambda(1+\frac{\rho}{k})}) (1 - e^{-\lambda(1+\frac{\rho}{k})})^{M-1} = 0$. On aura donc $\lim_{\lambda \rightarrow \infty} P_{succ} = 0$. Alors ;

$$\lim_{\lambda \rightarrow \infty} A(n) = (M - n) = c \quad (3.31)$$

Lorsque tous les nœuds du réseau SALOHA sont à l'équilibre, chacun alors maximise sa probabilité de succès de la transmission, et par conséquent le nombre de paquets en attente n va être plus faible avec une légère variation entre les différents états du système.

Alors, la limite de l'accumulation qui égale à c tend à être presque fixe (faible variation) lorsque la charge du trafic tend vers l'infinie (théoriquement). Malgré que ce résultat montre d'une part les conséquences de la saturation du SALOHA devant une charge du trafic très importante, mais en d'autre part il montre la stabilité acquise du réseau pendant l'équilibre.

3.4.5 Le délai de la transmission

À l'équilibre le SALOHA offre un délai meilleur que celui conventionnel (en dehors de l'équilibre). Nous remarquons dans la figure (3.15) un avantage considérable dans le délai de la transmission, apporté par l'équilibre de Nash dans le réseau SALOHA. Malgré cela, le délai marque toujours une variation brusque vers des valeurs élevées en face des charges de trafic très faibles. Cet inconvénient reste parmi les grands défis que les chercheurs scientifiques rencontrent à l'heure actuelle.

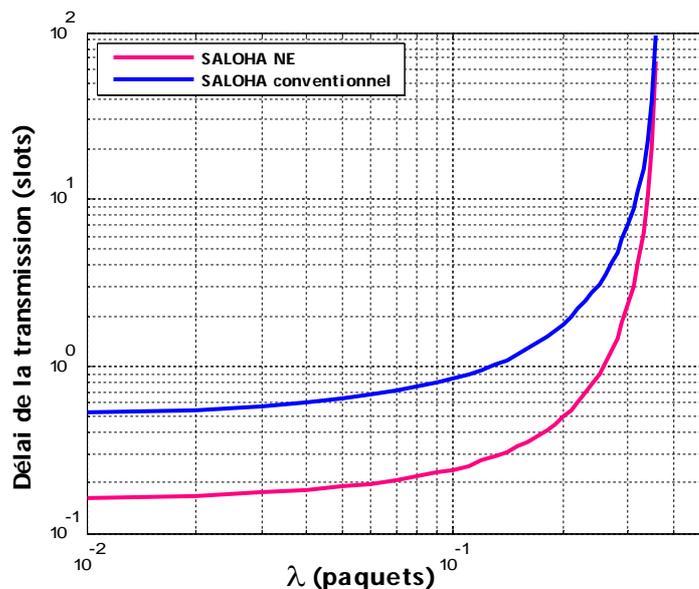


Figure 3.15 Délai de la transmission dans le SALOHA en NE et en dehors de NE.

3.5 Conclusion

L'étude du jeu de codes proposé dans ce chapitre, nous a permis de découvrir l'équilibre de Nash dans le réseau SALOHA. À l'équilibre, le réseau devient plus performant en termes de taux de perte, délai et débit de la transmission ainsi que la consommation énergétique. Afin d'évaluer l'avantage de l'équilibre sur le réseau SALOHA, nous avons présenté des

simulations contenant des comparaisons de différentes qualités ; comme le prix de codage/décodage, le taux de perte des paquets, délai de la transmission et aussi le débit. En fait, les simulations confirment le progrès que l'équilibre apporte sur les différentes performances du réseau SALOHA.

Chapitre 4

Le jeu de codes dans le réseau CSMA

4.1 Introduction

Si le protocole SALOHA est utilisé beaucoup plus dans les liaisons satellite-station terrestre pour faire des réservations lors de la demande de l'allocation d'une bande de fréquence. L'ECDF est actuellement très utilisé dans les réseaux ad hoc, et notamment dans les MANETs pour le contrôle d'accès au support de transmission au niveau de la couche MAC. En fait, l'EDCF est à la base une version développée du protocole CSMA/CA qui fait partie de la famille des protocoles à accès aléatoire. Et pour accéder au médium, les nœuds dans les réseaux ad hoc mobiles utilisent la technique d'accès aléatoire CSMA/CA afin d'éviter la collision pendant leurs transmissions des données. Ce protocole est dopé de plusieurs mécanismes de contrôle et d'acquittement afin de mieux contrôler l'accès au médium et assurer un certain niveau d'optimalité sur le débit de la transmission et la gestion de l'énergie. Parmi ces mécanismes on distingue le RTS, CTS, ACK et le backoff, qu'on a déjà expliqué en détails dans le premier chapitre. Et malgré toutes ces techniques de prévention et de contrôle, le CSMA et ses améliorations souffrent encore de collisions et de congestions qui affectent négativement ses performances et affaiblissent également son efficacité pour la succession de la transmission des données et l'économie de l'énergie. Notant que les chercheurs n'ont pas cessé jusqu'à présent de proposer des solutions alternatives pour ce protocole de communication, comme le cas des travaux en [69,70,71,72,73]. Par ailleurs, nous constatons que les différentes solutions proposées dans la littérature pour améliorer les performances des réseaux CSMA développent quelques performances au détriment des autres. Tel que, les solutions qui cherchent d'une part d'apporter des avantages sur la capacité réseau et sur le contrôle de l'énergie, peuvent en d'autre part dégrader le débit global et la QoS du réseau. Malheureusement, bien qu'elles aient soulevé certains problèmes, ces solutions sont basées sur certaines techniques où l'analyse des phénomènes et de leurs causes est rendu complexe par l'empilement des protocoles et leurs diverses interactions. Donc, il faut chercher à des solutions souples et intelligentes qui peuvent satisfaire l'ensemble des performances du réseau ad hoc tout en respectant l'architecture de base du réseau, afin de pouvoir garantir un niveau de QoS fiable et adéquat pour les applications temps réels et multimédia. En fait, dans ces dernières années, l'analyse du CSMA par la théorie des jeux a fait l'objet de plusieurs travaux scientifiques, et qui ont

vraiment donné des nouvelles issues efficaces pour l'amélioration du rendement de ce protocole aléatoire ; comme dans les travaux [74,75,76] les auteurs étudient les comportements égoïstes des nœuds dans les réseaux CSMA/CA par un jeu répété non coopératif, et proposent des solutions basées sur l'équilibre de Nash pareto-optimal pour optimiser le réseau. Aussi, dans [77,78] l'auteur étudie la possibilité de coopérer entre les usagers du réseau afin de maximiser le débit par un jeu coopératif répété. Pour cet effet, et dans ce même contexte, nous proposons dans ce chapitre des solutions pratiques pour diminuer la collision et corriger les erreurs afin de maintenir le réseau CSMA à son niveau optimum pendant une durée plus prolongée et avec plus de stabilité.

