



**HAL**  
open science

# Stratégies de routage multi-chemin dans les réseaux sans fil multi-sauts

Inès Doghri

► **To cite this version:**

Inès Doghri. Stratégies de routage multi-chemin dans les réseaux sans fil multi-sauts. Autre [cs.OH]. Ecole normale supérieure de lyon - ENS LYON, 2012. Français. NNT : 2012ENSL0714 . tel-00828394

**HAL Id: tel-00828394**

**<https://theses.hal.science/tel-00828394>**

Submitted on 31 May 2013

**HAL** is a multi-disciplinary open access archive for the deposit and dissemination of scientific research documents, whether they are published or not. The documents may come from teaching and research institutions in France or abroad, or from public or private research centers.

L'archive ouverte pluridisciplinaire **HAL**, est destinée au dépôt et à la diffusion de documents scientifiques de niveau recherche, publiés ou non, émanant des établissements d'enseignement et de recherche français ou étrangers, des laboratoires publics ou privés.

ÉCOLE NORMALE SUPÉRIEURE DE LYON

N° attribué par la bibliothèque  
2012ENSL0714

## THÈSE

pour obtenir le grade de

**DOCTEUR de l'École Normale Supérieure de Lyon - Université de Lyon**

Spécialité : **Informatique**

préparée au laboratoire **Laboratoire de l'Informatique du Parallélisme**

dans le cadre de l'École Doctorale **Informatique et Mathématiques**

présentée et soutenue publiquement

par

**Mme. Inès DOGHRI**

le 30 Mai 2012

Titre:

**Stratégies de routage multi-chemin dans les réseaux sans fil  
multi-sauts**

Directeur de thèse: **Isabelle GUERIN-LASSOUS**

Co-directeur de thèse: **Laurent REYNAUD**

### Jury

M. Sidi-Mohammed SENOUCI,	Président du jury
Mme. Véronique VEQUE,	Rapporteur
M. David SIMPLOT-RYL,	Rapporteur
M. Philippe JACQUET,	Examinateur
Mme. Isabelle GUERIN-LASSOUS,	Directeur de thèse
M. Laurent REYNAUD,	Co-directeur de thèse

---

## Résumé

Un réseau sans fil multi-saut est un ensemble d'entités mobiles et/ou fixes formant un réseau dynamique temporaire avec ou sans l'aide de toute administration centralisée. Cette particularité rend le routage problématique en cas d'instabilité des éléments qui composent les communications non directes. Afin de palier ces problèmes, de nouvelles formes de routage sont utilisées comme le routage multi-chemin (MC). Le routage MC permet d'envoyer les données sur des chemins multiples et semble être une solution efficace pour ces réseaux.

Le but de cette thèse est d'étudier les techniques de routage MC dans un contexte sans fil multi-saut en vue d'obtenir de meilleures performances. Nous avons choisi pour notre étude une extension MC du protocole OLSR, appelée MP-OLSR. Nous évaluons ses performances sous divers scénarios sous NS-2. Ces tests d'évaluation nous ont amenés à mettre en évidence deux problèmes dans MP-OLSR : la réactivité du protocole de routage MC suite à des ruptures de route et la stratégie de répartition des données sur les chemins multiples. Nous avons étudié la réactivité de tels mécanismes dans MP-OLSR. Nous avons proposé trois nouvelles techniques de réparation de pannes qui diminuent les temps de rétablissement d'une route et réduisent le taux de perte des flux transmis. Nous proposons aussi un mécanisme qui détecte la dégradation de la qualité des liens durant le transfert d'un trafic de données. Les informations déduites de ce mécanisme servent à adapter la proportion de trafic à affecter à chaque chemin selon les conditions réseaux. Cette nouvelle variante du protocole MP-OLSR est évaluée par simulation.

Mots clés : Réseaux sans fil multi-sauts, routage à chemins multiples, OLSR, MP-OLSR, rétablissement de route, équilibrage de charge.



---

## Abstract

Wireless multi-hop networks consist of a collection of mobile and/or fixed nodes which dynamically exchange data with (or without) reliance on a (any) centralized administration. They are by definition self-organized. The frequent topological changes make multi-hop routing a crucial issue for these networks. To overcome these problems, new forms of routing schemes are used as the multipath routing (MP). MP routing uses multiple paths to send data and can be regarded as an effective solution for these networks.

The purpose of this PhD thesis is to study the MP routing techniques in a wireless multi-hop context for better performance. We choose for our study a MP extension of OLSR, called MP-OLSR. We evaluate its performance under various scenarios in NS-2. These tests have led us to highlight two problems in MP-OLSR : the long recovery delays when facing network failure situations and the allocation strategy of data on multiple paths. We define and seek to evaluate the latency introduced by both protocols OLSR and MP-OLSR to find a new path after a link failure. We propose three new different recovery schemes and accordingly extend these original protocols in order to decrease the expected latency and reduce the packet loss rate of transmitted flow. We also propose a mechanism which is able to detect the deterioration of the link quality during the transfer of data traffic. The information derived from this mechanism is used to adjust the proportion of traffic to be assigned to each path according to network conditions. This new version of MP-OLSR protocol is evaluated by simulation.

Key words : Wireless Multi-Hop Networks, multi-path routing, OLSR, MP-OLSR, route recovery, load balancing.



---

# Table des matières

	<b>i</b>
	<b>iii</b>
Liste des figures	<b>xi</b>
Liste des tableaux	<b>xvii</b>
<b>1 Introduction</b>	<b>1</b>
<b>2 Etat de l'art sur les techniques multi-chemins dans les réseaux sans fil multi-sauts</b>	<b>5</b>
2.1 Introduction . . . . .	5
2.2 Objectifs et composants d'une solution de routage multi-chemin . . . . .	6
2.3 Types de chemins multiples . . . . .	7
2.4 Une taxonomie des différentes solutions de routage multi-chemin . . . . .	10
2.5 Description des principales solutions de routage multi-chemin dans les réseaux sans fil multi-sauts . . . . .	11
2.5.1 Le protocole AODV-Multipath . . . . .	12
2.5.2 Le protocole AOMDV (Ad hoc On demand Multi-path Distance Vector) . . . . .	13
2.5.2.1 Recherche des chemins à liens disjoints . . . . .	13
2.5.2.2 Construction de chemins multiples sans boucle de routage	14

2.5.3	Le protocole MP-DSR (MultiPath Dynamic Source Routing) . . . . .	14
2.5.4	Le protocole SMR (Split Multi-path Routing) . . . . .	16
2.5.5	Le protocole MSR (Multipath Source Routing) . . . . .	17
2.5.5.1	Recherche des chemins multiples disjoints . . . . .	17
2.5.5.2	Transmission des paquets et équilibrage de charge . . . . .	18
2.5.6	Le protocole proactif MDSDV . . . . .	19
2.5.7	Le protocole hybride MP-OLSR (MultiPath Optimized Link State Routing) . . . . .	21
2.5.7.1	Méthode de calcul des chemins dans MP-OLSR . . . . .	21
2.5.7.2	Routage à la source . . . . .	22
2.5.7.3	MP-OLSR et codage à descriptions multiples . . . . .	22
2.5.8	Caractéristiques des solutions multi-chemins décrites . . . . .	25
2.6	Enjeux dans une stratégie multi-chemin . . . . .	27
2.6.1	Découverte de chemins multiples . . . . .	28
2.6.2	Maintenance des chemins . . . . .	30
2.6.3	Allocation du trafic . . . . .	30
2.7	Métriques de routage . . . . .	31
2.7.1	La métrique ETX . . . . .	32
2.7.2	La métrique ETT . . . . .	33
2.7.3	Récapitulatif . . . . .	34
2.8	Scénario de mise en application des techniques multi-chemins . . . . .	35
2.9	Conclusion . . . . .	37
<b>3</b>	<b>Evaluation étendue de MP-OLSR</b> . . . . .	<b>39</b>
3.1	Introduction . . . . .	39
3.2	Informations supplémentaires sur MP-OLSR . . . . .	40
3.2.1	Rappel sur le fonctionnement d'OLSR . . . . .	40
3.2.2	Mécanisme de rétablissement de route ("Route recovery") . . . . .	42

3.2.3	Détection de boucles . . . . .	42
3.2.4	Les évaluations existantes de MP-OLSR . . . . .	43
3.3	Evaluation étendue des performances de MP-OLSR . . . . .	44
3.3.1	Choix de l'environnement de simulation . . . . .	45
3.3.2	Paramètres de la simulation . . . . .	46
3.3.2.1	Paramètres physiques et MAC . . . . .	46
3.3.2.2	Paramètres de routage . . . . .	49
3.3.2.3	Paramètres de trafic applicatif . . . . .	49
3.3.2.4	Les différents scénarios étudiés . . . . .	49
3.3.2.5	Les critères d'évaluation . . . . .	52
3.3.3	Analyse des résultats de simulation . . . . .	53
3.3.3.1	Impact du mécanisme RTS/CTS . . . . .	53
3.3.3.2	Impact de l'indépendance des chemins . . . . .	55
3.3.3.3	Impact de différentes distributions du trafic sur les chemins	56
3.3.3.4	Impact des chemins sur le protocole uni-chemin OLSR .	62
3.3.3.5	Comparaison des performances d'OLSR et MP-OLSR .	65
3.4	Conclusion . . . . .	66
<b>4</b>	<b>Nouvelles stratégies de rétablissement de route dans OLSR et MP-OLSR</b>	<b>73</b>
4.1	Introduction . . . . .	73
4.2	Aperçu sur les techniques de réparation de pannes . . . . .	74
4.2.1	Approche proactive . . . . .	74
4.2.2	Approche réactive . . . . .	75
4.2.3	Approche hybride . . . . .	77
4.2.4	Motivation et problématique . . . . .	78
4.3	Analyse du temps de rétablissement dans une topologie doublement chaînée	80
4.3.1	Analyse . . . . .	80

4.3.2	Résultats de simulation . . . . .	84
4.4	Proposition des stratégies de réparation des pannes . . . . .	86
4.4.1	Stratégie de notification d'une erreur de route (RE) . . . . .	86
4.4.2	Stratégie par l'envoi immédiat d'un message TC (FTC) . . . . .	86
4.4.3	Stratégie de réémission des paquets de données (DR) . . . . .	88
4.5	Simulation et évaluation de performances des stratégies proposées . . . . .	91
4.5.1	Environnement de simulation et hypothèses . . . . .	91
4.5.2	Métriques de performance . . . . .	91
4.5.3	Les résultats de simulation . . . . .	92
4.5.3.1	Scénario 1 . . . . .	92
4.5.3.2	Scénario 2 . . . . .	92
4.5.3.3	Scénario 3 . . . . .	95
4.6	Conclusion . . . . .	98
<b>5</b>	<b>Routage multi-chemin basé sur OLSR avec équilibrage de charge</b>	<b>101</b>
5.1	Introduction . . . . .	101
5.2	Etat de l'art sur les solutions de routage multi-chemin avec équilibrage de charge . . . . .	102
5.3	Justification du besoin d'une loi de distribution dynamique . . . . .	108
5.3.1	Analyse des résultats de simulation du scénario 1 . . . . .	108
5.3.2	Analyse des résultats de simulation du scénario 2 . . . . .	110
5.3.3	Analyse des résultats de simulation en présence d'une distribution optimale . . . . .	112
5.4	Modélisation et proposition d'un mécanisme de partage de charge adaptatif dans les réseaux sans fil multi-sauts . . . . .	115
5.4.1	Modélisation du routage multi-chemin . . . . .	116
5.4.2	Modélisation du délai de bout-en-bout et du taux de pertes dans un système multi-chemin . . . . .	118
5.4.3	Modélisation de la loi de distribution adaptative proposée . . . . .	119

---

5.5	Équilibrage de charge adaptatif dans MP-OLSR . . . . .	120
5.5.1	Mécanisme de détection de perte . . . . .	120
5.5.2	Mécanisme d'équilibrage de charge . . . . .	122
5.6	Évaluation de performances de la solution LB-MP-OLSR . . . . .	123
5.6.1	Paramètres de simulation . . . . .	123
5.6.2	Résultats de simulation . . . . .	123
5.7	Conclusion . . . . .	126
<b>6</b>	<b>Conclusions et perspectives</b>	<b>129</b>
6.1	Conclusion . . . . .	129
6.2	Perspectives . . . . .	131



---

# Liste des figures

2.1	Deux chemins à nœuds disjoints de la source S vers la destination D. . . . .	8
2.2	Deux chemins à liens disjoints de la source S vers la destination D. Notons qu'ils ne sont pas à nœuds disjoints car ils partagent le nœud b. . . . .	9
2.3	Les deux chemins à nœuds disjoints de la figure 2.1, quand ils ont la même portée de communication. . . . .	9
2.4	Taxonomie des protocoles de routage multi-chemin. . . . .	12
2.5	Structure des entrées des tables de routage d'AODV (à gauche) et d'AOMDV (à droite). . . . .	15
2.6	L'algorithme de MP-Dijkstra pour MP-OLSR [9]. . . . .	23
2.7	Stratégie multi-chemin à nœuds disjoints pour la solution [26]. . . . .	24
2.8	MDC : Codage à Descriptions Multiples [9]. . . . .	25
2.9	Nœud pendant. . . . .	29
2.10	Chemin plus long sous contrainte de disjonction : (a) Chemin 2 long mais disjoint (b) chemin 2 court mais non disjoint. . . . .	29
2.11	Les interférences inter-flux et intra-flux [78]. . . . .	32
2.12	La technique "packet pair" . . . . .	34
2.13	Exemple de déploiement d'architecture à moindre coût de bout-en-bout. . . . .	36
3.1	Algorithme d'optimisation de l'inondation par des relais multipoint. . . . .	41
3.2	Structure du nœud mobile sous NS-2 [45]. . . . .	46
3.3	Une paire de nœuds ad-hoc pouvant communiquer. . . . .	47
3.4	Topologie chaînée : 2 chemins entre la paire (0,3). . . . .	51

3.5	Scénario 1 : délai moyen de bout-en-bout vs débit du trafic CBR en présence et en absence de RTS/CTS pour MP-OLSR avec les répartitions 1 :1, 2 :1 et 3 :1 et pour une zone de détection de porteuse de 120m. . . . .	54
3.6	Scénario 1 : taux de perte des paquets vs débit du trafic CBR en présence et en absence de RTS/CTS pour MP-OLSR avec les répartitions 1 :1, 2 :1 et 3 :1 et pour une zone de détection de porteuse de 120m. . . . .	54
3.7	Scénario 1 : délai moyen de bout-en-bout vs débit du trafic CBR en présence et en absence de RTS/CTS pour MP-OLSR avec les répartitions 1 :1, 2 :1 et 3 :1 et pour une zone de détection de porteuse de 60m. . . . .	55
3.8	Scénario 1 : taux de perte des paquets vs débit du trafic CBR en présence et en absence de RTS/CTS pour MP-OLSR avec les répartitions 1 :1, 2 :1 et 3 :1 et pour une zone de détection de porteuse de 60m. . . . .	56
3.9	Scénario 2 : délai moyen de bout-en-bout vs débit du trafic CBR en absence de RTS/CTS pour MP-OLSR avec les répartitions 1 :1, 2 :1 et 3 :1. . . . .	57
3.10	Scénario 2 : taux de perte des paquets vs débit du trafic CBR en absence de RTS/CTS pour MP-OLSR avec les répartitions 1 :1, 2 :1 et 3 :1. . . . .	58
3.11	Scénario 2 : délai moyen de bout-en-bout vs le débit du trafic CBR [100 kb/s, 600 kb/s] en absence de RTS/CTS pour MP-OLSR avec les répartitions 1 :1, 2 :1 et 3 :1 et une zone de détection de porteuse de 60m. . . . .	59
3.12	Proportion du trafic envoyée à partir de la source sur les chemins 1 et 2 selon la stratégie de répartition sur différents cycles. . . . .	60
3.13	Scénario 2 : nombre de paquets reçus en fonction du temps de simulation et en absence de RTS/CTS pour MP-OLSR avec les répartitions 1 :1, 2 :1 et 3 :1 où le débit CBR est égal à 6 Mb/s. . . . .	61
3.14	Scénario 2 : nombre de paquets reçus en fonction du temps de simulation et en absence de RTS/CTS pour MP-OLSR avec les répartitions 1 :1, 2 :1 et 3 :1 où le débit CBR est égal à 3,2Mb/s. . . . .	62
3.15	Scénario 2 : nombre de paquets reçus en fonction du temps de simulation en absence de RTS/CTS pour MP-OLSR avec les répartitions 1 :1, 2 :1 et 3 :1 où le débit CBR est égal à 1,2Mb/s. . . . .	63

3.16	Scénario 2 : nombre de paquets reçus en fonction du temps de simulation en absence de RTS/CTS pour MP-OLSR avec les répartitions 1 :1, 2 :1 et 3 :1 où le débit CBR est égal à 100Kb/s. . . . .	64
3.17	Scénario 2 : taux de déséquencement pour MP-OLSR avec les répartitions 1 :1, 2 :1 et 3 :1 en fonction du débit du flux CBR. . . . .	65
3.18	Scénario 2 : débit moyen en fonction du débit du trafic CBR pour MP-OLSR avec les répartitions 1 :1, 2 :1 et 3 :1. . . . .	66
3.19	Délai moyen de bout-en-bout en fonction du débit du trafic CBR pour OLSR. . . . .	67
3.20	Taux de perte des paquets en fonction du débit du trafic CBR pour OLSR. . . . .	68
3.21	Raisons de pertes des paquets quand le débit du trafic CBR égal à 600 kb/s pour OLSR. . . . .	69
3.22	Raisons de pertes des paquets quand le débit du trafic CBR égal à 6 Mb/s pour OLSR. . . . .	70
3.23	Distribution des délai des paquets reçus pour OLSR et MP-OLSR. . . . .	71
3.24	Délai moyen de bout-en-bout en fonction du débit du trafic CBR pour OLSR et MP-OLSR. . . . .	72
4.1	Scénario1 : Topologie doublement chaînée avec 8 nœuds, 2 chemins, une paire source/destination (nœud 0, nœud 4). Un évènement de cassure F du lien (2,3) se passe à l'instant $T_f$ . . . . .	79
4.2	Diagramme de séquence expliquant le délai $\Delta_1$ dans le cas où le nœud 2 envoie un message TC contenant l'information du lien perdu. . . . .	82
4.3	Diagramme de séquence expliquant le délai $\Delta_2$ dans le cas où l'ancienne information de topologie dans la table topologique locale du nœud 0 expire. . . . .	83
4.4	Stratégie de notification de l'erreur de route (RE). . . . .	87
4.5	Diagramme d'activité de la stratégie RE. . . . .	87
4.6	Stratégie basée sur l'envoi immédiat d'un message TC (FTC). . . . .	88
4.7	Diagramme d'activité de la stratégie FTC. . . . .	89
4.8	Stratégie de réémission des données (DR). . . . .	90
4.9	Diagramme d'activité de la stratégie DR. . . . .	90
4.10	Scénario1 : Valeurs moyenne et maximum des temps de latence pour les différentes stratégies. . . . .	92

4.11	Scénario2 : Latence moyenne en fonction du nombre de sauts entre la source et le nœud qui détecte la cassure du lien, pour OLSR, OLSR.RE et OLSR.FTC. . . . .	94
4.12	Scénario2 : Latence moyenne en fonction du nombre de sauts entre la source et le nœud qui détecte la cassure du lien, pour MP-OLSR, MP-OLSR.RE, MP-OLSR.FTC et MP-OLSR.DR. . . . .	94
4.13	Scénario2 : Taux de perte de paquets en fonction du nombre de sauts entre la source et le nœud qui détecte la cassure du lien pour OLSR, OLSR.RE et OLSR.FTC. . . . .	95
4.14	Scénario2 : Taux de perte de paquets en fonction du nombre de sauts entre la source et le nœud qui détecte la cassure du lien pour MP-OLSR, MP-OLSR.RE, MP-OLSR.FTC et MP-OLSR.DR. . . . .	96
4.15	Scénario3 : Coût de routage en fonction de la vitesse de mobilité des nœuds pour MP-OLSR, MP-OLSR.RE, MP-OLSR.FTC et MP-OLSR.DR. . . . .	97
4.16	Scénario3 : Délai de bout-en-bout moyen en fonction de la vitesse de mobilité des nœuds pour MP-OLSR, MP-OLSR.RE, MP-OLSR.FTC et MP-OLSR.DR. . . . .	98
4.17	Scénario3 : Taux de perte de paquets vs la vitesse de mobilité des nœuds pour MP-OLSR, MP-OLSR.RE, MP-OLSR.FTC et MP-OLSR.DR. . . . .	99
5.1	Scénario1. Types de pertes des paquets de données avec un flux CBR de 3,2 Mb/s. . .	110
5.2	Scénario1. Types de pertes des paquets de routage avec un flux CBR de 3,2 Mb/s. . .	111
5.3	Scénario1. Débit instantané calculé sur une fenêtre de 0.1 s en fonction du temps de la simulation, le flux CBR commence à 10s et s'arrête à 45s. . . . .	111
5.4	Scénario1. Débit instantané calculé sur une fenêtre de 0.1 s en fonction du temps de la simulation, le flux CBR commence à 15s et s'arrête à 45s. . . . .	111
5.5	Scénario 2. Débit instantané calculé sur une fenêtre de 0.1 s en fonction du temps de la simulation, le débit du flux CBR est égal à 100 kb/s, commence à 10 s et s'arrête à 45 s.	113
5.6	Scénario 2. Nombre de paquets reçus par la destination en fonction du temps de la simulation, le débit du flux CBR est égal à 100 kb/s, commence à 15 s et s'arrête à 45 s.	114
5.7	Scénario 2. Nombre de paquets reçus en fonction du temps de la simulation, le débit CBR est égal à 600 kb/s pour la stratégie de répartition optimale et les stratégies x :1.	115

---

5.8	Scénario 2. Nombre de paquet reçus en fonction du temps de la simulation, le débit du flux CBR est égal à 3,2 Mb/s pour la stratégie de répartition optimale et les stratégies x :1. . . . .	116
5.9	Scénario 2. Nombre de paquets reçus en fonction du temps de la simulation, le débit du flux CBR est égal à 6 Mb/s pour la stratégie de répartition optimale et les stratégies x :1.	117
5.10	Modèle du routage multi-chemin dans les réseaux sans fil multi-sauts [67]. . . . .	118
5.11	Débit moyen en fonction du débit du trafic CBR pour les protocoles MP-OLSR avec les stratégies x :1 et LB-MP-OLSR. . . . .	124
5.12	Taux de perte en fonction du débit du trafic CBR pour les protocoles MP-OLSR par défaut et LB-MP-OLSR. . . . .	125
5.13	Coût de routage en fonction du débit du trafic CBR pour les protocoles MP-OLSR par défaut et LB-MP-OLSR. . . . .	126
5.14	Taux de déséquencement en fonction du débit du trafic CBR pour les protocoles MP-OLSR avec les stratégies x :1 et LB-MP-OLSR. . . . .	127
5.15	Débit moyen en fonction du débit du trafic CBR pour les protocoles MP-OLSR par défaut et LB-MP-OLSR avec une capacité de canal de 11 Mb/s. . . . .	128



---

# Liste des tableaux

2.1	Structure de la table de routage de MDSDV . . . . .	20
2.2	Comparaison des protocoles multi-chemins selon les caractéristiques identifiés. . . . .	27
2.3	Comparaison des métriques de routage dans les réseaux sans fil multi-sauts. . . . .	34
3.1	Types de pertes . . . . .	50
3.2	Paramètres de simulation des scénarios 1 et 2. . . . .	52
4.1	Paramètres de simulation des scénarios 1 et 2. . . . .	85
4.2	Scénario1 : résultats de simulation sur les temps de latence. . . . .	85
4.3	Paramètres de simulation du scénario3. . . . .	96



L'essor des technologies sans fil offre aujourd'hui de nouvelles perspectives dans le domaine des télécommunications. Depuis leur émergence dans les années 70, les réseaux sans fil ont gagné un intérêt majeur et une popularité croissante. Ils occupent de plus en plus de place dans les communications personnelles et d'entreprises. L'évolution récente des moyens de communication a permis aux usagers d'accéder à l'information indépendamment des facteurs temps et lieu.

Un réseau multi-saut est un ensemble d'entités mobiles et/ou fixes interconnectées par une technologie sans fil et/ou filaire formant un réseau dynamique temporaire avec ou sans l'aide de toute administration centralisée ou de tout support fixe. Les réseaux de capteurs, les réseaux maillés sans fil et les réseaux ad hoc constituent des exemples de réseaux multi-sauts. Ces réseaux prennent une place de plus en plus importante au vu du nombre croissant d'applications disponibles sur ces réseaux.

Une communication multi-saut dans laquelle deux nœuds distants souhaitent échanger des données doit utiliser plusieurs sauts. Des nœuds intermédiaires relaient donc les paquets de la source à la destination. L'avantage de la communication multi-saut consiste en la possibilité d'étendre la connectivité dans la mesure où deux nœuds qui ne sont pas en connexion directe peuvent communiquer grâce à des nœuds intermédiaires. En revanche, le débit des communications multi-sauts, dans un contexte sans fil, est limité. En effet, d'une part, les nœuds intermédiaires ne peuvent pas recevoir et émettre simultanément des paquets sur le support radio s'ils sont équipés d'une seule interface de communication sans fil. D'autre part, les nœuds se partagent le support radio et entrent en compétition pour y accéder. Une telle compétition implique que certaines stations en train d'émettre peuvent empêcher d'autres stations d'accéder au support radio ou peuvent interférer avec d'autres stations qui utilisent le support simultanément. Les interférences empêchent la réception correcte des paquets de données, qui sont donc généralement retransmis. Tout

ceci impacte fortement les performances des communications multi-sauts et augmente la consommation d'énergie.

Afin de réaliser de telles communications non directes, le routage est important. Le problème de routage consiste à déterminer et à maintenir le trajet le plus adapté pour faire transiter les paquets de données entre une source et une destination. Dans un réseau sans fil multi-saut, il s'agit de trouver une méthode d'acheminement pour un grand nombre de nœuds dans un environnement souvent caractérisé par des modestes capacités de traitement et de mémoire et des changements rapides de la topologie. Parmi les limitations souvent reprochées aux protocoles de routage à chemin unique traditionnels figure le problème de la distribution de charge non équilibrée dans le réseau. Alors que certains nœuds sont peu impliqués dans le routage, d'autres sont fortement congestionnés et acheminent la plupart du trafic du réseau. Du fait de cette répartition de charge inhomogène, les nœuds chargés consomment rapidement leurs ressources limitées et peuvent être amenés à accuser une forte congestion. Ces effets peuvent aboutir à une dégradation considérable des performances du réseau sans fil multi-saut. Afin de palier ces problèmes, de nouvelles formes de routage sont utilisées comme, par exemple, le routage multi-chemin.

Le routage multi-chemin permet d'envoyer les données sur un ensemble de chemins menant d'une source à une destination. Le routage multi-chemin semble être une solution efficace dans les réseaux sans fil multi-sauts à forte mobilité et/ou à forte charge en permettant de se prémunir contre le problème de rupture de route et de distribuer le trafic à écouler entre une source et une destination sur plusieurs chemins. Ceci permet d'améliorer les performances des communications et d'agréger les ressources disponibles dans le réseau.

La problématique de cette thèse de doctorat consiste en l'étude de techniques de routage multi-chemin dans un contexte sans fil multi-saut dans le but d'obtenir de meilleures performances dans ces réseaux. La première étape de travail de cette thèse a consisté en un état de l'art des solutions de routage multi-chemin existantes dans les réseaux sans fil multi-sauts. Une comparaison de ces solutions a été réalisée en fonction de différentes propriétés identifiées pour le routage multi-chemins. Nous discutons notamment les enjeux et les défis dans une stratégie multi-chemin.

Ensuite, nous avons imaginé des scénarios qui motivent l'utilisation des chemins multiples pour router l'information, notamment pour les réseaux d'opérateurs. Les infra-

---

structures à coût réduit (dénommées LCI pour Low Cost Infrastructure) envisagées dans les pays émergents font partie de ces scénarios. Certains opérateurs, comme Orange par exemple, comptent accroître leur présence dans les pays émergents, en particulier en Afrique et au Moyen-Orient, en mettant en place des technologies qui vont améliorer les performances des réseaux tout en tirant le meilleur parti des infrastructures existantes. Les techniques de routage multi-chemin sont donc particulièrement bien adaptées à ce contexte. Le routage multi-chemin peut être envisagé selon deux cas d'utilisation. Un premier cas consiste en l'utilisation d'un seul chemin actif à la fois et les autres chemins construits servent comme chemins de secours en cas de rupture de route. Un deuxième cas consiste à utiliser tous les chemins trouvés en même temps. Dans ce dernier cas, l'indépendance des chemins entre eux est une propriété importante pour la performance du routage multi-chemin. Cette indépendance peut être vérifiée au niveau du graphe induit par le réseau de communication ou au niveau radio afin de limiter les interférences et d'augmenter les communications en parallèle dans le réseau.

Par la suite, nous avons choisi pour notre étude une extension multi-chemin du protocole OLSR, appelée MP-OLSR car cette solution nous a semblé adaptée aux besoins des infrastructures à coût réduit. Nous évaluons ses performances sous divers scénarios. Par exemple, nous nous sommes intéressés à l'impact de différentes répartitions de charge, de ruptures de route et de différents choix dans les chemins multiples. Cette évaluation a été effectuée avec le simulateur réseau NS-2. Ces tests d'évaluation nous ont amenés à mettre en évidence deux problèmes principaux dans la solution MP-OLSR : i) la réactivité du protocole de routage multi-chemin suite à des ruptures de route et ii) la stratégie de répartition des données sur les chemins multiples.

Les solutions de routage multi-chemin prévoient généralement des chemins de secours en cas de détection de dégradation ou de rupture des chemins actifs. En conséquence, des mécanismes réactifs de détection et de réparation de pannes doivent être mis en place par les routages multi-chemins. Dans une troisième étape de travail, nous avons étudié la réactivité de tels mécanismes dans MP-OLSR (et aussi OLSR, solution uni-chemin) et avons identifié la nécessité de mettre en place des techniques de réparation des pannes conjointement au routage multi-chemin pour garantir plus de réactivité face à une panne sur un chemin. Nous avons proposé trois nouvelles techniques de réparation de pannes pour MP-OLSR (et OLSR) qui diminuent les temps de rétablissement d'une route et réduisent le taux de perte des flux transmis. Les différentes techniques proposées atteignent différents compromis en termes de surcoût de contrôle et de temps de

rétablissement.

Notre étude de l'impact de différentes techniques de répartition de charge sur les chemins multiples construits a permis de justifier le besoin d'une loi de distribution dynamique. Dans une quatrième étape de travail, nous proposons un mécanisme qui détecte la dégradation de la qualité des liens (notamment les situations de congestion) durant le transfert d'un trafic de données. Les informations déduites de ce mécanisme servent à adapter la proportion de trafic à affecter à chaque chemin selon les conditions réseaux. En conséquence, nous proposons une variante du protocole multi-chemin MP-OLSR, dans laquelle la répartition des données sur les différents chemins construits se fait dynamiquement en fonction de l'état du réseau. Une évaluation par simulation de cette solution est réalisée ainsi qu'une comparaison des performances obtenues par cette solution et la version par défaut de MP-OLSR.

Le manuscrit est organisé comme suit : le chapitre 2 donne un état de l'art des principales solutions de routage multi-chemin pour les réseaux sans fil multi-sauts. Dans ce chapitre, nous discutons des principaux enjeux et défis soulevés par ces solutions. Nous présentons aussi quelques métriques de routage que nous considérons dans ce travail de thèse, ainsi qu'un scénario, pour lequel Orange a un intérêt particulier et qui peut bénéficier des avantages du routage multi-chemin. Le chapitre 3 étudie plus en détail le protocole multi-chemin MP-OLSR, avec notamment une étude par simulation. Le chapitre 4 s'intéresse au problème de rétablissement de routes dans OLSR et MP-OLSR. Le chapitre 5 propose une modification de MP-OLSR afin de réaliser une répartition des paquets sur les chemins dynamiquement et prenant en compte l'état du réseau. Enfin, ce manuscrit se termine par une conclusion et une discussion sur les perspectives éventuelles de ce travail.

---

# Etat de l'art sur les techniques multi-chemins dans les réseaux sans fil multi-sauts

## 2.1 Introduction

Dans les réseaux sans fil multi-sauts, les nœuds potentiellement mobiles sont interconnectés par une technologie sans fil, formant ainsi un réseau dynamique temporaire avec ou sans l'aide d'une administration centralisée ou d'une infrastructure. Les réseaux de capteurs, les réseaux maillés sans fil et les réseaux ad hoc constituent des exemples de réseaux multi-sauts. L'avantage de la communication sans fil multi-saut consiste en la possibilité d'étendre la connectivité dans la mesure où deux nœuds qui ne sont pas en connexion directe peuvent communiquer grâce à des nœuds intermédiaires. En dépit de la grande flexibilité offerte par ces communications sans fil non directes, nous sommes également confrontés à un grand nombre de défis dans l'accès au médium, la conservation d'énergie, le routage des paquets, etc.

Parmi ces défis, un problème difficile est de savoir comment déterminer et maintenir un trajet adapté pour acheminer les paquets efficacement entre une source et une destination, en raison du manque de fiabilité du support sans fil, des modestes capacités de traitement et de mémoire des entités impliquées et des changements éventuellement

rapides de la topologie. Plusieurs protocoles de routage à chemin unique ont été proposés pour les réseaux sans fil multi-sauts. Ces protocoles ont souvent du mal à assurer des transmissions fiables des données en cas de fréquentes ruptures de liens et ne fournissent pas non plus une distribution équilibrée de la charge dans le réseau ([20], [25]). Alors que certains nœuds sont peu impliqués dans le routage, d'autres sont fortement congestionnés et acheminent la plupart du trafic du réseau. Cette répartition de charge inhomogène conduit à une consommation rapide des ressources par les nœuds saturés et peut provoquer une forte congestion dans certaines parties du réseau.

De nouvelles formes de routage, comme le routage MC, noté MC par la suite, semble être une solution efficace dans les réseaux sans fil multi-sauts ([2], [4], [20]) à forte mobilité et à forte charge. En effet, en distribuant le trafic entre une source et une destination sur plusieurs chemins, cela doit permettre de mieux répartir la charge dans le réseau et de se prémunir contre le problème de rupture de route.

Dans ce chapitre, nous présentons d'abord les objectifs et les composants des techniques MC (section 2.2). Dans la section 2.3, nous discutons des différents types de chemins envisagés dans les techniques MC. Nous donnons par la suite une taxonomie (section 2.4) ainsi qu'une description des solutions de routage MC existantes dans les réseaux sans fil multi-sauts (section 2.5). Nous finissons la section 2.5 par une comparaison de ces solutions selon les caractéristiques identifiées. Nous discutons dans la section 2.6 des enjeux et des défis soulevés par une stratégie MC. Nous présentons dans la section 2.7 les principales métriques de routage adaptées aux réseaux sans fil multi-sauts. Enfin, nous imaginons dans la section 2.8 un scénario de mise en application des techniques MC.

## 2.2 Objectifs et composants d'une solution de routage multi-chemin

Un routage à chemins multiples consiste à considérer non plus une seule route entre une source et une destination pour la transmission de données, mais un ensemble de chemins. Une technique de routage qui se base sur des chemins multiples peut répondre à trois objectifs principaux [20] :

- Tolérance aux pannes : la tolérance aux pannes peut souvent être réalisée via deux approches comme l'envoi de paquets redondants sur des chemins multiples ou bien

l'établissement à l'avance d'un ou plusieurs chemins de secours en cas de panne.

- Partage de charge : le partage de charge consiste en l'utilisation efficace des ressources disponibles dans le réseau. Plusieurs travaux ont montré que la répartition des données d'un flux sur des chemins multiples, au lieu d'acheminer le flux sur un seul chemin, pouvait réduire la congestion et les goulots d'étranglement ([12], [22], [23]).
- Augmentation de la bande passante offerte à un flux : un routage basé sur une stratégie MC peut offrir une bande passante agrégée, via les différents chemins utilisés en parallèle, plus importante que la bande passante offerte par un chemin unique. Ceci peut permettre de satisfaire les besoins en bande passante d'une application qui n'aurait peut-être pas été satisfaite avec l'utilisation d'un seul chemin ayant une bande passante limitée.

Le routage MC est basé sur trois mécanismes :

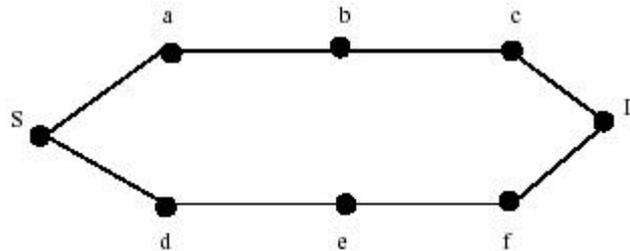
- La *découverte des chemins* correspond au processus de recherche de chemins multiples entre deux nœuds.
- La *maintenance des chemins* consiste à réparer les routes en panne en cherchant de nouvelles routes valides.
- L'*allocation du trafic* décide comment les données à transmettre vont être distribuées sur les chemins disponibles entre une source et une destination dans le réseau.

Notre objectif principal, dans une première étape, est de donner un état de l'art sur les solutions existantes dans la littérature en décrivant les techniques employées par chacune de ces solutions afin d'assurer les mécanismes précédemment mentionnés. Cette étude synthétique sera suivie par une analyse comparative et une classification selon des critères préalablement définis.

## 2.3 Types de chemins multiples

Dans un réseau sans fil multi-saut, la communication directe (sur un seul saut) entre deux nœuds est assurée sur un lien. En revanche, la communication multi-saut entre deux nœuds distants est assurée sur un chemin.

L'ensemble des chemins construits entre deux nœuds, suite à la phase de découverte des chemins, a un impact important sur la performance du routage MC. En effet, suivant comment les chemins sont organisés les uns par rapport aux autres, les performances du routage MC peuvent varier. Par exemple, si des chemins, utilisés pour la transmission



*Figure 2.1* — Deux chemins à nœuds disjoints de la source S vers la destination D.

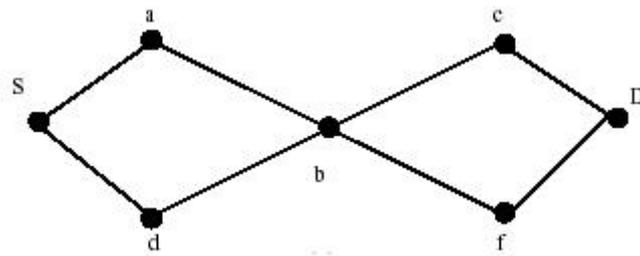
des données entre une source et une destination, partagent des liens, la rupture d'un lien partagé entraînera la rupture de plusieurs chemins passant par ce lien, ce qui induira la dégradation des performances du réseau.

Il est donc intéressant de considérer des chemins disjoints. En général, on cherche des chemins disjoints sur le graphe induit par le réseau (où deux nœuds sont reliés par un lien si les deux nœuds peuvent communiquer directement). Deux types de chemins disjoints sont considérés :

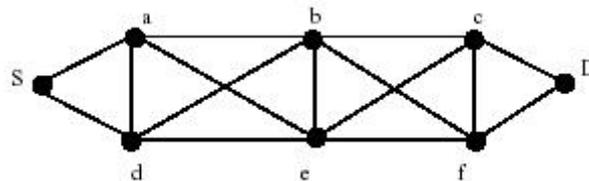
- Chemins à nœuds disjoints : il n'y a que la source et la destination comme nœuds en commun entre les différents chemins. La figure 2.1 donne un exemple de chemins à nœuds disjoints.
- Chemins à liens disjoints : il n'y a aucun lien en commun entre les différents chemins. La figure 2.2 donne un exemple de chemins à liens disjoints.

L'exploitation de chaque type de chemins disjoints dans le cadre d'un routage MC a ses avantages et ses inconvénients. Par exemple, l'utilisation de chemins à nœuds disjoints assure que les coupures des liens se font de manière indépendante entre les différents chemins lorsque les nœuds se déplacent. De tels chemins peuvent aussi rendre plus simple la mise en œuvre de l'équilibrage de charge. Cependant, le nombre des chemins à nœuds disjoints est plus petit que le nombre de chemins à liens disjoints ce qui restreint le nombre de chemins à nœuds disjoints possibles.

Les notions de chemins disjoints présentés précédemment ne garantissent néanmoins pas que les chemins pourront être utilisés simultanément. En effet, dans le cadre de chemins à liens disjoints où certains nœuds sont partagés par différents chemins, ces nœuds ne pourront transmettre que sur un chemin à la fois, en particulier dans un



**Figure 2.2** — Deux chemins à liens disjoints de la source S vers la destination D. Notons qu'ils ne sont pas à nœuds disjoints car ils partagent le nœud b.



**Figure 2.3** — Les deux chemins à nœuds disjoints de la figure 2.1, quand ils ont la même portée de communication.

contexte mono-interface, mono-canal. De plus, les chemins à nœuds disjoints n'impliquent pas forcément une utilisation simultanée des routes. En effet, cela dépend du protocole MAC sous-jacent, des différents paramètres physiques et de la topologie du réseau. Par exemple, considérons le réseau donné en figure 2.3. Si le protocole MAC utilisé est un protocole CSMA/CA comme dans le mode DCF de 802.11, les nœuds a et d ou les nœuds a et e ne peuvent pas transmettre en même temps. Les nœuds a et f pourraient éventuellement transmettre en même temps, mais dans ce cas il pourrait y avoir collision en b. Donc ce n'est pas parce que les chemins  $(S,a,b,c,D)$  et  $(S,d,e,f,D)$  sont à nœuds disjoints que l'envoi des données peut se faire simultanément sur les deux chemins.

Par conséquent, lors de la sélection des chemins multiples, il peut être utile de choisir les chemins les plus indépendants possibles afin d'avoir un maximum de nœuds qui peuvent émettre en parallèle et d'avoir le minimum d'interférence entre les chemins. Dans ce contexte, il existe plusieurs métriques qui peuvent calculer le degré d'indépendance d'un ensemble de chemins, comme par exemple la corrélation définie dans [72] ou le cou-

plage défini dans [73]. Le facteur de corrélation entre deux chemins à nœuds disjoints est défini comme étant le nombre total de liens reliant les deux chemins [72]. Par exemple, dans la figure 2.3, les chemins (S,a,b,c,D) et (S,d,e,f,D) ont un facteur de corrélation de 7. Le couplage entre 2 chemins est défini comme étant le nombre moyen de nœuds ne pouvant pas recevoir correctement sur un chemin tandis qu'un nœud sur l'autre chemin est en train de transmettre [73]. Choisir des chemins qui ont un facteur de couplage ou de corrélation faible peut améliorer les performances du routage MC [66], [74].

La majorité des travaux existants considèrent essentiellement la notion de chemins à nœuds ou à liens disjoints sur le graphe induit par le réseau et peu la notion de dépendance entre les chemins qui est fonction du protocole MAC et des caractéristiques physiques. Ceci peut s'expliquer par le fait que trouver des chemins à nœuds ou à liens disjoints est beaucoup plus simple que de trouver des chemins les plus indépendants possibles d'un point de vue radio.

## 2.4 Une taxonomie des différentes solutions de routage multi-chemin

La plupart des classifications des protocoles de routage à chemin unique dans les réseaux sans fil multi-sauts se basent sur la manière de découvrir les chemins. Les protocoles proactifs établissent et mettent à jour les routes pour tous les nœuds du réseau en se basant sur un échange périodique d'informations de routage. Comme dans les réseaux filaires, deux principales méthodes sont utilisées : le routage par vecteur de distance et le routage par état de lien. Au contraire des protocoles proactifs, les protocoles réactifs établissent les routes uniquement à la demande. Une procédure de découverte de route est déclenchée lorsqu'un nœud souhaite envoyer des paquets vers un destinataire dont la route est inconnue. Les protocoles hybrides combinent les deux idées des protocoles proactifs et réactifs. De ce fait, trois grandes familles de protocoles sont distinguées pour le routage à chemin unique : proactif, réactif ou hybride.

D'autres classifications sont possibles comme indiquées par exemple dans [24] et [25]. Ces classifications peuvent se baser sur divers critères comme par exemple mono-chemin vs multi-chemin, routage à la source vs saut par saut, stratégie de sélection de route (basée sur la puissance de signal ou sur la stabilité du lien, choix du plus court chemin, etc.) et objectif du routage (partage de charge, tolérance aux pannes, consommation énergétique,

temps de réponse, etc.).

Une classification possible des solutions MC est de considérer d'une part les solutions qui construisent plusieurs chemins mais qui n'utilisent qu'un seul chemin pour le routage et qui gardent les autres chemins construits comme solutions de secours et d'autre part les solutions qui vont router les données en les distribuant sur les multiples chemins construits.

Nous donnons dans la figure 2.4 une autre classification des protocoles MC faite selon le principe de découverte des chemins en précisant la stratégie de sélection de route employée. Cette classification distingue les protocoles réactifs, proactifs et hybrides. Dans la classe des protocoles réactifs, certaines solutions sont basées sur une approche à vecteur de distance tandis que d'autres solutions utilisent un routage à la source. Dans la taxonomie, 'Couche 3' indique que le routage se fait entièrement au niveau 3 sans interaction avec une autre couche de la pile protocolaire. Nous remarquons d'ores et déjà qu'il existe relativement peu de travaux, dans la littérature, autour des protocoles MC appartenant à la famille de routage proactif. Ceci pourrait s'expliquer par le fait que mémoriser en permanence un ensemble de chemins vers chaque destination possible résulte en une surcharge des tables de routage. En revanche, les protocoles de routage réactifs, avec leur phase de découverte de route à la demande, semblent mieux se prêter à la détection et la construction de chemins multiples. Un mélange des mécanismes réactif et proactif donne naissance à une famille intermédiaire de routage MC dite hybride. Nous décrivons et discutons plus en détails, dans la section 2.5, les principales solutions de routage MC identifiées dans la littérature et appartenant à chacune de ces familles.

## 2.5 Description des principales solutions de routage multi-chemin dans les réseaux sans fil multi-sauts

Comme indiqué dans la figure 2.4, certains protocoles de routage MC se basent sur les protocoles traditionnels à chemin unique comme AODV [6], DSR [8], OLSR [10] et DSDV [40]. Cette section consiste en la description des mécanismes des protocoles MC les plus représentatifs de chaque classe de la taxonomie proposée précédemment.

