



Titre: Cadre global pour la coopération dans les réseaux ad hoc
Title: impliquant les fournisseurs de services

Auteur: Abdelhalim Baaziz
Author:

Date: 2008

Type: Mémoire ou thèse / Dissertation or Thesis

Référence: Baaziz, A. (2008). Cadre global pour la coopération dans les réseaux ad hoc
Citation: impliquant les fournisseurs de services [Ph.D. thesis, École Polytechnique de
Montréal]. PolyPublie. <https://publications.polymtl.ca/8138/>

 **Document en libre accès dans PolyPublie**
Open Access document in PolyPublie

URL de PolyPublie: <https://publications.polymtl.ca/8138/>
PolyPublie URL:

**Directeurs de
recherche:** Samuel Pierre, & Hanifa Boucheneb
Advisors:

Programme: Génie informatique
Program:

UNIVERSITÉ DE MONTRÉAL

CADRE GLOBAL POUR LA COOPÉRATION DANS LES RÉSEAUX AD HOC
IMPLIQUANT LES FOURNISSEURS DE SERVICES

ABDELHALIM BAAZIZ

DÉPARTEMENT DE GÉNIE INFORMATIQUE ET GÉNIE LOGICIEL
ÉCOLE POLYTECHNIQUE DE MONTRÉAL

THÈSE PRÉSENTÉE EN VUE DE L'OBTENTION
DU DIPLÔME DE PHILOSOPHIAE DOCTOR
(GÉNIE INFORMATIQUE)

AOÛT 2008

© Abdelhalim Baaziz, 2008.



Library and
Archives Canada

Bibliothèque et
Archives Canada

Published Heritage
Branch

Direction du
Patrimoine de l'édition

395 Wellington Street
Ottawa ON K1A 0N4
Canada

395, rue Wellington
Ottawa ON K1A 0N4
Canada

Your file Votre référence

ISBN: 978-0-494-46089-4

Our file Notre référence

ISBN: 978-0-494-46089-4

NOTICE:

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

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

AVIS:

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

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

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

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

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

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

UNIVERSITÉ DE MONTRÉAL

ÉCOLE POLYTECHNIQUE DE MONTRÉAL

Cette thèse intitulée :

CADRE GLOBAL POUR LA COOPÉRATION DANS LES RÉSEAUX AD HOC
IMPLIQUANT LES FOURNISSEURS DE SERVICES

présentée par : BAAZIZ Abdelhalim

en vue de l'obtention du diplôme de : Philosophiae Doctor

a été dûment acceptée par le jury constitué de :

Mme NICOLESCU Gabriela, Doct., présidente

M. PIERRE Samuel, Ph.D., membre et directeur de recherche

Mme BOUCHENEB Hanifa, Doctorat, membre et codirectrice de recherche

M. QUINTERO Alejandro, Doct., membre

M. KHENDEK Ferhat, Ph.D., membre

REMERCIEMENTS

Tout d'abord, je tiens à remercier mon directeur de recherche, monsieur Samuel Pierre, professeur au département de génie informatique et génie logiciel, pour la qualité de son encadrement, sa compréhension, ses suggestions, sa disponibilité, sa patience, son encouragement et son support moral et financier tout au long de cette thèse.

Je voudrais aussi remercier le professeur Hanifa Boucheneb mon codirecteur, ainsi que les professeurs Philippe Galinier, Michel Gagnon et Christian Cardinal membres du jury de mon examen de synthèse pour leurs précieux commentaires et suggestions. J'exprime aussi ma reconnaissance aux professeurs de l'École Polytechnique de Montréal pour la formation académique que j'ai reçue pendant mes années d'études.

J'adresse aussi mes sincères remerciements aux membres du LARIM (Laboratoire de Recherche en Réseautique et Informatique Mobile) de l'École Polytechnique de Montréal, tout spécialement à Khaled Laouamri, pour les échanges constructifs que j'ai eus avec eux tout au cours de la réalisation de cette recherche.

Finalement, j'aimerais exprimer ma profonde gratitude tout spécialement à mes parents, à ma femme et mes filles pour leur amour, support et encouragement continuels tout au long de ce travail.

RÉSUMÉ

Les réseaux mobiles ad hoc sont des réseaux spontanés sans infrastructure préalable et sans administration centralisée, constitués de nœuds sans fil et mobiles. Les nœuds eux mêmes gèrent les fonctions de base de gestion du réseau. Vu la limite du champ radio de couverture des nœuds, ces derniers sont obligés de coopérer entre eux pour la transmission d'un paquet d'un nœud source vers un nœud destination. Le concept de la coopération, qui consiste à ce que les nœuds mobiles intermédiaires entre le nœud source et le nœud destination coopèrent pour que les paquets entre les deux extrémités arrivent à destination, est très primordial et la survie du réseau mobile ad hoc en dépend étroitement. Un des défis les plus importants dans le traitement de la coopération demeure l'étude du comportement des nœuds envers leurs voisins et l'étude des moyens et environnements qui agissent sur ce comportement. Or, en éliminant le caractère malicieux des nœuds, il s'avère que ces derniers peuvent se comporter de deux façons différentes : coopérer sans limite sans se préoccuper des conséquences, ou ne pas coopérer du tout. Dans ce cas, ce comportement sera désigné comme de l'égoïsme. Ils peuvent également agir selon le contexte, c'est-à-dire, coopérer certaines fois et ne pas le faire d'autres fois. Le concept de la coopération a été abordé par quelques chercheurs et ceux-ci ont proposé des solutions selon deux axes principaux : le premier basé sur le principe d'incitation et de stimulation de la coopération par des moyens d'encouragement, généralement des moyens économiques. Le deuxième, basé sur une étude analytique en appliquant la théorie des jeux et qui consiste à définir les situations qui mènent les nœuds à coopérer, sachant que ces nœuds sont rationnels et pensent que la coopération est dans leur intérêt.

Nous avons étudié les solutions proposées pour le concept de la coopération sous plusieurs aspects et nous avons décelé de nombreuses

insuffisances, notamment l'absence de coordination entre le protocole de routage et la solution proposée. Aussi, les solutions apportées envisagent seulement l'intérêt individuel des nœuds et non pas celui du réseau en entier.

Dans cette thèse, nous avons proposé une solution analytique basée sur la théorie des jeux et qui peut être améliorée avec le concours des fournisseurs de services en offrant des encouragements aux nœuds qui veulent coopérer davantage. Nous avons essayé de surmonter les insuffisances recensées dans les autres solutions en offrant un environnement propice pour la coopération, et en proposant un cadre global pour encourager les nœuds à coopérer dans l'intérêt de tout le monde.

Dans notre solution, nous avons proposé une autre alternative qui consiste à intégrer le problème de routage à celui de la coopération. En effet, nous considérons que le routage est une partie prenante du problème de coopération. Le principe consiste à utiliser les résultats du modèle analytique dans le processus de routage pour garantir des routes ayant la plus grande probabilité de coopération. Cette solution offre plus d'efficacité et de fiabilité que les solutions déjà proposées dans la littérature et présente les premières bases pour l'étude et la réalisation de la qualité de service dans les réseaux ad hoc.

Nous avons proposé un nouveau protocole de routage qui s'intègre au modèle analytique. Le protocole de routage calcule les routes en utilisant comme facteur de sélection l'aptitude et la disposition des nœuds à coopérer. Ces facteurs de sélection sont calculés avec le modèle analytique utilisant le principe de la théorie des jeux. Le modèle analytique permet à un nœud d'entreprendre les actions qu'il juge meilleures pour son intérêt et pour l'intérêt des autres nœuds. Par la suite, nous avons étudié sous quelles conditions les fournisseurs de services peuvent intervenir pour offrir aux nœuds des mécanismes d'incitation pour les encourager à coopérer.

Pour mettre en évidence notre solution, nous avons créé quatre scénarios, dont l'un est notre propre solution. Les trois autres scénarios utilisent un protocole de routage basé sur le principe du plus court chemin. Pour différencier ces trois scénarios, nous avons doté le premier de notre modèle analytique. Le but de ce scénario est de prouver l'avantage à utiliser notre protocole de routage proposé. Le deuxième scénario est celui où les nœuds coopèrent à cent pour cent. Le rôle de ce scénario est de montrer que la coopération aveugle n'est pas aussi avantageuse qu'elle le paraît. Le troisième scénario est celui où il existe quelques nœuds qui ne coopèrent jamais. En comparant les résultats de simulation obtenus entre les quatre scénarios, nous avons montré que notre solution offre de meilleures performances que les autres solutions.

Durant les simulations et en changeant quelques paramètres, nous avons constaté que la mobilité a un effet considérable sur les performances de notre solution, et même sur les autres solutions (les scénarios auxquels nous avons comparé notre solution). Nous avons constaté que lorsque les nœuds bougent, les taux de coopération et de participation des nœuds à la retransmission des paquets sont plus élevés que lorsque les nœuds sont statiques. Il en est de même lorsque la mobilité est réduite et ceci, pour les quatre scénarios. Ceci nous a mené à déduire que la mobilité est un facteur encourageant pour la coopération.

ABSTRACT

The mobile ad hoc networks are spontaneous networks formed of wireless and mobile nodes without preliminary infrastructure used to manage the basic function of network management. Considering, the limited radio range of the nodes, the latter are obliged to cooperate between them for the transmission of a packet from the source node towards the destination node. The concept of the co-operation, which consists in that the intermediate mobile nodes between the source node and the destination node cooperate so that the packets between the two ends arrive at destination, is very important, and the survival of the mobile ad hoc network depends on it closely.

One of the most important challenges in the treatment of the co-operation remains the study of the behaviour of the nodes regarding their neighbours and the study of the means and environments that influence on this behaviour. However, by eliminating the malicious character from the nodes, it is proved that the node can behave in two different ways: absolutely cooperate without being concerned with consequences, or not cooperate completely. In this case, this behaviour is called selfishness. However, the nodes can also act according to the context, i.e., cooperate sometimes and not to do it other times.

Some researchers considered the concept of the co-operation and they proposed solutions according to two principal axes: the first based on the principle of incentive and stimulation of the co-operation by means of encouragement, generally economics means. The second based on an analytical study by applying game theory and which, consists in defining the situations that bring the nodes to cooperate, knowing that these nodes are rational and think of their own interest. We studied the solutions suggested within the concept of the co-operation under several aspects and we detected several insufficiencies. In particular, the absence of coordination between the

routing protocol and the solution suggested. In addition, the brought solutions consider only the individual interest of the nodes and not that of the whole network.

In this thesis, we proposed an analytical solution based on game theory and which can be improved with the assistance of the service suppliers by offering encouragements to the nodes that want to cooperate more. We tried to overcome the insufficiencies listed in the other solutions by offering a favourable environment for the co-operation, and by proposing a global framework to encourage the nodes to cooperate for the interest of everyone.

In our solution, we proposed another alternative that consists in integrating the problem of routing with that of the co-operation. Indeed, we consider that the routing is an important element of the co-operation problem. The principle is to use the results of the analytical model in the routing process to guarantee routes having the greatest probability of co-operation. This solution offers more effectiveness and reliability than the solutions already suggested in the literature, and offers a certain base for the study and the realization of the quality of service in the mobile ad hoc networks. We proposed a new routing protocol integrated to the analytical model. The routing protocol calculates the routes by using like measurement the aptitude and the provision of the nodes to cooperate. These measurements are calculated with the analytical model using the principle of game theory. The analytical model allows node to undertake the actions that it considers better for its interest and the interest of the other nodes. Thereafter, we studied under which conditions the service suppliers can get involved to offer to the nodes mechanisms of incentive to encourage them to cooperate.

To highlight our solution, we created four scenarios; one of them is our own solution. The three other scenarios use a routing protocol based on the shortest path principle. To differentiate these three scenarios, we equipped the first with

our analytical model. The goal of this scenario is to prove the advantage to use our suggested routing protocol. In the second scenario, the nodes cooperate with hundred percent, the role of this scenario is to show that the sightless co-operation is not as advantageous as it does appear. Finally, we use in the third scenario some nodes that never cooperate.

By comparing the simulation results of the four scenarios, we showed that our solution offers better performances than the other solutions.

During simulations and by changing some parameters, we noted that mobility has a considerable effect on the performances of our solution and even on the other solutions (scenarios with which we compared our solution). We noted that, when the nodes move, the rate of co-operation and participation of the nodes in the retransmission of the packets are higher than when the nodes are static or where the movement is reduced. This brought us to deduce that mobility is an encouraging factor for the co-operation.

TABLE DES MATIÈRES

REMERCIEMENTS	iv
RÉSUMÉ	v
ABSTRACT	viii
TABLE DES MATIÈRES	xi
LISTE DES FIGURES	xv
LISTE DES TABLEAUX	xviii
CHAPITRE 1	
INTRODUCTION	1
1.1 Définitions et concepts de base	2
1.2 Éléments de la problématique	3
1.3 Objectifs de recherche	6
1.4 Esquisse méthodologique	7
1.5 Principales contributions et originalité de la thèse	8
1.6 Portée du travail	10
1.7 Plan de la thèse	10
CHAPITRE 2	
LA COOPÉRATION ET LES RÉSEAUX MOBILES AD HOC	12
2.1 Les réseaux mobiles ad hoc	12
2.2 La coopération	15
2.2.1 Approche de détection et d'isolement des nœuds non coopérants	17
2.2.2 Approche du modèle économique	22
2.3 La théorie des jeux et la modélisation de la coopération	27
2.3.1 Principes généraux de la théorie des jeux	27

2.3.2 Classification des Jeux.....	31
2.3.3 La théorie des jeux et la coopération.....	39

CHAPITRE 3

MODÈLE DE COOPÉRATION ET PROTOCOLE

DE ROUTAGE PROPOSÉS	44
3.1 Modèle de coopération proposé	44
3.1.1 Hypothèses	45
3.1.2 Les bases de la solution.....	47
3.1.3 Principe et description du modèle	48
3.2 Les mécanismes de stimulations.....	54
3.3 Protocole de routage proposé	58
3.3.1 Présentation sommaire du protocole.....	59
3.3.2 Constitution des zones	60
3.3.3 Calcul des routes.....	65
3.3.4 Les fonctions du Principal	68
3.3.5 Les messages de contrôle	69
3.3.6 Analyse du protocole.....	71

CHAPITRE 4

IMPLÉMENTATION ET RÉSULTATS	75
4.1 Détails d'implémentation.....	75
4.1.1 Architecture et composantes du programme.....	76
4.1.2 Structure de données utilisées	84
4.2 Environnement et plan d'expérimentation.....	84
4.2.1 Environnement matériel et logiciel.....	87
4.2.2 Configuration et plan d'expériences	87

4.3 Résultats de simulation et analyse	91
4.3.1 Le nombre moyen de nœuds coopérants.....	91
4.3.2 La charge du nœud.....	96
4.3.3 Le taux de satisfaction.....	97
4.3.4 Le nombre moyen de paquets relayés par nœud et par période...	98
4.3.5 Le nombre moyen de paquets émis par nœud et par période.....	99
4.3.6 Taux de réussite par période.....	100
4.3.7 Effet du protocole de routage sur le taux de succès.....	101
4.3.8 Nombre moyen de paquets reçus par nœud et par période.....	102
4.3.9 Graphe des émissions.....	103
4.3.10 Graphe des transmissions.....	104
4.3.11 Graphe de survie.....	105
4.4 Conclusion.....	106

CHAPITRE 5

EFFET DE LA MOBILITÉ SUR LA COOPÉRATION

DANS LES RÉSEAUX MOBILES AD HOC	108
5.1 Introduction.....	108
5.2 Constats	109
5.3 Scénarios et plan d'expériences.....	110
5.4 Résultats de simulation et analyse	111
5.4.1 Nombre de nœuds participant à la coopération	111
5.4.2 Nombre moyen de paquets relayés par un nœud coopérant	114
5.4.3 Ratio nombre de paquets réussis / nombre de paquets relayés .	114
5.4.4 Charge des nœuds.....	117
5.4.5 Total des transmissions des nœuds.....	119
5.4.6 Nombre moyen de paquets réussis par nœud	119
5.5 Conclusion.....	121

CHAPITRE 6

CONCLUSION	124
------------------	-----

6.1 Synthèse des travaux	124
--------------------------------	-----

6.2 Limitations des travaux	126
-----------------------------------	-----

6.3 Indications de recherches futures	127
---	-----

BIBLIOGRAPHIE	129
---------------------	-----

LISTE DES FIGURES

Figure 1.1	Relais de trafic entre les nœuds	2
Figure 2.1	Architecture du réseau ad hoc.....	13
Figure 2.2	Principe du Watchdog.....	18
Figure 2.3	Établissement de route en fonction des estimations de coopération	19
Figure 2.4	Structure de CONFIDANT	21
Figure 2.5	Interférence au niveau de l'écoute.....	22
Figure 2.6	Interférence au niveau de la réception.....	22
Figure 2.7	Structure d'un nœud avec le module sécurisé.....	24
Figure 2.8	Architecture de Sprite	25
Figure 2.9	Réseau cellulaire multi saut.....	26
Figure 2.10	Exemple de jeu extensif en forme d'arbre.....	38
Figure 3.2	Réseau ad hoc en zones	60
Figure 3.3	Structure de la table de membres.....	61
Figure 3.4	Structure de la table de membres passerelles.....	62
Figure 3.5	Procédure d'association directe.....	63
Figure 3.6	Procédure d'association indirecte	64
Figure 3.7	Requête de route directe	66
Figure 3.8	Requête de route indirecte	67
Figure 3.9	Calcul de route interzone.....	67
Figure 3.10	Notification de rupture.....	68
Figure 3.11	Nombre de transmissions de δ et σ en mode Unicast.	73
Figure 3.12	Nombre de transmissions de δ et σ en mode Broadcast.	73
Figure 4.1	Module Routage	76
Figure 4.2	Module d'analyse de la coopération	77
Figure 4.3	Module Suivi_Topologie	78
Figure 4.4	Architecture du Principal.....	79

Figure 4.5	Module Session	80
Figure 4.6	Module Coopération	80
Figure 4.7	Module Stratégie.....	81
Figure 4.8	Module Transmission.....	81
Figure 4.9	Module Contrôle_Voisinage.....	82
Figure 4.10	Architecture du Nœud.....	83
Figure 4.11	Représentation des routes.....	85
Figure 4.12	Structure de données du Nœud	86
Figure 4.13	Représentation du réseau et du voisinage	86
Figure 4.14	Procédure Principale du programme de simulation	93
Figure 4.15	Nombre moyen de participants à la coopération	94
Figure 4.16	Nombre moyen de nœuds coopérants par période	95
Figure 4.17	Charge moyenne par nœud.....	97
Figure 4.18	Nombre moyen de nœuds avec une satisfaction > 0.5	98
Figure 4.19	Nombre moyen de paquets relayés par période et par un nœud coopérant	99
Figure 4.20	Nombre moyen de paquets émis par nœud et par période	100
Figure 4.21	Taux de réussite par période	101
Figure 4.22	Effet du protocole de routage sur le taux de réussite.....	102
Figure 4.23	Nombre moyen de paquets réussis par nœud et par période	103
Figure 4.24	Graphe des retransmissions.....	104
Figure 4.25	Graphe des émissions	105
Figure 4.26	Graphe des transmissions	106
Figure 4.27	Graphe de survie des nœuds coopérants.....	107
Figure 5.1	Procédure Principale du programme de simulation (solution statique).	112
Figure 5.2	Nombre de nœuds participant à la coopération.....	113
Figure 5.3	Nombre moyen de paquets relayés par nœud coopérant.....	115

Figure 5.4	Différence de paquets relayés entre la solution dynamique et statique.....	116
Figure 5.5	Ratio paquets reçus/ paquets relayés.....	116
Figure 5.6	Charge des nœuds coopérants	118
Figure 5.7	Total des paquets émis par les nœuds non participant à la coopération.....	120
Figure 5.8	Total des paquets transmis par les nœuds participant à la coopération.....	121
Figure 5.9	Nombre moyen de paquets réussis par nœud.....	122

LISTE DES TABLEAUX

Tableau 2.1	Résumé des différentes solutions d'incitation	28
Tableau 2.2	Dilemme du prisonnier	30
Tableau 2.3	Exemple d'un jeu extensif sous forme matricielle	37
Tableau 3.1	Comparaison qualitative entre différent type de protocoles de routage	74
Tableau 4.1	Pourcentage de nœuds participants et non participants à la coopération	94
Tableau 4.2	Pourcentage nœuds participants et non participants à la coopération	95
Tableau 4.3	Taux de participation par période	96
Tableau 5.1	Pourcentage de différence nœuds coopérants entre les solutions dynamique et statique	113
Tableau 5.2	Pourcentage de différence de Profit entre les solutions dynamique et statique	117
Tableau 5.3	Pourcentage de différence de charge entre les solutions dynamique et statique	118
Tableau 5.4	Pourcentage de différence de paquets émis par les nœuds non coopérant entre les solutions dynamique et statique	120
Tableau 5.5	Pourcentage de différence de paquets réussis des nœuds entre les solutions dynamique et statique	123

CHAPITRE 1

INTRODUCTION

L'évolution récente de la technologie dans le domaine des communications sans fil et l'apparition des unités de calculs portables, tels que les laptops, ont suscité chez les chercheurs un vif intérêt à rendre possible l'accès à l'information n'importe où, d'où le concept de la mobilité. Les *réseaux mobiles ad hoc* essaient d'étendre la notion de la mobilité le plus loin possible. Contrairement aux réseaux classiques basés sur la communication filaire ou cellulaire, dans les réseaux mobiles ad hoc, aucune administration centralisée n'est disponible : ce sont les hôtes mobiles eux-mêmes qui forment, d'une manière *ad hoc*, une infrastructure de réseau, et ce sont eux-mêmes qui s'administrent. Toutefois l'existence et la survie d'un réseau ad hoc dépendent des disponibilités de coopération qui existent entre les nœuds. En effet, le fait de ne pas coopérer met en cause l'existence du réseau lui-même. L'objet de cette thèse est de définir un cadre global de coopération basé sur l'intérêt du nœud vis-à-vis du réseau et vis-à-vis de tous les autres nœuds, dans lequel le rôle des fournisseurs de services sera primordial et contribuera au bon fonctionnement du réseau ad hoc. Dans ce cadre, nous allons proposer un modèle où les fournisseurs de services offriront des outils lucratifs qui permettront au réseau ad hoc de fonctionner de la meilleure façon possible.

Dans ce qui suit, nous allons d'abord introduire les concepts de base, puis nous définirons les éléments de la problématique suivis des objectifs de recherche et d'une esquisse de méthodologie. Nous résumerons ensuite nos principales contributions et préciserons ce qui fait l'originalité de notre travail. Pour finir, nous présenterons le plan de la thèse.

1.1 Définitions et concepts de base

Un *réseau ad hoc* est formé d'un ensemble de nœuds mobiles autonomes où il n'existe aucune infrastructure ou administration centralisée. La communication entre les nœuds est faite par des liens sans fil. Un nœud origine rejoint un nœud destination directement s'il est dans son champ de transmission ou à travers plusieurs nœuds intermédiaires qui jouent le rôle de routeur (relayeur) dans ce cas-ci, comme l'illustre la Figure 1.1.

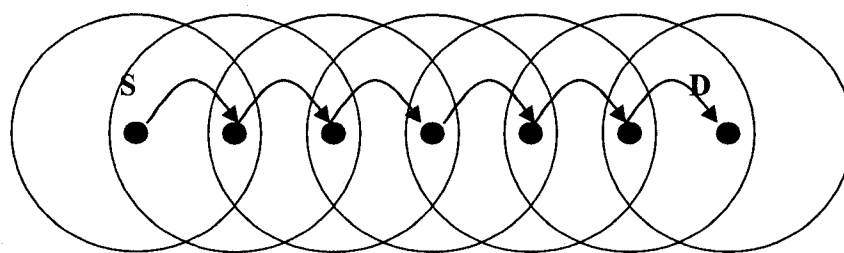


Figure 1.1 Relais de trafic entre les nœuds

La *coopération* dans les réseaux ad hoc fait référence au fait qu'un nœud achemine des paquets pour le bénéfice des autres nœuds. Ceci constitue probablement la plus importante différence entre ce type de réseaux et les autres réseaux conventionnels (Fèlegyházi et al., 2003a). Le *comportement égoïste* du nœud d'un réseau ad hoc se manifeste par la non participation à l'acheminement des paquets des autres nœuds, tout en demandant qu'on lui achemine ses propres paquets. La *stimulation de la coopération* consiste en l'application d'outils d'incitation qui encouragent les nœuds d'un réseau ad hoc à coopérer entre eux. La *théorie des jeux* est une branche des mathématiques qui étudie l'interaction de plusieurs décideurs indépendants qui essayent d'atteindre leurs objectifs. Elle est souvent appliquée aux télécommunications dans des travaux visant à améliorer la qualité de service. Le comportement égoïste des

nœuds de réseaux ad hoc a des conséquences considérables qui mettent en cause l'existence même de ces réseaux. La théorie des jeux offre donc un cadre théorique pour analyser ce problème (Leino, 2003).

1.2 Éléments de la problématique

Les modèles qui ont adopté la théorie des jeux pour analyser mathématiquement la coopération et proposer des solutions à ce problème reposent sur un certain nombre de restrictions qu'il convient de regrouper ici :

1. Dans la majorité des solutions, le processus d'étude se fait en des tranches de temps pendant lesquelles les liens et les nœuds ne bougent pas (c'est-à-dire qu'il n'y a pas de mobilité pendant ces tranches de temps).
2. Dans la solution proposée par Srinivasan et al. (2003), les auteurs ne considèrent qu'une seule session de communication par tranche de temps.
3. Dans le même contexte, Srinivasan et al. (2003) proposent que chaque nœud doit avoir assez d'informations sur le réseau pour pouvoir calculer la valeur optimale du **NAR** (Normalized Acceptance Rate) qui est le taux normalisé d'acceptation qui se calcule par le rapport du nombre de requêtes d'émissions réussies par le nombre de requêtes de retransmission émises par le nœud, d'où la nécessité d'avoir des outils et des mécanismes distribués pour acquérir et diffuser l'information.
4. Dans le même contexte aussi, Srinivasan et al. (2003) proposent qu'un nœud ne puisse être la source que d'une seule route pendant la tranche de temps.
5. Michiardi et Molva (2003) dans leur solution ne montrent pas par quel moyen un nœud peut acquérir les informations nécessaires pour

évaluer sa fonction d'utilité en tenant compte des autres nœuds. De plus, ils ne discutent pas la validité du modèle **ERC** (Equity, Reciprocity and Competition) (Bolton et Ockenfels, 2000) utilisé dans leur solution.

6. Dans leur solution, Urpi et al. (2003) soulèvent le problème de la collecte des informations par les nœuds pour qu'ils puissent évaluer leurs fonctions d'utilité, et leurs suppositions sont plus ou moins réalistes.

De toute évidence, ces restrictions manquent de réalisme. Le modèle présenté par Srinivasan et al. (2003) manque de généralité, car les auteurs utilisent de très fortes suppositions sur la nature des communications. Dans leur solution, Michiardi et Molva, (2003) ne s'intéressent pas au modèle de la coopération lui-même, mais plutôt à la validation des mécanismes d'incitation qu'ils ont proposés dans (Michiardi et Molva, 2002). Urpi et al. (2003) ont essayé d'élaborer un modèle plus général mais ils l'ont entouré de suppositions trop strictes dont ils n'ont pas montré le réalisme.

De plus, toutes les solutions proposent que le nœud soit capable de savoir ce que fait son voisin et prendre une action en conséquence, ce qui nécessite l'utilisation d'un mécanisme de surveillance ou de chien de garde. Or, de tels mécanismes n'ont pas prouvé leur efficacité. En plus de toutes ces restrictions, nous constatons que plusieurs points essentiels n'ont jamais été discutés. Il s'agit des points suivants :

1. la relation entre le protocole et la coopération ;
2. l'effet des actions entreprises par un nœud sur les autres nœuds, c'est-à-dire, le reste du réseau ;
3. la collecte des informations nécessaires au nœud pour prendre une action ;

4. la mobilité.

En ce qui a trait au premier point, les chercheurs n'ont jamais fait le lien entre leur solution et le protocole de routage utilisé. Or, il existe un lien étroit entre ce protocole et la solution au problème de la coopération. En effet, si le protocole de routage prend en charge les contraintes de la coopération, il en résulte une solution plus globale, qui prend en compte l'intérêt des nœuds eux-mêmes et celui du réseau.

Par ailleurs, on ne peut pas obliger les nœuds à coopérer si on ne leur offre pas les conditions nécessaires à cette coopération. En effet, le calcul des routes (chemins) est fait de façon tout à fait indépendante du comportement du nœud. Les protocoles proposés jusqu'à présent ne prennent pas en compte et ne prévoient pas l'état du nœud, sa disposition à coopérer et son attitude envers ses voisins. Il se peut que plusieurs chemins passent par le même nœud, ce qui le rend vulnérable et l'amène à refuser de coopérer, alors qu'on pouvait avoir d'autres alternatives (d'autres chemins).

Pour ce qui est du deuxième point, la plupart de ces solutions proposent que le nœud agisse en conséquence aux actes de ses voisins, alors que ces derniers ont probablement agi en conséquence aux actes de leurs voisins. Ce qui montre le caractère transitif du phénomène. Nous pouvons conclure que, dans ces solutions, seul l'effet direct des voisins a été pris en considération. Ces solutions voient le problème sous un angle étroit, alors qu'il devrait être vu de façon plus large, c'est-à-dire, en étudiant l'effet du nœud sur la totalité du réseau (tous les autres nœuds).

En ce qui a trait au troisième point, les approches de résolutions proposées jusqu'à présent partent en général d'un modèle mathématique du problème de coopération et décrivent la solution sous forme de décisions que les nœuds doivent prendre en fonction des actions de leurs voisins. Cependant, ces approches ne précisent pas comment la solution doit être implémentée ni mise

en œuvre, ni comment les nœuds se communiquent entre eux les informations nécessaires. De plus, dans la plupart des solutions, les décisions sont calculées et prises pas les nœuds eux-mêmes de façon distribuée, sans donner une preuve de leur efficacité.

Pour ce qui est du quatrième point, le fait de restreindre la mobilité enlève un des aspects les plus importants des réseaux ad hoc. En effet, la mobilité est quasi présente en tout temps et il faut en tenir compte dans l'étude de la coopération de façon à prévenir son effet direct sur le modèle proposé.

En conclusion, on peut dire que les modèles proposés jusqu'à présent étudient la coopération d'un point de vue assez étroit et n'abordent pas le problème avec suffisamment de réalisme pour en proposer une solution globale satisfaisante.

Dans les réseaux mobiles ad hoc statiques ou avec une mobilité réduite, la route entre le nœud source et le nœud destination reste presque inchangée durant la durée de la session de communication entre ces deux nœuds. Le fait d'avoir un nœud intermédiaire égoïste sur cette route, risque de perturber le cheminement des paquets entre la source et la destination. De même, si les nœuds intermédiaires ne se comportent pas de façon égoïste au début de la session de communication, ils le deviendront sûrement s'ils voient qu'ils sont trop sollicités ou qu'ils épuiseront leurs ressources d'énergie plus rapidement que les autres. Ainsi ils ne seront plus actifs. Dans les deux cas, il n'y aura plus d'acheminement de paquets.

1.3 Objectifs de recherche

L'objectif principal de cette thèse est de proposer un cadre global de coopération intégrant un modèle mathématique, un routage préventif et l'implication des fournisseurs de services pour les réseaux ad hoc mobiles. De manière plus spécifique, cette thèse vise à :

- 1- analyser en profondeur les approches et modèles de coopérations disponibles dans la littérature afin d'en déceler les points forts et les points faibles ;
- 2- proposer un modèle mathématique de coopération prenant en compte l'interaction d'un nœud avec le reste du réseau plutôt que celle d'un nœud avec ses seuls proches voisins ;
- 3- enrichir le modèle de coopération proposé en y intégrant des mécanismes d'incitation de type récompense/punition pour augmenter l'efficacité de la solution ;
- 4- proposer et valider un protocole de routage hybride, basé sur le principe de zone et combinant des techniques proactives et réactives, pour le calcul et le contrôle des actions des nœuds dans le processus d'acheminement ;
- 5- adapter le modèle de coopération au commerce de service fiable, après avoir implanté et évalué les performances de ce modèle et du protocole de routage proposé.

1.4 Esquisse méthodologique

Pour atteindre nos objectifs, nous allons, dans un premier temps, analyser les modèles existants afin d'en déceler les points faibles et les insuffisances, et nous montrerons que ces solutions manquent de réalisme. Nous proposerons alors une nouvelle approche dans le cadre de la théorie des jeux qui se base sur des suggestions plus efficaces et plus réalistes. Plus particulièrement, nous présenterons une solution qui mène à un équilibre de Nash que tous les nœuds sont supposés respecter pour leur propre intérêt. Cette solution sera composée de trois volets, un modèle mathématique pour modéliser la coopération, un protocole de routage adapté à ce modèle mathématique, et des mécanismes d'encouragement et de punition.

Pour réaliser notre solution, nous allons modéliser le comportement de la coopération des nœuds du réseau ad hoc comme un jeu où chaque joueur (nœud) prend la décision d'envoyer son paquet ou de relayer le paquet d'un autre nœud en ne songeant qu'à augmenter son profit de façon rationnelle, pour arriver à la fin à un équilibre entre les différents nœuds du réseau, c'est-à-dire que tous les nœuds soient satisfaits. Les décisions prises par le nœud sont la conséquence directe d'informations concernant tout le réseau et non pas seulement les nœuds voisins.

Un protocole de routage basé sur le principe de la zone sera proposé et un nœud sera désigné comme le manager de la zone. Le calcul des chemins se fera par ce nœud suite aux demandes faites par les autres nœuds, et s'effectuera en adoptant les critères du modèle mathématique. Ces critères permettront de trouver des routes où les nœuds relayeurs sont plus susceptibles de coopérer. Pour enrichir notre modèle, nous allons lui intégrer des mécanismes d'encouragement afin de le rendre plus efficace. L'implication des fournisseurs de services nous aidera à réaliser cette dernière tâche.

Pour valider notre modèle, nous allons élaborer un programme de simulation en C++, avec lequel des essais seront réalisés sur des scénarios de topologie aléatoire. Ces essais nous permettront de mesurer quelques métriques qui justifieront nos attentes, et qui porteront sur le nombre de paquets arrivés à destination, le nombre moyen de nœuds relayeurs et le nombre moyen de paquets relayés par un nœud. D'autres simulations seront faites pour justifier l'implication des fournisseurs de services et leurs outils d'encouragement. Une validation formelle du modèle avec un outil de vérification tel qu'UPPAL nous permettra de prouver l'existence d'un équilibre de Nash.

1.5 Principales contributions et originalité de la thèse

Le but d'une thèse est de fournir quelques nouveaux éléments qui permettront de trouver des solutions à des problèmes soulevés et/ou d'enrichir

la science. Nous estimons que, dans notre thèse, nous avons contribué dans ce sens en élaborant des solutions aux problèmes de la coopération dans les réseaux mobiles ad hoc et en proposant de nouvelles idées comme la participation des fournisseurs de services dans les réseaux mobiles ad hoc. Les principales originalités de notre thèse se résument en quatre points principaux :

1. Élaboration d'un modèle analytique basé sur la théorie des jeux mettant en présence deux joueurs, le nœud d'un côté et le reste du réseau de l'autre côté. Ce modèle considère et traite les interactions entre le nœud et le réseau entier, et non pas entre le nœud et ses voisins directs. En effet, nous estimons que les actions subies par un nœud représentent la synthèse de toutes les actions faites par tous les autres nœuds du réseau et non pas par le nœud voisin seul. Pour cela, une collecte centralisée d'informations nécessaires au modèle est utilisée pour permettre à ce dernier de synthétiser les actions de tous les nœuds du réseau comme une seule action. La collecte centralisée permet de calculer et de fournir des informations cohérentes et homogènes à tous les nœuds ;
2. Élaboration d'un protocole de routage basé sur la coopération. Ce protocole calcule les routes entre les nœuds sources et les nœuds destinations en choisissant les nœuds intermédiaires aptes à coopérer. Ce protocole est basé sur l'intégration du procédé de routage avec le modèle analytique de la coopération. En effet, les mesures avec lesquelles le protocole de routage calcule les routes sont élaborées et fournies par le modèle analytique. Ceci permet de prévoir les conditions nécessaires à une meilleure collaboration entre les nœuds ;
3. La mobilité virtuelle : nous avons constaté que la mobilité des nœuds dans les réseaux mobiles ad hoc offre des résultats intéressants dans les réseaux dynamiques (par réseaux dynamiques nous désignons les réseaux dans lesquels les nœuds bougent fréquemment). Par contre, elle est moins

intéressante dans les réseaux statiques ou avec une mobilité réduite. Il serait donc intéressant de créer une certaine mobilité dans les réseaux statiques. Le but de la mobilité est de changer la topologie du réseau et de faire acheminer les paquets par différentes routes. Ainsi, nous pouvons atteindre ce but en changeant fréquemment la route entre la source et la destination. Cet aspect de re-router le trafic de temps en temps, nous l'appellerons mobilité virtuelle. L'exploitation du modèle de coopération et du protocole de routage proposé nous permet de réaliser cette idée.