Ce chapitre est structuré en deux parties essentielles. Dans la première partie, nous discutons l'état des performances du CSMA en mode conventionnel, où nous présentons le niveau de délai, taux de perte des paquets et le débit de la transmission. Nous allons alors montrer le niveau faible qui caractérise l'ensemble des performances de réseau CSMA. Cependant, afin de prévoir des solutions plus efficaces, nous commençons d'abord par exposer la problématique imposée dans ce protocole et nous expliquons les causes responsables de la dégradation des performances de CSMA et les sources relatives à ces causes. En fait, nous allons voir que les longues trames, les nœuds cachés et les nœuds exposés sont presque les causes principales des phénomènes de collisions et des retransmissions successives qui prolongent les délais et affaiblissent le débit de la transmission en conduisant le réseau à des pertes sèches de l'énergie disponible. Pour résoudre ces problèmes, nous proposons comme dans le SALOHA deux solutions complémentaires ; la première consiste à intégrer un code à effacements pour récupérer à la réception tous les paquets originaux et donc augmenter la probabilité de succès de la transmission et diminuer aussi le nombre des retransmissions. La deuxième solution est basée sur la théorie des jeux, lorsqu'on propose un modèle mathématique d'un jeu de codes stratégique qui permet d'étudier le comportement égoïste des nœuds pendant l'accès au médium et de voir également la possibilité de se converger vers une solution bénéfique qui satisfait tous les nœuds et mettra le réseau dans un état d'équilibre plus stable. Nous commençons alors par présenter le modèle de jeu par la définition de ses composantes essentielles avec la description de ses différentes caractéristiques. Ensuite, nous passons à

l'étape la plus difficile dans la théorie des jeux, qui est l'étude de l'équilibre. Où, nous discutons l'existence de l'équilibre et la possibilité de convergence de notre modèle. En fait, nous allons démontrer que notre modèle converge vers une solution unique qui représente l'équilibre de Nash pure et unique pour notre jeu de codes non coopératif à information imparfaite. Pour évaluer l'impact de nos solutions proposées sur les performances du réseau CSMA, nous présentons dans la deuxième partie de ce chapitre un ensemble de simulations qui décrivent les différentes performances du réseau à l'équilibre, et qui les comparent avec celles en mode conventionnel. À la fin, nous concluons les avantages apportés par notre modèle sur le réseau CSMA.

4.2 Les performances du CSMA

Dans un réseau ad hoc, le nœud peut être soit en mode émission ou en mode réception, et le basculement entre les deux modes se fait dans un délai très faible et négligeable par rapport au délai de la propagation. La même chose pour le délai de détection de porteuse qui est pratiquement faible et qui peut être négligé lors des calculs de délai global de la transmission. Aussi, comme dans le SALOHA, nous allons assumer les point a, b, c, e, f et g mentionnés en paragraphe (3.1) du troisième chapitre. Le protocole CSMA qui a été proposé dans [79,80], présente plusieurs variantes comme le CSMA persistant, le CSMA p-persistant et le CSMA non persistant. Alors que ce dernier présente les meilleures performances en débit et délai de la transmission. Donc, nous allons considérer le CSMA discrétisé non persistant dans tous nos calculs et analyses présentées dans le reste de ce chapitre.

Pour limiter le taux d'interférence, dans le CSMA le nœud voulant transmettre écoute d'abord le canal de transmission, et s'il trouve que Le canal libre, alors il transmet le paquet, sinon il reporte la retransmission après quelques TS selon le délai de la propagation. Avant la retransmission, le nœud écoute le canal de nouveau et revient à la première étape de l'algorithme. Dans le CSMA discrétisé, l'axe du temps est divisé en TS, tel que tous les transmetteurs sont synchronisés pour commencer leurs transmissions au début de chaque TS. Si T est le délai (en seconde) de la propagation d'un paquet et compris le délai de la détection de la transmission dans le canal. Et si α est le rapport entre le délai de propagation et le temps de la transmission d'un paquet. Alors, $\alpha = \tau/T$, tel que τ est le

temps nécessaire pour transmettre un paquet. On dit aussi que, α est la période de vulnérabilité du CSMA. Tel que, si dans un axe de temps t_0 est le moment d'arriver du paquet qui a senti le canal libre. Alors, si un autre paquet arrive dans la période $(t_0, t_0 + \alpha)$ où il trouve le canal libre, son transmission alors tombe en collision. Sinon, le premier paquet arrivé sera transmet avec succès.

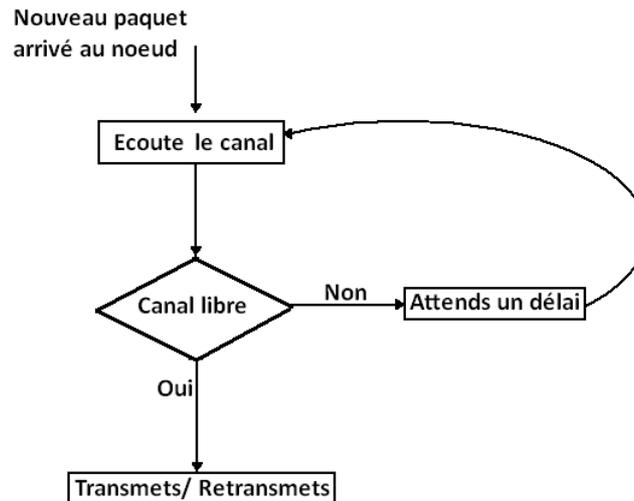


Figure 4.1 Algorithme de base du CSMA.

Pour analyser le protocole CSMA, on peut utiliser la chaîne de Markov présentée en troisième chapitre (Figure 3.3) où l'état du système est le processus stochastique à temps discret et à état discret n , qui représente le nombre des paquets en attente. Avec, la probabilité de transition du système d'un état n à l'état $n+i$ qui est donnée par la matrice de transition (3.4). Le temps entre deux transitions successives est égale à α dans le cas d'un slot libre, et à $1+\alpha$ dans le cas d'un slot occupé suivi directement par un slot libre. Alors, lors de la transition vers l'état n , la probabilité pour qu'il n'y aura pas de transmissions dans le slot suivant est :

$$P_{SL} = e^{-\lambda\alpha} q_t^n \quad (4.1)$$

Tel que P_{SL} est la probabilité d'un slot libre. Donc, le délai écoulé entre les deux transitions est égale à ;

$$D_{SL} = \alpha + 1 - e^{-\lambda\alpha} q_t^n \quad (4.2)$$

Et le nombre estimé des paquets arrivés entre transitions dans l'état n est :

$$E\{\text{paquets arrivés}\} = \lambda [\alpha + 1 - e^{-\lambda\alpha} q_t^n] \quad (4.3)$$

En fait, le nombre des paquets arrivés pendant les transitions est pratiquement la probabilité de succès de la transmission, alors on écrit ;

$$P_{succ} = \left(\lambda\alpha + \frac{q_r n}{q_t} \right) e^{-\lambda\alpha} q_t^n \quad (4.4)$$

Avec $q_r < 1$. Et, l'accumulation à l'état n sera égale à :

$$A_n = \lambda(\alpha + 1 - e^{-g(n)}) - g(n)e^{-g(n)} \quad (4.5)$$

Où , $g(n) > \lambda$ est le nombre global des transmissions suivant la transition vers l'état n ;

$$g(n) = \lambda\alpha + q_r n \quad (4.6)$$

Le débit est donné par l'équation suivante :

$$Th = \frac{\alpha g(n) e^{-\alpha g(n)}}{(1 - e^{-\alpha g(n)}) + \alpha} \quad (4.7)$$

Tel que le numérateur de l'équation (4.7) représente le nombre des paquets transmis par transition. Alors que le dénominateur est le délai estimé d'une transition entre deux états successifs.

Quoiqu'il présente un progrès remarquable en débit par apport au SALOHA, le CSMA reste toujours faible et instable vis-à-vis des charges de trafic moyennement faible. Et la marge d'optimisation s'apparait encore réduite où le réseau bascule très rapidement vers la saturation. Aussi, nous constatons que le choix du paramètre α est très important pour l'amélioration du CSMA. Tel que, lorsque $\alpha \ll$ est petit on aura un débit plus élevé.

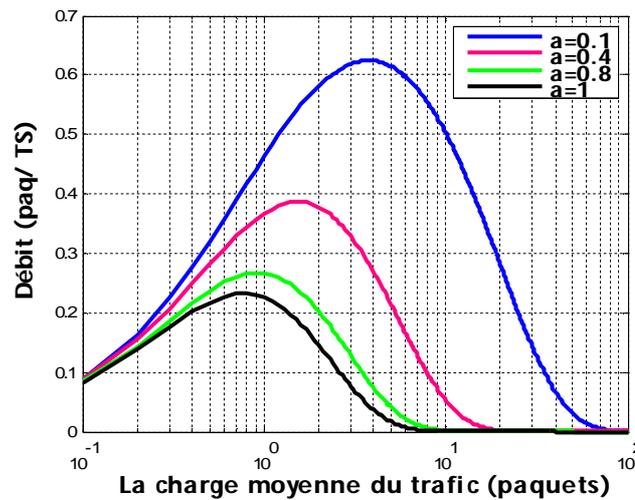


Figure 4.2 Le CSMA non persistant avec différentes valeurs de α .