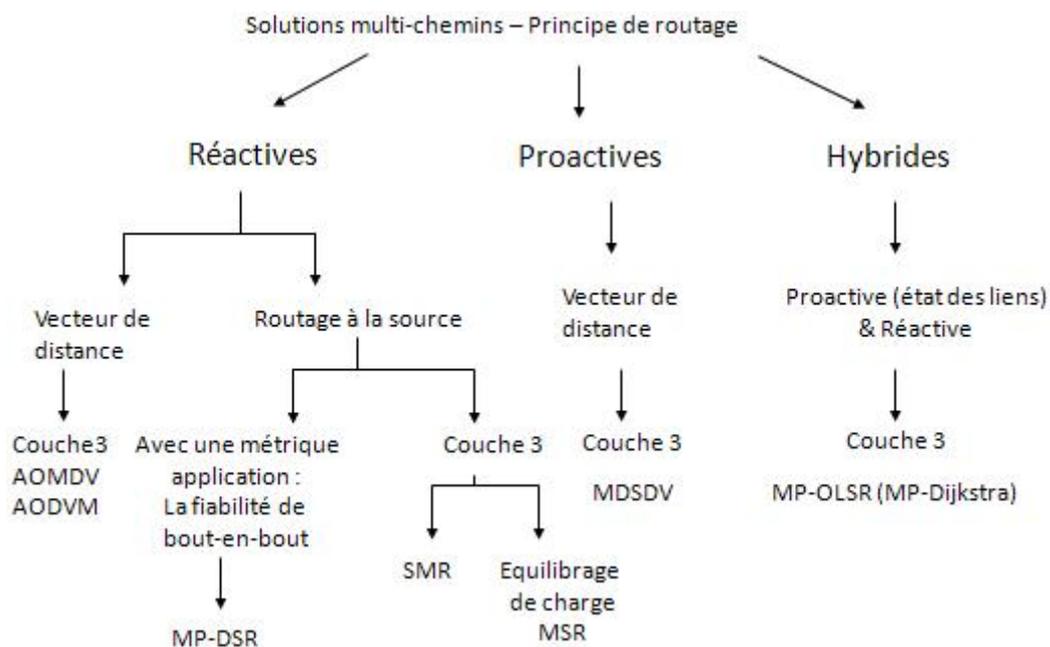


Figure 2.4 — Taxonomie des protocoles de routage multi-chemin.

### 2.5.1 Le protocole AODV-Multipath

Le protocole AODV-Multipath (ou aussi AODVM) [1] est une extension d'AODV [6] dans laquelle plusieurs chemins à nœuds ou à liens disjoints sont recherchés. A la différence d'AODV, AODVM n'autorise pas un nœud intermédiaire à répondre à une requête à la place de la destination. Les nœuds intermédiaires ne rejettent pas les copies des RREQs et enregistrent, dans une table de requêtes de route, les informations suivantes pour chaque copie reçue : l'identifiant de la destination, l'identifiant de la source, la distance depuis la source, le dernier saut effectué (c'est-à-dire le voisin qui a transmis le RREQ). Le nœud destination répond à chaque RREQ reçu et envoyé par des nœuds différents, et non plus

uniquement au premier RREQ. Chaque nœud intermédiaire, recevant à son tour une copie de la réponse de route RREP, enregistre le chemin par lequel cette copie provient (afin de savoir retourner à la destination), choisit dans sa table de RREQs l'entrée avec la plus courte distance pour retourner à la source, supprime l'entrée relative au nœud sélectionné de la table et retransmet la réponse à ce nœud.

Par ailleurs, AODVM assure des chemins à nœuds disjoints en utilisant un mécanisme d'écoute passive des réponses. Si un nœud est témoin du passage d'une réponse RREP par l'un de ses voisins qui ne lui est cependant pas destinée, il peut supprimer l'entrée correspondante dudit voisin dans sa table des RREQs. Ainsi, s'il va gérer lui-même par la suite une autre copie de cette même réponse, il n'utilisera plus le voisin en question.

### 2.5.2 Le protocole AOMDV (Ad hoc On demand Multi-path Distance Vector)

Le protocole réactif AOMDV [2], également basé sur AODV [6], se consacre à la recherche de chemins multiples à liens disjoints, et non à nœuds disjoints comme dans AODVM. Parmi les chemins multiples trouvés, AOMDV n'utilise que le meilleur en terme de nombre de sauts pour la transmission de données entre une source et une destination, les autres chemins calculés n'étant utilisés que lorsque la route principale est rompue (la route devient invalide).

AOMDV est basé sur deux mécanismes :

- Une règle de mise à jour des chemins pour maintenir des chemins multiples sans boucle de routage.
- Un mécanisme distribué entre les différents nœuds du réseau pour calculer des chemins disjoints.

#### 2.5.2.1 Recherche des chemins à liens disjoints

AOMDV ajoute un nouveau champ appelé FirstHop pour chaque paquet RREQ. Ce champ indique le premier saut (voisin de la source) qui l'a acheminé. En plus, chaque nœud maintient une liste, FirstHop\_list, pour chaque RREQ afin de garder une trace de la liste des voisins de la source à partir desquels une copie de RREQ a été reçue.

Une seule version de chaque RREQ est rediffusée par chaque nœud intermédiaire. Cependant, chaque nœud intermédiaire X conserve en mémoire plusieurs voisins ayant transmis une copie de RREQ dans la mesure où les RREQ.FirstHop de ces copies sont distincts.

Ceci garantit que X connaît plusieurs chemins disjoints par les nœuds pour retourner à la source. En effet, deux chemins distincts dès le début ne peuvent converger dans la mesure où chaque nœud intermédiaire ne retransmet qu'une seule copie de RREQ.

La destination répond à un nombre  $k$  de copies de RREQ (arrivant d'un même voisin) en envoyant une réponse de route RREP et ce indépendamment du RREQ.FirstHop. Chaque réponse de route RREP est ensuite retransmise par chaque nœud intermédiaire à l'un des voisins enregistrés dans sa table de routage. Si plusieurs requêtes arrivent à un même nœud, ce dernier prend soin de les diriger vers des voisins distincts. De ce fait, les chemins suivis par les RREPs sont disjoints par les liens.

Le paramètre  $k$  est utilisé pour contrôler le nombre de RREPs. Les auteurs de [2] choisissent  $k = 3$  dans leurs expérimentations.

### 2.5.2.2 Construction de chemins multiples sans boucle de routage

En plus des chemins multiples à liens disjoints, AOMDV vérifie la propriété sans boucle durant la phase de découverte de chemins en proposant un nouvel invariant dénommé "advertised\_hopcount". L'advertised\_hopcount du nœud  $i$  à une destination  $d$  représente le nombre de sauts "maximum" parmi les chemins multiples disponibles au nœud  $i$  vers la destination  $d$ . Le protocole permet d'accepter seulement les chemins alternatifs ayant un nombre de sauts inférieur à l'advertised\_hopcount. Cette condition est nécessaire pour garantir des chemins sans boucle de routage. La figure 2.5 représente la structure des tables de routage du protocole MC AOMDV et celui à chemin unique AODV. Les principales différences entre les deux tables sont :

- L'advertised\_hopcount d'AOMDV qui remplace le nombre de sauts (hopcount) d'AODV.
- L'entrée route\_list qui remplace nexthop et définit les prochains sauts multiples et le nombre de sauts correspondants.

### 2.5.3 Le protocole MP-DSR (MultiPath Dynamic Source Routing)

Le protocole MP-DSR [7], basé sur DSR [8], cherche des chemins multiples de la source vers la destination en tenant compte d'une métrique de qualité de service, à savoir la fiabilité de bout-en-bout. La fiabilité de bout-en-bout est définie comme étant la probabilité d'avoir une transmission réussie entre deux nœuds dans le réseau durant une période déterminée.

<i>Destination</i>
<i>Sequence number</i>
<i>Hopcount</i>
<i>Nexthop</i>
<i>Expiration timeout</i>

<i>Destination</i>
<i>Sequence number</i>
<i>Advertised Hopcount</i>
<i>Route list</i> {(nexthop1 hopcount1), (nexthop2 hopcount2)...}
<i>Expiration timeout</i>

**Figure 2.5** — Structure des entrées des tables de routage d'AODV (à gauche) et d'AOMDV (à droite).

La fiabilité d'un chemin repose sur la disponibilité des liens qui composent ce chemin. La disponibilité d'un lien est définie comme étant la probabilité qu'un lien existe pendant une période donnée. Dans [7], les auteurs ne proposent pas de technique pour mesurer la disponibilité du lien entre un nœud  $x$  et un autre nœud  $y$ . Ils supposent que c'est une information connue localement ( $A_{x,y}(t)$  correspond à la disponibilité du lien  $(x, y)$  ("link availability") pour une période  $t$ ). La fiabilité du  $k$ ème chemin entre une source  $S$  et une destination  $D$ , noté  $\pi_{S,D}^k(t)$ , est le produit de la disponibilité des liens  $A_{x,y}(t)$  entre chaque couple de nœuds intermédiaires  $(x, y)$  pour une période  $t$ .

Etant donné un ensemble de chemins disjoints  $K$ , la probabilité  $P(t)$  qu'au moins un chemin ne casse pas durant une période  $t$  est définie comme suit :

$$P(t) = 1 - \prod_{k \in K} (1 - \pi_{S,D}^k(t)) \quad (2.1)$$

Par la suite, lorsqu'une application utilise MP-DSR pour la découverte des chemins, elle spécifie un besoin en termes de fiabilité de bout-en-bout, noté  $P_u$  ( $0 < P_u < 1$ ). A partir de ce besoin MP-DSR détermine 2 paramètres utilisés dans la découverte de chemins : (i) le nombre  $m_0$  de chemins qui doivent être découverts et (ii) la fiabilité minimale  $\pi_{min}$  que chaque chemin doit fournir afin de satisfaire la contrainte  $P_u$ . Ces 3 paramètres sont reliés de la manière suivante :

$$\pi_{min} = 1 - \sqrt[m_0]{1 - P_u} \quad (2.2)$$

Les paramètres  $m_0$  et donc  $\pi_{min}$  sont déterminés en examinant les voisins de la source  $S$ . Au départ,  $m_0$  vaut 1 et  $\pi_{min}$  est déterminé par l'équation 2.3. Si aucun voisin  $j$ , dont le lien  $(S, j)$  a une disponibilité supérieure à  $\pi_{min}$ , est trouvé, alors  $m_0$  est incrémenté de 1, la valeur de  $\pi_{min}$  est réactualisée selon l'équation 2.3 et le processus de recherche est relancé.  $m_0$  est borné par le nombre maximum de voisins de  $S$ . Si aucun  $m_0$  est trouvé, il est possible de réduire la fenêtre de mesure de la disponibilité des liens.

Une fois  $m_0$  et  $\pi_{min}$  déterminés, la source envoie une requête de route RREQ contenant  $\pi_{min}$  aux  $m_0$  voisins ayant les plus grandes disponibilités (en incluant dans le RREQ, les identifiants des nœuds devant traiter ce message). A la réception de ce message, les nœuds concernés mettent à jour la fiabilité du chemin traversé par le RREQ, ajoutent leur identité dans le champs chemin du RREQ, identifient les  $m_0$  voisins ayant les plus grandes disponibilités et retransmettent le RREQ. Ce processus est ensuite itéré. Le fait de limiter le nombre de RREQ retransmis restreint le niveau de diffusion des messages aux voisins et donc implique moins de surcoût dans le réseau.

Le destinataire choisit, après la réception de multiples RREQ contenant les différents chemins traversés, un ensemble de chemins disjoints qui fournissent une fiabilité plus grande que  $P_u$ . Il envoie ensuite des messages RREP sur chacun des chemins disjoints, chaque RREP contenant un chemin choisi.

Le modèle de fiabilité de bout-en-bout a été conçu afin qu'il soit indépendant de l'implémentation des modèles de disponibilité des liens. Les auteurs ont donné des références vers certains travaux proposant des modèles d'estimation de disponibilité des liens, comme [29], [30] et [31].

#### 2.5.4 Le protocole SMR (Split Multi-path Routing)

Basé sur DSR [8], le but de SMR [4] est d'établir deux chemins entre chaque paire source-destination, les plus disjoints possibles.

A cette fin, le traitement des requêtes RREQ est modifié. La réception de plusieurs copies d'un même RREQ par un nœud intermédiaire n'aboutit pas systématiquement à la retransmission d'une seule d'entre elles. En pratique, le nœud intermédiaire vérifie que les chemins empruntés par ces copies sont à la fois suffisamment différents les uns des autres (une seule version est conservée entre chemins trop similaires) et pas plus long que le chemin du premier RREQ. De cette façon, plusieurs chemins conservant une certaine diversité peuvent parvenir à la destination qui sélectionne alors les  $k$  chemins jugés les

plus disjoints possibles (avec  $k = 2$  dans [4]). Une réponse RREP est envoyée sur chacun des chemins sélectionnés.

L'allocation du trafic est assurée par la source qui le subdivise sur les chemins multiples dès la réception de plus d'un RREP. SMR utilise un mécanisme simple d'allocation par paquet, de type round-robin, quand il existe plus d'un seul chemin disponible jusqu'à la destination. Ce mécanisme d'allocation par paquet présente l'inconvénient que les paquets peuvent parvenir en désordre à la destination. Par la suite, il faut alors prévoir une technique de réordonnement. Le choix de l'allocation par paquet, effectué par les auteurs, a été motivé par son bon fonctionnement dans certains réseaux [12]. C'est de plus une technique d'allocation simple qui ne nécessite pas d'informations sur l'état du réseau.

### 2.5.5 Le protocole MSR (Multipath Source Routing)

MSR [13] est une extension MC du protocole réactif DSR [8] qui emploie un mécanisme de partage de charge par la source. Le protocole MSR est basé sur deux mécanismes qui le différencient de DSR :

- La recherche de chemins multiples disjoints.
- L'équilibrage de charge.

#### 2.5.5.1 Recherche des chemins multiples disjoints

MSR hérite de la même phase de découverte de route de DSR mais en produisant des chemins multiples pour la transmission de données entre une source et une destination. MSR permet de découvrir des chemins disjoints. Les chemins sont découverts à la demande de la même façon que pour DSR. La source diffuse un paquet RREQ à tous ces voisins afin de découvrir des chemins multiples qui mènent vers la destination. La différence majeure avec DSR est que les nœuds intermédiaires ne répondent jamais avec un paquet RREP à la source même s'ils possèdent un chemin qui mène vers la destination dans leur cache de route, afin d'obtenir le maximum possible de chemins disjoints (par liens ou par nœuds). De même, les RREQs dupliquées ne sont pas directement supprimées par les nœuds intermédiaires comme dans le protocole mono-chemin DSR mais les nœuds intermédiaires diffusent les RREQs venant de liens différents et dont le champ " hopcount " est inférieur ou égal à ceux des RREQs déjà reçues.

Avec MSR, les boucles de routage sont détectées et éliminées immédiatement puisque l'information de routage est contenue dans les paquets. Ce problème est donc résolu dans MSR comme dans le cas de DSR.

Tout le calcul des chemins multiples est effectué par l'hôte source. Lorsque la source reçoit plusieurs RREPs de la destination transmis par plusieurs chemins disjoints (par liens ou par nœuds), elle sélectionne les chemins les moins congestionnés pour la transmission de données. L'estimation de la congestion d'un chemin est décrite dans la section suivante. Le protocole MSR établit uniquement deux chemins disjoints entre une source et une destination.

#### 2.5.5.2 Transmission des paquets et équilibrage de charge

La source est le nœud responsable de l'équilibrage de charge sur les chemins multiples utilisés pour atteindre la destination. Pour assurer l'équilibrage de charge et estimer la congestion d'un chemin, un mécanisme de diffusion de sondes est employé au niveau de la couche réseau. Ce mécanisme a un rôle important dans la phase de maintenance de chemins du protocole MSR. En effet, avec DSR, une rupture de lien ne peut être détectée que lorsqu'un paquet RERR parvient à la source. Or si le réseau est très mobile, un tel message peut ne pas atteindre la source avec succès. L'utilisation des sondes permet donc de s'assurer de la validité des chemins. En plus de cette fonction, les sondes permettent aussi de mesurer le délai aller/retour noté RTT (Round Trip Time) de chaque chemin. A partir des mesures du RTT, la source en déduit une estimation délai de bout-en-bout sur le chemin. Ce délai donne une indication sur la congestion du chemin. Si un chemin a un délai important alors la quantité de trafic à transmettre sur ce chemin doit être assez faible. Pour ce faire, une nouvelle table de routage doit être implémentée contenant les composantes suivantes :

- Index  $i$  : index courant de la route dans le cache de route.
- Identifiant ID : identifiant de la destination.
- Délai : délai source-destination estimé à partir du RTT.
- Poids : nombre de paquets consécutifs à transmettre sur une route.

MSR calcule le poids de la route  $i$  qui mène vers la destination  $j$ , noté  $W_{ij}$ , selon la formule suivante :

$$W_{ij} = \min([\frac{d_jmax}{d_{ij}}, U]) \times R \quad (2.3)$$

Avec

- $d_jmax$  : délai maximum parmi tous les chemins qui mènent vers la destination j.
- $d_{ij}$  : délai de la route d'index i vers la destination j.
- R : facteur pour gérer la fréquence de commutation entre les chemins utilisés. R est choisi égal à 3 dans les expériences réalisées.
- U : borne pour s'assurer que le poids ne prendra pas une valeur trop importante.

La stratégie d'ordonnement utilisée pour distribuer la charge est le "weighted-round-robin", basée sur les poids  $W$ .

La métrique RTT peut être difficile à mesurer dans un environnement de réseaux sans fil multi-sauts où les nœuds sont potentiellement mobiles et les sondes échangées à cet effet induisent un surcoût supplémentaire non négligeable dans le réseau.

### 2.5.6 Le protocole proactif MDSDV

Les protocoles proactifs établissent et mettent à jour les routes pour tous les nœuds du réseau en se basant sur l'échange périodique d'information de routage. Comme dans les réseaux filaires, deux principales méthodes sont utilisées : le routage par vecteur de distance et le routage par état de lien. Le routage par état de lien consiste à diffuser périodiquement l'état des liens des voisins à tous les nœuds de réseau, par contre le routage par vecteur de distance permet à chaque nœud de diffuser à ses voisins sa vision des distances le séparant de tous les nœuds du réseau.

Le protocole MDSDV [41] (Multipath Dynamic Destination-Sequenced Distance-Vector) est une adaptation MC du protocole uni-chemin proactif à vecteur de distance DSDV [40]. Ce protocole cherche à construire des chemins multiples à nœuds disjoints. Deux nouveaux champs, dénommés "second hop" et "link-id", sont utilisés pour obtenir ces chemins disjoints. Le champ "link-id" est généré par un nouveau nœud arrivant dans le réseau pour distinguer les différents liens vers chacun des voisins à un saut.

Chaque nœud maintient une table de routage qui liste le nombre de chemins vers chaque destination. Les nœuds mettent à jour leur table de routage périodiquement. Le tableau 2.1 montre la structure d'une entrée dans la table de routage. Chaque nœud envoie en broadcast un message HELLO de façon périodique. Les voisins qui reçoivent

un tel message ajoutent, si besoin, une nouvelle entrée associée à l'émetteur et envoient en mode unicast une information complète de leur table de routage via le message full dump à l'émetteur du message HELLO. Quand le nœud reçoit le message full dump, il commence à créer sa table de routage et donne un identifiant au lien. Par la suite, il envoie en broadcast une mise à jour par le biais du message update. Suite à la réception du message update, le nœud met à jour sa table de routage et le message update, puis envoie en broadcast ce dernier à son tour. Dès qu'un nœud détecte une rupture du lien, il envoie en broadcast un message de type Failure contenant l'identifiant du lien associé au nœud injoignable. Il met à jour par la suite sa table de routage en supprimant les entrées qui utilisent ce nœud déconnecté comme prochain saut.

Nom du champ	Description
Nœud destination	Adresse du nœud destination
Prochain saut	Premier saut vers la destination
Second saut	Second saut vers la destination
Nombre des sauts	Nombre des sauts vers la destination
Link-id	Identifiant généré par le nouveau nœud pour les nouvelles routes
Numéro de séquence	Numéro de séquence pour distinguer les routes périmées
Temps	Temps depuis que le chemin a été découvert

**Tableau 2.1** — Structure de la table de routage de MDSDV

Une évolution du protocole MDSDV est proposée dans [42] afin de réduire le coût induit par le grand nombre de paquets de contrôle diffusés MDSDV (HELLO, update, full dump, error et failure). Notamment, les auteurs cherchent à limiter le nombre de paquets full dump et error. Par ailleurs, la table de voisinage est moins utilisée que dans la solution décrite dans [41].

Malgré cette évolution du protocole MDSDV, les résultats de simulation montrent que ce protocole présente un long délai de bout-en-bout dans un réseau dynamique avec forte mobilité. Ce mauvais résultat peut être induit par le nombre de paquets de routage qui reste important.

### 2.5.7 Le protocole hybride MP-OLSR (MultiPath Optimized Link State Routing)

Le protocole MP-OLSR [9] est un protocole de routage MC hybride basé sur OLSR [10]. Une autre variante MC du routage OLSR a été adaptée aux réseaux de capteurs dans [26]. Les deux solutions MC sont similaires à OLSR dans les premières phases dans la mesure où elles utilisent l'envoi périodique et proactif des messages HELLO afin de mettre à jour les voisinages et les relais multipoints, ainsi que les messages TC afin de transmettre l'information de voisinage au reste du réseau. Ces derniers messages permettent à chaque nœud de maintenir une vision globale sur les informations de topologie dans le réseau à chaque instant. Ces solutions diffèrent d'OLSR au niveau de la méthode de calcul des chemins et au niveau du routage.

#### 2.5.7.1 Méthode de calcul des chemins dans MP-OLSR

A la différence d'OLSR, MP-OLSR [9] ne maintient pas les tables de routage en permanence mais il calcule les chemins multiples en présence de données à transmettre. MP-OLSR s'apparente donc à un algorithme de recherche réactif : l'information de topologie est bien stockée en permanence mais elle ne sera exploitée que si des routes sont effectivement requises. MP-OLSR affecte des poids à chaque lien. Les poids sont ensuite envoyés au reste du réseau par les messages TC. Ainsi, la table de topologie de chaque nœud dispose d'attributs supplémentaires relatifs au poids des liens. Deux poids sont utilisés : un poids correspondant au coût réel reçu dans le message TC et un poids correspondant au coût virtuel qui représente un coût évoluant au cours de l'algorithme de sélection de chemins. Puisque que le routage dans MP-OLSR se base sur la métrique du nombre de sauts, le poids initial d'un lien vaut 1.

L'algorithme de calcul des chemins multiples utilise l'algorithme de Dijkstra MC, noté MP-Dijkstra et donné dans la figure 2.6. Le principe général de cet algorithme consiste en la recherche, à l'itération  $i$ , du plus court chemin  $P_i$  pour une destination  $d$ . Les coûts des liens du chemin  $P_i$  augmentent afin d'empêcher le plus possible la sélection d'un chemin similaire dans la prochaine itération. Les fonctions incrémentales  $f_p$  et  $f_e$  de l'algorithme sont utilisées à chaque itération pour obtenir des chemins disjoints entre  $s$  et  $d$ .  $f_p$  est utilisée pour augmenter les coûts des arcs de l'ancien chemin  $P_i$ . Ceci permet de sélectionner des prochains chemins qui auront tendance à utiliser des arcs différents.  $f_e$  est utilisé pour augmenter les coûts des arcs qui mènent aux sommets du chemin précédent

Pi. Donc, il existe trois réglages possibles :

- si  $id = fe < fp$  alors les chemins ont tendance à être à arcs disjoints,
- si  $id \leq fe = fp$  alors les chemins ont tendance à être à sommets disjoints,
- si  $id < fe < fp$  alors les chemins ont tendance à être à sommets disjoints mais, quand ce n'est pas possible, les chemins ont tendance à être à arcs disjoints.

avec  $id$  représentant la fonction identité. Ces fonctions de coût assurent la diversité des chemins multiples recherchés dans une topologie réseau.

Quant à la version MC d'OLSR proposée dans [26], elle utilise aussi l'algorithme de Dijkstra MC (Multipath Dijkstra Algorithm), mais elle ne l'applique de la même façon que dans [9]. L'algorithme standard de Dijkstra [27] est appliqué plusieurs fois à un nœud. En effet, la première fois, l'algorithme est déroulé pour trouver le premier plus court chemin. Puis par la suite, l'algorithme est appliqué sur la topologie où les nœuds, appartenant au premier chemin déjà trouvé, sont enlevés pour trouver un deuxième plus court chemin. Le processus est ainsi itéré (voir la figure 2.7). Ainsi, cette solution cherche à calculer des chemins multiples à nœuds disjoints. Tous les nœuds, MPR ou non MPR, participent à cet algorithme de calcul de chemins multiples à nœuds disjoints.

### 2.5.7.2 Routage à la source

Les deux travaux [9] et [26] accordent un rôle important au nœud source, ce qui n'est pas le cas dans OLSR. En effet, afin de garantir que le choix des chemins se fait de manière disjointe (ou s'approche de chemins disjoints), ceux-ci sont déterminés par un seul et même nœud, à savoir la source. A l'inverse, dans OLSR, tout nœud (la source ou un nœud intermédiaire quelconque) ne se préoccupe que du prochain saut du paquet. Les versions MC d'OLSR imposent donc aux paquets de données un parcours prédéterminé par la source. Il faut en conséquence leur ajouter (à la manière de DSR) des entêtes spécifiques, contenant le chemin à parcourir. Une fois le paquet de données envoyé sur le réseau, chaque nœud intermédiaire lit l'entête en question et détermine quel est le prochain nœud destiné à recevoir le paquet.

### 2.5.7.3 MP-OLSR et codage à descriptions multiples

Dans [9], les auteurs exploitent la combinaison de la technique de codage à descriptions multiples au routage MC dans les réseaux ad hoc. En ajoutant de la redondance

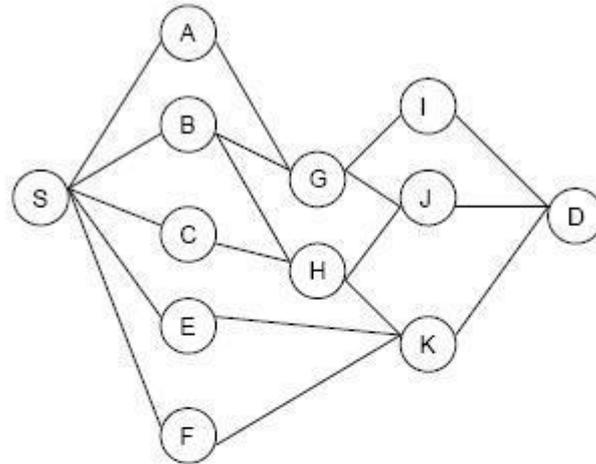
```

MultiPathDijkstra(s, d, G, N)
     $c_1 \leftarrow c$ 
     $G_1 \leftarrow G$ 
    for  $i \leftarrow 1$  to  $N$  do
         $SourceTree_i \leftarrow Dijkstra(G_i, s)$ 
         $P_i \leftarrow GetPath(SourceTree_i, d)$ 
        if  $e$  or  $Reverse(e)$  is in  $P_i$  then
             $c_{i+1}(e) \leftarrow f_p(c_i(e))$ 
        else if  $Head(e)$  is in  $P_i$  then
             $c_{i+1}(e) \leftarrow f_e(c_i(e))$ 
        else
             $c_{i+1}(e) \leftarrow c_i(e)$ 
        end if
    end for
     $G_{i+1} \leftarrow (V, E, c_{i+1})$ 
    return  $(P_1, P_2, \dots, P_N)$ 
    
```

Figure 2.6 — L'algorithme de MP-Dijkstra pour MP-OLSR [9].

aux paquets de données et en les subdivisant en des sous-paquets multiples, il est possible d'améliorer l'intégrité des données et ce spécialement en les envoyant sur différents chemins de la source vers la destination. Ce type de transformation est appelé codage à descriptions multiples (MDC). Le codage à descriptions multiples [3] (voir figure 2.8) prend le parti de répartir l'information différemment. En effet, le codeur fournit non pas une seule mais plusieurs chaînes de bits  $D_1, D_2, \dots, D_N$  appelées descriptions. Chacune d'entre elles constitue une unité indépendamment transmissible.

Les simulations présentées dans l'article [9], pour un scénario avec 50 nœuds dans le réseau, montrent que le gain en termes de nombre de paquets reçus avec MP-OLSR et avec la technique MDC est faible (de l'ordre de 1 ou 2%), comparé à la version sans MDC.



$N = \{A, B, C, E, F, G, H, I, J, K\}$   
**Itération 1:** 2 chemins candidates R1(S-E-K-D) et R2(S-F-K-D) => choix arbitraire de S-E-K-D.  
 $N1 = N \setminus \{E, K\}$   
**Itération 2:** R1(S-A-G-I-D), R2(S-A-G-J-D), R3(S-B-G-I-D), R4(S-B-G-J-D), R5(S-B-H-J-D) et R6(and S-C-H-J-D) => choix arbitraire de S-A-G-I-D.  
 $N2 = N1 \setminus \{A, G, I\}$   
**Itération 3:** R1(S-B-H-J-D) et R2(S-C-H-J-D) => choix arbitraire de S-B-H-J-D.  
 $N3 = N2 \setminus \{B, H, J\}$   
 Il y a trois chemins à nœuds disjoints possibles pour cette topologie de réseau.

Figure 2.7 — Stratégie multi-chemin à nœuds disjoints pour la solution [26].

Ce résultat peut être dû aux chemins multiples trouvés qui sont finalement dépendants (i.e. qui partagent des liens) ou bien à l'absence de plusieurs chemins disponibles vers la destination dans un environnement de faible densité des nœuds. L'utilisation conjointe de MP-OLSR et MDC dans un scénario où le réseau est plus dense (i.e. 100 nœuds) offre une transmission plus fiable et par conséquent un meilleur taux de réception. Ce taux de réception avec succès de paquets est amélioré de 10% surtout lorsque la vitesse de mobilité varie entre 6 m/s et 10 m/s. Les auteurs de [9] n'étudient pas l'impact de la répartition du trafic sur les chemins multiples et procèdent toujours par l'envoi simple et équitable d'une seule description par chemin (voir figure 2.8).

Une version d'OLSR, appelé GA-OLSR et proposée dans [11], s'intéresse aussi au problème du routage MC associé à la description multiple d'une communication vidéo

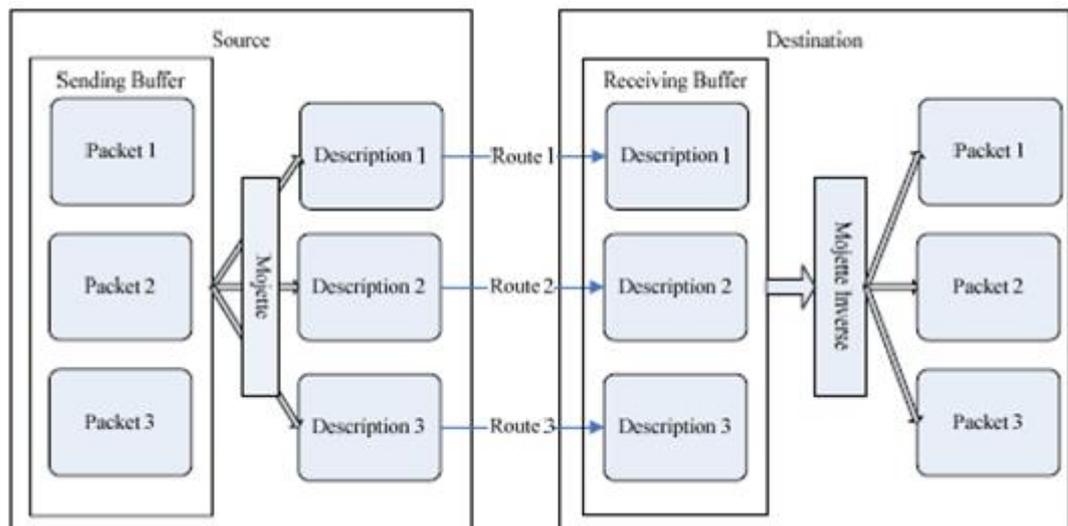


Figure 2.8 — MDC : Codage à Descriptions Multiples [9].

dans les réseaux maillés. Les auteurs de [11] visent plutôt à minimiser la distorsion de la vidéo à la réception via une approche se basant sur un modèle multi-couche : couche de convergence entre les couches application (métrique de distorsion de la vidéo) et réseau (bande passante, perte, corrélation des chemins). Pour résoudre ce problème d'optimisation, les auteurs se basent sur des algorithmes génétiques (GA).

### 2.5.8 Caractéristiques des solutions multi-chemins décrites

Nous avons dégagé, à partir de la description des solutions MC faite précédemment, les exigences d'un système MC. Naturellement, un routage MC doit être capable de construire des chemins multiples menant de la source vers la destination tout en évitant les boucles dans la phase de découverte des chemins. Plusieurs mécanismes sont possibles pour empêcher les boucles. Les versions de routage MC réactif, comme les protocoles MP-DSR, SMR et MSR, font du routage à la source. Les chemins sont donnés dans les entêtes des paquets. Il est donc facile de détecter les boucles et de les éliminer. Le protocole hybride MP-OLSR utilise aussi un routage à la source et peut donc utiliser la même technique que pour les protocoles MC basés sur DSR. Seules les versions MC d'AODV, AODVM et AOMDV, utilisent d'autres techniques (numéro de séquence, nou-

veaux paramètres) pour éviter les boucles. Nous pouvons aussi constater qu'une grande partie des solutions MC effectuent un routage à la source (comme pour MP-DSR, SMR, MSR, MP-OLSR) et très peu réalisent un routage saut par saut (comme pour AOMDV et AODVM).

Un autre critère important dans la phase de sélection des chemins consiste en leur indépendance. Le protocole MC doit être capable de fournir des chemins multiples suffisamment indépendants afin de maximiser l'utilisation parallèle des chemins et de minimiser le problème des collisions entre les paquets de données (cf. section 2.3). Les chemins peuvent être à liens disjoints ou à nœuds disjoints. Ces formes d'indépendance sont valides sur le graphe dérivé du réseau. Notons qu'un chemin à nœuds disjoints implique un chemin à liens disjoints. Le cas des chemins à nœuds disjoints est plus robuste vu que les chemins tombent en panne indépendamment. Nous pouvons aussi chercher des chemins les plus indépendants possibles d'un point de vue radio, i.e. des chemins qui peuvent avoir des transmissions concurrentes avec peu de collisions. La plupart des solutions proposées dans la littérature cherchent des chemins à nœuds ou à liens disjoints à partir du graphe de voisinage.

L'utilisation simultanée des chemins multiples pour le transfert des données s'avère utile pour tirer profit de l'ensemble de ressources disponibles dans le réseau. La plupart des solutions utilise les différents chemins pour acheminer le trafic. Seul AOMDV se contente d'utiliser seulement le plus court chemin pour acheminer les données et les autres restent comme chemins de secours.

Durant la sélection des chemins dans un protocole de routage en général, la métrique de sélection de chemin est importante pour choisir un ou des chemins. Cette métrique peut se baser tout simplement sur le nombre de sauts séparant la source de la destination ou bien elle peut tenir compte de la qualité de chaque chemin. La majorité des protocoles utilisent le nombre de sauts. Le protocole MSR, quant à lui, utilise le délai de chaque route pour choisir les routes et distribuer le trafic sur les différents chemins (sur la route de plus court délai, la source transmet le plus de trafic). MP-DSR définit une nouvelle métrique de qualité de service qui est la fiabilité de bout-en-bout.

Une comparaison des protocoles MC en fonction des caractéristiques des techniques MC, que nous venons d'identifier, est donnée dans le tableau 2.2. Cette comparaison nous permet de discuter, dans la section suivante, des différents défis qui nous semblent importants de prendre en compte dans l'élaboration d'une solution de routage MC.

	Pas de boucles de routage	Chemins à nœuds ou liens disjoints	Chemin complet connu par la source	Métrique	Chemins utilisés simultanément	Implémentation de base (protocole uni-chemin associé)
AODVM	Oui	Oui	Non	Nombre de sauts	Oui	AODV
AOMDV	Oui	Possible	Non	Nombre de sauts	Possible	AODV
MP-DSR	Oui	Oui	Oui	Fiabilité de bout-en-bout	Oui	DSR
MP-OLSR	Oui	Oui	Possible	Nombre de sauts	Oui	OLSR
MSR	Oui	Oui	Oui	Délai aller/retour	Oui	DSR
SMR	Oui	Possible	Oui	Nombre de sauts	Oui	DSR
MDSDV	Oui	Oui	Oui	Nombre de sauts	Possible	DSDV

*Tableau 2.2* — Comparaison des protocoles multi-chemins selon les caractéristiques identifiées.

## 2.6 Enjeux dans une stratégie multi-chemin

Suite à notre étude sur les solutions de routage MC proposées dans la littérature, nous avons identifié, dans la section précédente, de nombreuses caractéristiques à considérer lors du déploiement d'une stratégie MC. Ces caractéristiques sont importantes pour concevoir une technique MC fiable qui s'adapte aux contraintes des réseaux sans fil multi-sauts. Dans le reste de cette section, nous discutons les principaux enjeux et défis soulevés par les différents composants d'un routage MC. Cette discussion, qui dépasse l'état de l'art, doit nous permettre de décider des problématiques les plus intéressantes à traiter dans la suite de notre travail.

### 2.6.1 Découverte de chemins multiples

L'indépendance des chemins est un critère fondamental. Plusieurs critères d'indépendance sont considérés :

- Les chemins sont disjoints sur le graphe. Ils ne comportent comme nœuds communs que la source et la destination dans le cas d'une disjonction par les nœuds sinon nous parlons de chemins à liens disjoints.
- Les chemins sont le plus indépendants possible sur le plan radio. De tels chemins sont constitués d'un maximum de nœuds qui peuvent transmettre en parallèle et dont les transmissions induisent le moins de collisions possibles.

Si les chemins sont indépendants d'un point de vue graphe, cela ne signifie pas que les chemins sont indépendants d'un point de vue radio. Le nombre de chemins indépendants est limité et est fonction de la topologie du réseau. La limitation du nombre de chemins est fréquemment imposée par le nombre de voisins au niveau de la source et de la destination, là où les chemins divergent puis convergent [37]. En ce qui concerne l'indépendance d'un point de vue graphe, le nombre de chemins à nœuds disjoints est plus petit que celui à liens disjoints. Dans le cas où la source ou la destination est un nœud pendant (voir figure 2.9), c'est-à-dire un nœud ne possédant qu'un voisin, il n'existe pas de chemins disjoints. On peut aussi noter que dans le cadre de réseaux mono-interface et mono-canal basés sur une approche CSMA, il y a forcément dépendance des chemins à la source et à la destination d'un point de vue radio.

La recherche de chemins disjoints à tout prix n'est peut-être pas la stratégie la plus adaptée, car elle peut limiter grandement le nombre de chemins possibles. En outre, même en supposant qu'il existe un nombre de chemins disjoints plus grand que le nombre de chemins recherchés, l'impératif d'indépendance peut conduire à la sélection de chemins très longs. Or, plus un chemin est long, plus il est vulnérable aux ruptures de liens et le délai d'acheminement des données peut être important. La recherche de chemins disjoints dans le cas de la figure 2.10-(a) conduit à sélectionner un chemin long, qui peut s'avérer au final moins performant que le chemin sélectionné dans la figure 2.10-(b), même si celui-ci exploite un lien déjà utilisé. Par conséquent, en absence de chemins totalement disjoints, les chemins choisis peuvent partager des liens. Ce partage d'un lien entre les chemins peut être acceptable si le lien n'est pas saturé ou trop chargé. On peut alors parler dans ce cas de chemins partiellement disjoints.

En conclusion, les trois critères suivants semblent intéressants à prendre en compte pour la découverte de chemins indépendants :

- trouver des chemins suffisamment disjoints (par les nœuds si possible, par les liens sinon) ;
- éviter des chemins trop longs ;
- limiter les interférences.

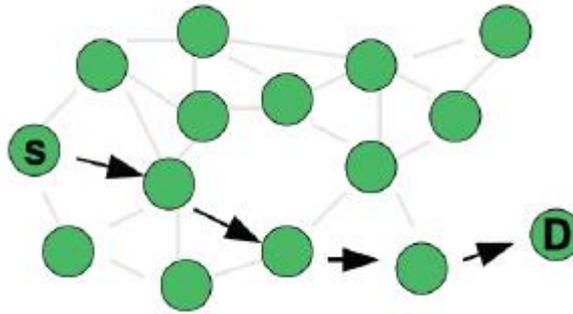


Figure 2.9 — Nœud pendan.

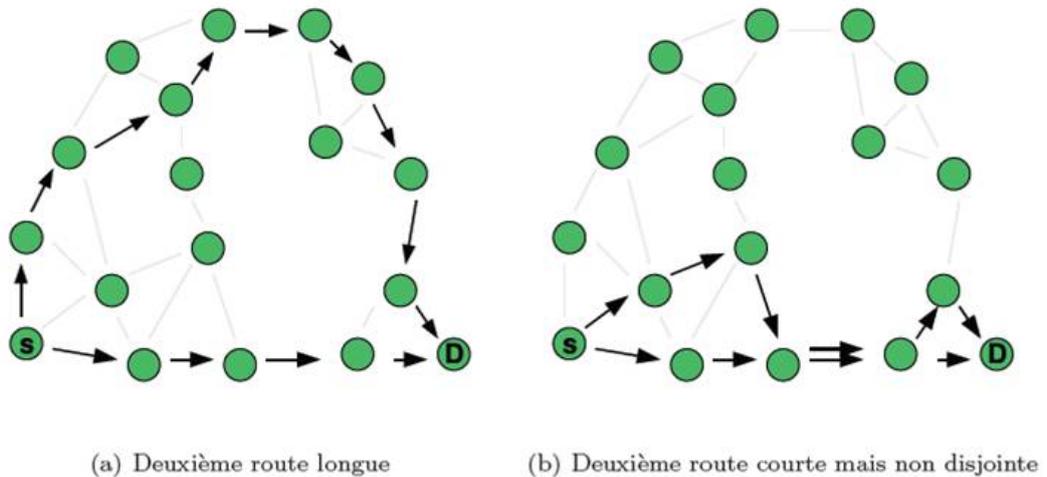


Figure 2.10 — Chemin plus long sous contrainte de disjonction : (a) Chemin 2 long mais disjoint (b) chemin 2 court mais non disjoint.

Concevoir une métrique adéquate pour la sélection de chemins multiples est importante afin de construire les meilleurs chemins selon les conditions du réseau multi-saut. La majorité des protocoles de routage MC déjà proposés se basent sur le nombre de sauts. Cependant pour un routage MC d'autres critères comme, par exemple, la robustesse aux interférences ou la qualité d'un lien semblent plus intéressants à exploiter.

## 2.6.2 Maintenance des chemins

Durant cette phase, il faut d'abord choisir le moment à partir duquel déclencher la découverte des chemins. Si la découverte d'un nouveau chemin est déclenchée à chaque fois qu'une route tombe en panne, cela induit un surcoût en termes de messages de contrôle dans le réseau. Si en revanche la découverte est déclenchée une fois que tous les chemins sont tombés en panne, cela induit un délai additionnel avant de pouvoir router les paquets qui pourra affecter négativement les performances des applications. Une situation intermédiaire possible est de déclencher la découverte lorsque  $k$  chemins tombent en panne sur un ensemble de  $n$  chemins ( $1 \leq k \leq n$ ). Déterminer la valeur de  $k$  est un compromis entre une estimation du surcoût induit en termes de paquets de contrôle et de délai. La valeur de  $k$  peut être définie aussi selon le besoin de l'application.

D'autre part, il est intéressant de disposer d'un mécanisme qui détecte rapidement les pannes. Un tel mécanisme permet d'offrir plus de réactivité face aux changements de topologie dus à des déconnexions de liens, à un épuisement d'énergie d'un nœud, à des ressources limitées, etc. Nous avons détaillé cette problématique dans le chapitre 4.

## 2.6.3 Allocation du trafic

Nous pouvons distinguer trois principales possibilités d'allocation du trafic pour le routage MC :

- Plusieurs chemins entre une source et une destination, mais un seul chemin est utilisé à la fois pour router les paquets en cours. Les autres chemins restent pour le secours en cas de rupture de route.
- Plusieurs chemins entre une source et une destination, et si nous disposons de plusieurs flux en cours entre ces deux stations, ils peuvent être routés sur des chemins différents. En revanche, les paquets d'un même flux sont toujours routés sur la même route.
- Plusieurs routes entre une source et une destination, et les paquets d'un même flux sont routés sur des chemins différents. La proportion des paquets par chemin est à définir de préférence selon la qualité de chacun des chemins afin d'utiliser au mieux les ressources disponibles.

Ces trois approches semblent graduelles dans la complexité. Notons qu'une répartition par paquets sur plusieurs chemins résulte généralement en leurs arrivées en désordre à la destination [20]. Dans ce cas, une technique de réordonnement adaptée doit être

utilisée. Cette opération doit non seulement être implémentée correctement mais elle risque d'induire des délais supplémentaires, ce qui peut avoir un impact négatif sur les applications temps réel comme le streaming par exemple. Il existe des solutions qui gèrent le délai entre les chemins trouvés de façon à éviter le plus possible le déséquilibrage des paquets à l'arrivée [39]. La deuxième technique qui route un flux par chemin semble être un cas intermédiaire intéressant entre le mono-chemin et le MC par paquets qui demande un réordonnement à la destination.

En distribuant les flux sur un ensemble de chemins, d'une part le nombre total de nœuds intermédiaires qui participent au routage augmente et d'autre part le risque de congestion de certains nœuds est réduit. Plusieurs travaux comme [4], [22] et [23] ont également montré que la répartition des données d'un flux sur des chemins multiples, au lieu d'acheminer le flux sur un seul chemin, peut réduire la congestion. Dans ce contexte, les principaux travaux [33], [23], [13] s'intéressent à cette problématique et proposent des extensions MC respectivement d'OLSR, d'AODV et de DSR avec un équilibrage de charge.

Nous discutons ces diverses solutions ainsi que l'impact de la répartition des données sur MP-OLSR dans le chapitre 5.

## 2.7 Métriques de routage

La sélection des chemins multiples dépend de la métrique choisie. Cette métrique doit être adaptée non seulement au contexte de l'application mais aussi à celui du réseau. La majorité des protocoles de routage, présentée précédemment, cherche essentiellement à trouver des chemins possibles entre une source et une destination sans prendre en considération la qualité des liens. Plusieurs métriques sont considérées pour le routage ad hoc et ces métriques ont un impact sur les performances [38]. Il existe un nombre conséquent de travaux sur les métriques de routage qui dépassent le cadre de cette thèse, mais nous décrivons néanmoins, dans cette section, quelques métriques qui sont intéressantes pour la suite de notre travail, notamment pour la répartition de trafic.

Dans un environnement sans fil multi-saut, il est utile de trouver des chemins multiples indépendants qui minimisent les interférences de type intra-flux et inter-flux. Le problème d'interférence inter-flux se produit lorsque deux nœuds voisins routant différents flux sont en compétition pour l'accès au médium pour transmettre sur le même canal (les nœuds

7, 8 et 9 du flux 2 se trouvent dans la zone d'interférence du nœud 3 du flux 1 (voir figure 2.11)). Le problème d'interférence intra-flux se produit lorsqu'au sein d'un même flux, plusieurs nœuds sont en attente pour communiquer car ils se trouvent dans la même zone d'interférence d'un nœud en communication pour router le même flux (entre le nœud 3 et les nœuds 1, 2 et 4, 5). Pour prévenir de telles situations, dans le cas multi-canaux, il suffit d'affecter différents canaux aux nœuds en se basant sur la connaissance du voisinage et des flux en cours. Plusieurs métriques dans un contexte multi-radio ont été proposées dans la littérature comme WCETT [15], MIC [18], PPTT [19], etc. Puisque dans notre travail, nous nous basons sur un réseau sans fil multi-saut mono-radio où les nœuds sont mono-interfaces, nous décrivons dans la suite seulement les principales métriques adaptées à un tel environnement.