1.6 Portée du travail

Une des portées importantes de notre travail est l'introduction des fournisseurs de services dans les réseaux mobiles ad hoc en tant qu'acteur actif et influent au rendement du réseau. Les réseaux mobiles ad hoc sont spontanés, et comme toute action spontanée, nous avons besoin d'un meneur pour l'initier. En plus, les gens sont réticents de nature, nous voyons mal comment un réseau mobile ad hoc sera initié sans l'initiative de quelqu'un, sauf si ce quelqu'un veut en bénéficier. Or, la présence d'un fournisseur de services dédié à cette tâche pourrait bien être ce meneur et faciliterait la création du réseau. L'introduction des fournisseurs de services devrait donc nous mener à étudier des points concernant tous les aspects touchant de près ou de loin les fournisseurs de services telles que la facturation, les points de services, la sécurité des services, la découverte de services, la qualité de service...

1.7 Plan de la thèse

La suite de la thèse s'organisera autour de six chapitres. Au chapitre 2, nous exposerons brièvement les réseaux mobiles ad hoc, les différents protocoles de routage et le principe de la coopération. Puis, nous décrirons les différentes solutions proposées pour l'incitation et la stimulation de coopération, et enfin, nous exposerons la théorie des jeux et son application au problème de la coopération dans les réseaux ad hoc. Au chapitre 3, nous présenterons notre

modèle de coopération et les hypothèses qui le sous-tendent, ainsi que les détails du protocole de routage sur lequel il va reposer. Au chapitre 4, nous discuterons de l'implémentation, et des résultats de simulations y seront présentés et analysés. Au chapitre 5, nous analyserons l'effet du dynamisme (mouvement des mobiles) sur la coopération. Au chapitre 6, nous terminerons par une conclusion dans laquelle nous ferons une synthèse de notre travail, en montrant les limites et esquisserons les indications pour les travaux futurs.

CHAPITRE 2

LA COOPÉRATION ET LES RÉSEAUX MOBILES AD HOC

Dans les réseaux mobiles ad hoc, les nœuds communiquent avec les nœuds lointains qui ne sont pas dans leur portée de transmission en utilisant des nœuds intermédiaires qui vont jouer le rôle de relayeur de paquets. Si ces nœuds intermédiaires ne jouent pas ce rôle, la communication ne se fera pas, et par conséquent la raison d'être du réseau ad hoc lui même est en jeu. C'est pour cela que tout au long de ce chapitre, nous allons présenter dans le détail les caractéristiques d'un réseau mobile ad hoc, ensuite nous exposerons les problèmes liés à la non coopération des nœuds et enfin les solutions et mécanismes qui ont été proposés dans la littérature pour résoudre ce problème.

2.1 Les réseaux mobiles ad hoc

Un réseau ad hoc est formé d'un ensemble de nœuds mobiles autonomes où il n'existe aucune infrastructure ou administration centralisée. La communication entre les nœuds est faite par des liens sans fil. Un nœud origine rejoint un nœud destination directement s'il est dans son champ de transmission ou à travers plusieurs nœuds intermédiaires qui jouent le rôle de routeur dans ce cas-ci.

Plusieurs problèmes ont été soulevés pour les réseaux ad hoc. En plus des différents problèmes classiques rencontrés dans les réseaux filaires, on recense d'autres problèmes relatifs aux réseaux ad hoc qui sont dus à la mobilité des nœuds et à l'environnement sans fil. Plusieurs recherches et études ont été faites à différents niveaux de l'architecture du réseau pour remédier à ces problèmes, comme illustré à la Figure 2.1 (Chlamtac et al., 2003).

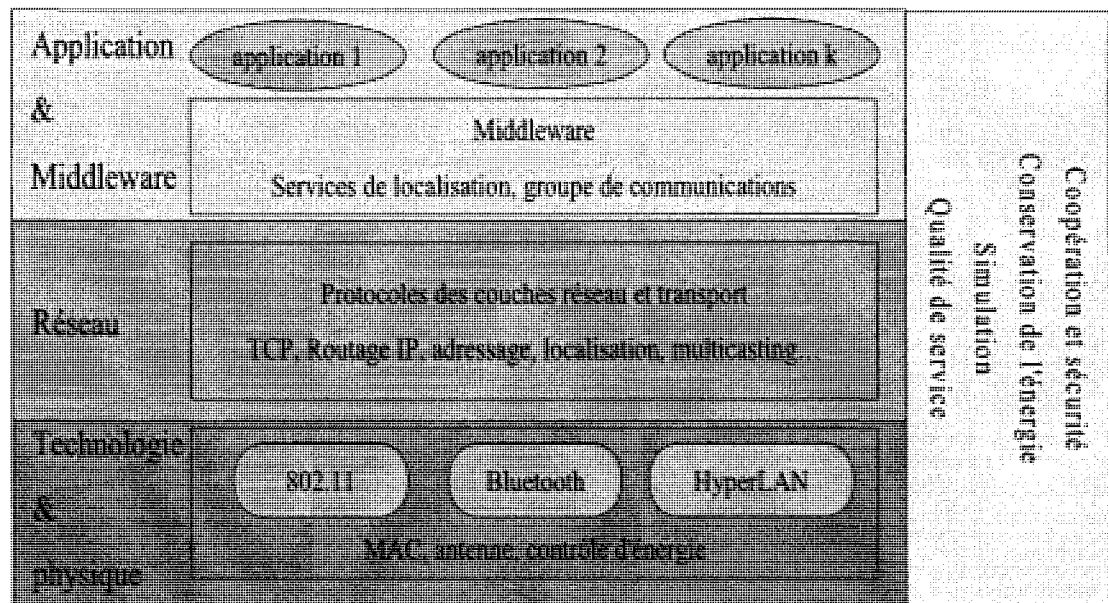


Figure 2.1 Architecture du réseau ad hoc

Aux niveaux physique et technologie de transmission, des recherches ont été menées relatives à l'application de la technologie 802.11, bluetooth ou HyperLAN, des études sur la couche MAC, le contrôle de l'énergie, le type d'antenne utilisée.

Au niveau réseau, des recherches ont été menées sur les protocoles de routage des couches réseau et transport. Dans ce contexte, plusieurs protocoles ont vu le jour, allant des protocoles unicast aux multicast, et des protocoles basés sur la topologie aux protocoles basés sur la position. On recense aussi d'autres études telles que l'application de l'adressage IP et du protocole TCP et le problème de localisation.

Au niveau application et middleware, des recherches ont été menées sur l'adaptation des applications et des middlewares aux réseaux ad hoc et sur la disponibilité des services offerts par les fournisseurs d'accès à Internet.

En plus des problèmes situés à différents niveaux de l'architecture du réseau ad hoc, on rencontre des problèmes qui sont communs à tout le réseau. Ces problèmes sont essentiellement :

- 1- la sécurité et la coopération : à la différence des réseaux classiques où les fonctions de base du réseau sont assurées par des nœuds dédiés, dans les réseaux ad hoc ces fonctions sont effectuées par tous les nœuds disponibles, des nœuds autonomes. Cette différence est au cœur de certains des problèmes de sécurité qui sont spécifiques aux réseaux ad hoc. Aucun nœud n'a d'autorité sur les autres nœuds. Par conséquent, on ne peut pas faire confiance aux nœuds du réseau ad hoc pour l'exécution correcte des fonctions critiques du réseau. La coopération, qui signifie la contribution des différents nœuds au bon fonctionnement du réseau, est la condition de base de l'existence du réseau lui même. Sans cette condition, l'existence du réseau est mise en cause.
- 2- la conservation de l'énergie : les unités mobiles qui forment les nœuds du réseau sont dotées de batteries à quantités d'énergie limitées. Si les différents nœuds perdent leur énergie tout au début du fonctionnement du réseau, c'est l'existence du réseau qui est mise en jeu. Le fait de trouver les meilleures méthodes et solutions aux problèmes des différents niveaux du réseau pour préserver l'énergie permet au réseau de survivre plus longtemps.
- 3- la simulation : construire un réseau ad hoc réel pour le tester suivant un scénario donné est trop cher, et il offre un nombre limité de scénarios à étudier. C'est pour cela que les chercheurs préfèrent faire des simulations dans lesquelles ils peuvent varier plusieurs paramètres pour obtenir plusieurs scénarios et étudier le comportement du réseau sous plusieurs points de vue.

4- la qualité de service : la qualité de service peut être étudiée et obtenue à différents niveaux. Sachant sur quels paramètres jouer, on peut améliorer la qualité de service du réseau.

2.2 La coopération

Par définition, dans les réseaux ad hoc sans fil, chaque nœud est censé acheminer des paquets pour le bénéfice des autres nœuds. Ceci est probablement la plus importante différence entre ce type de réseaux et les autres types de réseaux conventionnels (Fèlegyházi et al., 2003a).

Dans les réseaux militaires ou de secours où le réseau est sous le contrôle d'une seule autorité, le problème de coopération ne se présente pas, car l'intérêt de la mission dépasse de loin l'intérêt des nœuds. Cependant, si chaque nœud est son propre chef, la situation change dramatiquement, car chaque nœud va essayer de bénéficier du réseau le plus possible, tout en économisant ses ressources le plus possible. Bénéficier le plus possible signifie prendre plus que donner. Cela mène le nœud à adopter un comportement égoïste, ce qui se traduit par un comportement de non participation à l'exécution des opérations d'intérêt commun (routage, acheminement des paquets, gestion de la mobilité...).

Selon le comportement du nœud mobile, on distingue (Martí et al., 2000) :

1) des nœuds coopérants : qui participent aux opérations d'intérêt commun du réseau ad hoc et permettent d'avoir un bon fonctionnement du réseau.

2) des nœuds non coopérants : ce sont des nœuds qui refusent pour une raison ou une autre de participer aux opérations de gestion du réseau. On distingue quatre classes de ce type de nœuds :

- a. des nœuds surchargés : ce sont des nœuds dont les ressources ne sont plus capables de fournir un service pour les autres, peut être par manque de mémoire ou de temps d'exécution.
- b. des nœuds égoïstes : ce sont des nœuds qui bénéficient de l'aide des autres mais qui ne retournent pas la faveur pour des raisons d'économie de ressources (acheminer les paquets des autres signifie consommation d'énergie, de mémoire, de temps d'exécution). Or, ces nœuds veulent prolonger le temps de vie de leur unité le plus possible.
- c. des nœuds malicieux : ce sont des nœuds qui attentent de façon préméditée au bon fonctionnement du réseau. Ils mènent des attaques contre les autres nœuds ou contre le bon fonctionnement du réseau.
- d. des nœuds endommagés : ce sont des nœuds qui ont un problème physique au niveau des programmes qui les gèrent.

Les nœuds non coopérants peuvent causer des problèmes très sérieux, allant de la dégradation du débit du réseau à son partitionnement. Des simulations reportées dans (Marti et al., 2000) montrent que, si le nombre de nœuds non coopérants varie entre **10% et 40%** du nombre total des nœuds du réseau ad hoc, alors le débit du réseau sera dégradé avec une moyenne de **16% à 32%**. Le partitionnement cause des problèmes plus graves, puisque le réseau sera scindé en petits réseaux séparés, ce qui interrompra les sessions de communication et de service entre des paires de nœuds et mènera à la perte d'informations.

Pour maintenir un bon fonctionnement du réseau ad hoc et garantir un certain seuil d'opérationnalité, on doit imposer la contribution de tous les nœuds aux fonctions de base du réseau. Les solutions proposées au problème de la

coopération tournent autour du même principe qui est la stimulation de la coopération.

Il est important de bien comprendre en détail le comportement de non coopération pour pouvoir concevoir des schémas d'incitation et de stimulation. Dans (Obreiter et Nimis, 2003), une taxonomie de comportement de non coopération est présentée.

Les solutions proposées sont classées en deux approches qui sont :

1. La détection et l'isolement des nœuds non coopérants et
2. Le modèle économique.

2.2.1 Approche de détection et d'isolement des nœuds non coopérants

Cette solution est basée sur deux systèmes : un système de détection et un système d'estimation de route ou de réputation. Chaque nœud est doté de ces deux systèmes lui permettant de détecter dans son voisinage les nœuds qui ne coopèrent pas, en avertir les voisins et estimer la réputation pour chaque nœud du réseau, la réputation est fonction du degré de coopération du nœud.

Les nœuds utilisent le mécanisme de chien de garde (*Watchdog*) proposé d'abord par Marti et al. (2000) pour écouter leurs voisins qui sont dans leur portée de transmission. À la Figure 2.2, *A* transmet un paquet à *B*, et reste en écoute de *B*. Lorsque *B* retransmet le paquet à *C*, *A* saura si *B* a retransmis le paquet ou non. Ainsi, chaque nœud, quand il transmet un paquet à son voisin, garde une trace du paquet transmis pour une certaine durée, et lorsque le nœud voisin retransmet ce même paquet, le premier nœud qui écoute toute transmission du voisin, peut déterminer si le paquet retransmis est le même ou non. Si pendant la durée définie, le paquet n'a pas été retransmis, le nœud conclut que son voisin ne veut pas retransmettre et que par conséquent, il est un nœud non coopérant.

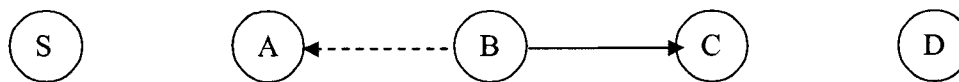


Figure 2.2 Principe du *Watchdog*

L'estimateur de route (*Pathrater*), proposé aussi par Marti et al. (2000), suppose que d'après les observations faites par un nœud sur ses voisins, il peut donner des estimations sur leur comportement. Ces estimations sont utilisées par le *Pathrater* pour établir les routes qui offrent le plus de chance d'aboutir à la destination. Pendant le processus d'établissement de route par le protocole de routage DSR (Johnson et Maltz, 1996), chaque nœud insère dans la requête de demande de route des valeurs V_i (i étant un nœud) d'estimation de coopération concernant les nœuds qui figurent dans la liste des nœuds par lesquels la route passe, comme l'illustre la Figure 2.3.

Dans (Paul et Westhoff, 2002), on propose d'ajouter au routage DSR des mécanismes additionnels qui permettent de détecter, d'accuser et d'informer les voisins des nœuds malveillants. Le *Pathrater*, implémenté sur chaque nœud, évalue les différentes routes selon les valeurs d'estimations recueillies dans la requête de route et choisit par conséquent la meilleure. L'inconvénient principal d'une telle approche est qu'elle ne punit pas les nœuds égoïstes qui n'ont donc aucune incitation à coopérer.

Pour remédier au problème d'incitation, Buchegger et LeBoudec (2002b) ainsi que Michiardi et Molva (2002) appliquent une méthode basée sur une analogie écologique qui consiste en "*La générosité réciproque*" : vous commencez par aider chacun, mais après, vous montrez une hostilité contre ceux qui ne renvoient pas la faveur, et vous ne les aidez plus. Buchegger et LeBoudec (2002a) décrivent le principe de l'altruisme réciproque et justifient son application aux nœuds du réseau ad hoc où la retransmission des paquets est une opération réciproque.

Un exemple biologique est décrit dans (Dawkins, 1976) où il explique les chances de survie d'une population d'oiseaux qui se nettoient mutuellement les parasites de leurs têtes et qui ne peuvent se nettoyer par eux-mêmes. Dawkins divise les oiseaux en deux types : des oiseaux ventouses naïfs qui aident toujours les autres en les nettoyant et des oiseaux fraudeurs qui sont nettoyés par d'autres oiseaux mais ne rendent pas la faveur. Dawkins montre par des simulations que, dans ce système, il est clair que le second type a un avantage sur le premier mais tous les deux sont en voie de disparaître parce que le premier type qui ne sera jamais nettoyé par le second type finira par mourir à cause des parasites et le second aura le même sort parce qu'il n'y aura plus d'oiseaux qui le nettoient. Dawkins introduit alors le troisième type qui est rancunier et qui aide seulement si on l'aide.

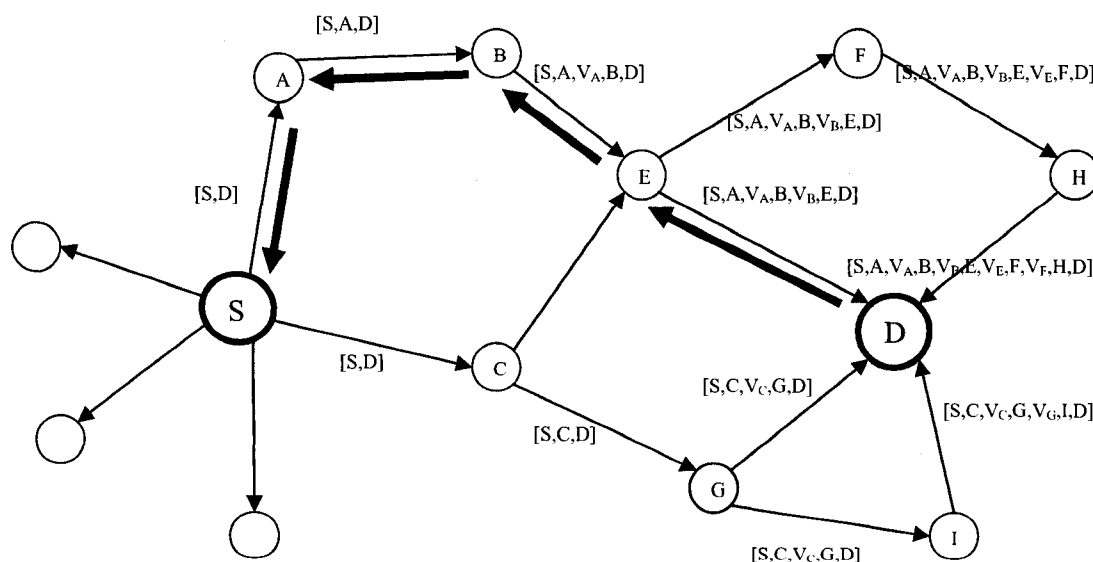


Figure 2.3 Établissement de route en fonction des estimations de coopération

Dans (Buegger et LeBoudec, 2002b) et (Michiardi et Molva, 2002), le *Pathrater* est remplacé par le système de réputation qui est responsable d'évaluer le comportement des nœuds voisins en leur attribuant une valeur de comportement qui représente leur réputation. Un nœud coopérant a une bonne réputation alors qu'un nœud non coopérant a une mauvaise réputation. La réputation est calculée sur une certaine période pour un certain nombre d'actions et d'évènements. Elle peut varier selon le comportement du nœud. Les nœuds s'échangent les informations concernant la réputation de leurs voisins.

Ainsi un nœud établit la réputation de tous les nœuds du réseau en acquérant de façon directe les informations sur ses voisins et de façon indirecte les informations sur les autres nœuds. Le système de réputation est utilisé par le système de routage pour choisir le chemin de réseau qui est le plus susceptible de livrer des paquets. Il évite ainsi d'établir des routes passant par des nœuds non coopérants. Il est aussi utilisé pour déterminer si un nœud demandant une requête peut être servi ou non. En effet, le système définit une sorte de punition pour les nœuds non coopérants. Les nœuds qui ne participent pas à la gestion du réseau et dont la réputation s'avère mauvaise sont punis en leur refusant les services qu'ils demandent. Ce système introduit aussi un mécanisme de réconciliation qui permet de réintégrer les nœuds dont la réputation était mauvaise mais qui au fil du temps, ont changé de comportement.

Pour le cas de *CONFIDANT* (Buegger et LeBoudec 2002b), sur chaque nœud est implémenté une structure qui permet de gérer cette approche, comme le montre la Figure 2.4.

Le moniteur est responsable de détecter tout événement ou action relatifs à une réception ou retransmission de paquet et à l'écoute des voisins. Le gestionnaire de confiance évalue les informations reçues et détermine leur degré de validation ; il utilise une liste d'amis qui sont censés donner des

informations correctes. Le système de réputation établit les valeurs de réputation des autres nœuds du réseau selon les données recueillies par le moniteur et la validation du gestionnaire de confiance. Le gestionnaire du chemin agit sur le protocole de routage en utilisant les valeurs de réputation pour déterminer les bonnes routes qui évitent de passer par les nœuds de mauvaise réputation. De la même manière, quand un nœud demande un service, selon sa réputation, on lui accorde le service ou non.

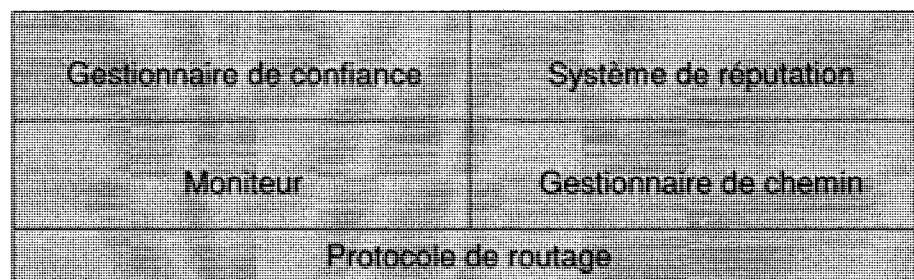


Figure 2.4 Structure de CONFIDANT

Le problème majeur de ces méthodes est qu'elles sont basées sur la technique d'écoute du voisinage. Or l'écoute n'est pas sûre dans un environnement sans fil. Prenons deux exemples qui montrent la faiblesse de cette approche. Dans l'exemple 1 illustré à la Figure 2.5, supposons que le nœud *S* envoie d'abord le paquet 1 vers le nœud *D*. Pendant son trajet de *A* vers *B* et de *B* vers *C*, *A* vérifie si *B* va envoyer réellement le paquet 1 vers *C*, alors si pendant cette écoute, *S* envoie le paquet 2 vers *A*, il aura une interférence au niveau de *A* qui l'empêchera de valider l'envoi du paquet 1 de *B* vers *C*.

Dans l'exemple 2 illustré à Figure 2.6, de la même manière que dans l'exemple 1, mais cette fois l'interférence est au niveau de *C* qui reçoit le paquet 1 de *B* et le paquet 2 de *D* en même temps. Dans ce cas, *C* ne recevra pas le

paquet 1, alors que pour *A* qui écoute *B*, l'envoi du paquet 1 de *B* vers *C* s'est fait correctement.

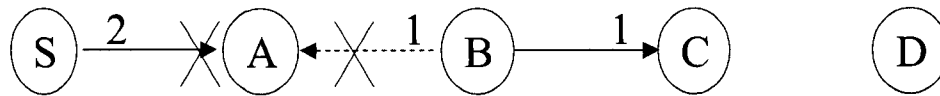


Figure 2.5 Interférence au niveau de l'écoute



Figure 2.6 Interférence au niveau de la réception

2.2.2 Approche du modèle économique

Dans cette approche où un modèle économique est utilisé pour renforcer la coopération, il n'y a pas d'écoute du voisinage et chaque nœud est géré indépendamment des autres. La solution consiste en l'introduction d'une monnaie virtuelle. Chaque nœud coopérant est payé pour la retransmission des paquets qui ne sont pas les siens. Le nœud source doit payer pour la transmission de ses paquets. Les nœuds qui ne disposent pas d'assez de monnaie pour transmettre leurs paquets se voient refuser le service. Ils peuvent bénéficier des services à nouveau lorsqu'ils auront accumulé d'assez d'argent pour le faire. La meilleure façon d'avoir de l'argent est de retransmettre les paquets des autres. La question qui se pose est de déterminer qui contrôle la quantité de monnaie disponible et qui donne la permission aux nœuds de transmettre ou non.

Dans (Buttyán et Hubaux, 2001), les auteurs estiment que la retransmission est un service que les nœuds intermédiaires offrent aux nœuds

source et destination du paquet. Ainsi, la source ou la destination doit payer pour le service. Ils présentent deux modèles conceptuels de paiement pour le service de retransmission de paquet. Dans le premier modèle appelé *Packet Purse Model (PPM)*, le nœud source du paquet est chargé, tandis que dans le deuxième modèle appelé *Packet Trade Model (PTM)* c'est le nœud destination du paquet qui est chargé.

Buttyán et Hubaux (2003) proposent l'utilisation de module sécurisé (*tamper-proof hardware*) et d'une monnaie virtuelle appelée *nuglet* (Buttyán et Hubaux, 2000). Le module physique sécurisé, disponible sur chaque nœud est doté d'un compteur de *nuglets*. Il assure un comptage correct des *nuglets* et s'occupe d'exécuter les opérations de routage qui doivent être légitimes et sans faute, comme le montre la Figure 2.7. Quand un nœud veut envoyer un paquet à une destination, il passe le paquet au module *tamper-proof* et ce dernier estime le nombre N de sauts nécessaires pour arriver à la destination. Si la valeur du compteur de *nuglets* est inférieure à N , alors il rejette le paquet. Sinon le compteur de *nuglets* est décrémenté de N et le protocole est poursuivi.

Quand un nœud reçoit un paquet et devine qu'il ne lui est pas destiné mais qu'il doit le retransmettre, il passe le paquet à son module *tamper-proof*. Ce dernier vérifie si le paquet a été déjà retransmis (double retransmission). Si c'est le cas, il le rejette, sinon il l'accepte et le transmet au prochain nœud. À ce stade le *tamper-proof* n'incrémente pas encore son compteur de *nuglets*, il attend qu'il reçoive un accusé de réception du nœud suivant pour le faire.

Zhong et al. (2003) proposent *Sprite* qui utilise une tierce entité (sûre et de confiance) pour le contrôle de crédits nécessaires pour le paiement des transmissions. Le nœud source paye un certain nombre de crédits pour envoyer ses paquets. Ces crédits sont attribués aux nœuds qui font le relais. L'entité qui s'occupe de charger le nœud source et de payer les nœuds intermédiaires s'appelle *Credit Clearance Service (CCS)*. Elle se situe en dehors du réseau ad

hoc et elle peut être, par exemple, un service sur Internet. Zhong et al. (2003) proposent que se soit le cas, et les nœuds doivent être munis de moyens leur permettant de se connecter entre eux, et de se connecter avec Internet pour communiquer avec le CCS, comme l'illustre la Figure 2.8.

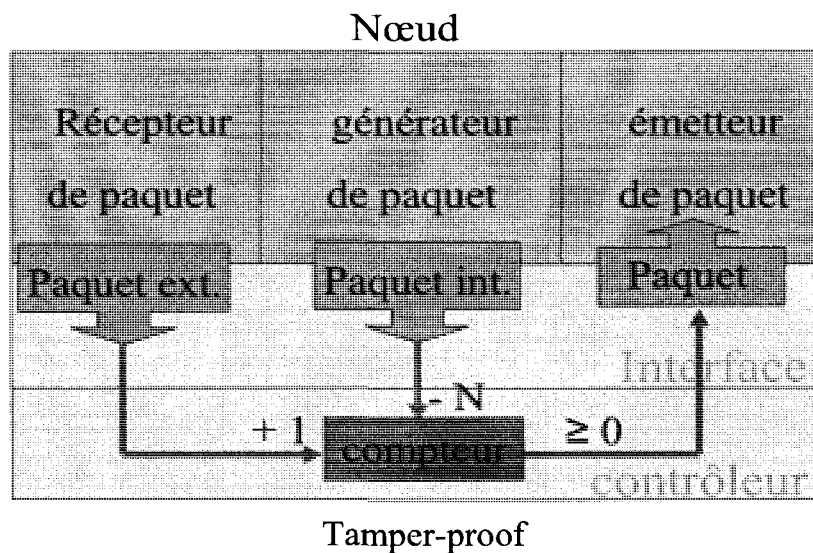


Figure 2.7 Structure d'un nœud avec le module sécurisé

Les nœuds intermédiaires réclament leurs crédits au service de crédit périodiquement pour les paquets qu'ils ont retransmis, et ceci en envoyant des reçus d'envoi qui indiquent les paquets qu'ils ont retransmis, les nœuds qui ont reçu ces paquets, et les nœuds de provenance. Le CCS vérifie la validité des différents reçus, leur concordance, attribue à chaque nœud ses crédits et charge les nœuds sources. Dans cette approche, les auteurs prévoient que le nœud doit se connecter de temps en temps au réseau Internet quand l'utilisateur n'est plus connecté au réseau ad hoc, pour se prévaloir de ces droits. Il doit sauvegarder les reçus d'envoi dans un moyen de stockage lorsqu'il est dans le

réseau ad hoc, ensuite il envoie tous ces reçus au CCS une fois connecté à Internet.

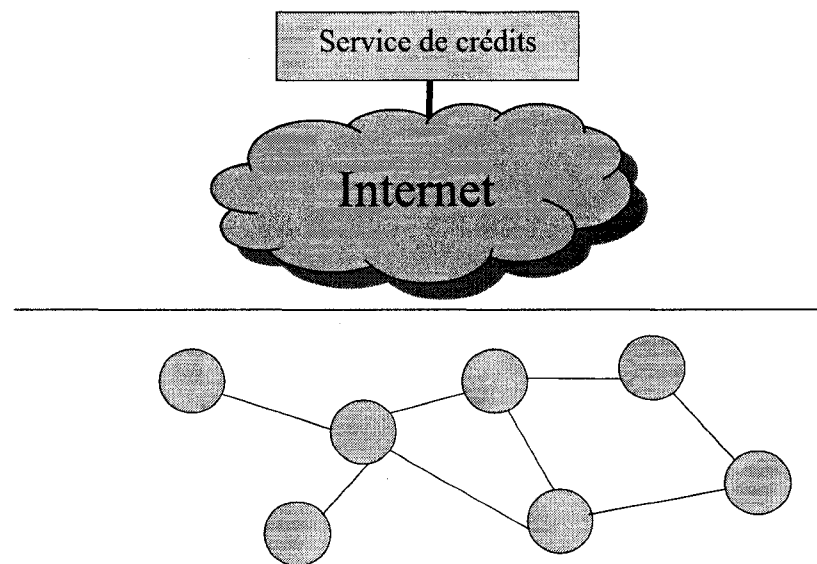


Figure 2.8 Architecture de *Sprite*

D'autres proposent le même système mais dans un réseau ad hoc relié à un réseau cellulaire. En effet, ils proposent la solution pour les réseaux cellulaires qui utilisent des sous réseaux ad hoc pour élargir leur champ d'action. C'est ce que l'on appelle les réseaux cellulaires à multi sauts (Ben Salem et al. 2003 ; Jakobsson et al. 2003; Lamparter et al. 2003).

Le principe d'un réseau cellulaire multi sauts est qu'il utilise un sous-réseau ad hoc pour atteindre les nœuds qui sont en dehors de la portée des stations de base. Les nœuds du sous-réseau ad hoc tel qu'indiqué à la Figure 2.9, coopèrent entre eux pour rendre le service disponible à tout le monde. Dans ces modèles, puisque toutes les communications passent obligatoirement par les stations de base, comme par exemple : les points d'accès dans le cas de

(Lamparter et al., 2003), on assume l'existence d'une entité chargée de détecter tous les nœuds qui ont participé à la communication, qui a la charge de facturer les nœuds sources et de payer les nœuds intermédiaires.

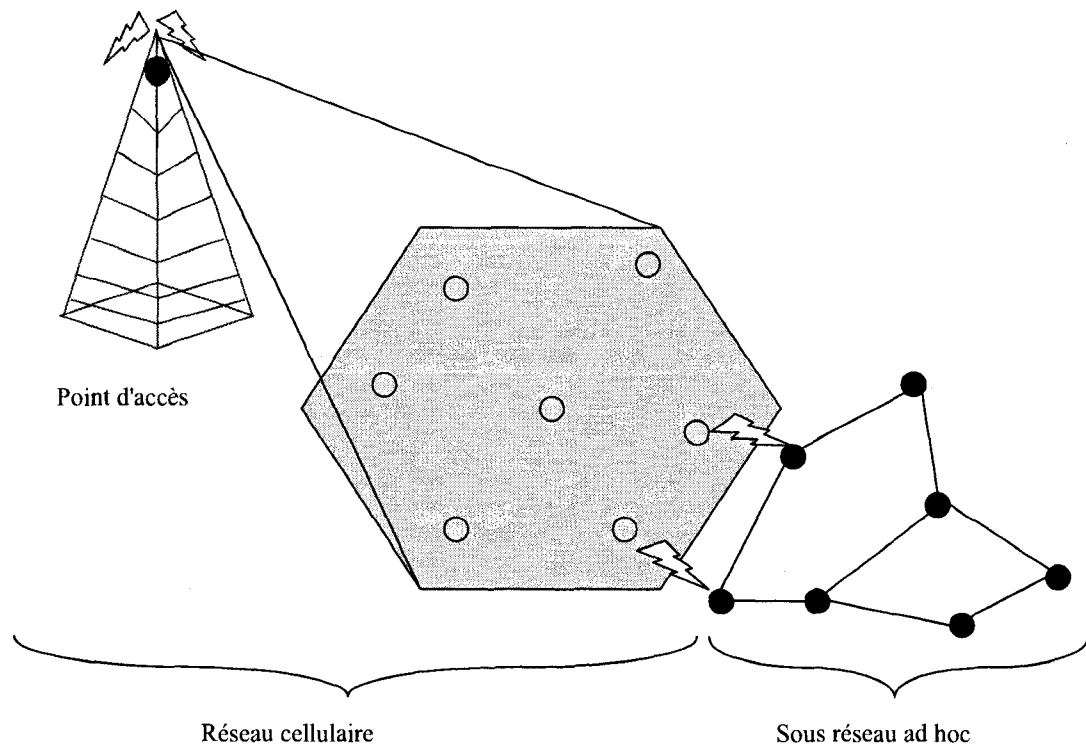


Figure 2.9 Réseau cellulaire multi saut

L'approche du modèle économique ne permet pas de contourner les nœuds non coopérants lors d'établissement de route. Néanmoins, cette approche incite les nœuds à coopérer plus que les autres approches, vu que ces nœuds sont payés pour la retransmission des paquets qui ne sont pas les leurs. Dans ce cas, si les nœuds veulent communiquer, ils doivent toujours être approvisionnés d'assez de crédits pour pouvoir le faire. Et la meilleure façon d'avoir des crédits est de retransmettre les paquets d'autrui. Cette approche

génère moins de messages de signalisations entre les nœuds du réseau ad hoc que l'approche de détection et d'isolement où les informations de réputation doivent être transmises entre les nœuds pour faire la mise à jour du système de réputation.

Néanmoins, l'approche du modèle économique reste difficile à réaliser à cause d'utilisation de dispositifs supplémentaires tels que des modules sécurisés qui doivent être fabriqués par des fabricants de confiance à l'instar des cartes SIM des téléphones cellulaires. Les différentes solutions proposées jusqu'à présent sont résumées au Tableau 2.1.

2.3 La théorie des jeux et la modélisation de la coopération

Plusieurs études ont essayé de modéliser le phénomène de la coopération pour trouver des solutions analytiques. La plupart de ces études (Michiardi et Molva 2003, Fèlegyházi et al. 2003a, Fèlegyházi et al. 2003b, Srinivasan et al. 2003, Urpi et al. 2003) sont basées sur la théorie des jeux. Dans cette section nous allons exposer les fondements de la théorie des jeux et les différentes notions de base (Myerson 1991, Osborne et Rubinstein 1994), pour ensuite exposer les différentes solutions qui ont été proposées pour le problème de coopération et les modèles analytiques qui en ont découlé. Nous allons discuter à la fin des limites et insuffisances de ces modèles.

