

Ordre...../F.S.S.A/UAMOB/2019

REPUBLIQUE ALGERIENNE DEMOCRATIQUE ET POPULAIRE
MINISTERE DE L'ENSEIGNEMENT SUPERIEUR ET DE LA RECHERCHE
SCIENTIFIQUE
UNIVERSITE AKLI MOHAND OULHADJ-BOUIRA



Faculté des Sciences et des Sciences Appliquées
Département : Génie Electrique

Mémoire de fin d'étude

Présenté par :

Mirar Youcef

Djettou Brahim Khalil

En vue de l'obtention du diplôme de **Master 02** en :

Filière : **Télécommunication**

Option : **Systèmes des Télécommunications**

Thème

Étude des Réseaux Ad hoc par la Théorie des Jeux

Devant le jury composé de :

Saidi Mohammed	MAA	UAMOB	Président
Boucenna Mohamed Lamine	MCB	UAMOB	Encadreur
Saoud Bilal	MCA	UAMOB	Examineur
Medjedoub Smail	MAA	UAMOB	Examineur

Année Universitaire 2018/2019

Remerciements

Nous remercions tout d'abord Allah, le tout puissant de nous avoir illuminé et ouvert les portes de savoir et nous avoir donné la volonté et le courage d'élaborer ce travail.

Nous tenons à exprimer vivement notre profonde gratitude à notre promoteur Monsieur : Mohamed Lamine Boucenna pour sa confiance, ses encouragements, ses merveilleuses corrections et pour les conseils qu'il a apporté pour l'achèvement de ce projet.

Nous tenons également à remercier l'ensemble de membres de jury qui nous ont fait l'honneur de juger notre travail.

Nous présentons aussi nos remerciements à l'ensemble des enseignants du département de Génie Électrique.

Nos remerciements s'adressent aussi à nos collègues étudiants pour leurs précieux encouragements.

Nous tenons aussi à exprimer nos remerciements à tous ceux qui nous ont aidés de près ou de loin durant l'élaboration de notre mémoire de fin d'étude.

Merci.

Table des matières

<i>Introduction Générale</i>	1
Chapitre I : Introduction aux Réseaux Ad Hoc	4
I.1 Introduction	4
I.2 Les environnements mobiles	4
I.2.1 Les réseaux sans fil avec infrastructure	4
I.2.2 Les réseaux sans fil sans infrastructure	5
I.3 Les réseaux mobiles Ad hoc	5
I.3.1 Les caractéristiques des réseaux Ad hoc	6
I.3.2 Les applications des réseaux mobiles Ad hoc	7
I.4 Le standard IEEE 802.11 en mode Ad hoc	7
I.4.1 Les protocoles MAC dans les MANETs pour l'accès au medium	8
I.4.1.1 Aloha	8
I.4.1.2 CSMA	9
I.4.1.3 Description générale du mécanisme DCF (CSMA/CA)	11
I.4.1.4 Comparaison entre les méthodes d'accès aléatoire	13
I.5 Le routage	14
I.5.1 Les protocoles proactifs	14
I.5.1.1 Le Protocole DSDV	14
I.5.2 Les protocoles réactifs (à la demande)	15
I.5.2.1 Le Protocole AODV	15
I.5.3 Les protocoles hybrides	17
I.5.3.1 Le Protocole ZRP	17
I.5.4 Comparaison entre les différentes catégories des protocoles de routage	18
I.5.5 Etat de l'art	19
I.6 Conclusion	20

Chapitre II : Notions Fondamentales sur la Théorie des Jeux	21
II.1 Introduction	21
II.2 Définitions élémentaires	21
II.2.1 Un jeu	21
II.2.2 Un joueur	21
II.2.3 Une stratégie.....	22
II.2.4 Une fonction d'utilité (fonction gain)	22
II.3 Classification générale des jeux	23
II.3.1 Jeu coopératifs ou non coopératifs.....	23
II.3.2 Jeu extensive ou normale	23
II.3.3 Jeu avec information parfaite ou imparfaite.....	24
II.3.4 Jeu simultanés ou séquentiels	24
II.3.5 Jeu avec somme nulle ou somme non nulle.....	24
II.3.6 Jeu symétrique ou asymétrique	25
II.3.7 Jeux répétés	25
II.4 L'équilibre.....	25
II.4.1 Résolution des jeux par élimination des stratégies dominées :	25
II.4.2 L'équilibre de Nash	26
II.5 Conclusion	27
Chapitre III : La théorie des Jeux et les réseaux Ad hoc	28
III.1. Introduction.....	28
III.2 Modélisation des réseaux ad hoc par la théorie des jeux	29
III.2.1 Le jeu de contrôle de puissance	30
III.2.2 Le jeu d'adaptation de la forme d'onde	32
III.2.3 Le jeu de partage du spectre radio	33
III.2.4 Le jeu du contrôle d'accès au medium	34

III.2.5 Le jeu d'expédition des paquets	35
III.2.6 Le jeu de Routage.....	36
III.2.6.1 Etude de l'équilibre de Nash	40
<i>III.3 Conclusion.....</i>	<i>43</i>
<i>Chapitre IV : Jeu de routage par contrôle de congestion.....</i>	<i>44</i>
<i>IV.1 Introduction</i>	<i>44</i>
<i>IV.2 L'influence de la congestion sur les réseaux ad hoc</i>	<i>44</i>
<i>IV.3 Applications de notre approche et teste des performances</i>	<i>47</i>
<i>IV.4 Conclusion</i>	<i>55</i>
<i>Conclusion générale</i>	<i>56</i>
<i>Bibliographie</i>	<i>57</i>

Liste des figures

<i>Figure I.1 : Mode avec infrastructure.</i>	5
<i>Figure I.2 : Mode sans infrastructure (Ad hoc).</i>	5
<i>Figure I.3 : Nœud caché.</i>	6
<i>Figure I.4 : Transmission via Aloha / Transmission via Saloha.</i>	9
<i>Figure I.5 : L'algorithme CSMA.</i>	9
<i>Figure I.6 : L'accès au medium en mode DCF.</i>	11
<i>Figure I.7 : L'accès au medium en mode DCF avec RTS/CTS.</i>	12
<i>Figure I.8 : Table de routage DSDV au niveau du nœud 1.</i>	15
<i>Figure I.9 : Format général des messages RREQ et RREP en AODV.</i>	16
<i>Figure I.10 : Découverte de la route en AODV.</i>	17
<i>Figure I.11: Les zones de routage ZRP.</i>	18
<i>Figure II.1: La forme extensive d'un jeu.</i>	23
<i>Figure II.2: Forme normale de jeu stratégique.</i>	24
<i>Figure III.1 : La charge sur un arc (e).</i>	38
<i>Figure IV.1 : La congestion sur les transmissions.</i>	44
<i>Figure IV.2 : Débit de transmission.</i>	45
<i>Figure IV.3 : Le délai de sélection de la route.</i>	45
<i>Figure IV.4: Les pertes des paquets.</i>	46
<i>Figure IV.5 : l'Architecture et les chemins possibles de la 1^{ère} topologie.</i>	48
<i>Figure IV.6 : Architecture et les chemins possibles de la 2^{ème} topologie.</i>	50
<i>Figure IV.7 : Architecture et les chemins possibles de la 3^{ème} topologie.</i>	52
<i>Figure IV.8 : Architecture et les chemins possibles de la 4^{ème} topologie.</i>	54

Liste des tableaux

<i>Tableau I.1 : Comparaison entre les méthodes d'accès aléatoire.</i>	<i>13</i>
<i>Tableau I.2 : Les différentes catégories de protocoles de routage.....</i>	<i>18</i>
<i>Tableau IV.1 : La table de routage _ 1^{ère} topologie.</i>	<i>49</i>
<i>Tableau IV.2 : Mesure des performances_1^{ère} topologie.</i>	<i>49</i>
<i>Tableau IV.3 : La table de routage _ 2^{ème} topologie.</i>	<i>50</i>
<i>Tableau IV.4 : Mesure des performances _ 2^{ème} topologie.</i>	<i>51</i>
<i>Tableau IV.5: La table de routage _ 3^{ème} topologie.</i>	<i>52</i>
<i>Tableau IV.6 : Mesure des performances _ 3^{ème} topologie.</i>	<i>53</i>
<i>Tableau IV.7 : La table de routage_ 4^{ème} topologie.</i>	<i>54</i>

Liste des abréviations

ACK: Acknowledgment

AODV: Ad hoc On Demand Distance
Vector

BATMAN: Better Approach to Mobile Ad
hoc Networking

BGP: Border Gateway Protocol

CBRP: Cluster Based Routing Protocol

CSMA/CA: Carrier Sense Multiple Access
with Collision Avoidance

CSMA/CD: Carrier Sense Multiple Access
with Collision Detection

CSMA: Carrier Sense Multiple Access

CTS: Clear To Send

DARPA: Defense Advanced Research
Project Agency

DCF: Distributed Coordination Function

DLEP: Dynamic Link Exchange Protocol

DSDV: Destination Sequenced Distance
Vector

DSR: Dynamic Source Routing

FDG: Forwarding Dilemma Game

IEEE: Institute of Electrical and
Electronics Engineers

IETF: Internet Engineering Task Force

MANET: Mobile Ad hoc Network

MIMO: Multiple-Input Multiple-Output

OLSR: Optimized Link State Routing
Protocol

PCF: Point Coordination Function

PRNET: Packet Radio Network

QoS: Quality of Service

RTS: Request To Send

SINR: Signal-to-Interference-plus-Noise
Ratio

SURAN: Survivable Adaptive Networks

TORA: Temporally Ordered Routing
Algorithm

VANET: Vehicular Ad-Hoc Network

ZHLS: Zone based Hierarchical Link State
routing protocol

ZRP: Zone Routing Protocol

Introduction Générale

L'évolution récente des technologies des réseaux sans fils a permis aux usagers d'accéder à l'information indépendamment des facteurs temps et lieu ; avec une grande flexibilité d'emploi, lorsque les utilisateurs peuvent se déplacer librement tout en continuant leurs communications. Les réseaux mobiles sans fil peuvent être classés en deux catégories : les réseaux avec infrastructure qui utilisent généralement le modèle de la communication cellulaire, et les réseaux sans infrastructure appelés réseaux Ad hoc. Plusieurs systèmes utilisent déjà le modèle cellulaire et connaissent une très forte expansion à l'heure actuelle comme le cas des réseaux GSM, mais requièrent une importante infrastructure logistique et matérielle fixe.

Dans les réseaux mobiles ad-hoc ou MANET (Mobile Ad-hoc Network), aucune infrastructure n'est exigée et la gestion est totalement distribuée. Les nœuds peuvent se déplacer aléatoirement et par conséquent la topologie du réseau change aussi rapidement et aléatoirement. Les nœuds communiquent avec leurs nœuds voisins, de proche en proche, et les nœuds intermédiaires doivent coopérer pour l'acheminement des paquets de données (tous les nœuds jouent le rôle de routeur) de l'émetteur au récepteur. En effet, ce voisinage change dynamiquement suite à la mobilité des nœuds [1].

Plusieurs difficultés sont rencontrées dans les réseaux Ad-hoc telles que le problème du routage, la contrainte de la surconsommation énergétique, la limitation de la bande de fréquence et la faible sécurité de l'information transmise. En fait, nous enregistrons que le nombre des modèles analytiques proposés pour évaluer les performances des réseaux ad hoc est très limité en raison de la nature distribuée et dynamique de ces réseaux. Parmi les modèles proposés, nous trouvons la théorie des jeux qui offre une suite d'outils pouvant être employés efficacement pour la modélisation des réseaux ad hoc.

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 ad hoc, auxquels elle a apporté 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 les éléments agissants dans ces situations.

La théorie des jeux sert à modéliser des situations où les acteurs (nœuds, utilisateurs) prennent des décisions individuelles, alors s'il y a une possibilité de faire une coopération entre eux on parle alors de la théorie des jeux coopératifs, dans le cas contraire on parle de la théorie des jeux non-coopératifs. Afin de trouver une solution optimale pour résoudre des jeux non-coopératifs, des théoriciens ont introduit la notion d'équilibre, qui conduit chaque acteur à une situation de non regret même si elle ne lui garantit pas un gain optimal [2].

Dans les réseaux Ad hoc, la théorie des jeux peut être utilisée pour traiter les situations de conflits au niveau de plusieurs fonctions dans les différentes couches du réseau [3]. Les situations de conflits peuvent persister lors de l'accès au canal de communication, le partage de la bande passante, gestion et contrôle de l'énergie et même lors du contrôle de l'acheminement des paquets transmis (routage). Pour cette dernière, les protocoles de routage dans la plupart des réseaux en systèmes des télécommunications et en particulier dans les réseaux ad hoc, utilisent le chemin le plus court entre la source et la destination pour diminuer le temps de transmission du message. Mais ce chemin n'offre pas toujours le délai le plus petit à cause par exemple de la congestion sur cette route.

Notre travail dans ce mémoire consiste à étudier les problèmes de congestion constatée au niveau du routage dans les réseaux ad hoc, et pour se résume en réponses aux questions suivantes :

- La théorie des jeux est-elle bénéfique pour les réseaux ad hoc, et en particulier dans le routage ?
- Comment modéliser le problème du routage dans les réseaux Ad-hoc par la théorie des jeux ?
- Comment évaluer les performances du réseau par notre modèle ?
- Quelles sont les étapes de résolution de ce jeu ?
- Comment obtenir l'équilibre de ce jeu ?
- Est-ce que la méthode présentée est bénéfique pour le réseau ad hoc ?

Pour répondre à toutes ces questions, notre mémoire est structuré en quatre chapitres organisés comme suit :

Le premier chapitre présente les réseaux sans fil en général et les réseaux mobiles ad hoc en particulier, il est concentré sur les caractéristiques et les domaines d'application, ainsi que les méthodes d'accès et le routage dans ces réseaux.

Le second chapitre est dédié à la présentation des éléments essentiels de la théorie des jeux, les classifications générales des jeux et la notion d'équilibre.

Le troisième chapitre, est consacré à la modélisation de certains problèmes liés aux réseaux Ad-hoc par la théorie des jeux comme le contrôle de puissance, l'adaptation de la forme d'onde, le partage du spectre radio, le contrôle d'accès au médium, l'expédition des paquets, et d'une façon plus détaillée sur le problème du routage.

Le dernier chapitre présente une évaluation des performances de réseau ad hoc basés sur notre approche de routage. L'évaluation est faite en fonction du délai et le débit de transmission, entre l'état d'équilibre (notre optimisation) choisi et les états hors équilibre (chemin le plus court) et nous terminons par une conclusion générale.

Chapitre I : Introduction aux Réseaux Ad Hoc

I.1 Introduction

L'accès à l'information n'importe où et n'importe quand est devenu une nécessité. En effet, le besoin de la mobilité s'est amplifié avec l'évolution de la technologie dans le domaine de la communication sans fil et l'apparition des unités de calculs portables (les laptops par exemple), ce qui a donné naissance aux réseaux ad hoc.

Le concept des réseaux ad hoc essaye d'étendre la notion de la mobilité à toutes les composantes de l'environnement mobile. Ici, contrairement aux réseaux basés sur la communication cellulaire, aucune administration centralisée n'est requise. Ce sont les nœuds mobiles qui forment l'infrastructure du réseau d'une manière ad hoc [4].

Dans ce chapitre, nous allons commencer par présenter les caractéristiques et les contraintes liées aux environnements mobiles Ad hoc et leurs domaines d'application et nous passerons par la suite à la présentation des méthodes d'accès et d'acheminement des données entre les unités mobiles.

I.2 Les environnements mobiles

Un environnement mobile est un système composé des sites mobiles qui permet à ses utilisateurs d'accéder à l'information indépendamment de leurs positions géographiques. Les réseaux mobiles ou sans fil, peuvent être classés en deux classes principales : les réseaux avec infrastructure et les réseaux sans infrastructure [5, 6].

I.2.1 Les réseaux sans fil avec infrastructure

Ils sont constitués d'un ensemble des stations de bases connectées par un réseau filaire. La zone de couverture de chaque station de base définit une cellule. Les hôtes mobiles communiquent entre eux via le réseau des stations de base. Le réseau GSM est un exemple typique des réseaux sans fil avec infrastructure. Les réseaux WLAN basés sur la norme IEEE802.11 sont un autre exemple plus récent de cette famille de réseaux (Voir *figure I.1*).

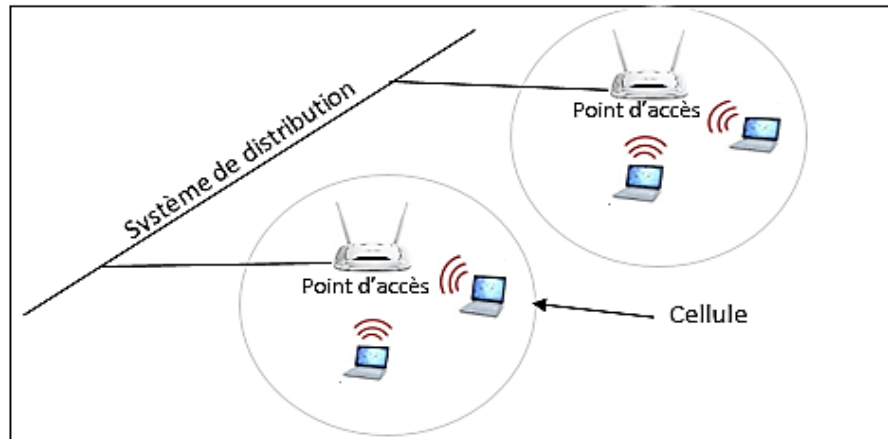


Figure I.1 : Mode avec infrastructure.

I.2.2 Les réseaux sans fil sans infrastructure

Ces réseaux se constituent des unités mobiles communiquant entre eux sans l'aide d'une infrastructure fixe. Appelés communément ad hoc, Ils ne nécessitent aucune structure physique pour être déployés et sont opérationnels instantanément. Dans ce type de réseaux, tous les hôtes doivent coopérer pour gérer les communications entre eux (routage, contrôle de l'accès aux médias, ...).

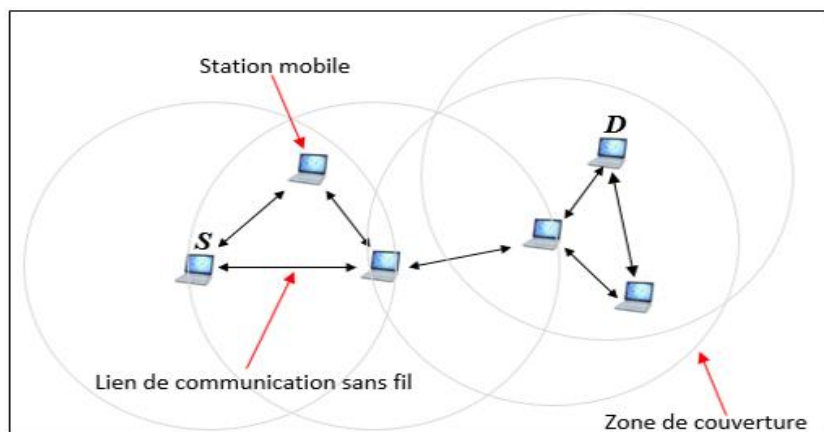


Figure I.2 : Mode sans infrastructure (Ad hoc).

I.3 Les réseaux mobiles Ad hoc

Un réseau mobile ad hoc est un environnement mobile sans infrastructure, appelé généralement MANET. Il est composé d'un ensemble de nœuds mobiles qui sont dynamiquement et arbitrairement éparpillés d'une manière où l'interconnexion entre eux peut changer à tout moment, nous parlons alors de réseaux auto-adaptatifs (capables de s'organiser par eux-mêmes) [7].

La normalisation des réseaux Ad-hoc a été réalisée par l'IETF (Internet Engineering Task Force) dans le groupe de travail MANET [8].

