



HAL
open science

Mobility Management Support and Performance Analysis in All-IP Cellular Networks.

Rami Langar

► **To cite this version:**

Rami Langar. Mobility Management Support and Performance Analysis in All-IP Cellular Networks.. domain_other. Télécom ParisTech, 2006. English. ⟨NNT : ⟩. ⟨pastel-00001871⟩

HAL Id: pastel-00001871

<https://pastel.hal.science/pastel-00001871v1>

Submitted on 13 Nov 2006

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.



HAL Authorization



Thèse

Présentée pour obtenir le grade de Docteur
de l'Ecole Nationale Supérieure des Télécommunications

Spécialité : **Informatique et Réseaux**

Rami LANGAR

Mécanismes de Gestion de la Mobilité et
Évaluation de Performance dans les
Réseaux Cellulaires tout-IP

Soutenue le 3 Juillet 2006 devant le jury composé de :

Prof. Philippe Godlewski	Président
Prof. Andrzej Duda	Rapporteurs
Prof. Sami Tabbane	
Prof. Guy Pujolle	Examineurs
Prof. Jean-Pierre Claudé	
Prof. Samir Tohmé	Directeur de Thèse

Remerciements

Mes premiers remerciements iront au professeur Samir Tohmé, mon directeur de thèse et actuel directeur du laboratoire PRISM, pour m'avoir soutenu durant toute ma thèse. J'aimerais lui adresser toute ma gratitude pour toutes ses remarques et suggestions techniques, académiques et professionnelles. Il a toujours su me consacrer des moments de son temps, me guider, me conseiller, et me témoigner son soutien et sa confiance.

Je tiens à témoigner ma reconnaissance au professeur Andrzej Duda et au professeur Sami Tabbane qui m'ont fait l'honneur d'accepter de rapporter cette thèse.

Je remercie vivement messieurs les professeurs Philippe Godlewski, Guy Pujolle et Jean-Pierre Claudé pour avoir accepté de faire partie de mon jury de thèse.

Je remercie tout particulièrement mon ami Dr. Nizar Bouabdallah pour sa contribution scientifique et son soutien extraordinaire. Ce travail n'aurait jamais pu être tel qu'il l'est dans ce manuscrit sans lui. Je remercie également les membres du département Informatique et Réseaux de l'ENST-Paris, les professeurs et les collègues avec qui j'ai partagé ces années de thèse avec beaucoup de bonheur et parmi lesquels je compte à présent certains de mes meilleurs amis.

Un grand merci à Monsieur Bernard Robinet, Directeur de l'Ecole Doctorale, pour sa générosité et ses conseils avisés.

Mes prochains remerciements ont une portée de 1500 Km. Ils s'adressent à tous les membres de ma famille résidente en Tunisie : mon père Moncef, ma mère Farha, mon frère jumeau Ramzi, mes soeurs Héli et Rania, mes beaux-frères Youssef et Hédi, mes neveux : Firas, Wasim et Rayen, ma nièce Inès, ainsi que mes chers oncles Slah et sa femme Raoudha, Slim et sa femme Nedra, Wafki et sa femme Wassia, mes cousins, cousines et mes tantes et leurs conjoints. Je voudrais leur exprimer toute ma profonde reconnaissance et je leur remercie du fond de mon coeur parcequ'ils m'ont constamment aidé, malgré la distance pour la plupart, par leur soutien moral et leurs encouragements pour achever cette thèse.

Je garde une place toute particulière à ma fiancée Manel. Ton sourire angélique m'a fait et me fait toujours du bien. J'espère que je t'aiderai dans le déroulement de ta thèse et dans beaucoup d'autres domaines aussi.

Enfin, si j'ai oublié quelqu'un, je le remercie aussi, ainsi que toute autre personne qui m'a aidé de prêt ou de loin au cours de mon cheminement durant mes années de thèse.

Résumé

Les réseaux mobiles de prochaine génération (3G+) se basent sur différentes technologies d'accès radio hétérogène, allant du WLAN (IEEE 802.11, Hiperlan, Bluetooth) jusqu'au système cellulaire. Toutefois, tous ces réseaux hétérogènes partagent la même couche de routage, en l'occurrence l'IP (*Internet Protocol*). Ceci a donné naissance à ce qu'on appelle actuellement les réseaux tout-IP où toutes les cellules radio sont sous le contrôle d'un point d'accès commun IP, qui gère la signalisation et la transmission de données.

Le défi principal dans ce type de réseau est d'assurer la continuité du service et la qualité exigée par les clients en traversant les différents sous-réseaux. Ceci passe nécessairement par une gestion efficace de l'opération de handover. Le handover concerne l'adaptation d'un terminal mobile aux changements de points d'accès au cours de son mouvement. Ce dernier peut être vu aussi bien au niveau macro-mobilité (le mobile change de domaine) qu'au niveau micro-mobilité (le mobile change d'antenne ou de sous-réseaux tout en restant dans le même domaine). Même si un effort conséquent a été déjà consacré à la gestion de la mobilité, le problème est loin d'être résolu. Les solutions standardisées à base de Mobile IP apportent certes une solution globale à la macro-mobilité, mais leurs performances, la résistance au facteur d'échelle et la garantie de la qualité de service (QoS) ne sont pas encore satisfaisantes. L'objectif principal de cette thèse est donc de proposer de nouveaux protocoles pour épauler l'existant et qui pourront être déployés dans des réseaux mobiles de prochaine génération. Ainsi, seront traités en priorité les problèmes relatifs au handover, à la qualité de service et au passage à l'échelle.

Dans un premier temps, nous examinons et analysons l'architecture des réseaux mobiles tout-IP ainsi que la complexité et les problèmes liés aux performances des protocoles de macro- et micro-mobilité existants. Les résultats de cette analyse seront ensuite exploités pour présenter et discuter nos propositions de gestion de mobilité et de support de qualité de service dans les réseaux mobiles tout-IP.