2.3.1 Principes généraux de la théorie des jeux

" Les jeux sont des modèles abstraits qui représentent des situations formalisées dans lesquelles des joueurs sont amenés à prendre des décisions rationnelles pour maximiser leurs gains en adoptant une stratégie qui dépend entre autres de ce qu'ils peuvent connaître des stratégies des autres joueurs " (Aubert et al.1999).

Tableau 2.1 Résumé des différentes solutions d'incitation

Approche	solution	Exemple	réseau	Effet	Inconvénient
Détection	Watchdog + Pathrater		Ad hoc	Détection des nœuds non coopérants + contournement	Problème de détection (l'écoute)
	Watchdog + Système de réputation	CONFIDANT	Ad hoc	Détection des nœuds non coopérants + contournement Et Refus de service	Problème de détection (l'écoute) + Trop de messages de signalisation
		CORE	Ad hoc		
Économique	Module sécurisé	Tamper-proof	Ad hoc	Facturation des nœuds sources et récompense des nœuds intermédiaires	Ne contourne pas les nœuds non coopérants
	Autorité centralisée	CCS (SPRITE)	Ad hoc + Internet	Facturation des nœuds source et récompense des nœuds intermédiaires	Ne contourne pas les nœuds non coopérants + les nœuds sources peuvent envoyer leurs paquets mêmes s'ils n'ont pas d'assez de crédits
		ISP	Cellulaire multi saut + Internet		
		Centre d'acompte	Cellulaire multi saut		

La théorie des jeux est utilisée dès qu'il y a une situation dans laquelle plusieurs personnes – les joueurs – ont à prendre une décision et qu'il existe plusieurs centres d'intérêts et plusieurs centres de décision. Cette théorie est connue dans l'étude de problèmes économiques, politiques, diplomatiques ou militaires.

Les facteurs essentiels à prendre en compte dans le jeu sont la coopération et l'opposition entre les joueurs. On différencie donc trois types de situations :

1. les jeux de coopération pure : ils correspondent à une coalition autour d'un intérêt général. La théorie des jeux s'intéresse ici surtout à la formation de cet intérêt général ;
2. les jeux d'opposition pure : il s'agit alors de "duels" dans lesquels les intérêts sont strictement contradictoires. Il s'agit de jeux à somme nulle dans le sens où ce que l'un des joueurs gagne est nécessairement perdu par l'autre ;
3. Les jeux où coopération et opposition cohabitent : ce sont des jeux où les joueurs peuvent tout deux gagner ou perdre quelque chose en même temps. Ce sont bien évidemment ces situations qui concernent le plus directement la négociation.

Nous présentons le jeu classique du dilemme du prisonnier. Dans ce jeu deux criminels sont arrêtés et accusés d'un crime. La police n'a pas assez de preuve pour incriminer les deux suspects à moins que l'un d'eux n'avoue. Les criminels sont dans deux cellules séparées et ne peuvent communiquer entre eux durant l'interrogatoire. Si aucun d'eux n'avoue, ils seront accusés d'un crime mineur et auront pour sentence un mois de prison. La police offre aux deux criminels un compromis, si un avoue et l'autre n'avoue pas, celui qui a avoué sera relâché et l'autre aura neuf mois de prison. Si les deux avouent, tous les

deux auront chacun six mois de prison. Les actions possibles et les sentences correspondantes sont représentées au Tableau 2.2.

Tableau 2.2 Dilemme du prisonnier

		Criminel 2	
		Avouer	Ne pas avouer
Criminel 1	Avouer	$(-6, -6)$	$(0, -9)$
	Ne pas avouer	$(-9, 0)$	$(-1, -1)$

Le jeu

Un jeu est composé de joueurs, des actions possibles des joueurs et des conséquences des actions. Les joueurs sont des décideurs, ce sont eux qui décident quoi faire. Les conséquences sont le résultat des actions, et les joueurs essayent, selon leurs préférences, d'avoir les meilleures conséquences possibles.

La rationalité

La notion fondamentale dans la théorie des jeux est la rationalité. Les joueurs rationnels cherchent à maximiser leur profit. Si le jeu n'est pas déterministe, les joueurs maximisent leur espérance de profit. La notion de rationalité était critiquée car des expériences ont montré que les humains n'agissent pas toujours de façon rationnelle. Dans les télécommunications, les joueurs sont souvent des unités programmées à opérer suivant certains procédés, ainsi la notion de comportement rationnel est plus justifiée.

La solution

Le jeu décrit quelles actions un joueur doit entreprendre et quelles sont les conséquences de ces actions. La solution du jeu est une description des profits qui peuvent émerger dans le jeu si le joueur agit de façon rationnelle et intelligente. Généralement, une solution est un vecteur de profit duquel aucun joueur ne veut se dévier unilatéralement.

Efficacité Pareto (Pareto optimal)

Un profit de jeu est une efficacité Pareto s'il n'existe pas d'autres profits qui permettent aux joueurs d'avoir une meilleure solution. Autrement dit, le résultat (solution) est Pareto optimal s'il n'y a pas un autre résultat qui fasse gagner plus à un joueur aux dépens d'un autre joueur qui, lui, gagnera moins dans cette solution. L'efficacité Pareto mesure le bien global.

L'équilibre de Nash

L'équilibre de Nash, par définition, est atteint s'il y a un ensemble de stratégies avec la propriété qu'aucun joueur ne peut profiter s'il change sa stratégie quand les autres joueurs maintiennent leurs stratégies inchangées. Cet ensemble de stratégies et les profits correspondants constituent l'équilibre de Nash. Ainsi, aucun joueur n'a l'incitation pour changer unilatéralement son action. Les joueurs sont dans l'équilibre si un changement de stratégie par n'importe lequel d'entre eux mènerait ce joueur à gagner moins que s'il restait avec sa stratégie courante. Pour les jeux dans lesquels les joueurs randomisent (des stratégies mélangées), l'espérance de profit doit être au moins aussi grande que celle qui est obtenue par toute autre stratégie.

2.3.2 Classification des Jeux

Les jeux peuvent être classés en différentes catégories en fonction de leurs propriétés. La terminologie utilisée dans la théorie des jeux est incompatible, donc des termes différents peuvent être utilisés pour le même concept dans différentes sources.

Jeux non coopératifs et jeux coopératifs

Les jeux peuvent être divisés en des jeux non coopératifs et des jeux coopératifs en fonction de leurs priorités. Les jeux coopératifs sont aussi appelés jeux de coalition. Dans les jeux non coopératifs, on prend en compte les actions individuelles des joueurs. De même, dans les jeux de coalition, les actions combinées de groupe de joueurs sont analysées, c'est-à-dire que l'on détermine le résultat si un groupe de joueurs coopèrent. L'intérêt réside dans la définition du genre de coalition qu'il faut réaliser. Le dilemme du prisonnier est un jeu non coopératif. Dans les télécommunications, la plupart des recherches en théorie des jeux ont été effectuées en utilisant les jeux non coopératifs. Mais il y a aussi des approches utilisant des jeux de coalition. Les jeux de coalition peuvent être utilisés pour analyser les réseaux ad hoc hétérogènes. Si le réseau est constitué de nœuds avec différents niveaux d'égoïsme, il peut être utile d'exclure du réseau les nœuds trop égoïstes si les autres nœuds veulent obtenir une meilleure qualité de service de cette manière.

Jeux Stratégique et jeux extensifs

Dans les jeux stratégiques ou statiques, les joueurs prennent leurs décisions simultanément au début de la partie. Bien que le jeu puisse durer longtemps et qu'il puisse y avoir des événements probabilistes, les joueurs ne peuvent pas réagir aux événements en cours de match. Le dilemme du prisonnier est un jeu stratégique. D'autre part, le modèle d'un jeu extensif définit les ordres possibles des événements. Les joueurs peuvent prendre des décisions au cours du jeu et ils peuvent réagir à des décisions d'autres joueurs. Les jeux Extensifs peuvent être finis ou infinis

Les jeux répétés forment une classe des jeux extensifs. Dans cette classe, un jeu se joue à plusieurs reprises et les joueurs peuvent observer les résultats des précédents jeux avant d'entreprendre la prochaine répétition. Le dilemme du prisonnier répété est un exemple typique de cette classe, où la même situation se répète à plusieurs reprises.

Jeux à somme nulle

Les jeux peuvent être divisés en fonction des gains qu'ils offrent. Un jeu est appelé jeu à somme nulle si la somme des gains est constante dans tous les résultats. Tout ce qui est gagné par un joueur, est perdu par les autres joueurs. Les jeux à somme nulle sont aussi appelés jeux strictement concurrentiels. Dans les télécommunications, les jeux ne sont généralement pas à somme nulle. Toutefois, nous pouvons supposer un scénario simple, l'étude de la bande passante d'un seul lien. Si nous lui appliquons un jeu, ce dernier peut être un jeu à somme nulle.

Jeux avec information parfaite et information imparfaite

Si les joueurs sont pleinement informés des actions des uns et des autres, le jeu a une information parfaite. Les jeux avec des actions simultanées ont toujours des informations imparfaites. Ainsi, seulement les jeux extensifs peuvent avoir une parfaite information. Un jeu avec information imparfaite s'applique mieux aux télécommunications, car les utilisateurs d'un réseau peuvent rarement connaître exactement les actions des autres utilisateurs.

Jeux avec information complète, et information incomplète

Dans les jeux avec information complète, les préférences des joueurs sont connues de tout le monde, c'est-à-dire, tous les joueurs connaissent toutes les fonctions d'utilité. En revanche, dans un jeu avec information incomplète, au moins un joueur est incertain au sujet des préférences d'un autre joueur. Une enchère scellée est un jeu typique avec information incomplète. Un joueur connaît son évaluation de la marchandise, mais pas les évaluations proposées par les autres soumissionnaires.

Jeux stratégiques

Dans les jeux stratégiques, les joueurs formulent d'abord leurs décisions, et ensuite le résultat du jeu est déterminé. Le résultat peut être soit déterministe ou contenir des incertitudes. Les actions des joueurs peuvent avoir lieu pendant

une longue période de temps, mais les décisions sont prises sans connaître les décisions des autres joueurs.

Définition 2.1 Un jeu stratégique consiste en :

- un ensemble fini N (l'ensemble des joueurs) ;
- pour chaque joueur $i \in N$, un ensemble non vide A_i (l'ensemble d'actions à la disposition du joueurs i) ;
- pour chaque joueur $i \in N$ une fonction d'utilité U_i .

Les joueurs peuvent choisir leurs actions soit à partir de solutions discrètes, soit à partir d'un ensemble continu. Par exemple, le choix d'une route dans un réseau est discret, par contre le choix de la puissance de transmission dans un réseau sans fil forme un ensemble continu. Si les décisions sont discrètes, les jeux stratégiques à deux joueurs sont généralement illustrés par une représentation matricielle comme dans la représentation du dilemme du prisonnier (Tableau 2.2). Par contre les jeux avec variables de décision continues sont plus difficiles à illustrer.

La solution d'un jeu stratégique est un équilibre de Nash. Chaque jeu stratégique, avec un nombre fini de joueurs ayant chacun un ensemble fini d'actions, a un point d'équilibre [43]. Cet équilibre de Nash est un point à partir duquel aucun joueur ne veut s'écarter unilatéralement.

Définition 2.2 Un équilibre de Nash d'un jeu stratégique $\langle N, (A_i), (U_i) \rangle$ est un profil $a^* = (a_1^*, a_2^*, \dots, a_N^*) \in A$ d'actions avec la propriété que pour chaque joueur $i \in N$, nous avons :

$$U_i(a^*) \geq U_i(a_{-i}^*, a_i, a_{i+1}^*, \dots, a_N^*) \text{ pour tous les } a_i \in A_i$$

Lorsque la partie est jouée, l'hypothèse de rationalité va forcer le jeu en un résultat d'équilibre de Nash. Si le résultat n'est pas un équilibre de Nash, au moins un joueur gagnerait une plus forte rentabilité par le choix d'une autre

action. S'il y a plusieurs équilibres, de plus amples informations sur le comportement des joueurs sont nécessaires afin de déterminer l'issue de la partie. Dans le dilemme du prisonnier, le résultat (*avouer, avouer*) est l'équilibre de Nash. Le résultat (*ne pas avouer, ne pas avouer*) se traduit par des gains plus élevés à la fois pour les criminels, mais ce n'est pas une situation d'équilibre parce que les joueurs ont une raison de s'y écarter. Il est important de noter que si un équilibre est le résultat de l'optimisation des différents joueurs, ça n'implique aucunement que le résultat est «bon» ou globalement optimal. Le dilemme du prisonnier est un bon exemple de cela. Les deux joueurs devraient obtenir un gain plus élevé en jouant (*ne pas avouer, ne pas avouer*).

Jeux extensifs

Le modèle du jeu stratégique est bien adapté pour représenter les événements réels simples tels que les ventes aux enchères. Beaucoup de situations plus complexes peuvent être rendues suffisamment abstraite pour être modélisée comme un jeu stratégique. Toutefois, les limites des jeux stratégiques sont évidentes dans de nombreux cas. Un modèle plus souple est nécessaire, lorsque les interactions qui se produisent entre les décideurs sont plus complexes. En particulier, la possibilité de réagir aux actions des autres joueurs est essentielle dans de nombreuses applications. Donc un modèle plus large est nécessaire. Les jeux extensifs éliminent la limitation des décisions simultanées, ils permettent donc de modéliser un plus large éventail de situations de la vie réelle.

Définition 2.3 Un jeu extensif avec une information parfaite comporte les éléments suivants :

- Un ensemble N (l'ensemble des joueurs)
- Un ensemble H de séquences (finie ou infinie) d'actions satisfaisant les trois propriétés suivantes :

- La séquence vide, est un membre de H
- Si $(a_k)_{k=1..K} \in H$ (où K peut être infinie) et $L < K$ alors $(a_k)_{k=1..L} \in H$
- Si une séquence infinie $(a_k)_{k=1..}$ satisfait $(a_k)_{k=1..L} \in H$ pour chaque L entier positif alors $(a_k)_{k=1..} \in H$

(Chaque membre de H est une histoire, chaque élément d'une histoire est une action prise par un joueur). Une histoire $(a_k)_{k=1..M} \in H$ est terminale si elle est infinie ou si il n'y a pas de $M+1$ tel que $(a_k)_{k=1..M+1} \in H$. L'ensemble des histoires terminales est noté Z .

- Une fonction P qui assigne à chaque histoire non terminal (chaque membre de $H \setminus Z$) un membre de N . (P est la fonction du joueur, $P(h)$ est le joueur qui prend une action après l'histoire h .)
- Pour chaque joueur $i \in N$ une fonction d'utilité U_i sur Z .

Dans les jeux stratégiques, le comportement d'un joueur est défini par l'action que le joueur prend. Afin de définir le comportement du joueur dans un jeu extensif, nous aurons besoin de plus d'informations. Une stratégie qui décrit les actions du joueur dans toutes les situations possibles du jeu.

Définition 2.4 Une stratégie du joueur $i \in N$ dans un jeu extensif avec information parfaite $\langle N, H, P, (U_i) \rangle$ est une fonction qui assigne une action en $A(h)$ à chaque histoire non terminale $h \in H \setminus Z$ pour laquelle $P(h) = i$.

Nous présentons deux étapes d'un jeu extensif. Premièrement, le joueur 1 choisit entre les actions L et R. Après avoir observé la décision du joueur 1, le joueur 2 décide entre les actions A et B si le joueur 1 a joué L, et entre C et D si le joueur 1 a joué R. Des jeux avec deux joueurs peuvent être illustrés avec des matrices de la même façon que les jeux stratégiques. L'exemple du jeu est repris au Tableau 2.3. Dans les colonnes et les rangées, les actions deviennent désormais les stratégies des joueurs. Les valeurs des fonctions d'utilité sont

également visibles. Toutes les informations pertinentes sont disponibles dans la matrice, mais la chronologie des événements est difficile à percevoir. Une meilleure option est de former un arbre illustrant le jeu, comme représenté à la Figure 2.10.

Comme dans les jeux stratégiques, la solution d'un jeu extensif est un équilibre de Nash à partir de laquelle aucun joueur n'a d'incitation à dévier unilatéralement. La solution de l'exemple précédent peut être déduite facilement. Si le joueur 1 choisit L, il est optimal pour le joueur 2 de choisir B. Respectivement, si le joueur 1 choisit R, le joueur 2 préfère C, d'où la stratégie optimale du joueur 2 est B, C. Et comme le joueur 1 est intelligent, il peut en déduire que le choix de L conduit à l'utilité 1 et le choix de R conduit à l'utilité 2, d'où sa stratégie optimale consiste à choisir R.

Tableau 2.3 Exemple d'un jeu extensif sous forme matricielle

		Joueur 2			
		A,C	A,D	B,C	B,D
Joueur 1	L	(4, 3)	(4, 3)	(1, 4)	(1, 4)
	R	(2, 2)	(3, 1)	(2, 2)	(3, 1)

Jeux de Coalition

Dans les jeux stratégiques et extensifs, la solution d'un jeu est un ensemble d'actions ou de stratégies susceptibles d'aboutir à un équilibre de Nash. Dans les jeux de coalition, les agissements individuels des différents joueurs ne sont pas étudiés, mais l'objectif est de trouver des sous-ensembles de joueurs ou coalitions dont aucun membre n'a d'incitation à quitter.

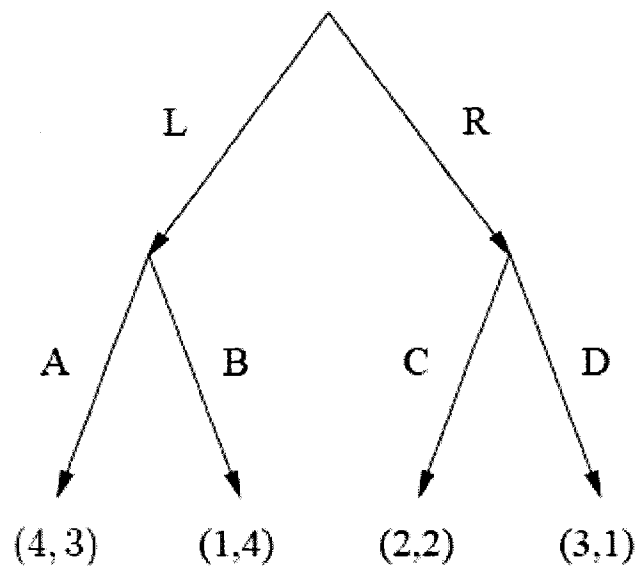


Figure 2.10 Exemple de jeu extensif en forme d'arbre

Les jeux de Coalition peuvent être classés selon qu'ils ont un gain transférable ou non. Si le total des gains d'une coalition est défini et si les membres de la coalition peuvent diviser les gains de manière arbitraire, il existe des gains transférables. Le plus typique gain transférable est l'argent. Dans les jeux sans gains transférables, il existe une ou plusieurs conséquences définies pour chaque coalition, et les membres de la coalition peuvent choisir parmi elles. Si les coalitions sont étudiées dans le domaine des télécommunications, le plus souvent il n'y a pas de gains transférables.

Nous introduisons un modèle simple, où seule une coalition est formée. Le gain de la coalition est supposé indépendant des joueurs en dehors de la coalition. Il existe également des modèles plus complexes, dans lesquels le gain d'une coalition dépend des autres joueurs. Dans ce cas, le gain d'une coalition peut être interprété comme étant le plus élevé des gains que ces joueurs peuvent acquérir indépendamment des actions des autres. Il est également

possible d'étudier les jeux dans lesquels de nombreuses coalitions peuvent se former.

2.3.3 La théorie des jeux et la coopération

La théorie des jeux est un moyen puissant pour modéliser les interactions entre les joueurs qui ne s'intéressent qu'à augmenter leur profit (gain), ainsi que pour la prédiction de leur choix de stratégies. L'application de la théorie des jeux dans les réseaux ad hoc est justifiée car on peut assimiler les nœuds aux joueurs. Le but des nœuds est de profiter le plus possible du réseau en envoyant le plus grand nombre de paquets possible en coopérant le moins possible.

Les modèles analytiques essaient de trouver, en l'absence de moyens d'incitation et de stimulation, les stratégies qui permettront aux nœuds de maximiser leur profit. Ces solutions permettent de trouver les conditions dans lesquelles un équilibre basé sur la coopération existe.

Alors que dans les modèles d'incitation on essaye de trouver des moyens de prévenir le comportement égoïste des nœuds et de renforcer la coopération, la théorie des jeux essaye de trouver analytiquement quel choix le nœud doit faire (accepter de relayer un paquet ou de refuser), l'essentiel est qu'il soit un choix rationnel et ne mène pas le réseau au blocage. Selon les recherches qui ont été faites dans ce sens, il est tout à fait normal qu'un nœud refuse de temps en temps de relayer des paquets, mais ce refus doit être justifié par l'état du nœud qui dépend de ses ressources (énergie...) et du comportement des autres nœuds du réseaux avec lesquels il interagit. Le but du nœud est de maximiser son profit tout en réalisant un équilibre de Nash. Une fonction d'utilité est utilisée dans ce contexte, qui lui permet de calculer son profit en fonction des actions qu'il entreprend.

Nous présentons trois approches dans ce contexte. Dans (Srinivasan et al., 2003), les auteurs proposent un modèle de coopération dans lequel un nœud accepte ou refuse une requête de retransmission au niveau connexion. Dans (Michiardi et Molva, 2003), les auteurs proposent un modèle dans lequel un nœud décide de coopérer ou non selon l'évaluation d'une fonction d'utilité calculée en fonction de son profit. Dans (Urpi et al. 2003), les auteurs proposent un modèle dans lequel un nœud décide de coopérer ou non selon une fonction d'utilité qui est calculée en fonction des paquets réellement transmis et des paquets que le nœud veut transmettre.

Srinivasan et al. (2003) ont été les premiers à introduire la théorie des jeux dans l'analyse de la coopération dans les réseaux ad hoc. Ils ont utilisé un mécanisme basé sur une stratégie dite *TIT FOR TAT* qui signifie que le nœud agit de la même façon que ce qu'il a subi, et qui mène à une efficacité de Pareto dans le réseau. Le modèle élaboré est tellement compliqué qu'il n'est pas nécessaire d'en étaler les détails mathématiques. Quand un utilisateur veut transmettre, tous les nœuds le long du chemin doivent accepter la requête de retransmission. Un taux normal d'acceptation *NAR* (Normalized Acceptance Rate), qui est le nombre de requêtes de retransmission réussies divisé par le nombre de requêtes de retransmission émises par le nœud, est utilisé pour définir le débit éprouvé par le nœud. L'utilisateur essaye de maximiser son *NAR*. Les nœuds observent et se souviennent des actions des autres nœuds. Si un nœud refuse une requête de retransmission, le nœud auquel il a refusé peut décider de ne pas lui retransmettre des paquets dans le futur. Les auteurs proposent une stratégie d'acceptation qui mène à un équilibre de Nash Pareto optimal.

Michiardi et Molva (2003) ont étudié la coopération dans les réseaux ad hoc en analysant le gain que le nœud obtient lorsqu'il coopère sous certaines conditions supposées réalisées. Ils proposent un réseau ad hoc avec N nœuds, et une fonction d'utilité selon le modèle *ERC* (*Equity, Reciprocity and*

Competition) (Bolton et Ockenfels, 2000). Cette fonction est définie de telle sorte que le nœud n'est pas seulement intéressé par son profit absolu y_i mais aussi par le profit relatif :

$$\sigma_i = \frac{y_i}{\sum y_j} \quad (2.1)$$

La fonction d'utilité est définie ainsi :

$$U_i = \alpha_i u(y_i) + \beta_i r(\sigma_i) \quad (2.2)$$

où $\alpha_i \geq 0$ et $\beta_i > 0$ sont des paramètres décrivant les préférences des nœuds, $u()$ est différentiable, strictement croissante et concave et $r()$ est différentiable, concave et obtient son maximum en $\sigma_i = \frac{1}{N}$, on suppose que:

$$r\left(\frac{1}{N} - x\right) \leq r\left(\frac{1}{N} + x\right), \forall x \in \left[0, \frac{1}{N}\right] \quad (2.3)$$

Dans cette étude, les auteurs ne s'intéressaient pas directement à modéliser la coopération mais plutôt à valider leur proposition décrite dans (Michiardi et Molva, 2002).

Urpi et al. (2003) proposent un modèle qui analyse la coopération au niveau paquets. Dans leur modèle, le temps est discret et est divisé en périodes $t_1..t_n$. Au début d'une période t_k , le nœud i a les informations suivantes :

- $N_i(t_k)$, l'ensemble de ses voisins pendant la période, inchangeable durant la période;
- $B_i(t_k)$, l'énergie restante du nœud i ;
- $T_i^j(t_k), \forall j \in N_i(t_k)$, le trafic en paquets généré par le nœud source i et envoyé à la destination j pendant la période k (j peut être la destination finale de certains paquets, comme il peut être seulement relayer);

- $F_j^i(t_{k-1}), \forall j \in N_i(t_{k-1})$, le nombre de paquets que le nœud j a relayé pour le nœud i pendant la période $(k-1)$ (i peut être la source de certains paquets et relayeur précédant j dans la chaîne pour les autres paquets);
- $R_i^j(t_{k-1}), \forall j \in N_i(t_{k-1})$, le nombre de paquets reçus par la destination finale i pendant la période $(k-1)$, et émis par son voisin j qui peut être la source pour certains paquets, et relayeur pour les autres;
- $\tilde{R}_i^j(t_{k-1}), \forall j \in N_i(t_{k-1})$, le nombre de paquets reçus par la destination i et émis par la source j , $\tilde{R}_i^j(t_{k-1}) \leq R_i^j(t_{k-1})$.

Les nœuds sont regroupés en n classes d'énergie $e_1..e_n$, avec différents processus de génération de trafic. Le nœud i choisit $S_i^j(t_k)$, le nombre de ses propres paquets qu'il va envoyer au nœud j , et $F_i^j(t_k)$, le nombre de paquets reçus du nœud j dans la période précédente que i va relayer pour lui. Le profit du nœud i est défini par :

$$\alpha_{e(i)} W_i(t_k) + (1 - \alpha_{e(i)}) G_i(t_k) \quad (2.4)$$

$e(i)$ est la classe du nœud i et $\alpha_{e(i)} \in [0; 1]$ est un paramètre qui définit les préférences de i . $W_i(t_k)$ est une mesure de l'énergie utilisée avec succès et définie par:

$$W_i(t_k) = \begin{cases} w(t_k) & \text{si } S_i(t_k) + F_i(t_k) > 0 \\ 0 & \text{sinon} \end{cases} \quad (2.5)$$

$$w(t_k) = \frac{\sum_{j \in N_i(t_k)} (F_j^i(t_k) + \tilde{R}_j^i(t_k))}{S_i(t_{k-1}) + F_i(t_{k-1})} \quad (2.6)$$

$G_i(t_k)$ est le rapport entre les paquets envoyés et les paquets que le nœud i voulait envoyer, défini par:

$$G_i(t_k) = \begin{cases} g(t_k) & \text{si } \sum_{j \in N_i(t_k)} T_i^j(t_k) > 0 \\ 0 & \text{sinon} \end{cases} \quad (2.7)$$

$$g(t_k) = \frac{\sum_{j \in N_i(t_k)} S_i^j(t_k)}{\sum_{j \in N_i(t_k)} F_i^j(t_k)} \quad (2.8)$$

Ainsi, chaque nœud essayera de maximiser sa fonction d'utilité, ce qui mène à un équilibre de Nash.

Toutes ces études ont été faites en adoptant plusieurs restrictions, parmi lesquelles :

- 1- le processus d'étude se fait en des slots de temps pendant lesquels les liens et les nœuds ne changent pas ;
- 2- il n'y a pas de mobilité pendant ces slots de temps ;
- 3- dans (Srinivasan et al., 2003) on prévoit seulement une seule session de communication par slot de temps ;
- 4- un nœud ne peut être la source que d'une seule route pendant le slot de temps.

Ces études ont permis de définir quelques stratégies qui renforcent la coopération. Elles ont aussi étudié l'effet de l'application des mécanismes de stimulations de la coopération sur le rendement du réseau, et elles ont montré que, dans bien des cas, les mécanismes de stimulation vus ci-dessus offrent une meilleure coopération (Fèlegyházi et al., 2003a).

D'autres études, telle que (Lamparter et al. 2005) se sont consacrées à l'estimation de l'effet des approches qui intensifient la participation dans les réseaux ad hoc. Elles montrent que les approches de coopération sont attractives dans les réseaux ad hoc où la longueur moyenne des routes est petite, mais que cet effet est petit sur les réseaux ad hoc moyen et large où la longueur moyenne des routes est grande.

CHAPITRE 3

MODÈLE DE COOPÉRATION ET PROTOCOLE DE ROUTAGE PROPOSÉS

La coopération dans les réseaux mobiles ad hoc a suscité l'intérêt des chercheurs à développer des modèles de coopération basé sur la théorie des jeux. Nous avons cité et donné la description dans le chapitre 2 de quelques-uns des modèles les plus importants et nous avons discuté de leurs insuffisances. Dans ce chapitre, nous présentons un nouveau modèle de coopération et un nouveau protocole de routage appelé *Cooperation-Based Hierarchical Routing Protocol* (CBHRP). Le modèle associé au protocole vise à créer un cadre global pour la coopération en offrant un environnement sans restriction. Dans ce contexte, nous présenterons les détails de ce modèle ainsi que ceux du protocole. Nous terminerons ce chapitre en présentant une comparaison entre notre protocole qui est hybride et ceux de la catégorie réactive et proactive.

3.1 Modèle de coopération proposé

Le modèle de coopération proposé consiste à intégrer le problème de routage à celui de la coopération. Nous pensons que cette solution offre plus d'efficacité et de fiabilité que les solutions déjà proposées dans la littérature et qu'elle propose aussi une certaine base pour l'étude et la réalisation de la qualité de service dans les réseaux ad hoc.

Le principe de notre solution est la prévention des situations qui peuvent amener un nœud à ne pas coopérer. Ainsi, si pendant le routage, nous

essayons d'offrir une situation dans laquelle le nœud n'a pas de raison de ne pas coopérer, nous réduirons considérablement le taux de rejet de paquets à relayer.

Les solutions précédentes ont toujours posé le problème de collecte d'information de façon distribuée. Or dans notre solution, nous proposons une collecte centralisée qui permet de connaître la situation globale du réseau et de prendre les décisions nécessaires.

3.1.1 Hypothèses

Les études sur la coopération et la théorie des jeux menées jusqu'à présent abordent le problème de la collecte des informations par les différents nœuds. Elles assument que l'information est disponible mais elles ne spécifient pas comment elle est obtenue. Ces études parlent de méthodes distribuées mais elles oublient le problème d'inondation et de synchronisation que provoquent de telles solutions.

Dans les solutions concernant le problème de la coopération proposées jusqu'à présent, les auteurs posent toujours le problème du calcul de la stratégie qui permet aux nœuds de satisfaire leur but et de réaliser un équilibre de Nash entre eux. Or le calcul de cette stratégie est fait de façon individuelle et ne garantit pas une vue globale du système du moment que les nœuds n'ont pas une vue globale du réseau, ou n'ont pas l'information totale concernant les autres nœuds.

En partant de l'hypothèse que les opérateurs de services auront un rôle à jouer au sein du réseau mobile ad hoc, nous proposons un système centralisé qui offre la possibilité de collecter l'information de façon plus cohérente, ce qui permet d'appliquer les notions de la théorie des jeux plus efficacement. Pour cela, nous posons quelques hypothèses.

1^{ère} hypothèse :

La probabilité de voir un réseau mobile ad hoc se former est plus grande dans les lieux publics comme les aéroports, les campus universitaire ou les lieux de conférence que dans d'autres endroits. Dans de tels cas, la présence de fournisseurs de services est quasi probable. Ces fournisseurs peuvent mettre en place des équipements un peu plus développés (en terme de mémoire, de puissance de calcul...) qui feront partie du réseau ad hoc et joueront un rôle dans notre solution.

2^{ème} hypothèse :

Il est aussi fortement probable de voir un réseau mobile ad hoc se former dans des situations de catastrophes ou de guerre, dans ce cas-ci, les autorités concernées vont déployer des moyens matériels avec des nœuds (ordinateurs) plus développés par rapport aux autres nœuds.

Dans la première hypothèse, les fournisseurs de services vont essayer de profiter de la situation pour gagner de l'argent et ceci en proposant aux utilisateurs un service lucratif qui consiste à leur offrir un réseau mobile ad hoc fiable où les nœuds peuvent se connecter entre eux de la meilleure façon. Le nœud du fournisseur de services va jouer le rôle du gestionnaire du réseau.

Dans la deuxième hypothèse, les autorités concernées, pour bien remplir leur mission, sont obligées de fournir les moyens nécessaires pour le bon fonctionnement du réseau. Elles vont déléguer un nœud qui est un peu plus développé par rapport aux autres pour être le gestionnaire du réseau. Dans tous les cas, nous disposons d'un nœud spécial qui va être utilisé dans la solution que nous allons décrire.

3.1.2 Les bases de la solution

En partant de l'hypothèse que nous disposons de nœuds spéciaux, nous optons pour une solution à deux volets, un protocole de routage et un modèle analytique basé sur la théorie de jeux. Le protocole de routage est basé sur le principe de région ou de zone. Une région est un espace où il existe un nœud spécial dit nœud gestionnaire de région que nous appelons simplement Principal. Ce nœud est capable de reconnaître tous les nœuds qui sont dans sa région et de gérer la communication entre eux. La gestion consiste à calculer les routes entre les nœuds, à prévoir les conditions qui permettront aux nœuds de coopérer et à prévenir les situations qui mèneront les nœuds à être égoïstes. En d'autres termes, la gestion consiste à essayer de créer un équilibre entre les nœuds dans le réseau, un équilibre qui se traduit par un partage équitable des ressources du réseau aux différents nœuds et qui permet de satisfaire leurs besoins en matière de communication.

Le deuxième volet, qui concerne le problème de la coopération, consiste à appliquer la théorie des jeux à un modèle analytique qui nous permettra de définir les actions et stratégies adoptées par les nœuds. Dans notre solution, nous allons modéliser la coopération dans le réseau par l'interaction entre un nœud et le reste du réseau. En d'autres termes, nous allons modéliser notre solution par un jeu extensif à deux joueurs (le nœud et le réseau). Nous étudions d'un côté la contribution du nœud au bon fonctionnement du réseau, et de l'autre côté, la contribution du réseau à l'acheminement et à la réussite d'arrivée à destination des paquets du nœud.

Il faudra également tenir compte des fournisseurs de services qui pourront jouer un rôle important en offrant des mécanismes d'incitation tout en facturant aux utilisateurs les services qu'ils offrent.

3.1.3 Principe et description du modèle

Lors du calcul de route entre la source et la destination, le *Principal* établit toutes les routes possibles physiquement. Pour chaque route, le *Principal* calcule son vecteur de coopération. Ce vecteur est calculé en fonction des degrés de coopération des nœuds intermédiaires du chemin établi. Plus le vecteur de coopération est grand, plus le chemin sera élu. Le degré de coopération d'un nœud est son aptitude à coopérer et il est calculé en fonction de l'attitude des autres nœuds envers lui.

Soit $l_{(s,d)}$ le chemin établi par le *Principal*, entre le nœud source s et le nœud destination d et qui passe par les nœuds intermédiaires l_i pour $i = 1..N$ où N est le nombre de nœuds intermédiaires entre la source s et la destination d , nous définissons le vecteur de coopération du chemin $l_{(s,d)}$ par :

$$F(l_{(s,d)}) = \prod_N \psi_{l_i} \quad (3.1)$$

Où ψ_i est le degré de coopération du nœud dont nous indiquerons par la suite le mode de calcul.