4.3 Sources de problèmes dans le réseau CSMA

Le principe de fonctionnement du CSMA est expliqué dans le premier chapitre avec la définition de tous les mécanismes intégrés dans ce protocole pour lutter les phénomènes de collisions et de saturation. Cependant, le CSMA et ses versions développées souffrent encore de problèmes de collisions et de congestion qu'ils lui fait incapables de satisfaire les besoins actuels en multimédia et applications temps réel. Tel que, malgré son mécanisme d'écouter le canal avant de commencer la transmission dans un environnement sans fil, le CSMA se trouve en face de nouvelles sources de collision que l'écoute du canal ne peut pas les maîtriser parfaitement. Tel que ;

- Dans un réseau sans fil, on ne peut pas être sûre que tous les nœuds s'entendent entre eux, et le fait qu'un nœud voulant transmettre teste si le support est libre ne veut pas forcément dire que le support est libre autour du récepteur.
- Dans le cas d'une **trame longue**, le nœud fait des transmissions multiples afin de compléter l'envoi de toute la trame, ce qui augmente la probabilité d'avoir des collisions. Aussi, l'échec au cours de la transmission d'une longue trame oblige le nœud de reprendre à nouveau la transmission tout en respectant le mécanisme CSMA, ce qui introduit des pertes importantes dans le temps et dans le coût.

- Le problème des **nœuds exposés** : il arrive que pendant la transmission entre deux nœuds du réseau, un troisième nœud détecte le canal occupé ce qui lui empêche même de transmettre ses paquets vers un autre nœud différent de ceux en communication.
- Le problème des **nœuds cachés** : ce problème se produit quand deux nœuds ne peuvent pas s'entendre l'un à l'autre du fait que la distance qui les sépare est très grande ou qu'un obstacle les empêche de communiquer entre eux mais ils ont des zones de couverture qui s'interconnectent. Donc, il arrive que ces deux nœuds commencent la transmission en même temps et vers la même destination. Donc, il va y avoir de la collision des paquets et le nœud destinataire dans ce cas ne peut recevoir aucune des communications. Même, le mécanisme RTS/CTS qui est intégré dans le CSMA afin d'éviter les collisions engendrées par les nœuds cachés, la pratique montre qu'il existe des situations où ce mécanisme n'est pas tellement efficace, mais au contraire, il peut être lui aussi une source supplémentaire de collision suite à l'échec de la transmission de ses paquets. La figure ci-dessous montre un cas pratique qui peut exister, où le mécanisme RTS/CTS échoue dans la réservation du canal. Un tel cas ne peut pas être figuré dans les simulateurs qui supposent un champ de détection de porteuse parfaitement circulaire avec un rayon double de la zone de communication.

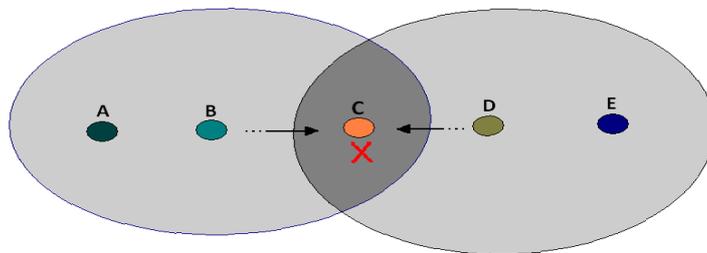


Figure 4.3 La collision par les nœuds cachés (distribution chaîne).

Dans un instant donné, les nœuds **B** et **D** qui ne s'entendent pas du tout, veulent émettre simultanément, chose qui peut provoquer la collision au niveau du nœud **C**. Dans la réalité, on peut rencontrer plusieurs distributions pareilles et encore des distributions plus complexes que cela, où de nombreuses situations de collisions peuvent s'avérer. Cependant, malgré toutes ces précautions, le réseau CSMA souffre encore de collisions et d'autres facteurs perturbateurs qui nuisent directement à ses performances. Et c'est dans ce contexte que nous proposons un modèle de jeu qui formalise les situations de conflits entre

les nœuds actives et propose au réseau une situation d'équilibre qui optimise ses performances et lui rendre plus efficace.

4.4 Modélisation du comportement des nœuds en CSMA par un jeu de codes stratégique

4.4.1 Analyse du modèle de jeu

Comme dans le cas du protocole SALOHA ; le jeu de codes dans le CSMA repose sur le même principe de celui du SALOHA, avec seulement la prise en considération de la fonction de l'écoute de porteuse lors du calcul de la fonction de l'utilité ainsi que l'évaluation de délai global de la transmission. La description du modèle de jeu est bien détaillée dans le paragraphe (3.2.4) du troisième chapitre. Tel que, les nœuds dans notre modèle prennent les rôles des **joueurs**. Un joueur i entre le jeu lorsqu'il a des paquets à transmettre, on l'appelle alors « un joueur actif », et il quittera le jeu après avoir transmis avec succès tous ses paquets. Nous supposons qu'il n'existe aucune coopération et aucun échange d'information entre les joueurs (le cas réel), et que chaque joueur i choisisse la stratégie s_i qui optimise son profit, et après chaque échec de la transmission le joueur répète ses stratégies jusqu'à la succession de toutes ses transmissions. Ici, la **stratégie** du joueur est de choisir la redondance ρ_i la plus convenable qui maximise son **utilité** u_i qui s'exprime en termes de débit Th_i et aussi qui minimise le délai de transmission. Donc, on est à faire à un **jeu répété non-coopératif à information imparfaite**. La figure (3.9) illustre un exemple de jeu modèle d'un réseau de trois joueurs (nœuds) dont la concurrence de gagner des slots libres pour compléter leurs transmissions.

Le jeu J est donc triple ; tel que $J = (\{1, \dots, M\}, s, u)$ où :

- $\{1, \dots, M\}$ est l'ensemble des joueurs dans le jeu,
- s représente l'ensemble des stratégies des joueurs, tel que s_i est la stratégie du joueur i , et s_{-i} est la stratégie de tous les joueurs sauf le joueur i . Alors,

$$s = \{s_1, s_2, \dots, s_M\} = \{\rho_1, \rho_2, \dots, \rho_M\}.$$

- u représente l'ensemble des utilités des joueurs, tel que u_i est l'utilité du joueur i .

4.4.2 La fonction d'utilité

L'arrivée des paquets forme un processus de poisson de valeur moyenne λ . Lorsque tous les paquets sont de longueur égale. À travers la figure (4.2), nous choisissons la valeur de α la plus petite qui donne le meilleur débit en mode conventionnelle. Pour extraire la fonction d'utilité, nous devons exprimer la valeur estimée de la période dont le canal est occupé \bar{B} , et la période pendant laquelle le canal reste libre \bar{T} , qui forme l'ensemble des deux périodes la longueur estimée du cycle. On détermine aussi la valeur de \bar{U} qui représente la période du temps dans le cycle pendant laquelle le support reste sans collisions. Après intégration du codage à effacements ; alors la probabilité pour qu'un joueur transmet son paquet avec succès est ;

$$P_\rho = (e^{-\lambda(1+\frac{\rho}{k})})(1 - e^{-\lambda(1+\frac{\rho}{k})})^{M-1} \quad (4.8)$$

Pour simplifier les calculs, nous mettons ; $Q_\rho = 1 - p_\rho$.