Notre solution de base, intitulée "Micro Mobile MPLS", repose sur l'intégration du protocole Mobile IP hiérarchique avec le protocole de commutation de labels (MPLS). Outre le support de la QoS, notre architecture est flexible, scalable (résiste au passage à l'échelle) et supporte

les modèles Diffserv et Intserv. En effet, les chemins ou LSPs (*Label Switched Paths*) peuvent être établis soit à l'avance par *provisioning* (on parle dans ce cas de LSPs statiques), soit dynamiquement sur demande (on parle dans ce cas de LSPs dynamiques).

Dans un second temps, nous exposons trois variantes protocolaires proposées pour compléter notre solution de base "Micro Mobile MPLS". La première variante, intitulée "FH-Micro Mobile MPLS", supporte le *fast handover* pour réduire les perturbations des communications en cours en minimisant le temps de handover. La deuxième variante, intitulée "FC-Micro Mobile MPLS", est basée sur une suite de chemins construits dynamiquement pour réduire le coût de signalisation lors des mises à jour de localisation. En effet, en utilisant ce mécanisme, le terminal mobile a la capacité de s'enregistrer auprès de son ancien sous-réseau au lieu du noeud d'entrée du domaine formant ainsi une suite de chemins de tous les sous-réseaux visités. Enfin, la troisième variante protocolaire, intitulée "MFC-Micro Mobile MPLS", propose de réduire la charge de signalisation au sein du réseau d'accès en contrôlant dynamiquement le nombre des mises à jour de localisation auprès du noeud d'entrée du domaine. Ceci permet d'assurer une flexibilité et une adaptabilité optimales, en tenant compte des caractéristiques du réseau et de la mobilité des utilisateurs.

Tout au long de ce travail, des études de performances, basée sur des analyses théoriques et également sur des simulations ont été réalisées afin d'évaluer l'efficacité de nos propositions. Des modèles de mobilité basés sur des chaînes de Markov sont développés en adoptant des configurations cellulaires à une dimension (1-D) et à deux dimensions (2-D). Cette étude analytique a pour perspective principale la validation de nos travaux.

Enfin, nous concluons par un résumé de nos travaux de recherche et des perspectives envisagées.

Mots clés: Gestion de mobilité, Mobile IP, MPLS, QoS, étude de performance, architecture des réseaux mobiles tout-IP, Internet mobile.

Abstract

One of the major challenges for the wireless networks is related to efficient mobility management issue. The mobility of an mobile node (MN) within an access network may cause excessive signaling traffic and service disruption due to large handoff delay. Therefore, these two parameters need to be minimized to ensure quality of service required by sensitive applications.

Mobile IP is the basic, classical, and simplest solution to manage nodes mobility in wireless IP networks. This solution has been widely criticized for its drawbacks including the triangular routing and poor handover performances.

In this thesis, we propose a new micro-mobility management scheme, called Micro Mobile MPLS, that supports both mobility and quality-of-service (QoS) management in wireless networks. Our approach relies on integrating the Mobile IP Regional Registration and MPLS protocols. The major strength of our proposed scheme is its ability to support both the fast handoff and QoS via traffic engineering path and also to reduce the total signaling cost by controlling dynamically the number of registration updates with the root of the domain. Three protocol variants are then defined.

In the first variant, called FH-Micro Mobile MPLS, we consider the fast handoff (FH) mechanism, which anticipates the LSP (Label Switched Path) procedure setup with an adjacent neighbor subnet that an MN is likely to visit. This mechanism is proposed to reduce service disruption by using the link-layer (L2) functionalities. In the second variant, called FC-Micro Mobile MPLS, the forwarding chain (FC) concept, which is a set of forwarding path, is provided to track efficiently the host mobility within a domain. This concept is more suitable for MNs with high mobility rate. Finally, the third protocol variant, called MFC-Micro Mobile MPLS, aims to reduce the total signaling cost by controlling dynamically the number of registration updates with the root of the domain according to a cost comparison and using the mobility characteristics of users and network environments.

In order to assess the efficiency of our proposals, all underlying protocols are compared through analysis and simulations. To achieve this, we develop analytical models to evaluate the link usage and the signaling cost for both two-dimensional (2-D) and one-dimensional (1-D)

mobility models. Additional mathematical models are also provided to derive both the handoff latency and the packet loss rate. Numerical and simulation results show that the proposed mechanisms can significantly reduce the registration updates cost and provide low handoff latency and packet loss rate under various scenarios. By comparing our proposals with other prominent mobility protocols such as MIP-RR, FMIP, Mobile MPLS and H-MPLS, we show that the signaling cost can be reduced by about 70% and 55% for the 2-D and 1-D mobility models, respectively.

Table des matières

1	Introduction	1
1.1	Problématique	1
1.2	Terminologie	2
1.3	Contributions de la thèse	3
1.4	Plan de la thèse	4
2	Gestion de la mobilité dans les réseaux de prochaine génération	7
2.1	Introduction	7
2.2	Architecture des réseaux UMTS	8
2.2.1	Le réseau coeur	8
2.2.2	Le réseau d'accès UTRAN	10
2.3	Gestion de la mobilité dans les réseaux 3G	11
2.3.1	Mobile IP dans les réseaux 3G	11
2.3.2	Détail du protocole Mobile IP	13
2.3.3	Limites de Mobile IP	16
2.3.4	Solutions de micro-mobilité	17
2.4	Conclusion	23
3	Qualité de Service dans les Réseaux IP Fixes et Mobiles	25
3.1	Introduction	25
3.2	Architecture à Intégration de Services	26
3.2.1	Principe d'IntServ	26
3.2.2	Le protocole RSVP	28
3.3	L'architecture à différenciation de services	30
3.4	Multi-Protocol Label Switching (MPLS)	31
3.4.1	Fonctionnement détaillé de MPLS	32
3.4.2	Etablissements de LSPs & protocoles de distribution de labels	34
3.4.3	Ingénierie de trafic et équilibrage de charge	38