Dans ce qui suit, nous utiliserons l'expression **émis par un nœud** pour indiquer les paquets générés et transmis par le nœud lui-même (qui sont propres au nœud), l'expression **relayé par un nœud** pour indiquer les paquets transmis par le nœud mais qui ne sont pas ses propres paquets, il ne fait que les retransmettre, et l'expression **transmis par un nœud** pour indiquer les paquets émis et relayés par le nœud (paquets de toute origine)

Pour notre modèle, nous définissons la zone pour laquelle le *Principal* j est le gestionnaire par $Zone_j$.

Chaque nœud appartenant à $Zone_j$ maintient quatre variables qui vont être utilisées dans notre modèle, soit :

- $P_{émis}$: nombre total de paquets émis par un nœud;

- $P_{réussi}$: nombre de paquets émis par un nœud et arrivés réellement à destination, $\{P_{réussi}\} \subset \{P_{émis}\}$;
- $P_{relayé}$: nombre de paquets relayés par un nœud ;
- $P_{transmis}$: nombre de paquets transmis par un nœud.

$$(P_{transmis} = P_{émis} + P_{relayé}).$$

Nous définissons le taux de réussite δ d'un nœud par le rapport entre le nombre de paquets arrivés à destination $P_{réussi}$ et le nombre de paquets émis $P_{émis}$:

$$\delta = \frac{P_{réussi}}{P_{émis}} \quad (3.2)$$

Et son taux de contribution σ par le rapport entre le nombre de paquets relayés $P_{relayé}$ et le nombre total de paquets transmis par ce nœud :

$$\sigma = \frac{P_{relayé}}{P_{transmis}} \quad (3.3)$$

Si $P_{émis} = 0$ alors $\delta = -1$ et si $P_{transmis} = 0$ alors $\sigma = -1$.

Le *Principal* reçoit périodiquement les valeurs δ_i et σ_i des différents nœuds et calcule les valeurs $\bar{\delta}$ et $\bar{\sigma}$ qui sont respectivement le taux moyen de réussite et le taux moyen de contribution, et sont définis comme suit :

$$\bar{\delta} = \frac{\sum_{\forall i \in Zone, et \delta_i \neq -1} \delta_i}{\sum_{\forall i \in Zone, et \delta_i \neq -1} i^0} \quad (3.4)$$

$$\bar{\sigma} = \frac{\sum_{\substack{i \in Zone_j \text{ et } \sigma_i \neq -1}} \sigma_i}{\sum_{\substack{i \in Zone_j \text{ et } \sigma_i \neq -1}} i^0} \quad (3.5)$$

Le *Principal* calcule pour chaque nœud i son degré de coopération ψ_i par la formule :

$$\psi_i = \begin{cases} \frac{\delta_i}{\sum_{k \in Zone_j \text{ et } \delta_k \neq -1} \delta_k} \times \left(1 - \frac{\sigma_i}{\sum_{k \in Zone_j \text{ et } \sigma_k \neq -1} \sigma_k} \right) & \text{si } \delta_i \neq -1 \text{ et } \sigma_i \neq -1 \\ 1 - \frac{\sigma_i}{\sum_{k \in Zone_j \text{ et } \sigma_k \neq -1} \sigma_k} & \text{si } \delta_i = -1 \text{ et } \sigma_i \neq -1 \\ 1 & \text{si } \sigma_i = -1 \end{cases} \quad (3.6)$$

Où $\frac{\delta_i}{\sum_{k \in Zone_j \text{ et } \delta_k \neq -1} \delta_k}$ est le facteur d'engagement du nœud vis-à-vis de son taux

de réussite et $1 - \frac{\sigma_i}{\sum_{k \in Zone_j \text{ et } \sigma_k \neq -1} \sigma_k}$ est le facteur de contribution du nœud vis-à-vis de

sa contribution dans le réseau

Le facteur d'engagement signifie que si un nœud a un taux de réussite plus grand que la moyenne du réseau, il est censé coopérer d'avantage que celui qui a un taux plus petit que la moyenne. De la même façon, un nœud qui a un taux de contribution plus petit que la moyenne du réseau, est censé coopérer davantage que celui qui a un taux de contribution plus grand que la moyenne.

Quant aux nœuds, ils n'ont aucune obligation envers le *Principal*. Ce dernier envoie périodiquement les valeurs $\bar{\delta}$ et $\bar{\sigma}$ à tous les nœuds de sa zone. Les nœuds vont utiliser ces deux valeurs pour établir leur propre calcul de stratégie qui leur permet de choisir l'action à effectuer pour maximiser leur fonction d'utilité.

En effet, un nœud dispose d'une fonction d'utilité qui lui permet de calculer le gain obtenu lorsqu'il interagit avec le reste des nœuds. Nous supposons que le nœud gagne lorsque son paquet atteint sa destination et perd lorsqu'il retransmet un paquet qui n'est pas le sien. Nous définissons deux facteurs α et β que nous supposons communs pour tous les nœuds, et qui représentent respectivement les facteurs de bénéfice et de perte pour le nœud. La fonction d'utilité est définie ainsi :

$$U_i = \alpha\delta_i - \beta\sigma_i \quad (3.7)$$

Ainsi, les nœuds vont choisir les actions qui leur permettront de maximiser leur fonction d'utilité. Le nœud émet ses propres paquets avec un taux de transmission λ et relaye les paquets des autres nœuds avec un taux de transmission μ . Les actions que le nœud peut entreprendre consistent à diminuer ou à augmenter ces taux de transmission λ et μ , de sorte qu'il puisse maximiser sa fonction d'utilité.

Il est clair que le nœud peut maximiser sa fonction en diminuant sa contribution mais cela va affecter le profit des autres nœuds. Ceci les obligera à diminuer leur coopération et provoquera une réaction négative directe sur le profit du nœud en question. Pour cette raison, si nous supposons que le nœud est raisonnable, il essaiera de maximiser son profit sans affecter celui des autres nœuds.

Chaque nœud est doté d'une stratégie qui lui permet de choisir les actions à effectuer dans une situation donnée parmi les situations suivantes :

Situation I :

$$\left. \begin{array}{l} \delta_i < \bar{\delta} - V_{seuil} \\ \sigma_i < \bar{\sigma} - V'_{seuil} \end{array} \right\} \text{ Le taux de réussite du nœud est au-dessous de la moyenne,}$$

moins un certain seuil d'acceptation V_{seuil} et le taux de contribution est lui aussi au-dessous de la moyenne, moins un certain seuil d'acceptation V'_{seuil} . Les valeurs de V_{seuil} et V'_{seuil} peuvent être fixées de façon expérimentale pour avoir de meilleurs résultats.

Action I : Augmenter sa contribution (relayer plus de paquets).

Nous supposons que le fait d'avoir un mauvais taux de réussite est dû au manque de participation du nœud, ce qui a eu comme conséquence une mauvaise participation des autres nœuds. Le fait d'augmenter sa contribution aura peut être comme conséquence plus de contribution de la part des autres nœuds, ce qui augmentera le taux de réussite du nœud.

Situation II :

$$\left. \begin{array}{l} \delta_i < \bar{\delta} - V_{seuil} \\ \sigma_i > \bar{\sigma} + V'_{seuil} \end{array} \right\} \text{ Le taux de réussite du nœud est au-dessous de la moyenne,}$$

moins un certain seuil d'acceptation V_{seuil} et le taux de contribution est lui par contre au-dessus de la moyenne, plus un certain seuil d'acceptation V'_{seuil} .

Action II : Diminuer sa contribution (relayer moins de paquets).

Malgré la bonne contribution du nœud, son taux de réussite est au-dessus de la moyenne, nous supposons que ceci est dû au manque de participation des autres nœuds. Le fait de diminuer sa contribution obligera peut être les autres nœuds à augmenter leur taux de contribution, ce qui aura comme conséquence une augmentation du taux de réussite du nœud.

Situation III :

$$\left. \begin{array}{l} \delta_i > \bar{\delta} + V_{seuil} \\ \sigma_i < \bar{\sigma} - V'_{seuil} \end{array} \right\} \text{ Le taux de réussite du nœud est au-dessus de la moyenne, plus}$$

un certain seuil d'acceptation V_{seuil} et le taux de contribution est lui par contre au-dessous de la moyenne, moins un certain seuil d'acceptation V'_{seuil} .

Action III : Augmenter sa contribution (relayer plus de paquets).

Nous supposons que le fait d'avoir un mauvais taux de contribution aura comme conséquence un mauvais taux de réussite pour les autres nœuds. Ceci les obligera à diminuer leur participation et aura comme conséquence une baisse du taux de réussite du nœud. Le fait d'augmenter sa contribution incitera les autres nœuds à garder le même taux de contribution.

Situation IV :

$$\left. \begin{array}{l} \delta_i > \bar{\delta} + V_{seuil} \\ \sigma_i > \bar{\sigma} + V'_{seuil} \end{array} \right\} \text{ Le taux de réussite du nœud est au-dessus de la moyenne, plus}$$

un certain seuil d'acceptation V_{seuil} et le taux de contribution est lui aussi au-dessus de la moyenne, plus un certain seuil d'acceptation V'_{seuil} .

Action IV : augmenter le taux de transmission de ses propres paquets et augmenter sa contribution.

Si le nœud est dans une telle situation, il est bien servi et participe bien dans la retransmission. Nous estimons qu'il peut augmenter son taux de transmission λ , ce qui permettra d'augmenter la valeur de $\bar{\delta}$ et par conséquent incitera les autres nœuds à faire de même, ce qui augmentera le débit dans le réseau.

Situation V :

Le nœud est bloqué dans la même situation parmi les trois premières situations pendant une longue période bien qu'il ait entrepris les actions correspondantes à cette situation.

Action V : il se déplace dans une direction où il garde un lien avec le plus de voisins possibles.

En effet, si le nœud après avoir entrepris un certain nombre d'actions (nombre à déterminer) pour changer sa situation parmi les trois premières se voit toujours dans la même situation, il doit changer d'endroit dans ce cas-ci, car le problème est probablement dû à la topologie du réseau. Le déplacement agit sur la configuration du réseau et nous supposons que la configuration a un effet direct sur le rendement du réseau.

L'augmentation ou la diminution des taux de transmission λ et μ se font de telle sorte que le rapport $\frac{\mu}{\lambda + \mu}$ soit le plus proche possible de $\bar{\sigma}$ et que la valeur de la fonction d'utilité U_i ne sorte pas de son espace de satisfaction. Cet espace est défini comme l'espace de valeurs que la fonction ne doit pas dépasser pour que le nœud soit satisfait de son rendement, généralement $U_i > 0$. L'augmentation ou la diminution peuvent se faire d'un pas égal à la valeur de l'écart type S_σ .

3.2 Les mécanismes de stimulations

Comme nous l'avons précisé au début de ce chapitre, en introduisant les opérateurs de service, le système devient lucratif et nous pouvons avoir recours aux mécanismes de stimulation, qui à notre avis, donneront plus de rigueur au système. Le scénario se présente comme suit :

Le *Principal* qui est un nœud proposé par l'opérateur de service, offre le service de gestion de la communication aux nœuds clients. Il facture au nœud client le coût de transfert de chaque paquet émis par ce client et reçu par la destination. Il garantit au client un certain taux de réussite de la transmission. Cette transmission ne se fait que si les nœuds intermédiaires s'engagent à coopérer. Or, cet engagement doit être stimulé par des récompenses. L'opérateur de service récompense les nœuds intermédiaires en les payant pour chaque paquet relayé. Ainsi un nœud paye pour chaque paquet émis et arrivé à destination, et il est payé pour chaque paquet relayé arrivé à destination ou non.

Lors de l'enregistrement d'un nœud client auprès du *Principal*, ce dernier lui indique les tarifs pour la transmission et la retransmission des paquets. Pour que l'opérateur de service sorte gagnant de cette opération, il faut qu'il facture les nœuds émetteurs plus que les nœuds relayeurs. Si nous supposons que le nombre moyen de nœuds relayeurs par route est N , cela veut dire que pour chaque paquet émis il y a N paquets relayés.

Mais il faut prendre en considération les paquets perdus. En effet, si un nœud a un taux de réussite de δ , alors son taux de perte est $(1-\delta)$. Les paquets non reçus sont perdus au niveau des N nœuds relayeurs et nous considérons qu'en moyenne le paquet traverse la moitié du chemin avant qu'il ne soit perdu. Si un nœud a $P_{réussi}$ paquets reçus, il a P_{perdu} paquets perdus ($P_{perdu} = P_{émis} - P_{réussi}$). Pour les $P_{réussi}$ paquets reçus, il a fallu $(N \times P_{réussi})$ paquets relayés, et pour les P_{perdu} paquets perdus, il a fallu $\left(\frac{N}{2} \times P_{perdu}\right)$ paquets relayés. Ainsi, pour $P_{réussi}$ paquets reçus, il a fallu relayer $\left((N \times P_{réussi}) + \left(\frac{N}{2} \times P_{perdu}\right)\right)$.

En d'autres termes, si l'opérateur facture pour un nœud source la valeur A pour un paquet émis et reçu à destination, il doit payer pour les nœuds

relayers la valeur B pour chacun des $\left((N \times P_{réussi}) + \left(\frac{N}{2} \times P_{perdu} \right) \right)$ paquets relayés.

Pour que le service de l'opérateur soit rentable il faut que ce qu'il donne soit inférieur à ce qu'il gagne :

$$A P_{réussi} > B \left(N P_{réussi} + \frac{N}{2} P_{perdu} \right) \Rightarrow$$

$$A \frac{P_{réussi}}{P_{émis}} > \frac{B \left(N P_{réussi} + \frac{N}{2} P_{perdu} \right)}{P_{émis}} \Rightarrow$$

$$A \frac{P_{réussi}}{P_{émis}} > BN \left(\frac{P_{réussi}}{P_{émis}} + \frac{1}{2} \frac{P_{perdu}}{P_{émis}} \right) \Rightarrow$$

$$A \frac{P_{réussi}}{P_{émis}} > BN \left(\frac{P_{réussi}}{P_{émis}} + \frac{1}{2} \frac{P_{émis} - P_{réussi}}{P_{émis}} \right) \Rightarrow$$

$$A \frac{P_{réussi}}{P_{émis}} > BN \left(\frac{P_{réussi}}{P_{émis}} + \frac{1}{2} \left(1 - \frac{P_{réussi}}{P_{émis}} \right) \right) \Rightarrow$$

$$A \delta > BN \left(\delta + \frac{1}{2} (1 - \delta) \right) \Rightarrow$$

$$A \delta > \frac{1}{2} BN (\delta + 1) \Rightarrow$$

$$A > \frac{1}{2} BN \left(1 + \frac{1}{\delta} \right) \Rightarrow$$

Si nous remplaçons δ par $\bar{\delta}$ nous aurons :

$$A > \frac{1}{2} BN \left(1 + \frac{1}{\bar{\delta}} \right) \quad (3.8)$$

Nous constatons que la valeur de A dépend inversement de la valeur de δ , comme illustré à la Figure 3.1, où nous avons pris pour valeur $B=5$ et $N=6$ et nous avons fait varier δ de 0.1 à 1. Comme δ indique le taux de réussite, cela veut dire que si le taux de réussite est élevé dans le réseau, le seuil minimum de A est au plus bas. En d'autres termes, il en coûtera moins cher aux nœuds s'ils sont plus coopératifs, et plus cher s'ils sont moins coopératifs.

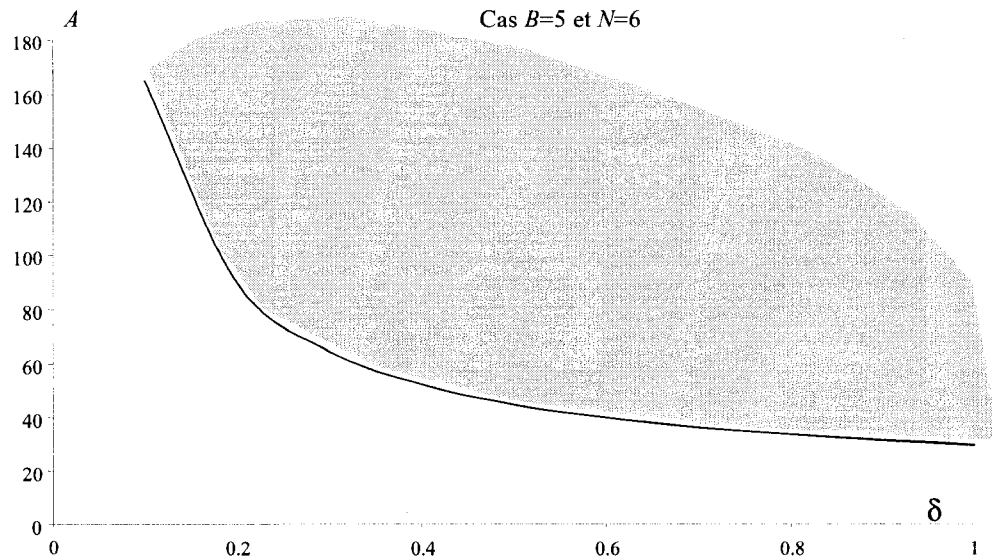


Figure 3.1 Seuil minimum de A

La facturation se fait lorsque le nœud informe le *Principal* qu'il a fini sa session et qu'il va quitter le réseau. Dans ce cas, le nœud envoie au *Principal* les valeurs δ_i , σ_i et P_{emis_i} , lesquelles vont être utilisées par le *Principal* pour calculer la facture du nœud i , donnée par la relation :

$$Fac_i = B P_{\text{relayé}_i} - A P_{\text{réussi}_i} \quad (3.9)$$

or

$$\sigma_i = \frac{P_{relay\acute{e}_i}}{P_{transmis}} = \frac{P_{relay\acute{e}_i}}{P_{\acute{e}mis_i} + P_{relay\acute{e}_i}} \text{ et } \delta_i = \frac{P_{r\acute{e}uss\grave{e}_i}}{P_{\acute{e}mis_i}}$$

$$P_{relay\acute{e}_i} = \sigma_i \cdot P_{\acute{e}mis_i} + \sigma_i \cdot P_{relay\acute{e}_i} \text{ et } P_{re\grave{c}u_i} = \delta_i P_{\acute{e}mis_i}$$

$$P_{relay\acute{e}_i}(1 - \sigma_i) = \sigma_i P_{\acute{e}mis_i} \Rightarrow P_{relay\acute{e}_i} = P_{\acute{e}mis_i} \frac{\sigma_i}{(1 - \sigma_i)}$$

Ce qui donne :

$$Fac_i = B \frac{\sigma_i}{(1 - \sigma_i)} P_{\acute{e}mis_i} - A \delta_i P_{\acute{e}mis_i} \quad (3.10)$$

Bien entendu, tout un m canisme d'authentification et de contr le s curis  permet au *Principal* de v rifier l'identit  des n uds et les informations envoy es par ces derniers (proc dure habituelle utilis e par les fournisseurs de services).

De ce fait, nous pouvons introduire une nouvelle fonction d'utilit  repr sent e par la formule de la facture. En effet, un n ud peut rejoindre un r seau dans le but de gagner un peu d'argent en contrepartie de sa contribution dans le r seau. Il se met   la disposition du r seau pour jouer le r le de relayeur. Il peut indiquer son statut au *Principal* avec une information sp cifique. Cette information permet au *Principal* de d terminer lors d' tablissement de route que le n ud est disponible et que son degr  de coop ration ψ_i est   1, ce qui donne une plus grande probabilit  au chemin contenant ce n ud d' tre  lu.

3.3 Protocole de routage propos 

En se basant sur les hypoth ses d crites pr c demment, il est  vident que les protocoles de routages existants (r actifs, proactifs ou hybrides) ne fournissent pas les outils n cessaires pour mettre en  uvre notre mod le. En ce sens, nous pr sentons un nouveau protocole de type hybride dot  de

mécanismes qui nous permettront d'exploiter le modèle de coopération et de l'intégrer dans le protocole de routage lui-même, ce qui nous permettra de définir notre protocole comme étant basé coopération.

3.3.1 Présentation sommaire du protocole

Cooperation-Based Hierarchical Routing Protocol (CBHRP) est un protocole de routage hybride, hiérarchisé, basé sur la coopération. Les nœuds du réseau sont organisés en plusieurs zones. Nous supposons que les nœuds interagissant entre eux ont tendance à se regrouper dans la même zone géographique. Chaque zone est dotée d'un nœud central qui va gérer la collecte des informations et la diffusion des données nécessaires aux nœuds pour la coopération et qui est en même temps nécessaire pour le routage. Ainsi, nous pouvons envisager la structure générale du réseau en plusieurs zones avec un nœud gestionnaire pour chaque zone que nous appellerons *Principal de Zone* (*Principal*). Les zones pourront communiquer entre elles par l'intermédiaire de nœuds limitrophes que nous appellerons nœuds *Passerelle* comme illustré à la Figure 3.2.

Les routes sont construites à la demande au niveau du *Principal*. Ce dernier est doté d'une table de route pour les nœuds appartenant à sa zone. En fait, le *Principal* connaît en tout temps la topologie de sa zone (les nœuds membres et leurs voisins respectifs). Le calcul de la route se fait en deux étapes. La première étape qui est réactive, au cours de laquelle le nœud source fait une demande de route au *Principal* par l'intermédiaire d'un message RREQ (Route_REQuest). La deuxième étape qui est proactive, au cours de laquelle le *Principal* calcule la route selon la table des routes en utilisant les critères de coopération. Le *Principal* répond au nœud source par l'intermédiaire d'un message RRES (Route_RESponse).

3.3.2 Constitution des zones

La constitution des zones passe par trois étapes : l'élection du *Principal*, l'association des nœuds à la zone, et le maintien de la topologie. Les détails de ces procédures sont présentés dans les sections suivantes.

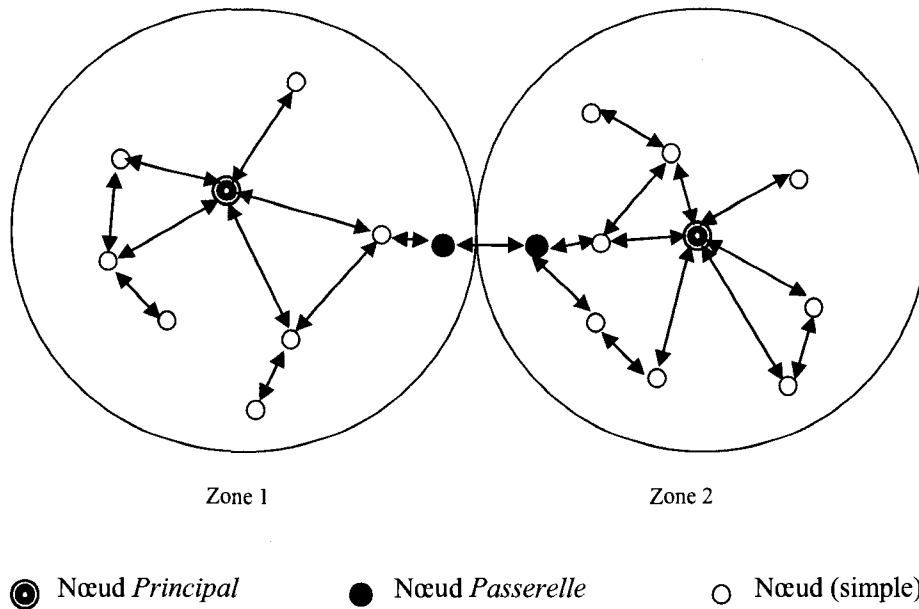


Figure 3.2 Réseau ad hoc en zones

Élection du *Principal*

Nous nous sommes inspirés du protocole CBRP (*Cluster-based Routing Protocol*) (Abolhasan et al., 2004) pour définir l'algorithme qui permet la formation des zones. Quand un nœud arrive, il se met à l'état "indécis". La première action que doit faire ce nœud est de temporiser et commencer à diffuser un message Hello_message. Quand un nœud *Principal* reçoit ce message, il répond immédiatement avec un message Hello_response indiquant qu'il est le *Principal* de la zone. Après cela, quand le nœud reçoit cette réponse, il change son état en état "membre", et fait une demande d'association que nous développerons plus tard. Mais quand le nœud ne reçoit pas de message

d'aucun *Principal*, il se désigne comme *Principal*, mais seulement s'il a des liens bidirectionnels avec un ou plusieurs nœuds voisins. Autrement, s'il n'a pas de lien avec aucun autre nœud, il reste dans l'état "indécis" et répète le procédé avec l'envoi du message Hello_message.

Le *Principal* est doté d'une table de membres dans laquelle est stockée l'information sur les nœuds membres de sa zone. Cette table est formée comme l'illustre la Figure 3.3.

Id nœud	Degré de coopération	Type	Voisins

Figure 3.3 Structure de la table de membres

- Le champ **Id nœud** définit l'identité du nœud membre de la zone ;
- Le champ **Degré de coopération** définit l'aptitude du nœud à coopérer. Ce champ est utilisé par le protocole de routage comme mesure pour le calcul des meilleurs chemins ;
- Le champ **Type** définit si le nœud membre est un nœud passerelle ou un simple nœud ;
- le champ **Voisins** définit la liste des voisins du nœud qui sont membre de la même zone.

Le *Principal* est doté aussi d'une deuxième table, comme le montre la Figure 3.4, comportant seulement les membres passerelles appartenant à sa zone et dans laquelle sont stockées les informations :

- Le champ **Id nœud** définit l'identité du nœud passerelle membre de la zone;

- le champ **Id voisins autres zones** définit l'identité du voisin du nœud qui est membre d'une autre zone ;
- Le champ **Id *Principal*** définit l'identité du *Principal* de la zone à laquelle appartient le voisin.

Id nœud	Id voisins autres zones	Id <i>Principal</i>

Figure 3.4 Structure de la table de membres passerelles

Association des nœuds

Tout au début, une zone est formée seulement par le *Principal*. Par la suite, des nœuds arrivent et deviennent membres de la zone. Devenir membre d'une zone passe par une procédure d'association. L'association permet au *Principal* de déterminer les nœuds qui dépendent de sa zone et qui vont être gérés par lui. Nous la définissons comme suit :

Le nœud *Principal* peut reconnaître tous les nœuds qui sont ses voisins directs (c'est-à-dire les nœuds dont il peut recevoir directement le signal). Un nœud direct va s'associer au *Principal* en commençant toujours par envoyer le message Hello_message. Quand ce nœud reçoit le message Hello_response du *Principal*, il reçoit en même temps l'identité du *Principal*. Dans ce cas, le nœud fait une demande d'association au *Principal* avec la requête Association_REQuest (AREQ), le *Principal* répond avec un message Association_RESponse (ARES) pour confirmer l'association, comme indiqué à la Figure 3.5.

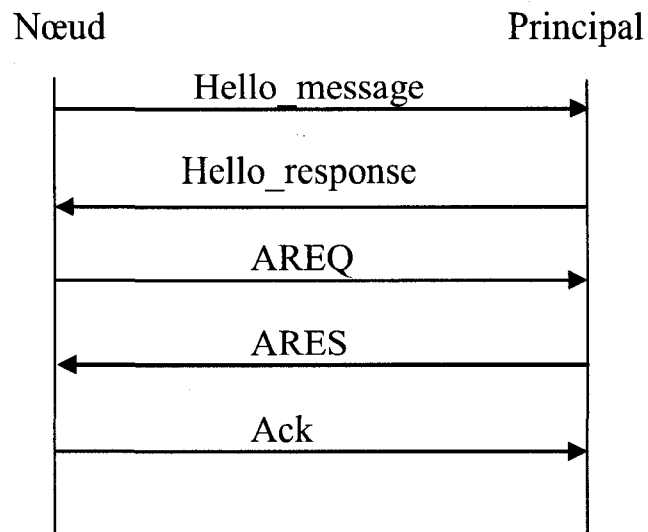


Figure 3.5 Procédure d'association directe

Le nœud qui ne reçoit pas de signal du *Principal* peut reconnaître le *Principal* de la zone par l'intermédiaire de ses voisins, et peut trouver plus d'un *Principal*, dans le cas où il se trouve entre deux ou plusieurs zones limitrophes. Dans ce cas, lorsqu'un nouveau nœud envoie un Hello_message qui est intercepté par un nœud voisin qui n'est pas *Principal* mais qui est déjà associé à un *Principal*, le nœud voisin répond à la place du *Principal* au nouveau nœud en lui transmettant son identité ainsi que l'identité du *Principal* auquel il est associé. Le choix du *Principal* auquel le nouveau nœud va s'associer peut être déterminé par plusieurs critères parmi lesquels le nombre de sauts entre le nœud et le *Principal*, ou le nombre de voisins qui ont le même nœud *Principal*, etc. Le nouveau nœud récupère l'identité du *Principal* de l'un de ses voisins et envoie une requête d'association à travers lui, comme illustré à la Figure 3.6. Le nœud *Principal*, après acceptation de l'association, envoie au nouveau nœud un acquittement d'association ainsi qu'un ou plusieurs chemins alternatifs qu'il doit emprunter pour communiquer avec lui.

L'association permet au nœud de s'enregistrer auprès du *Principal*. Ce dernier garde une table contenant l'identité des nœuds de sa zone ainsi que celles de leurs voisins. En effet, le nœud qui s'enregistre envoie aussi les identités des nœuds voisins. Tout changement au niveau de la topologie de la zone est rapporté par les nœuds concernés au nœud *Principal*. Ainsi, le *Principal* est au courant de la topologie de sa zone à tout instant.

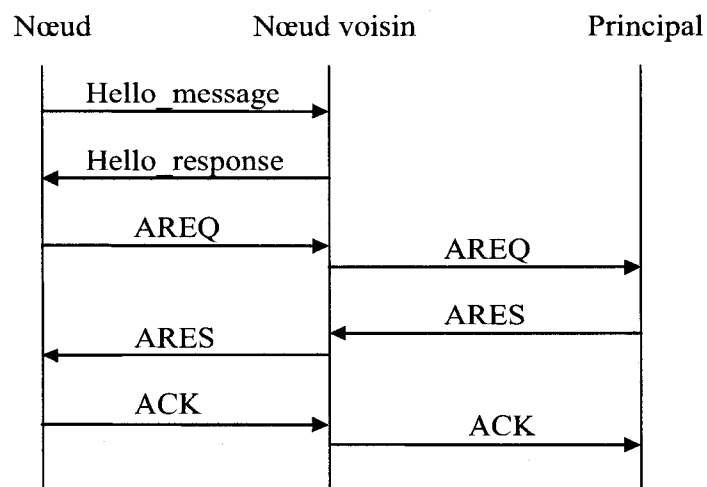


Figure 3.6 Procédure d'association indirecte

Maintien de la topologie

À chaque changement de topologie, le *Principal* reçoit des nœuds l'information utile, met à jour ses tables et transmet aux nœuds concernés par le changement le(s) nouveau(x) chemin(s) leur permettant de communiquer avec lui. En effet, un nœud peut détecter ses voisins directs car chacun d'eux envoie périodiquement des balises de synchronisation appelées "Beacon Frame" informant les autres de son existence et à quelle zone il appartient. Ainsi, périodiquement ou quand un changement survient, les nœuds récupèrent ces informations et informent leur *Principal* de tout changement en envoyant la liste des voisins et la zone à laquelle ils appartiennent. Le *Principal* peut reconnaître

ainsi quels sont les nœuds passerelles qui lui permettront de communiquer avec les autres zones.

3.3.3 Calcul des routes

Le calcul de routes se fait par le *Principal* sur demande de la part des nœuds. Le *Principal* utilise ses tables pour calculer le meilleur chemin basé sur la coopération, c'est-à-dire, calculer le chemin qui regroupe les nœuds intermédiaires entre le nœud source et le nœud destination qui sont les plus susceptibles de coopérer dans la retransmission des paquets du nœud source vers le nœud destination. L'établissement de la route se fait en deux étapes : la demande de route et le calcul du meilleur chemin.

Demande de route

Lorsqu'un nœud veut communiquer avec un autre nœud, il envoie une requête au *Principal*, c'est la partie réactive du routage. Le *Principal* vérifie si le nœud destination fait partie de sa zone et si c'est le cas, il établit une route (la meilleure qui soit) et l'envoie au nœud source, c'est le côté proactif du routage, comme le montre la Figure 3.7.

Si le nœud source n'est pas un voisin direct du *Principal*, il fait sa requête à travers un nœud voisin, comme indiqué à la Figure 3.8.

Si la destination ne se trouve pas dans la même zone, le *Principal* envoie une requête aux différents nœuds passerelles, pour qu'ils transmettent la même requête à leurs nœuds voisins passerelles des autres zones. Ces derniers expédient la requête au *Principal* de leur zone respective. Le *Principal* de la zone cible calcule la route entre la passerelle et la destination et transmet le résultat à la passerelle. Cette dernière fait parvenir le résultat à la passerelle voisine de la zone du nœud source et la passerelle à son tour transmet le résultat au *Principal*. Celui-ci, après avoir reçu plusieurs résultats et après un certain temps (deadline), calcule le meilleur chemin (selon certains critères) et

remet le résultat au nœud source, comme illustré à la Figure 3.9. Après établissement de la route, la communication est directe entre le nœud source et le nœud destination en empruntant la route établie.

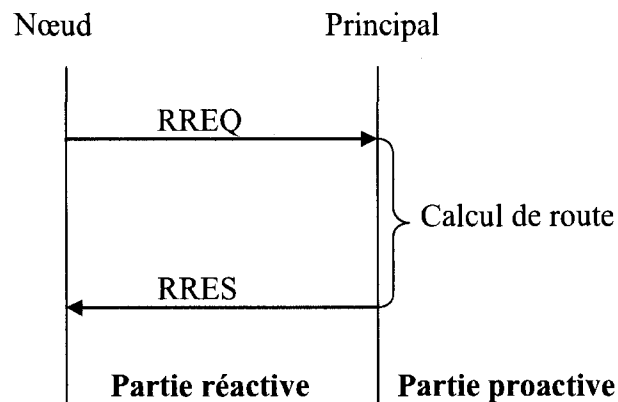


Figure 3.7 Requête de route directe

Calcul du meilleur chemin

Le choix du meilleur chemin est calculé sur la base des degrés de coopération des nœuds. En effet, comme le *Principal* dispose des valeurs δ et σ , il peut calculer le degré de coopérations ψ_i des nœuds de la même façon que les nœuds eux-mêmes, de telle sorte qu'il puisse évaluer le vecteur de coopération F de tous les chemins possibles et sélectionner le meilleur chemin dont le vecteur F est le plus grand.

Lors d'une rupture de chemin, le nœud qui identifie la rupture, la signale directement au *Principal* qui fera une mise à jour de sa table, recalculera un nouveau chemin et ensuite avertira le nœud source pour qu'il procède avec le nouveau chemin. La Figure 3.10 en est une illustration.