I.3.1 Les caractéristiques des réseaux Ad hoc

Les réseaux mobiles ad hoc sont caractérisés par les caractéristiques suivantes [1, 9] :

- **Topologie très dynamique** : Le déplacement des nœuds provoque des modifications aléatoires et non prédictibles de l'architecture du réseau.
- **Absence d'infrastructure** : il n'existe pas de : Serveur, Routeurs, Switchs, Hub, ...
- **Bande passante limitée** : Une des caractéristiques primordiales des réseaux basés sur la communication sans fil est l'utilisation d'un médium de communication partagée. Ce partage fait que la bande passante réservée à un hôte soit limitée.
- **Ressources énergétiques limitées** : Les ressources énergétiques des nœuds mobiles alimentés par des sources d'énergie autonomes (batteries) sont limitées. Le paramètre d'énergie doit être pris en considération dans tout contrôle fait par le système.
- **Sécurité limitée** : Comme tous les réseaux sans fil, les réseaux ad hoc souffrent de la faible sécurité vis-à-vis des risques des interférences et de piratage, contrairement aux réseaux filaires qui disposent d'une sécurité plus forte.
- **Qualité de Service (QoS)** : de nombreuses applications ont besoin de certaines garanties relatives aux différents paramètres comme le débit, le délai, ... etc. Dans ces réseaux ad hoc ces garanties sont très difficiles à assurer à cause du canal radio d'une part (interférences et taux d'erreur élevés, perte des routes) et des fonctions employées pour la gestion du réseau en d'autre part.
- **Nœuds cachés** : Ce phénomène est très particulier à l'environnement sans fil. Les nœuds **A** et **C** supposent que le médium est libre s'ils transmettent tous les deux simultanément, il y a collision au niveau du nœud **B**

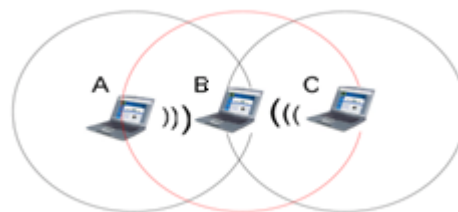


Figure I.3 : Nœud caché.

I.3.2 Les applications des réseaux mobiles Ad hoc

Les applications des réseaux Ad hoc représentent l'une des causes principales de l'importance de ce type de réseau pour cela nous pouvons citer les applications suivantes [6, 9] :

- **Situations d'urgence** : opérations de recherche, de secourisme et de sauvetage en urgence durant les catastrophes naturelles comme lors des tremblements de terre, feux, inondation, etc.
- **Opérations militaires** : Un réseau mobile Ad hoc est la solution idéale pour maintenir la liaison entre des chars d'assauts, des avions de chasse ou même entre des soldats et leur supérieur au cours des exercices militaires ou dans un champ de bataille.
- **Réseau véhiculer** : **VANET** (Vehicular Ad hoc Network) : Les véhicules sont en besoin de communiquer entre eux ou avec leur environnement pour l'échange des informations sur l'état des routes ou dans le but de gérer et organiser le trafic routier.
- **Réseaux de capteurs** : la possibilité de coordonner une large collection de petits dispositifs de détection pour des applications environnementales (météo, activité terrestre, suivi animale, etc.) ou domestiques (contrôle des équipements à distance).
- **Jeux vidéo** : les réseaux sans fil sont adaptés pour permettre l'échange d'informations entre applications personnelles ainsi, pour les utilisateurs voulant jouer en réseau, il est facile et à faible coût de déployer un réseau Ad hoc.
- **Le travail collaboratif et les communications dans des entreprises ou bâtiments** : dans le cadre d'une réunion ou d'une conférence par exemple.

I.4 Le standard IEEE 802.11 en mode Ad hoc

La 802.11 est une norme établie par IEEE (Institute of Electrical and Electronics Engineers), parfois nommé Wi-Fi, définit les couches physique et MAC d'interfaces réseau radio et infra-rouge. Les débits possibles variant entre 1 Mbit/s et plus de 5 Gbit/s suivant les techniques et les éventuelles extensions de la norme employées. Les portées prévues varient entre quelques dizaines et quelques centaines de mètres en fonction de la vitesse choisie et de l'environnement. Cette norme utilise les deux modes avec et sans infrastructure. Depuis sa première version définie en 1997, plusieurs extensions ont été publiées qui viennent lui ajouter des améliorations et des modes de fonctionnement plus performants. Les principes premiers extensions sont IEEE 802.11b pour un débit partagé de 11Mbps, IEEE 802.11g avec un débit de 22Mbps ou encore IEEE 802.11a pour un débit de 56 Mbps et autre, enfin les

versions les plus récentes du standard telles que IEEE802.11n, IEEE802.11ac, IEEE802.11ax, présentent un débit plus élevé [10,11].

I.4.1 Les protocoles MAC dans les MANETs pour l'accès au médium

Actuellement, les réseaux ad hoc mobiles utilisent dans leur accès au médium 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). 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 des notions de base sur les nouvelles techniques d'accès au médium [12].

I.4.1.1 Aloha

En 1970, le protocole Aloha [13] est proposé comme le premier protocole de gestion d'accès au canal pour les réseaux Ad Hoc. L'idée du protocole Aloha est simple, un nœud accède au canal quand il a des données à transmettre. Si plusieurs nœuds accèdent au canal en même temps, les trames de données rentrent en collision ce qui engendre des retransmissions. Après une collision, les nœuds attendent un temps aléatoire avant de réessayer de transmettre à nouveau. Deux ans après, L.G. Roberts [14] a proposé une amélioration du protocole Aloha qui s'appelle Aloha discrétise (slotted Aloha). Dans ce protocole, le temps est divisé en slots correspondant aux paquets de données. Les nœuds se synchronisent entre eux et ils transmettent des paquets de données au début de chaque slot. La collision se produit seulement quand deux nœuds émettent en même temps sur le même canal voire (*figure I.4*). Aloha discrétisé génère de meilleures performances que l'Aloha classique [15].

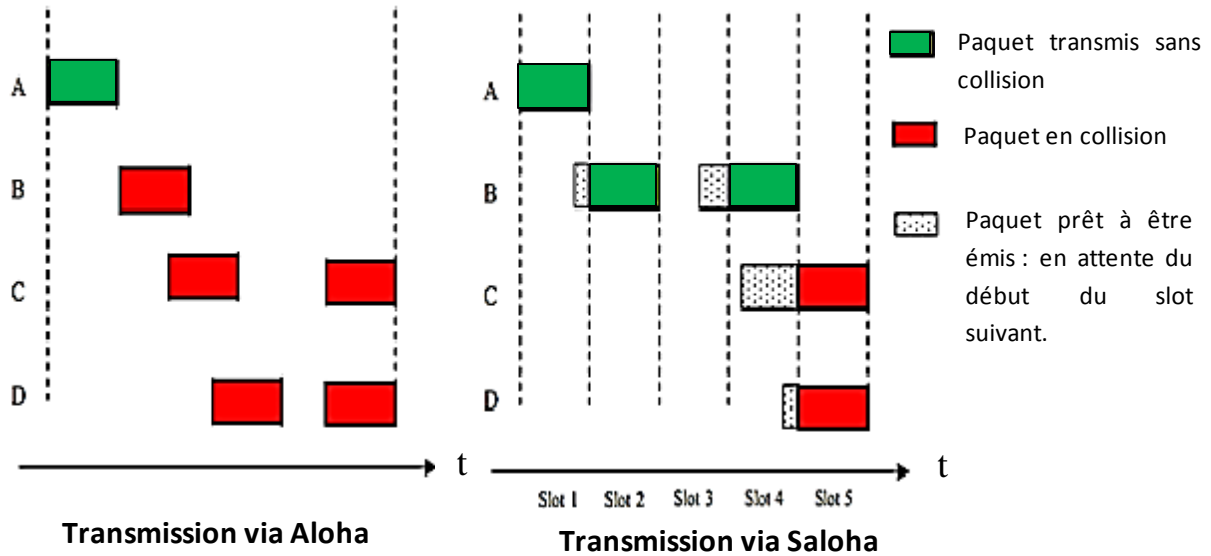


Figure I.4 : Transmission via Aloha / Transmission via Saloha.

I.4.1.2 CSMA

Le CSMA (Carrier Sense Multiple Access) a pour origine la technique « Aloha ». L'objectif du CSMA est d'éviter les collisions. Il part du principe que les nœuds transmettent seulement lorsque le canal est libre, fait l'écoute du canal pour la détection des porteuses, le fonctionnement du CSMA peut être expliqué de la manière suivante [12] : Un nœud qui veut transmettre dans un canal, écoute d'abord le canal ;

- Si le canal est libre, il transmet ;
- Sinon, 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.

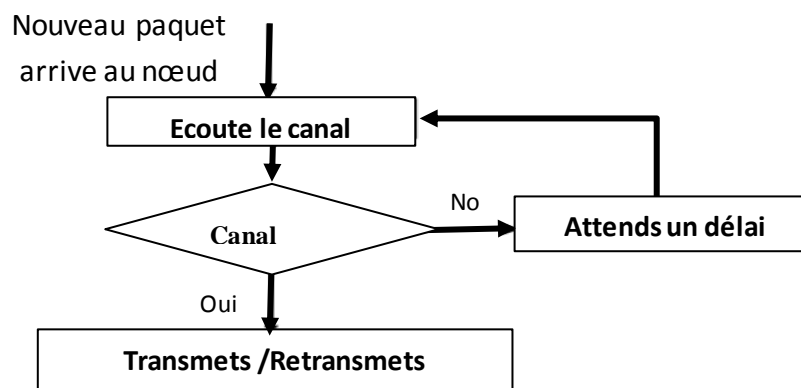


Figure I.5 : L'algorithme CSMA.

Kleinrock et Tobagi ont analysé en 1975 [16] plusieurs protocoles appartenant à cette famille. La différence entre ces protocoles réside dans leur réaction en face à un canal occupé tel que :

- **CSMA (1-persistant)** continue à écouter le canal et transmet dès que celui-ci se libère.
- **CSMA (non persistant)** arrête d'écouter le canal pendant un temps aléatoire avant de tester si celui-ci est à nouveau libre.
- **CSMA (p-persistant)** la station ne transmet sa trame qu'avec une probabilité quand le canal est libre.

Ces protocoles constituent une amélioration d'Aloha, car ils assurent que les stations n'émettront pas si elles constatent que quelqu'un d'autre le fait déjà. D'autres améliorations sont basées sur la détection et l'évitement de la collision :

- **CSMA/CD** (Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection), accès multiple avec écoute de porteuse et détection de collision. Il est utilisé dans la norme du réseau Ethernet (IEEE 802.3). Dans cette méthode, un nœud peut émettre dès qu'il le souhaite à condition de détecter que le support est libre. Si le support n'est pas libre, le nœud ajourne sa tentative jusqu'à la prochaine libération du support. Si le bus est libre, le nœud commence sa transmission et compare ce qu'il émet par rapport à ce qu'il reçoit, s'il y a une différence entre les deux signaux, il est fort probable qu'au moins un autre nœud soit en train de transmettre en même temps que lui. Dans ce cas, il arrête sa tentative de transmission, envoie un signal de brouillage pour signaler la collision aux autres nœuds, attend pendant un certain délai aléatoire avant de tenter une nouvelle fois sa transmission. L'inconvénient de cette méthode est que si le nombre des nœuds qui souhaitent transmettre est important le nombre de collisions devient tel qu'aucun de ces nœuds n'arrive à transmettre sa trame [12, 15].
- **CSMA/CA** (Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance) détection de porteuse avec évitement de collisions, principalement utilisé dans les réseaux sans fil. Dans cette méthode, chaque nœud utilise les informations qu'il possède sur l'état d'activité du support pour calculer la probabilité d'entrer en collision s'il tente une transmission. Le nœud évite de transmettre pendant les instants où la probabilité de collision est jugée élevée. Le standard IEEE 802.11 définit deux modes de fonctionnement avec l'algorithme centralisé PCF (Point Coordination Function) tel qu'un point d'accès qui distribue les temps de parole à chaque station, et l'algorithme DCF (Distributed Coordination Function), ce mode peut être utilisé lorsqu'il n'y a pas de station de base (ad

hoc) que lorsqu'il y en a (infrastructure), soit l'accès en mode basique (CSMA/CA) et celui en mode de réservation du canal RTS/CTS [12, 15].

I.4.1.3 Description générale du mécanisme DCF (CSMA/CA)

Le mode DCF du protocole IEEE 802.11, se base sur un jeu d'intervalles de temps appelé IFS (Inter Frame Spacing). Lorsqu'une station souhaite émettre une trame de données, elle écoute le médium durant un intervalle de temps DIFS (Distributed IFS). Si celui-ci est libre pendant cette période, la station transmet immédiatement sa trame de données. Pour réduire la probabilité de telles collisions, une fois que la station a terminé de décrémenter son DIFS, elle calcule un temps aléatoire appelé Backoff représente un nombre de slots temporels choisi aléatoirement dans un intervalle $[0, CW]$. Le compteur de backoff est décrémenté d'un slot de temps à chaque fois que le canal est détecté libre pendant une durée DIFS. Une fois atteint la valeur zéro, la station transmet immédiatement. Pour chaque réception d'une trame réussie, la station réceptrice envoie une trame d'acquittement à l'émetteur après un SIFS (Short IFS). Après toute tentative non réussie de transmission, un autre backoff est exécuté avec une taille doublée de CW, ceci réduit la probabilité de collision au cas où il y aurait plusieurs stations qui tenteraient d'accéder au canal. Les stations qui ont reporté l'accès au canal ne choisissent pas un nouveau backoff aléatoire, mais continuent à décrémenter leur dernier compteur de backoff. De cette manière, la station qui a reporté sa transmission aura une priorité supérieure quand elle va réessayer de transmettre. [11] La *figure I.6* illustre les principales règles d'accès de la méthode DCF.

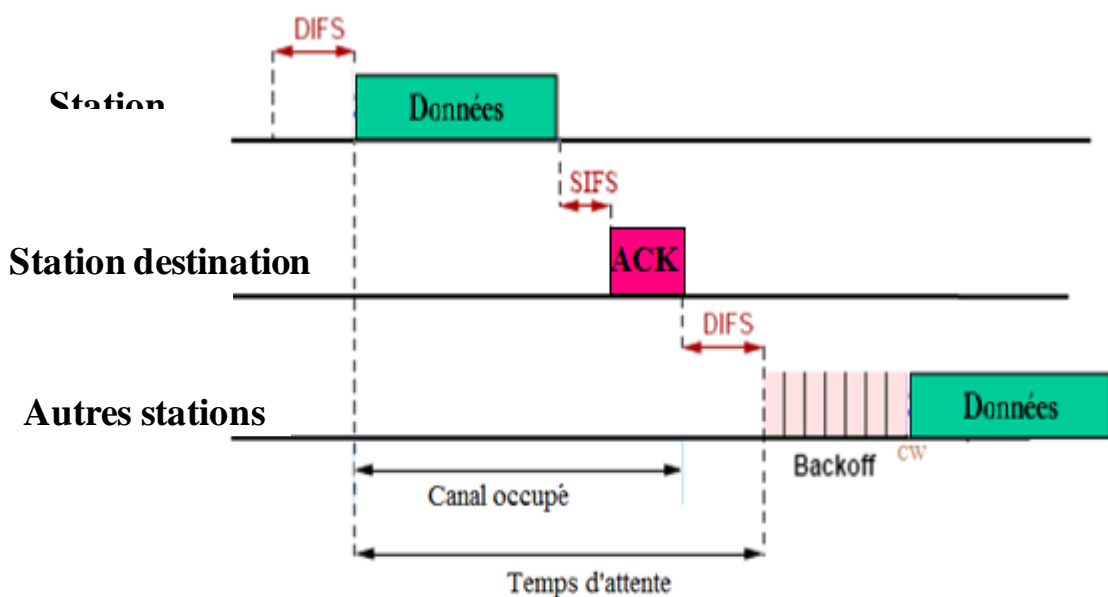


Figure I.6 : L'accès au médium en mode DCF.

Malgré l'intégration des différentes techniques ; backoff, IFS et l'ACK le protocole CSMA/CA souffre toujours des collisions causées par le problème des nœuds cachés.

Par ailleurs, afin de remédier au problème du nœud caché, 802.11 propose un mécanisme de réservation du canal RTS/CTS (Request To Send / Clear To Send) [11]. Ce mécanisme consiste à réserver le canal, grâce à l'envoi de deux trames avant l'envoi des paquets de données. Le principe est simple ; une station désirant émettre un paquet de données, envoie d'abord une trame RTS qui contient l'adresse de la destination et la taille du paquet à envoyer. Arrivant à sa destination (RTS), le nœud destinataire répond par l'envoi d'une trame CTS qui spécifie la durée du transfert du paquet de données. Ainsi, les nœuds intermédiaires qui reçoivent la trame CTS s'abstiennent d'émettre tant que la durée spécifiée n'est pas écoulée. Au niveau des mobiles, la réservation du canal est implémentée grâce au Network Allocation Vector (NAV). Dans chaque nœud, le NAV indique pour combien de temps le canal est utilisé par un autre utilisateur. La *figure I.7* explique ce principe.

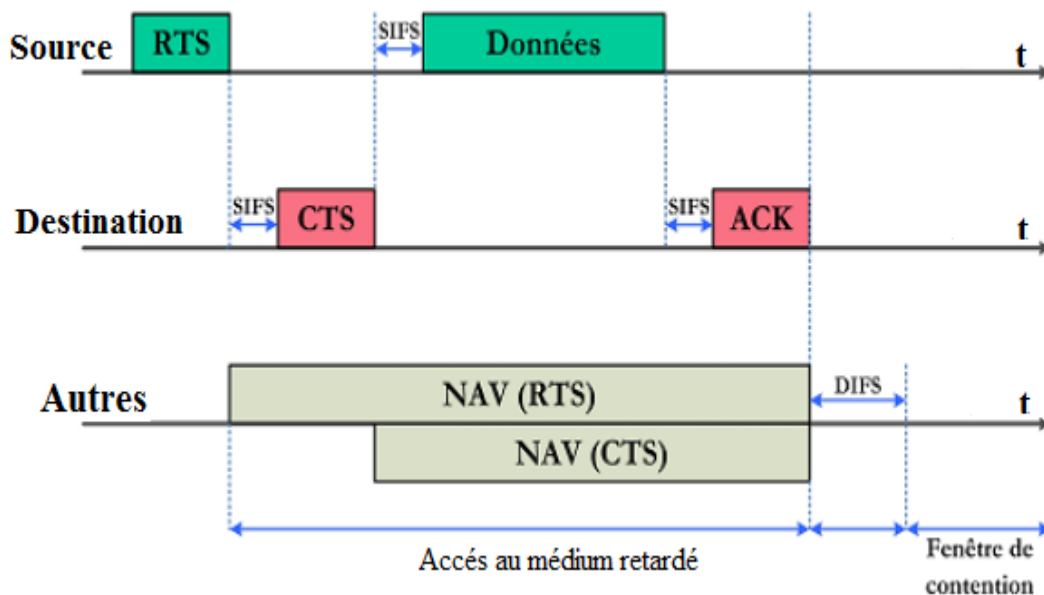


Figure I.7 : L'accès au médium en mode DCF avec RTS/CTS.

I.4.1.4 Comparaison entre les méthodes d'accès aléatoire

	Caractéristiques	Performances
ALOHA	<ul style="list-style-type: none"> - La simplicité, - Pas de synchronisation entre utilisateurs, - Une probabilité de collision élevée, - Détection des collisions et retransmission après un laps de temps aléatoire. 	<ul style="list-style-type: none"> - Un débit effectif faible (18%), - Rendement très mauvais en cas de charge élevée, et pas de stabilité.
SALOHA	<ul style="list-style-type: none"> - Synchronisation entre les utilisateurs, - Émission d'une trame uniquement en début d'intervalle de temps. 	<ul style="list-style-type: none"> - Le débit effectif moyen (36%), - Rendement très mauvais en cas de charge élevée, - Pas de stabilité.
CSMA	<ul style="list-style-type: none"> - Ecoute de la porteuse, - Nombre de collisions réduit. 	<ul style="list-style-type: none"> - L'écoute de canal permet d'augmenter le débit, 1_persistent : 53%, non_persistent : 82 %, 0.01_persistent : 99 %.
CSMA/CD	<ul style="list-style-type: none"> - Ecoute de la porteuse, - Détection de la collision, - Une probabilité d'erreur faible, - Approche complètement décentralisée, - Utilisé dans les réseaux Ethernet. 	<ul style="list-style-type: none"> - Très efficace sous faible charge, - Pas de stabilité lorsque la charge augmente, - Délais imprévisibles, - Effet des collisions réduit.
CSMA/CA	<ul style="list-style-type: none"> - Ecoute de la porteuse, - Détection et évitement de la collision, - Une Probabilité d'erreur meilleure, - Problème des stations cachées et exposée. - Gestion centralisée ou distribue, - Employés aux réseaux WLAN et PAN, satellite. 	<ul style="list-style-type: none"> - Stabilité même sur les réseaux denses. - Possibilité réduite d'avoir de collisions. - Un débit effectif réduit à cause de l'overhead MAC (RTS, CTS, ACK, backoff, DIFS, SIFS)

Tableau I.1 : Comparaison entre les méthodes d'accès aléatoire.