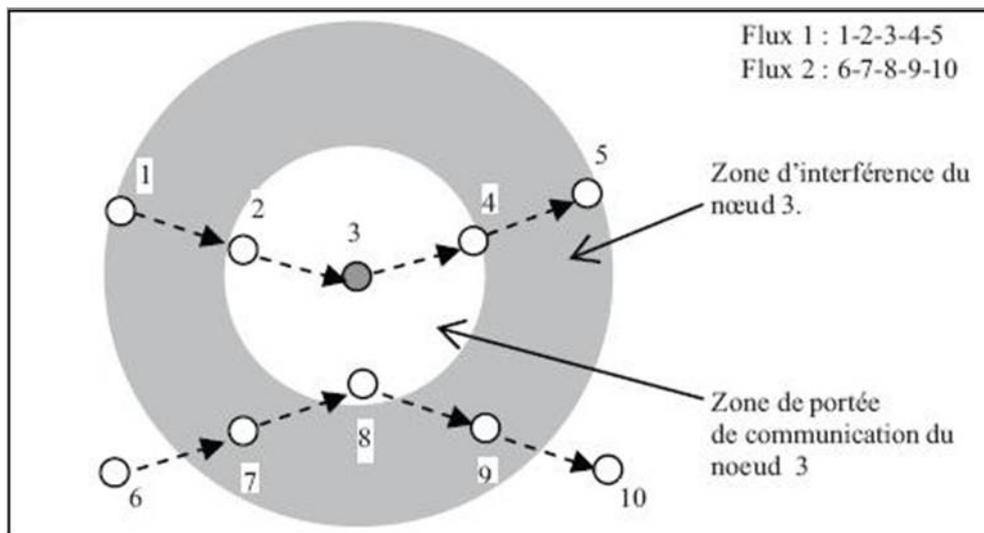


Figure 2.11 — Les interférences inter-flux et intra-flux [78].

### 2.7.1 La métrique ETX

La métrique ETX (Expected Transmission Count) [14] mesure le nombre de transmissions, retransmissions incluses, prévues pour transmettre un paquet avec succès sur un lien. La métrique ETX d'un lien est calculée comme suit :

$$ETX = \frac{1}{1-p} \quad (2.4)$$

Où  $p$  est la probabilité que la transmission sur le lien échoue. Pour un lien établi entre deux nœuds A et B, cette probabilité  $p$  dépend des probabilités  $p_f$  de perte de paquets dans le sens ( $A \rightarrow B$ ) et  $p_r$  de perte de paquets dans le sens inverse tel que décrit par l'équation :

$$p = 1 - (1 - p_f) \times (1 - p_r) \quad (2.5)$$

Pour ce faire, chaque nœud envoie, périodiquement (chaque seconde), une sonde en broadcast. La sonde contient des informations sur les sondes déjà reçues par les voisins. Le calcul de probabilité de perte se base sur la différence entre le nombre de sondes reçues dans un intervalle de temps  $w$  et le nombre total de sondes qui doivent être reçues dans cette même fenêtre  $w$ . Par conséquent, chaque nœud peut déduire le taux de perte du lien dans un sens  $p_f$  et celui dans l'autre sens  $p_r$ . Le meilleur chemin est celui qui minimise la métrique ETX (cette dernière étant une métrique additive).

La métrique ETX a été intégrée dans les RREQs du protocole de routage DSR. La route vers la destination est sélectionnée selon un ETX minimal en opérant l'algorithme de Dijkstra. La source attendra un délai additionnel avant d'initier la découverte de route afin que les nœuds accumulent les mesures des liens [14].

ETX ne considère que le taux de perte des liens et ne prend pas compte la bande passante disponible sur un lien. ETX ne permet pas de différencier des liens qui ont le même taux de pertes mais qui ont des capacités différentes.

### 2.7.2 La métrique ETT

La métrique ETT (Expected Transmission Time) [15] représente la métrique ETX sous sa forme temporelle. Cette métrique ETT correspond au temps nécessaire pour que la transmission d'un paquet sur un lien soit réussie. Elle est calculée comme suit :

$$ETT = ETX \times \frac{S}{B} \quad (2.6)$$

Avec

- S : la taille du paquet à transmettre.
- B : la bande passante courante du lien. Sa valeur est mesurée par la technique "packet pair" [15] qui consiste à envoyer deux sondes sur un lien entre deux nœuds X et Y, la première de grande taille et la deuxième de petite taille, et puis à calculer la différence de leurs délais d'acheminement ; ce calcul est répété pour 10 échantillons, puis Y envoie la valeur minimale à X qui déduit par la suite la valeur de B comme l'explique la figure 2.12.

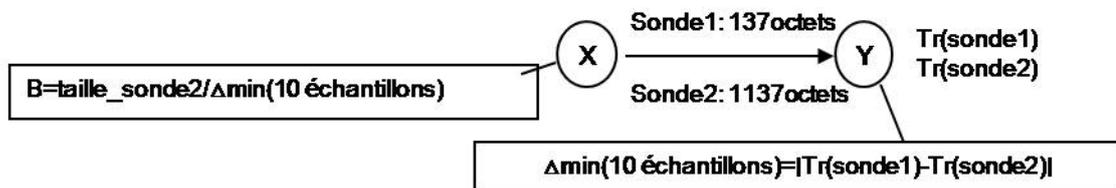


Figure 2.12 — La technique "packet pair"

### 2.7.3 Récapitulatif

Le tableau 2.3 récapitule les métriques et donne une comparaison selon les paramètres composant chacune d'entre elles.

	Routage Mono-chemin		
Environnement radio	Mono-radio		
Métriques	Saut	ETX	ETT
Nombre de sauts	X		
Fiabilité des liens		X	X
Capacité des liens			X
Diversité des canaux			

Tableau 2.3 — Comparaison des métriques de routage dans les réseaux sans fil multi-sauts.

## 2.8 Scénario de mise en application des techniques multi-chemins

Parmi les scénarios de mise en application d'une technique de routage MC dans les réseaux sans fil multi-sauts, nous distinguons celui des pays émergents.

La figure 2.13 présente un exemple de déploiement d'une architecture à moindre coût de bout-en-bout. Le déploiement d'une telle architecture réseau dans les pays émergents est principalement piloté par le coût et la qualité de service. Dans ces pays, les opérateurs de télécommunications sont généralement tentés d'éviter d'investir immédiatement dans des réseaux rapides et fiables, possédant par exemple de multiples liens de redondance, pour limiter les dépenses d'investissement et s'assurer la rentabilité des modèles économiques associés. Par conséquent, de tels réseaux souffrent d'instabilité à cause de fréquentes ruptures de routes car les liaisons du réseau de collecte sont souvent point-à-point se basant sur les faisceaux hertziens (FH) [75] et/ou car les pannes de courant sont fréquentes [76]). De la congestion peut alors apparaître suite à une augmentation de la charge des trafics échangés. Ces événements sont souvent aggravés par le manque de réseaux de secours ou bien de chemins de secours. Pour remédier à cette instabilité, les protocoles de routage à chemins multiples sont une approche intéressante pour résister aux pannes.

Ce scénario motive certains opérateurs à mettre en place des techniques MC dans leurs réseaux. Par exemple, Orange compte accroître sa présence dans les pays émergents, en particulier en Afrique et au Moyen-Orient, en mettant en place des technologies qui vont améliorer les performances des réseaux tout en tirant le meilleur parti des infrastructures existantes, si elles existent. Si elles n'existent pas, l'opérateur doit envisager une solution d'accès, puis de collecte vers son réseau cœur. La problématique est donc de déployer des technologies permettant une qualité de service satisfaisante tout en restant relativement peu coûteuses (dans la mesure où l'ARPU -Average Revenue Per User- de ces zones est faible, il est difficile d'avoir un modèle d'affaire -business model- profitable si des technologies 3GPP sont déployées de la même manière que sur les marchés matures).

Les techniques de routage MC sont donc particulièrement bien adaptées à ce contexte à la fois pour l'accès et la collecte pour acheminer le trafic vers le réseau cœur. Le routage MC peut être envisagé selon deux cas d'utilisation.

1. Cas d'un seul chemin actif à la fois : il s'agit d'utiliser le chemin principal pour le

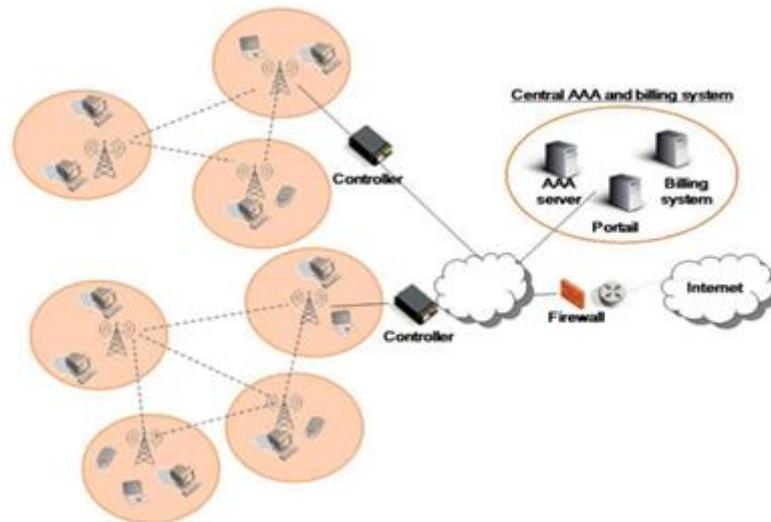


Figure 2.13 — Exemple de déploiement d'architecture à moindre coût de bout-en-bout.

transfert et conserver les autres chemins candidats comme chemins de secours en cas de panne. Cette méthode permet de se prémunir contre les pannes. En revanche les ressources de réseau sont gaspillées.

2. Cas de plusieurs chemins actifs simultanément : il s'agit d'utiliser les chemins multiples d'une manière concurrente pour l'envoi des données afin d'éviter la congestion des routeurs et d'agréger les ressources disponibles. Pour ce faire il faut concevoir une politique de distribution des données sur les chemins multiples. Dans ce cas, comme nous l'avons mentionné précédemment, l'indépendance des chemins est un critère fondamental.

Pour ce dernier cas de figure, nous pouvons imaginer deux sous-scénarios possibles : le premier se base sur la duplication de l'information sur plusieurs chemins pour garantir une meilleure qualité (par exemple à la Voix sur IP) et le second inclut une technique de répartition des données sur les différents chemins.

Dans ce travail, nous optons pour utiliser une technique MC conformément au cas 2) puisqu'il répond aux exigences du scénario des pays émergents.

Une solution MC adaptée à ce scénario peut se baser alors : i) premièrement, sur la sélection des chemins multiples indépendants et courts entre la source et la destination, et

sur un mécanisme de collecte d'information sur le réseau par les nœuds. Ces informations peuvent traduire l'état courant du réseau; et ii) deuxièmement, sur la détermination d'une stratégie de répartition de l'information sur l'ensemble des chemins.

## 2.9 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons étudié les principales solutions MC pour les réseaux sans fil multi-sauts présentées dans la littérature. Nous avons donné une taxonomie des différents protocoles de routage selon leur principe de découverte de chemins.

L'état de l'art réalisé sur les différentes stratégies MC existantes nous a permis de dégager les besoins exprimés par ces dernières et de faire une comparaison entre celles-ci. Nous avons analysé les différents enjeux et défis posés par une stratégie MC durant chacune de ses phases (découverte des chemins, maintenance de chemins et allocation du trafic).

L'indépendance des chemins entre eux est une propriété importante pour la performance du routage MC. Cette indépendance peut être vérifiée au niveau du graphe induit par le réseau de communication ou au niveau radio afin de limiter les interférences et d'augmenter les communications en parallèle dans le réseau.

La majorité des protocoles de routage existants se base sur le critère du nombre de sauts ou sur un critère de qualité de service lié à un besoin applicatif pour la sélection des chemins. Nous avons décrit certaines métriques qui se basent sur des techniques d'évaluation de la qualité des liens comme ETX et ETT.

La technique de répartition des données à router sur les différents chemins multiples est à spécifier selon le cas d'usage tout en tenant compte de la complexité de l'approche et du gain en performance réseau.



---

# Evaluation étendue de MP-OLSR

## 3.1 Introduction

Comme nous l'avons mentionné dans l'état de l'art, la majorité des protocoles de routage MC proposés sont basés sur une version existante d'un protocole de routage mono-chemin comme, par exemple, AODV, DSR et OLSR. OLSR, contrairement à AODV et DSR, a l'avantage de distribuer une vision globale du réseau sur chaque nœud [10]. Grâce à un mécanisme de collecte de l'information topologique, tout nœud peut posséder, à tout moment et indépendamment de la nécessité d'un transfert, une représentation en mémoire de la topologie globale du réseau (qui peut bien sûr être partielle et imprécise). Une telle connaissance est très utile pour la détermination de chemins multiples. Le protocole OLSR semble, de plus, présenter de meilleures performances que les protocoles DSR et AODV ([46] et [47]). De tels résultats sont notamment dus à la limitation de l'inondation réalisée par le mécanisme des relais multipoints (appelés MPR). Nous pouvons donc penser que les techniques de routage MC basées sur OLSR vont aussi présenter de bonnes performances. Par conséquent, nous avons décidé d'étudier de plus près un routage MC basé sur MP-OLSR, à savoir l'extension MP-OLSR proposée dans [9]. L'avantage de MP-OLSR réside dans sa nature hybride qui combine la pro-activité pour maintenir une vision de la topologie du réseau et la réactivité dans le calcul des routes à la demande. De plus, les protocoles MP-OLSR et OLSR sont compatibles, grâce au routage IP à la source [47]. Enfin, notre choix a aussi été motivé par des raisons pratiques puisque le code source de MP-OLSR est disponible sous NS-2.

Les évaluations réalisées sur MP-OLSR sont limitées à quelques scénarios, essentiellement aléatoires, dans lesquels les paquets d'un flux, émis par une source et destinés à

un même destinataire, sont répartis équitablement sur les différents chemins allant de la source à la destination. Notre principal objectif, dans ce travail, a été d'étudier l'impact de l'indépendance des chemins et de la répartition des paquets sur les différents chemins sur les performances de MP-OLSR.

Ce chapitre est organisé comme suit : dans la section 3.2, des informations supplémentaires, à celles données dans le chapitre 2, sont apportées sur MP-OLSR et OLSR ; la section 3.3 décrit l'évaluation de performance de MP-OLSR qui a été menée par simulation ; enfin, la section 3.4 conclut ce chapitre.

## 3.2 Informations supplémentaires sur MP-OLSR

Nous avons donné une description du protocole MC hybride MP-OLSR [9] dans l'état de l'art. Dans cette section, nous rappelons certains principes d'OLSR et décrivons plus en détail certains mécanismes de MP-OLSR. Ces éléments sont importants pour une bonne compréhension des résultats obtenus dans ce chapitre et dans les chapitres suivants.

### 3.2.1 Rappel sur le fonctionnement d'OLSR

Le protocole OLSR est un protocole proactif à état de liens ([10], [50]). Les nœuds OLSR, via l'échange périodique de messages de contrôle, maintiennent des routes pour atteindre tout nœud OLSR du réseau. Le protocole OLSR réalise donc les fonctionnalités suivantes :

- Détection de voisinage : Chaque nœud doit diffuser périodiquement un message HELLO dans son voisinage direct (TTL=1). Ce message contient les informations relatives aux interfaces entendues par ce nœud (à savoir la liste des interfaces des voisins avec leur état de lien). Un lien peut avoir l'un des états suivants : "symétrique" (bidirectionnel), "asymétrique", "MPR" ou "perdu". MPR indique que ce nœud a sélectionné ce voisin comme relais multipoint et cela implique que le lien est symétrique. Perdu indique que le lien avec ce voisin n'est plus valide. Les informations de voisinage sont maintenues dans une base d'information concernant les voisins directs et leurs interfaces, les voisins à deux sauts, les relais multipoints et les sélecteurs de relais multipoint.
- Le mécanisme des relais multipoints (MPR) : La transmission radio étant par défaut une inondation à tous les voisins directs, les nœuds à deux sauts d'une source

peuvent être joints par une retransmission d'un ou plusieurs voisins directs. Le concept des MPRs vise à diffuser efficacement les messages de contrôle TC destinés à tous les nœuds du réseau ad hoc. En se basant sur l'information de voisinage, chaque nœud désigne un sous-ensemble minimal de voisins directs. Ces voisins sont les relais multipoints et ce sont les seuls voisins à un saut qui sont autorisés à retransmettre les paquets du nœud. Cela réduit le nombre de retransmissions redondantes dans le réseau. Les nœuds voisins, non élus comme MPRs, reçoivent et traitent les messages TC diffusés sans les retransmettre. Chaque nœud MPR maintient l'ensemble de ses sélecteurs, noté Multipoint relay Selector, et ne retransmet que les paquets reçus pour la première fois de ses sélecteurs. Cette technique réduit de façon significative le nombre de retransmissions lors du processus de diffusion [34]. La figure 3.1 montre un exemple où un paquet de S est diffusé au voisinage à trois sauts par 24 retransmissions (schéma de gauche). Dans le schéma de droite de la figure 3.1, seuls les relais multipoints retransmettent le paquet, ce qui fait seulement 12 retransmissions.

L'amélioration offerte par l'utilisation des relais multipoints est plus efficace dans des topologies de réseaux ad hoc denses et larges. Par ailleurs, cette approche s'avère aussi bénéfique pour les protocoles réactifs utilisant une inondation pour la recherche [35].

Les détails sur les périodes utilisées pour l'envoi des messages HELLO et TC seront décrits dans le chapitre 4.

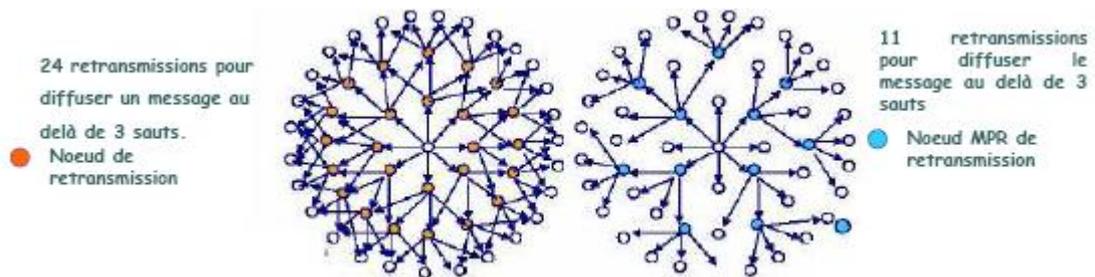


Figure 3.1 — Algorithme d'optimisation de l'inondation par des relais multipoint.

Le routage OLSR se fait saut par saut. Chaque nœud dans le réseau calcule sa table de routage vers tout autre nœud présent dans le réseau. Ce calcul est basé sur les informations de voisinage et de topologie rafraîchies périodiquement. Chaque nœud utilise l'algorithme de Dijkstra ([27], [36]), un algorithme de calcul de plus court chemin, sur le graphe de topologie partiel construit à partir des liens entre deux voisins symétriques

existants dans la table de voisinage et dans la table de topologie. Les routes ainsi trouvées sont optimales en nombre de sauts, sans boucle et les nœuds intermédiaires sont des relais multipoints. La table de routage est mise à jour chaque fois qu'il y a un changement dans la base de voisinage ou de la topologie, c'est-à-dire, quand on détecte l'apparition ou la perte d'un voisin ou lors de l'ajout ou la suppression d'un tuple de topologie.

### 3.2.2 Mécanisme de rétablissement de route ("Route recovery")

MP-OLSR construit les routes à la demande et utilise un routage à la source, ce qui n'est pas le cas dans OLSR. Quand un paquet est routé avec MP-OLSR, il est possible que la route donnée dans le paquet ne soit plus valide, à cause de la mobilité d'un nœud du chemin. Afin de limiter ces incohérences qui se posent avec un routage à la source, un mécanisme de rétablissement de route est proposé dans MP-OLSR [9]. Avant qu'un nœud envoie un paquet vers le nœud situé sur le prochain saut selon la route à la source, il vérifie dans sa table de voisinage si le prochain saut contenu dans la route à la source est parmi ses voisins. Si oui, le paquet est transmis au correspondant voisin ; sinon, le nœud recalcule une nouvelle route pour transmettre le paquet. Cette vérification s'effectue au niveau de l'information de topologie locale de chaque nœud. Ainsi, ce mécanisme de rétablissement proposé introduit comme seul délai supplémentaire le temps de recalculer localement une nouvelle route.

### 3.2.3 Détection de boucles

En théorie, les chemins trouvés via l'algorithme Dijkstra sont sans boucle. Cependant, une utilisation conjointe des mécanismes de LLN (Link Layer Notification) et de rétablissement de route (présenté à la section précédente) favorise l'apparition de boucles éventuelles dans le réseau. Quand un nœud ne réussit pas à émettre un paquet sur un lien, le mécanisme de LLN envoie un feedback au protocole de routage du nœud pour le notifier de la perte de ce lien. Les autres nœuds du réseau ne sont pas immédiatement informés de ce changement topologique. En conséquence, LLN peut causer une inconsistance dans l'information topologique au niveau des différents nœuds. En ajoutant à ce mécanisme, celui du rétablissement de route qui peut éventuellement changer le chemin au niveau des nœuds intermédiaires (décrit dans la sous-section 3.2.2), les boucles peuvent se produire temporairement dans le réseau.

Afin d'éviter ces boucles, une méthode simple est proposée pour MP-OLSR. Après

le processus de rétablissement de route, la sélection du nouveau chemin est effectuée suite à une comparaison entre les nœuds du nouveau chemin avec les anciens nœuds intermédiaires déjà parcourus par le paquet. Si un ancien nœud est contenu dans la nouvelle route, une boucle peut donc se produire.

Malgré l'existence de ces deux mécanismes (la détection de boucles et le recouvrement de route) pour palier les incohérences résultantes des changements de topologie réseau, d'autres anomalies persistent encore à cause des délais subis par certains messages de contrôle périodiques. Une étude détaillée, poursuivie par une analyse de ces délais supplémentaires, est donnée dans le chapitre 4.

#### 3.2.4 Les évaluations existantes de MP-OLSR

Le protocole MP-OLSR a été évalué par simulation [9, 47] et avec des expérimentations réelles [47]. Les tests de simulation ont été effectués sous le simulateur NS-2 dans [9] et sous QUALNET dans [47].

Le scénario simulé dans [9] est une topologie aléatoire de 50 nœuds parmi lesquels 30 sources envoient un trafic CBR avec un débit de 40 kb/s. Les nœuds sont mobiles selon une vitesse qui varie de 1 à 30 m/s. Le scénario simulé dans [47] concerne 81 nœuds parmi lesquels 4 ou 10 sources envoient du trafic CBR de débit 40 kb/s. La vitesse de mobilité des nœuds varie de 1 à 10 m/s. Les résultats de simulation montrent que MP-OLSR offre des taux de paquets délivrés avec succès et des délais de bout-en-bout meilleurs que ceux obtenus avec OLSR surtout quand la vitesse des nœuds est supérieure à 3-4 m/s. Les résultats de simulation présentés dans [47] ont aussi montré que MP-OLSR génère des séquences désordonnées de paquets de données.

Dans [47], des expérimentations réelles ont été réalisées dans le but de comparer les performances des protocoles OLSR et MP-OLSR, dans des topologies chaînées, en termes de nombre de paquets de données délivrés durant le transfert. Les auteurs utilisent l'application UFTP (UDP-based file transfer protocol) [77] pour transférer un fichier de 17.8 MB à un débit de 62 kb/s dans deux scénarios : le premier comprend 6 nœuds (4 chemins à 2 sauts chacun dans le cas de MP-OLSR) avec une distance de 60m entre les nœuds source et destination, le second comprend 9 nœuds (3 chemins à 3 ou 4 sauts dans le cas de MP-OLSR) avec une distance de 200m entre les nœuds source et destination. Les résultats obtenus montrent que, de manière générale, MP-OLSR permet un transfert avec un meilleur débit et moins de pertes de paquets (OLSR perd plus facilement la

connexion).

La stratégie de répartition d'un flux, adoptée dans toutes les évaluations, se base sur la technique "round-robin" dans laquelle un paquet est envoyé par chemin. L'effet d'une répartition différente sur les chemins multiples trouvés, étant de qualité similaire ou non, n'a pas donc été évalué. Nous notons aussi que l'effet de l'indépendance des chemins sur les performances du protocole MC n'a pas été étudié. L'objectif principal des simulations effectuées dans [9] et [47] est de comparer OLSR à MP-OLSR sans avoir forcément exploité les fonctionnalités d'un mécanisme MC comme, par exemple, l'effet du partage de la charge sur la congestion et sur le déséquencement des paquets de données et l'effet de l'indépendance des chemins multiples sur les performances.

Enfin, le comportement du protocole MP-OLSR en présence de pannes fréquentes a été peu étudié. Dans [47], des expérimentations montrent que MP-OLSR reste en interruption sur certains intervalles de temps, ce qui induit des pertes de l'ordre de 4 paquets par seconde. Dans cette thèse, nous étudions les problèmes de MP-OLSR en présence de défaillances de route et nous proposons des solutions à ces problèmes dans le chapitre 4.

Dans le paragraphe suivant, nous étudions le comportement de MP-OLSR via des simulations approfondies sous différents angles de propriétés des techniques MC. Cette étude d'évaluation complète notamment les premières évaluations réalisées dans [9] et [47].

### 3.3 Evaluation étendue des performances de MP-OLSR

La simulation constitue une approche intéressante permettant de modéliser le système à évaluer et d'étudier son fonctionnement sous différents scénarios. Les résultats d'une simulation sont d'autant plus fiables que la modélisation du système se rapproche de la réalité.

Nos simulations ont été réalisées avec le simulateur NS-2. Nous commençons par définir cet environnement de simulation, puis nous donnons les différents paramètres des tests de simulation en définissant les différents scénarios, les topologies étudiées et les métriques de performance. Enfin, nous analysons les résultats de simulation.

### 3.3.1 Choix de l'environnement de simulation

Nous avons retenu le logiciel de simulation réseau NS-2 [45] pour notre étude. NS (Network Simulator) est un simulateur conçu pour tous les types de réseaux avec et sans fil. Il est par ailleurs gratuit et bénéficie d'une large utilisation dans le monde de la recherche dans les réseaux ad hoc.

Issu du projet VINT (pour "Virtual Inter Network Testbed"), le logiciel NS est le fruit initial de la collaboration de quatre laboratoires de l'université de Californie (à savoir USC/ISI, Xerox PARC, LBNL et UCB). Il utilise le concept des simulations parallèles à événements discrets. Il a été conçu pour être facilement extensible et composable. Il permet de modéliser les différentes couches protocolaires d'un réseau sans fil et de tenir compte de tous les aspects liés à ce type de réseaux. Le choix de ce simulateur, pour des raisons pratiques de contraintes de temps, dépend en partie de la disponibilité de codes sources de protocoles de routage mono-chemin et MC sur NS-2.

Lorsque NS-2 est utilisé pour un scénario donné, plusieurs étapes sont nécessaires. Ces étapes consistent en la création d'un fichier de paramétrage sous la forme d'un script écrit dans le langage interprété TCL (décrivant par exemple la durée de simulation, le nombre et la localisation des nœuds, la configuration de différentes couches protocolaires de chaque nœud selon les besoins en modifiant la structure basique du nœud mobile sous

NS-2 (voir figure 3.2), les informations sur le transfert de données entre ces nœuds, etc.), le lancement de la simulation du scénario décrit précédemment, l'analyse du fichier de trace généré qui contient une liste d'événements chronologiques traduisant le parcours des différents types de paquets d'un nœud à un autre ou au sein d'une couche à une autre d'un même nœud, ainsi que des informations sur les contenus de leurs entêtes, leurs identifiants, leurs tailles, etc.

La figure 3.2 montre les composants réseau d'un nœud mobile et le parcours des paquets à l'envoi et à la réception. La fonction de la classe "Channel" représente la fonction de base de la couche physique qui correspond au transfert des paquets entre un nœud sans fil et ses voisins situés dans la même zone de détection de porteuse définie par `distCST_`. La distance `distCST_` est calculée à l'aide de divers paramètres définis par la suite.

La fonction "NetIF" de la classe `WirelessPhy` permet d'envoyer les paquets sur le canal "Channel" et de les recevoir de ce même canal. Pour ce faire, NS-2 commence par

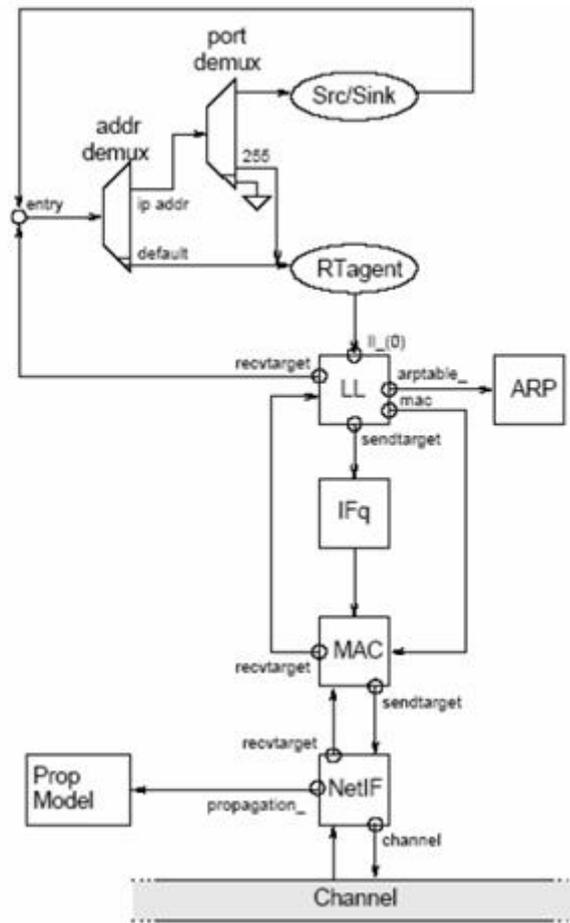


Figure 3.2 — Structure du nœud mobile sous NS-2 [45].

déterminer la puissance de réception  $P_r$ . Si  $P_r$  est inférieure au seuil de détection de porteuse noté  $CSThresh_$  (Carrier Sense Threshold), le récepteur ne peut pas détecter le signal ; sinon, le récepteur peut le détecter et même le recevoir sans erreur dans le cas où  $P_r > RXThresh_$  avec  $RXThresh_$  représentant le seuil de réception. La figure 3.3 montre une paire de nœuds A et B qui peuvent communiquer avec leurs zones de détection de porteuse et de communication.

### 3.3.2 Paramètres de la simulation

#### 3.3.2.1 Paramètres physiques et MAC

La recherche sur les réseaux ad hoc dans le domaine civil s'est intensifiée avec l'arrivée de technologies radio publiques, comme principalement la norme IEEE 802.11 et ses

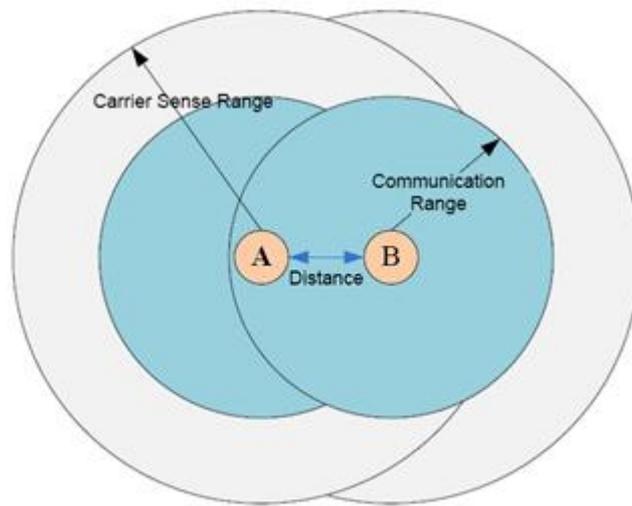


Figure 3.3 — Une paire de nœuds ad-hoc pouvant communiquer.

diverses extensions. La norme 802.11 est conçue avant tout pour former des réseaux basés sur une infrastructure fixe de points d'accès radio reliés entre eux par un réseau câblé. Mais la méthode d'accès au canal qu'elle propose par défaut fonctionne de manière totalement distribuée. C'est la Distributed Coordination Function (DCF). Cette dernière, alliée au coût modéré des équipements, a joué un rôle primordial dans l'utilisation de la norme 802.11 dans un contexte ad hoc. Dans nos simulations, nous avons utilisé 802.11 comme technologie sans fil pour permettre les communications sans fil entre nœuds voisins dans le réseau.

Les nœuds ad hoc créés sont donc équipés par des interfaces sans fil LAN implémentant la couche MAC (Medium Access Control Protocol) du protocole IEEE 802.11. La fonction DCF de IEEE 802.11 se base essentiellement sur le mécanisme de détection de porteuse à accès multiples avec l'évitement de collisions (dénommé CSMA/CA). Il em-

ploie, en plus de ce mécanisme, une technique optionnelle appelée détection virtuelle de porteuse et réalisée par les deux messages de contrôle : RTS (request-to-send) et CTS (clear-to-send). Un paquet de données est envoyé en unicast vers un nœud voisin après un échange RTS/CTS et est suivi d'un accusé de réception (ACK). Les paquets en mode diffusion locale sont envoyés sans l'échange RTS/CTS et ne sont pas acquittés. Du point de vue réseau, l'une des principales raisons de l'utilisation du mécanisme RTS/CTS est d'éviter les collisions de paquets provoquées par des nœuds cachés. Toutefois, le mécanisme RTS/CTS peut introduire un surcoût important, induire de la congestion et engendrer des situations de blocage quand par exemple des messages de type CTS sont perdus [48]. Par conséquent, il est parfois suggéré de désactiver les RTS/CTS.

Dans nos tests de simulation, la capacité du canal physique des nœuds est fixée à 11 Mb/s. Le modèle de propagation radio "TwoRayGround" est utilisé. Ce modèle considère qu'il existe un chemin direct entre l'émetteur (appelé Direct Path) et le récepteur et un chemin de réflexion de la terre (appelé Ground Reflexion Path). Dans ce cas, la puissance minimale du paquet reçu  $P_r$  par une destination située à une distance  $d$  de la source est déterminée par la formule 3.1 si  $d$  est supérieure à une distance appelée "crossover-distance", sinon par la formule 3.2. La "crossover-distance" (calculée sous NS-2 dans le modèle mobile/tworayground.cc) est donnée par  $4\pi h_t h_r / \lambda$ .

$$P_r(d) = \frac{P_t G_t G_r h_t^2 h_r^2}{d^4 L} \quad (3.1)$$

$$P_r(d) = \frac{P_t G_t G_r \lambda}{(4\pi d)^2 L} \quad (3.2)$$

Avec :

- $P_t$  ( $P_t = 0.28183815$  Watts) est la puissance du signal émis,
- $G_t = G_r = 1$  sont les gains respectifs de l'antenne de l'émetteur et du récepteur,
- $h_t = h_r = 1.5$  sont les hauteurs respectives de l'antenne de l'émetteur et du récepteur,
- $\lambda = \frac{3 \times 10^8}{freq}$  où la fréquence  $freq = 914 \times 10^6$  Hz dans le modèle WirelessPhy,
- $L = 1$  représente le système de perte,
- dans le modèle WirelessPhy, la "crossover-distance" correspond à environ 192m.

En fixant la distance que l'on veut avoir pour la zone de communication ou de détection de porteuse, on peut déterminer les seuils associés  $RXTreshold_{-}$  et  $CSThreshold_{-}$  (exprimé en Watts). Les valeurs de ces seuils sont calculées et déterminées selon le type de scénario

dans la section 3.3.2.4.

### 3.3.2.2 Paramètres de routage

Nous avons choisi d'évaluer les performances du protocole de routage MC MP-OLSR. Nous utilisons dans ces simulations les implémentations UM-OLSR [63] et MP-OLSR [9] où le mécanisme de notification de la couche de liaison (LLN) est activé [63]. De plus, cette version du protocole MP-OLSR distribue les paquets sur 2 chemins à nœuds disjoints selon la stratégie de répartition mise en jeu.

### 3.3.2.3 Paramètres de trafic applicatif

Le modèle de trafic applicatif choisi est de type Constant Bit Rate (CBR). C'est un trafic basé sur le protocole UDP où aucun contrôle d'erreur, ni de flux n'est opéré. Il envoie les paquets d'une manière régulière et selon un taux fixe ; il permet de générer des flux à débit constant. Ainsi, nous pouvons étudier le comportement d'un système par rapport à un débit fixe utilisé.

Dans notre étude, chaque nœud qui envoie un trafic CBR, utilise des paquets de données de taille 512 octets. Les paquets sont envoyés avec différents taux. Ainsi, nous pouvons évaluer le protocole de routage MC quand il existe des trafics à débits faibles, moyens et élevés. L'échange de trafic CBR commence 10 s après le début de la simulation. D'autres paramètres de simulation sont définis dans le tableau 3.2.

Nous résumons maintenant les différents types de pertes de paquets qui jouent un rôle important dans les simulations. Les raisons de ces pertes sont définies et énumérées dans le tableau 3.1. Une telle synthèse est utile pour l'analyse des traces de simulation et pour identifier aussi les causes de congestion.

### 3.3.2.4 Les différents scénarios étudiés

Dans la présente étude, nous choisissons une topologie doublement chaînée puisqu'elle est simple et permet un routage MC. Dans cette topologie (voir figure 3.4), il existe au moins 2 chemins pour aller de la source à la destination. Les 2 chemins sont de longueur différente en termes de nombre de sauts pour avoir une différence de qualité entre eux.

Nous nous intéressons à l'indépendance des chemins en termes de zone de détection

Catégorie	Raison	Description
Perte au niveau de la couche réseau	MAC failed callback CBK	Un paquet donné est rejeté car il ne peut pas être livré à la destination correspondante par la couche MAC. Cela peut entraîner la perte du nœud voisin.
	Pas de route (NRTE)	Aucune route n'est disponible.
	TTL	Si la valeur TTL d'un paquet atteint zero, le paquet va être rejeté.
	Loop	Il existe une boucle de routage.
Perte au niveau de la couche liaison de données	IFQ full	Plus d'espace dans le tampon d'IFQ : les paquets sont stockés dans la file d'attente de l'interface réseau avant d'être envoyés.
	ARP full	Avant qu'un paquet ne soit envoyé, l'adresse MAC du nœud destination doit être cherchée par ARP. Si ARP est plein, les paquets destinés à ce nœud vont être rejetés.
	MAC RET	Le canal sans fil est tellement occupé que le nombre de retransmissions au niveau MAC dépasse la limite.
	MAC COL	Les paquets sont perdus suite à une collision au niveau MAC.
Autres	Fin de simulation	Les paquets sauvegardés dans le tampon d'envoi de la couche réseau et IFQ vont être rejetés lorsque la simulation prend fin

Tableau 3.1 — Types de pertes

de porteuse et en présence ou non du mécanisme RTS/CTS. Afin de comparer différents degrés d'indépendance, nous fixons pour chaque cas de figure (i.e. la topologie étudiée),

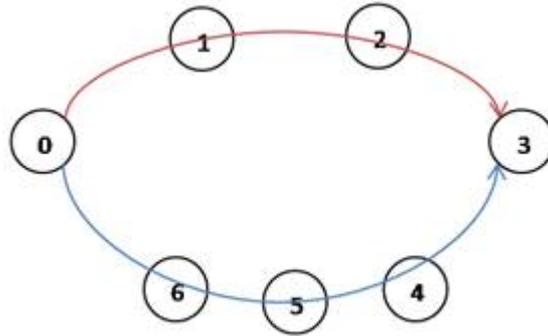


Figure 3.4 — Topologie chaînée : 2 chemins entre la paire (0,3).

une distance à partir de laquelle nous déterminons, selon l'équation (3.2), le seuil de détection de porteuse ( $CSThresh_{-}$  exprimés en Watts) comme suit :

- $CSThresh_{-}$  égal à  $1,33562 \cdot 10^{-8}$  : ce seuil correspond à une distance de 120m, c'est-à-dire deux fois la zone de communication ; dans ce cas, les stations à deux sauts se partagent le médium même si elles ne peuvent pas communiquer directement.
- $CSThresh_{-}$  égal à  $5,341063 \cdot 10^{-8}$  : ce seuil correspond à une distance de 60m, c'est-à-dire égal à la portée de communication ; dans ce cas, les stations à au moins deux sauts sont indépendantes. Ceci implique que si deux chemins sont suffisamment éloignés, les nœuds d'un chemin sont indépendants, dans l'accès au médium, des nœuds de l'autre chemin.

En se basant sur ces différentes valeurs de zone de détection de porteuse, nous simulons deux scénarios. Pour chacun des scénarios, nous faisons varier le débit du flux CBR/UDP, entre la source et la destination, entre 100 kb/s et 6 Mb/s.

Les tests déjà réalisés sur MP-OLSR (voir la section 3.2.4) n'utilisent qu'une répartition équitable des paquets entre les chemins. Dans ce travail, nous testons pour chacun des scénarios d'autres répartitions possibles sur les chemins et nous regardons par conséquent l'impact de chacune des répartitions quand la charge varie.

La mobilité n'est pas considérée dans les scénarios présentés dans ce chapitre, mais la topologie du réseau ad-hoc reste dynamique dans la mesure où elle subit des changements suite aux coupures des liens.

Scénario	1	2
Nombre de nœuds	7	
Vitesse de mobilité	0	
Coordonnées des nœuds	0=(20,70) - 1=(50,120) - 2=(90,120) 3=(120,70) - 4=(101,20) - 5=(60,20) 6=(40,20)	
Durée de simulation	50 (s)	
Type de canal	WirelessChannel	
Modèle de l'antenne	OmniAntenna	
Capacité du canal	11Mb/s	
Type de couche MAC	802.11 DCF	
Nombre maximum de paquets dans IFQ	50	
Modèle de propagation	TwoRayGround	
Portée de transmission radio	60 mètres	
Portée de détection de porteuse	i. 120 mètres ii. 60 mètres	
Activation du mécanisme RTS/CTS	Activé	Désactivé
Nombre de chemins maximum	2 chemins pour MP-OLSR	
Répartitions possibles sur les chemins	i. 1 paquet par chemin (1 :1) ii. 2 paquets sur le chemin 1 et 1 paquet sur le chemin 2 (2 :1) iii. 3 paquets sur le chemin 1 et 1 paquet sur le chemin 2 (3 :1)	
Début de transmission du trafic CBR	10 (s)	
Nombre de sources CBR	1	
Taille des paquets	512 octets	
Débit du flux CBR	Varie entre 100 kb/s et 6 Mb/s	

*Tableau 3.2* — Paramètres de simulation des scénarios 1 et 2.

### 3.3.2.5 Les critères d'évaluation

Les paramètres étudiés pour évaluer les performances du protocole MP-OLSR avec les différentes configurations des scénarios sont :

- Le taux de perte des paquets défini par le pourcentage du nombre de paquets de données rejetés (NPR) sur le nombre total des paquets générés (NPG) (équation 3.3). Il permet de retrouver le débit réel du flux.

$$Taux\_Paquets\_Perdus = 100 \times \frac{NPR}{NPG} \quad (3.3)$$

- Le délai moyen de bout-en-bout subi par les paquets de données envoyés avec succès des sources vers les destinations. Ce délai comprend, entre autre, les délais d'attente dans les nœuds.
- Le débit moyen exprimé en kb/s sur la durée d'une simulation ou bien le nombre de paquets reçus en fonction de la durée de simulation. Ce dernier paramètre permet d'avoir une vision plus détaillée sur le processus de réception avec succès et facilite donc l'analyse de l'impact de différentes distributions du trafic sur les performances.
- Le taux de déséquencement détermine le nombre de paquets n'arrivant pas dans l'ordre comparé au nombre total de paquets reçus avec succès.

### 3.3.3 Analyse des résultats de simulation

#### 3.3.3.1 Impact du mécanisme RTS/CTS

Dans un premier test de simulation, nous analysons l'impact de la présence et de l'absence du mécanisme RTS/CTS sur les performances du réseau en termes de délais et de taux de perte. Les figures 3.5 et 3.6 montrent respectivement que les valeurs des délais moyens de bout-en-bout et des taux de perte des paquets de données augmentent en fonction du débit du trafic CBR pour le scénario 1 où la distance de détection de porteuse est de 120m. Chaque point de mesure représente la moyenne de 10 simulations. On remarque que les délais de bout-en-bout sont toujours plus petits sans l'utilisation des RTS/CTS qu'avec, quelle que soit la répartition des paquets et ce dès que le débit du flux est supérieur à 500 kb/s. De même, le taux de pertes est globalement plus élevé avec l'utilisation des RTS/CTS que sans. Par conséquent, l'utilisation de ce mécanisme ne semble pas justifiée dans le cas d'une zone de détection de porteuse de 120m.