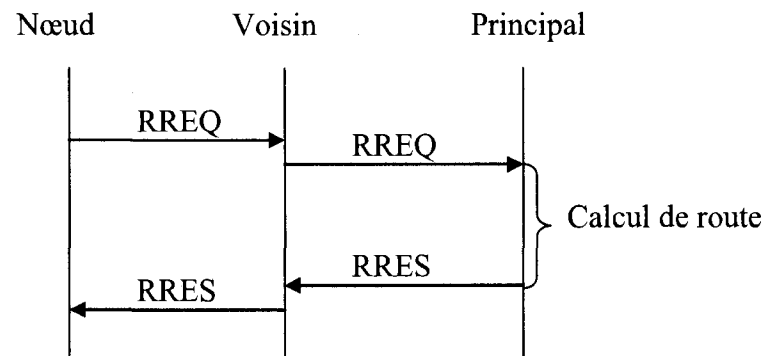


Figure 3.8 Requête de route indirecte

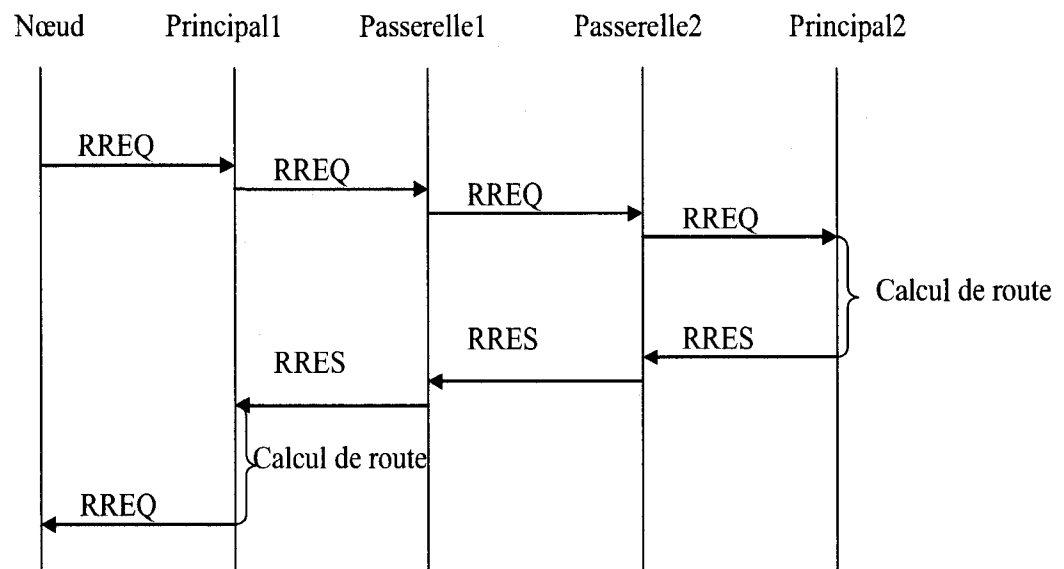


Figure 3.9 Calcul de route interzone

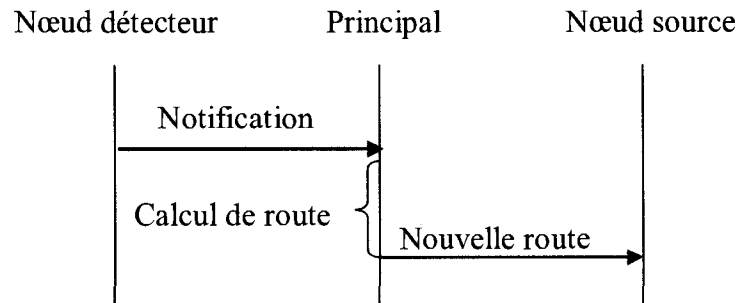


Figure 3.10 Notification de rupture

3.3.4 Les fonctions du *Principal*

Le *Principal* est un élément essentiel de la solution, c'est lui qui gère les requêtes de routes, et c'est au niveau de lui que se fait le calcul des chemins. Il joue le rôle de tête de grappe sauf que les chemins ne passent pas par lui.

Les principales fonctions du *Principal* sont :

- Formation de la zone : en effet la zone est formée uniquement par le *Principal*. C'est lui qui initie le réseau ad hoc pour la première fois ;
- Enregistrement des nœuds : le *Principal* s'annonce dans la zone qu'il a créée, et lorsqu'un nœud arrive dans cette zone, il détecte le *Principal* et s'enregistre auprès de lui, et il devient un membre de la zone ;
- Le suivi de la topologie : les nœuds envoient périodiquement ou à chaque changement de leur situation (voisinage) des informations au *Principal* indiquant leurs voisins actuels. Ainsi, ces informations permettront au *Principal* de connaître la topologie actuelle du réseau formé dans sa zone ;

- Le calcul des routes : lorsqu'un nœud veut entrer en communication avec un autre nœud, il demande au *Principal* de lui délivrer le chemin du nœud destination. Le *Principal*, ayant connaissance de la topologie du réseau, il calcule, selon le modèle analytique proposé, la meilleure route entre les deux nœuds et l'envoie au nœud source ;
- Récupération des δ et σ : le *Principal* reçoit périodiquement les δ et σ de chaque nœud enregistré auprès de lui, pour en calculer les moyennes. Ces moyennes sont ensuite renvoyer vers tous les nœuds du réseau ;
- Maintien de la liaison *Principal*-Nœud : périodiquement, le *Principal* doit indiquer aux nœuds la route qu'ils doivent utiliser pour le contacter. Ce qui leur permet de communiquer directement avec lui sans faire de requête de route entre eux et lui.

3.3.5 Les messages de contrôle

D'après ce que nous venons de mentionner, il est nécessaire de discuter des paquets de contrôle engendrés par le processus de routage et par la gestion de la zone. Deux types des paquets de contrôle sont utilisés : (1) les paquets de contrôle de routage et (2) les paquets de contrôle de gestion de la zone. En ce qui a trait au premier type, les paquets de contrôle consistent en :

- les demandes de requête de routes ;
- les réponses à ces demandes ;
- L'envoi des δ et σ de la part des nœuds et
- L'envoi des moyennes de δ et σ de la part du *Principal*.

En ce qui a trait au second type, les paquets de contrôle consistent en :

- les paquets d'annonce du *Principal* ;

- les paquets d'enregistrement des nœuds auprès du *Principal* ;
- les paquets de maintien de la topologie et
- les paquets d'établissement de la route permanente entre le *Principal* et chaque nœud.

Ces paquets de contrôles passent tous par des intermédiaires lorsqu'ils sont envoyés, soit de la part du *Principal* soit de la part des nœuds. S'il s'avère que parmi les nœuds intermédiaires, il y en ait qui se comportent de façon égoïste, le processus de routage et la gestion de la zone risquent d'être en danger.

Un cas simple, dans une simulation, un nœud arrive, s'enregistre à la zone avec 5 paquets de contrôle, il fait une demande de route avec 2 paquets, et pendant la simulation il envoie ou reçoit 50 fois (le temps de simulation est divisé en 50 périodes) les informations suivantes : les δ et σ , leur moyenne, l'information sur son voisinage et la route pour contacter le Principal. Ce qui fait 4 paquets de contrôle à chaque période. Nous avons alors, pour chaque nœud, $5 + 2 + 50 \times 4 = 207$ paquets de contrôle durant toute la simulation.

Si le nœud échange 100000 paquets durant la simulation, le pourcentage des paquets de contrôle par rapport aux paquets de données échangés est égal à 0,2 %. Ainsi, nous pouvons dire que le pourcentage des paquets de contrôle par rapport aux paquets de données échangés dans les sessions de communications entre les différents nœuds, est négligeable. En plus, nous avons mis l'hypothèse que les nœuds sont rationnels. Ce là veut dire que les nœuds agissent différemment avec ces paquets de contrôles, parce qu'il s'agit de paquets d'intérêt commun. Ce qui nous permet de conclure que les paquets de contrôle n'ont pas un effet néfaste, ni sur le réseau ni sur les nœuds eux-mêmes.

3.3.6 Analyse du protocole

Notre analyse sera établie sur la base de comparaison entre notre protocole de routage et les protocoles de routage proactifs et réactifs. L'application de notre modèle théorique pour la coopération nécessite l'envoi des valeurs δ et σ de la part de chaque nœud du réseau au *Principal*, pour le calcul de $\bar{\delta}$ et $\bar{\sigma}$. Dans un réseau qui applique un protocole de routage proactif ou réactif et où il n'y a pas une entité centrale qui calcule les valeurs $\bar{\delta}$ et $\bar{\sigma}$ pour le compte des nœuds, ce sont les nœuds eux-mêmes qui devront faire ce calcul. En conséquence, chaque nœud doit récupérer les valeurs δ et σ de tous les autres nœuds du réseau et calculer les valeurs $\bar{\delta}$ et $\bar{\sigma}$. Un problème de cohérence peut alors se révéler. L'analyse est faite selon que les protocoles sont en mode unicast ou broadcast.

Mode Unicast

Si nous appliquons notre modèle sur un réseau ad hoc qui utilise un protocole de routage proactif (chaque nœud dispose d'une table de route vers toutes les destinations), nous constatons que chaque nœud doit envoyer les valeurs δ et σ à tous les autres nœuds. Ainsi, si nous avons N nœuds, chaque nœud doit transmettre ces valeurs aux $N-1$ nœuds restants, ce qui nous fait $N(N-1)$ transmissions en tout. Dans le cas d'un protocole de routage réactif, les choses changent un peu, car avant de transmettre les valeurs δ et σ , il faut d'abord calculer les chemins vers toutes les autres destinations, ce qui signifie que la transmission de ces valeurs engendre la transmission de requête de route et de réponse à ces requêtes. Nous pouvons donc considérer que, pour N nœuds, si un nœud veut envoyer les valeurs δ et σ aux $N-1$ autres nœuds, il doit d'abord, dans le pire des cas, faire une requête de route pour les $N-1$ destinations et recevoir $N-1$ réponses. Et dans le meilleur des cas, si nous supposons qu'il dispose déjà des routes, il transmet directement les δ et σ aux $N-1$ nœuds. Ainsi, dans le pire des cas, nous avons $N-1$ requêtes de route, $N-1$

réponses et $N-1$ transmissions de δ et σ , ce qui nous donne $3(N-1)$ transmission. Et dans le meilleur des cas, nous avons $N-1$ transmissions. Ainsi, la moyenne de transmissions est de $2N(N-1)$ pour tout le réseau.

Pour notre protocole de routage, chaque nœud dispose de la route qui le lie au *Principal*. Ainsi, chaque nœud envoie une seule fois les valeurs δ et σ au *Principal*, ce dernier récupère toutes les données, calcule les valeurs de $\bar{\delta}$ et $\bar{\sigma}$, ensuite les retransmet à tous les nœuds. Ce qui fait que nous avons N transmissions de la part des nœuds et N transmissions de la part du *Principal*. Nous avons en tout $2N$ transmission. Une comparaison entre ces trois scénarios montre bien que notre protocole engendre moins de transmissions par rapport aux protocoles réactifs ou proactifs classiques, comme l'illustre la Figure 3.11.

Mode Broadcast

En mode broadcast, en utilisant un protocole proactif ou réactif, chaque nœud va transmettre les valeurs δ et σ à tous les autres nœuds en une seule transmission en diffusion (broadcast), après quoi chaque nœud calcule les valeurs de $\bar{\delta}$ et $\bar{\sigma}$. Ainsi, si nous avons N nœuds, nous allons avoir N transmission en tout. Pour notre protocole de routage, chaque nœud envoie une seule fois les valeurs δ et σ au *Principal*. Ce dernier récupère toutes les données, calcule les valeurs de $\bar{\delta}$ et $\bar{\sigma}$, et les retransmet ensuite à tous les nœuds en diffusion. Ce qui fait que, nous obtenons ainsi N transmissions de la part des nœuds et une seule transmission de la part du *Principal*. Nous avons en tout $(N+1)$ transmissions. Une comparaison entre ces trois scénarios montre bien qu'il n'y a pas de différence, comme l'illustre la Figure 3.12. Le problème avec le mode broadcast est qu'il ne garantit pas l'arrivée des paquets à destination et qu'il engendre une saturation du réseau.

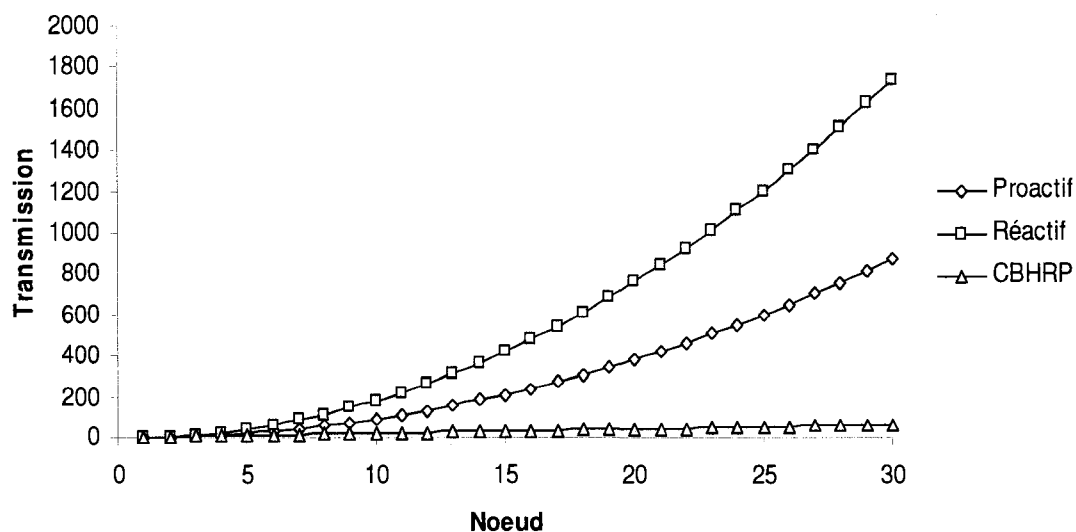


Figure 3.11 Nombre de transmissions de δ et σ en mode Unicast.

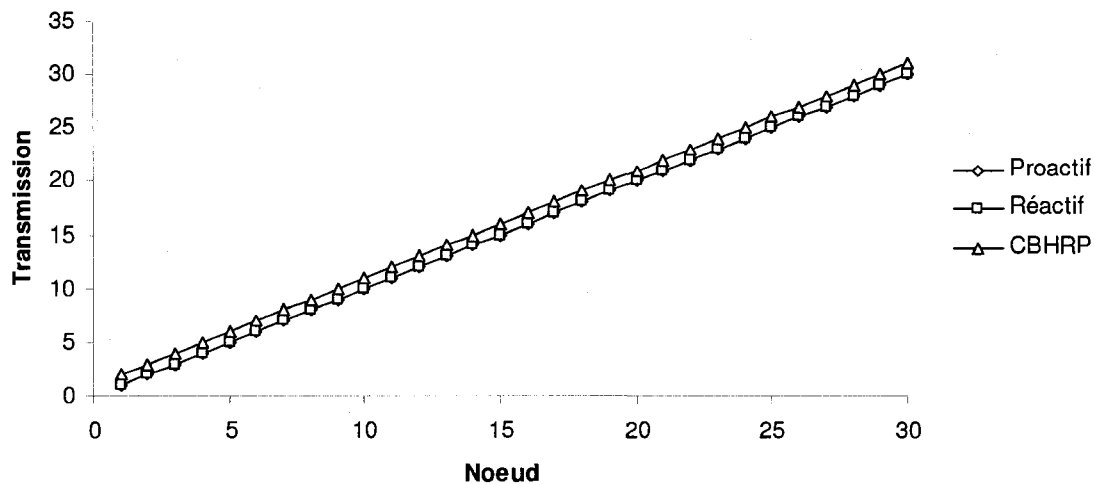


Figure 3.12 Nombre de transmissions de δ et σ en mode Broadcast.

Une comparaison qualitative entre le protocole de routage proposé et les deux types de routage réactif et proactive, nous permet de déceler les points positifs et négatifs de notre protocole. Une comparaison entre les protocoles CBHRP, DSR et DSDV (Abolhasan, Wysocki, Dutkiewicz, 2004) est illustrée

dans le Tableau 3.1. Cette comparaison nous permet de voir que notre protocole devance les deux autres dans quelques points tels que le calcul et le rétablissement rapide de routes brisés. Mais, il présente des points faibles par rapport aux autres, surtout en ce qui concerne la tolérance au panne pour le Principal, qui est le moyen faible de la chaîne.

Tableau 3.1 Comparaison qualitative entre différents types de protocoles de routage

Protocole	Type de protocole	clustering	Information de control	Tolérance aux pannes	Calcul de route	Rétablissement de route	Structure de données
CBHRP	hybride	oui	partielle	non	rapide	rapide	Principal (seulement)
DSR	réactif	non	non	oui	lent	lent	non
DSDV	proactif	non	oui	oui	rapide	lent	Tous les nœuds

Dans ce chapitre, nous avons présenté un nouveau modèle analytique de coopération basé sur la théorie des jeux ainsi qu'un nouveau protocole de routage appelé Cooperation-Based Hierarchical Routing Protocol (CBHRP). L'intégration du modèle analytique au protocole vise à créer un cadre global pour la coopération en offrant un environnement sans restriction. Nous avons aussi discuté de l'implication des fournisseurs de service dans ce contexte et des avantages qu'ils peuvent offrir.

CHAPITRE 4

IMPLÉMENTATION ET RÉSULTATS

Nous avons proposé au chapitre 3 une solution au problème de la coopération dans les réseaux mobiles ad hoc. Cette solution est composée de deux grandes parties qui interagissent entre elles, à savoir un modèle analytique basé sur la théorie des jeux et un protocole de routage basé coopération. Pour des raisons de limitation que nous avons rencontrée dans les simulateurs connus, genre OPNET ou NS, nous avons développé notre propre programme de simulation pour réaliser notre solution. Ce chapitre commence par une description des détails d'implémentation dans laquelle nous présenterons l'architecture et les composantes du programme ainsi que les structures de données utilisées. Dans la deuxième section, nous détaillerons l'environnement et le plan d'expérimentations. Afin de démontrer les performances et les potentialités de notre solution, nous avons créé plusieurs scénarios que nous détaillerons plus tard, et que nous utiliserons comme moyen de comparaison pour notre solution. Des éléments de comparaison qui s'articulent essentiellement autour de la coopération et du taux de participation des nœuds ont été réalisés.

4.1 Détails d'implémentation

Nous allons présenter dans cette section les détails d'implémentation de notre solution, en décrivant tout d'abord l'architecture et les composantes du programme pour les entités *Principal* et nœud et l'interaction entre elles. Ensuite, nous décrirons brièvement les structures de données utilisées.

4.1.1 Architecture et composantes du programme

Le programme est divisé en deux parties principales. La première partie représente l'entité *Principal* et toutes les fonctionnalités qui lui sont associées. La deuxième partie représente l'entité *Nœud* ainsi que toutes les fonctionnalités associées. Cette deuxième partie sera dupliquée selon le nombre de nœuds utilisés dans la simulation.

La partie *Principal* est composée de plusieurs modules qui sont principalement :

1. le module de routage : responsable du calcul et de la délivrance des routes aux nœuds sources quand ces derniers font une demande de route au Principal. La Figure 4.1 illustre l'algorithme de ce module.

```

Routage ()
{
  Répéter
  {
    Si il y a une demande de route entre (source, destination) alors
    {
      Établir toutes les routes possibles entre la source et la destination;
      Choisir la route dont le vecteur de coopération est le plus grand;
      Envoyer la route à la source;
    }
  }
}

```

Figure 4.1 Module Routage

2. le module d'analyse de coopération : responsable de la récupération des différentes informations concernant les taux de réussite et de contribution des nœuds pour calculer leur degré de coopération et qui

sera utilisé par la suite pour le calcul des vecteurs de coopération des chemins (routes). Ce module interagit directement avec le module de routage pour lui fournir les critères de sélection de route, comme illustré à la Figure 4.2.

Analyse_coopération ()

```
{
Initialiser Délai_T pour le temps d'une période;
Répéter{
    Si Délai_T = 0 Alors envoyer aux nœuds une requête pour qu'ils
    envoient leur  $\delta_i$  et  $\sigma_i$ ;
    Si les  $\delta_i$  et  $\sigma_i$  sont reçus Alors {
        Calculer  $\bar{\delta}$  et  $\bar{\sigma}$  ;
        Calculer les  $\psi_i$ ;
        Envoyer les  $\psi_i$  au module routage;
        Envoyer  $\bar{\delta}$  et  $\bar{\sigma}$  à tous les noeuds ;
        Remettre Delai_T à jour;
    }
}
}
```

Figure 4.2 Module d'analyse de la coopération

3. le module Suivi de la topologie : responsable de la topologie du réseau, ce module permet au principal, grâce aux tables décrites dans la section 3.3.2, de connaître l'état de sa zone. Ce module interagit directement avec le module de routage pour lui fournir les éléments nécessaires au calcul de route. La Figure 4.3 illustre l'algorithme de ce module.

Suivi_Topologie ()

```

{
Initialiser Délai_T pour le temps d'une période;
Répéter
{
Si Délai_T = 0 Alors envoyer aux nœuds une requête pour qu'ils
envoient leur liste de voisin;
Si les listes de voisins sont reçues Alors
{
Mettre à jour Topologie;
Aviser module Routage;
Remettre Délai_T à jour;
}
Si message_notification_rupture OU message_changement_voisin Alors
{
Mettre à jour Topologie;
Aviser module Routage;
}
Si message_association Alors
{
Activer procédure association;
Mettre à jour Topologie;
Définir chemin entre le nœud et le Principal;
Envoyer ce chemin au nœud;
}
}
}

```

Figure 4.3 Module Suivi_Topologie

Les différents modules du *Principal* interagissent entre eux en s'envoyant les informations nécessaires. Ainsi, le module de routage, pour calculer les meilleures routes, a besoin des éléments d'information concernant la topologie et les degrés de coopération qui lui sont délivrés respectivement par le module de suivi de la topologie et le module d'analyse de la coopération, comme l'illustre la Figure 4.4.

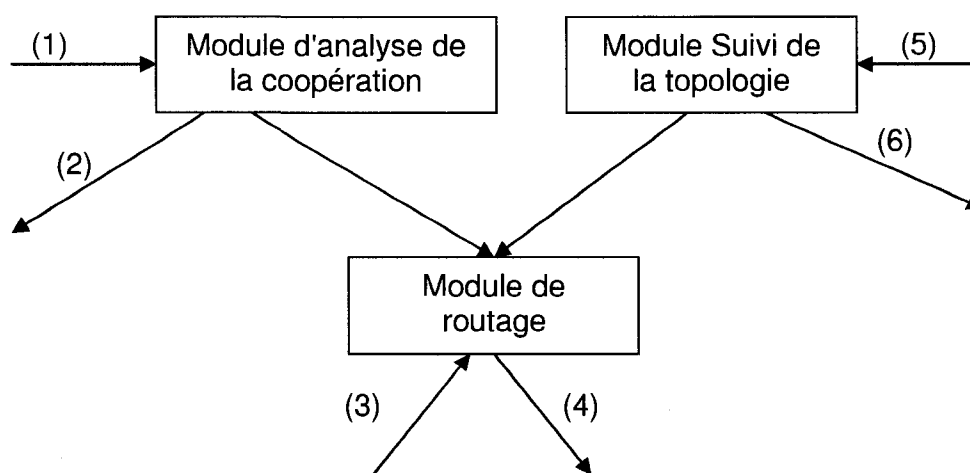


Figure 4.4 Architecture du *Principal*

La partie *Nœud* est composée de plusieurs modules qui sont :

1. le module de session : responsable d'effectuer la demande de route auprès du *Principal*, ce module récupère la route de la part du *Principal* pour établir la connexion avec la destination, comme illustré à la Figure 4.5;
2. le module de coopération : responsable du calcul des taux de réussite et de contribution du nœud pour ensuite calculer le degré de coopération du nœud, comme le montre la Figure 4.6 ;
3. le module de stratégie : responsable du calcul des stratégies, ce module utilise les principes de la théorie de jeux pour définir les actions à

entreprendre par le nœud en ce qui concerne la transmission des paquets.
Une illustration est décrite à la Figure 4.7 ;

Session ()

```
{
    Définir la destination avec laquelle le nœud veut communiquer;
    Envoi d'une Demande_de_route (source, destination) au Principal;
    Répéter Attente Jusqu'à arrivée Réponse
    Établir connexion avec la destination
}
```

Figure 4.5 Module Session

Coopération ()

```
{
    Initialiser Délai_T pour le temps d'une période;
    Répéter{
        Si Délai_T = 0 OU (Principal demande  $\sigma_i$  et  $\delta_i$ ) Alors récupérer les
        statistiques nécessaires à partir du module Transmission;

        Calculer  $\sigma_i$  et  $\delta_i$ ;
        Envoyer  $\sigma_i$  et  $\delta_i$  au Principal;
        Attente  $\bar{\delta}$  et  $\bar{\sigma}$  de la part du Principal;
        Envoyer  $\sigma_i$ ,  $\delta_i$ ,  $\bar{\delta}$  et  $\bar{\sigma}$  au module Stratégie;
        Remettre Délai_T à jour;
    }
}
```

Figure 4.6 Module Coopération

```

Stratégie ()
{
  Répéter{
    Attente  $\delta_i$ ,  $\sigma_i$ ,  $\bar{\delta}$  et  $\bar{\sigma}$  de la part du module Coopération;
    Calculer la nouvelle stratégie pour la transmission;
    Envoyer la nouvelle stratégie au module Transmission;
  }
}

```

Figure 4.7 Module Stratégie

4. le module de transmission : responsable de la transmission des paquets, ce module, selon les actions établies par le module de stratégie, effectue l'émission ou le relais des paquets et établit les statistiques nécessaires ;

```

Transmission ()
{ Répéter
  {
    Récupérer la nouvelle stratégie de la part du module Stratégie;
    Répéter
      {
        Appliquer la nouvelle stratégie sur les paquets à transmettre;
        Établir les statistiques sur les paquets transmis
      }
    Transmettre les statistiques au module Coopération;
  }
}

```

Figure 4.8 Module Transmission

5. le module de contrôle de voisinage : responsable de la vérification de la disponibilité des nœuds voisins et de la notification au *Principal* de tout changement qui peut survenir. Il est utilisé par le nœud pour s'annoncer dans le réseau, et aussi pour connaître à tout moment le chemin qui le lie au *Principal*.

Contrôle_Voisinage ()

```
{
S'annoncer et s'enregistrer auprès du Principal;
Récupérer le chemin du Principal;
Répéter
    {
        Si changement dans les voisins Alors aviser le principal;
        Si détection rupture de chemin Alors aviser le principal;
        Récupérer le chemin du Principal;
    }
}
```

Figure 4.9 Module Contrôle_Voisinage

Les différents modules du *Nœud* interagissent entre eux en s'envoyant les informations nécessaires pour chacun. Ainsi, le module de coopération reçoit les statistiques concernant le nombre de paquets émis et relayés de la part du module de transmission pour calculer le degré de coopération du nœud. Le module de transmission reçoit des données d'une part du module de session qui lui indique la route et la destination des paquets, d'autre part du module de contrôle de voisinage qui lui indique les nœuds voisins à sa portée et à qui il peut transmettre les paquets et enfin du module de stratégie qui lui indique les actions à effectuer en terme de transmission. Le module de stratégie récupère

des données de la part du module de coopération lui permettant, en utilisant les principes de la théorie des jeux, de fixer les actions à entreprendre par le module de transmission et cela à tout instant, comme l'illustre la Figure 4.10.

Les flèches numérotées des Figures 4.4 et 4.10 représentent les flux de données qui arrivent de ou partent vers l'extérieur et qui correspondent aux échanges effectués entre la partie *Principal* et la partie *Nœud* du programme. Nous avons six flux de données :

Flux (1) : correspond au transfert nœuds \rightarrow *Principal* des taux de réussite δ_i et des taux de contribution σ_i des différents nœuds ;

Flux (2) : correspond au transfert *Principal* \rightarrow nœuds de la valeur moyenne $\bar{\delta}$ des taux de réussite et de la valeur moyenne $\bar{\sigma}$ des taux de contribution des différents nœuds ;

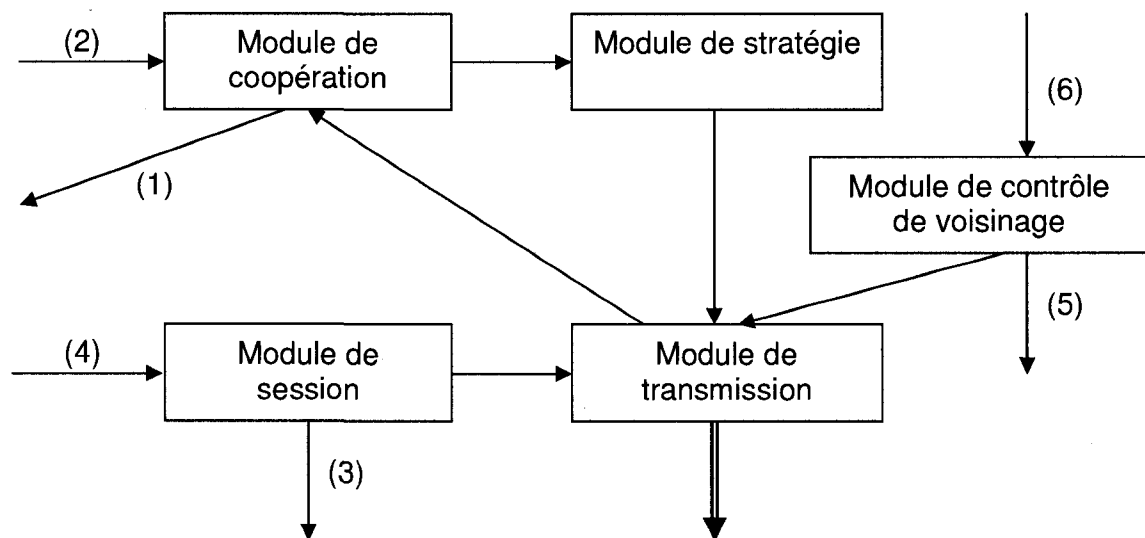


Figure 4.10 Architecture du Nœud

Flux (3) : correspond à la demande de route effectuée par un nœud au *Principal*, c'est un transfert nœuds \rightarrow *Principal* ;

Flux (4) : correspond à la réponse du *Principal* aux demandes de route effectuée par les nœuds, c'est un transfert *Principal* → nœuds ;

Flux (5) : correspond à tout échange entre le nœud et le principal concernant la topologie du réseau, à savoir les notifications de rupture, l'enregistrement et l'association du nœud auprès du *Principal*, c'est un transfert nœuds → *Principal*;

Flux (6) : correspond à la réponse du *Principal* aux demandes d'association effectuées par les nœuds, c'est un transfert *Principal* → nœuds.

4.1.2 Structure de données utilisées

Afin de mettre en œuvre notre programme, nous avons représenté les différents aspects de notre solution avec des structures de données que nous jugeons intéressantes de mentionner. Les routes sont représentées par des listes dynamiques et sont créées à la demande, comme illustré à la Figure 4.11. Chaque liste contient dans sa tête l'identité du nœud source, suivi de tous les nœuds intermédiaires, et en fin de liste l'identité du nœud destination. Un nœud est représenté par la structure illustrée à la Figure 4.12. Et enfin, pour donner une représentation du réseau et du voisinage avec une même structure de données, nous avons utilisé une simple matrice **MAT** de dimension $(N \times N)$ où N est le nombre de nœuds du réseau. La Figure 4.13 présente une illustration de cette matrice. Si le nœud id_i est voisin du Nœud id_j alors **MAT** $[i,j] = 1$ sinon **MAT** $[i,j] = 0$.

4.2 Environnement et plan d'expérimentation

Afin de tourner les simulations, nous aurons besoin de matériel pour exécuter les programmes et d'un plan d'expériences bien défini qui permettra de ressortir les éléments pertinents qui mettront en évidence notre solution. Nous allons présenter dans cette section l'environnement matériel et logiciel qui nous a permis de réaliser notre solution et dérouler les simulations. Une description du plan d'expérimentation que nous avons adopté sera présentée par la suite.

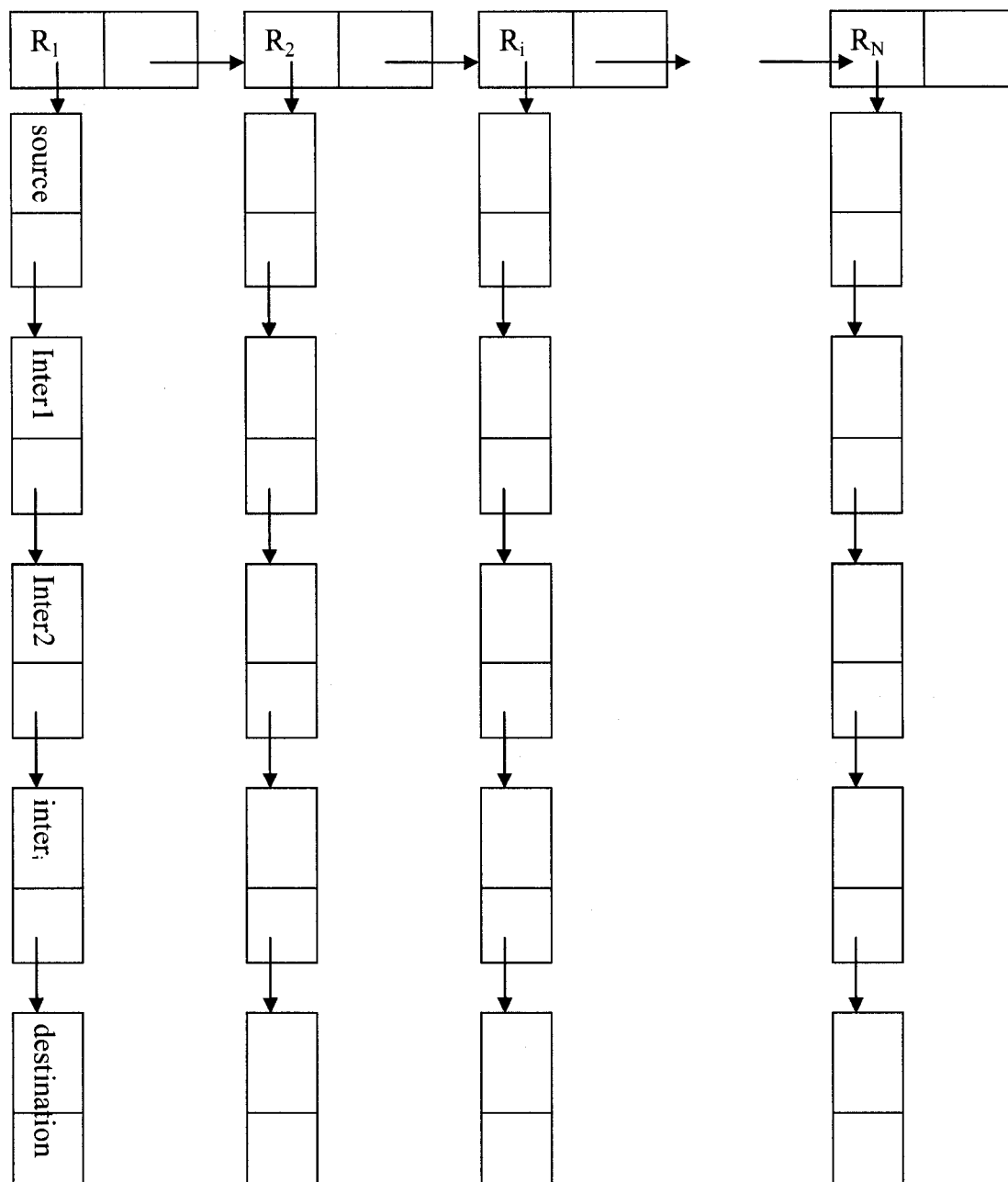


Figure 4.11 Représentation des routes

Struct Noeud

```

{
    int ident;           Identité du nœud
    int positionX;       Position du nœud par rapport à l'axe des abscisses
    int positionY;       Position du nœud par rapport à l'axe des ordonnées
    int Pemis;           Nombre de paquets émis durant une période donnée
    int Prelay;          Nombre de paquets relayés durant une période donnée
    int Preussi;         Nombre de paquets réussis durant une période donnée
    int Total_Pemis;     Nombre de paquets émis pour toute la simulation
    int Total_Prelay;    Nombre de paquets relayés pour toute la simulation
    int Total_Preussi;   Nombre de paquets réussis pour toute la simulation
    double Psi;          Degré de coopération du nœud
    double Delta;        Taux de réussite du noeud
    double Sigma;        Taux de contribution du noeud
    double taux_emis;    Taux d'émission  $\lambda$  du noeud
    double taux_relais;  Taux de relais  $\mu$  du noeud
}

```

Figure 4.12 Structure de données du Nœud

	Id ₁	Id ₂	Id _i	Id _N
Id ₁		1	0	1
Id ₂	1		1	1
Id _i	0	1		1
Id _N	1	1	1	

Figure 4.13 Représentation du réseau et du voisinage

4.2.1 Environnement matériel et logiciel

Les expériences ont été réalisées sur une machine compatible IBM, avec un processeur Intel Pentium III à 833 MHz, avec une mémoire RAM de 512 Ko, utilisant un système d'exploitation Windows 2000 Professional service pack 2 de Microsoft. Pour le développement des programmes, nous avons utilisé Visual C++ version 7 qui est un environnement de développement intégré Windows pour le langage de programmation C++ conçu par Microsoft. L'analyse des données obtenues par les simulations et la représentation des différents résultats par des graphes ont été réalisées grâce au logiciel Microsoft Excel de la suite Microsoft Office 2003.