3.5	Support de la QoS dans un environnement Internet mobile	38
3.5.1	Indirect RSVP	39
3.5.2	Tunnels RSVP	40
3.5.3	Mobile RSVP	40
3.5.4	Mobile MPLS	41
3.5.5	Le réseau LEMA	42
3.5.6	Autres solutions	43
3.6	Conclusion	44
4	Micro Mobile MPLS : Architecture et Fonctionnement de base proposés	47
4.1	Introduction	47
4.2	Architecture de base proposée : Micro Mobile MPLS	48
4.2.1	Procédure d'enregistrement dans Micro Mobile MPLS	49
4.2.2	Support du Handover	51
4.3	Support des modèles Diffserv/Intserv dans Micro Mobile MPLS	53
4.3.1	Support du modèle Diffserv : LSPs statiques	54
4.3.2	Support du modèle Intserv : LSPs dynamiques	57
4.4	Simulations et analyse des performances de Micro Mobile MPLS	60
4.4.1	Implémentation d'un nouvel objet MPLS hiérarchique	60
4.4.2	Paramètres et modèle de simulation	62
4.5	Résultats de simulation	64
4.5.1	Comportement UDP	64
4.5.2	Comportement TCP	69
4.6	Conclusion	73
5	Mécanismes de Mobilité proposés : FH, FC et MFC	75
5.1	Introduction	75
5.2	Première variante protocolaire : Fast Handover (FH) - Micro Mobile MPLS	76
5.2.1	Première Approche	77
5.2.2	Deuxième Approche	78
5.3	Deuxième variante protocolaire : Forwarding Chain (FC) - Micro Mobile MPLS	80
5.4	Troisième variante protocolaire : Master Forwarding Chain (MFC) - Micro Mobile MPLS	84
5.5	Simulations et Analyse des performances	87
5.5.1	Modèle de simulation	87
5.5.2	Coût de signalisation durant une session	89
5.5.3	Latence du handover	92

5.5.4	Perte de paquets durant une session	93
5.6	Conclusion	95
6	Modélisation de la mobilité et Études analytiques	97
6.1	Introduction	97
6.2	Modélisation de la mobilité d'un utilisateur	98
6.2.1	Modèle cellulaire 1-D ou modèle linéaire	98
6.2.2	Modèle cellulaire 2-D	100
6.3	Etudes analytiques et analyses des performances	107
6.3.1	Coût d'utilisation des liens : Modèle linéaire	109
6.3.2	Coût d'utilisation des liens : Modèle 2-D	110
6.3.3	Coût d'enregistrement : Modèle linéaire	111
6.3.4	Coût d'enregistrement : Modèle 2-D	113
6.3.5	Latence du handover	114
6.3.6	Taux de perte des paquets	115
6.3.7	Taille des mémoires tampon utilisées	116
6.4	Résultats numériques	116
6.4.1	Impact sur le coût d'utilisation des liens	117
6.4.2	Impact sur le coût d'enregistrement	117
6.4.3	Performance du handover	123
6.5	Fonctionnement général : protocoles FC et MFC adaptatif	125
6.5.1	Modèle de simulation	126
6.5.2	Résultats de simulations	127
6.6	Conclusion	134
7	Conclusion et Perspectives	137
	Liste des publications	141
	Bibliographie	143

Table des figures

2.1	Architecture de l'UMTS (Version 5)	8
2.2	Le drift et le serving RNC	10
2.3	Mobile IP dans l'UMTS	12
2.4	Réseau UMTS tout-IP avec "AR 3G"	12
2.5	Principe de Mobile IP	14
2.6	Encapsulation IP dans IP	14
2.7	Procédure d'enregistrement dans Mobile IP	15
2.8	Protocoles supportant Mobile IP	16
2.9	Micro-mobilité avec TeleMIP	19
2.10	Micro-mobilité avec HAWAII	20
2.11	Micro-mobilité avec Cellular IP	21
2.12	Micro-mobilité avec MIP-RR	22
3.1	Architecture RSVP/Intserv	27
3.2	Architecture Diffserv	31
3.3	Multi-Protocol Label Switching	32
3.4	Shim Header	32
3.5	Pile de labels	33
3.6	ER-LSP via CR-LDP	36
3.7	RSVP-TE	37
3.8	Procédure d'enregistrement d'un MN avec Mobile MPLS	42
3.9	Réseau d'accès avec LEMA	43
4.1	Architecture de base d'un réseau Micro Mobile MPLS	48
4.2	Pile protocolaire utilisée dans un domaine Micro Mobile MPLS	49
4.3	Procédure d'enregistrement d'un MN dans Micro Mobile MPLS	50
4.4	Procédure d'enregistrement au cours d'un handoff Inter-LER dans Micro Mobile MPLS	54
4.5	Fonctionnement de Micro Mobile MPLS sous Diffserv	55

4.6	Architecture proposée d'un noeud MPLS hiérarchique dans NS-2	61
4.7	Topologie du réseau d'accès simulé	63
4.8	Latence du handover du protocole Micro Mobile MPLS avec différentes valeurs du paramètre d	65
4.9	Effet de la distance d'overlap d et de la vitesse v du noeud mobile sur le nombre moyen des paquets perdus pendant un handover	67
4.10	Latence du handover et nombre moyen de paquets perdus pendant un handover pour les quatres protocoles de micro-mobilité étudiés	68
4.11	Débit d'une session TCP pour Micro Mobile MPLS avec/sans le mécanisme de "buffering"	71
4.12	Numéro de séquence TCP reçus au niveau d'un noeud mobile pendant un handover	71
4.13	Comparaison de débit moyen d'une session TCP avec plusieurs protocoles de micro-mobilité	72
5.1	Mécanismes de FH-Micro Mobile MPLS: Approche 1	77
5.2	Mécanismes de FH-Micro Mobile MPLS: Approche 2	79
5.3	Mécanismes de FC-Micro Mobile MPLS	81
5.4	Mécanismes du protocole MFC-Micro Mobile MPLS	84
5.5	Mouvements d'un MN avec $K = 4$ et $L_{th} = 7$	86
5.6	Distance entre les noeuds dans le réseau simulé	89
5.7	Coût d'enregistrement durant une session	90
5.8	Impact des seuils L_{th} et K sur le coût d'enregistrement	91
5.9	Latence du handover	93
5.10	Paquets perdus durant une session	94
6.1	Modèle Linéaire	99
6.2	CMTC développée pour le modèle linéaire	99
6.3	Modèle de mobilité à deux dimensions	101
6.4	Diagramme des transitions de la chaîne de Markov obtenue par agrégation d'états pour $K = 3$	105
6.5	Diagramme des transitions de la chaîne de Markov obtenue par agrégation d'états pour $K = 5$	105
6.6	Arbre binaire complet de hauteur $\ell = 4$ utilisé pour le modèle linéaire	109
6.7	Coût d'utilisation des liens pour les deux types de modèles de mobilité utilisés	118
6.8	Coût d'enregistrement pour les deux types de modèles de mobilité utilisés	119