Le choix d'une méthode d'accès en général dépend de plusieurs critères, notamment : la topologie du réseau, le type de support (filaire ou non filaire), la possibilité de privilégier certains nœuds et la tolérance aux fautes. Dans les réseaux Ad hoc, on choisit une méthode d'accès selon les caractéristiques du réseau (taille, mobilité, ressources des nœuds, volume d'information à échanger...).

I.5 Le routage

Le routage est une méthode d'acheminement des informations à la bonne destination à travers un réseau de connexion donné. Le problème du routage consiste à déterminer un acheminement optimal des paquets à travers le réseau au sens d'un certain critère de performance [5]. Les protocoles de routage dans les réseaux ad hoc peuvent être classés en trois catégories [12].

I.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 mises à jour à chaque changement topologique du réseau ad hoc mobile pour reconstruire à nouveau les routes. Parmi les protocoles de routage proactifs les plus utilisés, on trouve, les protocoles DSDV et OLSR.

I.5.1.1 Le Protocole DSDV

Le DSDV (Destination Sequenced Distance Vector) est un protocole proactif, uniforme et orienté destination. C'est une variante de l'algorithme "Distance Vector" qui privilégie le chemin le plus court. Il évite le problème de boucles de routage en marquant les informations de route de chaque destination par un numéro de séquence généré par la destination. Chaque nœud émet périodiquement sa table de routage courante contenant pour chaque destination une distance (nombre de sauts, ou autre métrique), un vecteur (prochain saut) et le plus grand numéro de séquence connu. Cette table inclut le numéro de séquence de l'émetteur (car il est une destination par rapport aux autres) qui est incrémenté à chaque nouvelle émission. À la réception de ce message, si le numéro de séquence reçu est plus grand que celui correspondant à l'entrée de la table de routage, le récepteur met à jour son entrée de table en désignant comme vecteur le nœud émetteur et en incrémentant la distance reçue de 1. Si le numéro de séquence reçu est égal à celui correspondant à l'entrée de la table de routage et la

distance après incrémentation est plus petite, le récepteur met à jour son entrée de table de routage. Si un nœud détecte une défaillance de lien, il met la distance de chaque destination routée via ce lien à une valeur infinie et incrémente les numéros de séquences associés à ces entrées. Puisque le numéro de séquence de chaque destination a augmenté, le changement va se propager dans le réseau, ainsi chacune de ces destinations sera déconnectée du réseau jusqu'à ce qu'elle génère un nouveau message de routage contenant un nouveau numéro de séquence. [5, 7]

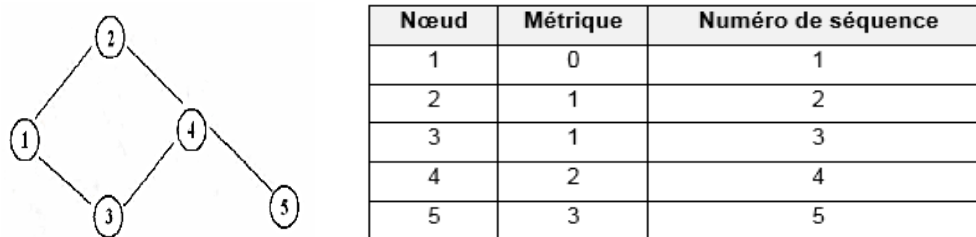


Figure I.8 : Table de routage DSDV au niveau du nœud 1.

Les inconvénients de ce protocole sont :

- Une activité importante sur le réseau lors des demandes de la mise à jour,
- Une convergence lente,
- Une forte tendance à créer des boucles de routage dans les réseaux et
- Le problème du gaspillage de l'énergie et la bande passante liée à la recherche périodique des routes.

I.5.2 Les protocoles réactifs (à la demande)

Les protocoles de routage réactifs sont appelés aussi protocoles à la demande. Ils créent et maintiennent les routes selon les besoins des communications dans le réseau et se sont détruites lorsqu'elles ne sont plus utilisées. 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". Les protocoles DSR et AODV sont des protocoles réactifs très exploités dans ces dernières années.

I.5.2.1 Le Protocole AODV

L'AODV (Ad hoc On demand Distance Vector) est un protocole de routage réactif basé sur le principe de vecteur à distance. C'est le premier protocole qui a été normalisé par le groupe MANET. C'est une combinaison des deux protocoles DSR et DSDV. Il permet de

réduire le nombre de diffusions de messages et cela par la création spontanée des routes en besoin. [5, 7]

La route retenue est une route bidirectionnelle et correspond au chemin le plus court (nombre de sauts minimal) entre la source et la destination. Chaque nœud maintient une table de routage comportant les informations suivantes :

- Identifiant de la destination.
- Identifiant du prochain nœud tout au long de cette destination.
- Le nombre de nœud jusqu'à cette destination.

Nous distinguons quatre types de message de routage qui peuvent être utilisés :

- RREQ Route Request : un message de demande de route.
- RREP Route Reply : un message de réponse à un RREQ.
- RERR Route Error : un message qui signale la perte d'une route.

Format général d'une RREQ :

@source	Num. seq. Source	Broadcast id	@destination	Num. seq. Destination	Nombre de sauts
---------	---------------------	--------------	--------------	--------------------------	-----------------

Format général d'une RREP :

@source	@destination	Num. seq. destination	Nombre de sauts	life time
---------	--------------	--------------------------	-----------------	-----------

Figure I.9 : Format général des messages RREQ et RREP en AODV.

Quand un nœud source S veut atteindre la destination D, il diffuse le message de demande de route à ses voisins ainsi que le numéro de séquence pour cette destination jusqu'à ce que le paquet atteigne un nœud qui a une route à la destination, chaque nœud intermédiaire expédie la demande et crée une route inversée vers S (mémoriser une route vers la source). Quand un intermédiaire a une route vers D, il produit une réponse qui contient le nombre de saut et le numéro de séquence pour D (le plus récent). Les nœuds qui portent la réponse vers S créent une route vers D mais seulement avec le prochain saut et non pas la route tout entière.

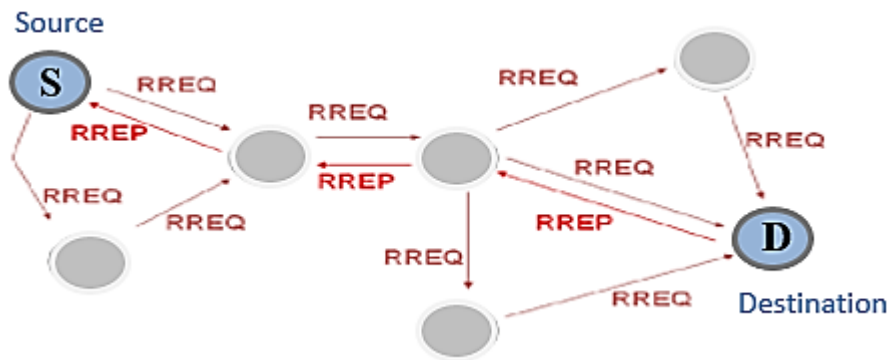


Figure I.10 : Découverte de la route en AODV.

Pour la mise à jour des routes, le protocole AODV exige des messages HELLO toutes les secondes. Un lien est considéré invalide si trois messages HELLO consécutifs ne sont pas reçus (à travers ce même lien). L'AODV suggère qu'un nœud puisse employer des méthodes de la couche physique ou de la couche lien pour détecter les ruptures. Quand un lien devient invalide, tout nœud expédié à travers celui-ci est informé par une réponse avec une métrique égale à l'infini, ce qui conduit au lancement d'une opération de découverte.

L'inconvénient de ce type de protocole est le long délai écoulé avant l'envoi des messages, qui est dû au temps nécessaire pour la découverte de route.

I.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 à base du protocole réactif. Les protocoles ZRP et ZHLS sont parmi les protocoles hybrides les plus connus.

I.5.3.1 Le Protocole ZRP

ZRP (Zone Routing Protocol) est un protocole de routage hybride où le réseau est décomposé en plusieurs zones de routages chevauchées. La zone de routage d'un nœud est définie comme l'ensemble des nœuds qui se trouvent à une distance inférieure ou égale au rayon de la zone. Les nœuds qui se trouvent exactement à une distance égale au rayon de la zone sont appelés "nœuds périphériques". Le routage interzone peut être assuré par n'importe quel protocole de routage proactif, à condition qu'il soit modifié pour que la portée des mises

à jour soit restreinte au rayon de la zone de routage. Le routage interzone est assuré par un cycle RREQs-RREPs. Quand un nœud reçoit un paquet RREQ s'il n'est pas destination et si encore la destination ne se situe pas dans sa zone, il renvoie le RREQ uniquement vers les nœuds périphériques. Cela limite considérablement le nombre des RREQs propagés au réseau. Les performances de ZRP dépendent de la valeur choisie pour le rayon des zones. Pour des grandes valeurs, le ZRP se comporte comme un protocole de routage purement proactif tandis que pour des petites valeurs, il se comporte comme un protocole de routage purement réactif [1].

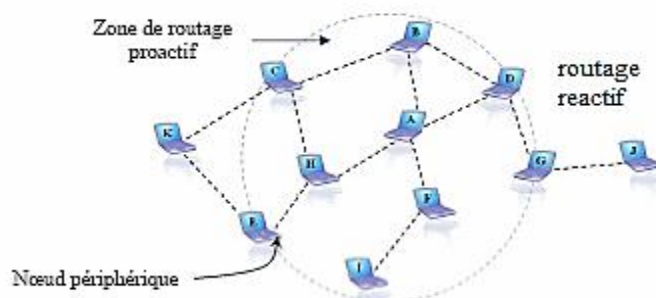


Figure I.11: Les zones de routage ZRP.

I.5.4 Comparaison entre les différentes catégories des protocoles de routage

Protocoles	Les Avantages	Les Inconvénients
<p>Proactif</p> <p>Recherche périodique des routes</p>	<ul style="list-style-type: none"> -Pas de temps de réaction, rapidité d'établissement des routes. -Adaptés aux réseaux denses de taille moyenne. -Adaptés aux réseaux à forte mobilité 	<ul style="list-style-type: none"> -Trafic de contrôle important -Capacité d'échange du réseau limitée -Consommation énergétique importante
<p>Réactif</p> <p>Routes obtenues à la demande</p>	<ul style="list-style-type: none"> -Trafic de contrôle faible -Adaptés aux grands réseaux -Consommation énergétique réduite -Optimisation de la bande passante 	<ul style="list-style-type: none"> -Temps long de réaction, - Délai nécessaire pour trouver une route -Pas optimisé pour la forte mobilité des nœuds
<p>Hybride</p> <p>Combinaison (proactif -réactif)</p>	<ul style="list-style-type: none"> -Adaptables aux réseaux -Consommation énergétique réduite 	<ul style="list-style-type: none"> -Recherche des routes complexes -Temps de réaction long -Ressources CPU et mémoire

Tableau I.2 : Les différentes catégories de protocoles de routage [17]

Chaque famille de protocole de routage est plus ou moins adaptée à un type de réseau. Il convient donc de définir précisément les caractéristiques du réseau (taille, mobilité, des nœuds, ressources des nœuds, volume d'information à échanger, ...) afin de choisir un protocole de routage adapté.

I.5.5 Etat de l'art

La recherche sur le routage dans les réseaux sans fil date du début des années 70 quand le DARPA « U.S. Defence Advanced Research Project Agency » a commencé le projet PRNET « packet radio network » [18] et son successeur SURAN « Survivable Adaptive Networks » [19], et avaient pour objectif de trouver une architecture de réseau radio facile à déployer pour l'échange de données tactiques, mais les recherches restaient exclusivement militaires.

Les applications civiles des réseaux ad hoc n'apparurent que beaucoup plus tard, vers la fin des années 1990, lorsque plusieurs types de protocoles apparaissent, comme : le protocole proactif DSDV [20] et le protocole réactif AODV [21] à base de vecteur de distance, et le protocole hybride ZRP [22] qui utilisait les notions de découpage du réseau.

La majorité des solutions proposées pour résoudre le problème du routage dans les réseaux ad hoc, sont évalués actuellement par le groupe de travail MANET (Mobile Ad Hoc Network) groupe de l'IETF (Internet Engineering Task Force). Ce groupe est à l'origine de nombreux standards, parmi lesquels AODV, OLSR, DSR, DSDV, ZRP, BATMAN ou encore OLSRv2, AODVv2, DLEP, ... [8].

Aujourd'hui, les réseaux ad hoc sont de plus en plus populaires avec l'émergence des standards tels que Bluetooth, HiperLan et IEEE 802.11. Les projets de recherches civiles dans ce domaine ont afflué de partout dans le monde, qui introduit plusieurs protocoles inventés ou des propositions d'amélioration des performances de réseaux, comme le protocole :

- MER-AODV [23] : (Minimum Energy Routin AODV) qui est basé sur le protocole AODV, est un protocole proposé pour minimiser la consommation d'énergie et l'amélioration de la durée de vie du réseau.

- CIVIC [17] : (le protocole de Communication Inter Véhicules Intelligente et Coopérative) algorithme de routage coopératif à qualité de service pour des réseaux ad hoc agri-environnementaux, protocole a un mode de fonctionnement mixte : ad hoc et infrastructure.

- ZRRP [5] : (Zone RAID Routing Protocol), qui s'adapte dynamiquement aux conditions d'un réseau ad hoc large et dynamique en calibrant l'un de ses paramètres appelé rayon de zone.

Enfin les recherches actuelles ou les futures recherches se dirigent vers l'intégration des réseaux ad hoc dans le monde connecté, internet des objets et les techniques d'intelligence artificielle qui nécessitent l'hybridation avec les autres réseaux cellulaires et satellitaires.

I.6 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons présenté les réseaux mobiles ad hoc qui occupent d'un jour à l'autre, une place plus importante en termes de recherche, investissements, revenus, d'abonnés,... etc. Cela revient aux différents avantages qu'apportent ces réseaux, et qu'il est indéniable que l'association des services mobiles aux communications sans fil est l'une des plus importantes évolutions qu'ait observé le secteur des télécommunications.

Ce chapitre contient aussi des comparaisons considérables entre les différents protocoles d'accès et de routage qu'adoptent souvent les réseaux ad hoc. Ces comparaisons illustrent les qualités qui favorisent l'usage d'un protocole des autres, relativement aux circonstances présentes.

Chapitre II :Notions Fondamentales sur la Théorie des Jeux**II.1 Introduction**

La théorie des jeux est une branche des mathématiques appliquées, qui est formalisée pour la première fois en 1944 par Von Neumann et Oscar Morgenstern dans leur ouvrage intitulé "*Theory of Games and Economic Behavior*" [24]. Depuis, elle est considérée comme une nouvelle discipline appliquée dans des multiples domaines : économie, militaire, biologie, politique, ...etc.

Un des buts de la théorie des jeux est de créer des modèles mathématiques de base. Ces modèles essaient de synthétiser tous les éléments essentiels pour décrire l'interaction, puis introduire des concepts de solution pour tracer les issues possibles d'un jeu, et enfin, d'appliquer ces outils pour mieux gérer les phénomènes étudiés.

Le présent chapitre vise à exposer cette théorie en abordant ses notions fondamentales.

II.2 Définitions élémentaires

La théorie des jeux consiste à étudier les situations de conflit qui peuvent exister entre des agents fonctionnant en interaction. Elle est principalement caractérisée par les notions suivantes [2, 25, 26] :

II.2.1 Un jeu

Un jeu est une représentation formelle d'une situation dans laquelle un certain nombre d'agents (joueurs) sont conduits à faire des choix parmi un certain nombre d'actions possibles (stratégies), et où la satisfaction (l'utilité) de chaque agent, ne dépend pas que de ses choix, mais également des choix effectués par les autres.

II.2.2 Un joueur

Toute personne ou agent qui participe au jeu et capable de prendre une décision est appelé "joueur". Un joueur est défini comme étant l'unité fondamentale de décision, et pouvant être une personne, un groupe de personnes, une société, un virus, un abonné, un nœud, ... selon le domaine d'activité où déroule le jeu.

On notera l'ensemble des joueurs par : $I = \{1, 2, \dots, N\}$ où N : est le nombre total des joueurs participant au jeu.

II.2.3 Une stratégie

Une stratégie désigne l'action prise par un joueur dans un jeu d'interactions. On distingue deux types de stratégies :

- **Une stratégie pure** du joueur i est une action ou un plan d'actions choisi(e) avec certitude afin d'atteindre un but précis (sa satisfaction). On notera par $S_i = \{s_{i1}, s_{i2}, \dots, s_{im_i}\}$ l'ensemble des stratégies pures du $i^{\text{ème}}$ joueur, ou m_i est leur nombre. Une issue du jeu en stratégies pures est le vecteur de combinaison des stratégies tel que :

$$s = (s_1, \dots, s_i, \dots, s_N) \in S = \prod_{i=1}^N S_i \quad (II.1)$$

où S_i est la stratégie choisie par le $i^{\text{ème}}$ joueur, et noté S_{-i} l'ensemble des stratégies de ses adversaires de tous les joueurs, sauf la stratégie du joueur i .

- **Une stratégie mixte** du joueur i est une distribution de probabilités $\alpha = (\alpha_1, \dots, \alpha_{m_i})$ définie sur l'ensemble des stratégies du joueur i .

Si l'ensemble des stratégies S_i est fini, alors, on définit l'ensemble des stratégies mixtes comme suit :

$$A_{m_i} = \{ \alpha = (\alpha_1, \dots, \alpha_{m_i}) \in \mathbb{R}^{m_i} : 0 \leq \alpha_j \leq 1 \forall j \in \{1, \dots, m_i\}, \sum_{j=1}^{m_i} \alpha_j = 1 \} \quad (II.2)$$

Où α_j est la probabilité pour que le joueur i joue sa stratégie pure $s_i \in S_i$.

II.2.4 Une fonction d'utilité (fonction gain)

Une fonction d'utilité est une fonction associée à chaque joueur i reflétant ses préférences, c.-à-d., la satisfaction qu'il éprouve en utilisant une stratégie donnée. Cette satisfaction ne dépend pas seulement de son choix, mais également des choix des autres joueurs S_{-i} . Tel que, chaque joueur souhaite maximiser sa fonction d'utilité.

On notera par : U_i la fonction d'utilité du $i^{\text{ème}}$ joueur définie comme suit :

$$U_i: S = \prod_{i=1}^N S_i \rightarrow \mathbb{R} \quad , \quad (s_1, \dots, s_i, \dots, s_N) \in S \rightarrow U_i(s) \quad (II.3)$$

Alors, une utilité en stratégie mixte est définie par l'espérance d'utilité en stratégie pure.

$$U_i(\alpha) = \sum_{s \in S} U_i(s_i, s_{-i}) \left(\prod_{\ell=1}^N \alpha_\ell(s_\ell) \right) \quad (\text{II.4})$$

II.3 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. On distingue plusieurs types de jeux comme suit :

II.3.1 Jeu coopératifs ou non coopératifs

- **Jeu coopératif**

Dans ce type de jeux, on fait appel à la notion de l'esprit d'équipe puisque les joueurs peuvent communiquer librement entre eux, formant ainsi une coalition pour s'engager dans un même but qui vise l'intérêt général en augmentant l'utilité de l'ensemble des joueurs [27].