La probabilité pour qu'au moins k paquets codés soient reçus avec succès est ;

$$P_k = \sum_{i=k}^N \binom{N}{i} P_\rho^i Q_\rho^{N-i} \quad (4.9)$$

La probabilité pour que seulement n' ($n' \leq k$) paquets codés soient reçus, lorsque m entre n paquets sont originaux, est ;

$$P_{n',m} = \binom{k}{m} \binom{N-k}{n'-m} P_\rho^{n'} Q_\rho^{N-n'} \quad (4.10)$$

En fait, un paquet original peut être récupéré avec succès si au moins k entre N paquets codés sont reçus avec succès, ou si n ($n \leq k$) paquets codés sont reçus, lorsque m entre n paquets sont originaux. On écrit alors ;

$$P_S = \sum_{i=k}^N \binom{N}{i} P_\rho^i Q_\rho^{N-i} + \sum_{n'=1}^{k-1} \sum_{m=1}^{n'} \frac{m}{k} \binom{k}{m} \binom{N-k}{n'-m} P_\rho^{n'} Q_\rho^{N-n'} \quad (4.11)$$

Maintenant, nous avons l'expression du débit qui est donnée dans [79] par l'équation ;

$$u(\rho) = \frac{\bar{U}}{\bar{B} + \bar{I}} \quad (4.12)$$

Où $\bar{U} = U_s.P_s.T$, $\bar{B} = T + \tau$ et $\bar{I} = \frac{\tau e^{-\alpha G}}{1 - e^{-\alpha G}}$.

$$U_s = \frac{P\{\text{un seul arrivé durant l'intervat } \tau\}}{P\{\text{il existe quelques arrivés}\}} = \frac{e^{-\alpha G} (1 - e^{-\alpha G})^{M-1}}{e^{-\alpha GM}} \quad (4.13)$$

Où $G = \lambda N / k$. Alors,

$$U_s = e^{-\alpha G(1-M)} (1 - e^{-\alpha G})^{M-1} \quad (4.14)$$

On aura donc ;

$$u(\rho) = \frac{(1 - e^{-\alpha G})^M . P_s . e^{-\alpha G(1-M)}}{1 + \alpha - e^{-\alpha G}} \quad (4.15)$$

Ou, d'une façon plus explicite ;

$$u(\rho) = \frac{(1 - e^{-\alpha \lambda (1 + \rho/k)})^M . P_s . e^{-\alpha \lambda (1 + \rho/k)(1-M)}}{1 + \alpha - e^{-\alpha \lambda (1 + \rho/k)}} \quad (4.16)$$

Alors, relativement à un nœud actif, on a ;

$$u(\rho_i) = \frac{(1 - e^{-\alpha \lambda (1 + \rho_i/k)})^M . P_{s_i} . e^{-\alpha \lambda (1 + \rho_i/k)(1-M)}}{1 + \alpha - e^{-\alpha \lambda (1 + \rho_i/k)}} \quad (4.17)$$

4.4.3 Discussion de l'équilibre

Nous nous référons à l'ensemble des théorèmes présentés dans la première section du chapitre 2 pour d'abord démontrer l'existence ou la non-existence de l'équilibre du jeu, et ensuite, pour découvrir sa valeur dans le cas d'existence et prouver ainsi s'il est unique ou pas. Nous voyons que la fonction d'utilité qui est représentée par la courbe de la figure (4.4), est continue et concave sur l'intervalle $[0, 20]$. Alors, selon le théorème (2.1) de Weierstrass

cit  en paragraphe (2.2.2) ; il existe un maximum s_i^* tel que pour $\forall s_i \in s, \exists s_i^* \in s$ tel que $u(s_i^*, s_i) > u(s_i', s_i)$ o  s_i^* est la strat gie dominante. Aussi, selon le th or me (2.2) de Rosen en paragraphe (2.2.2) ; notre utilit  poss de un  quilibre unique. Alors que le **th or me (2.4)** de **(Debreu, Glicksberg et Fan)** en paragraphe (2.2.1) confirme que notre jeu non coop ratif admet un  quilibre de Nash unique dans les strat gies s_i pures. Tel que les ensembles de strat gies s_i sont compacts, et aussi convexes lorsque les combinaisons entre elles appartiennent elles aussi   l'ensemble compact s . Donc, nous concluons qu'il existe un ** quilibre de Nash (NE)** pure et unique pour notre jeu de codes $J = (\{1, \dots, M\}, s, u)$ non coop ratif   information imparfaite. Maintenant, pour d couvrir l' quilibre de Nash (NE), on analyse la meilleure r ponse des joueurs i .

Dans la figure (4.4) nous remarquons que, pour $\rho = 0$, le r seau pr sente un d bit tr s faible, et qui augmente progressivement jusqu'  la valeur $\rho = 5$ o  il atteint sa valeur max pour tous les n uds du r seau, tel que $Th(\rho = 5) = \arg \max Th$, et nous marquons ce point optimal par ρ^* . Apr s, quand $\rho > 5$ le r seau se d grade graduellement vers des niveaux plus faibles en d bit. On peut  crire donc, que lorsque $\rho < \rho^*$ la congestion domine et qui r sulte un faible d bit du r seau. Cependant, lorsque $\rho > \rho^*$ le d bit s'affaiblit vers des niveaux plus bas.

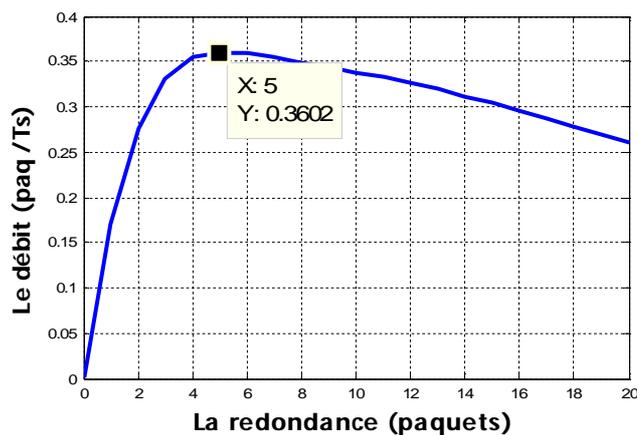


Figure 4.4 La variation du d bit par rapport   la redondance.

La stratégie $Th(\rho^*, \rho_{-i})$ est donc la stratégie dominante tel que $Th(\rho^*, \rho_{-i}) \geq Th(\rho', \rho_{-i})$ pour tout $\rho' \neq \rho^*$, et elle présente aussi la meilleure réponse du joueur i aux stratégies ρ_{-i} ; et on écrit $\rho^* = BR(\rho_{-i})$. Et selon la **définition 2.1** et la **définition 2.2** du paragraphe (2.1.6.2), nous concluons que la stratégie $Th(\rho^*, \rho_{-i})$ est l'équilibre de Nash (NE) pure et unique de notre jeu de codes. Par la suite, nous examinons l'avantage que peut apporter l'équilibre de Nash sur le fonctionnement et les performances du CSMA.

4.5 Les performances du CSMA à l'équilibre

Afin d'évaluer l'impact de l'équilibre de Nash sur le fonctionnement du protocole CSMA et même sur ses différentes performances; nous allons procéder à des simulations en MATLAB de différentes performances du protocole CSMA où nous comparons entre le mode en équilibre avec l'autre conventionnel (hors équilibre). Pour cela, nous allons traiter respectivement; le prix de codage, le débit et le délai de la transmission. Aussi, nous expliquons à la fin comment l'équilibre de Nash dirige le réseau à mieux contrôler la consommation énergétique des nœuds.

4.5.1 Le prix (coût) de codage/décodage

La figure (4.5) montre la variation du prix (coût) de codage/décodage par rapport à la redondance employée par les nœuds du réseau. Elle montre aussi, l'effet logique du nombre des paquets originaux sur la valeur estimable du prix, et qui se figure sous une relation proportionnelle montante. Le coût le plus faible est achevé lorsqu'on utilise la redondance la plus petite $\rho = 2$ paquets. À l'équilibre, le codeur/décodeur traite presque 180 opérations arithmétiques pour générer les cinq paquets redondants (codeur) ou bien récupérer les neuf paquets originaux (le cas du décodeur). Tandis que pour générer les 14 paquets redondants ou récupérer les neuf paquets originaux, le codeur en dehors de l'équilibre, exécute 580 opérations arithmétiques. La différence donc est importante et qui peut influencer énormément sur le débit de la transmission des données. En effet, la différence sera encore plus signifiante dans le cas réel avec un nombre à l'ordre de 10.000 opérations arithmétiques pour générer ou récupérer un nombre plus grand des paquets codés. Donc à l'équilibre, le coût estimé reste encore plus faible en faisant fonctionner les codeurs

(décodeurs) d'une façon plus rapide. Chose qui encourage le système à traiter plus de données à transmettre, en augmentant au plus tard la capacité et le débit du réseau. Pour le reste du chapitre, on considère le nombre des paquets originaux $k=9$ paquets.