6.9	Impact des seuils L_{th} et K sur le coût d'enregistrement pour les deux types de modèles de mobilité utilisés	121
6.10	Valeur optimale du seuil K pour MFC-Micro Mobile MPLS	122
6.11	Effet du paramètre CMR (ψ) sur le coût d'enregistrement pour les deux types de modèles de mobilité utilisés	124
6.12	Paquets perdus durant une session	125
6.13	Modèle de simulation d'un réseau d'accès avec $R = 2$	127
6.14	Coût d'utilisation des liens en fonction du nombre maximum de sauts	128
6.15	Coût d'utilisation des liens en fonction du rayon R	130
6.16	Coût d'enregistrement en fonction du nombre maximum de sauts	131
6.17	Coût d'enregistrement en fonction du rayon R	132
6.18	Coût d'enregistrement en fonction du seuil S	133

Liste des tableaux

4.1	Table de commutation du LERG après un enregistrement	51
4.2	Table de commutation d'un LER/FA après un handoff Intra-LER	52
4.3	Table de commutation du LERG après un handoff Inter-LER	53
4.4	Table de commutation du LERG après un enregistrement d'un MN sous le modèle Diffserv	56
4.5	Table de commutation du LERG dès réception des paquets de données sous le modèle Diffserv	56
4.6	Table de commutation du LERG après un handoff Inter-LER sous le modèle Diffserv	57
4.7	EROIB du noeud LERG après l'enregistrement d'un MN	58
4.8	LSP dynamique établi dans le sens descendant	59
4.9	Table de commutation du <i>Crossover Router</i> après un handoff Inter-LER sous le modèle Intserv	60
4.10	Paramètres utilisés dans le modèle de simulation sous NS-2	63
4.11	Fonctionnalités de Micro Mobile MPLS et de chacune des implémentations CIMS	70
5.1	Pseudo-code du protocole FC-Micro Mobile MPLS	82
5.2	Table de commutation de l'ancien LER/FA (LER/FA2) avant un handover	83
5.3	Table de commutation de l'ancien LER/FA (LER/FA2) après un handover	83
5.4	Table de commutation du nouveau LER/FA (LER/FA3)	83
5.5	Paramètres utilisés dans le modèle de simulation	88
6.1	Paramètres utilisés	117
6.2	Valeurs moyennes de latence du handover en msec	123
6.3	Principaux paramètres utilisés dans FC et MFC adaptatif	127

Chapitre 1

Introduction

1.1 Problématique

De nos jours, on assiste à un développement rapide des systèmes de communication mobile. Une nouvelle gamme d'accès radio tels que l'UMTS (*Universal Mobile Telecommunication System*), IEEE 802.11, Hiperlan et WLAN (*Wireless Local Area Network*) tentent à remplacer ou compléter la technologie radio existante de GSM (*Global System for Mobile communications*). Ainsi, avec cette diversité des réseaux d'accès, les réseaux mobiles de prochaine génération devront, être capables d'offrir, aux utilisateurs mobiles, des services haut débit permettant de transmettre voix, images et vidéo ainsi que des connexions Internet quelque soit le lieu et à n'importe quel moment.

Cependant, la connectivité inhérente des équipements mobiles reste quand même le point le plus important à garantir. La plateforme de choix pour l'interconnexion de tous les équipements de la prochaine génération tend à être l'architecture qu'offre la pile IP (*Internet Protocol*). Elle offre un modèle simple, extensible et robuste pour construire des applications de communication. Toutefois, le protocole IP manque toujours de quelques qualités nécessaires pour le déploiement complet de ces applications. En effet, deux facteurs majeurs n'ont pas été pris en compte lors de la conception de ce modèle quelques décennies auparavant qui sont : la mobilité et la garantie d'une qualité de service (QoS ou QoS en anglais).

Le problème majeur qui existe aujourd'hui dans l'Internet mobile réside dans le changement du point d'attachement (ce que l'on désigne en anglais par le nom technique de "handover" ou "handoff") et de ne pouvoir garder la communication en cours sans reconfigurer le système avec une nouvelle adresse IP, le "netmask" adéquat et un nouveau routeur par défaut. Ce problème est dû essentiellement aux mécanismes de routage qui existent dans l'Internet. L'adresse IP définit une sorte de topologie entre les différents ordinateurs connectés. Cette adresse définit le point d'attachement du terminal au réseau. Si ce terminal bouge sans

changer son adresse IP, son adresse réseau ne donne aucune indication sur son nouveau point d'attachement. Les données à destination de ce terminal arriveront toujours à l'ancien emplacement et par conséquent, le terminal ne recevra plus rien.

Pour supporter les terminaux mobiles qui changent périodiquement leurs points d'attachement à l'Internet, l'IETF (*Internet Engineering Task Force*) a standardisé le protocole IP mobile (Mobile IP). La gestion de la mobilité constitue un important défi technique à relever. Ainsi, un protocole de mobilité efficace doit pouvoir empêcher la terminaison forcée de l'appel et permettre l'exécution des applications d'une manière transparente au mouvement de l'utilisateur. Ceci nécessite le développement de nouveaux concepts et de nouvelles solutions permettant, d'une part, d'assurer une gestion efficace de la mobilité, et d'autre part, d'assurer l'interopérabilité et le support de QoS aux noeuds mobiles.