- **Jeu non coopératif**

Dans un jeu non coopératif, la concurrence est vivement ressentie, chacun des joueurs cherche à prendre les meilleures décisions pour lui seulement, c'est-à-dire, il cherche à maximiser égoïstement ses gains individuels.

II.3.2 Jeu extensive ou normale

- **Forme extensive**

Est un jeu qui se déroule en plusieurs coups. Il s'agit d'un graphe dirigé comme un arbre. C'est un ensemble de nœuds connectés à d'autres nœuds par des arêtes correspondant à des événements ou d'excisions ou actions [25, 28].

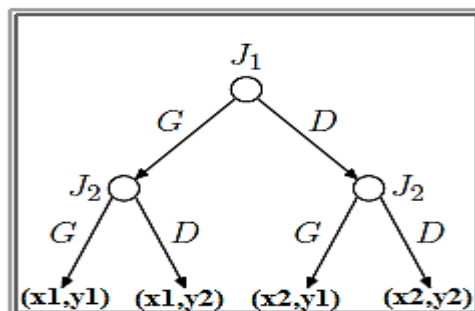


Figure II.1: La forme extensive d'un jeu.

La *figure II.1* représente un jeu à deux joueurs (J1 et J2) dans lequel ils devraient choisir G (gauche) ou D (droite) l'un après l'autre (séquentiellement). Les quatre flèches indiquent quatre issues possibles pour le jeu.

- **Forme normale (stratégique)**

Un jeu normal ou stratégique est un jeu qui se déroule en un seul coup dont les joueurs interviennent simultanément. Cette représentation de jeu est spéciale aux jeux à deux joueurs, elle consiste à représenter le jeu avec une matrice où les lignes et les colonnes représentent les gains des combinaisons de stratégies des deux joueurs. Nous allons reprendre l'exemple précédent, sa représentation sous forme normale est comme suit [25][28] :

		J2	
		G	D
J1	G	(x1, y1)	(x2, y1)
	D	(x1, y2)	(x2, y2)

Figure II.2: Forme normale de jeu stratégique.

II.3.3 Jeu avec information parfaite ou imparfaite

Si tous les joueurs connaissent les actions sélectionnées par les autres depuis le début du jeu, alors le jeu est basé sur l'information parfaite. Ce type d'information nécessite au préalable d'avoir un jeu séquentiel puisque par définition, un jeu simultané n'implique pas que tous les joueurs connaissent les mouvements précédents des autres [27].

II.3.4 Jeu simultanés ou séquentiels

Dans un jeu stratégique si les joueurs décident leurs actions simultanément, alors on va l'appeler jeu simultané. Contrairement, si les joueurs décident leurs actions l'une après l'autre, on dirait alors que c'est un jeu séquentiel.

II.3.5 Jeu avec somme nulle ou somme non nulle

Un jeu possède une somme nulle lorsque la somme des gains et des pertes de tous les joueurs et pour toutes les combinaisons de stratégies possibles est nulle. En d'autres termes, un joueur ne tire un gain que si un autre joueur subit une perte de même valeur [27].

II.3.6 Jeu symétrique ou asymétrique

Un jeu est symétrique lorsque les gains ou les pertes pour une stratégie particulière ne dépendent que des actions jouées par les autres plutôt que de l'identité des autres joueurs. Ainsi, si pour une même action exécutée par les joueurs, le premier joueur tire un gain différent du deuxième, le jeu est asymétrique [27].

II.3.7 Jeux répétés

Un jeu ordinaire est 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 (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 [25].

II.4 L'équilibre

L'équilibre de jeux est un élément de base dans la théorie des jeux, car c'est le point fort qui conduit à stabiliser le jeu stratégique en satisfaisant tous les joueurs de point de vue utilité. Un équilibre est un état ou une situation dans laquelle aucun joueur ne souhaite modifier son comportement une fois connu le comportement des autres joueurs. De façon plus précise, un équilibre est une combinaison de stratégies telle qu'aucun des joueurs n'a d'incitation à changer sa stratégie une fois connu les stratégies des autres joueurs. Une fois que l'équilibre est atteint dans un jeu, il n'y a aucune raison de le quitter [29].

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 N joueurs du jeu, est peut-être définis comme suit : $s^* = (s_1^*, \dots, s_i^*, \dots, s_N^*)$

II.4.1 Résolution des jeux par élimination des stratégies dominées :

Une stratégie dominante pour un joueur est une stratégie qui lui donne toujours un gain supérieur ou égal au gain qu'il peut attendre de toutes ses autres stratégies quelles que soient

les stratégies des autres joueurs. Ainsi, Une stratégie dominante domine toutes les autres stratégies. Alors il semble raisonnable de tenter de résoudre les jeux en éliminant les mauvaises stratégies pour chaque joueur.

- **Définition II.1** [26] : On dit que la stratégie $s_i \in S_i$ est une **stratégie dominante**, si : $\forall s'_i \in S_i, \forall s_{-i} \in S_{-i}$, on a :

$$u_i(s_i, s_{-i}) \geq u_i(s'_i, s_{-i}) \quad (II.5)$$

La stratégie $s_i \in S_i$ est dominante pour le joueur i , si s_i domine s'_i .

- **Définition II.2** [26] Une situation $s^* = (s_1^*, \dots, s_i^*, \dots, s_N^*)$ est appelée **équilibre en stratégies dominantes** pour le joueur i , si : $\forall s'_i \in S_i, s'_i \neq s_i^*, \forall s_{-i} \in S_{-i}$, on a

$$u_i(s_i^*, s_{-i}) \geq u_i(s'_i, s_{-i}) \quad (II.6)$$

- **Définition II.3** [2] : Une stratégie s_i est une **meilleure réponse** aux stratégies des autres joueurs, si l'ensemble de toutes les stratégies dont chacune est une meilleure réponse à s_{-i} . Alors une stratégie est dominante, si elle est une meilleure réponse à n'importe quelle stratégie que les autres joueurs choisissent, y compris leurs stratégies d'équilibre.

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.

II.4.2 L'équilibre de Nash

L'équilibre de Nash, introduit par le mathématicien John Nash en 1950, est un concept fondamental en théorie des jeux. Il décrit une issue dans laquelle aucun joueur ne souhaite modifier son comportement étant donnée la stratégie de chacun de ses rivaux tels qu'aucun joueur ne peut obtenir un gain supplémentaire en changeant unilatéralement de stratégies. Dans l'équilibre de Nash, le joueur n'est pas forcément heureux des stratégies des autres joueurs, mais sa stratégie est la meilleure réponse de ses actions. Les joueurs dans l'équilibre de Nash sont toujours non coopératifs [12, 30].

- **Définition II.4** [26] : On dit qu'une combinaison de stratégie s^* est un **équilibre de Nash en stratégies pures**, si pour chaque joueur $i \in I$,

$$u_i(s_i^*, s_{-i}^*) \geq u_i(s_i, s_{-i}^*), \quad \forall s_i \in S_i \quad (II.7)$$

- **Définition II.5** [26] : Une situation $\alpha^* = (\alpha_1^*, \alpha_2^*, \dots, \alpha_N^*) \in A = \prod_{i=1}^N A_i$ est un **équilibre de Nash en stratégies mixtes**, si pour chaque joueur $i \in I$, on a :

$$u_i(\alpha_i^*, \alpha_{-i}^*) \geq u_i(\alpha_i, \alpha_{-i}^*), \quad \forall \alpha_i \in A_i \quad (\text{II.8})$$

- **Définition II.6** [12] Tout équilibre en stratégies dominantes est un équilibre de Nash, mais l'inverse n'est pas vrai, et tout jeu fini admet au moins un équilibre de Nash en stratégies mixtes.

II.5 Conclusion

Ce chapitre a été consacré aux définitions relatives à la théorie des jeux, qui nous seront utiles pour les chapitres suivants, et plus particulièrement à l'élaboration de notre modèle. En effet, la théorie des jeux est un outil mathématique très efficace pour l'analyse des situations conflictuelles qui porte d'interactions entre leurs éléments décideurs. L'analyse de telles situations passe par la conception d'un modèle sous forme d'un jeu, pour lequel la définition précise de chacun de ses éléments est nécessaire.

Chapitre III : La théorie des Jeux et les réseaux Ad hoc**III.1. Introduction**

La théorie des jeux développe des outils mathématiques nécessaires pour l'étude des interactions des agents autonomes. À ce niveau, il devrait être clair comment la théorie des jeux peut être utile pour l'analyse des réseaux ad hoc. Dans ce type de réseau, chaque mobile (nœud) doit prendre des décisions. Ces décisions peuvent être conditionnées par les règles ou les algorithmes d'un protocole, mais finalement chaque nœud aura une certaine marge de performance en plaçant des paramètres ou en changeant le mode de fonctionnement. Ces nœuds qui sont des agents autonomes peuvent prendre de différentes décisions comme par exemple des décisions sur la puissance de transmission, l'expédition de paquets, le partage des ressources, etc, afin de réaliser un objectif commun qui est le bien-être du système dans son ensemble dans certains cas. Et dans d'autres cas, les nœuds peuvent se comporter d'une manière égoïste et donc chacun cherche à maximiser son propre intérêt qui peut être le débit de transmission, la fonction d'efficacité énergétique ou autre.

Dans ce contexte, nous avons rencontré une littérature riche des applications de la théorie des jeux pour résoudre des problèmes dans les réseaux ad hoc, pour mieux gérer la gestion des flux et de la congestion comme dans [31, 32], la sécurité des réseaux dans [33, 34], l'équilibrage de charge comme dans [35], l'allocation des ressources dans [36], et l'expédition des paquets dans [3]. Certains travaux ont essayé de modéliser quelques problématiques liées aux couches physique et MAC comme le contrôle de la puissance dans les travaux [3, 37], l'adaptation de la forme d'onde dans [3], la partage du spectre radio dans [38] et le contrôle d'accès au médium comme dans [39]. Aussi, nous enregistrons beaucoup de recherches appliquant la théorie des jeux pour traiter les problèmes de routage. Parmi les premiers articles qui ont appliqué la théorie des jeux au problème du routage ; on mentionne les articles publiés par Orda et Shimkin en 1993, voir [40]. Les travaux de Korilis et al. [41] s'intéressent au problème de répartition des capacités de liaison comme des décisions de routage. Aussi, Korilis et Orda dans [42] suggèrent un système de tarification pour lutter la congestion. Roughgarden (2002) [43] quantifie la pire perte possible dans les performances du réseau lié à un comportement non coopératif de routage, et R. J. Zheng et al [44] proposent un modèle de routage multi-QoS. Aussi, un travail très consistant est élaboré dans [28], qu'il développe un modèle que nous allons l'utiliser dans notre mémoire.

Dans ce chapitre, nous exposerons quelques travaux réalisés dans ce contexte et qui traitent des problématiques s'avèrent dans les réseaux ad hoc par la théorie des jeux. Nous étudions plus en détails un nouveau mécanisme de routage proposé pour limiter le problème de cogestion dans les réseaux ad hoc.

III.2 Modélisation des réseaux ad hoc par la théorie des jeux

Dans un jeu, les joueurs sont des décideurs indépendants dont les paiements dépendent des actions des autres joueurs. Les nœuds dans un réseau ad hoc sont caractérisés par la même fonctionnalité. Cette similitude entre les composants traditionnels de la théorie des jeux et les éléments d'un réseau ad hoc est exprimée comme suit [3] :

- Les nœuds du réseau sont modélisés par les joueurs, on notera $I = \{1, 2, \dots, N\}$ où N : est le nombre de joueurs
- Les actions liées à la fonctionnalité étudiée (la puissance de transmission, sélection de la forme d'onde, l'accès au médium, expédition des paquets, ...) sont modélisées par les stratégies,

On notera :

- p_j : est la puissance choisie par le $j^{\text{ème}}$ nœud,
- P_j : est l'ensemble des niveaux de puissance du $j^{\text{ème}}$ nœud,
- P : est l'espace des puissances formés du produit cartésien de tous les P_j . ei ;

$$P = P_1 \times P_2 \times \dots \times P_N .$$
- ω_j : est la forme d'onde choisie par le $j^{\text{ème}}$ mobile,
- Ω_j : est l'ensemble des formes d'onde du $j^{\text{ème}}$ nœud,
- Ω : est l'espace des formes d'onde formé du produit cartésien de tous les Ω_j , c-à-d,

$$\Omega = \Omega_1 \times \Omega_2 \times \dots \times \Omega_N$$
- Les performances du réseau (le débit, la durée de vie, d'efficacité énergétique, ...) sont modélisées par les fonctions d'utilités, notées $u_j (P, \omega, H)$ où :
 - H : représente la matrice des taux de succès de transmission de tous les liens du réseau,

$$H = \begin{pmatrix} 1 & h_{12} & h_{13} & \dots & h_{1N} \\ h_{21} & 1 & & & \vdots \\ h_{31} & & \ddots & & \vdots \\ \vdots & & & \ddots & \\ h_{N1} & h_{N2} & \dots & \dots & 1 \end{pmatrix}$$

où h_{ji} est le taux de succès de transmission des paquets en utilisant le lien de j vers i ($h_{ij} \in [0, 1]$).

D'une manière générale, nous pouvons modéliser un réseau ad-hoc par le jeu suivant :

$$\langle j \in I, \{p_j, \Omega_j\}, u_j(P, \omega, H) \rangle \quad (\text{III.1})$$

III.2.1 Le jeu de contrôle de puissance

Le choix optimal de la puissance de transmission dans un canal de transmission dans les réseaux cellulaires est en général déterminé par la station de base (ou point d'accès au réseau) et transmis comme un message de contrôle à tous les utilisateurs (mobiles) du réseau, ce problème est connu sous le nom contrôle centralisé de puissance.

Dans le cas des réseaux ad hoc, comme ce type de réseau est décentralisé (pas de station de base), chaque mobile joue le rôle de la station de base et donc détermine sa puissance optimale de transmission, et dans ce cas, le problème est connu sous le nom contrôle de puissance distribué.

Les algorithmes contrôlent de l'alimentation dans les réseaux ad hoc, contrairement aux réseaux avec infrastructure. Lors du choix d'un algorithme distribué pour un réseau, plusieurs facteurs doivent être pris en compte, notamment les performances en régime permanent, la convergence, la complexité, la stabilité et l'interaction avec le comportement des autres couches. Celles-ci constituent certains des domaines de recherche actifs dans le domaine du contrôle de puissance distribué et de la théorie des jeux.

▪ Cas des liens simples

Dans [3], le problème de contrôle de puissance est modélisé par un jeu de forme normale. En présentant un algorithme permettant de réaliser une commande de puissance distribué dans les réseaux 802.11. Les auteurs autorisent l'utilisation de quelques niveaux de puissance

différents et intègrent la signalisation nécessaire à l'échange de trames RTS-CTS-DATA-ACK. Ce modèle est défini comme suit :

- L'ensemble des joueurs sont les nœuds mobiles, chaque nœud maintient un lien simple (un lien est dit simple s'il ne peut transporter qu'un seul paquet à la fois) avec sa destination v_i ;
- Les niveaux de puissance représentent l'ensemble des stratégies. Chaque nœud communique avec ses nœuds voisins et choisit un niveau de transmission pour chaque voisin de manière à obtenir la puissance de signal minimale requise pour des performances acceptables.
- La fonction d'utilité donnée est la qualité de la transmission d'un nœud i vers un nœud v_i . Elle est mesurée par le rapport signal sur interférence plus bruit (SINR) en v_i , tel que ;

$$u_i(p_1, \dots, p_N) = - \left[\hat{\gamma}_i - \frac{h_{iv_i} p_i}{\sigma_{v_i} + \sum_{j \in I, j \neq i} h_{jv_i} p_j} \right]^2 \quad (III.2)$$

Où

- $\hat{\gamma}_i$: est la fonction SINR du $i^{\text{ème}}$ joueur.
- σ_{v_i} : est le bruit au niveau de la destination, et les autres paramètres sont définis en (II.2).

À la fin les auteurs montrent l'existence de l'équilibre de Nash par la résolution du système linéaire.

▪ Cas des liens MIMO

Liang et Dandekar considèrent dans [37] la caractérisation et la gestion de l'interférence dans les réseaux ad-hoc sans fil en utilisant des techniques d'accès multiples MIMO (un mobile peut transmettre et recevoir plusieurs paquets de données en même temps sur un canal MIMO). En raison de mauvaises conditions de canal, certaines liaisons ont des débits de transmission de données très faibles, même si leurs puissances de transmission sont élevées. Par conséquent, un mécanisme d'arrêt (de fermeture) des liaisons est proposé afin de réduire les interférences du canal double et améliorer l'efficacité énergétique. Cette approche est modélisée sous forme d'un jeu non coopératif comme suit :

- L'ensemble des joueurs est constitué l'ensemble des liens MIMO, $I = \{1, 2, \dots, N\}$, N : est le nombre des antennes de $i^{\text{ème}}$ mobile.
- L'ensemble des actions d'allocation de puissance dans le $i^{\text{ème}}$ lien sont pour isoler l'action du lien à un certain temps τ .

- L'utilité est la mesure de la du gain qu'un lien peut obtenir en utilisant le canal, chaque émetteur calcule sa propre capacité de liaison et tente d'optimiser sa fonction d'utilité qui est donné par l'équation :

$$u_i = C_i - \gamma_i p_i \quad (III.3)$$

Où

- γ_i : est le facteur de scalairisation pour que p_i et C_i aient les mêmes unités,
- C_i : est le débit réalisable du lien,
- p_i : est la puissance de transmission du lien.

En fait, pour éviter une transmission inutile de l'énergie dans des conditions médiocres de canal ; un mécanisme de fermeture des liaisons inefficaces a été intégré par la théorie des jeux. Il est montré que l'utilisation de la méthode avec le mécanisme d'arrêt de la liaison permet au réseau ad hoc MIMO d'obtenir un meilleur rendement énergétique et une capacité meilleure du système.

III.2.2 Le jeu d'adaptation de la forme d'onde

L'adaptation de la forme d'onde dans les réseaux ad hoc comporte le choix d'une forme d'onde par un nœud de façon que l'interférence au niveau du récepteur soit réduite. Les interférences au niveau du récepteur sont fonction de la corrélation de la forme d'onde d'un mobile avec les formes d'onde des autres mobiles du réseau.

Ce problème a été modélisé sous forme d'un jeu dans [3,45]. En outre, généralement, les différents nœuds impliqués dans la transmission n'ont pas ou ont très peu d'informations sur l'environnement d'interférence du récepteur. Le jeu se forme comme suit :

- L'ensemble des joueurs est constitué des utilisateurs (les nœuds mobiles) ;
- L'ensemble des stratégies représentent les formes d'ondes de chaque jeu ($\omega_1, \omega_2, \dots, \omega_N$) ;
- La fonction d'utilité est la fonction d'interférence qui est définie comme suit :

$$u_i(\omega_i, \omega_{-i}) = f_1(\omega_i) - \sum_{j=1, j \neq i}^N f_2(I(\omega_j, \omega_i), P_j, P_i, h_{ji}) - \sum_{j=1, j \neq i}^N \gamma_{ij} f_3(I(\omega_j, \omega_i), P_i, P_j, h_{ij}) \quad (III.4)$$

Où

- La fonction f_1 mesure le bénéfice lié au choix particulier de la forme ω_i .
- La fonction f_2 mesure l'interférence du joueur i aperçue au nœud de réception due aux autres utilisateurs présents dans le système.
- I : Est la fonction qui mesure la corrélation entre les formes ω_j et ω_i .

- La fonction f_3 mesure l'interférence aux récepteurs causé par un utilisateur particulier avec d'autres utilisateurs dans le réseau ;
- γ_{ij} : Est le facteur de poids. Et les autres paramètres sont définis en partie (II.2).

L'auteur dans ce jeu proposait un algorithme d'adaptation de forme d'onde et démontrait qu'il existe un certain nombre de jeux potentiels qui mène à la convergence : les joueurs du jeu sont assurés de converger vers un NE en jouant leur meilleure réponse. Il prouvait ensuite que cet algorithme conduit à une réduction des interférences dans le réseau et assure aussi l'équité dans l'allocation des ressources.