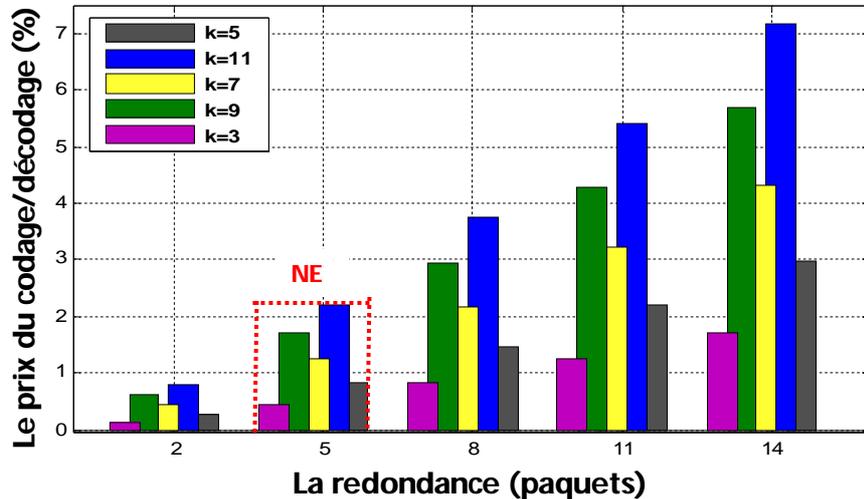


Figure 4.5 Le prix de codage/décodage par apport à la redondance et la taille du paquet.

4.5.2 Le débit

La figure (4.6, b) montre la variation de la probabilité de succès et la probabilité d'échec de la transmission des paquets dans le réseau CSMA. Les deux courbes varient inversement proportionnelles et qu'ils s'intersectent à la valeur moyenne 1 paquet de la charge du trafic. Nous remarquons une probabilité de succès supérieure lorsque le trafic est faible et qui prend à se dégradé graduellement avec l'augmentation de la charge du trafic. En fait, ceci est logique, vue le nombre de collisions qui semble très minime lorsque la charge du trafic est faible, et qu'il s'accroître en recevant une charge du trafic plus grande.

La variation du débit de la transmission du protocole CSMA NE selon les différentes valeurs de α est démontrée dans la figure (4.6, a). Où nous constatons une amélioration considérable par apport aux résultats présentés en [79,80]. Pour bien démontrer l'amélioration apportée ; dans la figure (4.7) on prend la valeur $\alpha=0.1$ qu'on a considéré dans tous nos calculs.

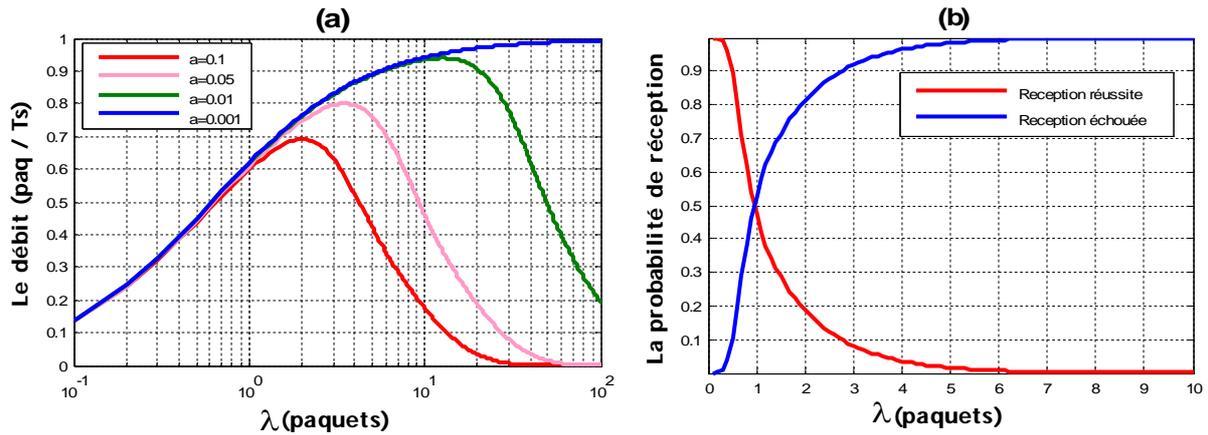


Figure 4.6 a) Le débit du CSMA NE pour différentes valeurs de α . b) La probabilité de succès et d'échec de la transmission dans le CSMA NE.

Dans l'équilibre de Nash, le protocole CSMA fonctionne plus rapidement avec un débit supérieur que celui en conventionnel. La figure (4.7) confirme cela, et exprime comment notre modèle peut être bénéfique pour le CSMA lorsqu'il l'apporte à un débit plus élevé pendant une marge importante de la charge du trafic, pour qu'il atteigne une crête maximale aussi meilleure que celle en mode conventionnel ; avec $Th_{max}(NE)=0.69$ (paq/TS) par rapport à $Th_{max}(conv)=0.62$ paq/TS. Cependant, cette supériorité ne dure pas longtemps, et les deux modes s'intersectent au point (3.2, 0.62) pour que le CSMA conventionnel devienne après supérieur à celui en équilibre. Donc, pour des charges moyennement faible ; l'équilibre de Nash apporte une amélioration considérable dans le débit du réseau CSMA.

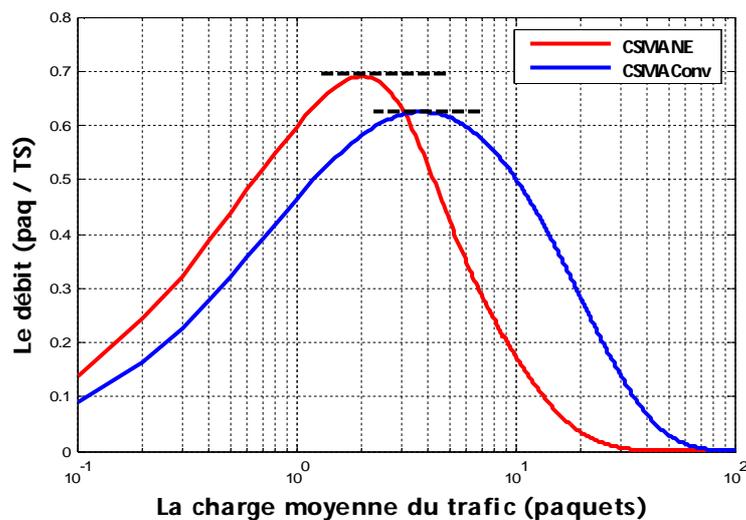


Figure 4.7 Le débit du réseau CSMA en équilibre et en dehors de l'équilibre.