4.2.2 Configuration et plan d'expériences

La simulation est faite sur un échantillon de 20 nœuds mobiles répartis aléatoirement de façon uniforme sur un espace de 1000 X 1000 m, avec un rayon de transmission de 250 m pour chaque nœud. Nous partageons la durée de la simulation en un nombre N de périodes. Pendant une période, une session de transmission est effectuée, au cours de laquelle chaque nœud peut émettre en moyenne 1000 paquets et en relayer 2000, pour un total de 100000 paquets pour toute la simulation. L'énergie totale du nœud ne lui permet pas de transmettre plus de 100000 paquets. En d'autres termes, si le nœud arrive au seuil de 100000 paquets, il est hors d'usage. Après chaque période, des données pertinentes sont transmises par les nœuds au *Principal*. Le *Principal* traite et utilise ces données pour l'élaboration des meilleures routes, suite aux requêtes de routes faites par les nœuds. Il calcule aussi des données et les renvoie aux nœuds qui vont les utiliser pour entreprendre leurs actions selon les stratégies définies. De temps en temps, quelques nœuds se déplacent de façon aléatoire, ce qui provoque un changement de topologie. Ce changement est annoncé au *Principal* qui recalcule automatiquement les routes entre les

sources et leurs destinations respectives et renvoie les nouvelles routes aux différents nœuds sources. A chaque fin de période, il y aura un échange entre le *Principal* et les nœuds. Dans cet échange, les nœuds envoient d'abord leur taux de réussite et leur taux de contribution au *Principal*, ceci après avoir établi des statistiques sur leur transmission. L'échange comporte aussi le renvoi des moyennes de ces taux aux nœuds pour qu'ils puissent calculer leur nouvelle stratégie.

Pour tester notre modèle, nous avons créé quatre différents scénarios qui sont :

1. Le premier scénario utilise le modèle analytique de coopération que nous avons proposé ainsi que le protocole de routage que nous avons définis. Nous appellerons ce scénario **S+P**. **S** signifie stratégie qui représente le modèle analytique proposé selon la théorie des jeux, **P** signifie protocole de routage proposé et **S+P** stratégie et protocole en même temps ;
2. Le deuxième scénario utilise notre modèle de coopération sans le protocole de routage que nous avons défini mais plutôt avec un protocole de routage utilisant le principe du plus court chemin. Nous appellerons ce scénario **S-P** (stratégie sans protocole) ;
3. Le troisième scénario est défini comme le scénario **Naïf** où tous les nœuds coopèrent à cent pour cent. Ils relayent tous les paquets qu'ils reçoivent, même aux dépens de leurs propres paquets. Dans ce scénario, nous appliquons un protocole de routage utilisant le principe du plus court chemin ;
4. Le quatrième scénario est le scénario **Égoïste** où nous définissons un ensemble de nœuds qui ne coopèrent jamais. Ils ne relayent jamais les paquets qu'ils reçoivent. Par contre, le reste des nœuds opèrent de façon

naïve. Ce scénario utilise aussi un protocole de routage selon le principe du plus court chemin.

Le déroulement de la simulation suit les étapes suivantes :

- 1- Nous répartissons les nœuds aléatoirement sur l'espace de travail de façon uniforme ;
- 2- Nous procédons à l'initialisation des variables utilisées par les nœuds ;
- 3- Nous affectons à chaque nœud une destination de façon aléatoire. Nous supposons que les paires sources-destinations ne changent pas durant toute la simulation ;
- 4- Chaque nœud source fait une requête de demande de route au *Principal* ;
- 5- Le *Principal* calcule les routes entre les sources et leur destination respective et envoie à chaque nœud sa route. À cette étape, nous initialisons le degré de coopération de chaque nœud à 1. Nous supposons qu'au début, tous les nœuds sont prêts à coopérer ;
- 6- Pendant une période, nous lançons une session de transmission durant laquelle les nœuds transmettent les paquets en alternance, un paquet à la fois, jusqu'à ce que tous les nœuds aient fini de transmettre la quantité de paquets désignés pour cette période. Les scénarios **S+P** et **S-P** cessent de relayer les paquets (refusent de coopérer) durant une période, s'ils atteignent le nombre de paquets relayés déterminé pour cette période ;
- 7- Pour simuler l'occupation aléatoire du support air de transmission, l'ordre selon lequel les nœuds transmettent leurs paquets, est recalculé de façon aléatoire après chaque tour ;

8- A la fin de la période, les nœuds établissent des statistiques sur les paquets transmis et calculent leur taux de réussite δ_i et leur taux de contribution σ_i . Ensuite, ils envoient ces valeurs au *Principal* ;

9- Le *Principal* récupère les δ_i et σ_i et calcule les moyennes $\bar{\delta}$ et $\bar{\sigma}$, et les envoie ensuite aux différents nœuds. En même temps, il fait une estimation des degrés de coopération des différents nœuds, et calcule les meilleures routes entre les sources et leur destination respective. Si une route est modifiée, il en avise le nœud source concerné ;

10- Les nœuds récupèrent les moyennes $\bar{\delta}$ et $\bar{\sigma}$ et calculent en conséquence leur nouvelle stratégie concernant leur taux d'émission et leur taux de relais en les augmentant ou en les diminuant ;

11- Pour des raisons de simplicité, quand un nœud source émet un paquet P , aucun autre nœud n'émet de paquets avant que le paquet P ne soit relayé par les nœuds intermédiaires vers le nœud destination, ou qu'il soit rejeté ;

12- Nous supposons qu'une route reste intacte durant une session de transmission, c'est-à-dire que le temps nécessaire aux paquets pour qu'ils arrivent à la destination est plus petit que le temps nécessaire aux nœuds pour effectuer un mouvement (changement de topologie). En d'autres termes, les mouvements peuvent être effectués entre deux sessions de transmission ;

13- Après chaque période et à la fin de la simulation, nous prélevons des données statistiques qui seront utilisées pour la comparaison des différents scénarios ;

14- Le programme de simulation sera exécuté une cinquantaine de fois, après quoi, nous calculons la moyenne de toutes les simulations.

L'algorithme illustré à la Figure 4.14 donne un aperçu de la procédure principale du programme de simulation. Pour pouvoir comparer les quatre scénarios entre eux et avoir des résultats cohérents, nous avons assujetti les quatre scénarios aux mêmes conditions et paramètres. En d'autres termes, nous avons appliqué les mêmes valeurs initiales de configuration, les mêmes paires sources-destinations, les mêmes ordres de transmission et les mêmes mouvements de nœuds, ce qui nous donnait à tout instant la même topologie pour les quatre scénarios. Enfin, nous avons effectué les mêmes relevés de statistiques aux mêmes instants.

4.3 Résultats de simulation et analyse

L'objectif de la simulation est de montrer les performances qu'apporte la solution que nous proposons, c'est-à-dire, le scénario utilisant le modèle analytique basé sur la théorie des jeux associé au protocole de routage *CBHRP*, et ceci par rapport aux autres scénarios. Pour mettre en évidence notre solution, nous avons choisi quelques éléments d'indices de performance concernant l'aspect de la coopération qui nous permettront de bien percevoir les points avantageux qu'apporte notre solution. Dans ce qui suit, nous étalerons en détail quelques éléments d'indices de performance.

4.3.1 Le nombre moyen de nœuds coopérants

Ce résultat nous permet de voir le pourcentage des nœuds qui ont participé ou non à la coopération. Nous étudierons cet indice selon deux cas différents. Dans le premier cas, nous analyserons le nombre de nœuds coopérants pendant toute la durée de la simulation. Cet indice nous permet de voir s'il y a des nœuds qui ne participent jamais à la coopération pendant toute la simulation. Dans le deuxième cas, nous étudierons le nombre de nœuds coopérants pendant une session de transmission.

Cet indice nous donne un aperçu plus approfondi sur le nombre de nœuds qui participent vraiment à la coopération pendant une tranche de temps. Plus cette valeur est grande, plus la coopération est importante.

Pour le premier cas, la Figure 4.15 illustre le nombre de nœuds coopérants pendant toute la durée de la simulation, et ceci pour les quatre scénarios. Ces résultats nous montrent que le scénario **S+P** offre le plus grand nombre de participants par rapport aux autres scénarios. En effet, dans le scénario **S+P**, 19.54 sur 20 nœuds ont participé au relais des paquets, soit 97,7 % des nœuds, contre 16.54 nœuds pour le scénario **S-P**, soit 82,7 %, et 16.36 nœuds pour le scénario **Naïf**, soit 81,8 %, et enfin, 12.45 nœuds pour le scénario **Égoïste**, soit 62,25 %. Le pourcentage des nœuds qui n'ont jamais participé à la coopération est présenté dans le Tableau 4.1.

Pour le deuxième cas, la Figure 4.16 illustre le nombre moyen de nœuds coopérants pendant une session de transmission, et ceci pour les quatre scénarios. Ces résultats nous montrent que le scénario **S+P** offre le plus grand nombre de participants par rapport aux autres scénarios. En effet, dans le scénario **S+P**, nous avons en moyenne 12,19 nœuds qui participent à la coopération, soit 60,95 % des nœuds, contre 10,24 nœuds pour le scénario **S-P**, soit 51,2 %, et 7,93 nœuds pour le scénario **Naïf**, soit 39,65 %, et enfin, 6,15 nœuds pour le scénario **Égoïste**, soit 30,75 %. Au Tableau 4.2, nous présentons le pourcentage moyen des nœuds qui ne participent pas à la coopération pendant une session de transmission.

```

Simulation ( )
{
  Plantation_noeuds (); // répartition des nœuds dans l'espace de simulation
  Initialisation ();    // initialisation des structures de données
  Scenario ();          // détermination des paires sources-destinations
  Demande_route ();     // les nœuds font une demande de route au Principal
  calcul_voisin ();     // le Principal établit une image de la topologie du réseau
  calcul_route ();      // le Principal calcule les routes reliant les sources aux
                        destinations

  Répéter
  {
    Si changement topologie Alors
    {
      calcul_voisin ();
      calcul_route ();
    }

    Calcul_meilleur_route(); // le Principal calcule les meilleures routes
                           // reliant les sources aux destinations
                           // selon le vecteur de coopération

    Répéter
    {
      fixer_ordre_transmission (); // fixer l'ordre selon lequel les nœuds
                                sources transmettent les paquets

      Session_Transmission (); // transmission des paquets désignés
                                pour cette période
    } Jusqu'à Fin_période;
    Statistique ();             // des statistiques sur les transmissions sont faites
                                pour le calcul des taux  $\delta_i$ , et  $\sigma_i$ 

    Echange_donnees (); // un échange de données entre les nœuds et le
                        Principal concernant les taux  $\delta_i$ ,  $\sigma_i$  et leur moyenne

    Stratégie ();             // les nœuds calculent leur nouvelle stratégie de
                                transmission suite au données échangées
                                avec le Principal

    Mouvement ();             // permettre à quelques nœuds de bouger
  } Jusqu'à dernière période;

  Statistique_final();         // effectuer des statistiques sur la simulation
}

```

Figure 4.14 Procédure Principale du programme de simulation

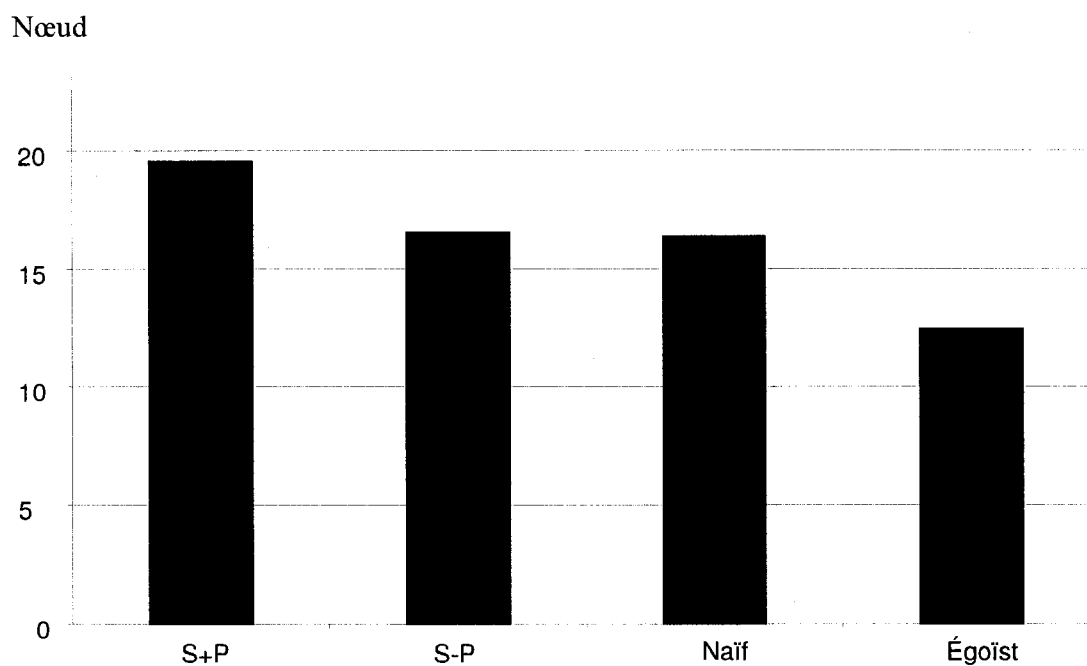


Figure 4.15 Nombre moyen de participants à la coopération

Tableau 4.1 Pourcentage de nœuds participants et non participants à la coopération

Scénario	Nombre de nœuds participants	Pourcentage de nœuds participants	Pourcentage de nœuds non participants
S+P	19,54	97,70 %	2,30 %
S-P	16,54	82,70 %	17,30 %
Naïf	16,36	81,80 %	18,20 %
Égoïste	12,45	62,25 %	37,75 %

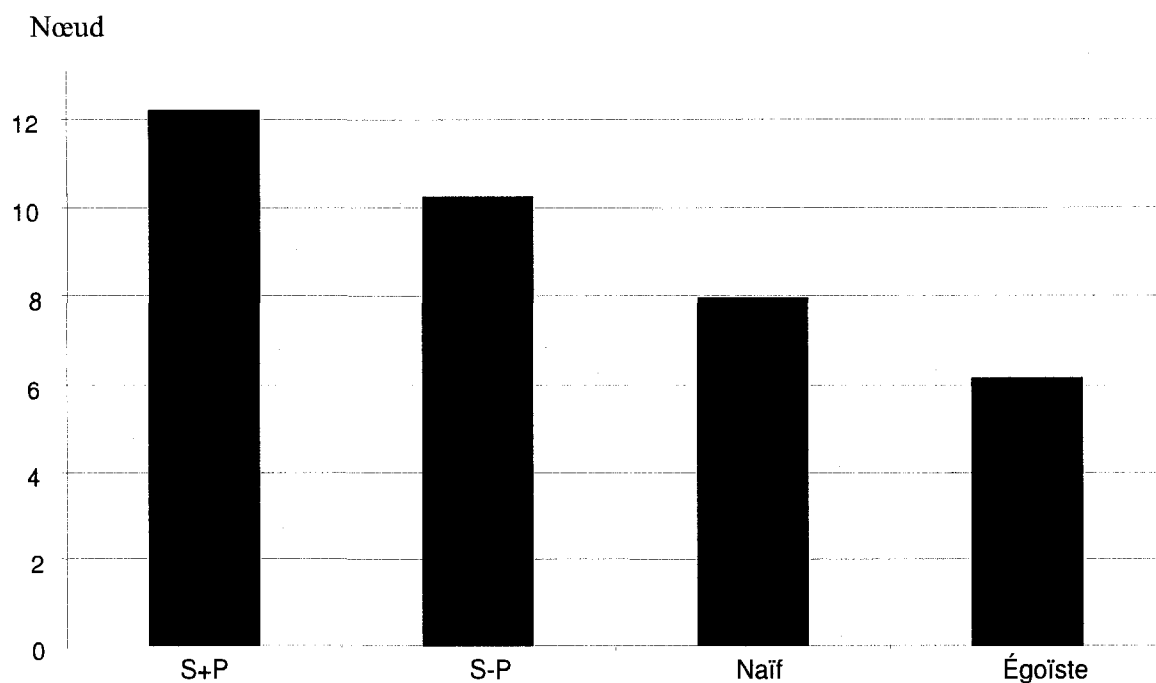


Figure 4.16 Nombre moyen de nœuds coopérants par période

Tableau 4.2 Pourcentage moyen des nœuds participants et non participants à la coopération durant une session de transmission

Scénario	Nombre moyen de nœuds participants par période	Pourcentage de nœuds participants par période	Pourcentage de nœuds non participants par période
S+P	12,19	60,95 %	39,05 %
S-P	10,24	51,20 %	48,80 %
Naïf	7,93	39,65 %	60,35 %
Égoïste	6,15	30,75 %	69,25 %

Enfin, pour donner une évaluation réelle des faits, nous calculons le rapport entre le nombre moyen de nœuds participants pendant une session de transmission (période) et le nombre de nœuds participants pendant toute la simulation. Cela nous permet d'exprimer le taux de nœuds participants par rapport à la population active pendant une période. Au Tableau 4.3, nous remarquons que le scénario **S+P** présente un meilleur taux par rapport aux autres scénarios. Cependant, nous remarquons que la différence est faible entre les taux de participants par période pour les scénarios **S+P** et **S-P**, alors qu'elle est assez grande entre le nombre de nœuds participants. Nous justifions ceci par l'utilisation du protocole *CBHRP*, qui fait varier les routes entre la source et la destination, par conséquent, ceci provoque un changement des nœuds intermédiaires.

Tableau 4.3 Taux de participation par période

Scénario	Nombre de nœuds participants (NNP)	Nombre moyen de nœuds participant par période (NMNPP)	Taux de participants par période (NMNPP / NNP)
S+P	19,54	12,19	62,38 %
S-P	16,54	10,20	61,67 %
Naïf	16,36	7,93	48,47 %
Égoïste	12,45	6,15	49,40 %

4.3.2 La charge du nœud

Nous exprimons la charge du nœud par le rapport de la quantité de paquets transmis par un nœud sur la quantité totale des paquets qui ont circulé dans le réseau. Ce rapport exprime le taux de participation du nœud aux activités du réseau (participation aux émissions et aux retransmissions). Dans un réseau où la coopération est parfaite, cette charge est presque identique

pour tous les nœuds et elle est égale à $1/N$ (N étant le nombre de nœuds du réseau). Par contre elle sera différente si la coopération est assurée seulement par un ensemble restreint de nœuds. Dans notre cas, la charge parfaite avoisine la valeur 0.05 (pour $N=20$). Or, nous remarquons que le scénario **S+P**, comme illustré à la Figure 4.17, offre une charge moyenne par nœud de 5,1 % qui est la plus proche valeur de 5 %, contre 5,4 % pour le scénario **S-P**, 5,6 % pour le scénario **Naïf** et 6,3 % pour le scénario **Égoïste**. Cet indice montre que la charge est mieux répartie dans le scénario **S+P** que dans les autres scénarios.

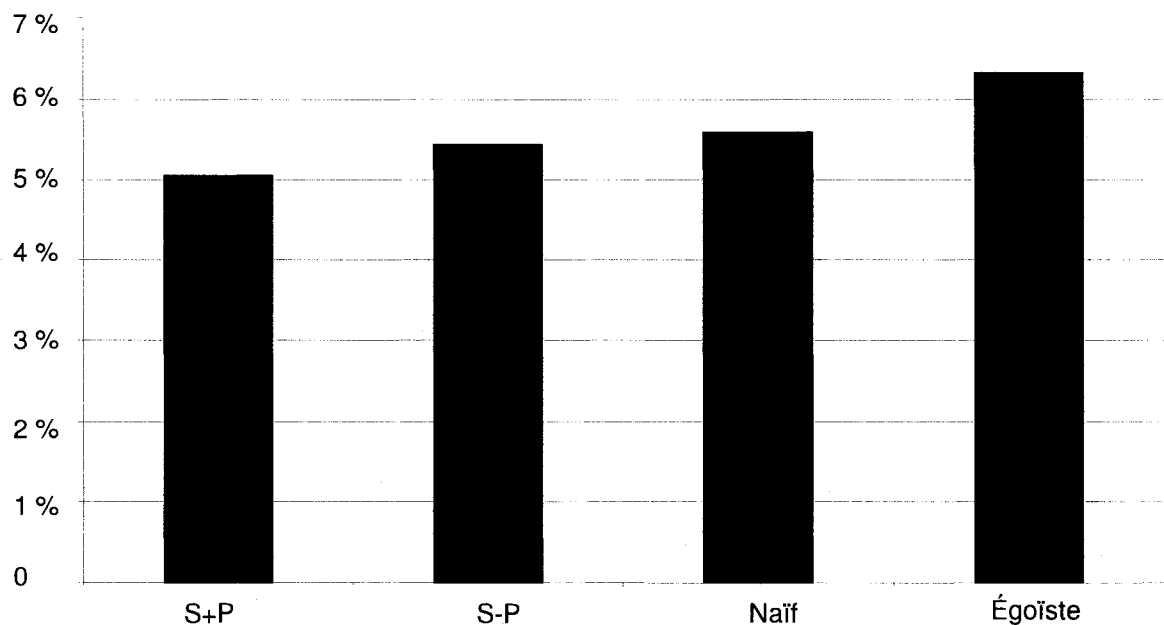


Figure 4.17 Charge moyenne par nœud

4.3.3 Le taux de satisfaction

La satisfaction est le rapport entre le taux de réussite et le taux de contribution qui peut être interprété comme la fonction d'utilité du nœud. Si le nombre de nœuds satisfaits est important, cela veut dire que les nœuds

coopèrent entre eux de la meilleure façon. Nous fixons la valeur de satisfaction à 0.5. Cela signifie qu'un nœud sera satisfait si le nombre de ses paquets réussis est supérieur ou égal à la moitié des paquets qu'il aurait relayés. La Figure 4.18 montre que le scénario **S+P** a le plus important nombre de nœuds satisfaits. En effet, dans le scénario **S+P**, nous avons 9,81 nœuds qui sont satisfaits (taux de satisfaction $> 0,5$), contre 6,38 nœuds pour le scénario **S-P**, 6,18 pour le scénario **Naïf** et 3,81 pour le scénario **Égoïste**.

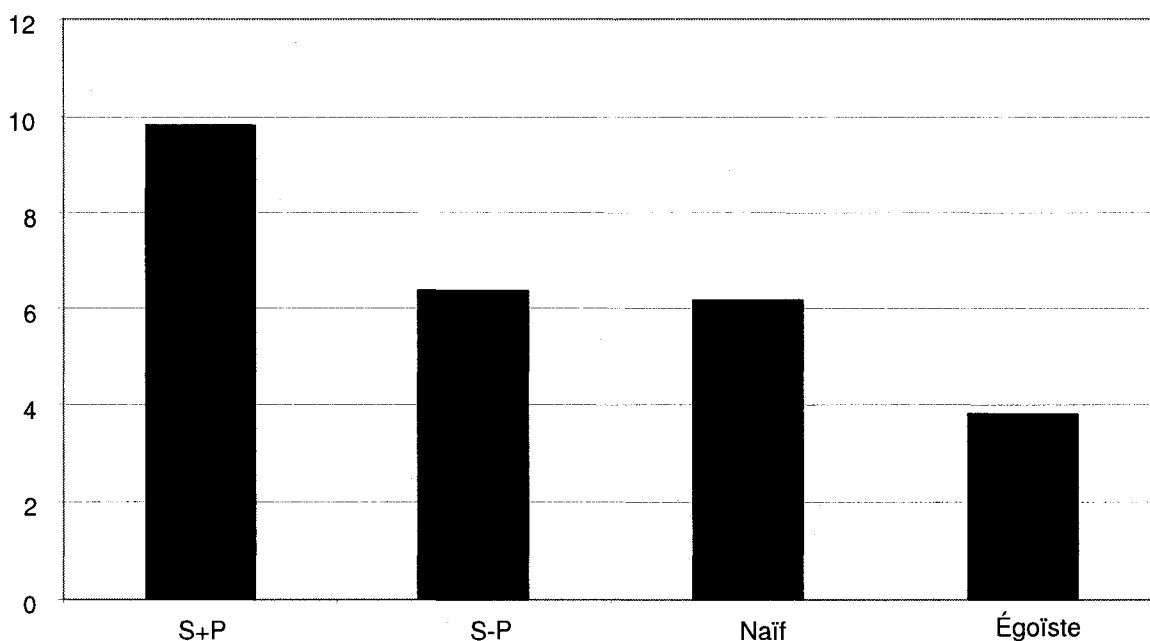


Figure 4.18 Nombre moyen de nœuds avec une satisfaction > 0.5

4.3.4 Le nombre moyen de paquets relayés par nœud et par période

Lorsque le relais est effectué par plusieurs nœuds, nous constatons que le nombre total des paquets relayés pendant une période est partagé sur cet ensemble. Ainsi, plus l'ensemble est grand, moins le nombre de paquets relayés par un nœud est élevé. Ainsi, le nœud utilise moins d'énergie pour le relais, et par conséquent, il économise plus d'énergie pour l'émission des ses propres

paquets. À la Figure 4.19, nous constatons que, dans le scénario **S+P**, le nombre moyen de paquets relayés par nœud et par période est plus petit que les autres scénarios. Ceci confirme la constatation faite à l'indice suivant.

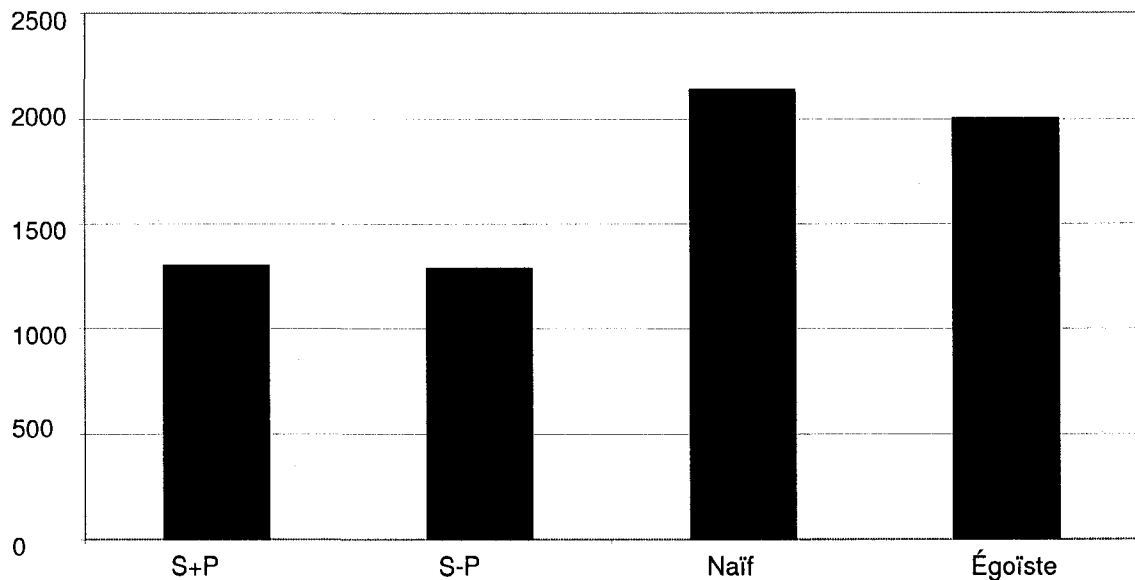


Figure 4.19 Nombre moyen de paquets relayés par période et par un nœud coopérant

4.3.5 Le nombre moyen de paquets émis par nœud et par période

Cet indice nous permet de vérifier si les nœuds tendent à accroître leur taux de paquets émis ou à le décroître. Le nombre de paquets émis est fixé au début de la simulation à 1000 paquets par période. À la Figure 4.20, nous constatons que dans le scénario **S+P** cette valeur a augmenté : elle est passée de 1000 paquets à 1022,81 paquets, avec une augmentation de 2,2 %. Tandis que dans le scénario **Naïf** cette valeur a diminué : elle est passée de 1000 paquets à 806,52 paquets, avec une diminution de 19,34 %. Ceci est dû au fait que dans le scénario **Naïf** les nœuds consomment beaucoup de leur énergie dans la retransmission des paquets des autres nœuds aux dépens de leurs

propres paquets, tandis que dans le scénario S+P il y a eu une économie d'énergie qui a été utilisée pour l'émission plutôt que pour la retransmission.

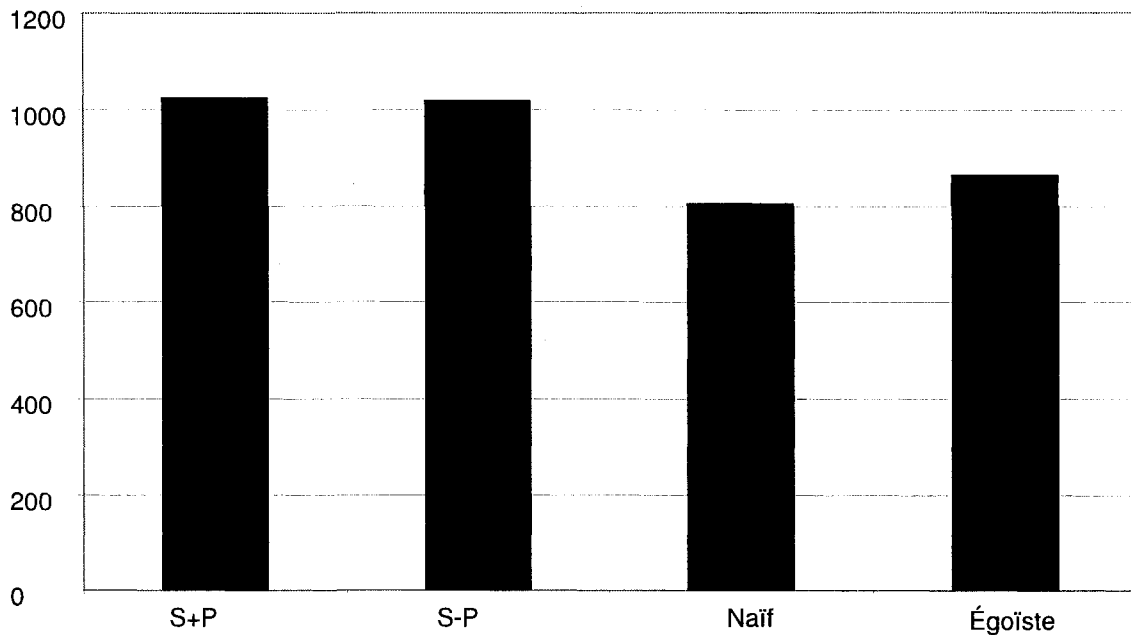


Figure 4.20 Nombre moyen de paquets émis par nœud et par période

4.3.6 Taux de réussite par période

Le taux de réussite d'un nœud est le rapport entre les paquets réussis d'un nœud et la totalité des paquets transmis (émis et relayés) par ce nœud durant une période. Ce facteur nous permet de vérifier le degré de coopération. Plus ce facteur est grand, plus la coopération entre les nœuds est grande. Nous comparons ce facteur seulement entre les nœuds qui ont vraiment participé à la coopération dans les différents scénarios. La Figure 4.21 nous permet de constater que ce taux est meilleur dans le scénario **S+P** et ceci est dû au fait que les nœuds intermédiaires ont tendance à coopérer. Normalement cette valeur devrait être plus élevée dans le scénario **Naïf**, mais ce n'est pas le cas parce que les nœuds dépensent beaucoup d'énergie au début de la simulation à relayer les paquets des autres nœuds. Ceci les rend vulnérables au bout d'un

certain temps, et ils ne peuvent plus ni émettre ni relayer, ce qui augmente le taux d'échec.

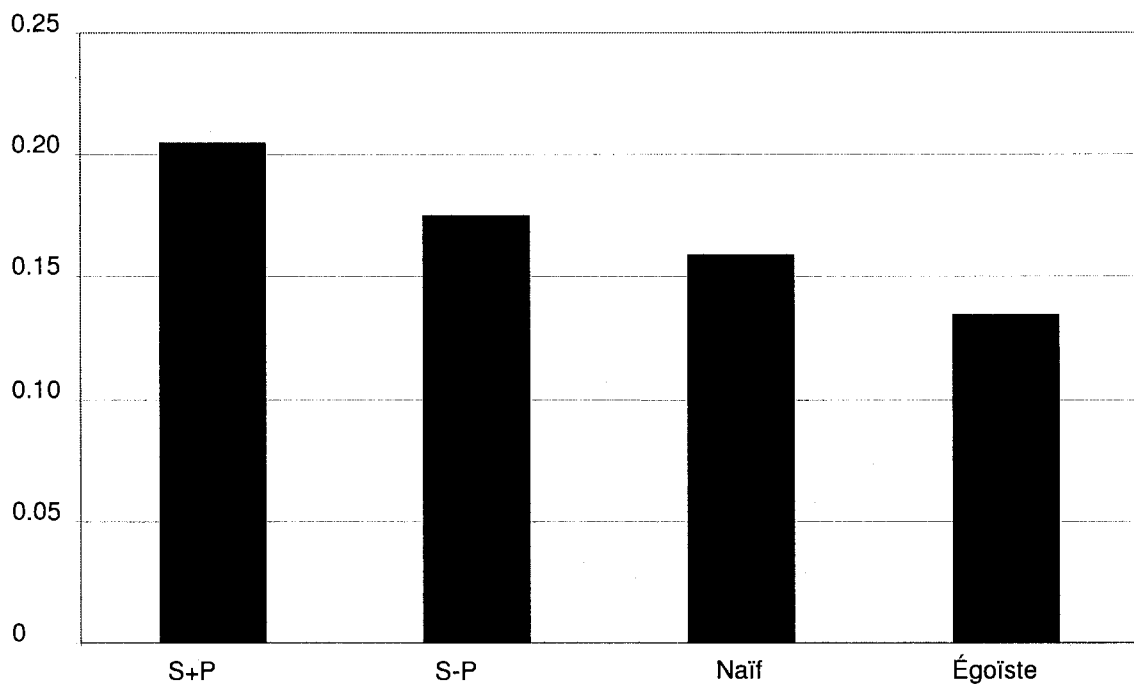


Figure 4.21 Taux de réussite par période

4.3.7 Effet du protocole de routage sur le taux de succès

Nous comparons l'évolution du taux moyen de succès des nœuds pendant la durée de la simulation pour les scénarios **S+P** et **S-P**, et nous constatons que le premier scénario performe mieux que le second. Ceci est dû au fait que dans le premier scénario nous appliquons notre protocole de routage alors que dans le deuxième scénario nous appliquons un routage utilisant le principe du plus court chemin. À la Figure 4.22, nous constatons, qu'au début de la simulation, la différence entre les deux scénarios est relativement importante, mais les courbes ont tendance à se rencontrer car, avec le temps, le taux de réussite tend vers zéro à cause du manque d'énergie.