III.2.3 Le jeu de partage du spectre radio

Le problème de partage du spectre radio réside dans la façon dont il faut suivre pour partager le spectre disponible limité entre les dispositifs sans fil. Sa modélisation est faite sous forme d'un jeu coopératif. Selon cette approche, la largeur de la bande disponible est divisée équitablement en plusieurs canaux. Chaque nœud peut transmettre dans n'importe quelle combinaison des canaux à tout moment et peut placer sa puissance de transmission sur chaque canal [38]. Soit $x = \{1, 2, \dots, K\}$ l'ensemble des canaux disponibles et B la largeur de la bande de fréquence. Alors la largeur de chaque canal est donnée par B/K .

Le jeu associé au partage du spectre est formulé comme suit :

- $I = \{1, 2, \dots, N\}$: est l'ensemble des émetteurs (joueurs).
- $P_i = \{p_i = (p_i^1, \dots, p_i^k), p_i^k \geq 0, k \in x, \sum_{k \in x} p_i^k < P_{\max}\}$: est l'ensemble des stratégies ou p_i^k est la puissance de transmission du $i^{ème}$ mobile sur le $k^{ème}$ canal.
- La fonction objective d'un joueur représente la capacité de transmission de Shannon (taux de transmission) du joueur sur tous les canaux disponibles. Elle est définie par la relation suivante :

$$C_i(p_1, \dots, p_i, \dots, p_N) = \frac{B}{K} \sum_{k=1}^K \log_2 \left(1 + \frac{h_{ii}^k p_i^k}{\frac{\sigma^2}{K} \sum_{j \neq i} h_{ji}^k p_j^k} \right) \quad (III.5)$$

Où

- P_{\max} : est la puissance maximale de transmission.
- σ^2 : est le bruit sur la bande de fréquences.
- h_{ji} : est le taux de succès de transmission des paquets en utilisant le lien de j vers i ($h_{ji} \in [0, 1]$).

L'auteur ici montre que dans les environnements fortement perturbés, l'utilité du jeu n'est pas convexe, ce qui peut rendre certaines attributions optimales irréalisables avec des stratégies pures et montre que plus le nombre de chaînes disponibles augmente, l'espace utilitaire devient presque convexe et que des stratégies optimales permettent donc d'obtenir des allocations optimales. Ensuite il propose l'utilisation de la solution de négociation de Nash et prouve qu'elle réalise un bon compromis entre équité et efficacité, en utilisant un nombre réduit de canaux. Enfin, l'auteur propose un algorithme distribué pour le partage du spectre, qui peut réaliser des attributions raisonnablement proches de la solution de l'équilibre de Nash.

III.2.4 Le jeu du contrôle d'accès au médium

Le médium (support) de communication dans les réseaux sans fils est un spectre radio (une bande de fréquences). Cette ressource est organisée en canaux physiques et chaque canal est affecté à une seule communication. Comme le nombre de canaux est très inférieur au nombre de communications potentielles, alors plusieurs mobiles tentent d'accéder au même canal radio et, dans ce cas, on aura collision et, donc, perte de tous les paquets. La gestion de cette ressource constitue un problème connu sous le nom de contrôle d'accès au médium.

Plusieurs études ont traité ce problème avec les outils de la théorie des jeux. À titre d'exemple, nous allons illustrer les travaux de Mackenzie et Wicker [39] qui ont modélisé le problème d'accès aléatoire au **slotted Aloha** par un jeu répété d'informations parfaites à utilisateurs égoïstes. Dans cette étude, les utilisateurs souhaitent effectuer des transmissions autant que possible. Cependant, si plusieurs utilisateurs essayent de transmettre simultanément, alors tous les accès échoueront. En plus, les tentatives de transmissions qui ont échoué peuvent être coûteuses en termes d'énergie. Dans le protocole SALOHA, le temps est divisé en petits intervalles du temps, appelés slots. Soit $G(N)$ le jeu qui se forme de N utilisateurs :

- L'ensemble des joueurs est constitué des utilisateurs ;
- A chaque étape de $G(N)$, chacun des joueurs doit prendre une décision qui peut être: $S_i = \{T: \text{Transmettre}, w: \text{Attendre}\}$, Si un joueur décide d'émettre (T) et que le reste décide d'attendre (w), le joueur qui émet recevra un gain de 1 et chacun des autres joueurs ($N - 1$) jouera le $G(N - 1)$ au cours de la prochaine période. Si aucun utilisateur ne transmet (tous jouent w) ou plus d'un utilisateur transmettent (jouent t) tous les joueurs participeront au jeu $G(N)$ au cours de la prochaine période. Les joueurs auront une valeur

du gain aux étapes postérieures, inférieure à celle du gain courant. Ceci est représenté par un facteur de dégradation $\delta < 1$.

- La fonction utilité est $u_{i,N}$ représente le débit du $i^{ème}$ utilisateur dans le jeu $G(N)$ et k la variable aléatoire qui représente le nombre d'utilisateurs qui transmettent dans un slot donné ; alors pour $N = 1$ le joueur doit transmettre et obtenir l'utilité $u_{i,1} = 1$, Pour $N > 1$ on exprime $u_{i,N}$ en fonction de l'action du joueur $S_i = \{T, w\}$:

$$u_{i,N}(S_i) = \begin{cases} \frac{p(k=0)}{1 - \delta p(k > 0)} & \text{si } S_i = T \quad (\text{Transmettre}) \\ \frac{\delta p(k=1)}{1 - \delta p(k \neq 1)} u_{i,N-1} & \text{si } S_i = W \quad (\text{Attendre}) \end{cases} \quad (\text{III.6})$$

MacKenzie et Wicker montrent qu'il est garanti qu'une stratégie d'équilibre pour ce jeu existe. Ils montrent également qu'il existe une valeur de c pour laquelle le débit global obtenu dans ce jeu, les utilisateurs étant supposés être égoïstes et prenant des décisions de manière indépendante, peut égaler le débit global maximal d'un système slotted Aloha dans lequel la décision de savoir qui transmet sur un créneau donné est faite de manière centralisée. Cette caractérisation du contrôle d'accès au support fournit des informations sur le prix des décisions distribuées (par rapport à celles contrôlées par une station de base ou un point d'accès), ainsi que sur l'impact de différents modèles de canal sur le débit global attendu pour un accès aléatoire.

III.2.5 Le jeu d'expédition des paquets

La théorie des jeux peut être appliquée pour aider un nœud à décider s'il devrait expédier un paquet reçu ou pas. Dans un réseau ad hoc, un nœud source communique avec sa destination d'une manière directe si elle est à sa portée de communication ou d'une manière indirecte en utilisant des chemins multi-sauts (à l'aide des nœuds intermédiaires) si elle n'est pas à sa portée de communication. L'établissement des itinéraires de multi-sauts dans un réseau ad-hoc se fonde sur l'expédition des paquets des autres nœuds. M. Naserian et al. proposent une approche de l'expédition des paquets appelée FDG (Forwarding Dilemma Game) [46] pour réduire le nombre des messages diffusés en appliquant le mécanisme de la théorie des jeux. Ce mécanisme conduit à éliminer les nœuds égoïstes et à coordonner entre les nœuds dans le réseau ad hoc. Ici, un jeu de l'expédition est défini comme suite :

- Les nœuds ce sont les joueurs du jeu.

- Chaque joueur i , possède deux stratégies $S_i = \{0, 1\}$, (transmet le paquet) ou le (supprimer)
- U_i est la fonction d'utilité du nœud (joueur) i . Comme dans un jeu de contributions volontaires, chaque membre d'un groupe doit décider s'il souhaite faire une contribution coûteuse qui profite à tous les membres du groupe ou s'il doit compter sur les contributions des autres, et présenté comme suit :

$$U_i(S) = \begin{cases} G_i - f(c_i), & \text{si } S_i = 1 \\ G_i, & \text{si } S_i = 0, \text{ et } \exists S_j = 1 \text{ pour } j \neq i \\ 0, & \text{si } S_j = 0 \text{ pour tout } j \end{cases} \quad (III.7)$$

Où G_i et $f(c_i)$ sont : la fonction de gain et de coût pour le nœud arbitraire i .

La stratégie mixte de l'équilibre de Nash du jeu, qui est employée pour fournir la probabilité de transmission des messages d'inondation, est contrôlée par trois paramètres suivants :

$$p = 1 - \left(\frac{C}{G}\right)^{\frac{1}{N-1}} \quad (III.8)$$

- N : est le nombre de joueurs voisins de l'expéditeur (nombre de nœud qui reçoit les paquets diffusés),
- C : est le coût du transfert. Et
- G : est le facteur de gain du réseau.

Cela est pour calculer la probabilité de transmission pour décider de transmettre ou supprimer le message, ce qui minimise le nombre des messages de contrôle.

Les auteurs ont prouvé que l'AODV avec FDG dépasse en avantage l'AODV classique, en particulier dans les scénarios de réseaux denses où la surcharge de routage est un facteur dominant qui dégrade les performances du réseau (débit, délai, occupation de la bande passante, ...). Ce jeu peut être appliqué à une grande classe de protocoles de routage utilisant l'inondation comme méthode préliminaire de découverte de route.

III.2.6 Le jeu de Routage

Dans les réseaux ad hoc, le problème du routage est devenu un problème majeur et prioritaire à traiter. En effet, plusieurs approches sont appliquées par l'emploi de la théorie de jeu pour gérer les interactions entre les utilisateurs et guider un nœud à déterminer l'itinéraire optimal.

Nous trouvons dans la littérature des modèles comme celui en [47] qui propose un jeu de congestion et en [48] pour un jeu de potentiel. Aussi, Wardrop en [49] a proposé 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. Ce modèle est actuellement une référence de plusieurs études sur le routage dans les réseaux de communication.

Afin de mieux comprendre cette application, nous avons étudié un modèle de jeu proposé pour le routage de réseau internet BGP (Border Gateway Protocol) dans [28, 50] et qui introduit un nouveau mécanisme de routage qui peut être appliqué dans les réseaux ad hoc. Dans ce modèle à information incomplète, le nœud prend le rôle du joueur, chaque joueur détermine sa meilleure stratégie de routage égoïstement parmi une liste des plus courts chemins possibles pour éviter la congestion des routes, et le délai représente l'utilité du jeu, où chaque joueur cherche à trouver le chemin le plus court avec moins de congestion pour écouler le délai le plus petit. L'auteur a prouvé par des simulations, le grand avantage de faire intégrer la théorie des jeux dans la fonction de routage.

Finalement nous adoptons un algorithme d'apprentissage proposé par [51] basée sur des vecteurs de chemins, similaire à notre problème du routage. Cette méthode permet au système, si tous les joueurs l'adoptent, de converger vers un état stable qui est un équilibre de Nash.

❖ Le Modèle

Le modèle de routage réseau est conçu pour analyser des problèmes de routage à N utilisateurs, chacun étant responsable d'une partie du trafic. Chaque utilisateur est assigné à une commodité, dans chacune de ces commodités, une certaine quantité de trafic doit être routée, depuis une source donnée (émetteur) jusqu'à une destination donnée selon un ensemble de plus courts chemins qui tracent un sous-graphe du réseau général. Ce modèle représente un jeu de routage pour un réseau multi-commodité à l'aide d'un graphe $G = (V, E)$, avec V l'ensemble des nœuds ou sommets et E l'ensemble des arcs. Tel que ;

- L'ensemble des joueurs sont les nœuds mobiles notés $I = \{1, 2, \dots, N\}$. Tout joueur $i \in I$, est caractérisé par : Son poids w_i , qui représente la taille du message à transmettre. Un couple de nœuds $(T_i, R_i) \in V \times V$ qui détermine sa source et sa destination est appelé commodité.
- L'ensemble $\rho_i = \{p_{i,1}, p_{i,2}, \dots, p_{i,m_i}\}$ des plus courts chemins entre T_i à R_i avec m_i choix ou possibilités, représente les stratégies du jeu. Un vecteur de stratégies q_i est indexé sur

les chemins de ρ_i . Tel que pour tout $j \in \{1, 2, \dots, m_i\}$, $q_{i,j}$ est la probabilité pour que i choisit le chemin j dans ρ_i , avec $\sum_{j=1}^{m_i} q_{i,j} = 1$.

Nous notons $p_i(t)$ le chemin que choisit le joueur i à la partie t , tel que le joueur i choisit l'action $s_i(t)$ qui détermine son chemin $p_i(t)$.

- La fonction d'utilité représente le prix (durée d'une route) mesuré selon les étapes suivantes :

Pour tout arc $e \in E$, la charge de e qui est déterminée par tous les choix de chemins de tous les joueurs vaut :

$$f_e = \sum_{i=1}^N 1_{e \in p_i(t)} \times W_i, \quad (III.9)$$

Où $1_{e \in p_i(t)}$ vaut 1 si $e \in p_i(t)$ et 0 sinon.

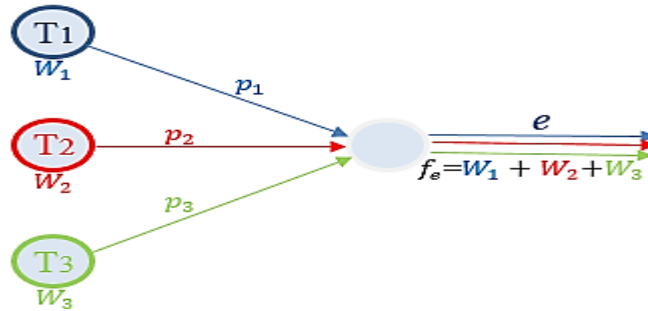


Figure III.1 : La charge sur un arc (e).

$c_e(f_e)$: exprime le coût de l'arête e en fonction de sa charge f_e . Désormais, nous allons considérer que la fonction de coût sur chaque arc est linéaire, sa forme générale est la suivante, pour tout $e \in E$: $c_e(f_e) = \alpha_e f_e + \beta_e$, avec le paramètre β_e qui peut être vu comme le prix minimum sur l'arc e et $\alpha_e \in \mathbb{R}^+$ est une mesure de la congestion marginale.

Le coût d'un chemin donné est la somme des coûts des arcs qui le constituent. Ainsi, pour tout chemin $p \in \{1, 2, \dots, m_i\}$, le coût associé C_p est défini par :

$$C_p = \sum_{e \in p} C_e(f_e). \quad (III.10)$$

L'utilité associée à un chemin représente le prix de chemin (le gain lié au coût d'un chemin par rapport au coût référence de chemin plus cher) est définie comme variables aléatoires $U_p \in [0, 1]$:

$$U_p = 1 - \frac{C_p}{X} \quad (III.11)$$

Une utilité proche de 0 indique donc un chemin très coûteux et une utilité proche de 1 correspond à un chemin de prix le plus faible (donc favorisé par les joueurs). Où X une valeur de normalisation pour chaque joueur représente le prix du plus cher chemin possible.

❖ Paramètres théoriques du jeu

Le jeu que nous considérons est un jeu stochastique discret joué par N joueurs. Chacun des joueurs a finalement plusieurs actions ou stratégies pures S_i , $1 \leq i \leq N$, dont il joue à chaque instant, t . Après chaque jeu, les gains des joueurs individuels sont des variables aléatoires soit $U_i = U_{p_i} \in [0,1]$.

Lors d'une partie, tout joueur $i \in \{1, 2, \dots, N\}$. Choisit un chemin $p_i(t)$. Nous notons la fonction d'utilité qui est en fonction de l'ensemble des choix de tous les joueurs, associe son utilité au joueur i . Elle est définie par :

$$U_i(s_1, s_2, \dots, s_N) = U_i, \quad s_i \in S_i, i \in \{1, 2, \dots, N\} \tag{III.12}$$

Où (s_1, s_2, \dots, s_N) est l'ensemble des actions jouées par les joueurs, chaque action est un vecteur unitaire qui désigne un chemin spécifique. Cette fonction d'utilité est définie sur les actions précises des joueurs, c'est-à-dire sur des stratégies pures.

A toute partie t , nous notons le vecteur des lois de probabilité $Q(t) = \{q_1(t), q_2(t), \dots, q_N(t)\}$ qui est l'ensemble des vecteurs des stratégies de tous les joueurs qui définit l'état du jeu.

Les stratégies mixtes de tous les joueurs. C'est donc logiquement que nous étendons la fonction U_i aux stratégies mixtes, ce qui indique alors une espérance d'utilité pour chacun des joueurs et non quelque chose de directement réalisable. La fonction d'espérance d'utilité, définie par :

$$h_i(q_1, \dots, q_N) = E[U_i | \text{le joueur } i \text{ joue stratégie mixte } q_i] \tag{III.13}$$

$$= \sum_{s_1, s_2, \dots, s_N} U_i(s_1, s_2, \dots, s_N) \times \prod_{\ell=1}^N q_\ell(s_\ell)$$

Maintenant que nous avons défini cette espérance d'utilité pour les joueurs, nous pouvons investiguer l'équilibre de Nash du système. Alors, par définition ; le vecteur des stratégies mixtes de tous les joueurs $Q^* = (q_1^*, \dots, q_N^*)$ est un équilibre de Nash, si et seulement si $\forall i \in \{1, \dots, N\}$ et $\forall q_i \in S_i$:

$$h_i(q_1^*, \dots, q_{i-1}^*, q_i^*, q_{i+1}^*, \dots, q_N^*) \geq h_i(q_1^*, \dots, q_{i-1}^*, q_i, q_{i+1}^*, \dots, q_N^*), \tag{III.14}$$

La fonction h_i exprime l'espérance d'utilité, ou utilité moyenne, en fonction du vecteur de stratégies du joueur i . Nous pouvons ainsi définir une fonction d'espérance d'utilité pour un chemin particulier $h_{i,p}(Q)$, par une fonction qui indique l'utilité attendue pour i lorsqu'il choisit le chemin p assigné par j , lorsque tous les autres joueurs jouent leur stratégie mixte ;

$$h_{i,p}(q_1, \dots, q_{i-1}, p, q_{i+1}, \dots, q_N) = E[U_i | (Q_{-i}, p)] \quad (\text{III.15})$$

$h_i(Q)$ est la somme pondérée des espérances partielles (sur chaque chemin pris en particulier). Nous pouvons vérifier la relation suivante pour tout joueur i :

$$h_i(Q) = \sum_{p=1}^{m_i} q_{i,p} h_{i,p}(Q) \quad (\text{III.16})$$

Enfin, il est utile de pouvoir manipuler les probabilités quand les joueurs passent par tel ou tel arc du réseau. On note $Eprob(e)_i$ la probabilité que le joueur i prend l'arc e , soit :

$$Eprob(e)_i = \sum_{p=1}^{m_i} q_{i,p} \times 1_{e \in p_i(t)} \quad (\text{III.17})$$

Avec la notation $1_{e \in p_i(t)}$ (déjà utilisée plus tôt) et qui vaut 1 ou 0, suivant l'appartenance de l'arc e au chemin.

III.2.6.1 Etude de l'équilibre de Nash

L'algorithme d'apprentissage est constitué des étapes suivantes :

$q_i(t) = [q_{i,1}(t), \dots, q_{i,m_i}(t)]$: vecteur de distribution de probabilité sur S_i au temps t .

- À l'initialisation (à l'étape 0), $q_i(0)$: est une stratégie mixte pour tout joueur i
- À la partie t ,
 - Chaque joueur joue une action conformément à sa stratégie courante. Le joueur i choisit l'action $s_i(t)$ qui détermine son chemin $p_i(t)$.
 - Chaque joueur obtient son utilité pour la partie en cours. Elle est notée $U_i(t)$ pour le joueur i c'est l'utilité du chemin qu'il emprunte, soit : $U_i(t) = U_{p_i(t)}$
 - Chaque joueur met à jour sa stratégie selon la formule suivante :

$$q_{i,p}(t+1) = \begin{cases} q_{i,p}(t) + b U_i(s_i(t)) \times (1 - q_{i,p}(t)), & \text{si } s_i(t) = p \\ q_{i,p}(t) \times (1 - b U_i(s_i(t))) & , \text{si } s_i(t) \neq p \end{cases} \quad (III.18)$$

Où $b \in [0,1]$ est un paramètre d'ajustement.