Par ailleurs, trois approches différentes existent pour fournir la qualité de service aux réseaux IP : l'architecture à Intégration de Services, l'architecture à Différentiation de Services et MPLS (*MultiProtocol Label Switching*). Le protocole MPLS a pour rôle principal de combiner les concepts de commutation de label et de routage. Il offre des mécanismes simples pour l'acheminement des flux dans les réseaux IP sans oublier ses différentes capacités d'ingénierie de trafic.

Même si un effort conséquent a été déjà consacré à la gestion de la mobilité et au support de la QoS, le problème est loin d'être résolu. Les solutions standardisées à base de Mobile IP apportent certes une solution globale à la macro-mobilité¹, mais leurs performances, la résistance au facteur d'échelle et la garantie de la QoS ne sont pas encore satisfaisantes. L'objectif principal de cette thèse est donc de proposer de nouveaux protocoles pour épauler l'existant et qui pourront être déployés dans des réseaux mobiles de prochaine génération. Ainsi, seront traités en priorité les problèmes relatifs au handover, à la qualité de service et au passage à l'échelle. Tout au long de ce travail, des études de performances, basées sur des analyses théoriques et également sur des simulations seront réalisées afin d'évaluer l'efficacité de nos propositions.

1.2 Terminologie

Comme nous avons mentionné plus haut, les descriptions de tous les réseaux mobiles de prochaine génération présentent tous une tendance vers ce qu'il est convenu d'appeler le tout-IP (all-IP) : un type de réseau d'accès sans fil fonctionnant sous IP depuis la station mobile jusqu'à l'accès vers l'Internet.

Nous appellerons les différents réseaux d'accès sans fil placés sous une même autorité des

1. On parle de macro-mobilité lorsqu'un noeud mobile change de domaine, par opposition à la micro-mobilité où la mobilité d'un noeud mobile est locale dans le même domaine

domaines. Les domaines sont composés de différents types de machines interconnectées entre elles. Nous appellerons *point d'accès* une antenne du réseau, capable de dialoguer avec une station mobile appelée encore terminal mobile ou hôte mobile ou noeud mobile (un *mobile node*, MN) et qui émet périodiquement un signal appelé *beacon*. Dans le cas des réseaux CDMA, les points d'accès peuvent être vus comme un *Radio Access Network* (RAN), un ensemble d'antennes reliées à un contrôleur. Dans un RAN, la mobilité est gérée au niveau de la couche radio de façon transparente. La couche supérieure (IP) verra donc le RAN comme une seule entité. Nous appellerons simplement station toute autre machine du domaine.

Dans le contexte sans fil, la capacité du système est donnée en terme de la puissance d'émission du point d'accès dans une cellule ainsi que du rayon de celle-ci. La puissance d'émission joue un rôle important dans la problématique de la couverture. Nous appellerons *zone de recouvrement* ou *overlap* la partie commune de deux cellules radio. Ainsi, un MN se trouvant dans cette zone d'overlap peut procéder au handover (i) dès qu'il reçoit un *beacon* de la nouvelle cellule, c'est le *Eager Cell Switching* ou (ii) quand il a manqué un certain nombre de *beacon* de sa cellule actuelle, c'est le *Lazy Cell Switching*.

Nous considérerons également que chaque MN est attaché à un réseau particulier dont il est originaire, c'est son *Home Network*, le réseau mère où l'abonnement a été pris par exemple. Les MNs issus d'un même réseau mère s'enregistrent auprès d'une machine de leur réseau d'origine, le *Home Agent* (HA). Dans le même ordre d'idée, nous appellerons *Foreign Network* tout autre domaine où le MN peut se connecter. Un serveur dédié nommé *Foreign Agent* (FA) gère à son tour la mobilité de tous les noeuds mobiles se trouvant dans ce réseau visiteur.

1.3 Contributions de la thèse

Les travaux présentés dans cette thèse ont pour objectif de proposer et d'optimiser les mécanismes de gestion de la mobilité et le support de la qualité de service dans les réseaux cellulaires tout-IP. Nos principales contributions se répartissent en trois grands thèmes :

- Après une étude approfondie des problèmes liés aux performances des protocoles de mobilité existants, nous avons proposé plusieurs solutions basées sur le protocole MPLS et permettant de gérer aussi bien la mobilité que la qualité de service dans les réseaux cellulaires tout-IP. De même, nous avons analysé l'interopérabilité et la coexistence de nos solutions avec l'architecture à Intégration de Services et l'architecture à Différentiation de Services proposées par l'IETF.
- Nous avons présenté l'implémentation de nos propositions sous le simulateur "NS-2". Un module a été développé et il est en cours d'étude pour être diffusé à la communauté de NS. Une étude comparative est également menée pour l'évaluation des performances

de nos travaux.

- Nous avons également étudié nos propositions d’un point de vue analytique. Des modèles de mobilité basés sur des chaînes de Markov sont développés en adoptant des configurations cellulaires à une dimension (1-D) et à deux dimensions (2-D). Cette étude analytique a pour perspective principale la validation de nos travaux.

1.4 Plan de la thèse

La thèse s’articule autour de cinq grands chapitres :

Le chapitre 2 est consacré à la présentation de l’architecture des réseaux de troisième génération comme l’UMTS et son évolution vers le tout-IP. Nous examinons et analysons ensuite les différents mécanismes pour gérer la mobilité dans les environnements IP mobile, ainsi que la complexité et les problèmes liés aux performances des protocoles de micro-mobilité et macro-mobilité existants.

Le chapitre 3 présente une vue d’ensemble sur le concept de qualité de service, dans les réseaux IP fixes et mobiles. Il décrit brièvement trois différentes approches qui ont été développées pour permettre un meilleur support de la QoS dans les réseaux IP, à savoir, l’architecture à Intégration de Services (IntServ), l’architecture à Différentiation de Services (Diff-Serv) et le protocole MPLS (MultiProtocol Label Switching). De même, nous analyserons différentes propositions associées au support de la QoS dans un environnement mobile.

Le chapitre 4 est un chapitre utilitaire dans lequel nous présentons notre solution de base de gestion de la mobilité et de support de la QoS dans les réseaux cellulaires tout-IP. Nous définirons l’architecture protocolaire utilisée et nous aborderons différents aspects associés aux opérations d’établissement de chemin à commutation de label que le protocole de gestion de mobilité doit tenir compte. Ce chapitre intègre également une comparaison des performances en utilisant l’outil de simulation Network Simulator “NS-2”.