4.5.3 Le délai de la transmission

Le délai global de la transmission est défini comme étant le temps moyen écoulé à partir de la génération du paquet jusqu'à son arrivé au récepteur avec succès ; alors dans le CSMA, il rassemble le délai de l'écoute du canal, le délai de transmission, le délai de retransmission et le délai du feedback ;

$$D = D_{\text{écoute}} + D_{\text{trans}} + D_{\text{retrans}} + D_{\text{fback}} \quad (4.18)$$

L'expression du délai global de la transmission dans le réseau CSMA non persistant est donnée dans [79] par l'équation ;

$$D = \left(\frac{\lambda}{Th} - 1\right)(1 + 2\alpha + a + \delta) + 1 + \alpha \quad (4.19)$$

Le délai est alors en fonction du débit, tel que $\left(\frac{\lambda}{Th} - 1\right)$ représente le nombre moyen des retransmissions, $a = \frac{T_{Ack}}{T}$ est le délai normalisé du signal feedback ACK et δ est le délai aléatoire normalisé pour la retransmission. La figure (4.8) montre les niveaux des délais de la transmission pour le CSMA en équilibre (NE) et le CSMA conventionnel. À l'équilibre, le réseau CSMA présente un délai plus faible par rapport à celui en mode conventionnel. Cette différence en termes de délai de transmission renforce alors le réseau CSMA pour qu'il devienne plus efficace en transmettant les données dans des délais plus courts. En fait, cet avantage qu'apporte l'équilibre de Nash sur le réseau CSMA, est plus pratique pendant la phase de progression en face des charges de trafic moyennement faible (jusqu'à 4 paquets/ T_s). Hors, la congestion domine et le réseau (pour les deux modes) se trouve alors dans une situation de saturation qui amplifie très rapidement les délais de transmissions vers des niveaux très élevés.

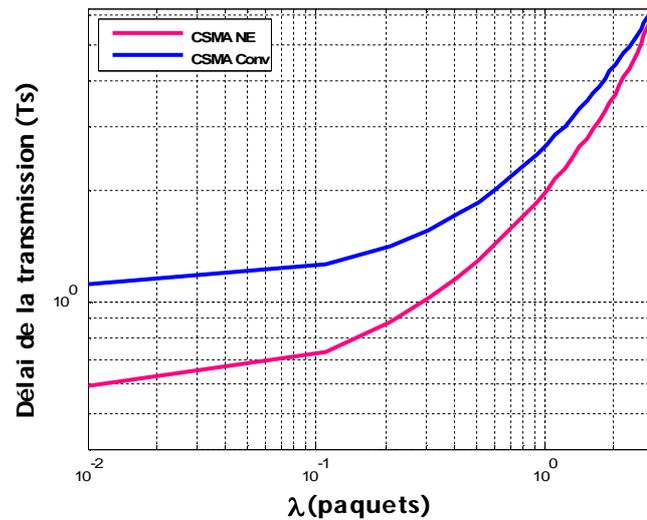


Figure 4.8 Délai global de la transmission dans le CSMA NE et le CSMA conventionnel.

4.5.4 L'optimisation de l'énergie à l'équilibre

Comme nous l'avons souligné au départ de ce chapitre, le contrôle de l'énergie est primordial dans les réseaux ad hoc afin d'assurer une durée de service assez suffisante pour l'accomplissement de l'ensemble des tâches planifiées au départ. Alors, nous allons maintenant expliquer comment notre jeu de codes à son équilibre amène le réseau à une gestion plus efficace de l'énergie des nœuds (joueurs) mobiles.

Formellement, nous constatons que la relation entre le délai de la transmission D et l'énergie consommée E lors de cette transmission est très forte. Tel que, selon l'équation (4.18) ; pour qu'un nœud arrive à transmettre ses paquets avec succès, il doit passer les délais suivants : $D = D_{\text{écoute}} + D_{\text{trans}} + D_{\text{retrans}} + D_{\text{fback}}$. En même temps, le nœud consomme une énergie relative à chaque période (délai), donc :

$$E = E_{\text{écoute}} + E_{\text{trans}} + E_{\text{retrans}} + E_{\text{fback}} \quad (4.20)$$

Tel que $E_{\text{fback}} = E_{\text{ACK}}$. Nous devons ici mentionner que l'énergie consommée pendant chaque délai comporte l'énergie d'émission, énergie de réception, énergie de la mise en attente et compris l'énergie de la mobilité du nœud dans un réseau ad hoc mobile.

Nous sommes arrivés juste avant ce paragraphe sur les avantages que peut apporter l'équilibre de Nash sur les différentes performances de réseau, et notamment sur le délai

global de la transmission. Tel qu'à l'équilibre le réseau connaîtra une probabilité de succès supérieure avec un nombre de retransmission plus petit, ce qui conduit à un délai plus faible, et donc une quantité d'énergie plus faible, et donc $D_{retrans} \ll \rightarrow E_{retrans} \ll$. Alors, à l'équilibre les nœuds sont devenus plus efficaces dans leurs activités avec un débit supérieur et des délais de transmission plus faibles en résultant par conséquent plus d'efficacité dans la consommation de l'énergie disponible. Donc, l'équilibre de Nash amène le réseau à une consommation plus économique de l'énergie.

4.6 Conclusion

Le jeu de codes que nous avons présenté au sein de ce chapitre, nous a permis de découvrir une stratégie d'équilibre qui conduit le réseau à se retrouver dans un état de fonctionnement plus stable. Tel qu'à l'équilibre de Nash, le CSMA devient plus efficace avec des performances plus optimisées. Nous avons pu conclure que l'équilibre de Nash apporte une amélioration considérable pour les différentes qualités du réseau, et notamment pour le débit et le délai de la transmission. Et par conséquent ; le réseau CSMA en équilibre optimise en plus sa consommation énergétique.

Conclusion générale

Conclusion générale

Dans cette thèse, nous présentons une étude approfondie sur les protocoles à accès aléatoire ; le SALOHA et le CSMA qui sont utilisés respectivement dans les liaisons satellite-station terrestre et les réseaux ad hoc. Ces protocoles sont caractérisés par des performances faibles et dégradées à cause de la collision des paquets en transmission. Pour cet effet, nous proposons dans ce manuscrit, deux solutions complémentaires pour d'abord augmenter la probabilité de succès de la transmission à l'aide d'un système de correction et de récupération des paquets heurtés, et ensuite de faire maintenir le réseau dans son état optimum pendant une durée de temps plus prolongée. La première solution consiste à intégrer dans le système de transmission, une technique de codage à effacement basée sur les codes Reed Solomon qui permet de corriger les erreurs commises au niveau du canal de transmission, et aussi de récupérer à la réception tous les paquets originaux envoyés par l'émetteur. Grâce à cette technique, la collision est diminuée en provenant alors le réseau de s'est retrouvé dans un processus des retransmissions successives qui prolongent les délais de la transmission et affaiblissent le débit. Le réseau est devenu alors plus efficace avec un débit moyennement optimisé. Cependant, l'inconvénient majeur qui persiste dans les protocoles SALOHA et CSMA réside dans leurs comportements instables vis-à-vis la charge du trafic arrivée, quand leur efficacité se voit limitée dans un intervalle très étroit de la charge du trafic et qu'ils basculent très rapidement à l'état de saturation. Cela est due principalement au choix aléatoire de la redondance et également au comportement égoïste des nœuds lorsque chacun d'eux cherche à maximiser son profit dans une compétition de gagner plus de slots libre afin de transmettre le maximum des paquets dans les plus courts délais. Pour cette raison, nous avons élaborer toutes ces situations conflictuelles par un modèle de jeu de codes non coopératif, pour discuter les interactions entre les nœuds et voir comment se converger vers une solution commune qui peut satisfaire la totalité les nœuds en mettant alors le réseau dans un état d'équilibre plus stable. Le jeu de codes que nous avons proposé soit pour le SALOHA et le CSMA est un jeu répété non coopératif (le cas réel) à information imparfaite $J = (\{1, \dots, M\}, s, u)$. Où, les nœuds prennent les rôles des joueurs, que chacun d'eux choisisse une stratégie qui maximise son utilité qui s'exprime en

termes de débit de transmission. L'extraction de l'utilité de jeu est la phase la plus intéressante, alors que la discussion de l'équilibre de jeu reste la phase la plus difficile et la plus critique dans la théorie des jeux. En effet, l'analyse mathématique de l'utilité du jeu, nous a prouvé la convergence du modèle vers une solution pure et unique qui représente l'équilibre de Nash de notre jeu de codes.