Un joueur choisi donc un chemin à chaque partie pour transmettre son message. La mise à jour de sa stratégie est une augmentation de la probabilité future d'emprunter ce chemin. Plus l'utilité du chemin est importante (plus son coût est plus faible), plus cette augmentation est plus grande. Toutes les autres probabilités diminuent d'une certaine proportion ainsi que pour la fonction de l'utilité du chemin sélectionné.

❖ La convergence de notre jeu

Dans cette partie, nous allons prouver que l'algorithme d'apprentissage accepte un équilibre de Nash, par une étude inspirée en particulier de celles de Sastry et al [51] et les développements [28, 50, 52]. Où, les auteurs ont montré que la convergence d'un tel système dépendait de l'existence d'une fonction de potentiel qui approximerait la trajectoire du point jeu $Q(t)$ au cours du temps. Ils proposent un critère de dérivabilité que doit respecter la fonction de potentiel pour approximer le jeu correctement. La linéarité des fonctions de coûts est une hypothèse nécessaire, et montre également que si les fonctions de coûts sont quadratiques, la convergence n'est plus assurée.

L'évolution du jeu dans le temps est ramenée au déplacement d'un point dans l'espace de stratégies. Ce processus est discret et nous le rapprochons d'un processus continu pour montrer sa convergence. L'analyse de ce processus se fait en deux étapes. Dans la première partie, nous dérivons une équation différentielle ordinaire (ODE) dont la solution se converge, si le paramètre b utilisé dans l'équation (III.18) est suffisamment petit. Dans la deuxième partie, nous caractérisons les solutions de l'ODE. Donc, nous faisons l'approximation par interpolation par parties sur l'algorithme d'apprentissage, et nous obtenons [28] :

$$\frac{dq_{i,p}}{dt} = \phi_{i,p} = q_{i,p} \sum_{p' \in \{1, \dots, m_i\}} [q_{i,p'} (h_{i,p} - h_{i,p'})] \quad (III.19)$$

Le théorème suivant caractérise les solutions de l'ODE et donc le comportement à long terme de notre algorithme d'apprentissage.

Théorème III.1 : S'il existe une fonction positive ou nulle $F: S \rightarrow \mathbb{R}$ telle que $\forall i \in \{1, \dots, N\}$ $\forall p \in \rho_i$, il existe une constante $x_i > 0$ telle que :

$$\frac{dF}{dq_{i,p}}(Q) = x_i \times h_{i,p}(Q) \quad (III.20)$$

Alors l'algorithme d'apprentissage, pour tout état initial dans $S - S^*$, convergera toujours vers un équilibre de Nash.

Preuve [52] : Nous nous intéressons à la variation de F le long de la trajectoire du « point jeu » au cours du temps dans l'espace de stratégie S .

$$\begin{aligned} \frac{dF}{dq_{i,p}}(Q) &= \sum_{i,p} \frac{dF}{dq_{i,p}} \frac{dq_{i,p}}{dt} \\ &= \sum_{i,p} \frac{dF}{dq_{i,p}}(Q) \ q_{i,p} \sum_{p'} [q_{i,p'} (h_{i,p}(Q) - h_{i,p'}(Q))] \\ &= \sum_{i,p} x_i \times h_{i,p}(Q) \ q_{i,p} \sum_{p'} [q_{i,p'} (h_{i,p}(Q) - h_{i,p'}(Q))] \\ &= \sum_i x_i \sum_p \sum_{p'} q_{i,p} q_{i,p'} [(h_{i,p}^2(Q) - h_{i,p'}(Q) h_{i,p}(Q))] \\ &= \sum_i x_i \sum_p \sum_{p' > p} q_{i,p} q_{i,p'} [(h_{i,p}(Q) - h_{i,p'}(Q))]^2 \\ &\geq 0 \end{aligned} \quad (III.21)$$

❖ La fonction du potentiel

Si les fonctions de coûts sur les arcs sont linéaires, la fonction F proposée en [28] est une fonction de potentiel pour le jeu qui respecte la condition de l'équation (III.20).

$$\begin{aligned} F(Q) &= \sum_{e \in E} \left[\beta_e \left(\sum_{i=1}^N W_i \times Eprob(e)_i \right) + \frac{a_e}{2} \left(\sum_{i=1}^N W_i \times Eprob(e)_i \right) \right. \\ &\quad \left. + a_e \left(\sum_{i=1}^N W_i^2 \times Eprob(e)_i \right) \times \left(1 - \frac{Eprob(e)_i}{2} \right) \right] \end{aligned} \quad (III.22)$$

Preuve : Commençons par réécrire la fonction F plus simplement pour alléger les lignes de calculs suivantes. Nous posons $F(Q) = \sum_{e \in E} A_e(Q)$

$$\frac{\partial F}{\partial q_{i,p}}(Q) = \frac{\partial \sum_{e \in E} A_e(Q)}{\partial q_{i,p}} = \sum_{e \in E} \frac{\partial A_e(Q)}{\partial q_{i,p}} = \sum_{e \in E} \frac{\partial A_e(Q)}{\partial Eprob(e)_i} \times \frac{\partial Eprob(e)_i}{\partial q_{i,p}}$$

$$\text{D'après (III.17), } \frac{\partial Eprob(e)_i}{\partial q_{i,p}} = 1_{e \in p}, \text{ alors } \frac{dF}{dq_{i,p}}(Q) = \sum_{e \in E} \frac{\partial A_e(Q)}{\partial Eprob(e)_i} \times 1_{e \in p} = \sum_{e \in p} \frac{\partial A_e(Q)}{\partial Eprob(e)_i}$$

Par la dérivation de chaque terme de la somme, on trouve ;

$$\begin{aligned} \frac{\partial A_e(Q)}{\partial Eprob(e)_i} &= \beta_e \times W_i + \alpha_e \times W_i (\sum_{\ell \neq i}^N W_\ell \times Eprob(e)_\ell) + \alpha_e (W_i^2 (1 - Eprob(e)_i)) \\ &= \beta_e \times W_i + \alpha_e \times W_i (\sum_{\ell \neq i} W_\ell \times Eprob(e)_\ell) + \alpha_e W_i^2 \end{aligned}$$

Ce qui correspond au prix attendu (ou prix moyen) sur l'arc e en particulier pour le joueur i lorsqu'il prévoit de passer par cet arc. Nous pouvons finalement réécrire l'intégralité de $\frac{dF}{dq_{i,p}}$ en :

$$\frac{dF}{dq_{i,p}} = \sum_{e \in p} \frac{\partial A_e(Q)}{\partial Eprob(e)_i} = \sum_{e \in p} \beta_e \times W_i + \alpha_e \times W_i (\sum_{\ell \neq i} W_\ell \times Eprob(e)_\ell) + \alpha_e W_i^2 ,$$

pour, $h_{i,p}(Q) = \beta_e + \alpha_e (\sum_{\ell \neq i} W_\ell \times Eprob(e)_\ell) + \alpha_e W_i$, alors:

$$\frac{dF}{dq_{i,p}}(Q) = W_i \times h_{i,p}(Q) \quad (III.23)$$

Ce qui est conforme à l'équation (III.20). La constante x_i du théorème est simplement ici, le poids W_i du joueur i . Ceci complète la preuve et confirme que la fonction de potentiel F donné plus tôt convient à l'étude du notre jeu. Mais avec l'hypothèse selon laquelle les fonctions de coûts sont linéaires est cruciale.

III.3 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons présenté différents exemples d'application de la théorie des jeux pour limiter des problèmes rencontrés dans les réseaux ad hoc, comme le contrôle de puissance, adaptation de la forme d'onde, partage du spectre radio, contrôle d'accès au médium et l'expédition des paquets. Dont l'objectif d'optimiser les performances de ces réseaux.

Comme il existe de nombreuses méthodes d'optimisation du routage dans les réseaux ad hoc, nous avons présenté en détails, une méthode basée sur la théorie des jeux dans lequel chaque joueur cherche à trouver le chemin le plus court avec moins de congestion possible et pour écouler un délai le plus petit. Pour arriver à ça, le réseau doit fonctionner à son équilibre. En effet, une étude approfondie est illustrée dans ce chapitre pour démontrer la convergence de l'algorithme d'apprentissage proposé, vers un équilibre de Nash.

Chapitre IV : Jeu de routage par contrôle de congestion

IV.1 Introduction

Le présent chapitre, vise à étudier d'abord l'influence de la congestion sur les réseaux ad hoc qui adoptent le protocole AODV dans leur routage. Ensuite, nous examinons notre approche de routage basée sur la théorie des jeux, sur quelques éventuelles topologies. Et nous analysons les performances du réseau dans chaque scénario.

IV.2 L'influence de la congestion sur les réseaux ad hoc

Dans cette partie, nous allons vérifier l'influence de la congestion sur les performances de protocole AODV avec le simulateur de réseau NS2 (Network Simulator 2). Cette simulation est faite sur un réseau qui se compose de 10 nœuds fixes, une liaison doit s'établir entre chaque 2 nœuds $\{(0,1), (2,3), (4,5), (6,7)\}$, et que tout le trafic passe par les deux nœuds intermédiaires (8) et (9) voire (*figure IV.1*). La connexion attachée en mode UDP avec trafic du type CBR a un débit théorique de 256 Kbps. Le temps de simulation est 100 secondes.

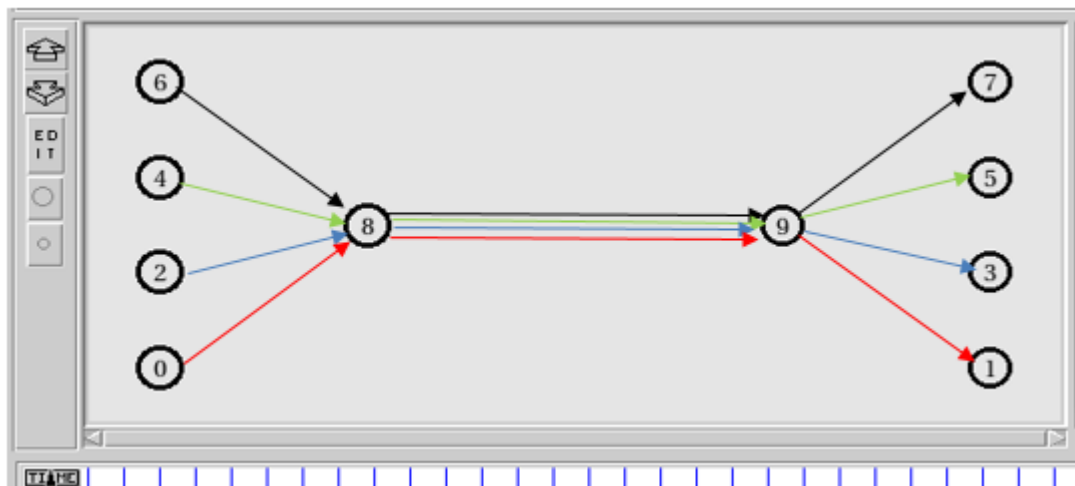


Figure IV.1 : La congestion sur les transmissions.

Les performances testées dans cette simulation sont : le débit, le délai de sélection de route et les pertes des paquets. Les résultats de simulation sont illustrés dans les figures IV.2, IV.3 et IV.4 respectivement :

- ❖ **Le débit** : est une mesure de la quantité de données numériques transmises par unité de temps.

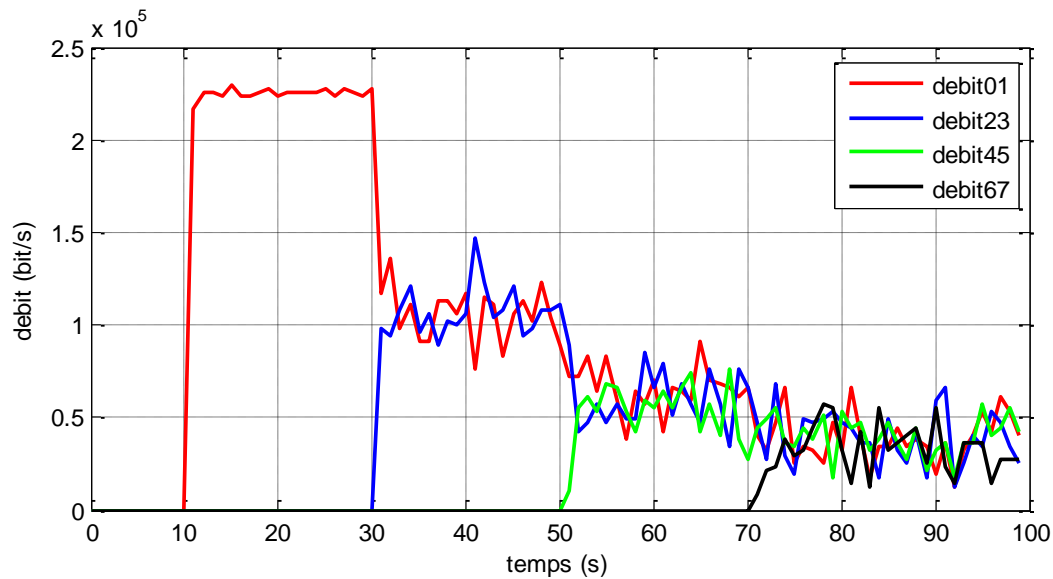


Figure IV.2 : Débit de transmission.

Dans la *figure IV.2* nous remarquons que pendant la période de $t=10s$ à $t=30s$; le débit est maximal lorsqu'il y a un seul émetteur qui utilise le canal. Ensuite, pendant l'intervalle (30-50)s un deuxième nœud commence son transmission et le débit presque se divise entre les deux nœuds. Ensuite à chaque fois un autre émetteur utilise le canal le débit initial diminue. Cela est expliqué par le fait que la charge sur le canal augmente, le délai de transmission d'un paquet ou temps d'attente pour utiliser la route, augmente.

❖ **Le délai de sélection de route** : est définie comme étant le temps nécessaire pour que la source découvre la route de la destination par les opérations RREQ et RREP.

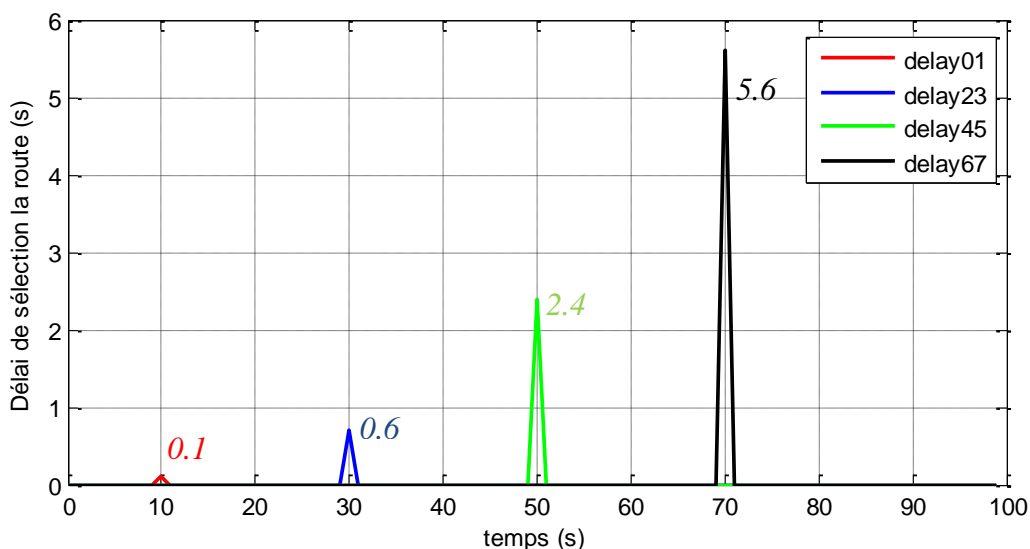


Figure IV.3 : Le délai de sélection de la route.

On remarque sur la *figure IV.3*, que le premier pic rouge représente le délai de sélection de route lorsque le canal est libre $\Delta t = 0.1s$ puis l'émetteur commence la transmission, à ce moment-là, le deuxième émetteur trouve le canal occupé par conséquent le délai augmente à 0.6s (pic bleu). Nous remarquons que ce délai augmente essentiellement avec la charge de réseau. En effet, la procédure de découverte de la route se fait en mode diffusion ; plus le nombre de connexions à établir entre source et destination sur la même route augmente, plus des situations de congestion cause le retard et plus la probabilité de collision sera élevée. La perte des paquets de découverte de route conduit à une diffusion des nouvelles requêtes de route cherchant la destination désirée ce qui engendre un délai supplémentaire dans le processus d'établissements des connexions.

❖ **Les pertes des paquets** : elles correspondent aux non-délivrances d'un paquet de données par rapport à ceux envoyés.

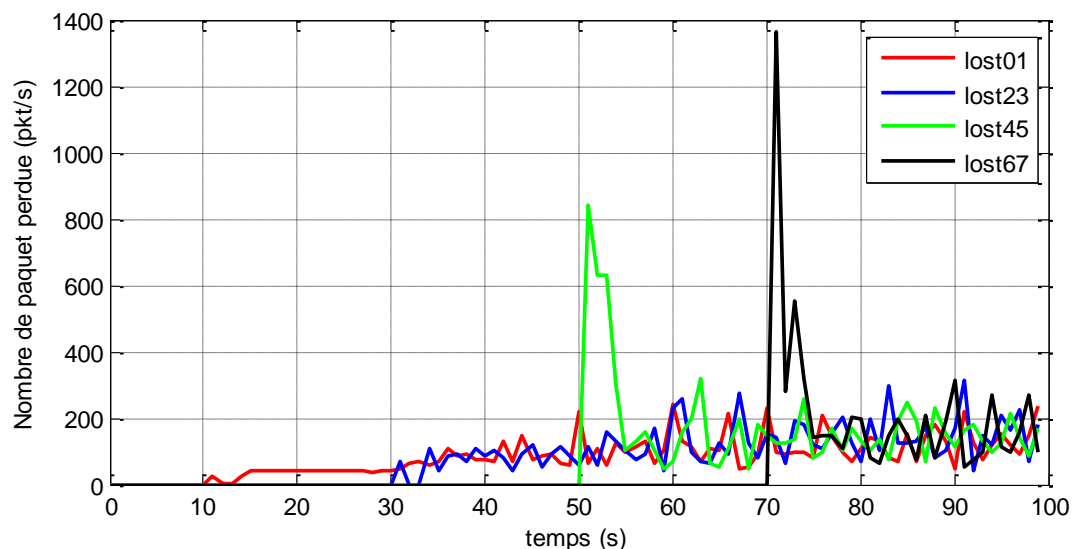


Figure IV.4: Les pertes des paquets.

La *Figure IV.4* montre que les pertes des paquets augmentent relativement avec l'augmentation du nombre des utilisateurs (notamment pendant la durée de sélection de la route). Puisque plus les signaux sur le canal augmentent le risque de tomber dans la collision augmente.

❖ **Evaluation des résultats** :

D'après les résultats de simulation, nous avons constaté que la congestion sur les routes cause la dégradation des performances du réseau ad hoc (le débit, délai de sélection de route et les pertes des paquets).

Notre solution de routage basée sur l'étude de la charge sur les routes pour éviter la congestion ou gérer la transmission dans laquelle chaque joueur utilise le chemin le moins chargé pour optimiser notamment le délai de transmission d'un paquet, et donc optimiser le débit. La partie suivante explique les étapes de résolution et l'évaluation de cette dynamique de routage.

IV.3 Applications de notre approche et teste des performances

Nous essayant d'appliquer l'approche de routage pour quelques exemples de topologie, à chaque fois nous fixons une topologie (placé les coordonnées des nœuds en plan 2D pour calculer facilement les distances entre les nœuds), et nous appliquons la méthode de routage pour déterminer le chemin portant moins de congestion pour chaque émetteur, et nous faisons une comparaison de délai et de débit entre les différents cas. Nous supposons au départ que tous les joueurs préfèrent de suivre le chemin moins distant et qui porte moins de congestion.