Les figures 3.7 et 3.8 présentent les résultats sans et avec RTS/CTS avec une zone de détection de porteuse de 60m. Les mêmes remarques que pour une zone de détection de porteuse de 120m peuvent être effectuées. Les délais de bout-en-bout et les taux de pertes (dans une moindre mesure) sont toujours meilleurs sans RTS/CTS qu'avec l'utilisation de ce mécanisme. Par conséquent, nous décidons dans la suite des tests de simulation de

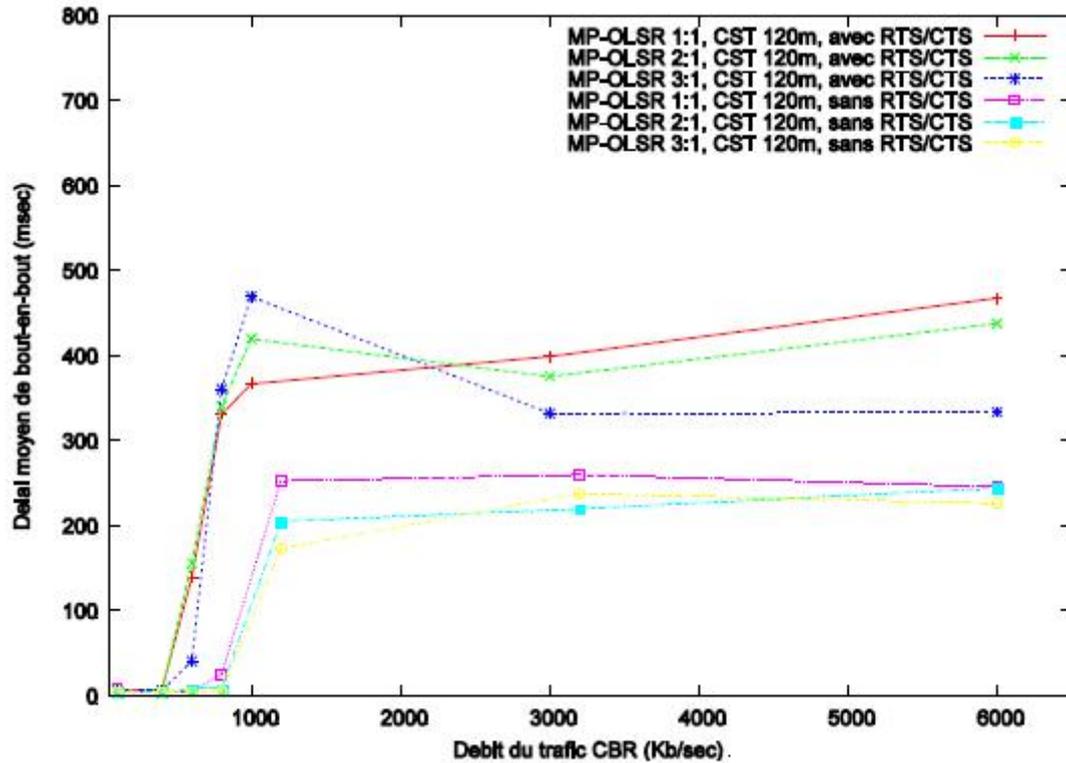


Figure 3.5 — Scénario 1 : délai moyen de bout-en-bout vs débit du trafic CBR en présence et en absence de RTS/CTS pour MP-OLSR avec les répartitions 1 :1, 2 :1 et 3 :1 et pour une zone de détection de porteuse de 120m.

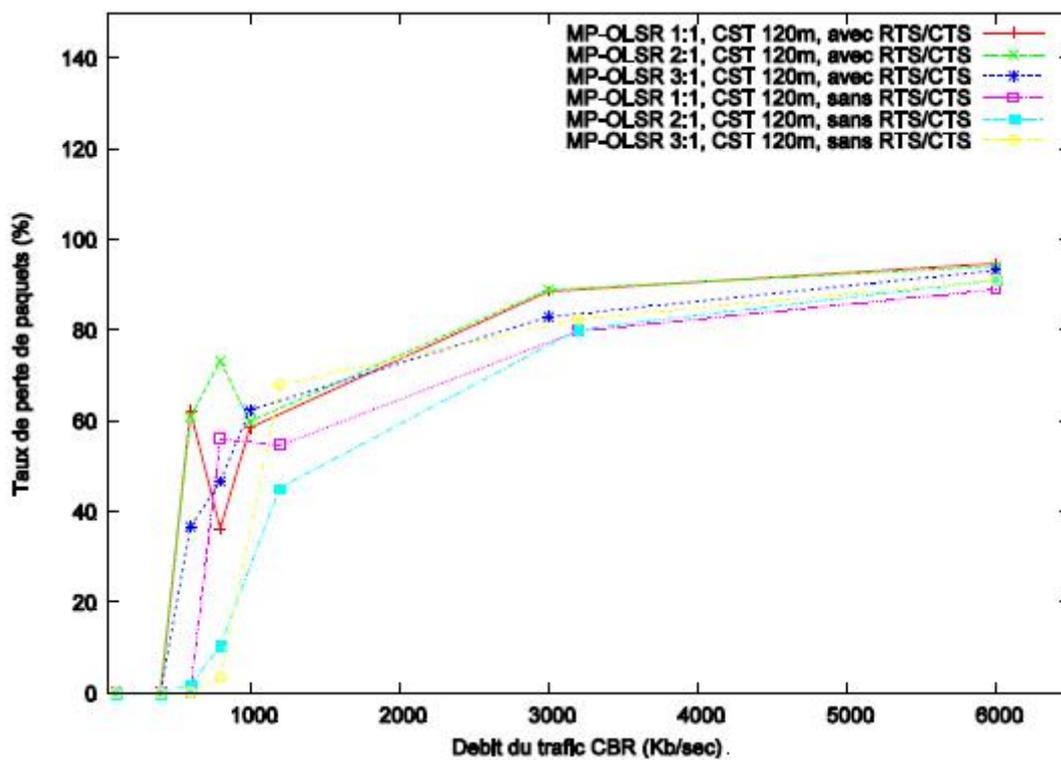


Figure 3.6 — Scénario 1 : taux de perte des paquets vs débit du trafic CBR en présence et en absence de RTS/CTS pour MP-OLSR avec les répartitions 1 :1, 2 :1 et 3 :1 et pour une zone de détection de porteuse de 120m.

désactiver le mécanisme RTS/CTS.

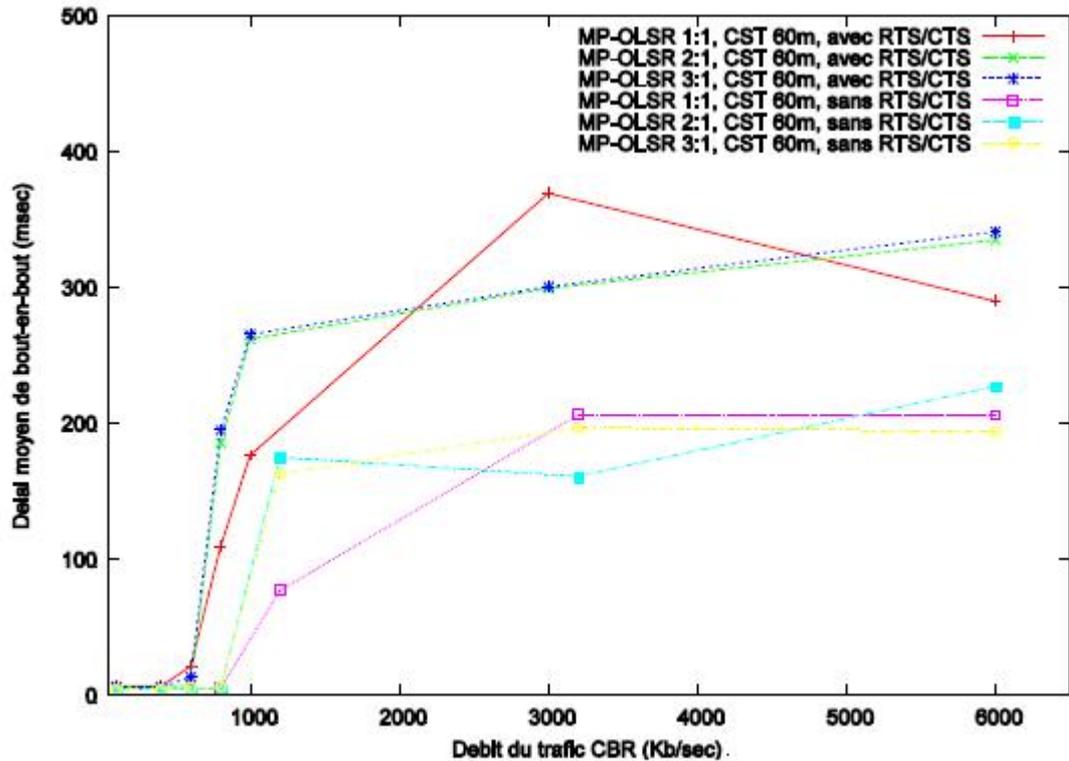


Figure 3.7 — Scénario 1 : délai moyen de bout-en-bout vs débit du trafic CBR en présence et en absence de RTS/CTS pour MP-OLSR avec les répartitions 1 :1, 2 :1 et 3 :1 et pour une zone de détection de porteuse de 60m.

### 3.3.3.2 Impact de l'indépendance des chemins

Dans un deuxième test, nous analysons l'impact de l'indépendance des chemins en termes de zone de détection de porteuse sur les performances de réseau. Nous effectuons une série de simulations du scénario 2 en vue de comparer différents partages du médium radio avec différentes stratégies de répartition de trafic sous le protocole MP-OLSR en ayant désactivé le mécanisme RTS/CTS.

Les résultats obtenus dans les figures 3.9 et 3.10 semblent cohérents : quand nous réduisons la zone de détection de porteuse, nous créons plus de chemins indépendants ce qui joue favorablement sur le délai qui en moyenne est plus petit avec une zone de détection de porteuse de 60m qu'avec une zone de détection de porteuse de 120m. En

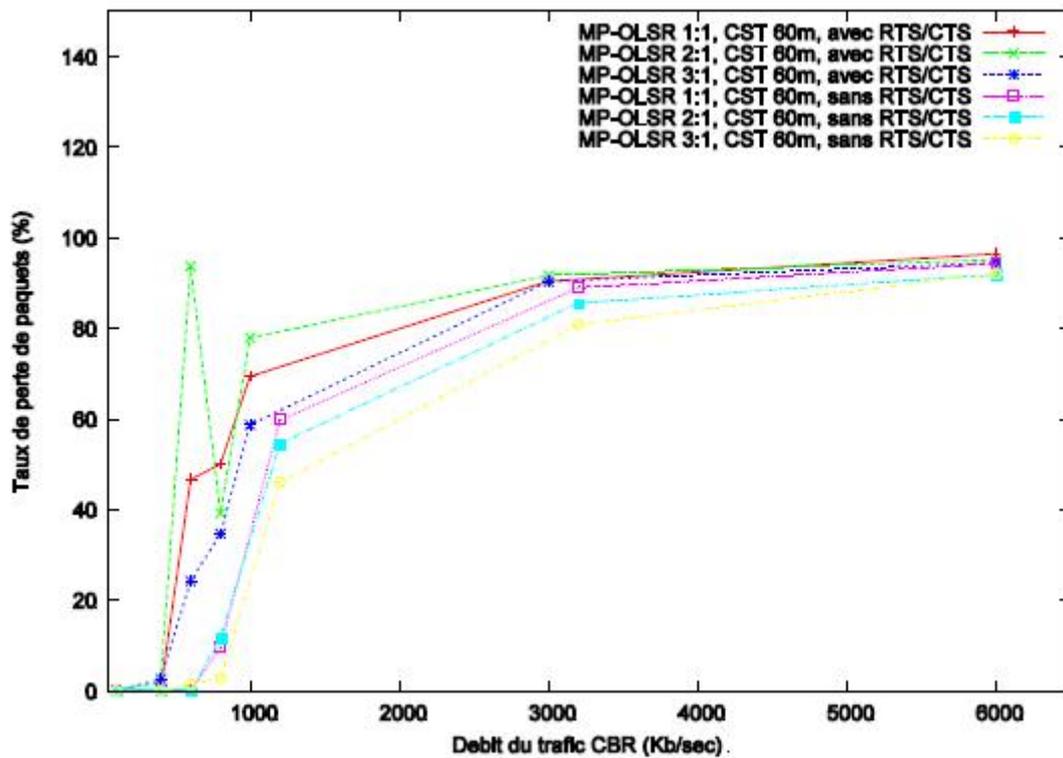


Figure 3.8 — Scénario 1 : taux de perte des paquets vs débit du trafic CBR en présence et en absence de RTS/CTS pour MP-OLSR avec les répartitions 1 :1, 2 :1 et 3 :1 et pour une zone de détection de porteuse de 60m.

revanche, plus de scénarios de stations cachées sont créées quand on abaisse la zone de détection de porteuse, ce qui augmente les pertes, comme le montre la figure 3.10.

### 3.3.3.3 Impact de différentes distributions du trafic sur les chemins

La figure 3.9 montre que, pour un trafic CBR injecté avec un débit de 6 Mb/s et quelle que soit la zone de détection de porteuse, le délai est toujours plus court pour une distribution de 3/4 du trafic sur le chemin 1 en comparaison avec le cas de la distribution de 1 paquet par chemin (équité sur les chemins). Nous remarquons que quand la charge dépasse 800 kb/s, dans le cas où la zone de détection de porteuse est égale à 60 m, le délai associé à une distribution statique spécifique, comme par exemple 3 :1, n'est pas toujours le plus court en comparaison avec les autres distributions.

La figure 3.11 montre les résultats des délais de bout-en-bout quand le débit du trafic CBR varie dans l'intervalle [100 kb/s, 600 kb/s] quand  $CSThresh = 60m$ . Nous voyons que dans ce cas, la distribution 3 :1 réduit légèrement le délai moyen de bout-en-bout en comparaison avec les distributions 1 :1 et 2 :1. Ces résultats ne sont pas toujours vrais pour des débits plus élevés d'après la figure 3.9. Cela veut dire que dans des situations de forte charge dans le réseau, les performances du chemin 1 peuvent se dégrader dans le

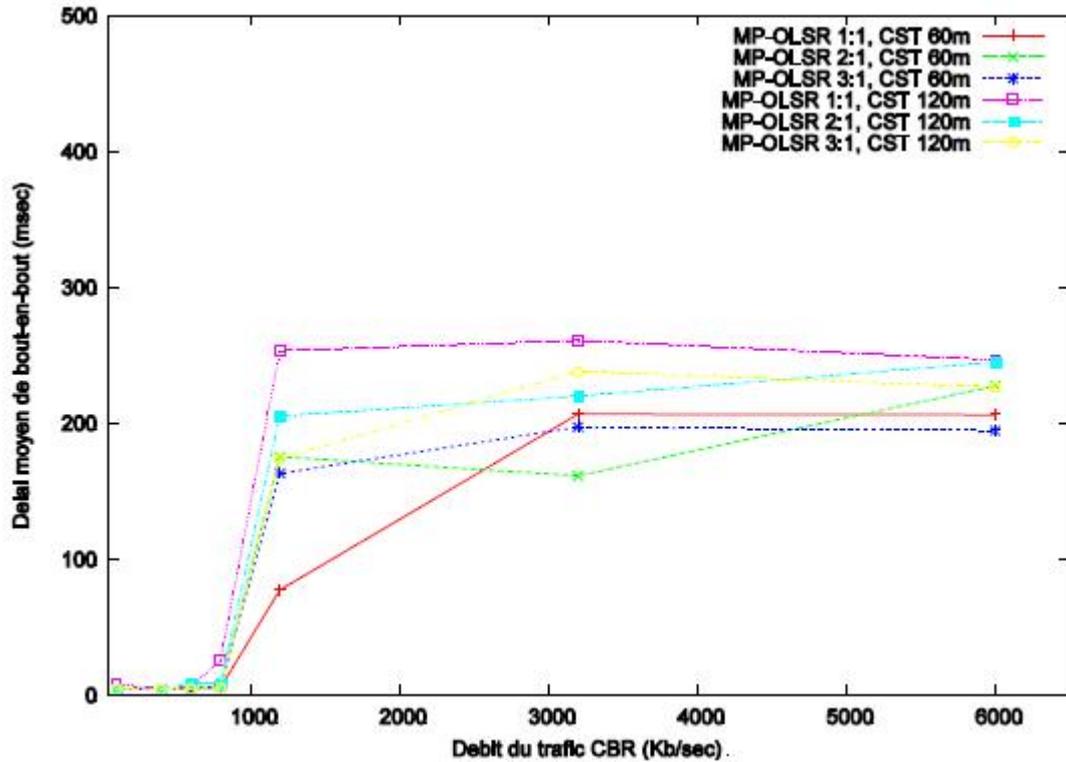


Figure 3.9 — Scénario 2 : délai moyen de bout-en-bout vs débit du trafic CBR en absence de RTS/CTS pour MP-OLSR avec les répartitions 1 :1, 2 :1 et 3 :1.

temps et la distribution statique de type 3 :1 ne garantit pas à tout instant la meilleure distribution en termes de délais. Par exemple, pour un trafic de 6 Mb/s, les résultats de simulation montrent que le délai de bout-en-bout moyen de la distribution 3 :1 (noté EED-3 :1) est meilleur que celui de la distribution 1 :1. Mais pour 1 Mb/s qui est un débit 6 fois plus petit, un résultat contraire est observé.

En général, le temps d'attente dans un nœud varie en fonction du temps de service et aussi de la fréquence d'arrivée du trafic (le débit d'injection des paquets). Donc plus le temps de service, au niveau des nœuds du réseau, augmente, plus les distributions sur les chemins 3 :1 ou 2 :1 peuvent atteindre des délais plus élevés.

La figure 3.12 représente la proportion du trafic envoyée à partir de la source sur les différents chemins selon la stratégie de répartition sur des cycles successifs. Une ronde est définie comme le cycle séparant l'affectation du premier paquet sur le premier chemin et celle du dernier paquet sur le deuxième chemin. Durant une seule ronde, d'après la figure 3.12, pour la distribution 3 :1, nous avons 3 paquets sur le chemin 1 qui vont être

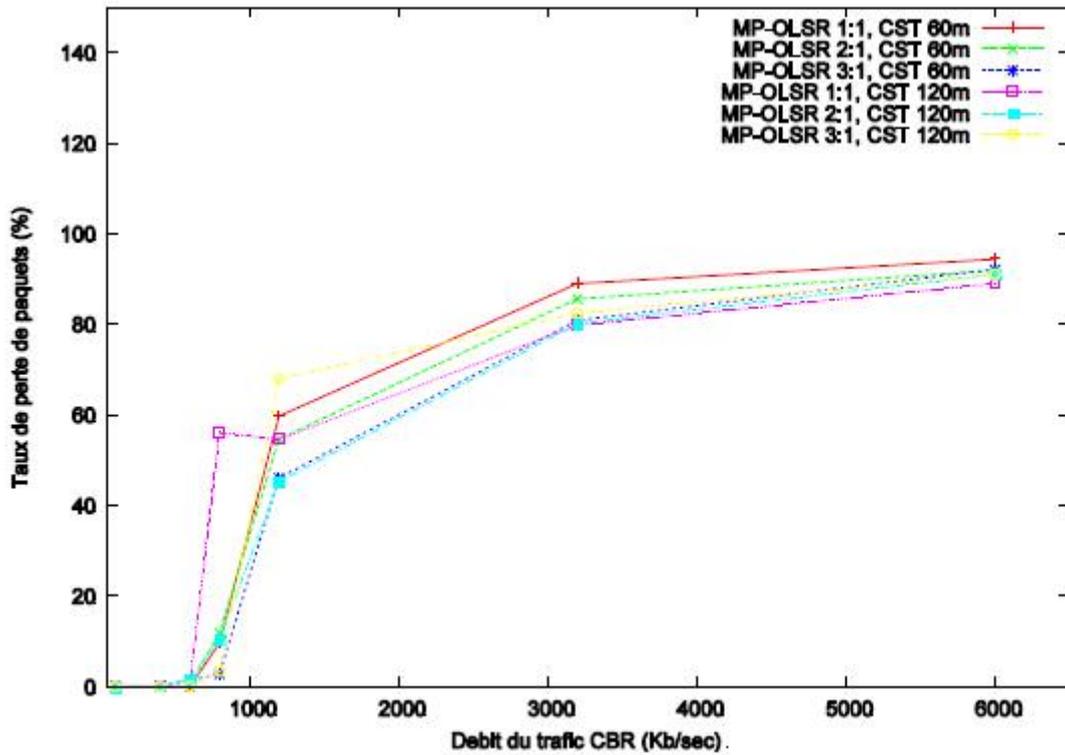
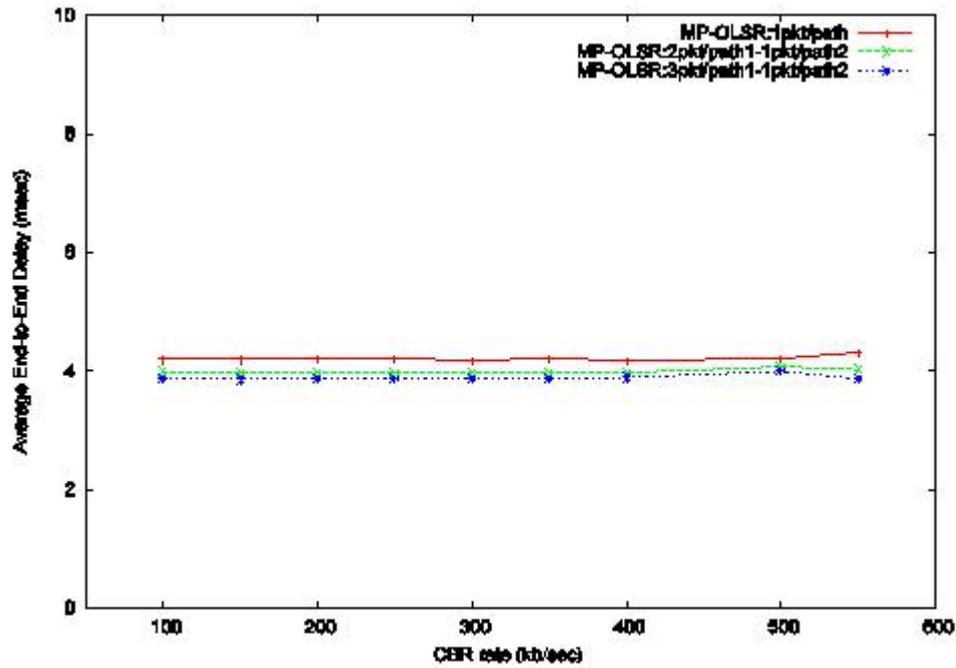


Figure 3.10 — Scénario 2 : taux de perte des paquets vs débit du trafic CBR en absence de RTS/CTS pour MP-OLSR avec les répartitions 1 :1, 2 :1 et 3 :1.

servis par 2 serveurs sur les nœuds (1 et 2) et un seul paquet sur le chemin 2 qui va être servi par 3 serveurs sur les nœuds 4, 5 et 6. Mais pour une distribution 1 :1, pour pouvoir acheminer 4 paquets, 2 rondes sont nécessaires. La répartition des paquets est la suivante : 2 paquets sur le chemin 1 qui vont être servis par 2 serveurs sur les nœuds 1 et 2, et 2 paquets qui vont être servis par 3 serveurs sur les nœuds 4, 5 et 6 du chemin 2. La différence entre ces deux répartitions réside en l'état des files d'attente en fonction du débit de trafic injecté. Pour un débit de 1Mb/s, EED-3 :1 est supérieur à EED-1 :1 car dans la file d'attente du chemin 1 pour la distribution 3 :1 il existe 3 paquets à la différence de la distribution 1 :1 où cette file d'attente est presque vide pour 2 paquets équitablement envoyés sur les 2 chemins avec cette fréquence d'arrivée (1Mb/s). Mais pour un débit plus élevé de 6Mb/s, EED-3 :1 est inférieur à EED-1 :1 car la file d'attente sur le chemin 2 pour la distribution 1 :1 qui représente le chemin le plus long (3 serveurs) aura une file d'attente remplie à cause de la grande fréquence d'arrivée des paquets. Dans ces conditions, le nombre double des paquets sur le chemin 2 pour la distribution 1 :1 par rapport à la distribution 3 :1 induira des temps de services et des temps d'attente plus

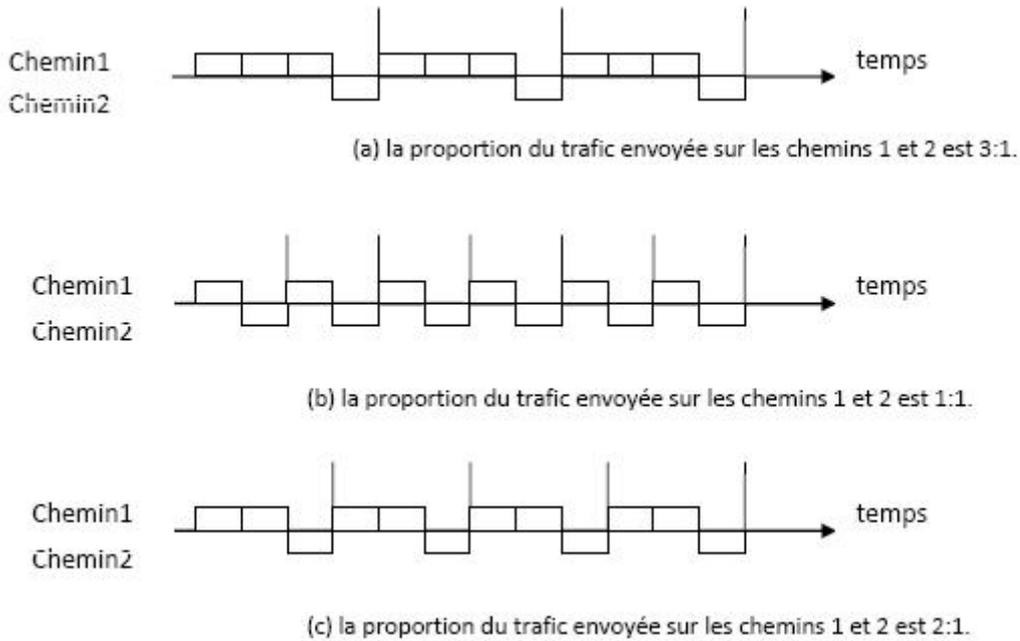


*Figure 3.11* — Scénario 2 : délai moyen de bout-en-bout vs le débit du trafic CBR [100 kb/s, 600 kb/s] en absence de RTS/CTS pour MP-OLSR avec les répartitions 1 :1, 2 :1 et 3 :1 et une zone de détection de porteuse de 60m.

grands, ce qui rallongera le délai de bout-en-bout. Cela explique les résultats trouvés par simulation.

En conclusion, nous observons à partir des résultats de simulation, qu'une répartition statique, ne tenant pas compte de l'évolution dynamique des conditions des nœuds du réseau impliqués dans le transfert des données, ne garantit pas dans tous les cas le meilleur délai de bout-en-bout. Cela peut même engendrer des situations de congestion. Nous allons détailler cette problématique dans le chapitre 5. En revanche, la figure 3.10 montre que la distribution 3 :1 améliore le taux de perte quel que soit le débit injecté en comparaison avec les autres méthodes de répartition du trafic.

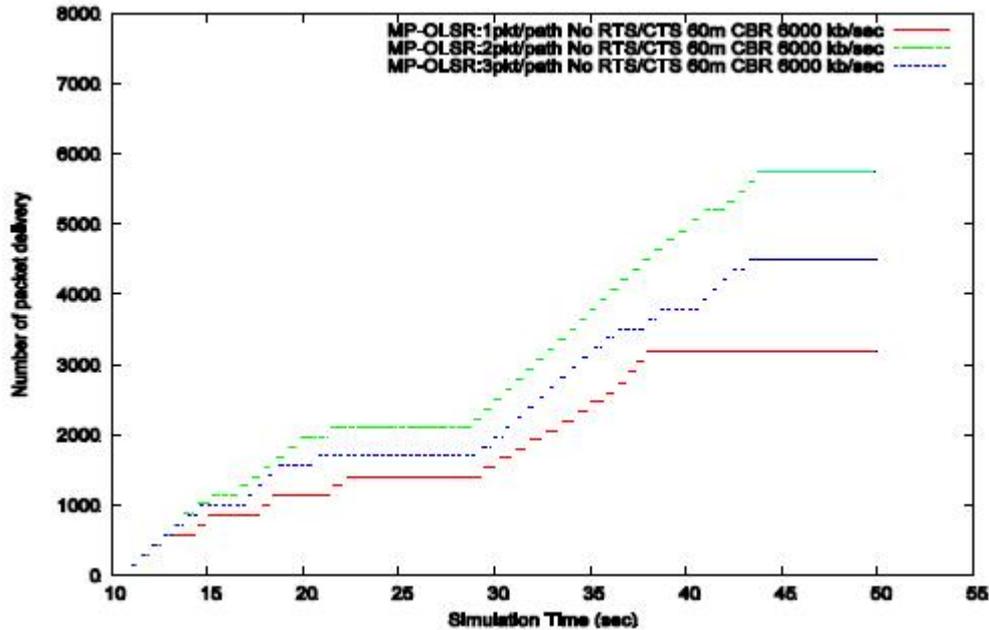
Dans la suite, la zone de détection de porteuse est fixée à 60m. Nous commençons par observer, dans le cas du scénario 2, l'impact de chacune des stratégies de répartition sur la réception des paquets avec succès aux différents instants de la simulation. Pour un débit de 6 Mb/s, la courbe du nombre total de paquets reçus en fonction du temps de simulation d'une distribution fixe 2 :1 ou 3 :1 (figure 3.13) présente moins de paliers



*Figure 3.12* — Proportion du trafic envoyée à partir de la source sur les chemins 1 et 2 selon la stratégie de répartition sur différents cycles.

que la distribution 1 :1. Nous remarquons aussi que la réception des paquets dans le cas de la distribution 1 :1 s'arrête 6 s avant les autres distributions ce qui implique un taux de perte significatif pour cette distribution de 50% de paquets en la comparant à la distribution 2 :1. Nous trouvons, dans la figure 3.15, le même comportement dans le cas où le débit du trafic est égal à 1.2 Mb/s. Ces paliers représentent une interruption de la réception des paquets par la destination durant un moment de la simulation. Cela peut être dû à une file d'attente pleine, un lien perdu, etc. Nous explicitons, dans le chapitre 4, l'origine de ces anomalies observées par ces intervalles de blocage.

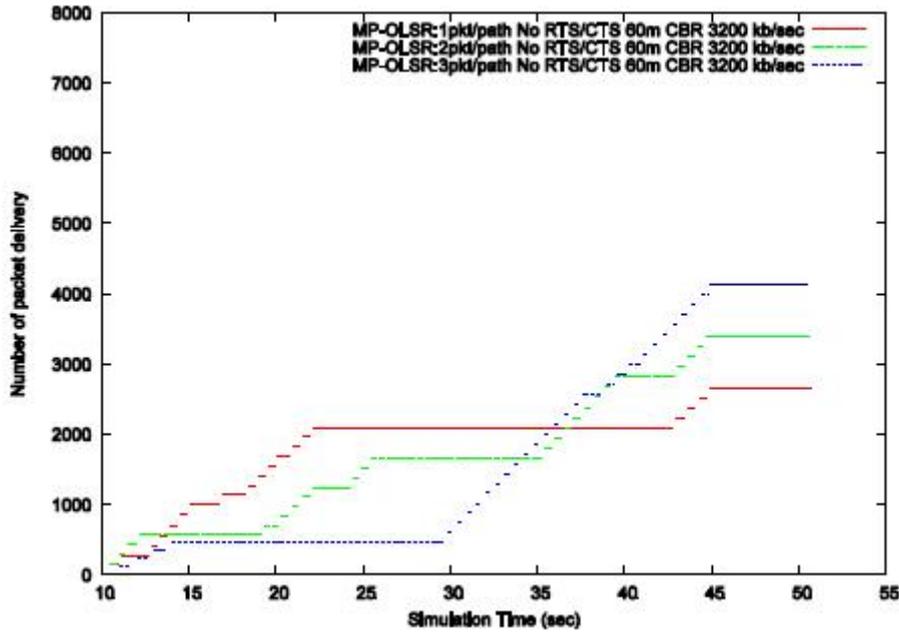
Nous observons, de la même manière, des longues périodes de blocage dans le cas où le débit est égal à 3,2 Mb/s pour les différentes stratégies de répartition de trafic (figure 3.14). La stratégie 2 :1 donne le meilleur nombre de paquets reçus durant les 13 premières secondes de la simulation, puis c'est au tour de la stratégie 1 :1 jusqu'à 35 s et par la suite, jusqu'à la fin de la simulation, c'est la stratégie 3 :1 qui donne les meilleurs résultats.



*Figure 3.13* — Scénario 2 : nombre de paquets reçus en fonction du temps de simulation et en absence de RTS/CTS pour MP-OLSR avec les répartitions 1 :1, 2 :1 et 3 :1 où le débit CBR est égal à 6 Mb/s.

Les résultats sur le nombre de paquets reçus en fonction du temps de simulation montrent que, pour un débit élevé, une distribution différente comme 2 :1 ou 3 :1 est nettement meilleure qu'une distribution équitable 1 :1. Pour un débit faible, comme par exemple 100kb/s (voir figure 3.16), toutes les distributions offrent un nombre de paquets reçus similaire en fonction du temps de simulation. Donc, une distribution différente adaptative aux conditions du réseau (évolution de la qualité des chemins en fonction du temps) reste intéressante et ce surtout quand des problèmes, comme des problèmes de congestion ou de rupture de lien, se présentent.

La figure 3.17 montre le taux de déséquencement obtenu sur le scénario 2. Ce taux est faible quand le débit du trafic applicatif est inférieur à 1 Mb/s. En revanche, lorsque le débit du trafic augmente, le taux de déséquencement devient significatif. Dans la même figure, nous observons que la stratégie de répartition par paquet 1 :1 présente le plus grand taux de déséquencement. Ce taux varie entre 3 et 12% pour des valeurs de débit du trafic CBR supérieur à 1 Mb/s. Des distributions différentes sur les chemins, comme



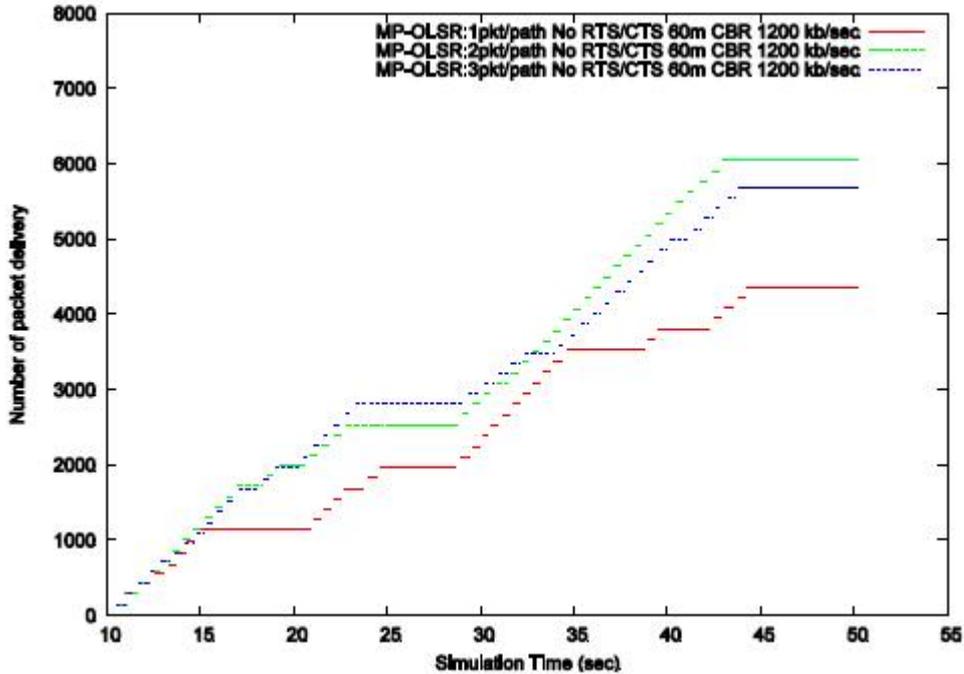
*Figure 3.14* — Scénario 2 : nombre de paquets reçus en fonction du temps de simulation et en absence de RTS/CTS pour MP-OLSR avec les répartitions 1 :1, 2 :1 et 3 :1 où le débit CBR est égal à 3,2Mb/s.

2 :1 et 3 :1, peuvent donner un taux de déséquencement inférieur à celui de la distribution 1 :1. Les stratégies 2 :1 et 3 :1 réduisent le taux de déséquencement de la stratégie 1 :1 de 7-8% pour un débit de 1,2 Mb/s. A partir de ces résultats, nous concluons qu'une répartition de trafic plus adaptée aux conditions des chemins peut permettre de réduire le taux de déséquencement.

Enfin, nous observons à partir de la courbe 3.18 que la distribution 1 :1 réduit le débit moyen de 100 kb/s en comparaison avec les autres distributions.

### 3.3.3.4 Impact des chemins sur le protocole uni-chemin OLSR

Dans un troisième test de simulation, nous comparons les performances du protocole OLSR quand le débit du trafic CBR varie et ce pour 3 topologies de réseau différentes : la topologie de la figure 3.4 comprenant 7 nœuds, une topologie ne comprenant que les 4 nœuds 0, 1, 2 et 3 de la figure 3.4 (correspondant à un chemin à 3 sauts) et une topologie

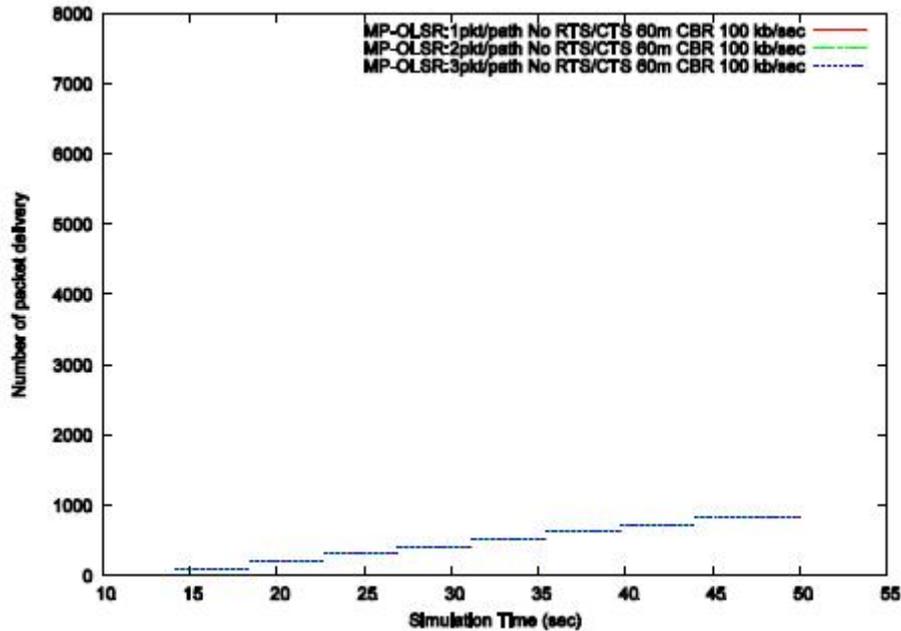


*Figure 3.15* — Scénario 2 : nombre de paquets reçus en fonction du temps de simulation en absence de RTS/CTS pour MP-OLSR avec les répartitions 1 :1, 2 :1 et 3 :1 où le débit CBR est égal à 1,2Mb/s.

ne comprenant que les 5 nœuds 0, 6, 5, 4 et 3 de la figure 3.4 (correspondant à un chemin à 4 sauts). Dans ces topologies, la zone de détection de porteuse est fixée à 60 m.

La figure 3.19 montre que les résultats de délai moyen pour OLSR avec la topologie à 7 nœuds sont plus élevés que ceux pour OLSR avec 4 nœuds dès que le débit du flux est supérieur à 800 kb/s, alors que le chemin optimal dans les deux cas correspond au chemin à 3 sauts. Ces résultats peuvent s'expliquer par un acheminement des paquets de données sur le deuxième chemin à 4 sauts en cas de problème sur le chemin principal (à 3 sauts). Nous notons aussi que pour le cas d'une topologie de 7 nœuds, il y a plus de messages de contrôle (HELLO et TC) échangés par rapport à celle de 4 nœuds.

La courbe 3.20 montre que pour un débit supérieur à 800 kb/s, le taux de perte d'OLSR dans une topologie à 7 nœuds est plus élevé que celui dans une topologie à 4 nœuds. En revanche, le taux de perte reste semblable ou est sensiblement meilleur avec 7 nœuds pour des débits plus faibles que 800kb/s et pour un débit plus élevé égal à 6Mb/s. Cette amélioration peut être due à la possibilité de balancer sur le chemin 2 en cas de



*Figure 3.16* — Scénario 2 : nombre de paquets reçus en fonction du temps de simulation en absence de RTS/CTS pour MP-OLSR avec les répartitions 1 :1, 2 :1 et 3 :1 où le débit CBR est égal à 100Kb/s.

panne sur le chemin 1 dans le cas à 7 nœuds.

Les causes des pertes des paquets pour des débit de 600 kb/s et 6 Mb/s sont données dans les figures 3.21 et 3.22. Pour 6 Mb/s, les raisons de perte sont très semblables dans les deux cas (avec 7 nœuds et 4 nœuds). Pour 600kb/s, il y a très peu de pertes avec 7 nœuds. Mais avec 4 nœuds seulement, il y a beaucoup de pertes à cause de l'inexistence d'une route de secours (cause de rejet "NRTE").

Nous exploitons la trace de simulation du scénario avec une topologie de 4 nœuds et un débit du trafic CBR de 600 kb/s pour expliquer les résultats trouvés dans la figure 3.21 : un message HELLO envoyé par le nœud 3 n'est pas reçu par le nœud 2 car il est rejeté suite à une collision (MAC-COL entre les paquets de données CBR et les paquets HELLO d'OLSR). Tous les rejets des paquets par la suite qui ont pour cause RTR-NRTE sont effectués par le nœud 2 qui ne voit plus son voisin 3. La connexion reprend entre les nœuds 2 et 3 quand le message HELLO du nœud 3 parvient au nœud 2.

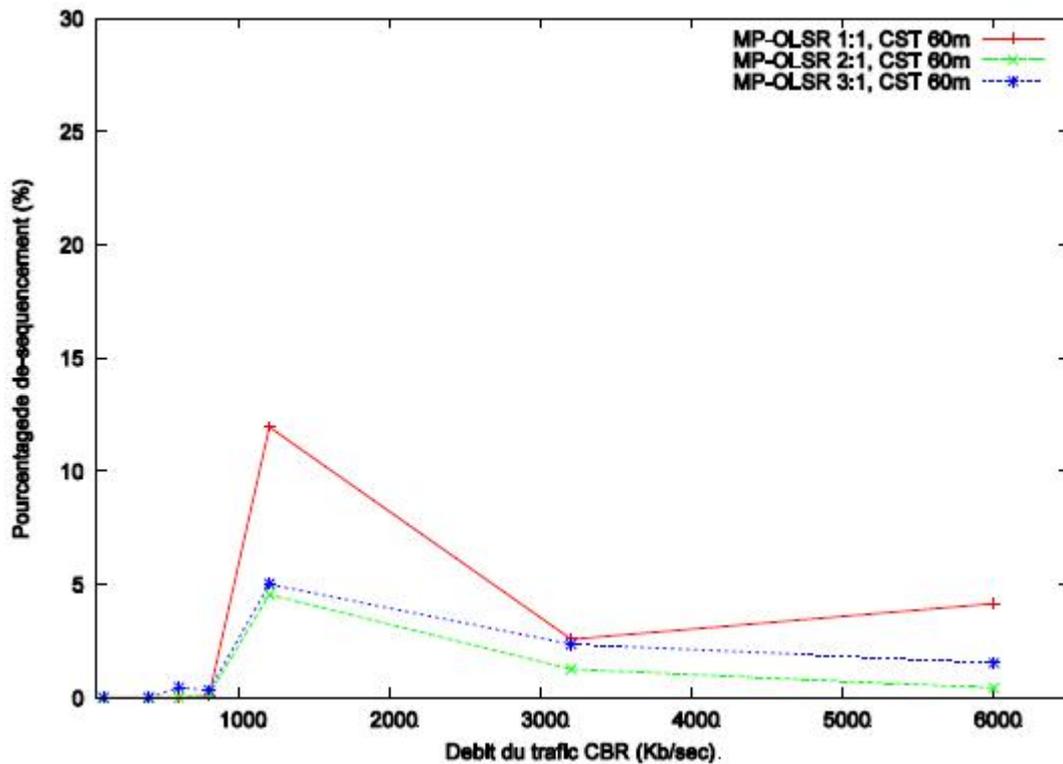


Figure 3.17 — Scénario 2 : taux de déséquencement pour MP-OLSR avec les répartitions 1 :1, 2 :1 et 3 :1 en fonction du débit du flux CBR.

### 3.3.3.5 Comparaison des performances d'OLSR et MP-OLSR

Nous comparons OLSR et MP-OLSR avec une distribution 2 :1 dans le scénario de la figure 3.4 où la zone de détection de porteuse est égale à 60 m. La figure 3.23 montre la distribution des délais de bout-en-bout de tous les paquets reçus. Les délais avec OLSR peuvent être beaucoup plus élevés comparé à MP-OLSR. Pour un total de 5244 paquets CBR reçus en utilisant OLSR, 2526 paquets sont reçus avec un délai inférieur à 0.2 s. Pour un total de 6020 paquets reçus en utilisant MP-OLSR avec une distribution 2 :1, 5662 arrivent à destination avec un délai inférieur à 0.2 s.

La figure 3.24 montre que MP-OLSR a de meilleurs délais de bout-en-bout moyen qu'OLSR pour toutes les valeurs de débit du trafic CBR injecté et quelle que soit la répartition des paquets.

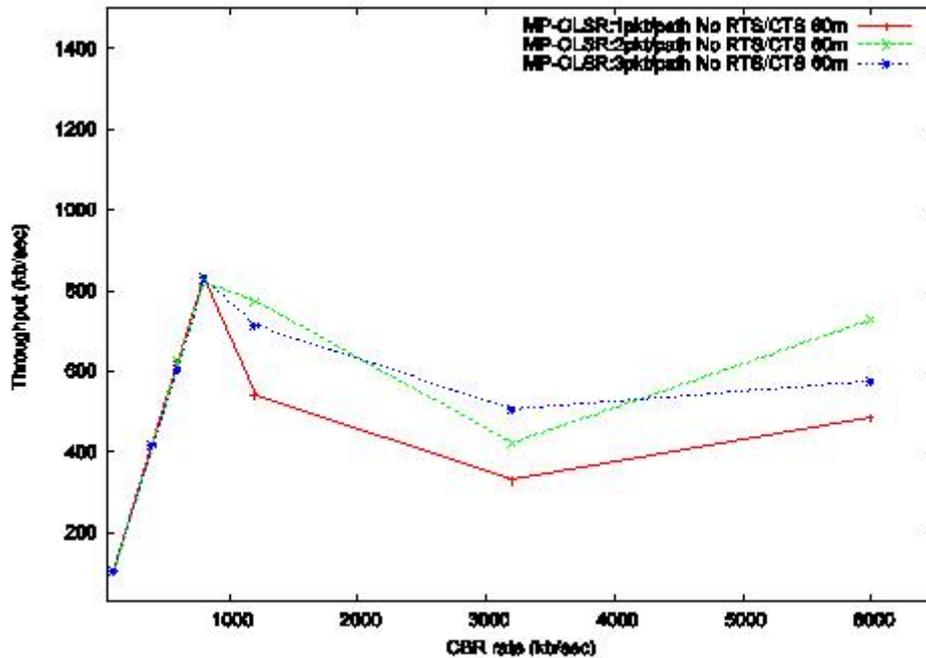


Figure 3.18 — Scénario 2 : débit moyen en fonction du débit du trafic CBR pour MP-OLSR avec les répartitions 1 :1, 2 :1 et 3 :1.