Pour découvrir et évaluer l'impact de l'équilibre de Nash sur les réseaux SALOHA et CSMA ; nous avons établi des comparaisons entre le réseau en mode d'équilibre (NE) et le réseau en dehors de l'équilibre (mode conventionnel) lors des simulations des différentes performances du réseau. Alors, nous avons comparé les deux modes dans le calcul du prix (coût) de codage/décodage, pendant l'évaluation du taux de perte des paquets, lors de la description du débit et dans l'estimation de délai global de la transmission. Ainsi, nous avons remarqué à travers toutes ces comparaisons entreprises ; que l'avantage ajouté par l'équilibre de Nash était considérable et bien claire dans toutes les qualités de réseau, et notamment dans le débit et le délai de la transmission. En fait, les résultats et les simulations nous ont confirmé qu'à l'équilibre et avec des charges de trafic moyennement faible ; le réseau devient plus stable et plus efficace avec une optimalité très avantageuse en termes du taux de pertes des paquets, débit et délai de la transmission. Aussi, le réseau à l'équilibre consomme moins d'énergie, et il arrive donc à une optimisation importante dans la gestion et le contrôle de l'énergie, ce qui garantie en plus la mise en services des réseaux ad hoc pour une durée de temps plus longue, et particulièrement pour les MANETs qui exigent des quantités supplémentaires de l'énergie.

Bibliographie

- [1] J. Jubin and J.D. Tornow: "The darpa packet radio network protocols". Proceedings of the IEEE, pages 21–32. 1987
- [2] R. Jurdak: "Wireless Ad Hoc and Sensor Networks: A Cross-Layer Design Perspective", Springer.2007
- [3] T.W. Chen and M. Gerla: "Global state routing: a new routing scheme for ad-hoc wireless networks". Proc. of the IEEE ICC. 1998
- [4] S. Carson and J. Macker: "Mobile ad hoc networking (manet) : Routing protocol performance issues and evaluation considerations". RFC n2501, IETF. 1999
- [5] I. Akyildiz and X. Wang: "A survey on wireless mesh networks". IEEE Radio Communications. pages S23–S30. 2005
- [6] I.F. Akyildiz, W. Su, Y. Sankarasubramaniam and E. I. Cayirci: "A survey on sensor networks".IEEE Communications Magazine. Vol 40, n° 8, pages 102-116. 2002
- [7] F. Ducatelle: "Adaptive Routing in Ad Hoc Wireless Multi-hop Networks". thèse PHD de l'université de la Suisse, Italie. 2007
- [8] B. Tavli and W. Heinzelman: "Mobile Ad Hoc Networks: Energy-Efficient Real-Time Data Communications". Netherlands, Springer, ISBN-13 978-1-4020-4633-9. 2006
- [9] John R. Douceur: "The sybil attack". The First International Workshop on Peer-to-Peer Systems, Springer. pages 251–260. 2002
- [10] Mühlethaler Paul : "802.11 et les réseaux sans fils". Eyrolles, page 281, Paris. 2002
- [11] B. O'Hara:"IEEE 802.11 handbook: a designer's companion". Institute of Electrical Electronics Engineers (IEEE). 2004
- [12] E. Altman : "Evaluation des Files d'attente en station pour le protocole Aloha". Rapport de recherche, n°698, INRIA. 1987

- [13] P. Muhlethal, M. Salaun, A. Qayyum and Y. Toor: "Comparison between ALOHA and CSMA in Multiple hop ad hoc Networks". Rapport de recherche. n°5129, INRIA. 2004
- [14] A. Hecker : "Contrôle d'accès et gestion des réseaux 4G hétérogènes, Ecole Nationale Supérieure des Télécommunications". Paris. 2005
- [15] D. Males, G. Pujolle and O. Salvatori : "Wi-Fi par la pratique". Edition Eyrolles. 2004
- [16] L. M. Feeney and M. Nilsson: "Investigating the Energy Consumption of a Wireless Network Interface in an Ad Hoc Networking Environment". Proceedings of IEEE INFOCOM. Vol 3, pages 1548-1557. 2001
- [17] R. Kravets and P. Krishnan: "Power Management Techniques for Mobile Communications". Proceedings of the ACM Mobile Computing and Networking Conference, Dallas, Texas. Pages 157-168. 1998
- [18] M. Stemm and R. H. Katz: "Measuring and reducing energy consumption of network interfaces in hand held devices". IEICE Transactions on Communications. E80-B(8), pages 1125-1131. 1997
- [19] C. E. Jones, K. M. Sivalingam, P. Agrawal and J. Chen: "A survey of energy efficient network protocols for wireless networks". Wireless Networks. Vol 7, n° 4, pages 343-358. 2001
- [20] Aurélien Buhrig : "Optimisation de la consommation des nœuds de réseaux de capteurs sans fils". Thèse en micro et nano Electronique, Institut National Polytechnique de Grenoble. 2008
- [21] K.M. Sivalingam, J. C. Chen, P. Agrawal and M. Srivastava: "Design and analysis of low power access protocols for wireless and mobile ATM networks". Wireless Networks 6(1), pages 73–87. 2000
- [22] S. Singh and C. S. Raghavendra: "Power aware multi-access protocol with signaling for ad hoc networks". ACM Computer Communication Review. Vol 28, n° 3, pages 5-26. 1998

- [23] L. Li and J. Y. Halpern: "Minimum-energy mobile wireless networks". IEEE International Conference on Communications. 2001
- [24] C. Schurgers, V. Tsiatsis and M. B. Srivastava: "STEM: Topology Management for Energy Efficient Sensor Networks". IEEEAC paper n° 260. 2001
- [25] W. Ye, J. Heidemann and D. Estrin: "An Energy-Efficient MAC Protocol for Wireless Sensor Networks". In IEEE INFOCOM. 2002
- [26] J. C. Chen, K.M. Sivalingam, P. Agrawal and R. Acharya: "Scheduling multimedia services for a low-power MAC in wireless and mobile ATM networks". IEEE Transactions on Multimedia. Pages 187-201. 1999
- [27] M. Zorzi and R. Rao: "Energy constrained error control for wireless channels". IEEE Personal Communications. 1997
- [28] P. Lettieri, C. Fragouli and M.B. Srivastava: "Low power error control for wireless links". In Proc ACM MobiCom, Budapest, Hungary. 1997
- [29] K. Woo, C. Yu, H.Y. Youn and B. Lee "Non-Blocking, Localized Routing Algorithm for Balanced Energy Consumption in Mobile Ad Hoc Networks". Int Symp on Modeling, Analysis and Simulation of Computer and Telecommunication Systems (MASCOTS). Pages 117–124. 2001
- [30] J. C. Can and P. Manzoni: "A Performance Comparison of Energy Consumption for Mobile Ad Hoc Network Routing Protocols". In Proc IEEE/ACM MASCOTS, San-Francisco. 2000
- [31] Sofiane Hamrioui: "Amélioration de la Performance des Protocoles Routage et MAC pour une Meilleure QoS dans un MANET". CIA, Saida, Algeria. 2009
- [32] P. Karn: "MACA a New Channel Access Method for Packet Radio". In ARRL/CRRL Amateur Radio 9th Computer Networking Conference, London, Canada, pages 134-140. 1990

-
- [33] S. Singh and C.S. Raghavendra: "PAMAS: Power aware multi access protocol with signaling for ad hoc networks". Computer Communication Review 28(3), pages 5–26. 1998
- [34] Y. Gadallah and T. Kunz: "PIES: Protocol Independent Energy Saving Algorithm". International Conference on Parallel Processing Workshops (ICPPW'04), pages 4-12. 2004
- [35] B. Chen, K. Jamieson, H. Balakrishnan, and R. Morris: "Span: An Energy Efficient Coordination Algorithm for Topology Maintenance in Ad Hoc Wireless Networks". In Proceedings of the ACM Mobile Computing and Networking Conference, Rome, Italy, pages 85-96. 2001
- [36] J. G. Dumas, J. L. Roch, E. Tanier and S. Varrette: "Théorie des codes". Dunod, Paris, pages 220. 2007
- [37] B. Narendran, J. Sienicki, S. Yajnik and P. Agrawal: "Evaluation of an adaptive power and error control algorithm for wireless systems". In Proc of IEEE Communications Conf, Montreal, Canada, pages 349–355. 1997
- [38] P. ATELIN: "Réseau sans fils 802.11 : Technologie, Déploiement, Sécurisation". ENI édition, 2^{ème} édition, page 77. 2008
- [39] F. Kacker and K. Bouibed: "La Théorie des Jeux : Cours, Exercices et Sujets d'Examens corrigés". Pages Bleues Internationales. 2012
- [40] Eric Rasmussen: "Jeux et informations : Introduction à la théorie des jeux". Blackwell. 2001
- [41] Bernard Guerrien: "La théorie des jeux". Economica. 2010
- [42] D. Fudenberg and J. Tirole: "Game theory". MIT press. Cambridge. Octobre 1991
- [43] R. El-Azouzi, E. Altman and L. Wynter: " Telecommunications network equilibrium with price and quality-of-service characteristics ". In Proceedings of the International Teletraffic Conference (ITC), Berlin. 2003