❖ Déroulement de l'algorithme

Une partie du jeu se déroule suivant les étapes suivantes :

1. Le choix de la stratégie est arbitraire pour tous les vecteurs stochastiques, pour déterminer le chemin de tous les joueurs.
2. Le calcul des coûts puis l'utilité de tous les chemins.
 - Si nous trouvons égalité d'utilité nous choisissons le chemin à nombre de saut minimale, si encore égal, nous choisissons le voisin le plus proche.
 - Si un nœud s'arrête (s'atténue), nous donnons toutes les routes qui passent sur ce nœud un coût maximal, pour éviter ces routes.
3. Chaque joueur met à jour les vecteurs de probabilités concernés de sa multi stratégie.
4. Si tous les joueurs ne sont pas stables et que le nombre maximum autorisé des parties n'est pas atteint, retour à l'étape 1 et nous commençons une nouvelle partie.

❖ Les conditions initiales et les règles de calcul

Initialement, nous donnons aux joueurs, lors de la première partie, une chance équiprobable de passer sur chaque chemin, $q_{i,p}(0) = \frac{1}{m_i}$. Dans tous les exemples qui vont suivre, les fonctions de coûts sont linéaires de la forme $C_e(f_e) = f_e + 1$.

Nous considérons dans tout ce qui suit de ce chapitre que tous les joueurs sont de même poids normalisé : $W_i = 1$ et $b = 0.1$.

Pour calculer le délai de transmission d'un paquet nous utilisons le principe ($v = d/t$) sur chaque arc selon cette formule : $\Delta t = \sum_{e \in p} \Delta t_e = \sum_{e \in p} (d_e/v) f_e = \frac{1}{v} \sum_{e \in p} d_e \times f_e$

où v : est la vitesse de propagation dans le vide $v = 3 \times 10^8 m/s$.

Nous considérons la taille de paquet est 512 octets et on néglige les différents types de retards.

Alors le débit de transmission se calcule comme suite :

$$\begin{cases} 1 \text{ Paquet} = 512 \text{ octet} = 512 * 8 \text{ bits} \rightarrow \Delta t(s) \\ \text{débit}(bit/s) \rightarrow 1(s) \end{cases} \Rightarrow \text{débit}(bit/s) = (512 * 8) / \Delta t$$

La 1^{ère} topologie :

Nous faisons cette expérience en utilisant 12 nœuds avec 4 émetteurs voulant transmettre en même temps. Les nœuds se disposent comme le montre la figure IV.5, avec les coordonnées suivantes (échelles cartésienne, l'unité est mètre) :

$T4(0,0)$, $R4(600,0)$, $T3(0,50)$, $R3(600,50)$, $T2(0,100)$, $R2(600,100)$, $T1(0,150)$, $R1(600,150)$, $I1(200,75)$, $I2(400,75)$, $I3(300,-75)$, $I4(480,-100)$.

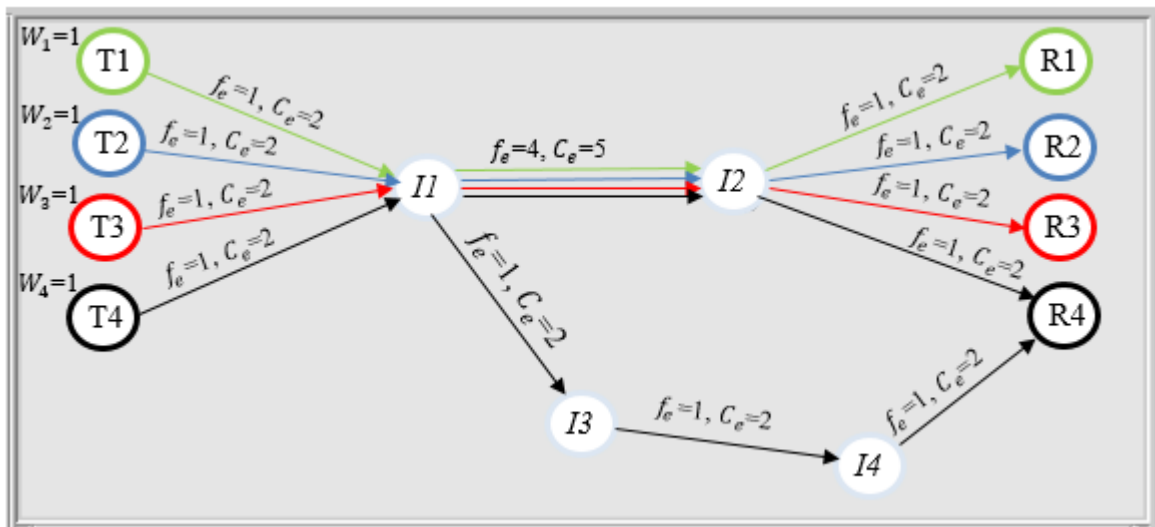


Figure IV.5 : l'Architecture et les chemins possibles de la 1^{ère} topologie.

Dans la figure ci-dessus nous voyons que si tous les nœuds utilisent l'arc (I1, I2) ça devient chargé, l'émetteur T4 peut changer le chemin pour éviter le retard résultant de cet arc.

Pour déterminer le chemin de chaque utilisateur, on utilise la table de routage (tableau IV.1) composé de la probabilité initiale et le coût puis l'utilité de chaque chemin, et finalement la probabilité de chaque utilisateur pour suivre tel ou tel chemin parmi la liste des plus courts chemins sélectionné par la fonction de mise à jour (III.18). Donc chaque utilisateur utilise le chemin qui peut prendre la grande probabilité.

i	Chemin	$q_{i,p}(0)$	C_p	U_p	$q_{i,p}(t_1)$
1	(T1,I1,I2,R1)	1	9	0	1
2	(T2,I1,I2,R2)	1	9	0	1
3	(T3,I1,I2,R3)	1	9	0	1
4	(T4,I1,I2,R4)	0.5	9	0	0.49
	(T4,I1,I3,I4,R4)	0.5	8	0.11	0.51

Tableau IV.1 : La table de routage _ 1^{ère} topologie.

Pour cela nous observons sur la table de routage (tableau IV.1) que le joueur T4 a réduit la probabilité d'utiliser le chemin (T4, I1, I2, R4) pour suivre le chemin (T4, I1, I3, I4, R4).et les autres joueurs garde la même probabilité initiale parce qu'il y a un seul choix pour eux.

Après avoir déterminé la route la moins chargée, nous comparons en (Tableau IV.2) entre le délai si tous les nœuds suivent le chemin déterminé considéré comme étant le chemin d'équilibre (souligné) et le chemin à moins distance qui est considéré un état hors équilibre (en gras).

i	Chemin	$d_p(m) = \sum_{e \in p} d_e$	Chemin	$\Delta t(us)$	débit(GBit/s)
1	<u>(T1,I1,I2,R1)</u>	628	Court	4.09	1.00
			<u>optimisé</u>	<u>3.43</u>	<u>1.19</u>
2	<u>(T2,I1,I2,R2)</u>	604	Court	4.01	1.02
			<u>optimisé</u>	<u>3.35</u>	<u>1.22</u>
3	<u>(T3,I1,I2,R3)</u>	604	Court	4.01	1.02
			<u>optimisé</u>	<u>3.35</u>	<u>1.22</u>
4	(T4,I1,I2,R4)	628	Court	4.09	1.00
	<u>(T4,I1,I3,I4,R4)</u>	<u>732</u>	<u>optimisé</u>	<u>2.44</u>	<u>1.69</u>

Tableau IV.2 : Mesure des performances_1^{ère} topologie.

On remarque sur le tableau ci-dessus que lorsque le 4eme utilisateurs choisi le chemin moins congestionné le réseau arrive à un équilibre (par des stratégies dominantes) avec un délai et débit optimisé pour tous les joueurs. Donc optimisation du réseau complet avec un délai moyen diminué de 4.04us à 3.14us et un débit plus élevé (augmenté de 1.01Gbit/s à 1.3Gbit/s).

La 2^{ème} topologie :

Dans cette topologie nous utilisons le même nombre de nœuds (12 nœuds) avec 4 émetteurs voulant transmettre en même temps leurs paquets. Les nœuds sont placés comme montre la figure IV.6, et positionnés selon les coordonnées suivantes :

$T1(0,300)$, $T2(0,200)$, $T3(0,100)$, $T4(0,0)$, $R1(600,300)$, $R2(600,200)$, $R3(600,100)$, $R4(600,0)$,
 $I1(200,225)$, $I2(400,225)$, $I3(200,75)$, $I4(400,75)$.

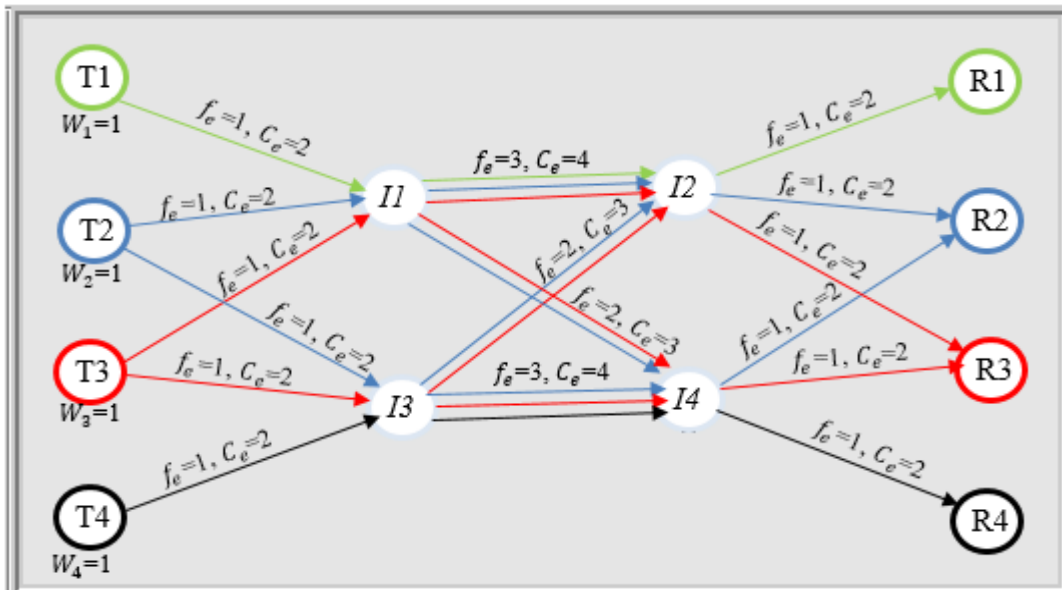


Figure IV.6 : Architecture et les chemins possibles de la 2^{ème} topologie.

Dans la figure ci-dessus nous remarquons que les nœuds $T1$ et $T4$ ont les deux un seul choix, alors l'optimisation dépendra des choix des joueurs $T2$ et $T3$. La sélection des routes se fait selon la meilleure probabilité sur la table de routage (Tableau IV.3). Et grâce à la symétrie de cette topologie nous obtenons la même utilité et le même nombre de sauts pour les choix des joueurs 2 et 3. Donc, la préférence en choix se basera principalement sur le voisin le plus proche.

i	Chemin	$q_{i,p}(0)$	C_p	U_p	$q_{i,p}(t_1)$
1	($T1, I1, I2, R1$)	1	8	0	1
2	($T2, I1, I2, R2$)	0.25	8	0	0.247
	($T2, I1, I4, R2$)	0.25	7	0.125	0.259
	($T2, I3, I2, R2$)	0.25	7	0.125	0.247
	($T2, I3, I4, R2$)	0.25	8	0	0.247
	($T3, I1, I2, R3$)	0.25	8	0	0.247
3	($T3, I1, I4, R3$)	0.25	7	0.125	0.247
	($T3, I3, I2, R3$)	0.25	7	0.125	0.259
	($T3, I3, I4, R3$)	0.25	8	0	0.247
	($T4, I3, I4, R4$)	0.5	8	0	1

Tableau IV.3 : La table de routage _ 2^{ème} topologie.

À partir de la *figure IV.6* et le *Tableau IV.3*, nous remarquons que notre solution de routage, apporte une meilleure gestion du réseau pour limiter la congestion à cause de l'abondance des choix du chemin.

Après avoir déterminé le chemin de chaque nœud, nous faisons une comparaison (*Tableau IV.4*) de délai et de débit entre les deux cas où tous les joueurs suivent le chemin déterminé à moins congestion qui présente l'état (le chemin) d'équilibre (souligné) et le chemin à moins distance qui présentent les états hors équilibre (montrés en gras).

i	Chemin	$d_p(m) = \sum_{e \in p} d_e$	Chemin	$\Delta t(us)$	débit(GBit/s)
1	(T1,I1,I2,R1)	628	Court	2.76	1.48
			<u>optimisé</u>	<u>2.09</u>	<u>1.96</u>
2	(T2,I1,I2,R2)	604	Court	2.68	1.53
	<u>(T2,I1,I4,R2)</u>	<u>688</u>	<u>optimisé</u>	<u>2.29</u>	<u>1.79</u>
	(T2,I3,I2,R2)	688			
	(T2,I3,I4,R2)	672			
3	(T3,I1,I2,R3)	672	Court	2.68	1.53
	(T3,I1,I4,R3)	688	<u>optimisé</u>	<u>2.29</u>	<u>1.79</u>
	<u>(T3,I13,I2,R3)</u>	<u>688</u>			
	(T3,I3,I4,R3)	604			
4	(T4,I3,I4,R4)	628	Court	2.76	1.48
			<u>optimisé</u>	<u>2.09</u>	<u>1.96</u>

Tableau IV.4 : Mesure des performances _ 2^{ème} topologie.

On remarque sur le tableau ci-dessus que le délai de transmission et le débit sont améliorés pour tous les joueurs, où le délai est diminué d'une moyenne de 2.72us à 2.19us et le débit est augmenté de 1.51Gbit/s à 1.88Gbit/s.

La 3^{ème} topologie :

Nous utilisons dans cet exemple 12 nœuds avec 4 émetteurs voulant transmettre en même temps. Les nœuds sont placés comme mentionné dans la *figure IV.7*, suivant les coordonnées suivantes :

$T1(0,180)$, $T2(100,300)$, $T3(100,120)$, $T4(180,0)$, $R1(600,200)$, $R2(480,300)$, $R3(500,100)$, $R4(400,200)$, $I1(300,400)$, $I2(220,200)$, $I3(300,-50)$, $I4(430,-10)$.

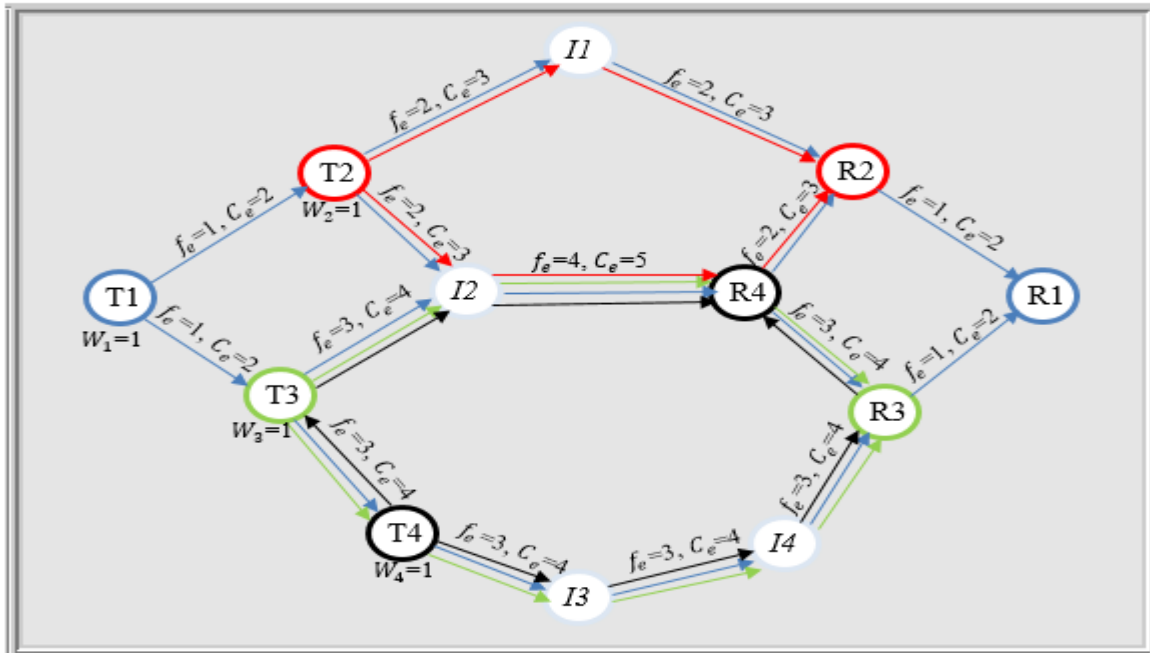


Figure IV.7 : Architecture et les chemins possibles de la 3^{ème} topologie.

Dans la figure ci-dessus nous voyons que tous les joueurs possèdent plus qu'un choix et peuvent changer s'ils trouvent une stratégie meilleure. Nous obtenons l'équilibre à partir de (tableau IV.5) qui donne les meilleurs chemins de probabilité élevée pour chaque utilisateur.

i	Chemin	$q_{i,p}(0)$	C_p	U_p	$q_{i,p}(t_1)$
1	(T1,T2,I1,R2,R1)	0.167	10	0.5	0.2
	(T1,T2,I2,R4,R2,R1)	0.167	15	0.25	0.16
	T1,T2,I2,R4,R3,R1	0.167	16	0.2	0.16
	(T1,T3,I2,R4,R2,R1)	0.167	16	0.2	0.16
	(T1,T3,I2,R4,R3,R1)	0.167	17	0.15	0.16
	(T1,T3,T4,I3,I4,R3,R1)	0.167	20	0	0.16
2	(T2,I1,R2)	0.5	9	0.18	0.509
	(T2,I2,R4,R2)	0.5	11	0	0.491
3	(T3,I2,R4,R3)	0.5	13	0.19	0.51
	(T3,T4,I3,I4,R3)	0.5	16	0	0.49
4	(T4,T3,I2,R4)	0.5	11	0.31	0.52
	(T4,I3,I4,R3,R4)	0.5	16	0	0.48

Tableau IV.5: La table de routage _ 3^{ème} topologie.

Après avoir déterminé la direction de chaque source, nous allons comparer entre le délai si tous les nœuds suivent le chemin à moins de congestion (en souligné) et le chemin à moins de distance (montrer en gras) voir *Tableau IV.6* :

i	Chemin	$d_p(m) = \sum_{e \in p} d_e$	Chemin	$\Delta t(us)$	débit(Gbit/s)
1	<u>(T1,T2,I1,R2,R1)</u>	<u>736</u>	Court	5.04	0.81
	(T1,T2,I2,R4,R2,R1)	776	optimisé	<u>3.80</u>	<u>1.08</u>
	T1,T2,I2,R4,R3,R1	774			
	(T1,T3,I2,R4,R2,R1)	725			
	(T1,T3,I2,R4,R3,R1)	723			
	(T1,T3,T4,I3,I4,R3,R1)	798			
2	<u>(T2,I1,R2)</u>	<u>403</u>	Court	1.34	3.06
	(T2,I2,R4,R2)	456	optimisé	<u>2.68</u>	<u>1.53</u>
3	<u>(T3,I2,R4,R3)</u>	<u>465</u>	Court	4.18	0.98
	(T3,T4,I3,I4,R3)	540	optimisé	<u>2.63</u>	<u>1.56</u>
4	<u>(T4,T3,I2,R4)</u>	<u>468</u>	Court	3.72	1.10
	(T4,I3,I4,R3,R4)	537	optimisé	<u>2.64</u>	<u>1.55</u>

Tableau IV.6 : Mesure des performances _ 3^{ème} topologie.

On remarque sur le tableau ci-dessus que le délai et le débit pour le 2^{ème} joueur est dégradé et les pour autres joueurs est grandis. Dans ce cas l'essentiel c'est l'optimisation du réseau complet (aucune situation optimale pour tous les joueurs) pour arriver à l'équilibre de Nash, tel que nous trouvons le délai diminué d'une moyenne de 3.57us à 2.94us et le débit a augmenté de 1.15Gbit/s à 1.39Gbit/s.