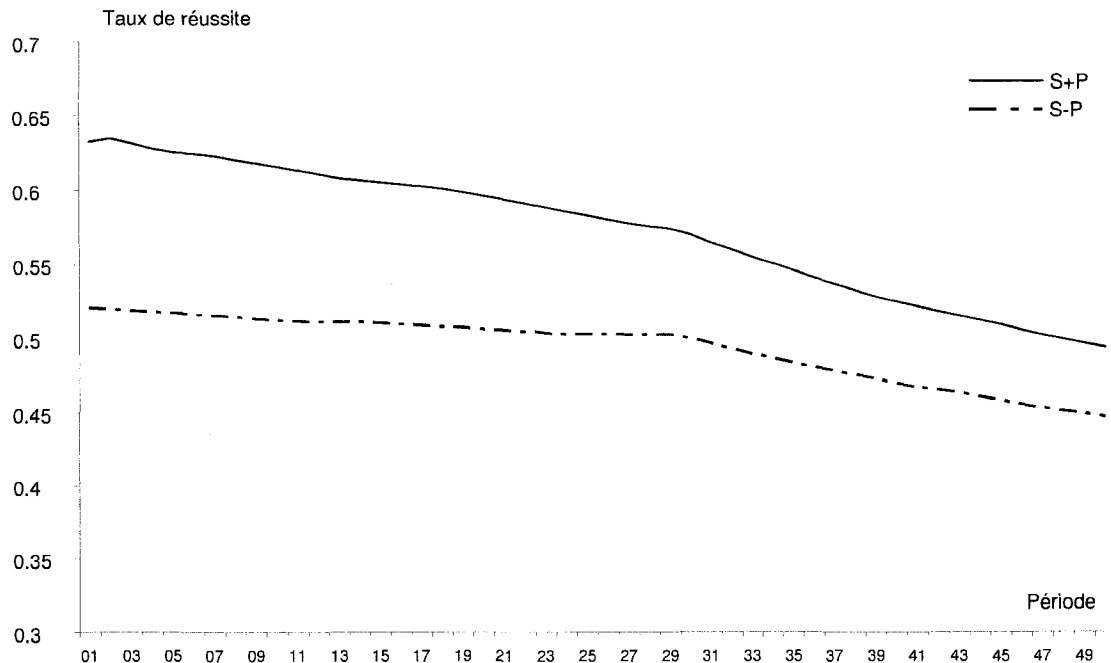


Figure 4.22 Effet du protocole de routage sur le taux de réussite

4.3.8 Nombre moyen de paquets reçus par nœud et par période

Bien que dans le scénario Naïf les nœuds retransmettent tous les paquets qu'ils reçoivent sans hésitation, nous remarquons que le nombre moyen de paquets reçus par nœud et par période est meilleur dans le scénario **S+P**, comme l'illustre la Figure 4.23. Ceci est dû au fait que dans le scénario Naïf, le taux de réussite est meilleur pendant les débuts de la simulation mais il régresse avec le temps, car les nœuds intermédiaires commencent à perdre de l'énergie et ne retransmettent pas assez de paquets comme au début. Nous pouvons constater ce phénomène à la Figure 4.24 qui nous montre le déroulement de la retransmission dans le temps. Nous constatons que les scénarios **Naïf** et **Égoïste** offrent de meilleurs taux de retransmission au début de la simulation, mais après la 20^{ème} période, nous constatons que les scénarios utilisant le concept de la stratégie deviennent plus performants. Ceci

est dû au fait que les nœuds dans les scénarios **Naïf** et **Égoïste** s'affaiblissent en énergie plus rapidement que dans les autres scénarios.

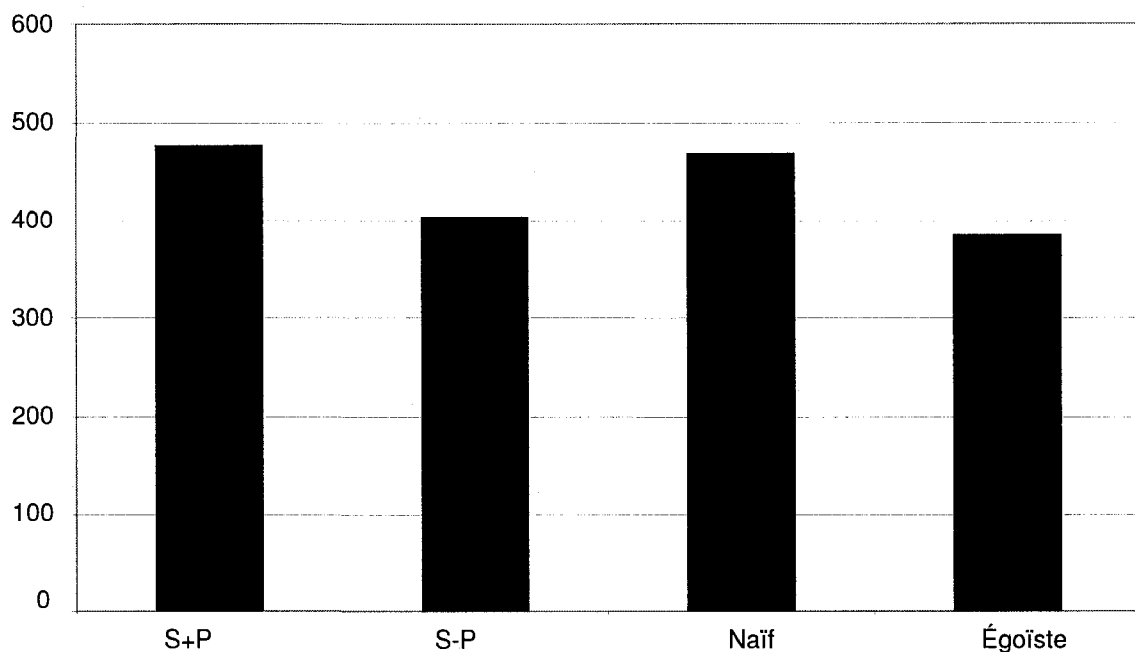


Figure 4.23 Nombre moyen de paquets réussis par nœud et par période

4.3.9 Graphe des émissions

Ce graphe, présenté à la Figure 4.25, nous permet de suivre l'évolution des émissions moyennes par nœud durant la simulation. Nous constatons que dans les scénarios utilisant notre modèle analytique basé sur la théorie des jeux, les émissions ont tendance à augmenter avec le temps jusqu'à une certaine période, puis elles commencent à diminuer. Cette diminution est justifiée car, avec le temps, l'énergie des nœuds commence à diminuer et par conséquent, les nœuds diminuent leurs émissions pour se garder en vie le plus possible. Dans les deux scénarios **Naïf** et **Égoïste**, les émissions ont tendance à diminuer car les nœuds dépensent une part importante de leur énergie à retransmettre les paquets des autres aux dépens de leurs propres paquets.

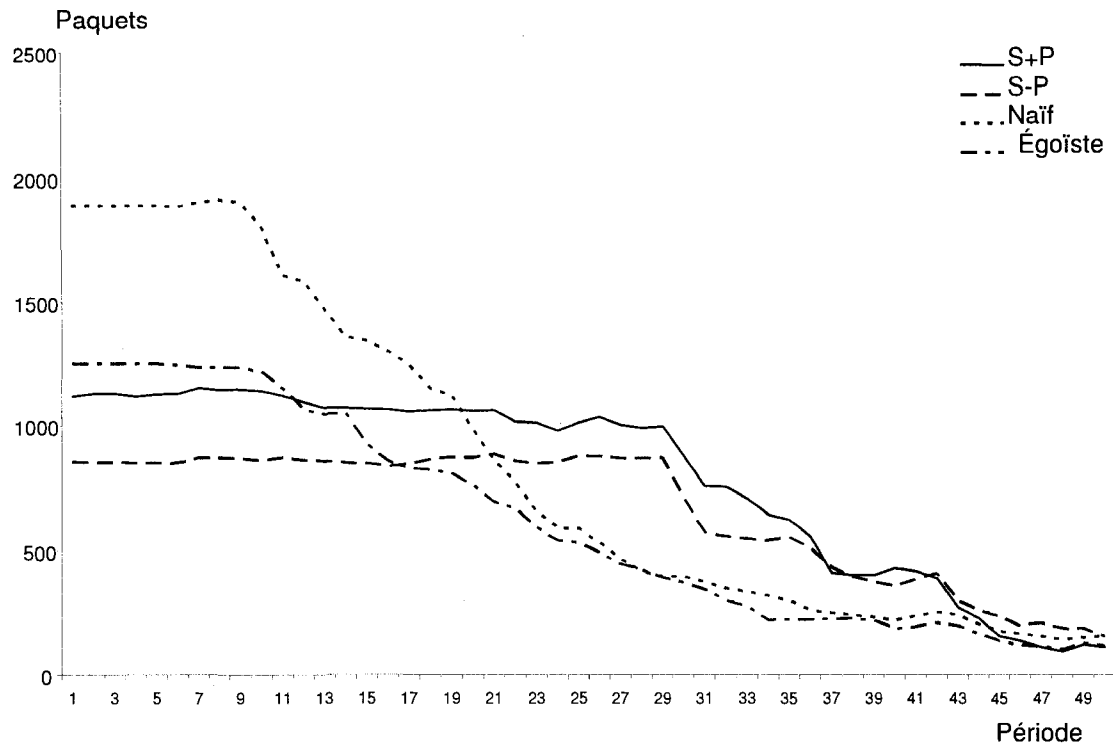


Figure 4.24 Graphe des retransmissions

4.3.10 Graphe des transmissions

La Figure 4.26 nous permet de visualiser l'évolution des transmissions (émissions et retransmissions) des nœuds pendant la durée de la simulation. Nous trouvons presque le même phénomène qu'à la Figure 4.24. Au début de la simulation, ce sont les scénarios **Naïf** et **Égoïste** qui offrent les meilleures performances, mais avec le temps ce sont les scénarios **S+P** et **S-P** qui l'emportent et la cause est toujours la même : la préservation de l'énergie est meilleure dans les scénarios **S+P** et **S-P**. Nous pouvons constater ce phénomène à la Figure 4.27 qui nous montre la survie des nœuds.

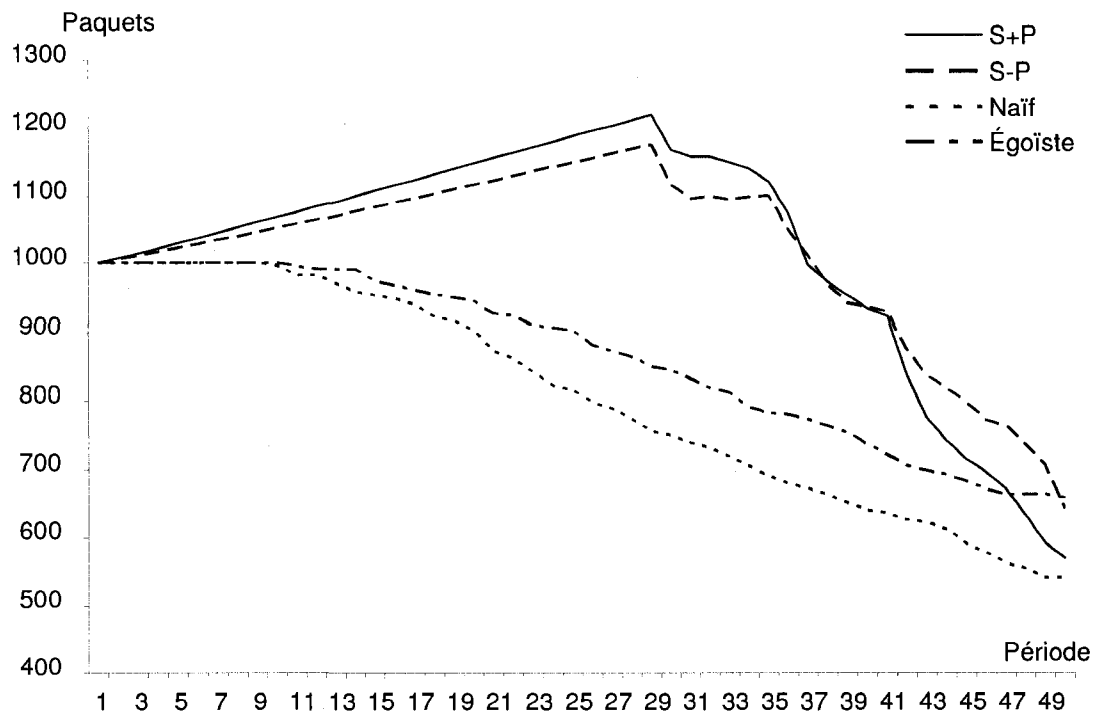


Figure 4.25 Graphe des émissions

4.3.11 Graphe de survie

La Figure 4.27 nous offre une idée assez claire de la préservation de l'énergie des nœuds durant la simulation, plus précisément, la durée des nœuds coopérants. Dans cette Figure, nous illustrons la vie des nœuds coopérants par le nombre de paquets qui leur reste à transmettre, sachant qu'au début, chaque nœud peut transmettre 100000 paquets et que, lorsqu'il atteint cette limite, il est hors d'usage. Nous constatons que, dans les scénarios **Naïf** et **Égoïste**, les nœuds ont tendance à s'éteindre plus rapidement que dans les scénarios **S+P** et **S-P**. En moyenne, dans les scénarios **Naïf** et **Égoïste**, les nœuds deviennent hors d'usage au bout de la 36^{ème} ou de la 37^{ème} période, alors que dans les scénarios **S+P** et **S-P**, les nœuds deviennent hors d'usage au bout de la 47^{ème} période. Notre solution offre aux nœuds une survie plus longue que celle offerte dans les autres scénarios.

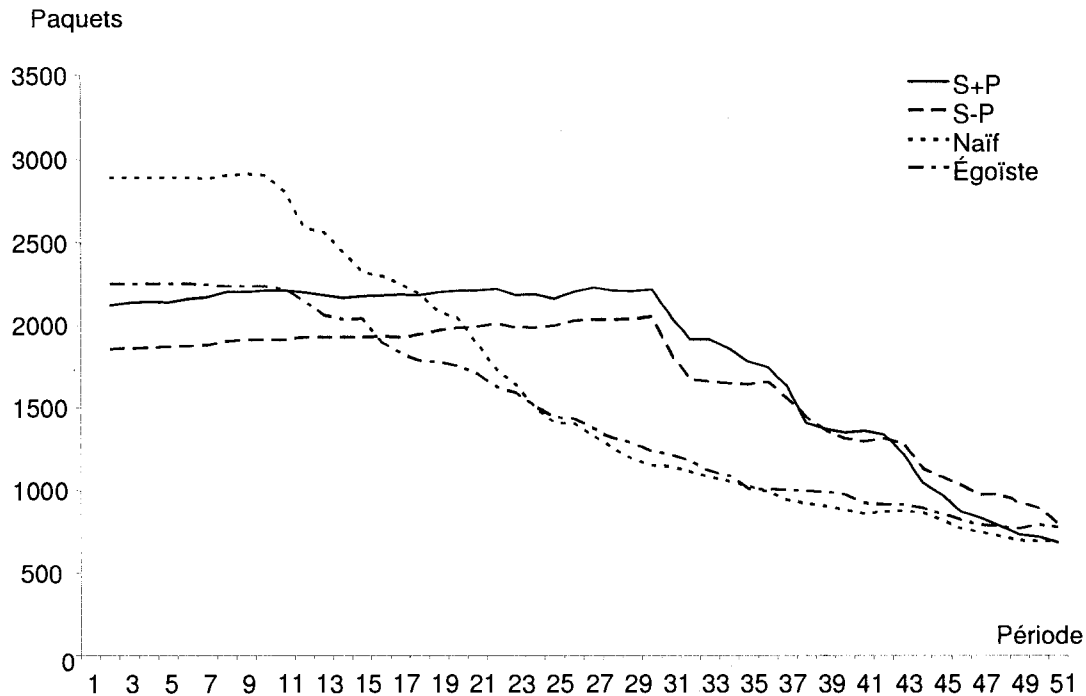


Figure 4.26 Graphe des transmissions

4.4 Conclusion

D'après les résultats obtenus par les simulations et les comparaisons que nous avons faites entre les différents scénarios sur les indices de performances que nous avons identifiés, nous pouvons conclure que les scénarios utilisant notre modèle analytique de la théorie des jeux offrent de meilleures performances par rapport aux autres scénarios. Nous constatons aussi qu'entre les deux scénarios utilisant le modèle analytique, le scénario utilisant notre protocole de routage offre de meilleures performances par rapport au scénario utilisant un protocole avec le principe du plus court chemin.

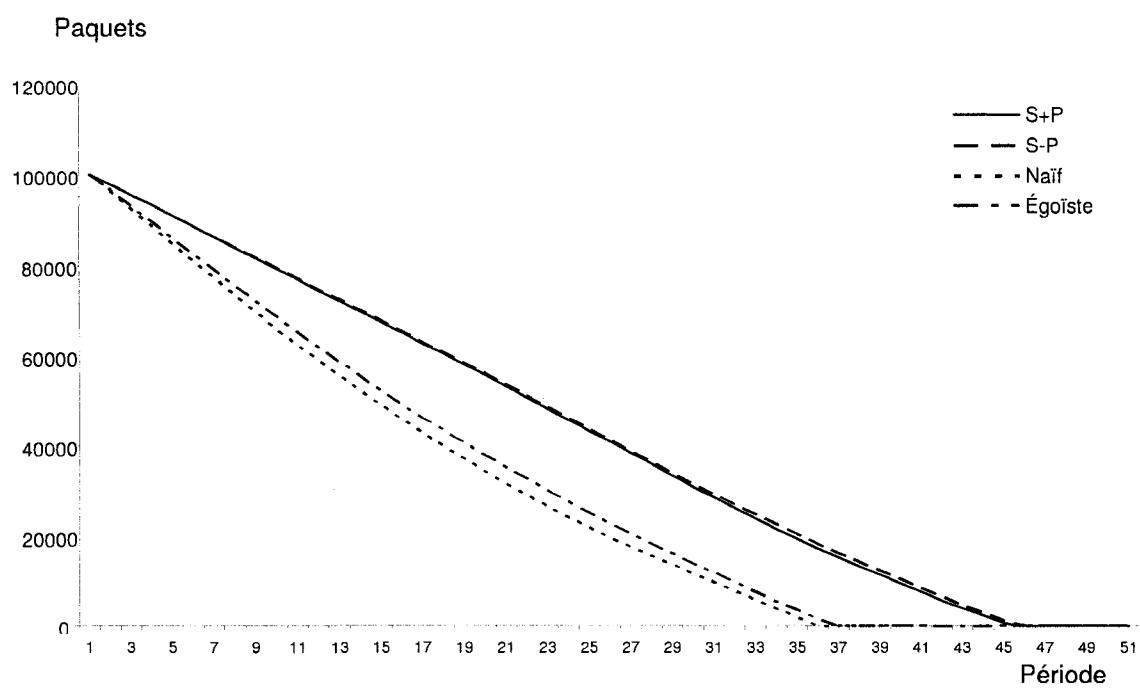


Figure 4.27 Graphe de survie des nœuds coopérants

CHAPITRE 5

EFFET DE LA MOBILITÉ SUR LA COOPÉRATION

DANS LES RÉSEAUX MOBILES AD HOC

5.1 Introduction

Dans les réseaux mobiles ad hoc statiques ou avec une mobilité réduite, la route entre le nœud source et le nœud destination reste presque inchangée durant la durée de la session de communication entre ces deux nœuds. Le fait d'avoir un nœud intermédiaire égoïste sur cette route risque de perturber le cheminement des paquets entre la source et la destination. Même si les nœuds intermédiaires ne se comportent pas de façon égoïste au début de la session de communication, ils le deviendront sûrement s'ils voient qu'ils sont trop sollicités ou qu'ils épuiseront leurs ressources d'énergie plus rapidement que les autres, et qu'ainsi ils ne seront plus actifs. Dans les deux cas, il n'y aura plus d'acheminement de paquets.

L'idée consiste à changer de temps en temps la route entre la source et la destination pour libérer les nœuds intermédiaires. Nous pouvons ainsi éviter à ces nœuds de se comporter de façon égoïste, ou les retarder le plus longtemps possible avant d'engager ce comportement, ou encore allonger leur durée de vie.

La façon la plus simple de réaliser des routes différentes entre un nœud source et un nœud destination passe par une mobilité assez fréquente des différents nœuds. Cette mobilité agit sur la topologie du réseau, et, par conséquent, les nœuds intermédiaires ne seront plus les mêmes et la charge de la communication sera répartie sur les différents nœuds du réseau.

5.2 Constats

Les différentes simulations que nous avons effectuées pour valider notre solution nous ont livré des résultats très intéressants. En effet, ces résultats nous ont permis de constater que la mobilité agit positivement sur le rendement du réseau, et plus précisément sur la coopération. Lorsque nous avons voulu réaliser nos simulations pour le chapitre 4, nous avons d'abord commencé à effectuer des expériences sur un réseau statique où les nœuds ne bougent pas. Nous avons supposé que pour des raisons de simplicité, nous pouvions ôter la mobilité aux nœuds. Mais, nous nous sommes aperçu que cette solution ne reflète pas la réalité d'un vrai réseau mobile ad hoc. Alors, nous avons réintroduit la mobilité dans notre programme de simulation, en faisant bouger les nœuds de façon naturelle sans aucune contrainte. Finalement, nous nous sommes retrouvé avec deux ensembles de résultats. Des résultats pour la solution statique, et des résultats pour la solution dynamique.

Dans une étude antérieure, réalisée par Fèlegyházi et al. (2003b), les auteurs ont fait la même constatation en étudiant l'effet de la mobilité sur la coopération. Ils ont divisé le temps de la simulation en étapes discrètes. À la fin de chaque étape, chaque nœud évalue les résultats de son interaction avec le réseau. La durée de l'étape est corrélée avec la quantité de changement du réseau. Plus l'étape est longue, plus la mobilité change la topologie du réseau. Ainsi, ils ont employé la durée de l'étape comme paramètre pour étudier l'effet de la mobilité. Dans leur simulation, ils ont fait varier la durée des étapes pendant lesquelles les nœuds sont en mouvement. Ils ont constaté que lorsque la durée de l'étape est petite (la mobilité est petite et il y a peu de changement dans le réseau), un seuil plus élevé de générosité est exigé des nœuds. Lorsque la durée de l'étape est grande (la mobilité est grande et il y a un changement important dans le réseau), le seuil de générosité exigé des nœuds est inférieur. Ils ont conclu que l'absence de la mobilité est un obstacle important pour la coopération spontanée.

Dans notre cas, nous avons constaté l'effet de la mobilité sur la coopération avec des résultats plus concrets. Le phénomène de l'effet de la mobilité sur la coopération est vraiment reflété par plusieurs indices. Ainsi, pour mettre en évidence ce phénomène, nous avons comparé quelques indices de performance entre le modèle statique et le modèle dynamique. Ces indices nous ont permis de constater que les résultats du modèle dynamique sont plus performants que le modèle statique. Comme le seul paramètre qui différencie le modèle dynamique du modèle statique est la mobilité, nous avons alors conclu que cette performance ne peut être due qu'à la mobilité des nœuds.

Dans les sections suivantes, nous allons montrer par des résultats de simulation que la coopération existe de façon inhérente entre les nœuds lorsque ces derniers sont en mouvement.

5.3 Scénarios et plan d'expériences

Comme nous l'avons indiqué à la section 5.1, nous utilisons le même programme pour les solutions dynamique et statique, sauf que dans la solution statique, nous enlevons la procédure qui génère le mouvement des nœuds, comme illustré à la Figure 5.1.

Nous reprenons les mêmes scénarios présentés et décrits dans le chapitre 4, à savoir les scénarios **S+P**, **S-P**, **Naïf** et **Égoïste**, pour les deux solutions. Et pour avoir des résultats cohérents, les simulations des deux solutions et pour les quatre scénarios s'effectuent avec les mêmes configurations initiales et les mêmes paramètres de simulation.

Le but est de comparer les indices de performance entre la solution statique et la solution dynamique pour le même scénario et dans les mêmes conditions. En d'autres termes, quand nous lançons le programme de simulation pour les deux solutions (statique et dynamique) et pour les quatre scénarios (**S+P**, **S-P**, **Naïf** et **Égoïste**), nous lançons en vérité huit processus dans lesquels nous affectons les nœuds aux mêmes emplacements, nous affectons

les mêmes nœuds destinations aux mêmes nœuds sources, et nous établissons le même ordre de transmission pour les mêmes nœuds.

5.4 Résultats de simulation et analyse

L'objectif de la simulation est de dévoiler les performances de la solution mobile par rapport à la solution statique, et ceci pour le même scénario. Pour mettre en évidence ces performances, nous avons choisi quelques éléments d'indices de performances concernant l'aspect de la coopération et qui nous permettront de bien percevoir les points avantageux qu'apporte la solution mobile. Dans ce qui suit, nous étalerons en détail quelques éléments d'indices de performances.

5.4.1 Nombre de nœuds participant à la coopération

Pour cet indice, nous dénombrons les nœuds qui ont participé à la coopération (les nœuds qui ont relayé des paquets pour le compte des autres nœuds) pendant la durée totale de la simulation. Nous constatons, d'après les résultats illustrés à la Figure 5.2, que le nombre de nœuds coopérants dans la solution dynamique est plus grand que dans la solution statique, ceci pour tous les scénarios.

Nous remarquons également que les scénarios **S-P**, **Naïf** et **Égoïste** offrent une différence importante entre les deux solutions, alors que le scénario **S+P** offre une légère différence (les valeurs sont presque identiques), comme le montre le Tableau 5.1. Cette importante différence, entre le modèle dynamique et le modèle statique pour les scénarios **S-P**, **Naïf** et **Égoïste**, est due à la mobilité des nœuds, car c'est le seul paramètre qui différencie les deux solutions. Cependant, le scénario **S+P** ne présente presque pas de différence vis-à-vis des autres scénarios, à cause de l'application du protocole de routage proposé *CBHRP*.

```

Simulation ( )
{
  Initialisation ();           // initialisation des structures de données
  Plantation_noeuds (); // répartition des nœuds dans l'espace de simulation
  Scenario ();                // détermination des paires sources-destinations
  Demande_route ();           // les nœuds font une demande de route au Principal
  Calcul_voisin ();           // le Principal établit une image de la topologie du réseau
  Calcul_route (); // le Principal calcule les routes reliant les sources aux
                          destinations

  Répéter {
    Calcul_meilleur_route(); // le Principal calcule les meilleures routes
                          selon le vecteur de coopération

    Répéter
    {
      Fixer_ordre_transmission (); // fixer l'ordre selon lequel les nœuds
                          sources transmettent les paquets

      Session_Transmission (); // transmission des paquets désignés
                          pour cette période

    } Jusqu'à Fin_période;

    Statistique ();           // des statistiques sur les transmissions sont faites
                          pour le calcul des taux  $\delta_i$  et  $\sigma_i$ 

    Echange_données (); // un échange de données entre les nœuds et le
                          Principal concernant les taux  $\delta_i$ ,  $\sigma_i$  et leur moyenne

    Stratégie ();           // les nœuds calculent leur nouvelle stratégie de
                          transmission suite au données échangées
                          avec le Principal

    } Jusqu'à dernière période;

  Statistique_final();           // effectuer des statistiques sur la simulation
}

```

Figure 5.1 Procédure Principale du programme de simulation (solution statique).

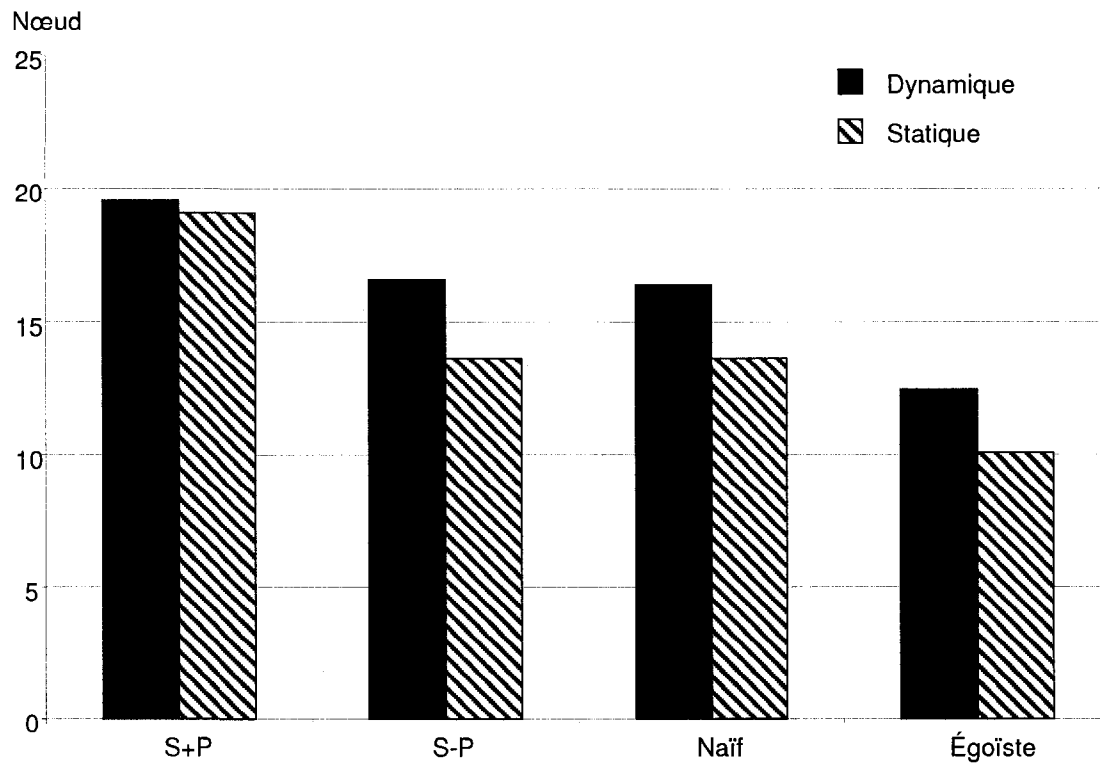


Figure 5.2 Nombre de nœuds participant à la coopération

Tableau 5.1 Pourcentage de différence du nombre de nœuds coopérants entre les solutions dynamique et statique

Scénario	Dynamique	Statique	Différence %
S+P	19,55	19,09	2,41 %
S-P	16,55	13,64	21,33 %
Naïf	16,36	13,64	19,94 %
Égoïste	12,45	10,09	23,39 %

5.4.2 Nombre moyen de paquets relayés par un nœud coopérant

Pour cet indice, nous considérons le nombre moyen de paquets relayés par chaque nœud coopérant durant toute la durée de la simulation. Nous constatons que le nombre de paquets relayés dans la solution dynamique est inférieur au nombre de paquets relayés dans la solution statique, comme illustré à la Figure 5.3, et ceci pour les quatre scénarios. Nous constatons aussi, que la différence est importante entre les scénarios **S-P**, **Naïf** et **Égoïste** des deux solutions, alors qu'elle est moindre pour le scénario **S+P**. Nous pouvons argumenter cette importante différence pour les scénarios **S-P**, **Naïf** et **Égoïste** du fait du mouvement des nœuds. Par contre elle est moins importante pour le scénario **S+P** du fait de l'application du protocole de routage CBHRP. Nous pouvons voir, à la Figure 5.4, le nombre de paquets relayés en moins entre la solution dynamique et la solution statique.

Le fait que les nœuds relayent moins de paquets dans la solution dynamique prouve que cette solution consomme moins d'énergie que la solution statique. De la sorte, ce gain d'énergie peut avoir des conséquences positives sur le rendement du réseau, et ceci de deux façons possibles. La première possibilité peut se traduire par une longévité élevée des nœuds dans la solution dynamique par rapport à la solution statique. La deuxième possibilité peut se traduire par un taux d'émission de paquets (propres aux nœuds) plus élevé dans la solution dynamique par rapport à la solution statique, ce qui permet d'augmenter la chance d'avoir plus de paquets réussis.

5.4.3 Ratio nombre de paquets réussis / nombre de paquets relayés

Nous pouvons interpréter le ratio nombre de paquets réussis sur le nombre de paquets relayés comme la fonction de gain des nœuds. Plus ce ratio est important, plus le nœud est gagnant. Ainsi, nous constatons que ce ratio est

plus grand dans la solution dynamique que dans la solution statique, comme illustré à la Figure 5.5. Ceci nous permet de conclure que les nœuds dans la solution dynamique ont un profit meilleur que dans la solution statique. Nous constatons aussi que les scénarios **S-P**, **Naïf** et **Égoïste** de la solution dynamique présentent une différence de profit par rapport à la solution statique plus intéressante que celle offerte par le scénario **S+P**. Le Tableau 5.2 montre que le scénario **S+P** offre une différence de profit presque égale à la moitié du profit offert par les autres scénarios.

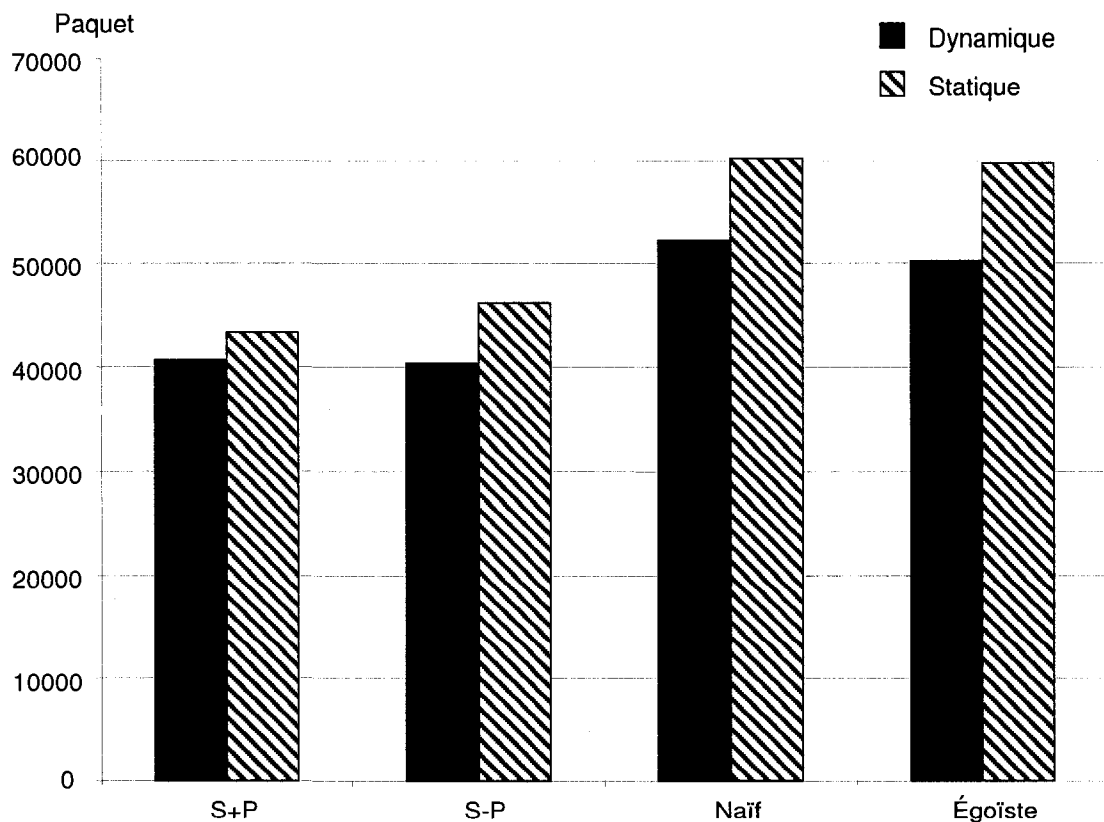


Figure 5.3 Nombre moyen de paquets relayés par nœud coopérant.

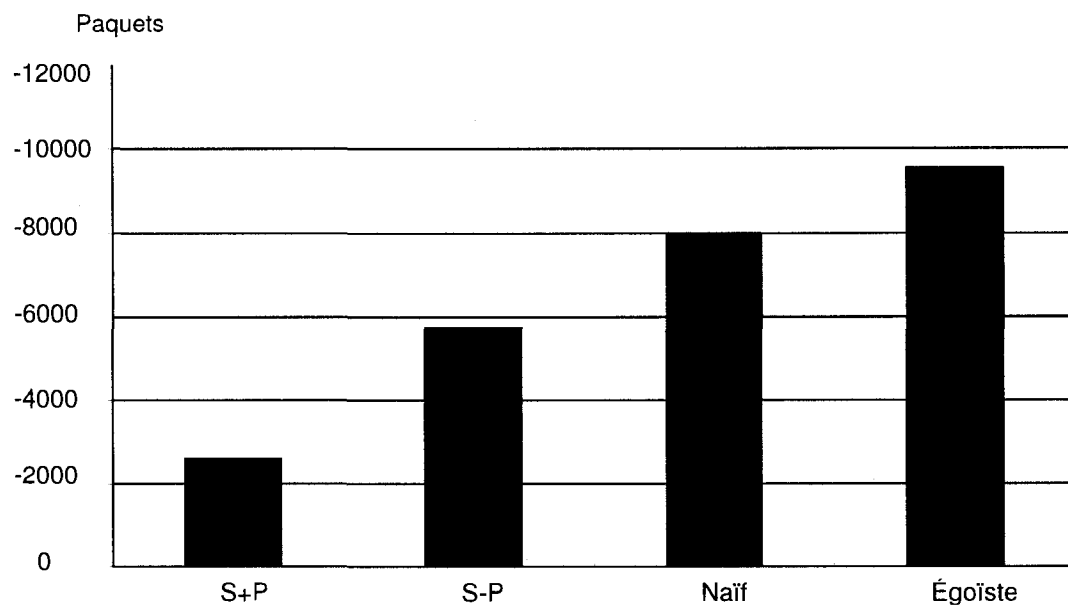


Figure 5.4 Différence de paquets relayés entre la solution dynamique et statique.