- [44] Robert W. Rosenthal: "A class of games possessing pure-strategy Nash Equilibria". *International journal of Game Theory*, pages 65–67. 1973
- [45] D. Moderer and L. S. Shapley: "Potential games". *Games and Economic Behavior*, pages 124–143. 1996
- [46] J. Wardrop: "Some Theoretical Aspects of Road Traffic Research". *Proceedings of the Institution of Civil Engineers, Part II*, pages 352–362. 1952
- [47] P. Gupta and P. R. Kumar: "A system and traffic dependent adaptive routing algorithm for Ad Hoc networks". In *Proceedings of the 36th IEEE Conference on Decision and Control, USA*, pages 2375–2380. 1997
- [48] D. Barth, O. Bournez, O. Boussaton and J. Cohen: "Distributed Learning of Wardrop Equilibria". In *proceedings Unconventional Computing: 7th International conference*, series: *Lecture Notes in Computer Sciences*, pages 19–32, Springer. 2008
- [49] R. A. Iltis, S.J. Kim and D. A. Hoang: "Non cooperative iterative MMSE beam forming algorithms for ad hoc networks". *IEEE Transactions on Communications*. Vol 54, n° 4, pages 748-759. 2006
- [50] S. Koskie and Z. Gajic: "A Nash game algorithm for SIR-based power control in 3G wireless CDMA networks". *IEEE/ACM Transactions on Networks*. Vol 13, n° 5, pages 1017-1026. 2005
- [51] N. Abramson: "The Aloha System_Another alternative for computer communications". In *Proceedings, Fall Joint Computer Conference, AFIPS conference*, page 37. 1970
- [52] L. G. Roberts: "Aloha Packet System with and without Slots and Capture". *ASS note 8*, Stanford, CA: Stanford research institute, Advanced research projects Agency, Network information Center. 1972
- [53] D. Bertsekas and R. Gallager: "Data Networks". Prentice Hall, Englewood Cliffs, New Jersey. 1987

-
- [54] E. Altman, R. El-Azouzi and T. Jimenez: "Slotted Aloha as a stochastic game with partial information". In proceedings of WiOpt'03, Modeling and optimization in Mobile, Ad Hoc and wireless Networks, INRIA Sophia Antipolis, France. 2003
- [55] A. Mackenzie and S. Wicker: "Selfish users in Aloha : A game theoretic approach ". In Proc Fall IEEE Vehicular Technology conf, pages 1354-1357. 2001
- [56] A. Mackenzie and S. Wicker: "Stability of multipacket slotted Aloha with selfish users and perfect information". In proceeding of IEEE INFOCOM, pages 1583-1590. 2003
- [57] E. Altman, D. Barman, R. El Azouzi and T. Jimenez: "A game theoretic approach for delay minimization in slotted ALOHA". In Proceedings of IEEE ICC, Paris, France. 2004
- [58] R. Ma, V. Misra and D. Rubenstein: "Modeling and analysis of generalized slotted Aloha MAC protocols in cooperative, competitive and adversarial environments". 26^{ème} Internationale conference, Distributed Computing Systems (ICDCS). 2006
- [59] Y. Yu, X. Cai and G. Giannakis: "On the instability of slotted Aloha with capture". IEEE Conf WCNC. 2004
- [60] E. Sabir, R. El-Azouzi and Y. Hayel: "Hierarchy sustains partial cooperation and induces a Braess-like paradox in slotted aloha based networks". Computer Communications Journal, Elsevier. 2011
- [61] D. E. Charilas and A. D. Panagopoulos: "A survey on game theory applications in wireless networks". Computer networks Journal, pages 3421-3430. 2010
- [62] A. Dandache, T. Vallino, F. Monteiro and J. Delahaye: "Code Reed-Solomon avec effacements : simulation et conception sur réseaux de circuits programmables (FPGA)". Revue Traitement du Signal, Vol 16, n° 4, pages 332-341. 1999
- [63] N. Schacham and P. McKenny: "Packet recovery in high-speed networks using coding and buffer management". Infocom, pages 124-131. 1990

- [64] C. King-Sun, K.Y. Lawrence and W. Shao: "Contention-based MAC protocols with erasure coding for wireless data networks". *Ad hoc Networks*, Vol 3, n° 4, pages 495-506. 2005
- [65] S. Dielter: "Implémentation des Codes Reed Solomon sur FPGA pour Communication Spatial, Codes Correcteurs d'Erreurs". *Projet de Diplôme*. 2006
- [66] C. Lee: "Error Control Bloc Codes". Artech House Publisher. 2000
- [67] S. Lin, J. Daniel and Jr. Costello: "Error Control Coding". 2éme edition, Prentice Hall. 2004
- [68] M.J. Osborne: "An Introduction to Game Theory". Oxford University Press. 2004
- [69] Yun Han Bae, Bong Dae Choi and A. S. Alfa: "Achieving Maximum Throughput in Random Access Protocols with Multi-Packet Reception". *IEEE Transactions on Mobile Computing*. 2012
- [70] Douglas S. Chan, Toby Berger and Raj Bridgelall: "Energy Efficiency of CSMA Protocols for Wireless Packet Switched Networks". *Proc of IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC)*. Pages 447-452. 2004
- [71] Q. Zhao and L. Tong: "Semi-blind collision resolution in random access wireless ad hoc networks". *IEEE Trans Signal Processing*. Vol 48, n° 10, pages 2910–2920. 2000
- [72] X. Wang and K. Kar: "Throughput Modeling and Fairness Issues in CSMA/CA Based Ad-Hoc Networks". *IEEE INFOCOM*, Miami. 2005
- [73] L. Jiang and J. Walrand: "Approaching Throughput-Optimality in a Distributed CSMA Algorithm: Collisions and Stability". *ACM Mobihoc'09 S3 Workshop*. 2009
- [74] M. Cagalj, S. Ganeriwal, I. Aad, and J. P. Hubaux: "On selfish behavior in CSMA/CA networks". In *Proc IEEE INFOCOM*. Vol 4, pages 2513–2524. 2005
- [75] J. Konorsky: "Solvability of a Markovian model of an IEEE 802.11 LAN under a backoff attack". In *Proc IEEE MASCOTS*. Pages 491–498, Atlanta. 2005

- [76] J. Konorsky: "A Game-Theoretic Study of CSMA/CA Under a Backoff Attack". IEEE/ACM Transactions On Networking. vol 14, n° 6. 2006
- [77] O. Queseth: "Cooperative and selfish behaviour in unlicensed spectrum using the CSMA/CA protocol". In Proc Nordic Radio Symp, Oulu. Finland. 2004
- [78] O. Queseth: "The effect of selfish behavior in mobile networks using CSMA/CA". IEEE Vehicular Technology Conference. VTC 2005-Spring. 2005
- [79] L. Kleinrock and F. A. Tobagi: "Carrier Sense multiple access for packet switched radio channel". IEEE Transactions on Communications. Pages 1400-1416. 1975
- [80] F. Tobagi and V. Hunt: "Performance analyses of carrier sense multiple access with collision detection". Computer Networks. Vol 4, n° 6, pages 245–259. 1980.