Le chapitre 5 constitue la partie centrale de la thèse. Il est consacré à la présentation des divers aspects complémentaires pour une configuration optimale de la gestion de la mobilité. Nous y définissons trois variantes protocolaires. Ce chapitre intègre également une comparaison des performances obtenues par des méthodes de simulation des différents mécanismes de mobilité proposés.

Le chapitre 6 inclut des analyses théoriques de nos propositions. Des modèles de mobilité basés sur des chaînes de Markov sont développés en adoptant deux types de configurations cellulaires différentes : à une dimension (1-D) ou modèle linéaire puis à deux dimensions (2-D). Après une analyse en profondeur de ces modèles, nous développerons, pour chaque type de configuration cellulaire considérée, des modèles analytiques afin d'évaluer les divers critères de performances utilisés, à savoir, le coût d'utilisation des liens, le coût d'enregistrement, la latence d'un handover et le taux de perte des paquets. Les résultats de cette analyse seront ensuite exploités pour évaluer les performances de nos propositions.

Finalement, nous concluons par le chapitre 7 qui résume nos travaux de recherche et dans lequel nous suggérons diverses pistes qui en découlent et qui pourront faire l'objet de réflexions futures.

Chapitre 2

Gestion de la mobilité dans les réseaux de prochaine génération

2.1 Introduction

Afin de satisfaire un consommateur de plus en plus exigeant, les réseaux mobiles de prochaine génération (3G+) devront être capables d'offrir, sur un même réseau, des services haut débit permettant la transmission de voix, d'images et de vidéos ainsi que des connexions Internet. Pour atteindre cet objectif, il est nécessaire de concevoir une nouvelle architecture de réseau qui permet de fournir les services souhaités.

Le système mobile de troisième génération (UMTS [88, 34, 14, 91]) se présente comme étant le système universel succédant tous ceux de la deuxième génération tels que GSM [50, 27, 28], IS-95 [31], etc. Ce système émergent devrait, par sa nouvelle bande de fréquence (entre 1900 Mhz et 2170 Mhz), proposer une meilleure qualité de service aux communications sans fil et assurer des débits élevés compris entre 384 kbits/s et 2 Mbits/s. Sa normalisation est administrée par l'organisme 3GPP (*Third Generation Partnership Project*) [87]. Cependant, la connectivité inhérente des équipements mobiles reste quand même le point le plus important à garantir.

Dans ce chapitre, nous présenterons en premier l'architecture de base du réseau UMTS et sa migration vers le tout-IP. Dans une deuxième partie, nous détaillerons les principaux protocoles proposés dans la littérature pour gérer la mobilité dans ce type de réseau. En particulier, nous décrirons le fonctionnement de base du protocole Mobile IP qui est conçu pour offrir le support de la mobilité, en particulier la macro-mobilité. Ensuite, nous présenterons un aperçu sur différentes solutions de micro-mobilité dans IP. Cet aperçu se fera dans un cadre général nous permettant ainsi de tirer conclusions sur leurs évaluations de performance.

2.2 Architecture des réseaux UMTS

La mise en place d'un réseau UMTS nécessite l'introduction de nouveaux éléments. Comme le montre la figure 2.1, un réseau UMTS est composé d'un réseau coeur et d'un réseau d'accès. L'interface entre ces deux réseaux est appelée "Iu". Cette interface a été définie d'une manière aussi générique que possible afin d'être capable de connecter, en plus de l'UTRAN [90] (*UMTS Radio Access Network*), des réseaux d'accès de technologies différentes au réseau coeur de l'UMTS. Ainsi pourront se connecter par exemple le SRAN (*Satellite Radio Access Network*) ou le BRAN (*Broadband Radio Access Network*), qui est un réseau d'accès large bande utilisant une technologie d'accès de type WLAN (*Wireless Local Area Network*).

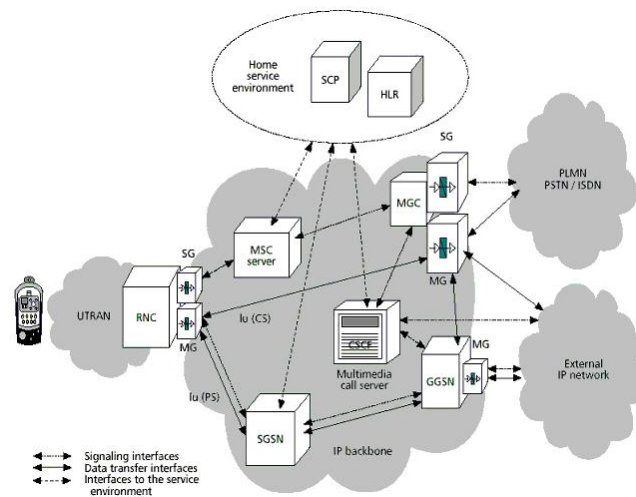


FIG. 2.1 – Architecture de l'UMTS (Version 5)

2.2.1 Le réseau coeur

La version 5 des spécifications élaborées dans le cadre du projet de partenariat de troisième génération (3GPP), définit une architecture de référence [94] divisée en trois domaines pour le réseau coeur de l'UMTS :

- le domaine de commutation de circuits (CS),
- le domaine de commutation de paquets (PS),
- le domaine multimédia IP (IMS).

Le domaine CS

C'est un prolongement de l'approche "sous-système réseau (NSS) du GSM" pour les services en mode circuit (services téléphoniques et supplémentaires). La version 5 du 3GPP

définit une approche “réseau de prochaine génération” (NGN) optionnelle où la couche de contrôle et la couche de connectivité peuvent être dissociées.