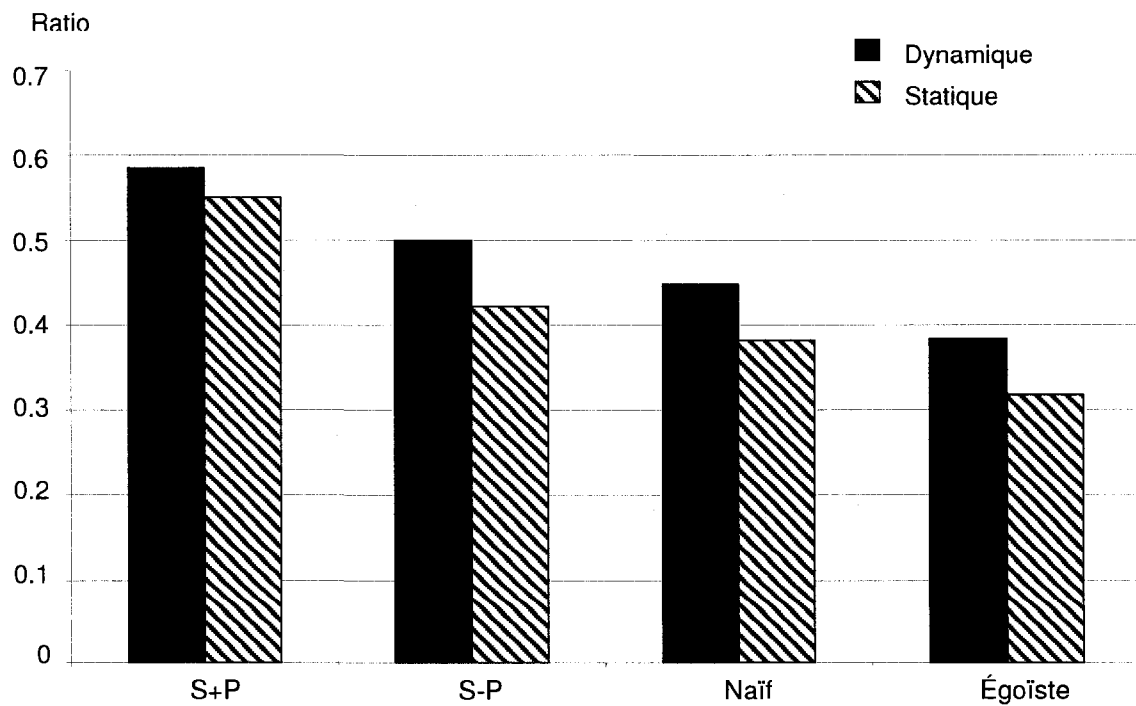


Figure 5.5 Ratio Nombre de paquets reçus/ Nombre de paquets relayés

Tableau 5.2 Pourcentage de différence de Profit entre les solutions dynamique et statique

Scénario	Dynamique	Statique	Différence %
S+P	0,58	0,55	5,45 %
S-P	0,50	0,42	19,05 %
Naïf	0,44	0,38	15,79 %
Égoïste	0,38	0,31	22,58 %

5.4.4 Charge des nœuds

La charge exprime le taux de participation du nœud aux activités du réseau (participation aux émissions et aux retransmissions). Dans un réseau où la coopération est parfaite, cette charge est presque identique pour tous les nœuds et elle est égale à $1/N$ (N étant le nombre de nœuds du réseau). Par contre elle sera différente si la coopération est assurée seulement par un ensemble restreint de nœuds. Dans notre cas, la charge parfaite avoisine la valeur 0.05 (pour $N=20$). Or, nous remarquons que le scénario **S+P**, pour les deux solutions dynamique et statique, offre une valeur proche de 0.05, comme l'illustre la Figure 5.6. Ce qui prouve que la charge est mieux répartie dans ce scénario. Cependant, dans les scénarios **S-P**, **Naïf** et **Égoïste**, nous remarquons que la solution dynamique offre une charge meilleure que la solution statique. La charge dans ces trois scénarios est mieux répartie dans le modèle dynamique que dans le modèle statique. Nous pouvons mieux voir cette différence au Tableau 5.3.

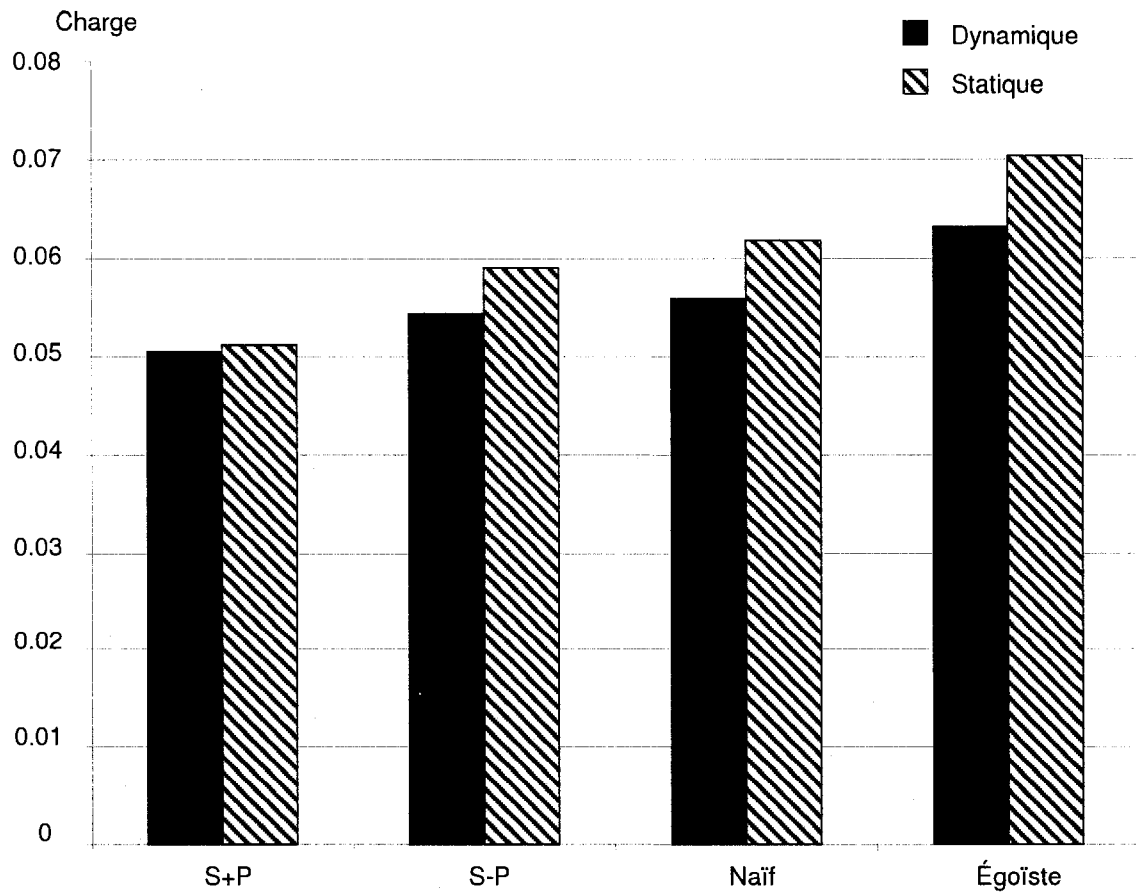


Figure 5.6 Charge des nœuds coopérants

Tableau 5.3 Pourcentage de différence de charge entre les solutions dynamique et statique

Scénario	Dynamique	Statique	Différence %
S+P	0,0505	0,0511	-1,17 %
S-P	0,0543	0,0590	-7,97 %
Naïf	0,0559	0,0618	-9,55 %
Égoïste	0,0631	0,0702	-10,11 %

5.4.5 Total des transmissions des nœuds

Le total des paquets transmis par les nœuds comporte les paquets générés par les nœuds eux-mêmes et les paquets relayés. Ce paramètre nous permet de comparer le profit des nœuds non coopérants dans le réseau par rapport aux nœuds coopérants. Bien entendu, les nœuds non coopérants n'ont pas de paquets relayés, tout ce qu'ils ont transmis, c'est leurs propres paquets.

Ainsi, d'après la Figure 5.7, nous constatons que les nœuds non coopérants profitent du réseau dans la solution statique plus que dans la solution dynamique. Ils envoient plus de paquets dans la solution statique que dans la solution dynamique. Le Tableau 5.4 nous offre une estimation en pourcentage de la différence de paquets émis entre la solution dynamique et la solution statique, et nous remarquons que le scénario S+P offre le meilleur rendement avec moins de 48 %.

Par contre, les nœuds coopérants transmettent plus de paquets dans le modèle dynamique que dans le modèle statique, comme illustré à la Figure 5.8. Nous constatons que le scénario **S+P** offre les mêmes performances pour les nœuds coopérants, que ce soit dans la solution dynamique que dans la solution statique. D'après ces résultats, nous pouvons conclure que le modèle statique est profitable aux nœuds non coopérants, alors que le modèle dynamique est profitable aux nœuds coopérants.

5.4.6 Nombre moyen de paquets réussis par nœud

D'après la Figure 5.9, nous constatons que les nœuds dans la solution dynamique ont un taux de réussite des paquets émis plus important que dans la solution statique, et ceci, pour les scénarios **S-P**, **Naïf** et **Égoïste**. Alors que pour le scénario **S+P**, les résultats sont presque identiques, nous rappelons que pour le scénario **S+P** le rapport de paquets relayés entre le modèle dynamique et le modèle statique est de 93,9%.

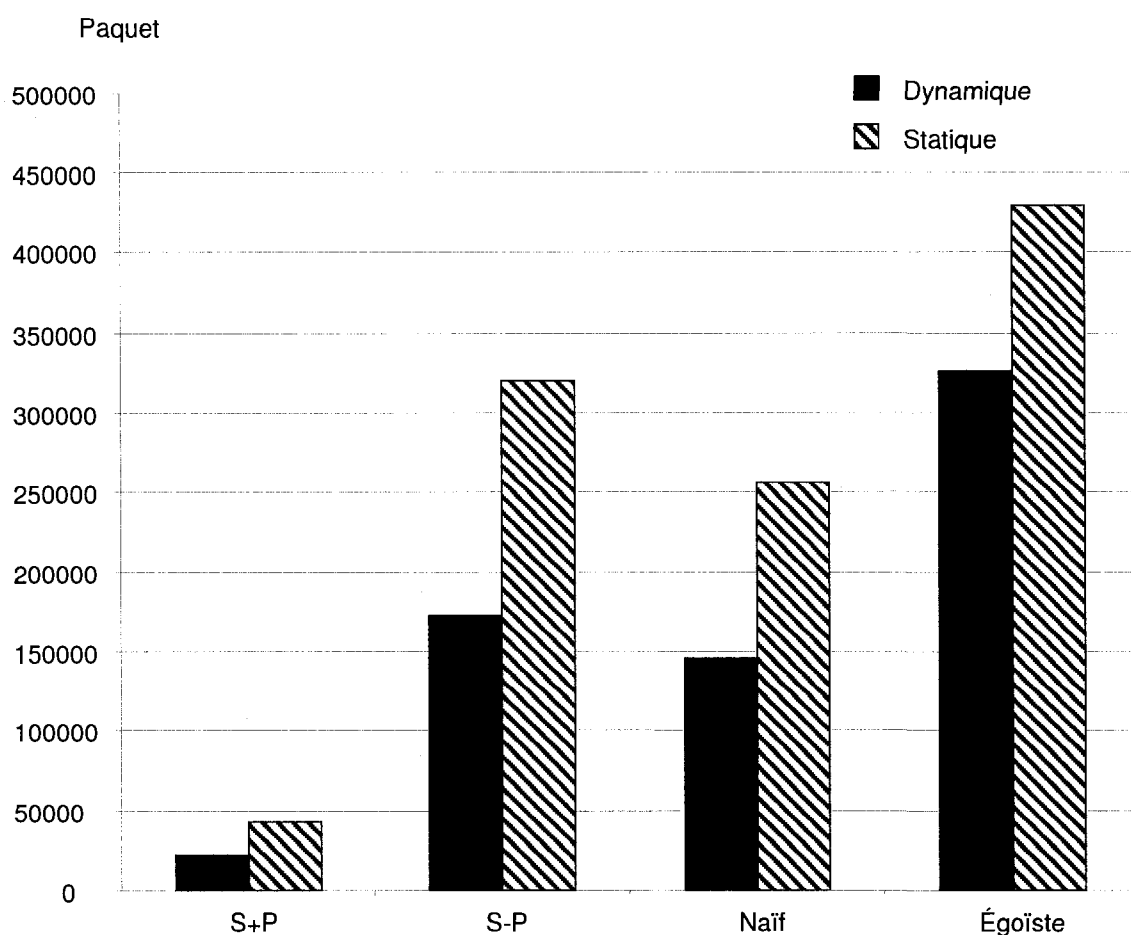


Figure 5.7 Total des paquets émis par les nœuds non participant à la coopération

Tableau 5.4 Pourcentage de différence de paquets émis par les nœuds non coopérant entre les solutions dynamique et statique

Scénario	Dynamique	Statique	Différence %
S+P	22066,65	43047,65	-48,74 %
S-P	172761,78	319627,85	-45,95 %
Naïf	145646,05	256281,44	-43,17 %
Égoïste	326226,90	429587,18	-24,06 %

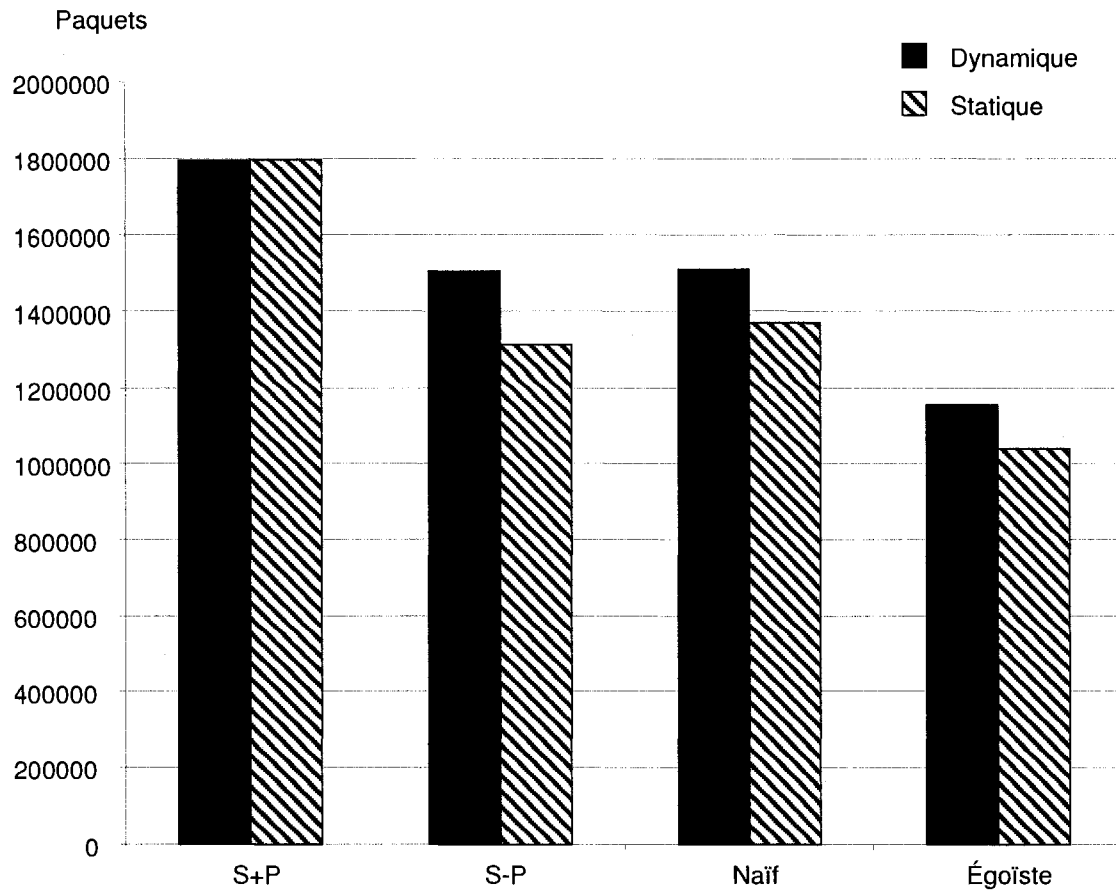


Figure 5.8 Total des paquets transmis par les nœuds participant à la coopération

5.5 Conclusion

Les résultats obtenus dans les deux solutions montrent que les nœuds, dans la solution dynamique, performant mieux que dans la solution statique, plus précisément dans les scénarios **S-P**, **Naïf** et **Égoïste** et cela à plusieurs niveaux. Rappelons que dans ces scénarios, nous utilisons un protocole de routage basé sur le principe du plus court chemin en termes de saut. Nous avons aussi constaté que, dans le scénario **S+P**, les performances ne sont pas aussi importantes que dans les autres scénarios et nous justifions cela par le fait

de l'utilisation de notre protocole de routage *CBHRP*. Ceci nous mène à conclure que l'application de notre protocole de routage dans un réseau statique provoque un semblant de mouvement (une mobilité virtuelle) dans le réseau du fait que les chemins choisis changent selon l'aptitude des nœuds à la coopération, alors que l'application de protocoles basés sur le principe du plus court chemin génère toujours les mêmes chemins. Pour conclure, nous dirons que la mobilité, qu'elle soit réelle (modèle dynamique) ou virtuelle (modèle statique + le protocole *CBHRP*), augmente les performances du réseau en matière de coopération

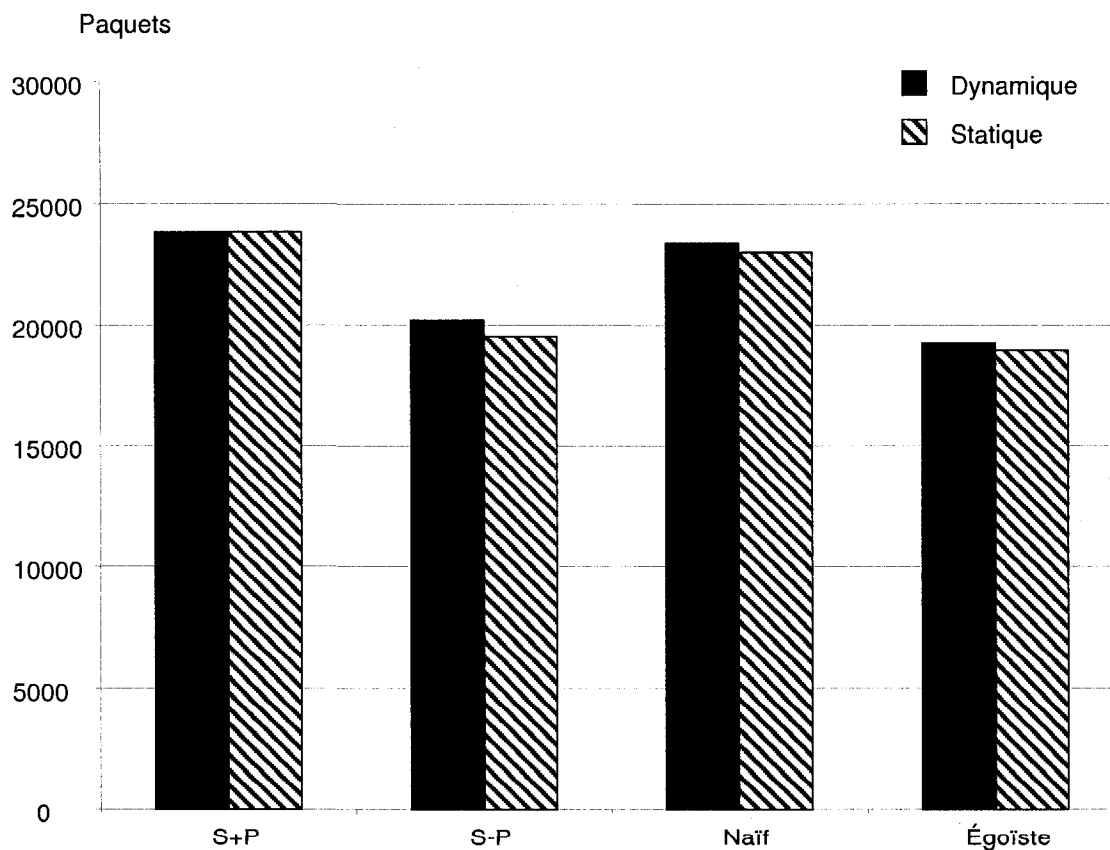


Figure 5.9 Nombre moyen de paquets réussis par nœud

**Tableau 5.5 Pourcentage de différence de paquets réussis des nœuds
entre les solutions dynamique et statique**

Scénario	Dynamique	Statique	Différence %
S+P	23840,16	23848,64	-0,04 %
S-P	20224,68	19528,50	3,56 %
Naïf	23392,09	23013,34	1,65 %
Égoïste	19240,05	18969,11	1,43 %

CHAPITRE 6

CONCLUSION

En raison de l'absence d'infrastructure dans les réseaux mobiles ad hoc et de la limitation du champ de couverture des nœuds mobiles sans fil, le concept de la coopération consiste à ce que les nœuds mobiles coopèrent entre eux pour relayer les paquets entre les nœuds source et destination. Vu l'importance primordiale de ce concept vis-à-vis de la survie du réseau, la coopération a suscité l'intérêt de plusieurs chercheurs qui ont proposé des solutions que nous pouvons regrouper en deux grandes classes : les modèles d'incitation et les modèles analytiques basés sur la théorie des jeux. Nous avons présenté au chapitre 2 quelques modèles que nous avons jugés les plus intéressants et dont nous avons relevé quelques insuffisances, surtout en ce qui concerne la collecte des informations et l'interaction du protocole de routage avec la solution proposée.

6.1 Synthèse des travaux

Pour remédier aux insuffisances recensées dans les études précédentes, et afin d'améliorer la coopération entre les nœuds, nous avons élaboré dans cette thèse un modèle de coopération basé sur la théorie des jeux. Nous avons proposé une solution qui offre un cadre global pour la coopération et qui se compose d'un modèle analytique et d'un protocole de routage.

Dans notre solution, nous avons proposé une autre alternative qui consiste à intégrer le problème de routage à celui de la coopération. En effet, nous considérons que le routage est une partie prenante du problème de coopération. Le principe de notre solution est de créer une situation dans laquelle le nœud

n'a pas de raison pour ne pas coopérer. Cette situation permet de réduire considérablement le taux de rejet des paquets à relayer.

Nous avons proposé une collecte centralisée de données nécessaires au modèle analytique et au protocole de routage, leur permettant ainsi d'avoir une information cohérente sur tout le réseau. Le modèle analytique permet aux nœuds de calculer leur stratégie de transmission et de définir leur aptitude à coopérer. Cette aptitude à coopérer est utilisée comme mesure par le protocole de routage pour le calcul des routes.

Les simulateurs de réseaux disponibles, tels Opnet et NS, ne nous offrant pas les outils dont nous avons besoin pour simuler notre solution, nous avons dû réaliser notre propre simulateur. Pour valider notre solution, nous avons créé quatre scénarios. Le premier est notre propre solution intégrant le modèle analytique et le protocole de routage proposés. Le deuxième scénario utilise notre modèle analytique mais sans le protocole de routage proposé. Le troisième scénario propose que tous les nœuds coopèrent à cent pour cent, et enfin, le quatrième scénario est celui où il existe quelques nœuds qui ne coopèrent jamais.

En comparant les indices de performances entre les quatre scénarios, surtout les indices sur le nombre moyen de participation et la charge des nœuds, nous avons montré que notre solution offre de meilleures performances et développe un environnement propice pour la coopération. Ainsi, pour le nombre moyen de participants à la coopération, notre solution surpasse de 15% le meilleur des trois autres scénarios, et pour la charge des nœuds, notre solution offre une charge par nœud inférieure de 8% par rapport au meilleur des trois autres scénarios. Nous avons montré aussi que les nœuds utilisant notre modèle analytique de stratégie survivent 27% plus longtemps que les autres scénarios.

Les résultats obtenus montrent que la solution dynamique performe mieux que la solution statique, plus précisément dans les scénarios **S-P**, **Naïf** et **Égoïste**. Nous avons aussi constaté que, dans le scénario **S+P**, les performances ne sont pas aussi importantes que dans les autres scénarios, et nous justifions cela par le fait de l'utilisation du protocole de routage proposé *CBHRP*. Ce qui nous mène à conclure que l'application du protocole de routage *CBHRP* dans un réseau statique provoque un semblant de mouvement (une mobilité virtuelle) dans le réseau du fait que les chemins choisis changent selon l'aptitude des nœuds à la coopération, alors que l'application de protocoles basés sur le principe du plus court chemin génèrent toujours les mêmes chemins. Ainsi, nous avons prouvé que la mobilité, qu'elle soit réelle (modèle dynamique) ou virtuelle (modèle statique + le protocole *CBHRP*), augmente les performances du réseau en matière de coopération.

Dans cette thèse, nous avons introduit une nouvelle notion qui consiste à faire participer les fournisseurs de services aux réseaux mobiles ad hoc. Cette participation se concrétise par leur soutien au routage, et aussi, en offrant des mécanismes d'encouragement aux nœuds pour les inciter à coopérer.

6.2 Limitations des travaux

Comme dans tout ouvrage de recherche, il y a toujours des limitations qui obligent les chercheurs à laisser de côté des points et ne pas les étudier profondément, soit pour des raisons de simplicité, soit pour des raisons de manque de moyens.

Dans notre travail, nous nous sommes heurtés aux deux cas. Lors de la réalisation de notre simulation, pour des raisons de simplicité, nous n'avons considéré que le scénario avec une seule zone et un seul *Principal*, c'est-à-dire, un seul fournisseur de services. Or, pour être plus réaliste, il fallait supposer le cas où nous avons plus d'un fournisseur, et où nous aurions eu des interactions

entre des nœuds de zones différentes et aussi où nous aurions eu des échanges entre les différents fournisseurs.

Un autre point que nous n'avons pas étudié en profondeur est le protocole de routage proposé. En effet, nous avons donné une description de ce protocole et nous avons supposé qu'il fonctionne correctement. Cependant, une étude plus approfondie et une simulation de ce protocole par des outils de simulation, tels qu'Opnet ou NS2, lui auraient donné plus de réalisme. Nous n'avons pas insisté sur ce point, car le but de la thèse n'est pas d'étudier le protocole en tant que tel, mais juste de l'utiliser comme outil pour notre modèle de solution.

Jusqu'à présent, dans toutes les solutions proposées pour le problème de la coopération dans les réseaux mobiles ad hoc, les auteurs supposent toujours que les nœuds sont rationnels et qu'ils ne sont pas malveillants. Personne n'a osé proposer le cas où l'égoïsme et la malveillance cohabitent dans le même réseau. C'est peut-être parce qu'il est difficile d'étudier les deux comportements qui portent à confusion ou peut-être parce qu'il est difficile de les détacher l'un de l'autre.

6.3 Indications de recherches futures

Il convient de mentionner que, malgré toutes les recherches effectuées et les méthodes proposées, le problème de la coopération demeure encore un problème ouvert et d'actualité. La coopération est un élément essentiel pour la survie des réseaux mobiles ad hoc, et ce phénomène suscitera toujours l'intérêt des chercheurs jusqu'à ce que la communauté scientifique adopte une solution normalisée qui deviendra un standard pour la coopération.

Les recherches futures devraient être orientées vers les aspects qui encourageront l'utilisation des réseaux mobiles ad hoc et qui permettront de les utiliser à très grande échelle.

Le fait d'avoir introduit les fournisseurs de services dans les réseaux mobiles ad hoc nous amène à suggérer que nous pourrions conduire d'autres études sur différents plans relatifs à la notion de services dans les réseaux mobiles ad hoc. Notamment, les points concernant la découverte de services, les mécanismes d'annonce de services par les fournisseurs, la facturation, la sécurité des services, la portabilité des services par des nœuds de technologie différente, la qualité de service...

BIBLIOGRAPHIE

- Abolhasan, M, Wysocki, T, Dutkiewicz, E. 2004. "A review of routing protocols for mobile ad hoc networks". *Ad Hoc Networks*, Vol. 2, No.1, pp.1-22.
- Aubert, N, Gruère, J-P, Jabes, J, Laroche, H, Michel, S. 1999. "Management : aspects humains et organisationnels". Presses Universitaires de France, Paris.
- Badache, N, Lemlouma, T. 2002. "Les Protocoles de routage dans les réseaux mobiles Ad Hoc", *RIST : Revue d'Informatique Scientifique et Technique*, Vol. 12, No 02, CERIST, Alger, Algérie, pp. 77-112.
- Ben Salem, N, Buttyán, L, Hubaux, J-P, Jakobsson, M. 2003. "A charging and rewarding scheme for packet forwarding in multi-hop cellular networks". *Proceedings of the fourth ACM international symposium on Mobile ad hoc networking & computing*, Annapolis, Maryland, USA, pp. 13-24.
- Bolton, G.E, Ockenfels, A. 2000. "ERC: a theory of equity, reciprocity, and competition". *The American Economic Review*, Vol. 90, No.1, pp.166–193.
- Buchegger S, LeBoudec, J.Y. 2002a. "Nodes Bearing Grudges: Towards Routing Security, Fairness, and Robustness in Mobile Ad Hoc

Networks". Proceedings of the Tenth Euromicro Workshop on Parallel, Distributed and Network-based Processing, IEEE Computer Society.

Buchegger, S, LeBoudec, J.Y. 2002b. "Performance analysis of the CONFIDANT protocol". Proceedings of the 3rd ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MobiHoc), pp. 226–236, June 09 – 11, Lausanne, Switzerland.

Buttyán, L.J, Hubaux, P. 2000. "Enforcing service availability in mobile ad-hoc WANS". Proceedings of IEEE/ACM Workshop on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MobiHOC) , August, Boston, MA, USA.

Buttyán, L, Hubaux, J.-P. 2001. "Nuglets: a virtual currency to stimulate cooperation in self-organized ad hoc networks". Technical Report DSC/2001/001, Swiss Federal Institute of Technology. Lausanne.

Buttyán, L, Hubaux, J-P. 2003. "Stimulating cooperation in self-organizing mobile ad hoc networks", Mobile Networks and Applications, Vol. 8, No. 5, pp. 579 – 592.

Chlamtac, I. Conti, M. Liu, J.J.-N. 2003. "Mobile ad hoc networking : imperatives and challenges". Ad Hoc Networks, Vol. 1, No. 1, pp. 13-64.

Dawkins, R. 1976. "The selfish gene". Oxford University Press.

Fèlegyházi, M, Buttyán, L, Hubaux, J.P. 2003a. "Equilibrium Analysis of Packet Forwarding Strategies in Wireless Ad Hoc Networks – the Static Case (extended version)". Technical Report Nr. IC/2003/33, Laboratory of Computer Communications and Applications, Swiss Federal Institute of Technology. Lausanne.

Fèlegyházi, M, Buttyán, L, Hubaux, J.P. 2003b. "Equilibrium Analysis of Packet Forwarding Strategies in Wireless Ad Hoc Networks – the Dynamic Case (extended version)". Technical Report Nr. IC/2003/68, Laboratory of Computer Communications and Applications, Swiss Federal Institute of Technology. Lausanne.

Fèlegyházi, L, Hubaux, J.P, M, Buttyán. 2006a. "Nash Equilibria of Packet Forwarding Strategies in Wireless Ad Hoc Networks," IEEE Transactions on Mobile Computing, vol. 5, no. 5, pp. 463–476.

Felegyhazi, M, Hubaux, J-P. 2006b. "Game Theory in Wireless Networks: A Tutorial" in EPFL technical report, LCA-REPORT-2006-002, February, 2006.

Hedrick, C. 1988. "Routing Information Protocol", RFC 1058, June. [en ligne], <http://www.freessoft.org/CIE/RFC/1058/index.htm> (page consultée le 10 février 2005).

- Jakobsson, M, Hubaux, J.-P, Buttyán, L. 2003. "A Micro-Payment Scheme Encouraging Collaboration in Multi-Hop Cellular Networks". Proceedings of Financial cryptography, Guadeloupe, 26-30 January.
- Johnson, D.B, Maltz, D.A. 1996. "Dynamic source routing in ad hoc wireless networks". Mobile Computing, Edition Kluwer Academic Publishers, Dordrecht, chap. 5.
- Lamparter, B, Paul, K, Westhoff, D. 2003. "Charging Support for Ad-hoc Stub Network". Computer Communications, Vol. 26, No. 13, pp1504-1514.
- Lamparter, B, Plaggemeier, M, Westhoff, D. 2005. "Estimating the value of co-operation approaches for multi-hop ad hoc networks". Ad Hoc Networks, Vol. 3. No1, pp. 17-26.
- Leino. J. 2003. "Application of game theory in Ad Hoc Networks". Master thesis, Helsinki university of technology, department of engineering physics and mathematics.
- Marti, S, Giuli, T, Lai, K, Baker, M. 2000. "Mitigating routing misbehavior in mobile ad hoc networks". Proceedings of the Sixth annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking, pp. 255–265.
- Michiardi, P, Molva, R. 2002. "CORE: a **CO**llaborative **R**eputation mechanism to **E**nforce node cooperation in mobile ad hoc networks". Proceedings

of the Communication and Multimedia Security Conference, Portoroz, Slovenia, 2002.

Michiardi, P, Molva, R. 2003. "A game theoretical approach to evaluate cooperation enforcement mechanisms in mobile ad hoc networks". Proceedings of WiOpt 2003, INRIA Sophia-Antipolis, France, March 3-5.

Moy, J. 1994. "OSPF Version 2". RFC1583, March, [en ligne], <http://www.freessoft.org/CIE/RFC/1583/index.htm> (page consultée le 10 février 2005).

Myerson, R. B. 1991."Game Theory: Analysis of Conflict". Harvard University Press, Cambridge.

Obreiter, P, Nimis, J. 2003. "A Taxonomy of Incentive Patterns The Design Space of Incentives for Cooperation". Proceedings of the Second International Workshop on Agents and Peer-to-Peer Computing (AP2PC'03).

Osborne, M. J, Rubinstein, A. 1994. "A Course in Game Theory". MIT Press, Cambridge.

Paul, K. Westhoff, D. 2002. "Context Aware Detection of Selfish Nodes in DSR based Ad Hoc Networks". Proceedings of IEEE VTC'02-Fall, Vol.4, pp. 2424-2429

- Srinivasan, V, Nuggehalli, P, Chiasserini, C.F, Rao, R.R. 2003. "Cooperation in wireless ad hoc networks". Proceedings of IEEE INFOCOM'03, San Francisco, pp. 808-817.
- Urpi, A, Bonuccelli, M, Giordano, S. 2003. "Modelling cooperation in mobile ad hoc networks: a formal description of selfishness". Proceedings of WiOpt'03: Modeling and Optimization in Mobile, Ad Hoc and Wireless Networks, INRIA Sophia-Antipolis, France, March 3-5.
- Zhong, S, Chen, J, YANG, Y.R. 2003. "Sprite: A Simple, Cheat-Proof, Credit-Based System for Mobile Ad-Hoc Networks". In Proceedings of IEEE INFOCOM'03, San Francisco, Mar 30 - Apr 3, 2003.