La 4^{ème} topologie :

Sur ce scénario, nous utilisons la même topologie de l'exemple précédent mais avec la supposition d'un nœud défectueux (endommagé ou éteint) I2, comme mentionné dans la *Figure IV.8* :

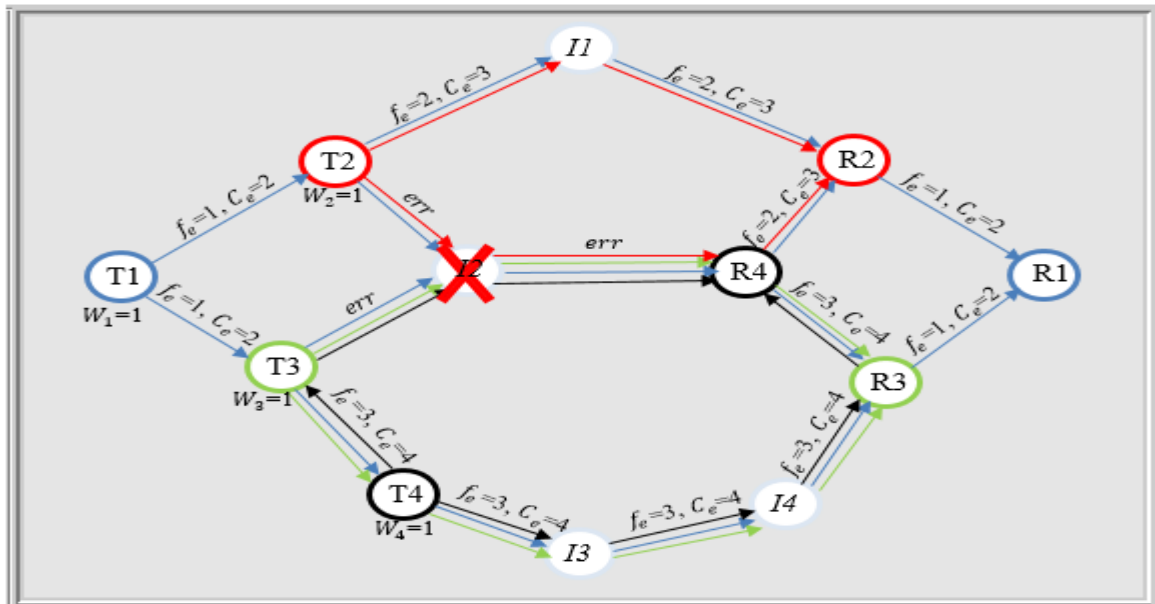


Figure IV.8 : Architecture et les chemins possibles de la 4^{ème} topologie.

Dans ce cas particulier, nous traitons ce problème par affecter à ce nœud le prix le plus cher. Alors nous donnons tous les chemins qui veulent passer par ce nœud un coût maximal pour éviter cette route. Pour ce scénario nous utilisons l'extraction des coûts relatifs à chaque chemin (Tableau IV.7) pour déterminer les meilleurs choix, avec $C_p(err) = C_p(max) + 1$ pour assurer l'évitement de ce chemin :

i	Chemin	$q_{i,p}(0)$	C_p	U_p	$q_{i,p}(t_1)$
1	(T1, T2, I1, R2, R1)	0.167	10	0.52	0.2
	(T1, T2, I2, R4, R2, R1)	0.167	21	0	0.16
	(T1, T2, I2, R4, R3, R1)	0.167	21	0	0.16
	(T1, T3, I2, R4, R2, R1)	0.167	21	0	0.16
	(T1, T3, I2, R4, R3, R1)	0.167	21	0	0.16
	(T1, T3, T4, I3, I4, R3, R1)	0.167	20	0.05	0.16
2	(T2, I1, R2)	0.5	9	0.1	0.505
	(T2, I2, R4, R2)	0.5	10	0	0.495
3	(T3, I2, R4, R3)	0.5	17	0	0.497
	(T3, T4, I3, I4, R3)	0.5	16	0.06	0.503
4	(T4, T3, I2, R4)	0.5	17	0	0.497
	(T4, I3, I4, R3, R4)	0.5	16	0.06	0.503

Tableau IV.7 : La table de routage_ 4^{ème} topologie.

De cette façon, on remarque sur le *Tableau IV.7* que chaque joueur va choisir le meilleur chemin et évite le nœud erroné totalement.

❖ Discussion des résultats

D'après les résultats précédents nous voyons que si un des joueurs évite le chemin chargé comme l'exemple de la 1^{er} topologie ; les performances (délai, débit) de tous les joueurs sont optimisées. Et lorsqu'on a plusieurs choix pour tous les joueurs comme c'est présenté dans la 2^{ème} et la 3^{ème} topologie, alors le réseau devient plus adapté par rapport les résultats de la 1^{er} topologie. Cependant, dans la 3^{ème} topologie le réseau est optimisé malgré que certains joueurs ont eu une diminution de leurs performances.

Alors ces expériences montrent que, notre méthode de routage est utile pour minimiser le délai de transmission et augmenter par conséquence le débit de transmission sur les réseaux ad hoc par l'adoption méthode basée sur la théorie des jeux pour acheminer les paquets suivant la route la moins congestionnée avec un nombre de sauts minimales. Malgré que parfois l'arriver à l'équilibre de Nash diminue proportionnellement les performances de certains joueurs mais reste nécessaire pour optimiser le réseau en général.

La complexité de la méthode est relative au nombre des joueurs et le nombre des stratégies possibles, tel qu'une stratégie pour un joueur correspond à un choix de chemin entre deux sommets du graphe. Le nombre de choix peut grandir être donc en exponentielle. Des fois, cette complexité peut devenir insurmontable (très grand nombre de joueurs et réseau très grand).

IV.4 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons traité le problème de congestion dans les réseaux ad hoc et en présentant une solution de routage basée sur la théorie des jeux, qui permet de gérer le réseau pour diriger la transmission vers la route la moins encombrée. L'objectif est d'atteindre une durée de transmission plus faible et par conséquence un débit meilleure.

Les résultats des simulations ont montré l'impact de la congestion et la surcharge sur les performances des réseaux ad hoc basé sur le protocole de routage AODV.

Dans la troisième partie nous avons utilisé la méthode de routage adaptatif comme une solution de routage pour éviter la cogestion ou au moins diminuer son impact. En fait, les simulations dans cette partie ont confirmé l'avantage de cette méthode sur les performances du réseau. Tel qu'à l'équilibre de Nash le réseau devient plus stable avec moins de congestion, un délai de transmission plus court et un débit de transmission plus élevé.

Conclusion générale

Les réseaux ad hoc représentent une solution partiellement exploitée dans le domaine des communications, du fait d'un certain nombre de contraintes rendant difficile la tâche de conception des protocoles de routage fiables (liberté totale de mouvement, absence d'un référentiel fixe, meilleure QoS, sécurité...etc.).

Dans ce travail, nous avons décrit comment les diverses interactions dans les réseaux sans fil ad hoc peuvent être modélisées comme un jeu. Nous avons également passé en revue la littérature récente sur l'analyse par la théorie des jeux des réseaux ad hoc, nous avons cité quelques exemples et nous nous sommes basé sur le problème du routage. Ce dernier a traité le problème du routage se forme d'un jeu non coopératif, tel que nous avons considéré les joueurs comme des nœuds mobiles, l'ensemble des chemins possibles représente les stratégies de jeu et le prix d'un chemin (délai) représente la fonction du gain (utilité) pour chaque joueur. Suivant cette méthode, chaque utilisateur est recommandé de prendre le chemin à moins congestion pour optimiser le délai de transmission d'un paquet. Par l'emploi de la théorie des jeux ; nous avons introduit une méthode d'apprentissage qui permet au système, si tous les joueurs l'adoptent, de converger vers un état stable qui est l'équilibre de Nash.

À la fin nous avons évalué cette approche de routage. Les résultats de simulation sont très favorables pour notre hypothèse lorsque les performances du réseau sont devenues meilleures, mais avec certaines complexités lorsque le nombre des joueurs ou leurs choix augmentent.

Dans ce travail préliminaire sur l'utilisation de la théorie des jeux sur les réseaux ad hoc, nous avons constaté qu'il serait raisonnable d'évoluer vers une approche plus formelle du problème du routage. Nous pensons approfondir nos recherches sur les problématiques suivantes :

- Comment entreprendre une étude comparative, via la simulation ns2 ou ns3, entre une solution de routage adaptative intégrée sur AODV et AODV pure.
- L'intégration d'une méthode de routage coopératif, qui fait collaborer tous les nœuds à utiliser tous les chemins possibles (multi-trajet), pour l'objectif d'optimiser le débit d'un réseau ad hoc.

Bibliographie

- [1] S. Basagni, M. Conti, S. Giordano, I. Stojmenovic : "*Mobile Ad Hoc Networking*", Wiley: SanFrancisco, CA, USA, IEEE Press, 2004.
- [2] J.N. Webb: "*Game theory decisions, interaction and evolution*", Springer Science & Business Media, 2007.
- [3] V. Srivastava, J. Neel, A. B. MacKenzie, R. Menon, L. A. DaSilva, J. E. Hicks, J. H. Reed, R. P. Gilles : "*Using game theory to analyze wireless ad hoc networks*", IEEE Communications Surveys & Tutorials, vol. 7 no. 4, pp. 46-56, 2005.
- [4] G. Pujolle : "*Les réseaux*", édition EYROLLES, Paris, pp.535-544, 2014.
- [5] N. A. Tabbane : "*Modèles stochastiques pour la prévision de la qualité de service dans les réseaux ad hoc multimédia*", Thèse de Doctorat en Informatique, Ecole Supérieure des Communications Tunis, 2006.
- [6] O. Bouatay : "*Gestion de la consommation d'énergie dans les réseaux ad hoc via la différenciation de service*", Docteur de l'École Supérieure des Communications de Tunis, 2010.
- [7] M. A. Ayachi : "*Contributions à la détection des comportements malhonnêtes dans les réseaux ad hoc AODV par analyse de la confiance implicite*", Thèse de Doctorat en Informatique, 2011.
- [8] <https://datatracker.ietf.org/wg/manet/documents/> , 01/10/2019
- [9] S. Corson, J. Macker: "*Mobile Ad hoc Networking (MANET): Routing Protocol Performance Issues and Evaluation Considerations*", RFC 2501, 1999.
- [10] http://grouper.ieee.org/groups/802/11/Reports/802.11_Timelines.htm , 01/10/2019
- [11] D. Dhoutaut : "*Etude du standard IEEE 802.11 dans le cadre des réseaux ad hoc : de la simulation à l'expérimentation*", Thèse de Doctorat, Laboratoire CITI, INSA de Lyon, 2003.
- [12] M. L. Boucenna : "*Coopération dans les réseaux ad hoc par application de la théorie des jeux*", Thèse de Doctorat en Electronique, Université Constantine1, 2014.
- [13] N. Abramson: "*The ALOHA System-Another alternative for computer communications*", Fall Joint Computer Conference, AFIPS Press, vol. 37, pp. 281-285, 1970.

- [14] L. G. Roberts: "*Aloha packet system with and without slots and capture*", ACM SIGCOMM Computer Communication Review vol. 5, no. 2, pp. 28-42, 1975
- [15] M. Hauspie: "*Contributions à l'étude des gestionnaires de services distribués dans les réseaux ad hoc*", thèse de doctorat, Université des Sciences et Technologies de Lille, France, 2005.
- [16] L. Kleinrock, F. Tobagi: "*Random access techniques for data transmission over packet-switched radio channels*", In Proceedings of NCC Conference, pp. 187-201, 1975.
- [17] J.P. Chanet: "*Algorithme de routage coopératif à qualité de service pour des réseaux ad hoc agri-environnementaux*", Thèse de Doctorat en informatique, Université Blaise Pascal - Clermont II, 2007.
- [18] J. Jubin, J. D. Tornow: "*The DARPA packet radio network protocols*", Proceedings of the IEEE, vol. 75, no. 1, 1987.
- [19] D. A. Beyer: "*Accomplishments of the DARPA SURAN Program*", In IEEE Conference on Military Communications, pp. 855-862, IEEE, 1990.
- [20] C. E. Perkins, P. Bhagwat: "*Highly Dynamic Destination-Sequenced Distance-Vector routing (DSDV) for mobile computers*", In ACM SIGCOMM computer communication review, vol. 24, no. 4, pp. 234-244, 1994.
- [21] C.E. Perkins, E.M. Royer: "*Ad-hoc on-demand distance vector routing*", In Proc. 2nd IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications, vol. 2, pp. 90-100. IEEE Computer Society, 1999.
- [22] Z. J. Haas: "*A new routing protocol for the reconfigurable wireless networks*", In Proceedings of ICUPC 97-6th International Conference on Universal Personal Communications, vol. 2, pp. 562-566, IEEE, 1997.
- [23] M. T Abbes: "*Proposition d'un protocole à économie d'énergie dans un réseau hybride GSM et Ad hoc*", Thèse de Doctorat en informatique, Université d'Oran, 2012
- [24] J. V. Neumann, O. Morgenstern: "*Theory of games and economic behavior*", Princeton University Press, USA, 1944.
- [25] M. Benslama, H. Batatia, M. L. Boucenna: "*Coopération dans les réseaux ad hoc par application de la théorie des jeux*", ISTE, Londres, 2015.
- [26] Z. Han, D. Niyato, W. Saad, T. Başar, A. Hjørungnes: "*Game theory in wireless and communication networks: theory, models, and applications*", Cambridge university press, 2012

- [27] R. Angelo : "*Sécurité dans les réseaux mobiles de nouvelle génération*", Thèse de doctorat, Ecole polytechnique de Montréal, 2011.
- [28] O. Boussaton, : "*Application de la théorie des jeux à l'optimisation du routage réseau : solutions algorithmiques*", Diss. Université Henri Poincaré-Nancy 1, 2010.
- [29] T. Pénard, : "*La théorie des jeux et les outils d'analyse des comportements stratégiques*", université de Rennes 1, vol. 38, pp.10-15, 2004.
- [30] W. Etienne : "*Principes de microéconomie*", Pearson Education France, pp.360-380, 2010.
- [31] Y. Korilis, A. Lazar: "*Why is flow control hard: optimality, fairness, partial and delayed information*", Proc. 2nd ORSA Telecommunications Conference. vol. 10, 1992.
- [32] Y. Korilis, A. Lazar: "*On the existence of equilibria in noncooperative optimal flow control*", Journal of the ACM, no. 42, vol. 3, 1995.
- [33] P. Michiardi, R. Molva: "*Game theoretic analysis of security in mobile ad hoc networks*", 2002.
- [34] P. Michiardi : "*Mécanismes de sécurité et de coopération entre nœuds d'un réseau mobile ad hoc*", Thèse de doctorat, Télécom ParisTech, 2004.
- [35] R. E. Azouzi, E. Altman: "*Constrained traffic equilibrium in routing*", IEEE Transactions on Automatic Control, vol. 48, no. 9, 2003.
- [36] H. Yaiche, R. Mazumdar, C. Rosenberg: "*A game theoretic framework for bandwidth allocation and pricing of elastic connections in broadband networks*", IEEE/ACM Transactions on Networking, no. 8, vol. 5, pp. 667–78, 2000.
- [37] C. liang, K. R. Dandekar: "*Power management in mimo ad hoc networks: a game-theoretic approach* ", IEEE Transactions on Wireless Communications vol. 6, pp. 2839-2848, 2007.
- [38] J.E. Suris, L.A. DaSilva, Z. Han, A.B. MacKenzie : "*Cooperative game theory for distributed spectrum sharing*", in: IEEE International Conference on Communications, 2007.
- [39] A. macKenzie, S. wicker : "*Game theory and the design of self-conguring, adaptive wireless networks*", IEEE Communications Magazine vol. 39, pp. 126-131, 2001.
- [40] A. Orda, N. Rom, N. Shimkin: "*Competitive routing in multi-user communication networks*", IEEE/ACM Transaction on Networking, vol. 1, no. 5, pp. 964-971, 1993.

- [41] Y. Korilis, A. Lazar, A. Orda, :"*Architecting non-cooperative networks*", IEEE Journal on Selected Areas in Communication, no. 13, vol. 8, 1995.
- [42] Y. Korilis, A. Orda. :"*Incentive compatible pricing strategies for qos routing*", In: Proceedings of the IEEE INFOCOM-99, New York, 1999.
- [43] T. Roughgarden: "*Selfish routing*", Thèse de doctorat, Cornell University, 2002
- [44] R. J. Zheng, al:"*Multi QoS Constrained MANET Routing Algorithm Based on Cooperative Game Theory*", International Journal of Simulation-Systems, Science & Technology, vol. 17, no 44, 2016.
- [45] R. Menon, R., A. B. MacKenzie, R. M. Buehrer, J. H. Reed: "*A Game-Theoretic Framework for Interference Avoidance in Ad hoc Networks*", In GLOBECOM, pp.1-6, 2006.
- [46] M. Naserian, K. Tepe: "*Game theoretic approach in routing protocols for wireless mobile ad hoc networks*", Vol. 7, No. 3, pp. 569-578, 2009.
- [47] R. W. Rosenthal : "*A class of games possessing pure-strategy Nash Equilibria*", International journal of Game Theory, pp. 65–67, 1973.
- [48] D. Moderer, L. S. Shapley:"*Potential games*", Games and Economic Behavior, pp.124–143, 1996.
- [49] J. Wardrop: "*Some Theoretical Aspects of Road Traffic Research*", Proceedings of the Institution of Civil Engineers, Part II, pp. 352–362, 1952.
- [50] D. Barth, O. Bournez, O. Boussaton, J. Cohen: "*Distributed learning of wardrop equilibria*", In Springer-Verlag, editor, 7th International Conference on Unconventional Computation, volume 5204 of Lecture Notes in Computer Science, pp. 19-32, 2008.
- [51] P. S. Sastry, V. V. Phansalkar, M. A. L. Thathachar: "*Decentralized learning of Nash equilibria in multi-person stochastic games with incomplete information*", IEEE Transactions on systems, man, and cybernetics, vol 24, no. 5, pp 769-777, 1994.
- [52] D. Barth, O. Bournez, O. Boussaton, J. Cohen:" *A dynamic approach to load balancing*". Gamecomm 2009, Vol. 8, 2009.

Résumé

Dans ce mémoire, nous nous sommes intéressés à l'étude des réseaux ad hoc avec les éléments de la théorie des jeux, et plus profondément, l'application de la théorie des jeux pour la résolution de certains problèmes liée au routage de l'information dans des réseaux ad hoc. L'objectif de ce travail est d'optimiser les performances de réseau et fournir une QoS optimale en termes de délai et de débit de transmission, lorsque nous adaptons le réseau à apprendre l'équilibre de Nash pour guider les paquets de chaque utilisateur vers le chemin à moins congestion.

Mots clés : Réseaux Ad-hoc, Routage, QoS, Théorie des jeux, L'équilibre de Nash

Abstract

In this thesis, we are interested in the study of ad hoc networks with the elements of game theory, and more deeply, the application of game theory for the resolution of certain problems related to the routing of information in ad hoc networks. The goal of this work is to optimize network performances and provide an optimal QoS in packet delay and throughput if we adapt the network to learn the Nash equilibrium to guide the packets of each user to the path containing the lower congestions.

Key words: Ad-hoc networks, Routing, QoS, Game theory, Nash equilibrium.

ملخص

في هذه المذكرة، قمنا بدراسة الشبكات المخصصة باستخدام نظرية الالعب، وبشكل أعمق، تطبيق نظرية الالعب لحل بعض المشكلات المتعلقة بتوجيه المعلومات في الشبكات المخصصة. الهدف هو تحسين أداء الشبكة وتوفير جودة خدمة مثالية فيما يتعلق بتأخير إرسال الحزمة والإنتاجية، وذلك إذا قمنا بتكييف الشبكة لمعرفة توازن ناش بتوجيه حزم كل مستخدم وفقاً للطريق الأقل ازدحاماً.

الكلمات المفتاحية: الشبكات المخصصة، التوجيه، جودة الخدمة، نظرية الالعب، توازن ناش.