Le domaine PS

Ce domaine est un prolongement de l’approche “service général de radiocommunication en mode paquet (*General Packet Radio Services*, GPRS) [11]”. Il consiste essentiellement à un accès aux réseaux de données en mode paquet. Les principales entités fonctionnelles du domaine PS sont :

- Le noeud de support GPRS de desserte (*Serving GPRS Support Node*, SGSN) : remplit les fonctions de noeud d’accès au réseau et de gestion de la mobilité.
- Le noeud de support GPRS de transit (*Gateway GPRS Support Node*, GGSN) : donne accès à la zone des services des réseaux de données en mode paquet IP (réseaux IP avec gestion de la QoS, ISP, Internet). Il permet également aux paquets venant des réseaux de données externes d’être acheminés vers le SGSN du destinataire en utilisant le principe de l’encapsulation. Le protocole qui réalise la mise en tunnel étant le *GPRS Tunnel Protocol* (GTP) [11].

Grâce à cette connectivité omniprésente et rapide aux réseaux IP, la téléphonie IP fournit ainsi des “services multimédias” mobiles unifiés combinant toute sorte de médias tels que le son, le graphique, l’image, le texte et les données.

Le domaine IMS

Pour la bonne gestion des services multimédias, le domaine IMS est prévu pour les applications multimédias IP, telles que développées par l’UIT (H.323 [38]) pour les réseaux fixes et l’IETF (SIP [77] : *Session Initiation Protocol*) avec, comme objectif supplémentaire, de construire une architecture complète de services. En outre, l’architecture du domaine IMS repose sur un certain nombre de concepts communs :

- Le plan de données et le plan de contrôle sont séparés.
- Une communication IMS repose sur des extrémités et des entités :
 - Des terminaux ;
 - Des passerelles assurant l’interfonctionnement entre les réseaux hétérogènes. Elles sont de deux types : les passerelles de média servant pour la conversion de flux et les passerelles de signalisation servant d’interface avec le plan de contrôle des autres réseaux.
 - Des agents d’appel (fonctions de contrôle des sessions d’appel) chargés du contrôle des appels.

Les principales entités fonctionnelles du domaine IMS sont :

- La fonction de contrôle des sessions d’appel (CSCF) : contrôle les sessions multimédias avec la possibilité d’ajouter, de modifier ou de supprimer des supports utilisés par les services des usagers. Les fonctionnalités suivantes sont prises en charge par la CSCF :
 - Passerelle d’appels entrants : sert de point d’entrée et assure le routage des appels entrants.
 - Fonction de contrôle d’appel : établit l’appel, y met fin et gère les états et les évènements.
 - Gestion des adresses : analyse, traduit, modifie et transpose les adresses.

- La fonction de contrôle de passerelle de média (MGCF) : contrôle l’état des communications pour les différents types de médias dans une passerelle de média. Elle assure la communication avec la CSCF et effectue la conversion entre les protocoles de contrôle d’appel des réseaux antécédents et du réseau UMTS 3G, autrement dit, elle assure une transparence quant au changement de signalisation pour un appel sortant d’un réseau PSTN (*Public Switched Telephone Network*) vers le réseau UMTS.

2.2.2 Le réseau d’accès UTRAN

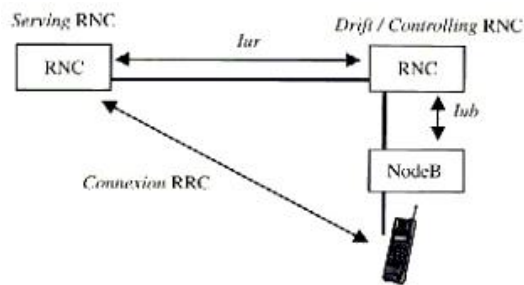


FIG. 2.2 – Le drift et le serving RNC

Les deux entités principales formant l’UTRAN [90, 57] sont :

- Le Node B : son rôle principal est d’assurer les fonctions de réception et de transmission radio pour une ou plusieurs cellules de l’UTRAN .
- Le RNC (*Radio Network Controller*) : son rôle principal est le routage des communications entre le Node B et le réseau coeur. Lorsqu’un mobile est en communication (voir figure 2.2), une connexion RRC (*Radio Resource Control*) est établie entre le mobile et

un RNC de l'UTRAN. Le RNC en charge de cette connexion est appelé SRNC (*Serving RNC*). Lorsque l'utilisateur se déplace dans le réseau, il peut être conduit à changer de cellule en cours de communication, et peut même se retrouver dans une cellule faisant partie d'un Node B ne dépendant plus de son SRNC. On appelle alors *controlling RNC* le RNC en charge de ces cellules distantes. D'un point de vue RNC, le RNC distant est appelé *drift RNC*. Les données échangées entre le *serving RNC* et le mobile transitent par les interfaces Iur et Iub (voir figure 2.2). Le *drift RNC* joue donc le rôle de simple routeur vis à vis de ces données.

2.3 Gestion de la mobilité dans les réseaux 3G

Comme nous l'avons mentionné dans l'introduction générale, la gestion de la mobilité est généralement divisée en deux parties distinctes : macro et micro-mobilité. La macro-mobilité concerne les mouvements des utilisateurs à grande échelle, entre deux domaines différents. Quant à la micro-mobilité, elle désigne les mouvements des mobiles à petite échelle, à l'intérieur d'un même domaine ou réseau sans fil. Cette division est aujourd'hui largement admise et les deux types de mobilité sont gérés indépendamment. On utilise généralement Mobile IP [66, 43] comme protocole de gestion de la macro-mobilité, la micro-mobilité faisant encore l'objet de nombreuses recherches. Avant de poursuivre avec le fonctionnement de base du protocole Mobile IP, nous allons évoquer dans ce qui suit l'utilisation de ce protocole dans les réseaux 3G.

2.3.1 Mobile IP dans les réseaux 3G

Le protocole Mobile IP est généralement présent pour supporter la mobilité en mode "paquet" dans les réseaux 3G. Plusieurs architectures intégrant ce protocole comme support de mobilité entre domaines ont été proposées. Ces architectures peuvent être classées en trois types de base.

L'architecture présentée dans la figure 2.3(a), utilise les deux entités fonctionnelles du domaine à commutation de paquets (PS), le SGSN et le GGSN.