### 3.4 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons choisi, pour notre étude, une extension MC du protocole OLSR, appelée MP-OLSR. Cette solution nous a semblé intéressante pour le routage MC. Nous avons évalué ses performances sous divers scénarios. Par exemple, nous nous sommes intéressés à l'impact de différentes répartitions de charge et de l'indépendance des chemins. Ces tests d'évaluation ont été effectués avec le simulateur réseau NS-2. Nous observons des anomalies dans le nombre de paquets reçus en fonction de la charge du trafic applicatif, ce qui se traduit par des périodes d'interruption dans la réception du flux reçu. L'analyse des résultats de simulation nous a amenés à mettre en évidence deux problèmes dans la solution MP-OLSR : i) la faible réactivité du protocole de routage MC suite à des ruptures de route et ii) une stratégie statique de répartition des données sur les chemins multiples. Dans le chapitre suivant, nous étudions le premier problème.

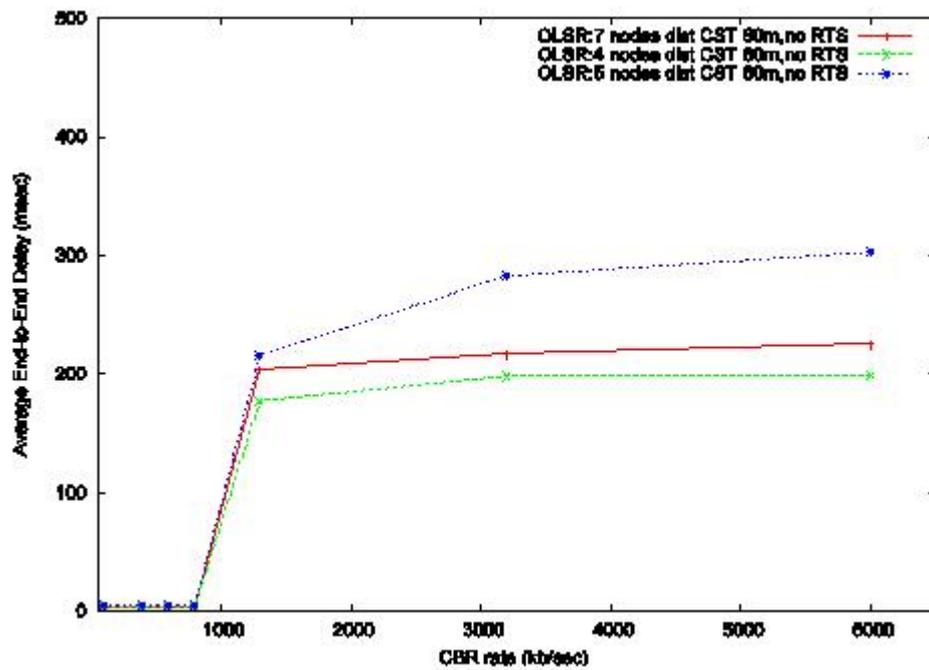


Figure 3.19 — Délai moyen de bout-en-bout en fonction du débit du trafic CBR pour OLSR.

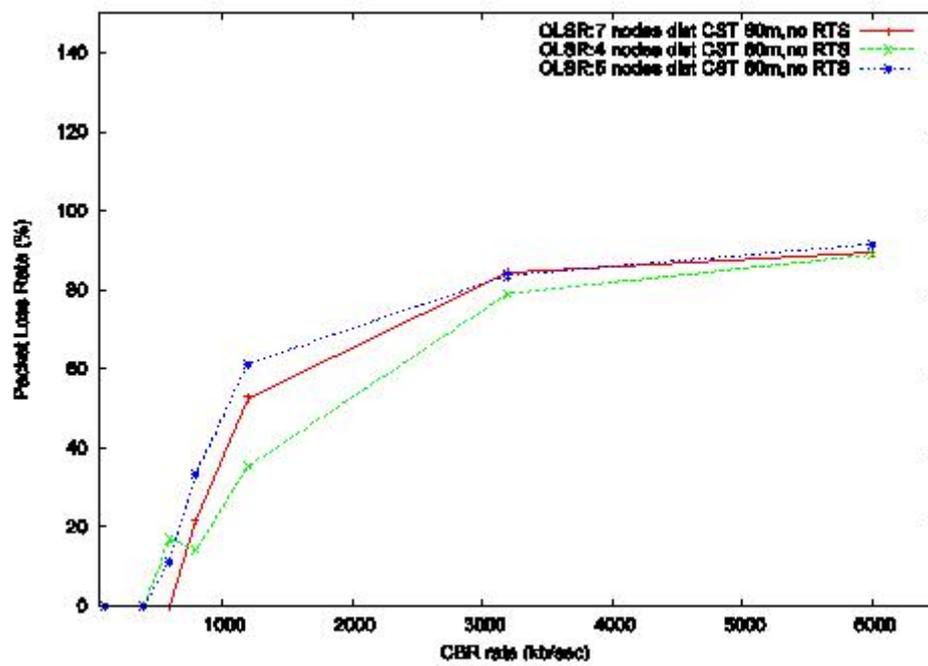


Figure 3.20 — Taux de perte des paquets en fonction du débit du trafic CBR pour OLSR.

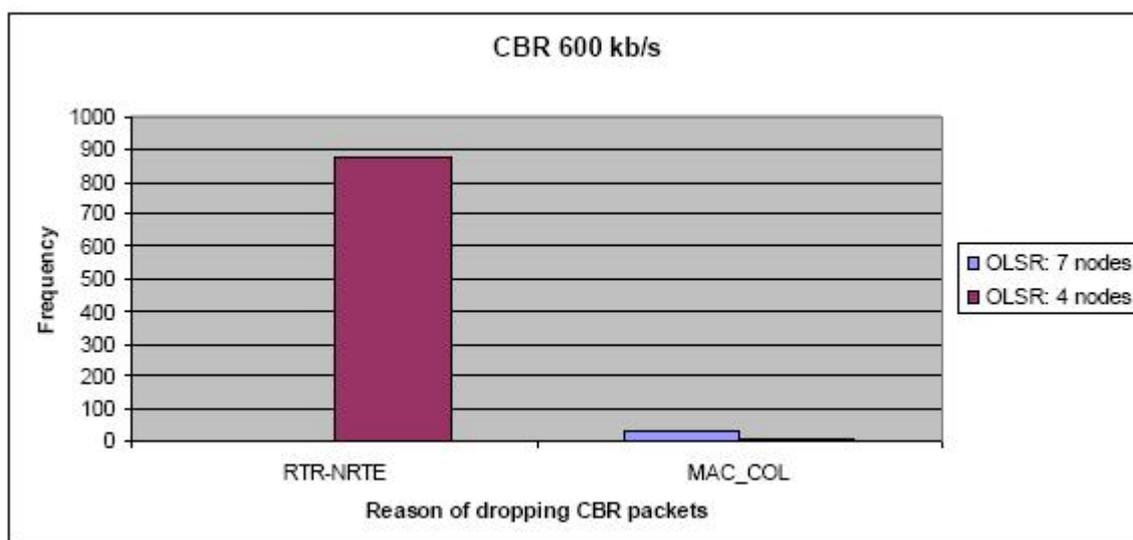
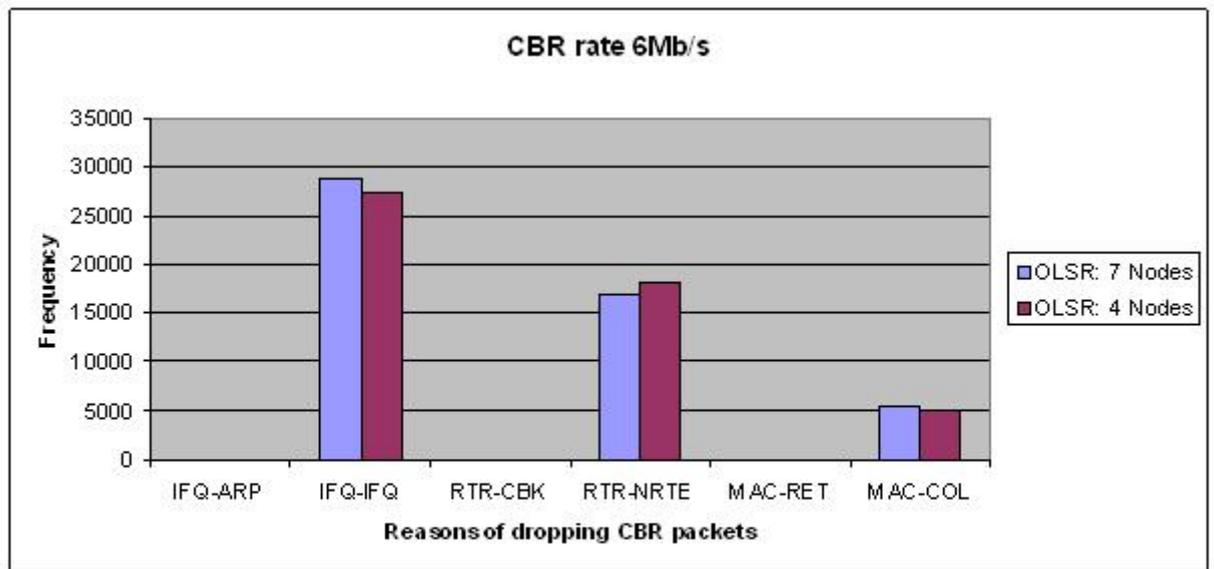


Figure 3.21 — Raisons de pertes des paquets quand le débit du trafic CBR égal à 600 kb/s pour OLSR.



*Figure 3.22* — Raisons de pertes des paquets quand le débit du trafic CBR égal à 6 Mb/s pour OLSR.

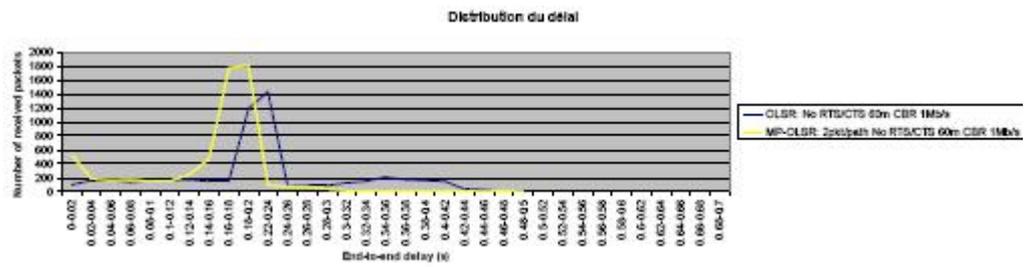


Figure 3.23 — Distribution des délai des paquets reçus pour OLSR et MP-OLSR.

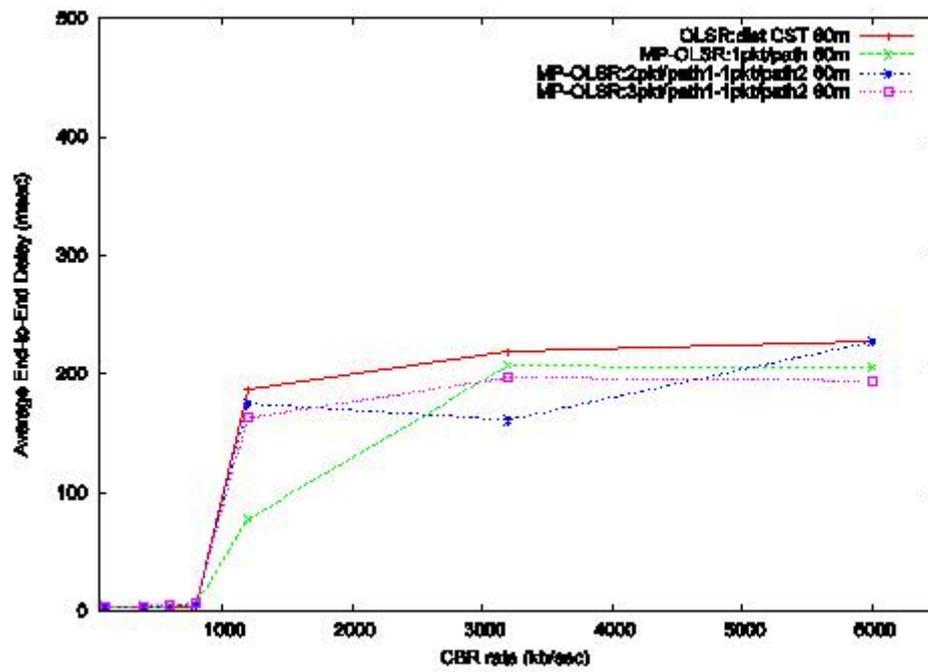


Figure 3.24 — Délai moyen de bout-en-bout en fonction du débit du trafic CBR pour OLSR et MP-OLSR.

---

# 4

## Nouvelles stratégies de rétablissement de route dans OLSR et MP-OLSR

### 4.1 Introduction

Les réseaux mobiles ad hoc (MANET) étant formés par une collection de nœuds mobiles sans fil qui coopèrent entre eux pour échanger et relayer dynamiquement les données, il suffit qu'une paire de nœuds soit dans la même portée radio pour qu'elle puisse communiquer. Cependant, si la nature multi-saut de ces réseaux facilite la connexion entre les nœuds, ces réseaux sont confrontés à des problèmes d'adaptation aux changements rapides de la topologie. Ces changements peuvent être dus à la mobilité des nœuds, aux fluctuations de la qualité des liens radio, aux ressources contraintes en énergie et en bande passante disponible. Ces diverses raisons contribuent à rendre instable en fonction du temps tout chemin établi entre une paire source-destination dans le réseau. Un des objectifs des protocoles de routage dans les MANETs est de réduire cette instabilité à travers des mécanismes efficaces de découverte et de maintenance des chemins. Pour ces protocoles, concevoir un mécanisme de rétablissement de pannes consiste en un défi important à relever pour limiter la perte des données et les délais induits après une rupture de lien.

Dans ce contexte, introduire des formes de tolérance aux pannes est l'un des bénéfices attendus des protocoles de routage MC en plus des fonctions d'équilibrage de charge et

d'agrégation de ressources. Les solutions de routage MC prévoient des chemins de secours en cas de détection de dégradation ou de rupture des chemins actifs. En conséquence, des mécanismes suffisamment réactifs de détection et de réparation de pannes devront être mis en place dans les routages MCs. L'étude de la réactivité de tels mécanismes et la spécification de nouvelles techniques de réparation de pannes ont été récemment discutées dans l'article [49]. Les idées proposées sont examinées dans cette thèse.

Dans ce chapitre, nous étudions les temps de rétablissement et nous proposons de nouveaux schémas pour minimiser ces délais et réparer les pannes. La section 4.2 discute des travaux existants sur les mécanismes de rétablissement. Dans la section 4.3, nous étudions et analysons le délai de rétablissement des deux protocoles OLSR et MP-OLSR dans des topologies réseaux doublement chaînées. Dans la section 4.4, nous proposons trois nouvelles solutions de rétablissement de routes. Enfin, dans la section 4.5, nous évaluons, par simulation, les performances des schémas proposés et nous discutons les résultats.

## 4.2 Aperçu sur les techniques de réparation de pannes

Les stratégies de réparation de pannes dépendent généralement de la nature réactive ou proactive des protocoles de routage. En effet, comme décrit dans le chapitre 2, nous distinguons les protocoles à état de liens où chaque nœud maintient une vue de la topologie du réseau et les protocoles réactifs qui construisent les routes à la demande. Cependant, une autre famille de protocoles de routage dite hybride utilise en même temps les deux mécanismes proactif et réactif. Dans ce cas, les stratégies d'autoréparation peuvent se baser sur ces deux approches ou seulement sur l'une des deux.

### 4.2.1 Approche proactive

Dans le protocole proactif à état de liens OLSR [10], [50], l'échange, en local, des messages HELLO contenant la liste des voisins connus par le nœud et le statut de ses liens est effectué par chaque nœud afin de maintenir les liens symétriques et de construire une représentation des voisins à un saut et à deux sauts. Sur cette base d'information, chaque nœud sélectionne son ensemble de relais multi-points (MPR) parmi ses voisins à un saut qui va lui permettre d'atteindre ses voisins à deux sauts (voir chapitre 3). Cette information de voisinage, fournie par ces messages, est valide pendant une durée de vie

appelée `NEIGHB_HOLD_TIME`.

Les messages TC contiennent les adresses ainsi que les numéros de séquence associés à l'ensemble des sélecteurs de MPR. Ces messages sont disséminés dans tout le réseau par les nœuds MPR pour réduire le nombre de retransmissions. Les numéros de séquences sont incrémentés à chaque changement de cet ensemble. Chaque nœud construit et met à jour sa vue topologique du réseau à partir des messages TC. Afin de minimiser le surcoût induit par les messages de contrôle, des intervalles de temps périodiques sont utilisés pour limiter la génération de ces messages. Leurs valeurs par défaut sont définies dans le RFC [10]. Les intervalles importants utilisés par la suite sont `HELLO_INTERVAL` et `TC_INTERVAL` (ceci correspond aux durées séparant deux émissions consécutives des messages `HELLO` et `TC` respectivement). Un temps *Jitter* est soustrait, par chaque nœud, de chacun de ces intervalles afin d'éviter le problème de synchronisation des transmissions. Ce temps *Jitter* est choisi aléatoirement et uniformément dans l'intervalle  $[0, \text{MAXJITTER}]$  pour chaque message `HELLO` ou `TC` généré.

Le délai, pour qu'un nœud soit informé d'une panne sur un chemin, est lié au délai relatif à ces intervalles prédéfinis. Si les messages de routage sont perdus, suite à des facteurs indésirables comme des collisions ou des congestions, ce délai ne cesse de s'accroître. D'autres retards peuvent être intentionnels, comme par exemple l'insertion du *Jitter* sélectionné aléatoirement. Ainsi, la conception d'un protocole de routage proactif à état de liens repose sur un compromis entre le maintien d'une information assez récente de la topologie au niveau de chaque nœud et le coût supplémentaire induit par les messages de contrôle pour pouvoir maintenir cette information.

Dans [51], les auteurs proposent une nouvelle version d'OLSR avec une technique de tolérance aux pannes se basant sur la diffusion immédiate des messages TC après la détection d'un changement dans la topologie en préservant toujours un intervalle séparant la génération des messages TC consécutifs. Une telle approche augmente le nombre de messages de contrôle.

### 4.2.2 Approche réactive

Les techniques de rétablissement conçues pour les protocoles réactifs sont de nature différente et se basent généralement sur l'envoi unicast de messages de type *erreur de route* (`RERR`) ([8], [55]) dédié à la phase de maintenance de route pour transmettre la nouvelle information relative au changement de la topologie au nœud concerné. Cette

approche permet d'être réactif dans l'annonce d'une panne. De plus, le mode de transmission unicast permet d'être efficace en termes de surcoût de routage induit en comparaison avec la diffusion des informations sur les changements de topologie par les protocoles de routage proactifs. Cependant, cette maintenance réactive nécessite une phase de reconstruction d'une nouvelle route valide, ce qui réduit notamment l'efficacité de cette forme de rétablissement, puisque cette redécouverte de route induit un surcoût dans le réseau et un délai d'attente.

Afin de réduire ce surcoût additionnel, un mécanisme de rétablissement local appelé *Proximity Approach To Connection Healing* (PATCH) est introduit dans [52]. Ce dernier se base sur l'émission d'une requête locale par le nœud ayant détecté la rupture du lien et ne peut déclencher une nouvelle découverte de route de bout-en-bout que lorsqu'aucune route n'est trouvée par le nœud ayant détecté cette rupture. Plus précisément, quand un nœud intermédiaire repère une cassure du lien vers le prochain saut, il stocke le paquet de données dans un tampon local et diffuse une requête de route (RREQ) dans sa région à deux sauts, contenant la liste des nœuds intermédiaires de la route initiale afin de réparer rapidement la route. Chaque nœud recevant la requête de rétablissement envoie une réponse de rétablissement s'il appartient à la liste des nœuds. A la réception de cette réponse, le nœud transmet le paquet de données et envoie la route réparée ainsi que l'information sur le lien perdu au nœud source. Si aucune réponse n'est reçue, alors le paquet de données sera rejeté et un message d'erreur de route est envoyé à la source. La diffusion de ce message RREQ induit des paquets de contrôle additionnels. Une approche similaire, appelée *rétablissement par contournement (bypass recovery)* [53], [54], cherche à détecter les cassures de liens et à préserver le maximum de la route d'origine sans déclencher une phase de re-découverte de route complète. Pour ce faire, cette proposition se base aussi sur un schéma de rétablissement local qui établit un contournement entre le nœud intermédiaire qui détecte la cassure du lien et le nœud alternatif qui peut connecter le fragment de la route en aval à la destination. Les auteurs de [53] et [54] proposent respectivement une extension du protocole de routage dynamique à la source (DSR) [8] et du routage ad hoc à la demande à vecteur de distance (AODV) qui supporte le rétablissement par contournement. Ils montrent que ces mécanismes comparés à leur version d'origine présentent moins de surcoût et un meilleur débit. Les performances des méthodes de rétablissement de route du protocole AODV basées i) sur la réparation à la source via l'initiation d'une phase de ré-établissement de route ou ii) sur une réparation locale quand le nœud situé avant la cassure du lien met en œuvre un processus local de

rétablissement sont étudiées dans [56] et comparées au schéma original de réparation du protocole AODV du RFC [6] qui se base sur une implémentation composite des deux mécanismes i) et ii). D'après les auteurs de [56], les résultats de simulation varient selon le scénario. D'une part, la réparation à la source présente un meilleur taux de paquets délivrés que la réparation en local. D'autre part, la réparation en local induit moins de surcoût et de délai que la réparation à la source. Il semble donc préférable de choisir le mécanisme de rétablissement de route en fonction de la topologie du réseau et des besoins applicatifs que d'adapter une implémentation composite telle que celle spécifiée dans [6].

### 4.2.3 Approche hybride

Les techniques de réparation de pannes peuvent être aussi de nature hybride (i.e. utilisant un mélange des schémas proactif et de réactif), comme c'est le cas pour MP-OLSR [9], [57] qui présente une extension MC d'OLSR avec l'introduction de mécanismes réactifs supplémentaires (chapitres 2 et 3). Les routes sont établies à la source et le relai des paquets par les nœuds intermédiaires se fait après s'être assuré de la présence du voisin au prochain saut. Si le nœud voisin est injoignable, alors une phase de rétablissement est initiée par le nœud qui détecte cette déconnexion en vue de trouver une nouvelle route alternative. Si aucune route n'est disponible, alors les paquets seront finalement perdus. La performance de rétablissement au sein des protocoles MP-OLSR (et OLSR) est significativement améliorée par le mécanisme optionnel de notification à partir de la couche liaison de données (LLN : link layer notification) supporté par OLSR [10]. Dans ce cas, le protocole de routage reçoit des notifications de la couche liaison de données quand un lien est perdu entre deux nœuds voisins. Ces notifications sont utilisées en plus des messages HELLO dans le but de réduire le temps de détection des pertes des liens.

De la même manière, les auteurs de [58] explorent les éventuelles pathologies du protocole de routage OLSR dans les réseaux congestionnés. Le délai de rétablissement de route augmente puisque les paquets HELLO sont disséminés en respectant des périodes prédéfinies et non pas directement suite à une détection de panne. Une solution de routage hybride est proposée dans ce travail qui consiste en une combinaison d'OLSR à un processus réactif de rétablissement de route appelé OLSR-R3. Pour accélérer le processus de rétablissement, R3 initie une nouvelle découverte de route en diffusant un message de requête de route (RREQ) aux voisins de la même façon que le protocole AODV [55]. Cette requête est transmise par les voisins successifs jusqu'à ce qu'elle atteigne la desti-

nation. A la réception d'un RREQ, la destination envoie une réponse de route (RREP) en unicast à l'émetteur sur le chemin inverse. Les paquets HELLO sont encapsulés dans les messages RREQ et RREP pour mettre en place les dernières informations sur les liens. La réception avec succès d'un message RREQ confirme l'existence d'au moins un lien unidirectionnel entre l'émetteur et le récepteur. Cependant, l'encapsulation des paquets HELLO augmente la taille des messages RREQ qui seront disséminés par la suite dans le réseau. Cela risque d'induire un surcoût de routage significatif. Les simulations de ce protocole ont été faites seulement dans un réseau statique et plusieurs métriques importantes n'ont pas été discutées comme le surcoût induit par les messages de contrôle et l'impact de ce schéma hybride proposé sur le comportement du réseau.

#### 4.2.4 Motivation et problématique

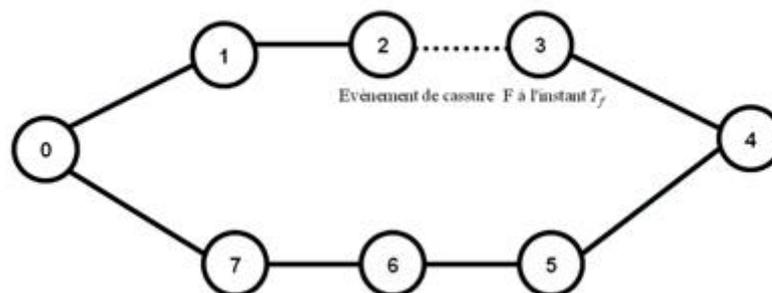
Dans le scénario des pays émergents présenté dans la section 2.8, les chemins ne sont pas fiables et présentent des ruptures de routes assez fréquentes. Les liens radio de ces chemins sont souvent fluctuants car les liaisons du réseau de collecte sont souvent point-à-point (ex. faisceaux hertziens dans les scénarios de type pays émergents) [75] [76].

La disponibilité d'une route fait partie des critères à prendre en compte pour trouver des chemins multiples fiables. Cette disponibilité expire après une défaillance d'un lien sur un chemin actif suite à des problèmes de mobilité, énergétiques, climatiques, de qualité radio, etc. Ces différents facteurs rendent les chemins instables en fonction du temps.

Pour remédier à cette instabilité, les protocoles de routage à chemins multiples dans les MANETs proposent de basculer vers un autre chemin actif. C'est une façon de résister aux pannes. Mais en plus de disposer des chemins de secours, il est important d'avertir rapidement la source d'un évènement de rupture de route. L'efficacité de cette réactivité dépendra de la vitesse de détection de la défaillance d'un lien et des mesures correctives appliquées par le protocole MC. A titre d'illustration, les auteurs de [59] ont effectué des expériences dans un réseau réel de type MANET composé de 18 nœuds OLSR. Ils font apparaître et disparaître des nœuds, puis ils mesurent les temps de rétablissement consécutifs. Les résultats montrent que le protocole OLSR prend de 4 à 10 secondes pour que l'information correspondante de topologie liée à l'apparition d'un nœud soit disséminée dans tout le réseau MANET. L'évènement de disparition d'un nœud et la dissémination de l'information résultante sur les liens perdus prend également 7 voire 11 secondes pour atteindre les nœuds distants de ce réseau. De telles mesures soulignent

qu'un taux élevé d'évènements de changement de topologie tels que ceux mentionnés précédemment peuvent entraîner des délais de dissémination significatifs ainsi que des inconsistances dans les visions topologiques globales du réseau. Ces délais et ces incohérences peuvent affecter négativement les performances du réseau. Cette étude n'a été faite que pour le protocole mono-chemin OLSR dans le contexte spécifique d'apparition et de disparition des nœuds.

Dans notre travail, nous allons étudier les temps de rétablissement et proposer de nouvelles stratégies de réparation de pannes pour les protocoles OLSR mono- et MCs pour améliorer les propriétés de rétablissement ainsi que les performances de routage. Plus précisément, nous nous intéressons à leur performance dans plusieurs topologies comme celles des WMNs où la mobilité des nœuds est réduite ou nulle par rapport aux topologies des MANETs. Ce contexte reste important pour les opérateurs puisque parmi les facteurs clés dont dépend le déploiement d'un WMN efficace est la topologie du réseau [60]. Lors du déploiement des WMNs, les opérateurs de réseaux ne cherchent pas seulement à créer une couverture uniforme pour l'accès sans fil en plaçant judicieusement les nœuds WMN sur la zone désignée, mais ils doivent aussi fournir une connectivité adéquate au niveau du réseau de collecte. Notamment, il est important que le processus de rétablissement n'induisse pas des délais inacceptables, surtout pour certaines applications peu tolérantes au délai comme la téléphonie sur IP (ToIP) ou les services de diffusion en flux continu (streaming).



**Figure 4.1** — Scénario1 : Topologie doublement chaînée avec 8 nœuds, 2 chemins, une paire source/destination (nœud 0, nœud 4). Un évènement de cassure F du lien (2,3) se passe à l'instant  $T_f$ .

### 4.3 Analyse du temps de rétablissement dans une topologie doublement chaînée

#### 4.3.1 Analyse

Les longs temps de rétablissement d'une route mesurés à partir des expérimentations du protocole OLSR dans le travail [59] peuvent affecter négativement les performances du réseau comme nous l'avons mentionné dans le paragraphe précédent. Pour expliquer les différentes raisons de ces inconsistances, dans cette section, nous évaluons le temps de rétablissement sous OLSR ainsi que sous MP-OLSR. Pour ce faire, nous étudions ces deux protocoles sous une configuration réseau simple comme la topologie doublement chaînée présentée dans la figure 4.1. Nous nous intéressons à cette topologie simple, puisque ce type de topologie est souvent déployé dans les réseaux de collecte multi-sauts, entre le réseau d'accès et le réseau cœur [62].

Dans la suite, nous définissons d'abord une cassure comme l'évènement de déconnexion d'un lien et par la suite la latence comme le délai entre le temps correspondant au rejet du premier paquet de données par un nœud à cause de la cassure de ce lien et le moment où la ou les sources recalculent leur table de routage en conséquence.

Nous supposons qu'un évènement spécifique de cassure survient sur le lien (2,3) à l'instant  $T_f$  (figure 4.1) et dans ce contexte nous formalisons la latence comme suit :

$$\Delta = | T_r - T_d | \tag{4.1}$$

Avec

- $T_d$  : le moment où le premier paquet de données, initialement émis par le nœud 0, est rejeté par le nœud 2 en conséquence à l'évènement de cassure F. Notons que  $T_d$  peut être différent de  $T_f$  dans la mesure où le rejet du paquet de données peut ne pas se faire au même moment que la cassure.
- $T_r$  : le moment où le nœud 0 recalcule sa table de routage en tenant compte des effets de l'évènement F de rupture du lien sur la topologie.

Nous désirons estimer  $\Delta$  en utilisant le protocole OLSR comme protocole de routage dans cette topologie. Pour des raisons de simplification et de compatibilité avec le protocole MP-OLSR d'origine, nous supposons que le mécanisme LLN est disponible. Selon la topologie de la figure 4.1, nous distinguons les deux cas suivants :

1. Le nœud 2 envoie un message TC contenant l'information du lien perdu.

Le nœud 3 appartient à la liste de sélecteurs de relai multipoint (MPR) du nœud 2 (i.e. les adresses des nœuds qui ont choisi le nœud 2 comme MPR). Suite à l'évènement de cassure F, le nœud 2 cesse de recevoir des messages HELLO à partir du nœud 3.

Ce dernier nœud va être retiré de la liste des sélecteurs de MPR du nœud 2 après l'expiration d'une durée NEIGHB\_HOLD\_TIME depuis la dernière mise à jour au niveau du nœud 3. En conséquence, le nœud 2 ne peut envoyer aucun message TC contenant l'information de perte du lien avant l'écoulement d'une durée égale à NEIGHB\_HOLD\_TIME - HELLO\_INTERVAL, où la valeur par défaut de NEIGHB\_HOLD\_TIME est de 3 x HELLO\_INTERVAL. Par ailleurs, un tel message TC sera émis avant un délai maximal qui se compose de deux parties : TC\_INTERVAL et MAXJITTER. En considérant les hypothèses simplificatrices sur les délais de transmission négligés et la table de routage d'un nœud mise à jour au moment même de la réception d'un message non vide TC, nous pouvons formaliser les temps de latence dans ce premier cas comme suit :

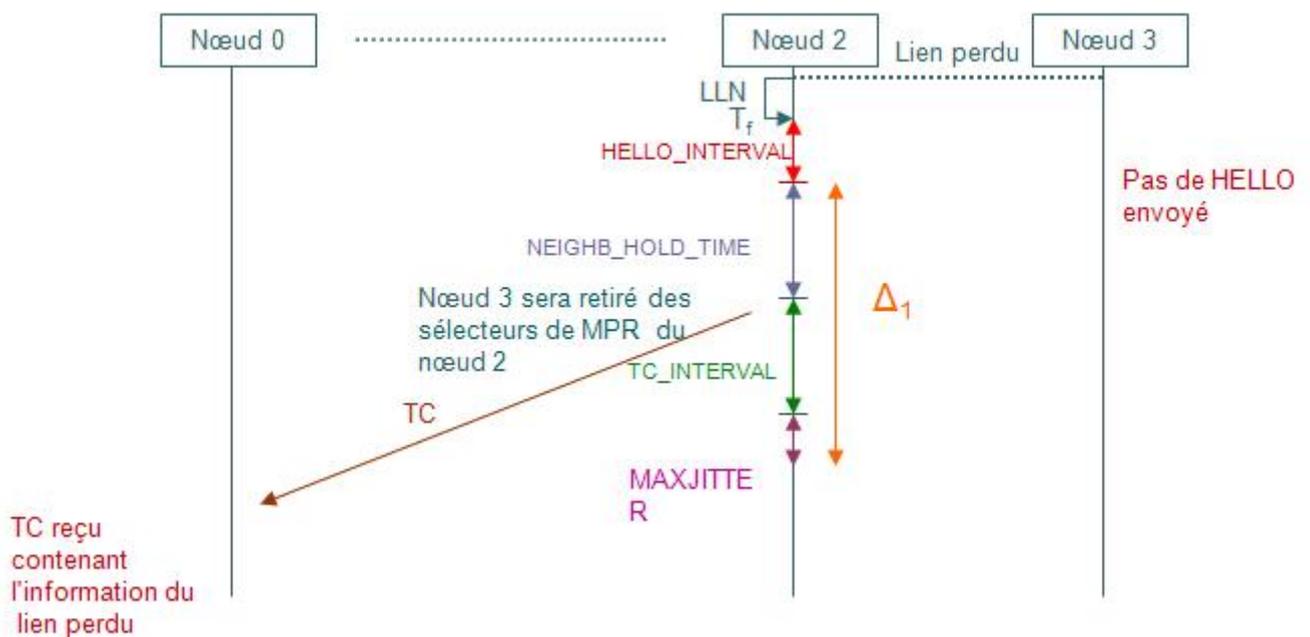
$$\Delta_1 \in [\text{NEIGHB\_HOLD\_TIME} - \text{HELLO\_INTERVAL}, \text{NEIGHB\_HOLD\_TIME} + \text{TC\_INTERVAL} + \text{MAXJITTER}] \quad (4.2)$$

Quand la rupture du lien (2,3) est détectée par le nœud 2, ce lien finira par expirer et sera supprimé de la représentation locale des liens de ce nœud. Cette échéance déclenche également la suppression du nœud 3 de la liste des sélecteurs de MPR du nœud 2 et les messages TC émis tiendront compte de ce changement de topologie afin de tenir les tables à jour. Cette latence induite est incluse dans l'intervalle de temps estimé dans (4.2).

Par ailleurs, l'estimation donnée dans (4.2) n'est valide que si le message TC contenant la dernière information de la topologie est bien reçu par le nœud 0. Mais plusieurs facteurs, comme par exemple les collisions, peuvent entraîner la perte de paquets. Un autre facteur, étroitement lié à la topologie en chaîne, doit être considéré dans ce cas d'étude : quand le nœud 2 émet un message TC qui contient l'information sur le lien perdu, le nœud 1 est susceptible d'être déjà retiré des sélecteurs MPR du nœud 2, car le nœud 1, ne voyant plus de voisins à 2 sauts raccordés au nœud 2, ne sélectionne plus le nœud 2 comme MPR. Le message

TC considéré pour le nœud 2 est donc susceptible d'être vide. Mais, d'après [10], l'émission d'un tel message TC vide n'est pas obligatoire. Plusieurs implémentations d'OLSR, y compris celles utilisées dans ce travail, n'utilisent pas l'envoi de messages TC vides. Si le nœud source 0 n'a pas préalablement reçu du nœud 2 des messages TC non vides contenant le changement de la topologie, alors il ne recevra pas ces messages TC vides non plus. Dans ce cas, l'estimation exprimée par l'intervalle 4.2 ne s'applique pas et un autre cas doit être considéré.

Dans la figure 4.2, nous donnons un diagramme de séquence qui explique l'estimation de la latence  $\Delta_1$ .



**Figure 4.2** — Diagramme de séquence expliquant le délai  $\Delta_1$  dans le cas où le nœud 2 envoie un message TC contenant l'information du lien perdu.

- Expiration de l'ancienne information de topologie dans la table topologique locale du nœud 0

Quand le nœud source 0 ne peut pas être informé de la déconnexion d'un lien, cette information persiste jusqu'à son expiration dans la représentation topologique du nœud 0. Cette durée dépend essentiellement de l'instant de réception du dernier

TC envoyé par le nœud 2. Si nous considérons comme hypothèse simplificatrice que la table de routage du nœud 0 est mise à jour au moment exact de l'expiration de l'information déjà mentionnée, nous pouvons exprimer les temps de latence dans ce deuxième cas comme suit :

$$\Delta_2 \in [2 \times \text{TC\_INTERVAL}, 3 \times \text{TC\_INTERVAL}] \quad (4.3)$$

Dans la figure 4.3, nous donnons un diagramme de séquence qui explique l'estimation de la latence  $\Delta_2$ .

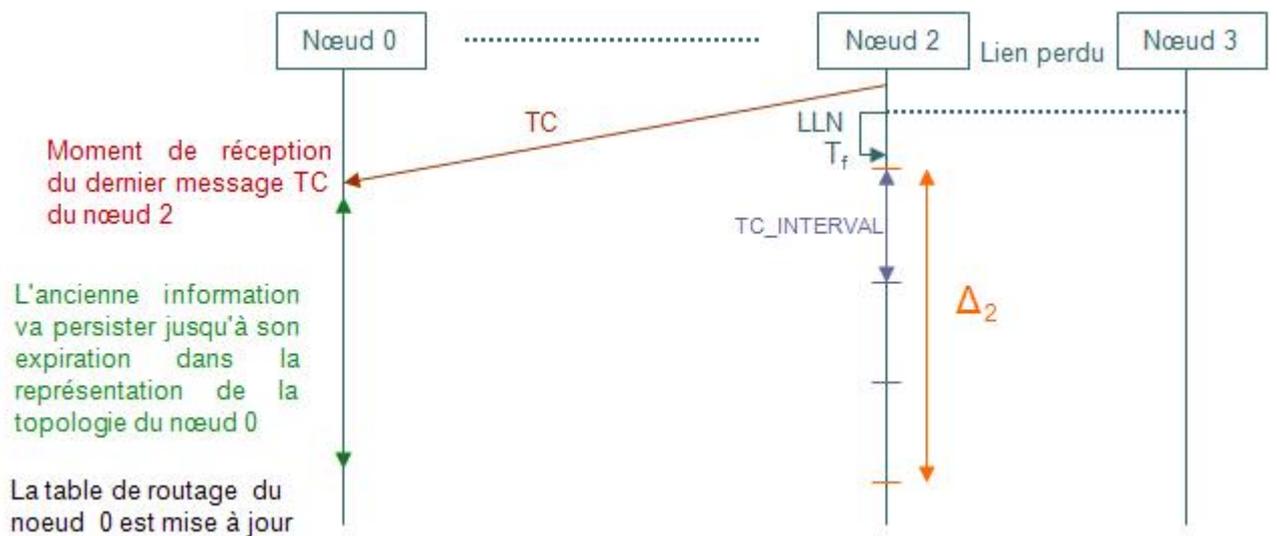


Figure 4.3 — Diagramme de séquence expliquant le délai  $\Delta_2$  dans le cas où l'ancienne information de topologie dans la table topologique locale du nœud 0 expire.

En remplaçant les paramètres définis dans [10] par leurs valeurs par défaut, les estimations des intervalles de temps de latence exprimées dans (4.2) et (4.3) deviennent :

$$\Delta_1 \in [4s, 11.5s] \quad (4.4)$$

$$\Delta_2 \in [10s, 15s] \quad (4.5)$$

Ces estimations montrent que, dans ce contexte de topologie, les valeurs de  $\Delta$  restent significatives. Sur le plan pratique, ces longs temps de latence semblent inacceptables pour

les applications sensibles au délai. De plus, en considérant les diverses raisons mentionnées dans le paragraphe précédent, les deux cas exprimés par (4.2) et (4.3) peuvent se produire dans cette topologie.

### 4.3.2 Résultats de simulation

Nous avons vérifié ces estimations via une série de simulations effectuée sous le simulateur réseau ns-2 [45]. Ces simulations présentent le premier scénario de cette étude et se basent sur la topologie décrite dans la figure 4.1. Chaque nœud a une portée de transmission de 60 m et une capacité du canal de transmission égale à 11 Mb/s. Une seule source de trafic CBR (Constant Bit Rate) au niveau du nœud 0 émet des paquets de taille 512 octets chacun avec un débit 100 kb/s vers le nœud destination 4. L'échange de ce trafic commence à 10 s et la durée totale de la simulation est de 50 s. L'évènement de cassure F du lien (2,3) se produit à l'instant  $T_f$  qui varie entre 15 s et 19 s. Ces paramètres de simulation sont résumés dans le tableau 4.1.

Le changement de topologie (i.e. les nœuds 2 et 3 ne sont plus des voisins directs) ne peut pas être pris en compte par le nœud source 0 via l'échange local des messages HELLO car le nœud 2 est situé à 2 sauts du nœud source 0. Ainsi, la source ne pourra être informée qu'après la réception d'un message TC contenant les dernières informations. Nous utilisons dans cette simulation les implémentations UM-OLSR [63] et MP-OLSR [9] où le mécanisme de notification de la couche de liaison (LLN) est activé [63]. De plus, cette version du protocole MP-OLSR distribue les paquets sur 2 chemins à nœuds disjoints selon une répartition de type *Round-Robin*.

Nous déterminons, en se basant sur ces paramètres de simulation, les différentes valeurs de  $\Delta$ . Pour ce faire, nous effectuons 5 simulations avec différentes valeurs de  $T_f$  tirées au hasard dans l'intervalle [15 s, 19 s]. Nous déterminons les valeurs minimum, moyenne et maximum de  $\Delta$ . Les résultats relatifs aux protocoles OLSR et MP-OLSR sont résumés dans le tableau 2 et présentent des temps de latence entre 4 s et 15 s, ce qui confirme les estimations théoriques exprimées dans (4.2) et (4.3).

Les résultats de simulation montrent que les valeurs de  $\Delta$  sont grandes pour OLSR et MP-OLSR (presque 15s pour la valeur maximum), ce qui induit une incohérence au niveau de la source qui continue à envoyer ses paquets sur une route cassée. Ces délais sont difficilement acceptables en pratique et peuvent pénaliser les applications interactives ayant des contraintes en délai. Nous allons donc, dans le paragraphe suivant, proposer

de nouveaux mécanismes afin de réduire  $\Delta$  et, par conséquent, le taux de perte.

Scénario	1	2
Nombre des nœuds	8	20
Vitesse de mobilité	0	
Coordonnées des nœuds	0=(20,70) - 1=(40,120) 2=(60,120) - 3=(101,120) 4=(120,70) - 5=(101,20) 6=(60,20) - 7=(40,20)	
Durée de simulation	50 s	
Type de canal	WirelessChannel	
Modèle de l'antenne	OmniAntenna	
Capacité de canal	11 Mb/s	
Type de la couche MAC	802.11	
Modèle de propagation	TwoRayGround	
Portée de transmission radio	60 m	
Nombre de chemins maximum	2 chemins pour MP-OLSR	
Début de transmission du trafic CBR	10 s	
Nombre de sources CBR	1	
Taille du paquet CBR	512 octets	
Débit du CBR	100 kb/s	
$T_f$	Appartient à [15 s, 19 s]	Appartient à [20 s,25 s]

**Tableau 4.1** — Paramètres de simulation des scénarios 1 et 2.

Protocoles de routage	Temps de latence (s)		
	Minimum	Moyenne	Maximum
OLSR	4.818	10.645	14.545
MP-OLSR	11.049	13.214	14.934

**Tableau 4.2** — Scénario1 : résultats de simulation sur les temps de latence.

## 4.4 Proposition des stratégies de réparation des pannes

Après avoir identifié des temps de latence excessifs dans le paragraphe précédent, nous proposons des mécanismes adaptés pour les réduire. Pour cela, nous envisageons d'étendre les protocoles de base OLSR et MP-OLSR avec 3 solutions différentes. Nous donnons dans ce qui suit une description détaillée de ces nouvelles techniques de réparation de pannes. Suite au premier rejet d'un paquet de données, le nœud qui détecte la défaillance d'un lien à l'aide du mécanisme LLN va agir d'une manière réactive pour informer la source selon les processus suivants.

### 4.4.1 Stratégie de notification d'une erreur de route (RE)

Cette stratégie se base sur un mécanisme souvent utilisé dans les protocoles de routage réactifs dans les MANETs. Il consiste en l'envoi d'un message de contrôle unicast (appelé RERR\_NOTIF) pour notifier la source d'une rupture de route (voir figure 4.4). Quand un nœud détecte une cassure de lien, il génère un message RERR\_NOTIF contenant l'adresse de l'interface correspondante au lien défaillant et il l'envoie en unicast vers la source des données. A la réception de ce message, le nœud source met à jour sa table de topologie en supprimant les informations liées au lien perdu. Cela va engendrer un recalcul d'une nouvelle table de routage relative à la vue de la topologie actuelle (voir le diagramme d'activité de la figure 4.5).

Un des avantages de cette stratégie est que le message de contrôle supplémentaire est envoyé en unicast et non pas en inondation, ce qui permet de diminuer le surcoût dans le réseau. Par contre, il est important de s'assurer que ce message de contrôle RERR\_NOTIF soit reçu avec succès. Quant aux paquets de données qui sont envoyés avant que le RERR\_NOTIF parvienne à la source, ils seront rejetés.

### 4.4.2 Stratégie par l'envoi immédiat d'un message TC (FTC)

Après la détection d'une rupture de lien sur l'une de ses interfaces, le nœud envoie immédiatement un message TC (appelé FAST\_TC) sans attendre l'intervalle périodique par défaut pour l'émission des messages TC (voir la figure 4.6). Ce message TC tient compte du changement de la topologie via l'incrément du numéro de séquence ANSN (Advertised Neighbor Sequence Number). Ce dernier permet de ne pas préserver des informations obsolètes, pour tenir les tables le plus à jour possible. La diffusion du message

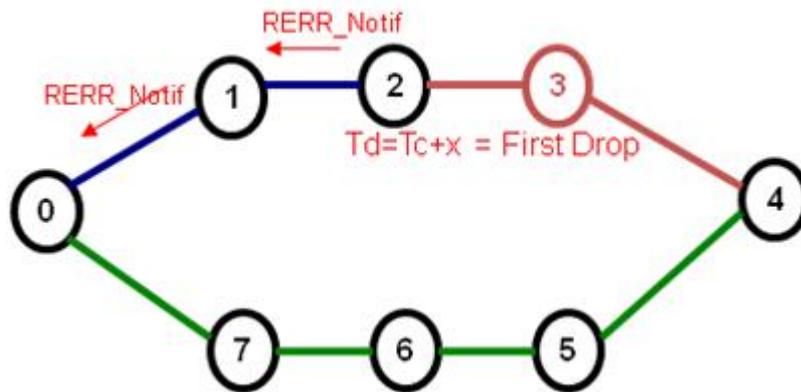


Figure 4.4 — Stratégie de notification de l'erreur de route (RE).

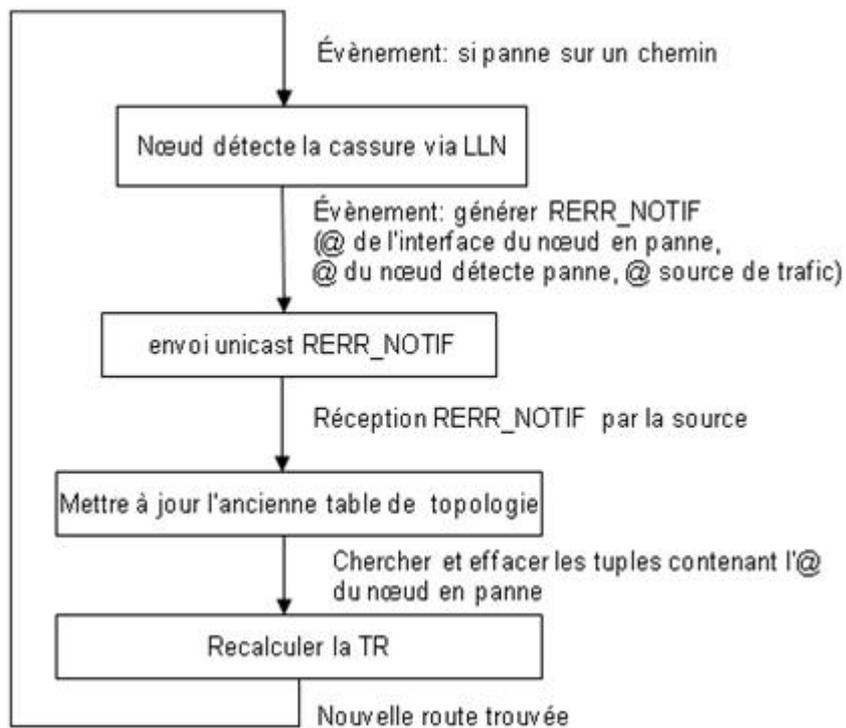


Figure 4.5 — Diagramme d'activité de la stratégie RE.

TC entraîne un coût non négligeable en termes de ressources réseau. Pour réduire ce surcoût, nous définissons une période de temps appelée `FAST_TC_INTERVAL` contrôlant l'envoi d'un prochain message `FAST_TC` à son expiration si la même erreur persiste pour un même évènement de défaillance (voir diagramme d'activité présenté par la figure 4.7). Dans le même ordre d'idée, une autre optimisation envisagée consiste en la diffusion du `FAST_TC` tout en limitant son rayon au nombre de sauts entre le nœud qui détecte la panne et la source. Cette stratégie est similaire à celle proposée dans le travail [51]. Cependant, nous évitons aussi l'utilisation du délai supplémentaire (i.e. *Jitter*) qui sépare la génération et l'émission du message `FAST_TC` par le nœud détectant la panne ; mais ce délai standard est préservé quand ce message de contrôle est retransmis par les nœuds intermédiaires selon [10] afin d'éviter les collisions potentielles. Ainsi, la mise à jour de la topologie devient plus rapide. Le `FAST_TC_INTERVAL` est mis à 0.5 s dans les prochaines expériences de simulation.

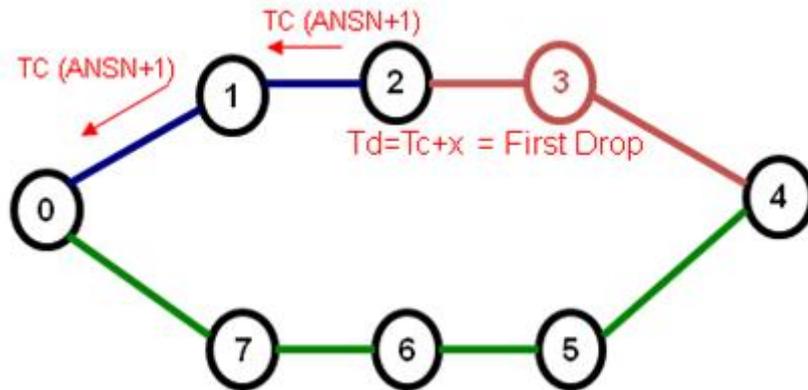


Figure 4.6 — Stratégie basée sur l'envoi immédiat d'un message TC (FTC).

#### 4.4.3 Stratégie de réémission des paquets de données (DR)

Cette stratégie est spécialement conçue pour le protocole MC MP-OLSR. Elle s'appuie sur le principe selon lequel un paquet de données, qui devrait par défaut être rejeté par un nœud ayant détecté une panne, sera ici réémis vers le nœud source (voir figure 4.8). Cette réémission aura lieu quand aucun autre chemin alternatif vers la destination n'est trouvé

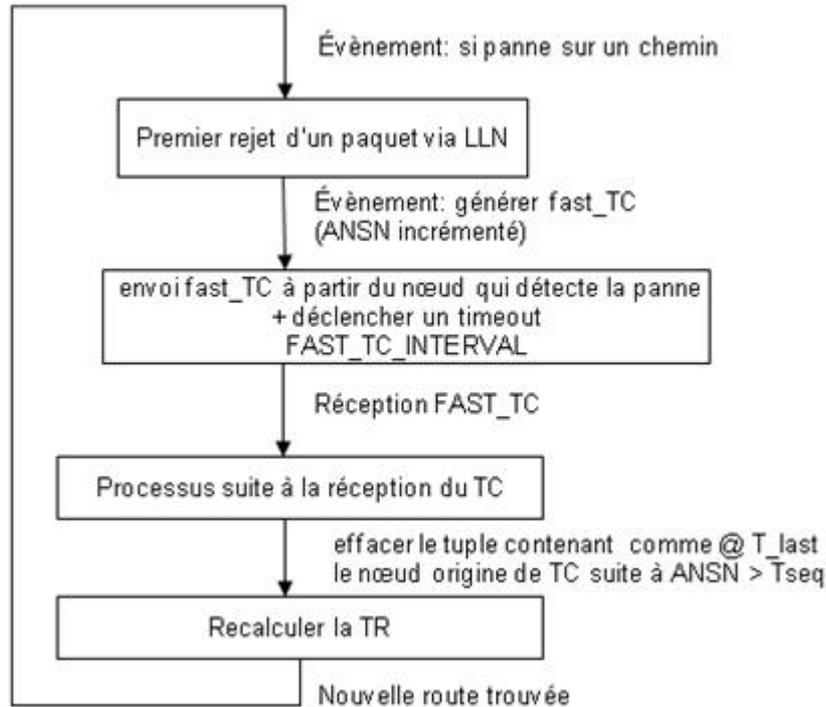


Figure 4.7 — Diagramme d'activité de la stratégie FTC.

suite au processus standard d'autoréparation de route de MP-OLSR. Cette stratégie tire profit du routage à la source employé par le protocole MP-OLSR pour déterminer le chemin inverse ramenant à la source. Le paquet de données va alors être acheminé vers la destination en passant par la source via ce chemin inverse. Avant de relayer ce paquet à la destination, le nœud source met à jour sa base de topologie locale avec les dernières informations et effectue un recalcul de la table de routage (voir le diagramme d'activité de la figure 4.9).

Dans cette stratégie, on ne peut envisager de ne ré-envoyer le paquet de données vers la destination via un chemin alternatif qu'après avoir vérifié si le délai applicatif tolère le temps de re-transmission de ce même paquet. Cette comparaison nécessite le calcul de la différence entre l'instant du premier envoi d'un paquet de données et l'instant de son deuxième retour à la source. Si le délai maximal autorisé par l'application est dépassé alors le paquet sera rejeté par la source. Une telle approche permet d'économiser de la bande passante.

Cette stratégie a l'avantage d'effectuer une double fonction, à savoir de minimiser le



stratégies de rétablissement de route proposées tendent à réduire le surcoût induit par les messages de contrôle. A titre d'exemple, le mécanisme RE envoie un seul message de contrôle en unicast dans une seule direction tandis que le mécanisme DR n'utilise aucun paquet de contrôle supplémentaire.

Dans la section suivante, nous allons étudier, par simulation, le comportement de chacune des stratégies de réparation de pannes proposées.

## 4.5 Simulation et évaluation de performances des stratégies proposées

### 4.5.1 Environnement de simulation et hypothèses

Comme expliqué dans le paragraphe précédent, OLSR a été étendu par les deux stratégies de rétablissement de route RE et FTC, tandis que toutes les stratégies proposées y compris DR ont été intégrées dans MP-OLSR. Nous avons implémenté, sous NS2, ces différentes techniques (RE, FTC et DR). Trois scénarios, incluant le scénario 1, ont été mis en place afin d'évaluer les performances des solutions proposées.

### 4.5.2 Métriques de performance

Différentes métriques sont définies pour évaluer les performances des différentes stratégies selon le scénario mis en jeu :

- Le temps de latence permet d'estimer la vitesse de réactivité d'un protocole face à une panne. Il est calculé selon l'équation (4.1) et est exprimé en secondes.
- Le coût du routage évalue le surcoût induit par l'échange des messages de routage dans le réseau en présence d'un trafic applicatif. Il est calculé selon (4.6).

$$Cout\_Routage = 100 \times \frac{N_{cm}}{N_{cm} + N_{rd}} \quad (4.6)$$

Avec  $N_{cm}$  qui représente le nombre total de paquets de contrôle émis ou transférés et  $N_{rd}$  qui représente le nombre total de paquets de données reçus avec succès par la destination. Le coût du routage est exprimé en pourcentage.

- Comme dans le chapitre 3, nous calculons aussi le taux de perte des paquets selon (3.3) et le délai moyen de bout-en-bout pris par les paquets de données reçus avec succès par leurs destinations.

### 4.5.3 Les résultats de simulation

#### 4.5.3.1 Scénario 1

Dans un premier test de simulation, nous déterminons les valeurs de latence pour les différentes stratégies ajoutées à OLSR et MP-OLSR dans le cas du scénario 1. Nous retenons les valeurs de latence moyenne (obtenue dans les différents Tc) et celle des pires cas que nous affichons sous forme d’histogrammes dans la figure 4.10.

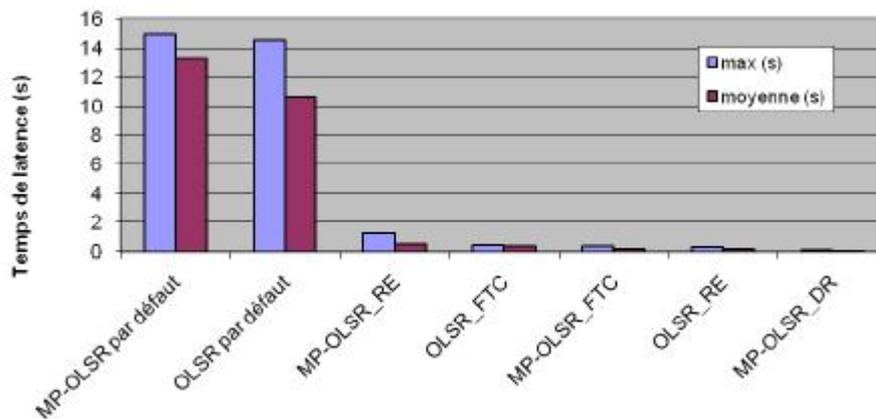


Figure 4.10 — Scénario1 : Valeurs moyenne et maximum des temps de latence pour les différentes stratégies.

Les temps de latence obtenus sont fortement diminués avec les techniques de réparation de pannes proposées (les temps de latence moyens sont inférieurs à la seconde). Les résultats de la figure 4.10 confirment aussi que la meilleure réactivité est effectivement obtenue avec MP-OLSR\_DR (temps de latence moyen autour de 80 ms), traduisant ainsi l’intérêt de combiner les techniques MCs à une stratégie de réparation des pannes rapide et efficace.

#### 4.5.3.2 Scénario 2

Nous avons également effectué une série de simulation sur un autre scénario, appelé scénario 2. Ce scénario est similaire à celui de la figure 4.1, mais les nœuds source et destination sont séparés par 8 nœuds intermédiaires sur les deux chemins. Les paramètres de simulation sont similaires à ceux du scénario 1 en termes de configurations physique, MAC et applicative. En revanche, le nombre de sauts  $n$ , séparant le nœud source du premier nœud intermédiaire qui détecte une panne sur l’une de ces interface, varie entre

2 et 8 ( $2 \leq n \leq 8$ ). De plus, la variation des instants de l'évènement de rupture  $T_f$  prend des valeurs discrètes dans l'intervalle [20 s, 25 s]. Il est à noter que dans ces simulations, la rupture des liens est simulée comme une conséquence des pannes des nœuds. Comme conséquence pratique, le cas de  $n = 9$  n'est pas considéré, étant donné que le nœud 10 représente la destination du trafic applicatif, afin d'éviter un échec inutile de la destination. Pour chaque localisation de la rupture de route, 6 simulations sont réalisées pour chaque valeur discrète de  $T_f$ .

Comme le montrent les figures 4.11 et 4.12, le temps de latence moyen induit par une rupture du lien qui se produit à  $n$  sauts du nœud source, (pour les protocoles par défaut OLSR et MP-OLSR) est compatible avec les valeurs déjà trouvées dans le scénario 1 pour le cas de  $n = 2$ . Pour toutes les valeurs de  $n$  considérées ici, le nœud source ne peut se rendre compte de cette défaillance de route que par la réception des messages TC ou suite à l'expiration de l'information correspondante dans sa représentation de topologie locale. Dans ce cas, les temps de latence varient entre 10 et 14 secondes pour OLSR et entre 13 et 14 secondes pour MP-OLSR. En revanche, les 3 autres stratégies, qui offrent une mise à jour rapide de l'information de topologie, diminuent considérablement les temps de latence. OLSR\_FTC rend les temps de latence inférieurs à 1 s quand  $n \leq 4$ . Pour  $n > 4$ , le temps de latence augmente avec  $n$  et atteint 3 s lorsque  $n = 8$  en raison du grand nombre de sauts. Le temps de latence de MP-OLSR\_FTC n'atteint jamais 2 s. Étant donné que les deux autres stratégies RE et DR sont basées sur des transmissions unicast, elles induisent des temps de latence plus petits qui ne dépassent pas 1 s sous RE pour OLSR. Quant au protocole MP-OLSR, comme illustré par la figure 4.12, les stratégies RE et DR induisent des valeurs de temps de latence inférieures de l'ordre de 95% par rapport à celles du protocole MP-OLSR par défaut.

Les figures 4.13 et 4.14 montrent que les stratégies de réparation de pannes, y compris RE, FTC et DR, réduisent significativement le taux de perte des paquets (environ 90% par rapport à celui des deux protocoles de routage d'origine). Ces résultats s'expliquent par la nature des trois techniques de réparation rapide : le nœud source est susceptible d'être informé d'une rupture du lien dès que le premier paquet est rejeté et il met immédiatement à jour sa représentation de topologie. En revanche, pour les deux protocoles par défaut, le nœud source continue à essayer d'envoyer des paquets de données sur le chemin défaillant jusqu'à ce qu'il devienne conscient de la rupture du lien. Cependant, comme mentionné précédemment, MP-OLSR utilise dans ces simulations une répartition de charge selon une technique de *round-robin* sur deux chemins actifs. Quand un chemin tombe en panne, ce

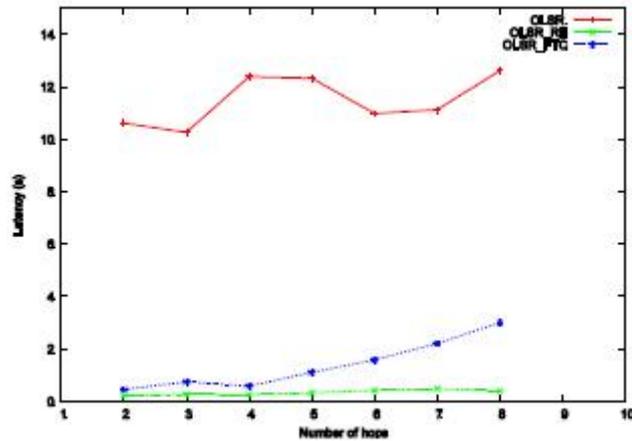


Figure 4.11 — Scénario2 : Latence moyenne en fonction du nombre de sauts entre la source et le nœud qui détecte la cassure du lien, pour OLSR, OLSR.RE et OLSR.FTC.

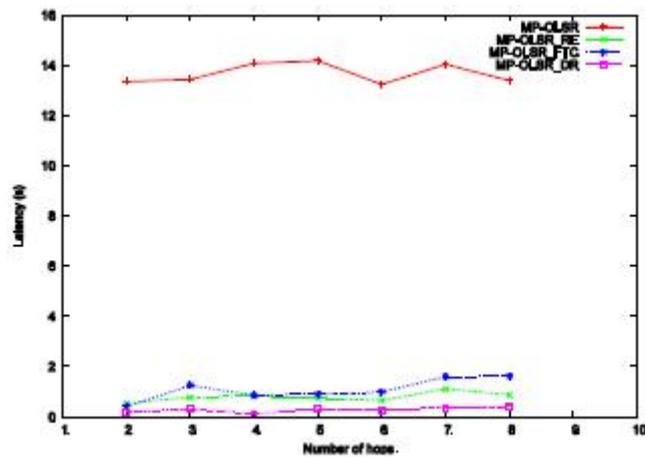


Figure 4.12 — Scénario2 : Latence moyenne en fonction du nombre de sauts entre la source et le nœud qui détecte la cassure du lien, pour MP-OLSR, MP-OLSR.RE, MP-OLSR.FTC et MP-OLSR.DR.

protocole MC peut tirer profit de l'autre chemin actif de façon à envoyer la moitié du trafic vers la destination sans interruption. Ceci est confirmé par les résultats illustrés par les figures 4.13 et 4.14 où le protocole MP-OLSR par défaut diminue de 30% à 50%

le taux de perte comparé à OLSR par défaut. Ce résultat est encore amélioré par nos trois extensions de MP-OLSR. La stratégie DR présente notamment le plus faible taux de perte grâce au processus de ré-émission des données qui, en même temps, évite le rejet des paquets de données et informe la source de l'information de la cassure du lien. Ces optimisations rendent le protocole de routage mieux adapté aux applications sensibles au délai.

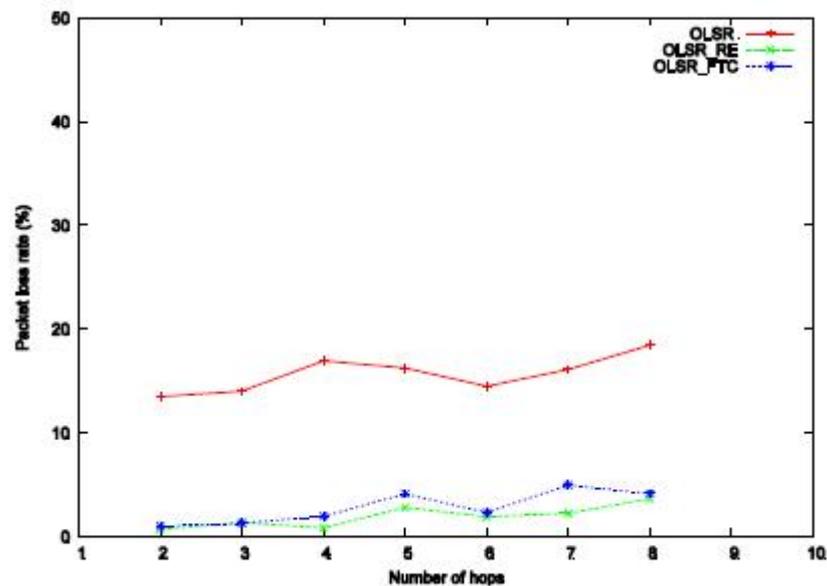


Figure 4.13 — Scénario2 : Taux de perte de paquets en fonction du nombre de sauts entre la source et le nœud qui détecte la cassure du lien pour OLSR, OLSR\_RE et OLSR\_FTC.

#### 4.5.3.3 Scénario 3

Le scénario 3 se base sur une topologie plus générale avec 50 nœuds ad hoc, qui se déplacent selon le modèle de mobilité Random Way Point (RWP), dans une aire de dimension 1000 m x 1000 m durant 200 s (voir le tableau 4.3). 10 sources de trafic CBR émettent 10 paquets par seconde de taille 512 octets. 50 simulations sont réalisées avec différents scénarios de mobilité. Nous cherchons à vérifier à travers ce scénario l'impact des nouvelles stratégies de réparation de pannes associées aux protocoles de base OLSR et MP-OLSR sur les performances réseau dans une topologie générique composée de nœuds mobiles, dont la vitesse varie de 1 m/s à 10 m/s.

En particulier, nous cherchons à évaluer la charge supplémentaire de routage induite par les stratégies RE et FTC en cas d'un changement de topologie, car chacune se base sur

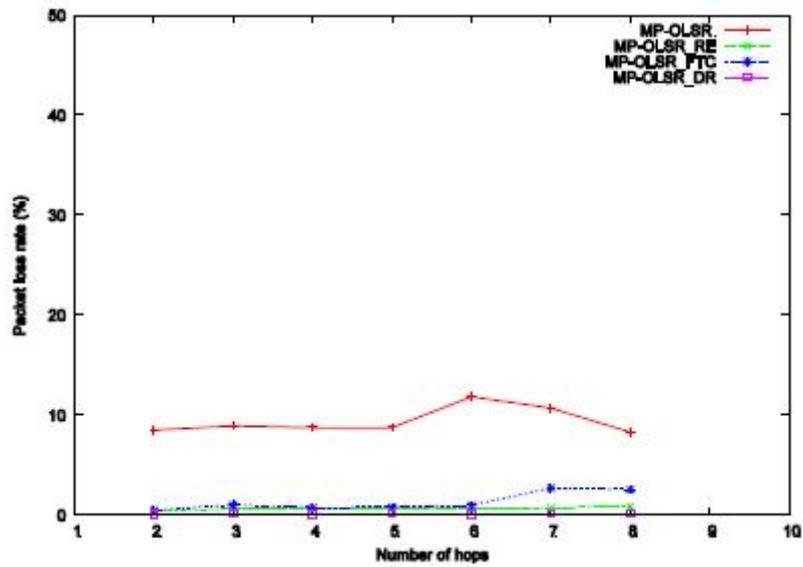


Figure 4.14 — Scénario2 : Taux de perte de paquets en fonction du nombre de sauts entre la source et le nœud qui détecte la cassure du lien pour MP-OLSR, MP-OLSR\_RE, MP-OLSR\_FTC et MP-OLSR\_DR.

Paramètres	Définition du scénario 3
Nombre des nœuds	50
Vitesse de mobilité	Varie de 1 m/s à 10 m/s
Aire de simulation	1000 m x 1000 m
Durée de simulation	200 s
Type de canal	WirelessChannel
Modèle de l'antenne	OmnAntenna
Capacité de canal	11 Mb/s
Type de la couche MAC	802.11
Modèle de propagation	TwoRayGround
Portée de transmission radio	250 m
Nombre de chemins maximum	2 chemins pour MP-OLSR
Début de transmission du trafic CBR	10 s
Nombre de sources CBR	10, chacune émet 10 paquets/s
Taille du paquet CBR	512 octets

Tableau 4.3 — Paramètres de simulation du scénario3.

l'envoi de messages de contrôle, respectivement RERR\_NOTIF et FAST\_TC en plus des messages HELLO et TC par défaut. La figure 4.15 montre que les valeurs de surcoût induit par la stratégie RE sous MP-OLSR sont assez limitées. Mais la stratégie de réparation DR réduit le surcoût du routage de l'ordre de 2 à 3% par rapport à la version par défaut de MP-OLSR pour les cas de vitesses de mobilité au-delà de 5 m/s, puisque DR ne s'appuie pas sur l'émission de messages de contrôle additionnels. La différence de charge de routage augmente légèrement avec la vitesse des nœuds. MP-OLSR\_FTC montre la plus forte augmentation, en raison de l'inondation des messages TC, contrairement aux messages d'erreur de route qui sont basés sur les transmissions unicast. MP-OLSR\_RE montre ainsi un faible surcoût du routage, ce qui, en combinant les résultats du scénario 2, confirme que le mécanisme FTC est moins efficace dans toutes les topologies étudiées que les mécanismes RE et DR.

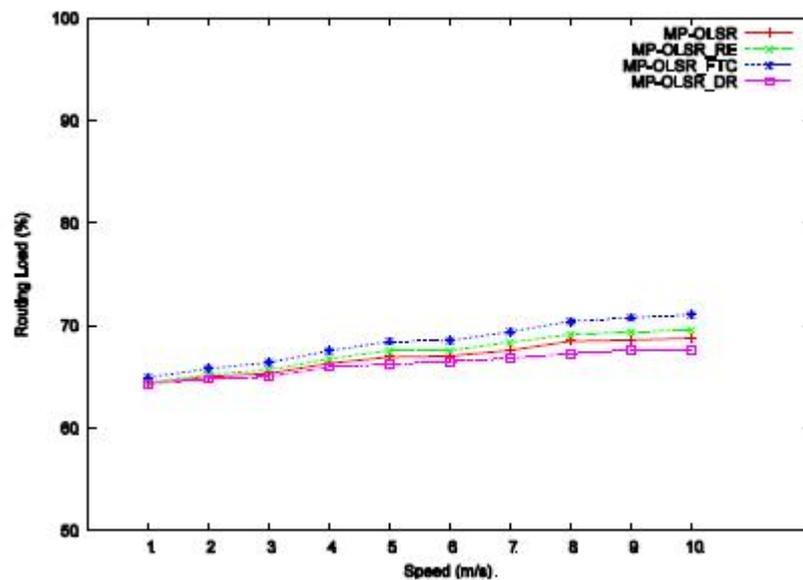


Figure 4.15 — Scénario3 : Coût de routage en fonction de la vitesse de mobilité des nœuds pour MP-OLSR, MP-OLSR\_RE, MP-OLSR\_FTC et MP-OLSR\_DR.

La figure 4.16 illustre le délai moyen de bout-en-bout pour les paquets reçus avec succès. Le routage MC, en général, réduit le délai dans les files d'attente car le trafic est distribué sur plusieurs chemins. En revanche, le délai peut parfois être augmenté si certains paquets doivent emprunter des chemins alternatifs plus longs. Lorsque la vitesse de mobilité des nœuds est inférieure à 4 m/s, les différentes versions de MP-OLSR, y compris le protocole par défaut, présentent des performances similaires. Pour des vitesses supérieures à 4 m/s, la stratégie DR génère un délai de bout-en-bout légèrement plus élevé

que les autres extensions de MP-OLSR.

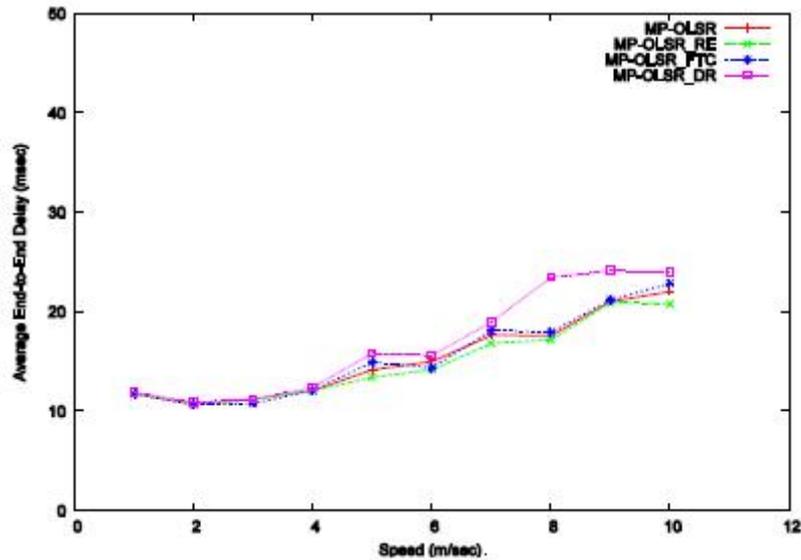


Figure 4.16 — Scénario3 : Délai de bout-en-bout moyen en fonction de la vitesse de mobilité des nœuds pour MP-OLSR, MP-OLSR\_RE, MP-OLSR\_FTC et MP-OLSR\_DR.

Lorsque la vitesse de mobilité des nœuds augmente, le réseau MANET souffrira davantage d'erreurs sur les liens. Ceci est illustré par la figure 4.17, où le ratio de paquets perdus augmente avec la vitesse des nœuds. A une vitesse de 1 m/s, la performance des trois mécanismes de réparation de pannes sous MP-OLSR est similaire à celle de MP-OLSR par défaut. Toutefois, lorsque des vitesses plus importantes sont considérées, nous observons que les trois extensions génèrent un ratio inférieur de perte de paquets. Quand un lien se déconnecte, la stratégie DR évite le rejet des paquets dans le cas où aucune route réparée vers la destination n'est disponible : ils sont renvoyés vers la destination via la source, réduisant ainsi le taux de perte des paquets jusqu'à un peu plus de 7%. Cette amélioration s'explique par la réduction de la congestion potentielle due à l'émission de paquets de contrôle supplémentaires, ce qui est particulièrement important pour les applications intolérantes aux pertes.

## 4.6 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons identifié la nécessité de mettre en place des techniques de réparation de pannes conjointement au routage MC pour garantir plus de réactivité face

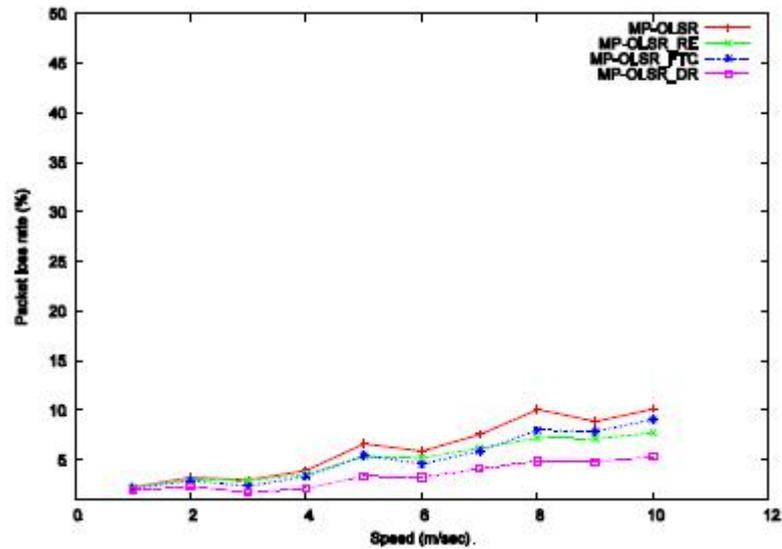


Figure 4.17 — Scénario3 : Taux de perte de paquets vs la vitesse de mobilité des nœuds pour MP-OLSR, MP-OLSR\_RE, MP-OLSR\_FTC et MP-OLSR\_DR.

à une panne sur un chemin. Nous avons étudié les différents délais de rétablissement suite à une rupture du lien pour OLSR et MP-OLSR. Nous avons observé que ce temps de latence n'est pas négligeable et est incompatible avec les applications sensibles au délai. Nous avons proposé trois nouvelles stratégies FTC, RE et DR, la dernière solution étant spécifique à MP-OLSR. Les résultats de simulation montrent que RE assure la meilleure vitesse d'autoréparation pour OLSR et induit un surcoût de routage limité dans une topologie plus générique en présence de mobilité par rapport à TC. Pour MP-OLSR, les extensions proposées améliorent la vitesse de réactivité face aux pannes en comparaison avec le protocole par défaut en termes de taux de perte et de temps de latence. La technique DR présente les meilleurs résultats en termes de performance, puisqu'elle évite l'envoi de messages de contrôle supplémentaires et diminue le taux de perte. De plus, la combinaison du mécanisme de rétablissement de route par défaut du protocole MP-OLSR avec celui de la ré-émission des données (DR) permet d'éviter le rejet des paquets de données et tire profit de la nature hybride et à état de liens du protocole MP-OLSR ainsi que de ses mécanismes de routage à la source.



---

# Routage multi-chemin basé sur OLSR avec équilibrage de charge

## 5.1 Introduction

Les protocoles multi-chemins représentent une alternative pour minimiser le processus de redécouverte de route et par la suite le surcoût des messages de contrôle. Pour résister aux pannes, certains protocoles de routage MC prévoient un ensemble de chemins de secours en cas de défaillance du chemin principal et véhiculent les données sur un seul chemin. Par conséquent, le trafic se concentre sur un certain nombre de nœuds alors que d'autres sont peu impliqués dans le routage. Du fait de cette répartition de charge inhomogène, les nœuds chargés consomment rapidement leurs ressources limitées (comme l'énergie et la bande passante) et peuvent être amenés à accuser une forte congestion. Ces effets peuvent réduire la connectivité dans le réseau et conduire à un partitionnement du réseau. Par ailleurs, les nœuds fortement chargés engendrent une dégradation considérable des performances du réseau sans fil multi-saut puisqu'ils sont susceptibles d'engendrer un long délai d'attente, un faible taux de paquets délivrés avec succès et une consommation d'énergie inefficace. Par conséquent, l'équilibrage de charge est une propriété importante dans la conception d'un protocole de routage pour les réseaux sans fil multi-sauts.

Nous considérons dans ce chapitre le problème de répartition de charge entre deux entités qui communiquent à travers des chemins multiples. Dans la section 5.2, nous donnons un aperçu des travaux qui utilisent conjointement le routage multi-chemin et la distribution de la charge. Dans la section 5.3, nous justifions le besoin d'une politique dy-

namique de distribution du trafic. Ensuite, dans la section 5.4, nous partons d'un modèle pour le routage multi-chemin afin de proposer une loi de distribution adaptative. Dans la section 5.5, nous proposons un mécanisme permettant d'ajuster dynamiquement le partage entre l'ensemble des chemins sélectionnés en fonction de la situation courante du réseau. Nous intégrons notre solution au protocole MP-OLSR. Enfin, dans la section 5.6, nous évaluons les performances du nouveau protocole MC obtenu.

## 5.2 Etat de l'art sur les solutions de routage multi-chemin avec équilibrage de charge

Les protocoles de routage MC comme MP-DSR [7] et AOMDV [2] utilisent un seul chemin pour la transmission des données et les autres chemins alternatifs ne sont utilisés qu'en cas de rupture du chemin primaire. Il existe des solutions MC qui distribuent le trafic sur les chemins multiples simultanément selon une loi bien définie. Dans le chapitre 2, nous avons présenté les principales solutions MC. Dans cette section, nous décrivons plus en détail, les techniques d'équilibrages de charges proposées dans certaines solutions de routage MC.

Parmi les protocoles de routage MC, basés sur le routage uni-chemin à la source DSR et qui proposent un mécanisme d'allocation du trafic, nous avons évoqué dans le chapitre 2 les protocoles SMR [4] et MSR [13]. Bien que SMR utilise un mécanisme simple d'allocation statique par paquet, dans MSR, le nœud source calcule le nombre de paquets de données à transmettre sur chaque chemin en fonction de leurs délais aller/retour (RTT). Selon [13], ce délai sert à estimer le niveau de congestion d'un chemin. Par conséquent, cette approche permet d'envoyer plus de paquets sur les chemins moins saturés afin d'alléger la congestion. Cependant, cette métrique est déterminée via la diffusion périodique de sondes dans le réseau. Cette diffusion induit un surcoût non négligeable dans le réseau. La valeur des délais reste difficile à déterminer dans un environnement sans fil multi-saut où les nœuds peuvent être mobiles. La décision sur la proportion de trafic à affecter à chaque chemin est prise par la source une fois les chemins construits. Cette décision n'est pas mise à jour en fonction du temps lors du transfert du trafic, bien que la qualité des chemins évolue dans le temps suivant les éventuelles dégradations subies. Par ailleurs, les deux solutions SMR et MSR présentent l'inconvénient que les paquets peuvent parvenir en désordre à la destination. Dans ces travaux, le taux de déséquencement n'a pas été estimé. Nous notons aussi que, dans le cas de MSR [13], les

auteurs n'ont pas comparé les résultats de leur stratégie proposée avec d'autres stratégies comme par exemple celle d'un paquet par chemin.

Les auteurs du travail [23] proposent une solution MC basée sur le protocole de routage réactif à vecteur de distance mono-chemin AODV avec un mécanisme de distribution du trafic sur les chemins multiples, appelée LBAODV (Load Balancing Ad hoc On-demand Distance Vector). LBAODV consiste en trois phases : la découverte de routes, l'envoi des données et la maintenance des routes. Lorsqu'un nœud a des données à émettre, il initie une phase de découverte de routes comme AODV en envoyant un message RREQ, avec un identifiant unique, à ses voisins. A la différence de AOMDV [2] et AODVM [1], en plus de l'adresse de l'initiateur de cette requête et de l'adresse destination, chaque RREQ contient un cache de route avec un enregistrement des nœuds intermédiaires parcourus par le RREQ durant cette découverte de route. Afin d'éviter les boucles de routage, chaque nœud intermédiaire qui reçoit un RREQ vérifie si son adresse existe déjà dans la séquence d'adresses du cache de route avant d'ajouter sa propre adresse et de retransmettre ce RREQ par la suite. Pour éviter l'inondation du réseau avec les messages RREQs, les nœuds ne rediffusent un RREQ que lorsque le nombre de sauts des RREQs reçus est inférieur (ou égal à) au dernier nombre de sauts enregistré en local (au niveau de ce nœud), sachant que cette variable de nombre de sauts enregistré en local est unique pour chaque identifiant de RREQ. Ce processus continue jusqu'à atteindre la destination. Plusieurs RREQs vont parvenir à la destination en utilisant cette méthode de propagation de RREQs. Après la réception des RREQs, la destination envoie, selon le chemin de retour indiqué dans le cache de route, une réponse de route RREP vers la source. A la réception d'un RREP d'un nœud X, chaque nœud incrémente le nombre de RREPs reçus, appelé CountReply, associé au nœud X dans sa table de routage. Ce nombre de RREPs associé à un nœud représente le nombre de chemins existants qui passent par ce nœud vers la destination. Ce processus continue jusqu'à ce que les RREPs atteignent la source. Une fois tous les RREPs reçus par la source, elle peut transmettre les paquets de données à travers les chemins trouvés. Chaque nœud intermédiaire qui reçoit des paquets de données les aiguille vers le prochain saut selon les valeurs de CountReply. Par conséquent, le prochain saut ayant le plus grand CountReply recevra le plus de paquets de données.

En cas de détection de rupture de route, un paquet RERR est envoyé à la source. Chaque nœud intermédiaire qui relaie le RERR décrémente son CountReply d'une unité (parce qu'un chemin vers la destination est cassé). Quand le CountReply associé à un

prochain saut atteint 0, l'entrée correspondante est supprimée de la table de routage.

LBAODV est évalué par simulation en fonction de la mobilité des nœuds et de la charge du trafic et il est comparé aux deux protocoles AODV et AOMDV (un seul chemin et les autres restent pour le secours en cas de panne). Les résultats de simulation montrent que LBAODV et AOMDV ont des taux de paquets délivrés avec succès similaires quand la vitesse des nœuds varie. Cependant, grâce à sa technique de distribution de charge sur les chemins multiples, LBAODV est de ce point de vue meilleur qu'AOMDV quand la charge de trafic varie. Le surcoût de routage induit par les messages de contrôle pour LBAODV est plus élevé en comparaison avec AODV et AOMDV parce que LBAODV transmet plus de paquets de types RREQ et RREP. AOMDV utilise moins de paquets de contrôle que les protocoles AODV et LBAODV. Le protocole LBAODV donne des délais de bout-en-bout plus courts qu'AODV. En revanche, ces délais sont plus longs en comparaison avec AOMDV puisque LBAODV utilise plusieurs chemins simultanément pour l'acheminement des données, et que parfois ces chemins alternatifs peuvent être plus longs.

Nous constatons que cette solution [23] peut induire des situations de congestion dans la mesure où le trafic est distribué selon le nombre de voisins de chaque nœud qui ramène vers la destination. Par conséquent, le nœud qui a le plus de voisins pour aller vers la destination va acheminer plus de paquets ce qui peut amener à la saturation de ses ressources.

Le protocole MP-OLSR [9] envoie un paquet par chemin selon la discipline round-robin et n'adresse pas le problème de répartition du trafic. D'autres solutions de routage MC, qui se basent sur le protocole proactif OLSR, avec un mécanisme de distribution de trafic ont été proposées. Parmi ces travaux, les auteurs de [33] proposent un algorithme de routage MC basé sur OLSR avec un mécanisme de répartition de charge pour les réseaux mobiles ad hoc. Le routage d'OLSR multi-chemin utilise l'algorithme de Dijkstra pour le calcul des chemins multiples : chaque nœud calcule le chemin avec un nombre de sauts minimum en se basant sur les informations de sa table de voisinage et de sa table de topologie. En même temps, l'information sur la congestion de tous les nœuds intermédiaires de chaque chemin est collectée. L'information de congestion d'un chemin est mesurée par la taille maximale de la file d'attente (notée *R\_buffer*) des nœuds intermédiaires. Chaque nœud encapsule la taille de sa file d'attente dans son paquet HELLO. Tous les voisins qui reçoivent le message HELLO mettent à jour les tables de voisinage et de MS (les sélecteurs de MPR). Par la suite, les nœuds MPR envoient les paquets TC avec l'infor-

mation de R\_buffer aux autres nœuds en fonction de leur propre table MS. Le nœud qui reçoit le message TC, met à jour sa table de topologie et obtient le R\_buffer des autres nœuds. La charge est répartie sur les deux chemins selon le R\_buffer de chacun. Cette proposition a été comparée par simulation avec le protocole standard OLSR dans deux cas : quand la charge varie et quand la mobilité des nœuds varie. Les résultats du taux de paquets reçus avec succès en fonction de la vitesse de mobilité des nœuds montrent que les deux protocoles OLSR multi-chemin et mono-chemin sont similaires. Quand la charge est inférieure à 75 paquets/s (la taille du paquet envoyé par la couche application est de 1024 bits), le protocole OLSR multi-chemin présente un taux de succès plus élevé qu'OLSR mono-chemin. Cependant, quand la charge atteint 100 paquets par seconde, OLSR multi-chemin et OLSR obtiennent des valeurs de taux de succès très proches. Les mêmes résultats sont obtenus pour le débit. Dans ce travail, le niveau de congestion d'un chemin est estimé par la taille maximale des files d'attente des nœuds intermédiaires sans se référer à aucune information sur l'état réel des liens comme, par exemple, le délai, la bande passante ou la probabilité de pertes.

Une autre technique de partage de charge déduite de la taille des files d'attente des nœuds est proposée dans le travail [22]. A la différence avec la solution [33], l'idée des auteurs de [22] est de distribuer la charge sur les différents chemins dans chaque nœud intermédiaire jusqu'à atteindre la destination. Cette approche se base donc sur une allocation par paquet avec considération de la charge dans le voisinage. Les auteurs proposent cette technique de partage de charge en se basant sur une extension MC du protocole OLSR appelée LOBAM (LOad BALanced Multipath routing). L'approche de la distribution de trafic proposée est réalisée durant la procédure de transmission du paquet. Au lieu de sélectionner une route pour toutes les destinations, chaque nœud sélectionne  $k$  routes passant par  $k$  différents prochains nœuds à lesquels le trafic est véhiculé et stocke ces routes dans sa table de routage. Dans ce travail, le nombre de prochains nœuds voisins  $k$  est fixé à 2, ce qui fait deux routes possibles de la source vers la destination. Par conséquent, la table de routage contient deux adresses pour les prochains sauts possibles vers une même destination. Chaque nœud intermédiaire choisit le prochain saut avant de transmettre les paquets. Ce choix se fait selon trois mécanismes différents pour équilibrer la charge à travers le réseau : choisir le prochain saut d'une façon aléatoire, choisir un prochain saut différent pour chaque cycle et choisir le prochain saut ayant la charge minimale (indice d'équilibrage de charge). La charge d'un nœud est déterminée en fonction du nombre de paquets dans sa file d'attente et de celui des nœuds contenus

dans son voisinage. C'est pour cette raison que chaque nœud ajoute dans le message HELLO les informations sur l'occupation des files d'attente (de lui-même et de ses voisins). Ainsi, chaque nœud peut connaître le taux d'occupation des files d'attente de ses voisins à un saut et à deux sauts. A partir de ces dernières informations, chaque nœud déduit son indice d'équilibrage de charge. Ce dernier mécanisme d'équilibrage de charge a été évalué par simulation et comparé à OLSR. Les auteurs ont montré que la charge est uniformément distribuée sur les nœuds du réseau. Mais, l'effet de cette décision de routage par paquet sur le type de chemins multiples utilisés en termes d'indépendance et de longueur n'a pas été étudié. De plus, bien que ce travail exploite principalement la problématique de répartition du trafic, les auteurs n'analysent pas le délai de bout-en-bout d'acheminement des paquets induit par cette distribution.

Parmi les problèmes de l'utilisation simultanée de chemins multiples figure les interférences entre ces chemins. Les auteurs de [66] s'intéressent à l'indépendance des chemins dans la transmission simultanée des données sur les chemins multiples. Cette indépendance est calculée à partir d'un paramètre appelé "interference correlation". Une faiblesse de cette proposition est qu'elle repose sur un protocole MC à état de liens où tous les nœuds connaissent la topologie globale du réseau. En supposant la portée d'interférence 2 fois plus grande que la portée de communication, les auteurs décident si deux liens interfèrent ou non. Après le calcul de tous les chemins possibles entre deux nœuds, les deux chemins choisis sont ceux avec le plus petit coefficient de corrélation des sources d'interférences. Les exemples étudiés par les auteurs dans ce travail sont assez simples et les résultats de simulation de leur solution sous NS-2 semblent améliorer le débit et le délai que si le coefficient de corrélation des sources d'interférences est peu élevé.

La majorité des solutions existantes [4], [13], [22], [23], qui s'intéressent au problème de répartition de trafic sur les chemins multiples, n'étudient pas le problème de déséquencement des paquets à la destination. Le travail [39] s'intéresse au problème de répartition d'un flux sur un ensemble de chemins multiples sans causer un déséquencement de paquets. Pour ce faire, les auteurs introduisent un algorithme de distribution de trafic appelé FLARE qui exploite une simple observation des délais sur les chemins sélectionnés quand un trafic est acheminé en parallèle. En effet, au lieu de distribuer les paquets ou les flux, FLARE distribue des rafales de paquets appelés flowlets. Ces flowlets sont par définition espacés par un intervalle minimum de délai, noté delta, choisi pour être plus grand que la différence de délai entre les chemins parallèles utilisés. Pour ce faire, FLARE

mesure le délai sur ces chemins et fixe le délai delta, associé au flowlet, en se référant à leur différence de délai maximale. La petite taille des flowlets permet à FLARE de diviser d'une manière dynamique et précise le trafic, tandis que la contrainte imposée sur leur espacement assure qu'aucun paquet ne soit reçu en désordre. Le problème est que cette solution se base principalement sur des mesures de délai. Néanmoins, dans des réseaux sans fil multi-sauts, cette quantité reste difficile à mesurer comme nous l'avons déjà mentionné. Nous notons aussi que cet algorithme de répartition de flux de données FLARE n'a pas été intégré dans un protocole de routage multi-chemin afin d'exploiter son impact et de bien vérifier s'il évite l'arrivée des paquets en désordre.

Il existe d'autres techniques qui permettent de subdiviser un trafic sans exigence de réordonnement à la réception. Parmi ces techniques, nous distinguons la technique MDC que nous avons décrite dans le chapitre 2. Cette technique MDC encode les paquets d'un même flux et les subdivise en plusieurs unités indépendamment transmissibles. Par la suite, il suffit de maximiser le nombre de descriptions reçues pour avoir une reconstruction du flux initial avec une qualité optimale. Il suffit donc d'avoir un mécanisme qui garantit l'arrivée des descriptions avec succès à destination. MP-OLSR est utilisé conjointement à MDC dans le travail [9]. Les auteurs de ce travail ne traitent pas la problématique de déséquilibrage, en revanche ils examinent seulement l'impact de la technique MDC sur les pertes. Les résultats de simulation de MP-OLSR avec MDC montrent une amélioration sur le taux de paquets délivrés avec succès de 10% par rapport à MP-OLSR par défaut.

Dans cette thèse, nous proposons un nouveau mécanisme d'équilibrage de charge, pour MP-OLSR, qui ajuste la proportion du trafic à affecter à chaque chemin selon sa qualité sans le saturer. Éviter la saturation des chemins utilisés doit permettre de réduire le taux de perte des paquets et par la suite d'augmenter le débit. De plus, les paquets envoyés sur le chemin le plus rapide ont tendance à arriver avant les paquets envoyés sur les autres chemins. Une telle répartition peut limiter l'arrivée des paquets en désordre. Dans le paragraphe suivant, nous justifions d'abord le besoin d'une loi de distribution dynamique.

### 5.3 Justification du besoin d'une loi de distribution dynamique

A partir des tests de simulation effectués dans le chapitre 3, nous remarquons que le taux de perte et le délai varient de la même manière en fonction de la charge du trafic CBR. Lorsque le débit du trafic CBR injecté augmente, le délai et le taux de perte augmentent aussi ; en revanche le débit moyen observé dans le réseau diminue. Ces résultats sont dus à une congestion dans le réseau quand le débit du trafic applicatif est élevé. Dans ce contexte, les résultats obtenus sur un sous-ensemble des tests effectués suggèrent l'intérêt de mettre en place une loi de distribution dynamique. Dans cette partie, nous allons donc analyser le comportement du protocole MP-OLSR sous différentes répartitions possibles de trafic et ce en présence d'évènements de cassure de liens.

Nous nous basons sur la topologie chaînée décrite dans le chapitre 3 et les paramètres de simulation décrits dans le tableau 3.2 pour le cas d'une zone de détection de porteuse égale à 60m. Nous disposons de deux chemins possibles de la source 0 vers la destination 3. Le chemin 2 présente un saut supplémentaire par rapport au chemin 1. Par conséquent, le meilleur chemin en termes de nombre de sauts est le chemin 1.

#### 5.3.1 Analyse des résultats de simulation du scénario 1

Dans le chapitre 3, nous avons obtenu des résultats sur le nombre de paquets reçus en fonction du temps de simulation pour différentes valeurs de débit du trafic CBR (voir les figures 3.13, 3.14, 3.15 et 3.16). Dans le cas où le débit du trafic CBR est égal à 3.2 Mb/s, la stratégie 1 :1 est meilleure que les autres stratégies durant les 35 premières secondes de la simulation contrairement aux résultats trouvés pour un débit de 1 Mb/s et 6 M/s. Dans cette partie, nous désirons analyser cette différence de comportement.

Pour pouvoir expliquer et mieux observer le comportement des différentes stratégies de répartition quand le débit du trafic CBR est de 3.2 Mb/s, nous mesurons le débit instantané sur une fenêtre de 0,1 s durant la simulation. Nous donnons aussi les raisons de pertes de paquets dans les figures 5.1 et 5.2. Nous remarquons, à partir de ces figures, que la majorité des paquets de contrôle sont rejetés suite à des collisions, tandis que la majorité des paquets de données CBR sont rejetés à cause d'une indisponibilité de route vers la destination et des files d'attente pleines. Ce dernier type de rejet est surtout effectué au niveau de la source.

---

En exploitant les traces de 3.2 Mb/s pour les différentes stratégies  $x : 1$  (avec  $x$  varie de 1 à 3), nous observons dans certains tests de simulation qu'un échec de la résolution de l'adresse physique (ARP) des nœuds peut entraîner des pertes. En effet, au début de la simulation, un nœud émetteur envoie une requête ARP parce qu'il ne possède pas dans son cache ARP l'adresse MAC du nœud qu'il veut joindre. Une fois qu'une entrée est ajoutée dans le cache ARP, elle sera valide durant toute la simulation. Donc globalement les problèmes avec ARP n'apparaissent qu'en début de simulation. Si le protocole ARP ne peut pas résoudre les adresses MAC-IP alors les nœuds continuent à envoyer les requêtes ARP périodiquement durant la simulation. Par conséquent le risque de collision entre les paquets ARP et les paquets de données n'est pas négligeable. Les paquets de données ne peuvent pas être transmis normalement au niveau MAC tant que la résolution d'adresses ne s'est pas effectuée avec succès. La source, non immédiatement informée de ce problème sur l'un des chemins, continue à envoyer des paquets selon la même stratégie de répartition statique. Si cette stratégie fixe envoie plus de paquets sur le chemin qui induit beaucoup de pertes alors les performances de la solution MC vont se dégrader.

Ce problème ne se produit pas dans tous les tests de simulation comme nous l'avons observé à partir des résultats de simulation. A titre d'exemple, la figure 5.4 montre que lorsque nous changeons l'instant du début de l'injection du trafic CBR du 10s à 15s, nous n'observons plus ce problème et nous obtenons notamment un comportement différent des stratégies de répartition.

Nous observons, à partir des traces de simulation, d'autres situations qui engendrent une déconnexion des liens et par conséquent une dégradation de performance de la stratégie de répartition qui envoie plus de paquets sur le chemin défaillant (contenant ce lien déconnecté). Par exemple, dans le cas de la stratégie  $1 : 1$ , nous observons dans l'une de nos simulations vers 11 s que le message MP-OLSR de type HELLO envoyé par le nœud 5 en mode diffusion locale n'est pas reçu correctement par le nœud 6 à cause d'une collision avec le paquet de données CBR (noté par un identifiant X) envoyé par le nœud 0 vers le nœud 6 (niveau MAC). Par conséquent, le lien (6,5) du chemin 2 se déconnecte suite aux pertes des paquets HELLO. La connexion est rétablie quand le nœud 6 reçoit le paquet HELLO de nouveau à partir de son voisin 5. En revanche, dans les stratégies  $3 : 1$  et  $2 : 1$ , ce paquet X est rejeté pour une cause différente qui consiste en une file d'attente pleine (raison de perte IFQ-IFQ). Donc les rejets des paquets dépendent du chemin sur lequel est envoyé un paquet et surtout dépendent de l'état des nœuds intermédiaires (col-

lisions potentielles, taille des files d'attente, etc.). Nous observons aussi des situations de blocage sur la figure 5.3 suite à des déconnexions de liens sur les deux chemins existants en même temps. Nous notons que le plus long temps de blocage observé est égal à 21 s dans le cas de la stratégie 1 :1 en comparaison avec les autres stratégies 2 :1 et 3 :1.

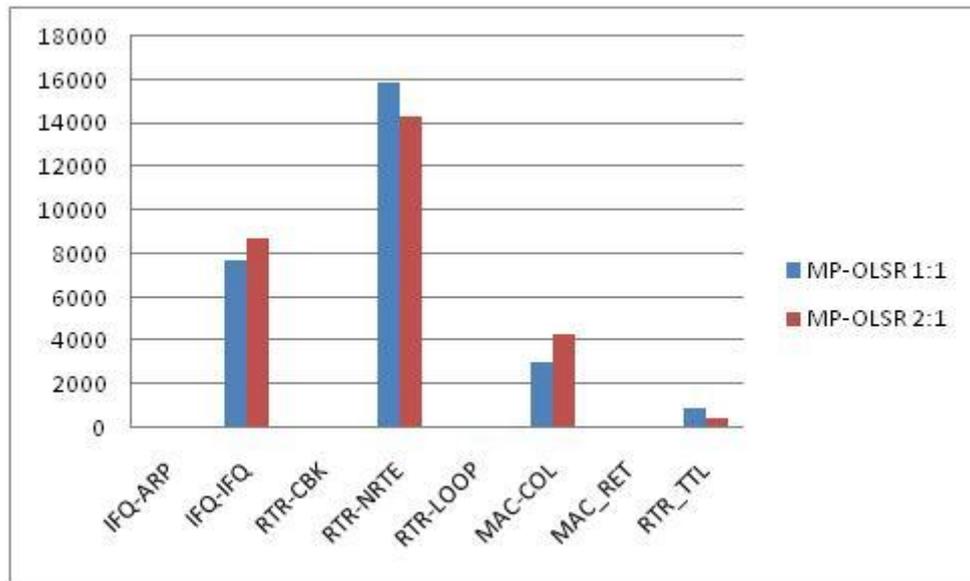


Figure 5.1 — Scénario1. Types de pertes des paquets de données avec un flux CBR de 3,2 Mb/s.

Les résultats de la figure 5.3 montrent, qu'au début de la simulation, la stratégie 1 :1 est meilleure, puis qu'en milieu de simulation, c'est la stratégie 2 :1 et à partir de 30.4 s jusqu'à la fin de la simulation, c'est la stratégie 3 :1. Une répartition dynamique serait plus adaptée.

Il nous apparaît donc pertinent de nous intéresser à la conception et aux performances d'une loi de distribution qui serait capable d'adapter de manière optimale la proportion de paquets sur les différents chemins. En l'occurrence, une telle loi de distribution devrait être capable, dans l'exemple illustré par la figure 5.3, d'adapter sa distribution de manière à adopter dans un premier temps une distribution équitable 1 :1, puis une distribution 2 :1 et enfin une distribution 3 :1.

### 5.3.2 Analyse des résultats de simulation du scénario 2

Nous définissons un autre scénario afin de montrer l'intérêt d'une loi de distribution dynamique qui s'adapte aux changements de la qualité des liens des chemins. Dans ce

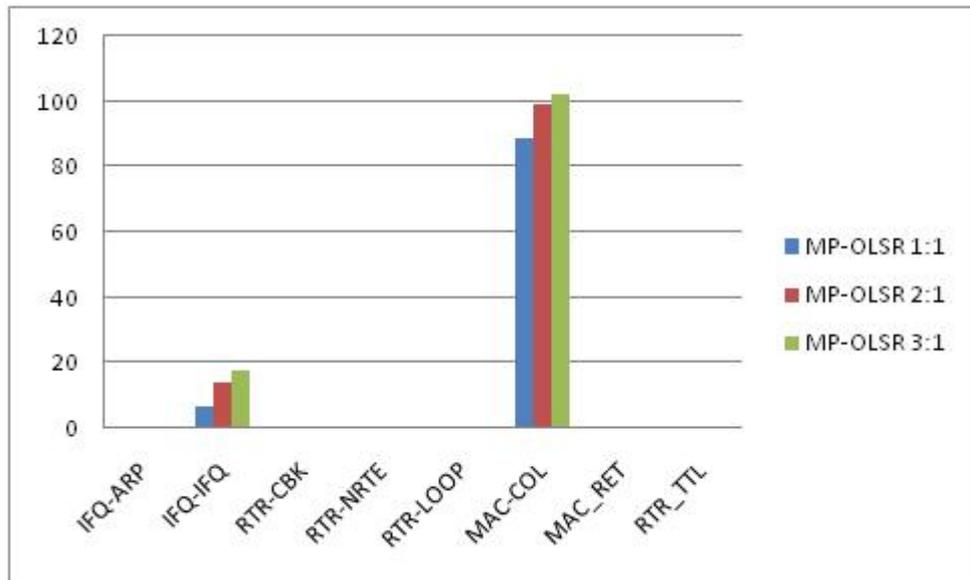


Figure 5.2 — Scénario1. Types de pertes des paquets de routage avec un flux CBR de 3,2 Mb/s.

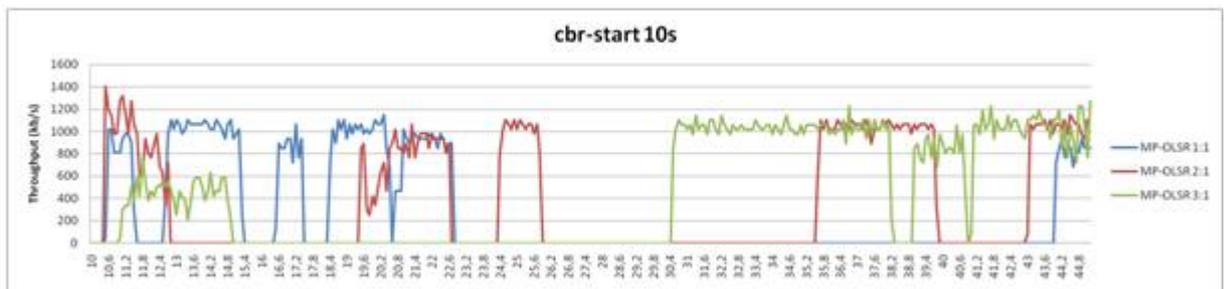


Figure 5.3 — Scénario1. Débit instantané calculé sur une fenêtre de 0.1 s en fonction du temps de la simulation, le flux CBR commence à 10s et s'arrête à 45s.



Figure 5.4 — Scénario1. Débit instantané calculé sur une fenêtre de 0.1 s en fonction du temps de la simulation, le flux CBR commence à 15s et s'arrête à 45s.

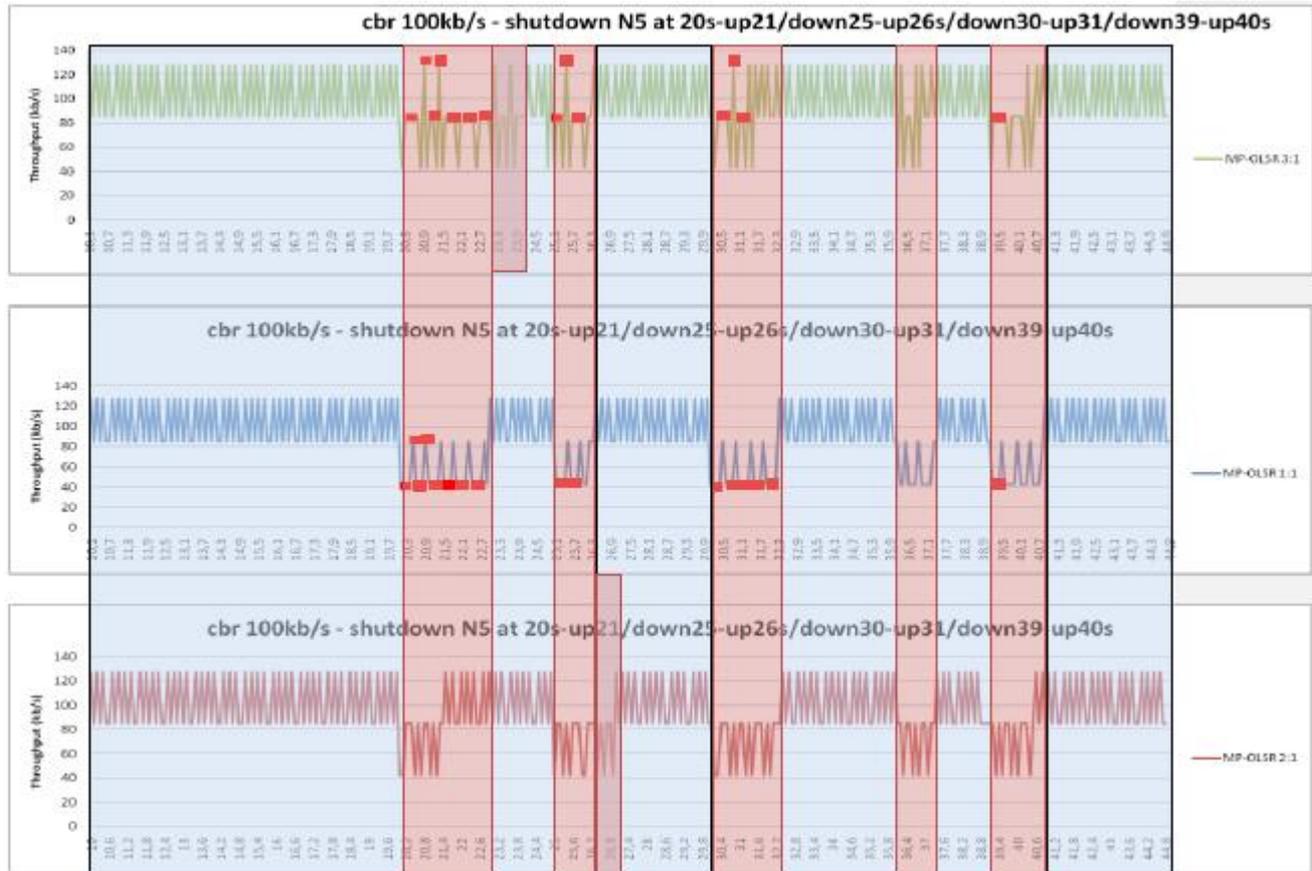
scénario, nous introduisons une instabilité sur les liens de l'un des chemins. Via ce nouveau scénario, nous envisageons observer l'impact de tels évènements sur le comportement de différentes stratégies de répartition.

A la différence de l'ancien scénario, la source et la destination échangent un trafic CBR de faible débit égal à 100 kb/s qui commence à 10 s et s'arrête à 45 s durant une simulation de 50 s. Nous créons 4 évènements de cassure  $T_{down}$  et de ré-établissement  $T_{up}$  du lien (6-5) sur le chemin 2 à différents instants durant la simulation. Par la suite, nous observons l'impact de ces évènements sur les trois répartitions statiques 1 :1, 2 :1 et 3 :1. Dans la figure 5.5, nous affichons le débit instantané (calculé sur une fenêtre de 0,1 s) en fonction de la durée de simulation ainsi que le nombre de paquets reçus en fonction du temps de la simulation dans la figure 5.6. Nous marquons les périodes quand les 3 stratégies se comportent de la même manière par la couleur bleue et par la couleur rose quand elles présentent des différences suite aux évènements de cassure.

La figure 5.5 montre, qu'au début de la simulation, toutes les stratégies ont le même débit et, à partir de  $T_{down} = 20$  s, les répartitions 2 :1 et 3 :1 présentent un débit plus élevé en comparaison avec celui de la répartition 1 :1. Après la cassure du lien sur le chemin 2, naturellement, les résultats des valeurs de débit sont meilleurs pour les stratégies qui envoient plus de paquets sur le chemin 1. Les stratégies 3 :1 et 2 :1 envoient les 3/4 et les 2/3 du trafic respectivement sur le chemin 1 et les paquets perdus sur le chemin 2 seront respectivement 1/4 et 1/3. Le lien sur le chemin 2 se casse, puis se rétablit. En conséquence, les paquets envoyés sur le chemin 2 vont être perdus durant la période de cassure. Le gain des stratégies  $x :1$  ( $x > 1$ ) réside dans le fait que plus de paquets sont envoyés sur le chemin valide durant les cassures momentanées des liens (où le chemin instable est censé exister). Ce gain s'observe aussi sur la figure 5.6.

### 5.3.3 Analyse des résultats de simulation en présence d'une distribution optimale

Dans cette section, notre idée est d'étudier un mécanisme optimal théorique, s'appuyant sur l'hypothèse (inapplicable en pratique) de i) l'omniscience des nœuds, de ii) l'instantanéité et de iii) la non perte des informations véhiculant cette connaissance entre les nœuds. Cette étape peut être considérée comme une étape intermédiaire offrant une borne supérieure de performance, permettant de justifier l'intérêt de passer à une vraie implémentation pratique, avec messages de contrôles, délais et pertes associées, afin d'ob-



**Figure 5.5** — Scénario 2. Débit instantané calculé sur une fenêtre de 0.1 s en fonction du temps de la simulation, le débit du flux CBR est égal à 100 kb/s, commence à 10 s et s'arrête à 45 s.

tenir une loi de distribution dynamique, forcément moins performante. La loi de distribution adaptative, optimale par construction, se base sur le choix de la meilleure répartition durant chaque intervalle de temps.

La durée de simulation dans ces tests est de 100 s. Les événements de cassure des liens sur le chemin 2 sont créés à des instants aléatoires tirés dans des intervalles de temps aléatoires sur la durée de la simulation. Les durées des intervalles de fonctionnement en mode normal et de cassure sont tirées à partir d'une fonction de tirage aléatoire où la durée maximale d'une cassure est de 1 s et celle du fonctionnement de 10 s. Nous allons observer par la suite le comportement de chacune des stratégies x :1 avant et après ces

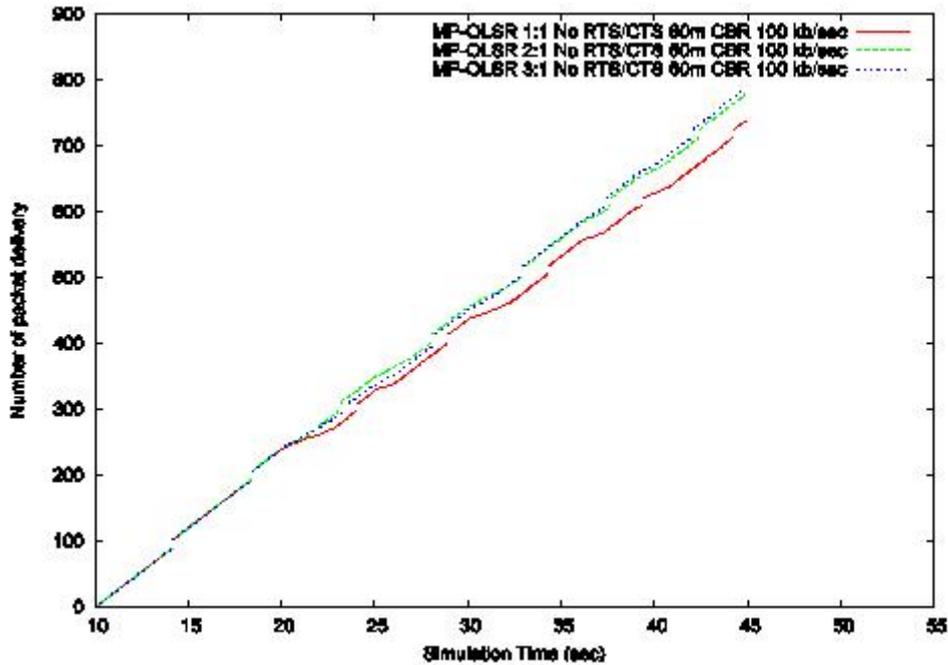


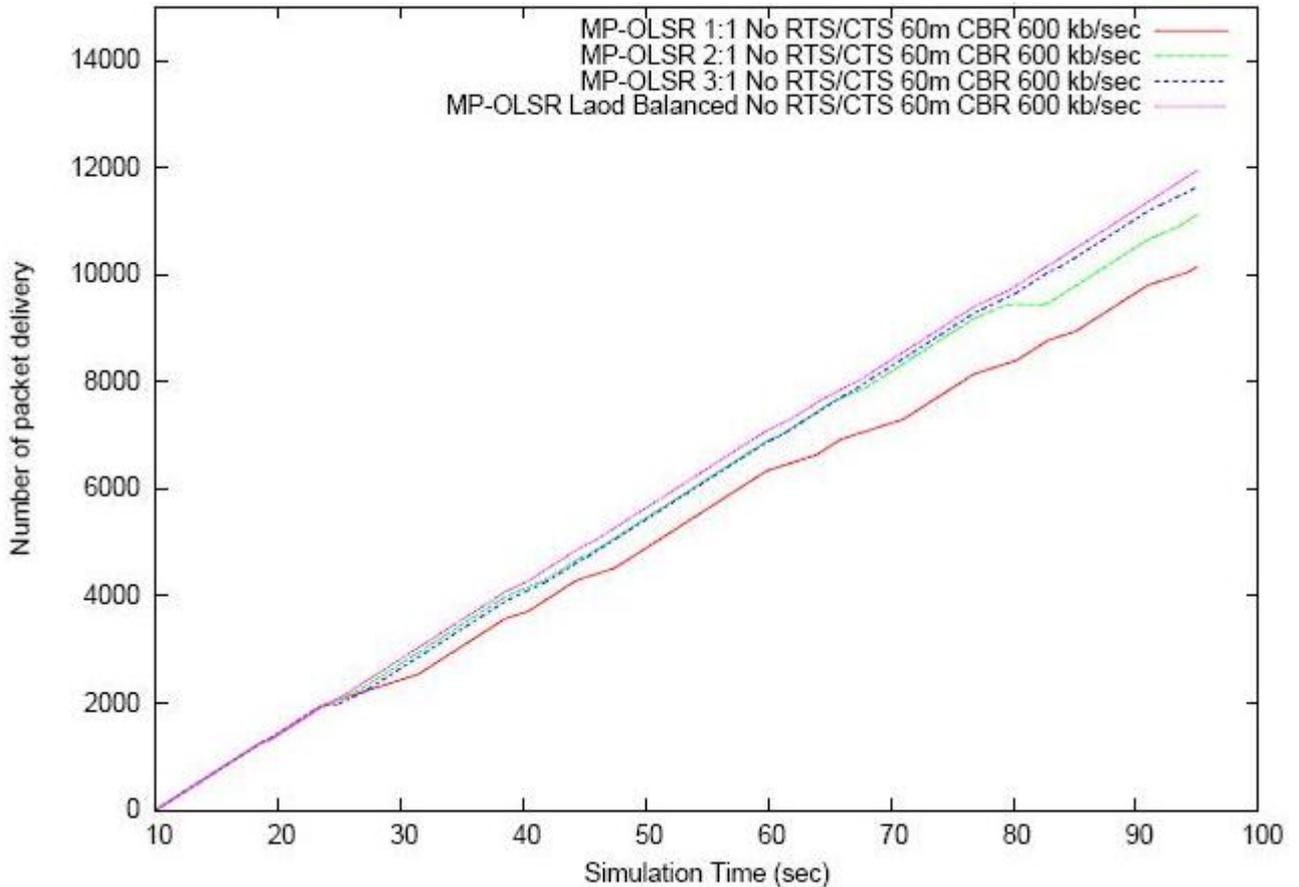
Figure 5.6 — Scénario 2. Nombre de paquets reçus par la destination en fonction du temps de la simulation, le débit du flux CBR est égal à 100 kb/s, commence à 15 s et s'arrête à 45 s.

événements de cassure.

Les résultats sur le nombre de paquets reçus avec succès par la destination en fonction du temps de simulation montrent que MP-OLSR avec une loi de distribution dynamique est meilleur que les autres stratégies fixes 1 :1, 2 :1 et 3 :1 pour un débit du flux CBR de 600 kb/s. (voir la figure 5.7).

Pour des débits de trafic CBR plus élevés (3,2 et 6 Mb/s), la loi de distribution optimale donnée dans les figures 5.8 et 5.9 améliore le nombre de paquets reçus. Pour le débit le plus élevé de 6 Mb/s, la figure 5.9 montre que la stratégie optimale augmente le nombre de paquets reçus de l'ordre de 4000 paquets à la fin de la simulation.

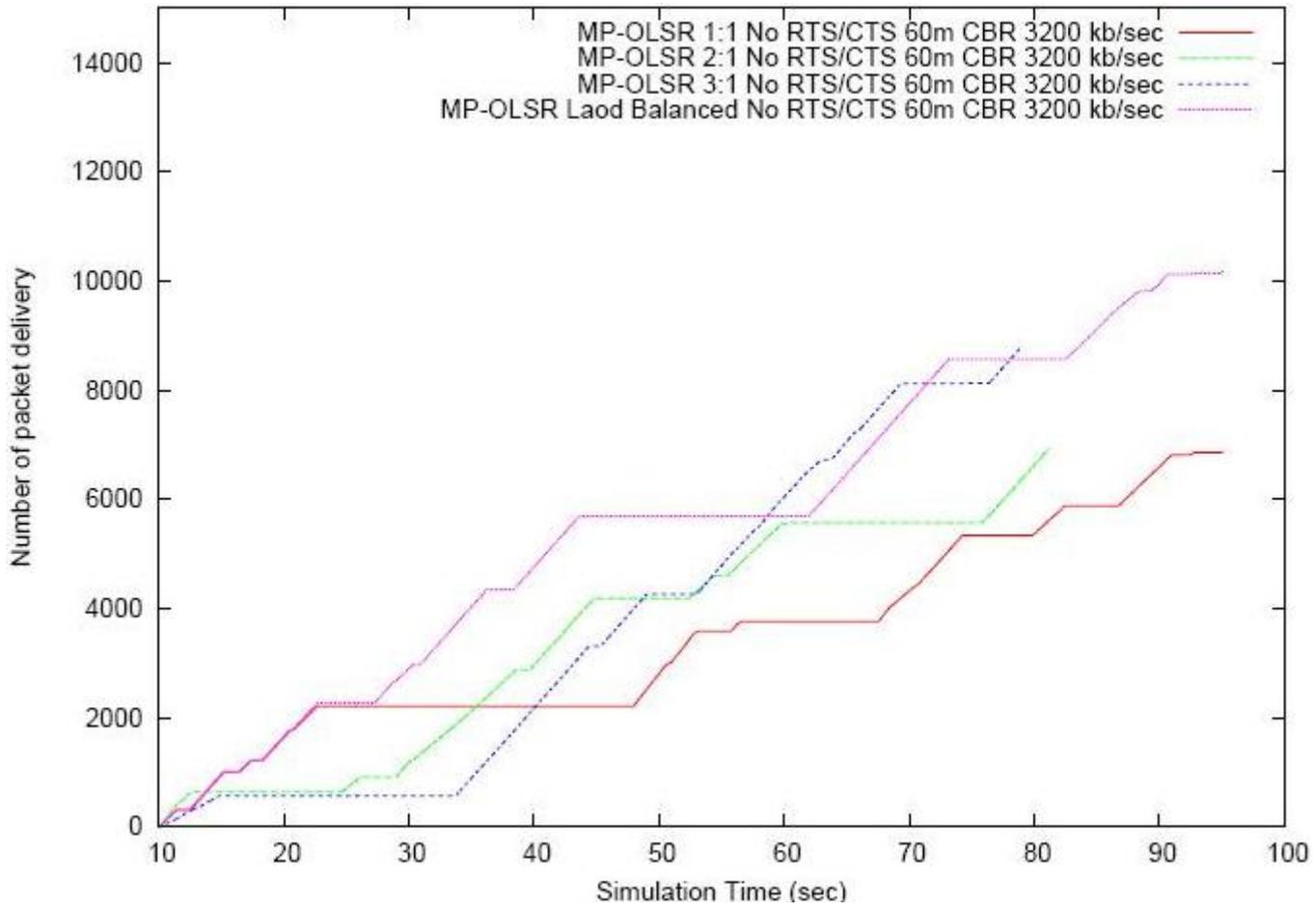
Dans la section suivante, nous proposons un modèle de distribution de charge capable d'adapter la proportion de trafic à affecter sur chaque chemin selon les conditions du réseau.



*Figure 5.7* — Scénario 2. Nombre de paquets reçus en fonction du temps de la simulation, le débit CBR est égal à 600 kb/s pour la stratégie de répartition optimale et les stratégies x :1.

## 5.4 Modélisation et proposition d'un mécanisme de partage de charge adaptatif dans les réseaux sans fil multi-sauts

Plusieurs travaux se sont intéressés à modéliser le routage MC avec des modèles de files d'attente comme dans [67] et [68]. Dans cette partie, nous présentons le modèle donné



**Figure 5.8** — Scénario 2. Nombre de paquet reçus en fonction du temps de la simulation, le débit du flux CBR est égal à 3,2 Mb/s pour la stratégie de répartition optimale et les stratégies x :1.

dans [67]. A partir de ce modèle, nous proposons un modèle pour le taux de pertes, que nous intégrons ensuite dans une loi de distribution adaptative du trafic.

### 5.4.1 Modélisation du routage multi-chemin

Le modèle proposé dans [67] suppose qu'il existe  $N$  chemins entre une paire source-destination composés d'un sous-ensemble de nœuds présents dans le réseau multi-saut (figure 5.10). Un chemin multi-saut  $j$  ( $j = 1 \dots N$ ) est composé de  $R_i$  nœuds intermédiaires.

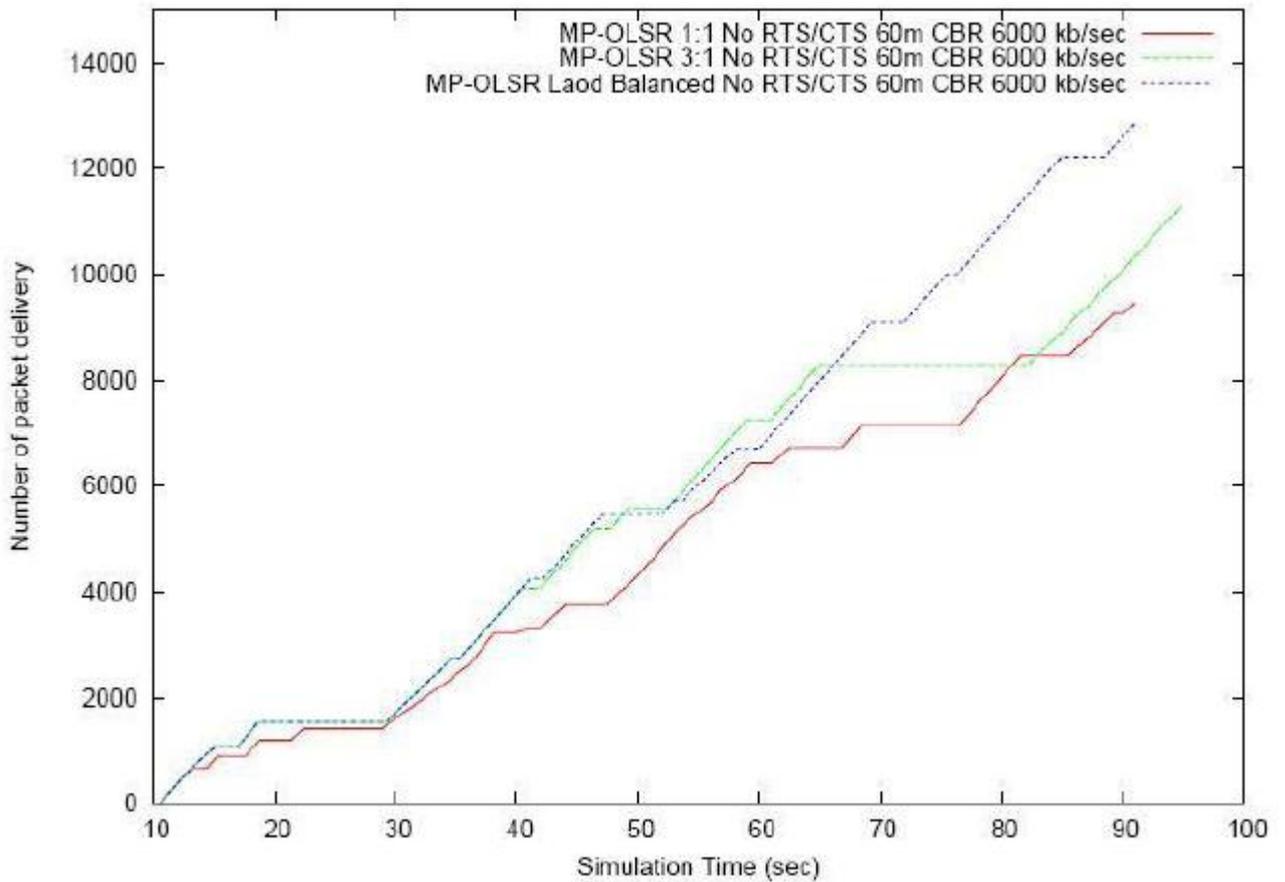


Figure 5.9 — Scénario 2. Nombre de paquets reçus en fonction du temps de la simulation, le débit du flux CBR est égal à 6 Mb/s pour la stratégie de répartition optimale et les stratégies x :1.

Chaque nœud est modélisé par une file d'attente M/M/1. Un chemin est donc modélisé par  $R_i$  files connectées de type M/M/1. On suppose qu'un flux est transmis entre la paire source-destination selon une loi de Poisson avec un taux d'arrivée moyen  $\lambda$ . Ce flux est subdivisé en sous-flux sur les  $N$  différents chemins multiples disjoints en parallèle et ces sous-flux suivront aussi une loi de distribution de Poisson  $\lambda_j$  ( $j = 1 \dots N$ ) ( $\lambda = \sum \lambda_j$ ). Notons  $\mu_{i,j}$  le taux de service de la  $R_i$ -ème file sur le chemin  $j$  et  $b_{i,j}$  le taux d'arrivée moyen du trafic de fond (trafic autre que le flux considéré) à la  $R_i$ -ème file.

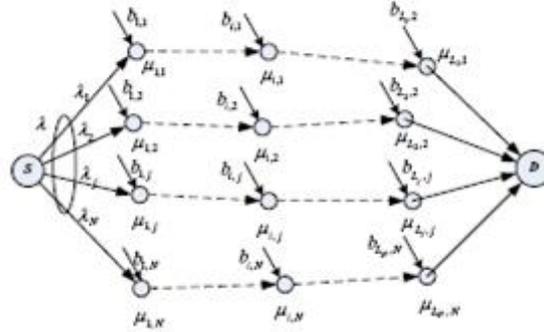


Figure 5.10 — Modèle du routage multi-chemin dans les réseaux sans fil multi-sauts [67].

### 5.4.2 Modélisation du délai de bout-en-bout et du taux de pertes dans un système multi-chemin

#### Modélisation du délai de bout-en-bout

D'après [67], en négligeant les temps de transmission et de propagation, le délai moyen de bout-en-bout sur le chemin  $j$  est égal à la somme des temps moyen de séjour dans les files intermédiaires du chemin :

$$D_j(\lambda_j) = \sum_{i=1}^{R_j} \frac{1}{\mu_{i,j}(1 - \rho_{i,j})} \quad (5.1)$$

où  $\rho_{i,j}$  est le taux d'utilisation de la  $i$ -ème file sur le chemin  $j$  et est calculé comme suit :

$$\rho_{i,j} = \frac{\lambda_j + b_{i,j}}{\mu_{i,j}} \quad (5.2)$$

Le temps moyen de séjour dans tout le système est défini comme suit :

$$D_{multi-chemin} = \frac{\sum_{j=1}^N D_j(\lambda_j)}{\lambda + \sum_{j=1}^N \sum_{i=1}^{R_j} b_{i,j}} \quad (5.3)$$

#### Modélisation du taux de perte

Nous proposons ici une modélisation simple du taux de pertes à partir du modèle décrit dans la section 5.4. Nous considérons que le lien  $i$  est de capacité  $C_i$  b/s et que les files d'attente sont de taille finie. Nous supposons qu'un nœud est en état de congestion

lorsqu'il doit acheminer plus que sa capacité. Donc le taux de pertes sur le lien  $i$  est exprimé comme suit :

$$PER_{i,j} = \frac{(\lambda_j + b_{i,j} - C_i)}{\lambda_j + b_{i,j}} \text{ si } \lambda_j + b_{i,j} > C_i ; = 0 \text{ sinon} \quad (5.4)$$

En supposant que les pertes de paquets se font indépendamment sur les différents liens, le taux de perte du  $j$ -ème chemin, noté  $PER_j$ , peut être exprimé comme suit :

$$PER_j = 1 - \prod_{i=1}^{R_j+1} (1 - PER_{i,j}) \quad (5.5)$$

### 5.4.3 Modélisation de la loi de distribution adaptative proposée

Dans cette partie, nous allons mettre au point un facteur de répartition du trafic. La proportion  $P_j$  du trafic partagé sur le chemin  $j$  correspond à :

$$P_j = \frac{\lambda_j}{\lambda} \quad (5.6)$$

Dans notre solution de routage avec équilibrage de charge, nous voulons être en mesure d'ajuster dynamiquement le ratio de partage entre l'ensemble des chemins sélectionnés en fonction de la charge courante. Différentes métriques de qualité de service reflètent la charge courante de chaque lien dans le réseau comme, par exemple, le délai de bout-en-bout et le taux de perte des paquets. L'estimation des délais dans les réseaux sans fil multi-sauts est difficile à mesurer à cause de la désynchronisation des horloges sur l'ensemble du réseau global. Plusieurs travaux de recherche ont été proposés pour étudier le problème de la synchronisation dans le réseau ad hoc [69]. Une idée très simple consiste à faire coexister le protocole de routage avec celui de la synchronisation. Malheureusement, cette solution est coûteuse en termes de bande passante et les horloges des mobiles risquent de ne pas converger. Nous optons, dans notre travail, pour une loi de distribution du trafic sur l'ensemble des  $N$  chemins en fonction du taux de perte.

Le trafic total envoyé par la source sur les  $N$  chemins est réparti selon le facteur de répartition  $P_j$ .  $P_j$  représente alors la probabilité de réception avec succès des paquets de données sur le chemin  $j$ . Nous pouvons exprimer  $P_j$  en fonction du taux de perte

(équation 5.5) dans l'équation suivante :

$$P_j = \frac{1 - PER_j}{\sum_{j=1}^N (1 - PER_j)} \quad (5.7)$$

D'après les équations 5.6 et 5.7, nous déduisons  $\lambda_j$  comme suit :

$$\lambda_j = \lambda \times \frac{1 - PER_j}{\sum_{j=1}^N (1 - PER_j)} \quad (5.8)$$

Nous nous basons sur ce facteur de répartition de trafic (équation 5.8) pour concevoir une variante MC de MP-OLSR ayant un mécanisme de distribution de charge autonome et continu. Ce mécanisme doit limiter le surcoût supplémentaire de contrôle en termes de mémoire et consommation de bande passante.

## 5.5 Equilibrage de charge adaptatif dans MP-OLSR

Dans cette partie, nous proposons une variante du protocole MP-OLSR qui offre un mécanisme de partage de charge adaptatif aux conditions réseau. Ce mécanisme permet d'ajuster la quantité du trafic à affecter à chaque chemin en s'adaptant à son état courant. Dans notre proposition, l'état courant est déterminé en fonction du taux de perte comme nous l'avons défini dans la section 5.4.3. Nous proposons un mécanisme de détection de perte que nous intégrons dans le protocole MP-OLSR.

### 5.5.1 Mécanisme de détection de perte

Comme évoqué dans le chapitre 2, la majorité des algorithmes de routage mono- et multi-chemin se base sur la métrique du nombre de sauts. Cette métrique n'est pas toujours la plus adaptée car elle ne considère pas la qualité des liens. Les études sur les métriques reflétant la qualité des liens dans les réseaux sans fil multi-sauts présentent une large thématique de recherche cite79. Nous avons en particulier décrit plusieurs métriques de ce type dans le chapitre 2, parmi lesquelles ETX et ETT. Un inconvénient de ces métriques est qu'elles reposent sur l'envoi de sondes. QOLSR propose une version d'OLSR qui tient compte de multiples métriques [70]. Ces métriques concernent la bande passante et le délai. Les mesures de délai sur un lien entre deux nœuds voisins sont réalisées via les messages HELLO en supposant que le réseau est synchrone. Le délai d'un chemin est déterminé par la somme des délais sur ces liens. La bande passante sur

un lien est mesurée en fonction de son utilisation et de sa capacité. Les auteurs incluent ces métriques dans chacune des entrées (correspondant à chaque destination) de chaque table de routage. La sélection des chemins est établie, par la suite, avec une approche multi-métrique. Cette approche consiste à trouver d'abord les chemins avec une bande passante maximale. Ensuite, si les deux chemins trouvés présentent une même valeur de bande passante alors le chemin avec le délai minimum est retenu.

Dans ce travail, nous proposons un schéma passif de détection de perte des paquets basé sur l'échange des paquets de contrôle du routage proactif OLSR afin d'éviter les messages de signalisation supplémentaires et le besoin d'une synchronisation des nœuds. L'estimation proposée sur les pertes de paquets est basée sur les paquets HELLO reçus et sur la fréquence d'envoi de ces paquets. En effet, l'échange des messages HELLO entre deux nœuds voisins permet d'estimer les probabilités de pertes dans les deux sens sur ce lien.

Chaque nœud envoie périodiquement des messages HELLO à chaque intervalle de temps HELLO\_INTERVAL. Afin d'éviter le problème de synchronisation des transmissions, chaque nœud doit soustraire un temps (*Jitter*) de HELLO\_INTERVAL. Ce temps est généré aléatoirement pour chaque message HELLO généré. L'intervalle de génération devient  $HELLO\_INTERVAL\_COURANT = HELLO\_INTERVAL - Jitter$ . Pour simplifier l'estimation, nous choisissons  $Jitter = MAXJITTER/2$ .

Puisque les messages HELLO sont envoyés en mode broadcast local, alors ils ne sont pas acquittés, ni retransmis. Chaque nœud compte, pour chacun de ses voisins, le nombre de messages HELLO reçus dans une fenêtre de  $w$  secondes. À chaque instant  $t$ , la probabilité de perte  $PER_{lien}$  sur un lien est estimée comme :

$$PER_{lien}(t) = \frac{count(t-w, t)}{\frac{w}{HELLO\_INTERVAL - \frac{MAXJITTER}{2}}} \quad (5.9)$$

où

- $count(t-w, t)$  est la différence entre le nombre des messages HELLO envoyés dans un intervalle de temps  $w$  et le nombre de messages HELLO reçus.
- $w$  divisé par  $(HELLO\_INTERVAL - MAXJITTER/2)$  représente le nombre total des messages HELLO qui doivent être reçus durant la fenêtre d'observation  $w$ .

Ce calcul est effectué en local par chaque nœud dans le réseau, puisque chaque nœud  $x$  calcule le taux de perte du lien  $(x,y)$  avec chacun de ses voisins  $y$  suite à la réception des messages HELLO. Ce taux de perte reflète la qualité du lien dans le sens de transmission

de y vers x. Afin de lisser les mesures réalisées sur le taux de pertes, nous appliquons une moyenne glissante exponentielle pondérée sur ce paramètre avec le taux de perte sur un lien donné en fonction du taux de perte déterminé durant l'observation w courante à l'instant t et celui déterminé durant l'observation w précédente à t-1, comme l'indique l'équation suivante :

$$PER_{lien} = \alpha PER_{lien}(t) + (1 - \alpha) PER_{lien}(t - 1) \quad (5.10)$$

Dans la table de topologie, le taux de perte est ajouté comme un poids à chaque lien entre le tuple de topologie des nœuds destination et précédent correspondants. Cette information est ensuite échangée via les messages TC (qui font donc l'objet d'une extension pour pouvoir véhiculer cette information) afin d'être propagée dans tout le réseau. Par conséquent, les nœuds du réseau vont avoir une vue de la topologie réseau incluant le taux de perte associé à chaque lien dans un seul sens de communication. Nous expliquons dans le paragraphe suivant comment les taux de perte aller/retour sur les liens sont déterminés pour calculer le taux de perte de chacun des chemins. Notons, qu'avec cette information, l'algorithme de routage peut aussi calculer les chemins avec un taux de perte minimum au lieu du nombre de sauts minimum. L'algorithme MP-Dijkstra, dans ce cas, sera configuré pour choisir les chemins avec un taux de perte minimum.

Un avantage de ce mécanisme de détection de perte est qu'il n'utilise pas des messages de signalisation supplémentaires pour calculer et échanger l'information sur le taux de perte, comparé à la métrique ETX par exemple.

### 5.5.2 Mécanisme d'équilibrage de charge

Dans cette partie, nous intégrons, dans MP-OLSR, le facteur de répartition comme défini par l'équation 5.8. Pour déterminer la charge  $\lambda_j$  à attribuer au chemin j, nous nous basons sur le taux de perte estimé sur le chemin j ( $PER_j$ ). La source peut déduire le taux de perte de chaque chemin à l'aide des mécanismes du routage à la source employés par la version MP-OLSR par défaut. En effet, à partir de la connaissance du taux de pertes sur chaque lien dans un seul sens de communication, elle peut déterminer le taux de pertes aller/retour sur chaque lien en le calculant de la façon suivante :  $p_{lien} = 1 - (1 - p_{lien-aller})(1 - p_{lien-retour})$ . Une fois les taux de pertes aller/retour déterminés sur les liens, elle peut déterminer le taux de pertes d'un chemin. Une fois les taux de pertes des chemins multiples calculés, la source peut déterminer sa loi de distribution  $\lambda_j$  selon

l'équation 5.8 pour les différents chemins utilisés.

Dans le paragraphe suivant, nous allons évaluer les performances de cette proposition, notée LB-MP-OLSR.

## 5.6 Evaluation de performances de la solution LB-MP-OLSR

Nous intégrons le mécanisme de partage de trafic proposé dans le protocole MP-OLSR par défaut sous NS-2. Nous évaluons les performances du protocole proposé LB-MP-OLSR et nous le comparons à MP-OLSR en termes de surcoût induit dans le réseau, de débit moyen, de taux de pertes et de taux de déséquence. La méthode de calcul de ces métriques est détaillée dans le chapitre 3.

### 5.6.1 Paramètres de simulation

Nous simulons le scénario de la topologie doublement chaînée (figure 3.4). En revanche, nous abaissons la capacité du canal de transmission à 2 Mb/s afin de générer plus rapidement des états de congestion avec le flux CBR injecté. Ce scénario s'avère intéressant pour vérifier le comportement de la nouvelle variante LB-MP-OLSR avec un mécanisme d'équilibrage de charge dynamique dans un réseau congestionné. Nous choisissons une fenêtre d'observation  $w$  de 4 s pour déterminer le taux de pertes par lien. Cette taille de fenêtre permet d'être réactif à l'état courant du réseau.

Dans LB-MP-OLSR, la charge du trafic CBR est répartie sur chaque chemin  $j$  selon le facteur  $\lambda_j$  défini par l'équation 5.8. Dans les figures, MP-OLSR par défaut correspond à la répartition 1 :1.

### 5.6.2 Résultats de simulation

La figure 5.11 montre les résultats du débit moyen (calculé sur la durée de la simulation) en fonction du débit du trafic CBR. On voit que les débits moyens sont améliorés avec LB-MP-OLSR comparé à MP-OLSR où les paquets sont distribués selon la stratégie 1 :1 ou la stratégie 3 :1. Ce mécanisme de partage de charge dynamique en fonction de la qualité du lien a permis d'alléger la congestion.

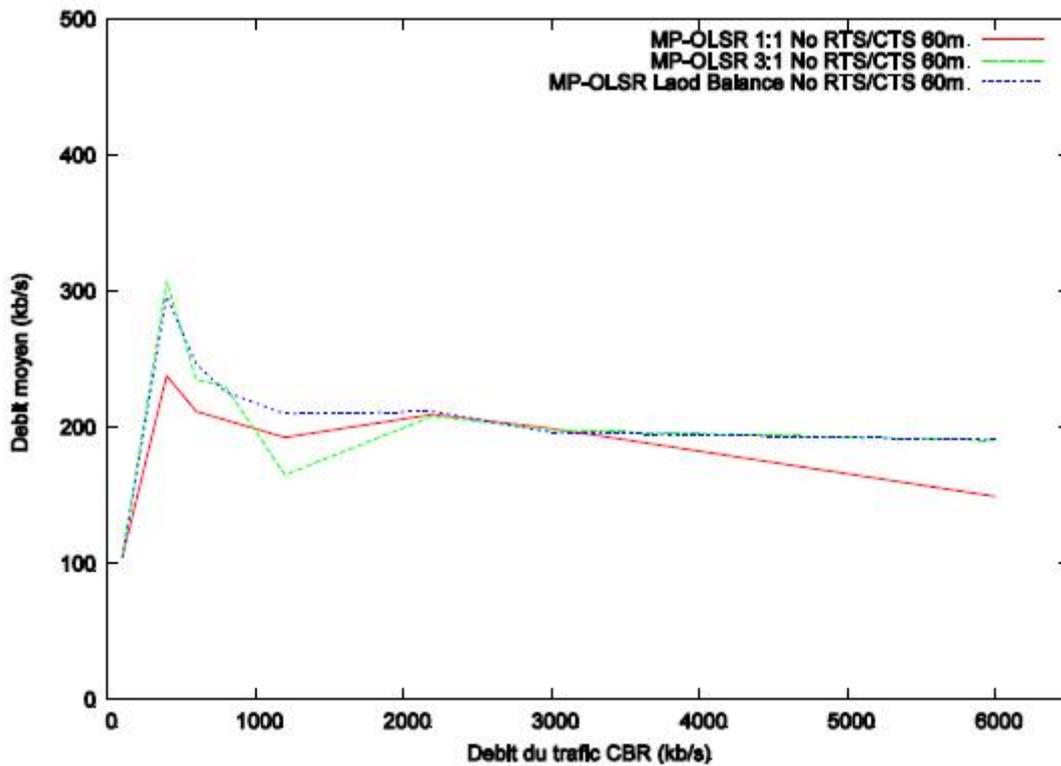


Figure 5.11 — Débit moyen en fonction du débit du trafic CBR pour les protocoles MP-OLSR avec les stratégies x :1 et LB-MP-OLSR.

D'après la figure 5.12, le taux de perte est aussi réduit, par la solution LB-MP-OLSR, de l'ordre de 3 à 10% par rapport à la version par défaut de MP-OLSR pour des débits du trafic CBR supérieur à 1 Mb/s.

Nous avons évalué la charge supplémentaire de routage induite par la stratégie de répartition de charge dynamique. La figure 5.13 montre que le surcoût induit par le protocole MP-OLSR par défaut est légèrement supérieur à celui de LB-MP-OLSR. LB-MP-OLSR réduit le surcoût du routage de l'ordre de 1 à 2% par rapport à la version par défaut de MP-OLSR pour des débit supérieurs à 1 Mb/s. Ceci met en évidence l'intérêt d'un mécanisme de détection de pertes n'utilisant aucun messages de contrôle additionnels.

La figure 5.14 montre le taux de déséquencement obtenu sur ce scénario. Nous observons que ce taux est fortement réduit par LB-MP-OLSR comparé aux autres stratégies x :1. Lorsque le débit du trafic augmente, le taux de déséquencement devient significatif pour MP-OLSR, en particulier pour la stratégie de répartition 1 :1 (MP-OLSR par

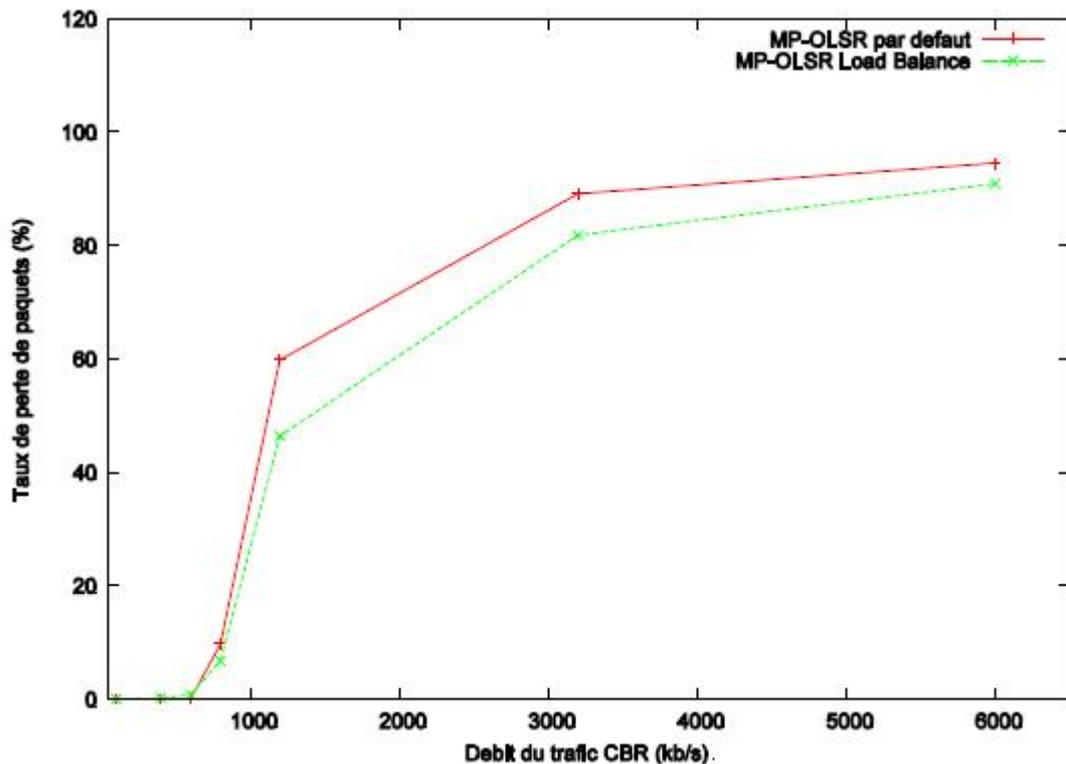


Figure 5.12 — Taux de perte en fonction du débit du trafic CBR pour les protocoles MP-OLSR par défaut et LB-MP-OLSR.

défaut). LB-MP-OLSR permet de réduire le taux de déséquilibrage de la distribution 1 :1 de 4 à 12% pour des valeurs de débit du flux CBR supérieures à 1 Mb/s. Nous pouvons noter que LB-MP-OLSR ne génère pas de déséquilibrage quand le débit du trafic applicatif est inférieur à 1 Mb/s, tandis que pour un débit plus élevé, il génère un faible taux qui ne dépasse jamais 0.5%. La majorité des paquets arrivent donc à la destination dans l'ordre de leur envoi. Ce résultat est intéressant en pratique pour des applications sensibles au reséquilibrage de paquets comme par exemple la VoIP [71], ou même pour le protocole TCP qui peut interpréter le déséquilibrage comme un signe de congestion [39], ce qui peut alors entraîner une dégradation des performances.

Nous avons aussi testé ce scénario avec une zone de détection de porteuse égale à 60m et une capacité de canal égale à 11 Mb/s. Les résultats de débit moyen sont donnés dans la figure 5.15. Ils montrent que LB-MP-OLSR obtient un débit moyen plus élevé que MP-OLSR par défaut dès que le débit du flux CBR est supérieur à 1 Mb/s. La différence de débit entre les deux approches est de l'ordre de 400 kb/s pour un débit du flux CBR

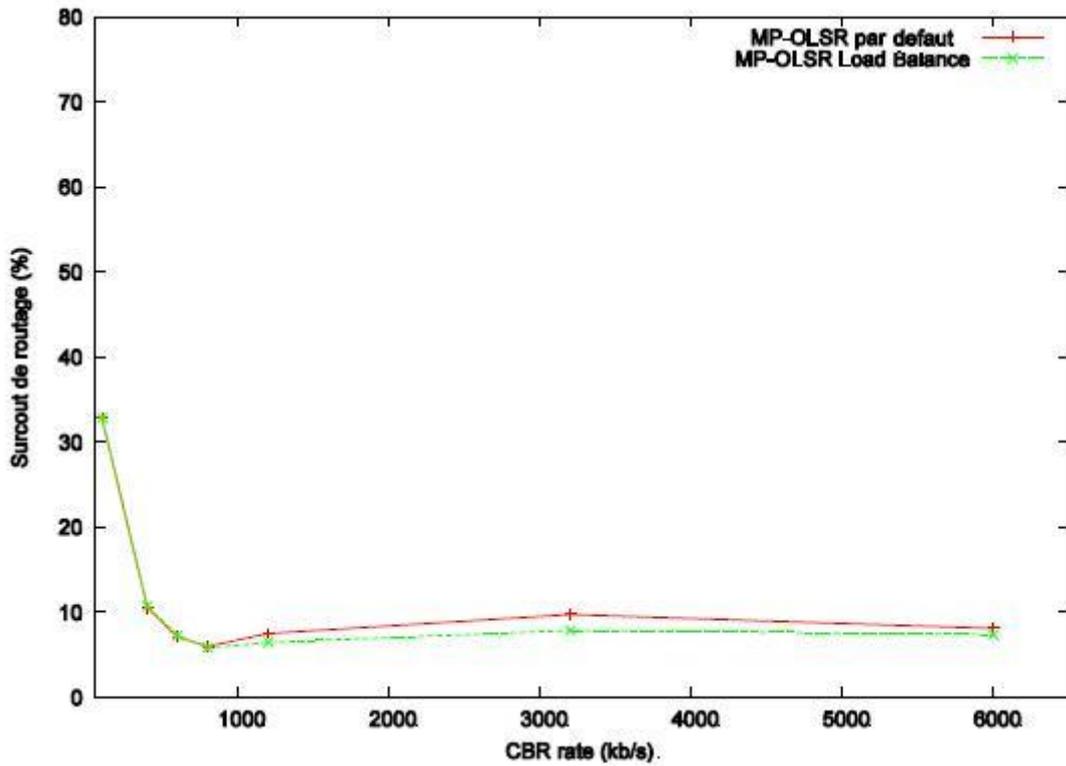


Figure 5.13 — Coût de routage en fonction du débit du trafic CBR pour les protocoles MP-OLSR par défaut et LB-MP-OLSR.

de 3.2 Mb/s.

## 5.7 Conclusion

Dans ce chapitre, nous nous sommes intéressés aux protocoles de routage MC qui distribuent les données sur les chemins multiples. Nous avons discuté des travaux qui se sont intéressés à la problématique de l'utilisation conjointe du routage MC et du mécanisme d'équilibrage de charge. La majorité de ces travaux n'utilise pas une loi de distribution dynamique associée à l'état du réseau. Nous avons justifié, dans ce travail, via des tests de simulation, la nécessité d'une répartition adaptative aux conditions réseaux

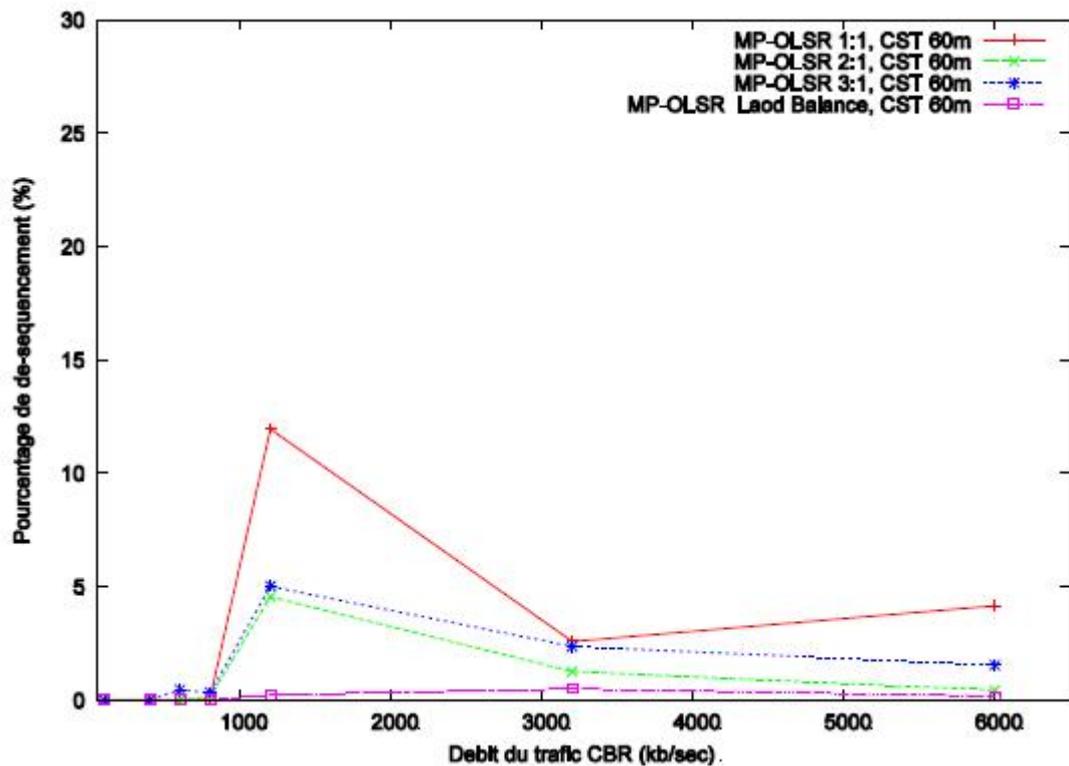


Figure 5.14 — Taux de déséquencement en fonction du débit du trafic CBR pour les protocoles MP-OLSR avec les stratégies  $x:1$  et LB-MP-OLSR.

pour améliorer les performances. A partir d'une modélisation du routage MC, nous avons défini un nouveau mécanisme de partage de charge qui se base sur le taux de perte de bout-en-bout. Nous avons choisi le critère du taux de perte puisqu'il semble plus simple à déterminer que le délai dans cet environnement réseau où la synchronisation reste problématique. Nous avons proposé un mécanisme de détection de perte ainsi qu'un facteur de partage de charge qui a été intégré par la suite dans le protocole MP-OLSR. Le mécanisme de détection de perte permet de signaler les situations de congestion ou de dégradation de la qualité d'un lien au cours de la transmission des données. Nous obtenons, par conséquent, une nouvelle variante de MP-OLSR, notée LB-MP-OLSR, avec un mécanisme d'équilibrage de charge adaptatif à la qualité des chemins. Les résultats de

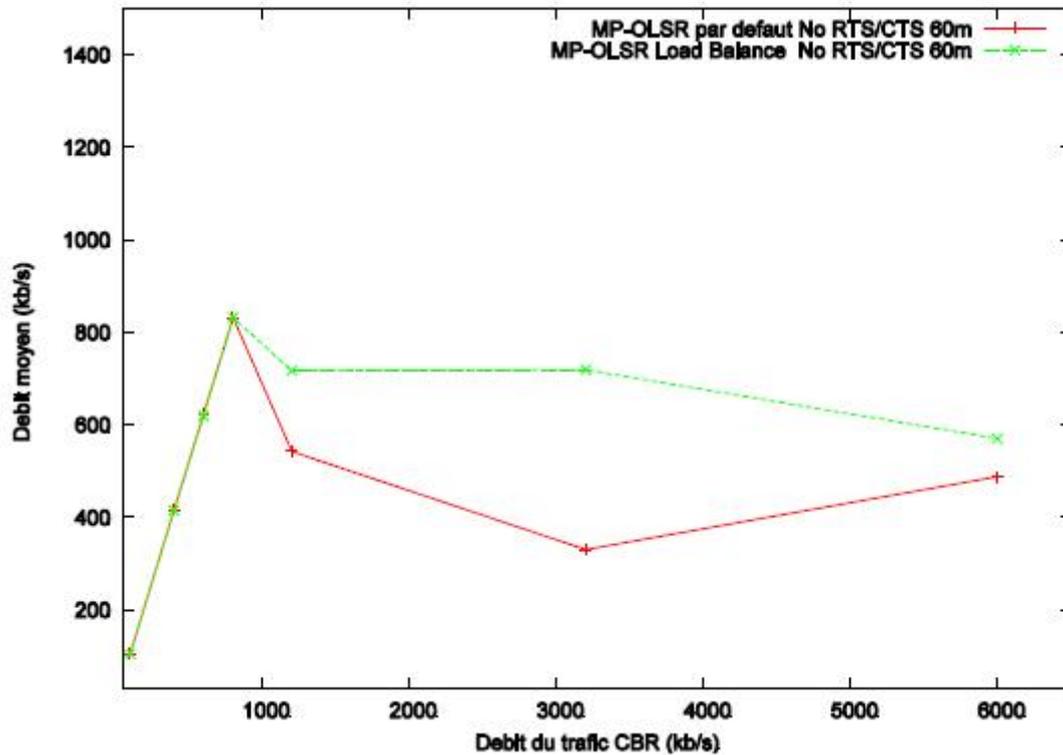


Figure 5.15 — Débit moyen en fonction du débit du trafic CBR pour les protocoles MP-OLSR par défaut et LB-MP-OLSR avec une capacité de canal de 11 Mb/s.

simulation montrent que le nouveau protocole multi-chemin LB-MP-OLSR améliore le débit moyen et le taux de pertes en comparé à MP-OLSR par défaut et avec différentes répartitions statiques. Cette solution permet d'alléger la congestion et de mieux utiliser les ressources disponibles dans le réseau. Cette approche a aussi permis de diminuer l'arrivée en désordre des paquets à la destination. Notre solution présente donc de meilleurs résultats en termes de performance sans induire un surcoût de routage supplémentaire.

---

# 6 Conclusions et perspectives

## 6.1 Conclusion

Les réseaux sans fil multi-sauts offrent plus de flexibilité que les réseaux filaires grâce à leur nature décentralisée et dynamique. Cependant, ils sont souvent caractérisés par de modestes ressources et des changements rapides de topologie. Les techniques de routage doivent alors être adaptées aux caractéristiques de ces réseaux. Les problèmes de la distribution de charge non équilibrée dans le réseau et de la faible tolérance aux pannes font partie des problèmes souvent reprochés à ces solutions de routage. Le routage multi-chemin (MC) semble être une solution efficace pour palier ces problèmes de congestion et de non résistance aux défaillances.

C'est dans cet objectif que s'inscrivent les travaux de cette thèse. Nous avons commencé ces travaux par une étude des principales solutions MC dans les réseaux sans fil multi-sauts présentées dans la littérature et avons donné une taxonomie des différents protocoles de routage selon leur principe de découverte de chemins. L'état de l'art détaillé sur les différentes stratégies MC existantes nous a permis de dégager les besoins exprimés par ces dernières et aussi de faire une comparaison entre celles-ci. Cette étude nous a aidés à analyser les différents enjeux et défis posés par une stratégie MC durant chacune de ses phases (découverte des chemins, maintenance de chemins et allocation du trafic).

L'indépendance des chemins figure parmi l'une des propriétés importantes pour la performance du routage MC en particulier dans le cas où les chemins sont utilisés simultanément pour la transmission des données. Cette indépendance peut être vérifiée au niveau du graphe induit par le réseau de communication ou au niveau radio afin de

limiter les interférences et d'augmenter les communications en parallèle dans le réseau.

Par la suite, nous avons choisi, pour notre étude, une extension MC du protocole OLSR, appelée MP-OLSR. Cette solution nous a semblé adaptée aux besoins des infrastructures à coût réduit qui intéressent notamment un opérateur comme Orange. Nous avons évalué ses performances sous divers scénarios. Par exemple, nous nous sommes intéressés à l'impact de différentes répartitions de charge, des ruptures de route et de différents choix dans les chemins multiples. Ces tests d'évaluation ont été effectués avec le simulateur réseau NS-2. L'analyse des résultats de simulation nous a amenés à mettre en évidence deux principaux problèmes dans la solution MP-OLSR : i) la réactivité du protocole de routage MC suite à des ruptures de route et ii) la stratégie de répartition des données sur les chemins multiples.

Afin d'offrir au protocole de routage MC plus de réactivité face à une panne sur un chemin, nous avons identifié dans un premier temps la nécessité de mettre en place des techniques de réparation de pannes. Nous avons étudié les différents délais de rétablissement suite à une rupture du lien pour les protocoles OLSR et MP-OLSR. Cette étude a montré que ce temps de latence n'est pas négligeable et est incompatible avec les applications sensibles au délai. Nous avons proposé trois nouvelles techniques de réparation de pannes, dénommées FTC, RE et DR, la dernière solution étant spécifique à MP-OLSR. Les résultats de simulation montrent que RE assure la meilleure vitesse d'autoréparation pour OLSR et induit un surcoût de routage limité dans une topologie plus générique en présence de mobilité par rapport à FTC. Pour MP-OLSR, ces techniques diminuent les temps de rétablissement d'une route et réduisent le taux de perte des flux transmis en comparaison avec MP-OLSR par défaut. La combinaison du mécanisme de rétablissement de route par défaut du protocole MP-OLSR avec celui de la ré-émission des données (DR) permet d'éviter le rejet des paquets de données et l'envoi des messages de contrôle supplémentaires. Par conséquent, DR présente les meilleurs résultats en termes de performance. Les différentes techniques proposées atteignent différents compromis en termes de surcoût de contrôle et de temps de rétablissement.

Enfin, nous nous sommes intéressés aux protocoles de routage MC qui distribuent les données sur les chemins multiples. Dans ce contexte, nous avons discuté des travaux qui se sont intéressés à la problématique de l'utilisation conjointe du routage MC et du mécanisme d'équilibrage de charge. La majorité de ces travaux n'utilise pas une loi de distribution dynamique associée à l'état du réseau. Nous avons justifié, dans ce travail, via des tests de simulation, la nécessité d'une répartition adaptative aux conditions réseaux

pour améliorer les performances. A partir d'une modélisation du routage MC, nous avons défini un nouveau mécanisme de partage de charge qui se base sur le taux de perte de bout-en-bout. Nous nous sommes basés sur ce dernier modèle pour proposer un mécanisme de détection de perte ainsi qu'un facteur de partage de charge qui a été intégré par la suite dans le protocole MP-OLSR. Le mécanisme de détection de perte permet de signaler les situations de congestion ou de dégradation de la qualité d'un lien au cours de la transmission des données. Par conséquent, la nouvelle variante de MP-OLSR proposée, notée LB-MP-OLSR, se base sur un mécanisme d'équilibrage de charge adaptatif à la qualité des chemins. Les résultats de simulation montrent que le nouveau protocole MC LB-MP-OLSR améliore le débit moyen et le taux de pertes en comparé à MP-OLSR par défaut et avec différentes répartitions statiques. Cette solution permet d'alléger la congestion et de mieux utiliser les ressources disponibles dans le réseau. Cette approche a aussi permis de diminuer l'arrivée en désordre des paquets à la destination. Notre solution présente donc de meilleurs résultats en termes de performance sans induire un surcoût de routage supplémentaire.

## 6.2 Perspectives

Dans la continuité du travail présenté, nous pourrions approfondir notre étude afin d'exploiter le comportement d'une solution multi-chemin qui combine les techniques de réparation de pannes DR et l'équilibrage de charge LB. Ce travail nécessite encore plusieurs tâches à faire comme, par exemple, concevoir comment la source peut mettre à jour sa loi de distribution quand elle est informée d'une rupture sur un chemin.

D'autres formes de scénarios sont à considérer pour les travaux futurs pour évaluer le délai induit par les différentes stratégies de réparation de pannes et analyser l'impact du délai sur les paquets réémis par la stratégie MP-OLSR\_DR une fois les exigences de qualité de services applicatives connues.

La solution LB-MP-OLSR proposée permet de minimiser le taux de déséquencement des paquets dans les conditions de nos tests de simulation. Il reste à voir ce qu'elle peut apporter en pratique en termes de performance pour différents types d'applications.

Une autre perspective intéressante consiste en l'étude d'une utilisation conjointe de notre solution LB-MP-OLSR à la technique MDC. Un premier problème est de déterminer le nombre de descriptions par chemin selon le nombre de paquets calculé par notre loi de

distribution à la source.

Nous comptons aussi étendre nos travaux à des réseaux où les nœuds sont multi-interfaces multi-radios. L'approche multi-chemin semble prometteuse étant donné la possibilité d'acheminer les données simultanément sur des canaux multiples. Pour pouvoir mettre en œuvre le transfert parallèle des données sur des chemins multiples, il faut sélectionner les chemins en se basant sur des métriques multi-radios évitant les interférences. De telles métriques vont permettre de trouver comment déterminer les chemins les plus indépendants possibles entre eux. Pour cela il faut :

- collecter les informations sur les différents nœuds comme le nombre d'interfaces par nœud, la liste de ses canaux de réception et d'émission/interface, la liste de ses voisins, la liste des canaux déjà utilisés par ses voisins, la liste des canaux communs, etc.,
- insérer plusieurs informations utiles supplémentaires dans les paquets de contrôle lors de la découverte des chemins (interface, canal, etc.),
- éviter d'avoir un nœud commun entre deux chemins avec les mêmes interfaces et utilisant les mêmes canaux pour l'émission et la réception,
- faire en sorte que les nœuds interfèrent le moins possible. Même si deux chemins ont des liens dépendants, il faut vérifier par la suite que pour chacun des chemins les canaux sont différents. Dans le travail de thèse [21], l'auteur propose un mécanisme de contrôle de puissance de transmission pour qu'un nœud ne perturbe pas la transmission de ses voisins.

---

# Bibliographie

- [1] Z. Ye, S. V. Krishnamurthy, S. K. Tripathi, "A framework for reliable routing in mobile ad hoc networks", IEEE INFOCOM 2003.
- [2] M. K. Marina et S. R. Das, "On-demand Multipath Distance Vector Routing in Ad hoc Networks", in Proceedings of the International Conference for Network Procotols (ICNP), pages 14-23, 2001.
- [3] Vivek K. Goyal, "Multiple description coding : Compression meets the network", IEEE Signal Processing Magazine, pages 74-93, Septembre 2001.
- [4] S. J. Lee et M. Gerla, "Split multipath routing with maximally disjoint paths in ad hoc networks", Proceedings of the IEEE International Conference on Communications (ICC), volume 10, pages 3201-3205, Juin 2001.
- [5] H. Gharavi, "Multichannel mobile ad hoc links for multimedia communications", In Proceedings of the IEEE, volume 96, pages 77 - 96, Janvier 2008.
- [6] S. Das, C. Perkins et E. Royer, "Ad hoc On Demand Distance Vector (AODV) Routing", IETF RFC 3561, Juillet 2003.
- [7] R. Leung, J. Liu, E. Poon, A. Chan and B. Li, "MP-DSR : A QoS-Aware Multi-Path Dynamic Source Routing Protocol for Wireless Ad-Hoc Networks", In Proc. of the 26th IEEE Annual Conference on Local Computer Networks (LCN 2001), pp. 132-141, Novembre, 2001.
- [8] D. Johnson, D. A. Maltz, Y. Hu, "The Dynamic Source Routing Protocol for Mobile Ad hoc Networks (DSR)", n : Experimental RFC 4728, IETF MANET Working Group, Féfrier 2007.
- [9] J.Yi, E.Cizeron, S.Hamma, B.Parrein, "Simulation and Performance Analysis of MP-OLSR for Mobile ad-Hoc Networks", IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC 2008), Page(s) : 2235 - 2240, 2008.

- 
- [10] P. Jacquet et T. Clausen, "Optimized Link State Routing Protocol (OLSR) ", IETF RFC3626, Octobre 2003.
  - [11] Shiwen M., Y. T. Hou, H. D. sherali, S.F. Midkiff, "Multimedia-Centric Routing for Multiple Description Video in Wireless Mesh Networks", in *Network, IEEE*, Volume 22, Issue 1, Janvier-Février 2008.
  - [12] R. Krishnan et J.A. Silvester, "Choice of Allocation Granularity in Multipath Source Routing Schemes", *Proceedings of IEEE INFOCOM'93*, San Francisco. CA. Mar. 1993, pp. 322-329.
  - [13] L. Wang, Y. Shu, Z. Zhao, L. Zhang et O. Yang, "Load Balancing of Multipath Source Routing in Ad hoc Networks", *Proceedings of IEEE ICC'02*, Avril2002.
  - [14] D. De Couto, D. Aguayo, J. Bicket, et R. Morris, "High-throughput path metric for multi-hop wireless routing", In *ACM MOBICOM*, 2003.
  - [15] R. Draves, J. Padhye, and B. Zill, "Routing in Multi-radio, Multi-hop Wireless Mesh Networks" in *proceedings of the ACM MobiCom*, Septembre 2004.
  - [16] Weirong Jiang, Zhiming Zhang, et Xiaofeng Zhong, "High throughput routing in large-scale multi-radio wireless mesh networks", In *IEEE WCNC*, 2007.
  - [17] Y. Yang, J. Wang, and R. Kravets, "Designing routing metrics for mesh networks", *IEEE Workshop on Wireless Mesh Networks (WiMesh)*, Septembre 2005.
  - [18] J. Wang, Y. Yang, R. Kravets, "Interference-aware Load Balancing for Multihop Wireless Networks", *Tech Rep. UIUCDCS-R-2005-2526*, 2005.
  - [19] Shouyi Yin et al., "Taffic-aware Routing for Real Time Communications in Wireless Multi-hop Networks", *IEEE International Conference on Sensor Networks, Ubiquitous, and Trustworthy Computing*, 2006.
  - [20] S Mueller, P. Tsang, and D Ghosal, "Multipath Routing in Mobile Ad hoc Networks : Issues and Challenges ", *Performance Tools and Applications to Networked Systems (2004)*, pp. 209-234 .
  - [21] Carine Thoma, "Routage et contrôle de puissance dans les réseaux ad hoc, multi-interfaces et multi-canaux" ; mémoire de thèse de doctorat, Décembre 2008.
  - [22] Salma Ktari, Houda Labiod, Mounir Frikha, "Load Balanced Multipath Routing in Mobile Ad hoc Network", *10th IEEE International Conference on Communication systems (ICCS)*, Singapore, 06.

- 
- [23] A. Darehshoorzadeh, N.T. Javan, M. Dehghan , M. Khalili, "LBAODV : A New Load Balancing Multipath Routing Algorithm for Mobile Ad hoc Networks", Telecommunication Technologies 2008 and 2008 2nd Malaysia Conference on Photonics (6th National Conference), Putrajaya Août 2008.
- [24] A. Khetrapal, "Routing Techniques for Mobile Ad Hoc Networks Classification and Qualitative/Quantitative Analysis", ICWN, pages 251-257, 2006.
- [25] G. Parissidis, V. Lenders, M. May, and B. Plattner, "Multi-path routing protocols in wireless mobile ad hoc networks : A quantitative comparison", NEW2AN, 2006.
- [26] X. Zhou, Y.Lu, B. Xi, "A novel routing protocol for ad hoc sensor networks using multiple disjoint paths", 2nd IEEE international Conference on Broadband Networks, Boston, Octobre 2005.
- [27] M. Sniedovich, "Dijkstra's algorithm revisited : the dynamic programming connexion", Journal of Control and Cybernetics, pages599-620, 2006.
- [28] Agarwal, J. Padhye, V. Padmanabhan, L. Qiu, A. Rao, and B. Zill, "Estimation of Link Interference in Static Multihop Wireless Networks", in ACM Internet Measurement Conference (IMC), 2005.
- [29] S.Jiang, D.He and J.Rao, "A Prediction-based Link Availability Estimation for Mobile Ad Hoc Networks", INFOCOM, pages 1745-52, 2001.
- [30] A.B.MacDonald and T.F.Znati,"Amobility-Based Framework", IEEE Journal on Selected Areas in Communications, August 1999.
- [31] A.B.MacDonald and T.F.Znati, "A Path Availability Model for Wireless Ad Hoc Networks", Proceedings of IEEE Wireless Communications and Networking Conference, 1999.
- [32] W. Hamdach, "QoS for Video Transmission over Wireless Ad-hoc Networks", Master Thesis, University of Nantes, 2010.
- [33] Mao Kun, Yu Jingdong, Ren Zhi, "The Research and Simulation of Multipath.OLSR for Mobile Ad hoc Network", Proceedings of ISCIT, 2005.
- [34] A. Qayyum, A. Laoutiti, L. Viennot, "Multipoint relaying technique for flooding broadcast messages in mobile wireless networks," in HICSS : Hawaii International Conference on System Sciences, (Hawaii, USA), January 2002.

- [35] T. Clausen, P. Minet, C. Perkins, "Multipoint Relay Flooding for Manets," draft-perkinsmanet- mprf-00.text, IETF : The Internet Engineering Task Force, February 2004.
- [36] E.W. DIJKSTRA, "A Note en two Problems in Connection with Graphs," in Num. math, vol. 1, pp. 269-271, 1959.
- [37] Zhenqiang Ye, Srikanth V. Krishnamurthy, Satish K. Tripathi, "A routing framework for providing robustness to node failures in mobile ad hoc networks", Ad Hoc Networks, 2 :87-107, 2004.
- [38] Chen L., Heinzelman W. B., "A survey of routing protocols that support qos in mobile ad hoc networks", IEEE Network, pages 30-3, 2007.
- [39] S.Kandula, D. Katabi, S. Sinha, A. Berger, "Dynamic Load Balancing Without Packet Reordering", ACM SIGCOMM Computer Communication, Volume 37, April 2007.
- [40] C.E. Perkins and P. Bhagwat. Highly dynamic destination-sequenced distance-vector routing (DSDV) for mobile computers. ACM SIGCOMM Computer Communication Review, 24(4) :234-244, 1994.
- [41] P.J.B. King, A. Etorban, and I.S. Ibrahim, "A DSDV-based multipath routing protocol for mobile ad-hoc networks", In in The 8th Annual PostGraduate Symposium on The Convergence of Telecommunications, Networking and Broadcasting, pages 93-98, The School of Computing and Mathematical Sciences, Liverpool John Moores University, 2007.
- [42] A. Etorban, P.J.B. King, and P. Trinder, "A Performance Comparison of MDSDV with AODV and DSDV Routing Protocols", In UK Performance Engineering Workshop 2009, pages 144-155, July 2009.
- [43] Z. Wang and J. Crowcroft, "Quality of service routing for supporting multimedia applications," in IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol. 14, pp. 1228-1234, September 1996.
- [44] Vivek K. Goyal, "Multiple description coding : Compression meets the network", IEEE Signal Processing Magazine, pages 74-93, Septembre 2001.
- [45] K. Fall and K. Varadhan, "The ns Manual," <http://www.isi.edu/nsnam/ns/ns-documentation.html>, Apr. 2001.
- [46] A. Boushaba, M.Oumsis, R.Benabbou, "Evaluation des performances des protocoles de routage Ad hoc", JDIR 2010.

- 
- [47] J.Yi, A. Adnane, S.David, B.Parrein, "Multipath optimized link state routing for mobile ad hoc networks", *Ad Hoc Networks Journal*, 2010.
- [48] S.Ray, J.Carruthers and D.Starobinski, "RTS/CTS-Induced Congestion in Ad Hoc Wireless LANs", *IEEE WCNC 2003*, pp. 1516-1521, New Orleans, March 2003.
- [49] Ines Doghri, Reynaud Laurent, Isabelle Guérin-Lassous, "On The Recovery Performance of Single- and Multipath OLSR in Wireless Multi-Hop Networks", *Conférence Internationale ADHOCNETS 2011*, 20-23 Septembre 2011, Paris, France.
- [50] Jacquet, P., Muhlethaler, P., Clausen, T., Laouiti, A., Qayyum, A., Viennot, L. : *Optimized Link State Routing Protocol for Ad Hoc Networks*. Proceedings of the 5th IEEE Multi Topic Conference (INMIC Décembre 2001)
- [51] Calafate, C. M. T., Garcia, R. G., Manzoni, P. : *Optimizing the implementation of a MANET routing protocol in a heterogeneous environment*. In : *Proceedings of the Eighth IEEE International Symposium on Computers and Communications (ISCC 2003)*
- [52] Liu, G., Wong1, K.J., Lee, B.S., Seet, B.C., Foh, C.H., Zhu, L. : *PATCH : A Novel Local Recovery Mechanism for Mobile Ad-hoc Networks*. In : *Proceeding of the IEEE Vehicular Technology Conference*, pp. 2995–2999 (October 2003)
- [53] Sengul, C., Kravets, R. : *Bypass routing : An on-demand local recovery protocol for ad hoc networks*. In : *Ad Hoc Networks*, vol. 4, no. 3, pp. 380–397 (May 2006)
- [54] Alshanyour, A. M., Baroudi, U. : *Bypass AODV : Improving Performance of Ad Hoc On-Demand Distance Vector (AODV) Routing Protocol in Wireless Ad Hoc Networks*. In : *Proceeding of the 1st international conference on Ambient media and systems (Ambi-Sys '08)*. Quebec City, Canada (2008)
- [55] Perkins, C., Royer, E. : *Ad Hoc On-Demand Distance Vector Routing*. In : *Proceedings of the 2nd IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications*. pp. 90–100 (1999)
- [56] Pereira, N. C. V. N., Moraes, R. M. : *A Comparative Analysis of AODV Route Recovery Mechanisms in Wireless Ad Hoc Networks*. In : *Proceeding of IEEE Latin-American Conference on Communications*, pp. 1–6. Medellín, Colombia (LatinCom 2009)

- [57] Yi, J., David, S., Adnane, H. A., Parrein, B., Lecourtier, X. : Multipath OLSR : Simulation and Testbed. In : 5th OLSR interop/workshop, Vienna : Austria (2009)
- [58] Wang, J., Abolhasan, M., Franklin, D. R. Safaei : OLSR-R3 : Optimised link state routing with reactive route recovery. In : Proceedings of the 15th Asia-Pacific Conference on Communication, pp. 359–362, USA (APCC 2009)
- [59] Adjih, C. , Minet, P., Plesse, T. , Laouti, A., Plakoo, A. , Badel, M., Muhlethaler, P. , Jacquet, P. , Lecomte, J. : Experiments with OLSR Routing in a MANET. In : Symposium on Military communications, Rome, Italy (April 2005)
- [60] Akyildiz, I.F., Wang, X. : A Survey on Wireless Mesh Networks. In : IEEE Commun. Mag., vol. 43, no. 9, pp. S23–S30 (Sept. 2005)
- [61] Elayoubi, S.E., Francisco, M. : Comparing Backhauling Solutions in WiFi Networks. Proceedings of the 72nd IEEE Vehicular Technology Conference Fall (VTC 2010-Fall)
- [62] Yoo, J.Y, Kim, J. : Maximum End-to-end Throughput of Chain-topology Wireless Multi-hop Networks. In : Proceedings of the IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WNC 2007)
- [63] <http://masimum.dif.um.es/?Software> :UM-OLSR
- [64] Calafate, C. M. T., Garcia, R. G., Manzoni, P. : Optimizing the implementation of a MANET routing protocol in a heterogeneous environment. In : Proceedings of the Eighth IEEE International Symposium on Computers and Communications (ISCC 2003)
- [65] F. Tobagi, W. Nouredine, B. Chen, A. Markopoulou, C. Fraleigh, M. Karam, J.-M. Pulido, J.-i. Kimura, " Service Differentiation in the Internet to Support Multimedia Traffic," Proceedings of the Thyrrenian International Workshop on Digital Communications : Evolutionary Trends of the Internet (IWDC),2001.
- [66] Jones and co., "Multipath Load Balancing in Multi-hop Wireless Networks", In Wireless And Mobile Computing, Networking And Communications (WiMob' 2005), Volume 2, pages 158 - 166, 22-24 Aout 2005.
- [67] C. Chen, W. Wu, Z. Li, "Multipath Routing Modeling in Ad Hoc Networks", IEEE International Conference ICC, volume 5, pages 2974 - 2978, 16-20 May 2005.

- [68] K.C.Leung, Victor O. K. Li, "Flow assignment and packet scheduling for multipath networks", In Global Telecommunications Conference (GLOBECOM '99), volume 1A, pages 246 - 250, 1999.
- [69] K. Romer, "Time synchronization in ad hoc networks," in Proceedings of the 2nd ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing, (Long Beach, CA, USA), pp. 173-182, ACM Press, October 2001.
- [70] H. Badis, A. Munaretto, K. Al Agha and G. Pujolle, "QoS for ad hoc networking based on multiple-metric : Bandwidth and delay", IFIP MWCN'03 : International Workshop On Mobile and Wireless Communications Networks, Singapore, October 2003.
- [71] M. Laor, L. Gendel, "The effect of packet reordering in a backbone link on application throughput", IEEE Network, volume 16, pages 28 - 36 , 2002.
- [72] Wu, K., J. Harms, "Performance Study of a Multipath Routing Method for Wireless Mobile Ad Hoc Networks", Proceedings of Symposium on Modeling, Analysis and Simulation on Computer and Telecommunication Systems, pages 99-107, 2001.
- [73] Pearlman, M.R., Haas, Z.J., Sholander, P., Tabrizi, S.S., " On the Impact of Alternate Path Routing for Load Balancing in Mobile Ad Hoc Networks", In Proceedings of the ACM MobiHoc, pages 3-10, 2000.
- [74] S. Waharte, R. Boutaba, "Totally Disjoint Multipath Routing in Multihop Wireless Networks", In IEEE International Conference on ICC'06, volume 12, pages 5576 - 5581, June 2006.
- [75] X. Huang, Y.J. Guo, A. Zhang et V. Dyadyuk, « A multi-gigabit microwave backhaul », IEEE Communications Magazine, vol. 50, issue 3, pp. 122-129, 2012.
- [76] M. Kretschmer, C. Niephaus, D. Henkel et G. Ghinea, "QoS-Aware Wireless Back-Haul Network for Rural Areas with Support for Broadcast Services in Practice", 2011 IEEE 8th International Conference on Mobile Adhoc and Sensor Systems (MASS'11), Valencia, Spain, 2011.
- [77] Udp based ftp with multicast. {<http://www.tcnj.edu/bush/uftp.html>};
- [78] A. EL FATNI, T. VAL, G. JUANOLE, "Classification de protocoles MAC multicanaux dans les réseaux locaux sans fil maillés", 10ièmes journées doctorales en informatique et réseaux (JDIR 09) Belfort-Montbéliard, France (Février 2009)

- [79] A.lavianos, L.K.Law, I.Broustis, S.V.Krishnamurthy, M.Faloutsos, "Assessing link quality in IEEE 802.11 Wireless Networks : Which is the right metric ?", In Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC 2008) IEEE 19th International Symposium, pages 1-6, 15-18 Sept 2008.