Un mobile, pour communiquer avec le réseau de données, doit s'enregistrer avec le réseau coeur en effectuant un "*GPRS attach operation*". Ceci crée deux sessions GTP [11] spécifiques pour le mobile. Le GGSN doit mémoriser en permanence pour un abonné actif le SGSN dont il dépend. Les paquets sont alors encapsulés dans des trames GTP puis transférés entre le RNC et le GGSN via un réseau de transport. Dans la version 3 de l'UMTS [34], le transport des données s'effectue en utilisant le protocole AAL2/ATM [36, 35]. Les versions 4, 5 et 6 [88, 91] préfèrent utiliser IP [70, 21] comme couche de transport dans une optique de réaliser

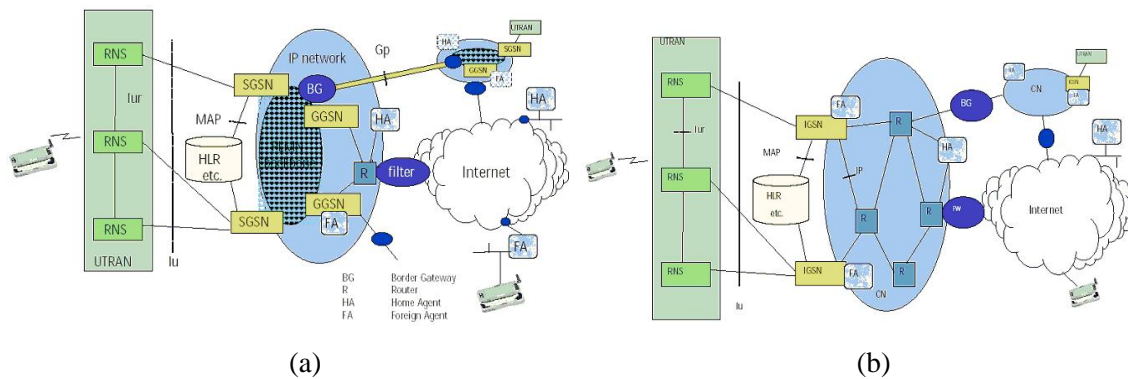


FIG. 2.3 – Mobile IP dans l'UMTS

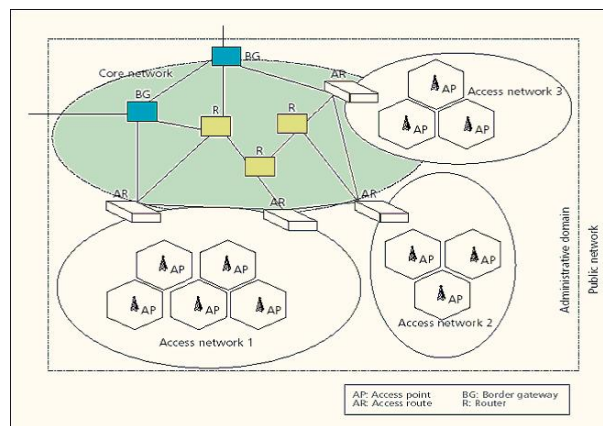


FIG. 2.4 – Réseau UMTS tout-IP avec "AR 3G"

des réseaux tout-IP.

Pour gérer la mobilité, le *Foreign Agent* (FA) est localisé dans le GGSN et le *Home Agent* (HA) dans le cœur du réseau IP. Quant à la mobilité locale, elle est supposée gérée par le protocole GTP. Il s'agit plutôt d'une redirection de session quand on change de RNC ou de SGSN. En effet, si on change de RNC tout en gardant le même SGSN, il suffit de changer la session GTP entre le SGSN et le RNC, par contre, si on change de SGSN, les 2 sessions GTP doivent être changées.

L'architecture présentée dans la référence [89], propose de combiner les fonctionnalités du SGSN et du GGSN en un seul nœud appelé IGSN (*Integrated GPRS Support Node*) (voir figure 2.3(b)). Dans ce cas, la gestion de la mobilité est semblable à celle utilisée pour la précédente architecture, c'est à dire que le protocole Mobile IP gère la mobilité globale en plaçant le FA dans le IGSN et le protocole GTP gère la mobilité locale en instaurant des sessions GTP spécifiques au mobiles entre le RNC et le IGSN.

Toutefois et comme nous l'avons dit précédemment, les descriptions des réseaux mobiles de nouvelle génération (3G+) présentent une tendance vers ce qu'il est convenu d'appeler le tout-IP, c'est à dire un type de réseau d'accès sans fil fonctionnant sous IP depuis la station mobile jusqu'à l'accès vers l'Internet. De nouvelles architectures ont été ainsi proposées. En particulier, la figure 2.4 propose de combiner les fonctionnalités des noeuds IGSN et RNC en un seul noeud nommé *Access/Router* (AR). Cependant, il n'y a aucune restriction quant à l'emplacement du AR dans la topologie. Le reste du réseau coeur est constitué de routeurs et de commutateurs. Une architecture similaire est proposée par [54] dans le contexte des réseaux *cdma 2000*. L'avantage de ce type d'architecture réside sur le fait que l'opérateur aura la possibilité de partager son réseau coeur avec d'autres techniques d'accès. De ce fait, on peut parler de "AR 3G" pour l'UMTS, d'un "AR 802.11" pour les *WirelessLAN*, etc. Dans ce type de réseau, la mobilité est gérée par le protocole Mobile IP en plaçant le FA dans le AR.

Dans ce qui suit, nous allons décrire le fonctionnement de base du protocole Mobile IP ainsi que les différentes solutions de micro-mobilité dans les réseaux de prochaine génération.

2.3.2 Détail du protocole Mobile IP

Mobile IP [66, 43] est une des premières propositions d'adaptation de IP [70, 21] pour la gestion de la mobilité. Sa simplicité et sa flexibilité lui ont assuré un succès grandissant au sein de l'IETF et ce protocole fait maintenant l'objet de plusieurs RFC et drafts.

Principe de base

Mobile IP définit le principe de l'utilisation d'une adresse temporaire lorsqu'un noeud mobile (MN) se connecte sur un réseau qui n'est pas le sien. Cette adresse, appelée Care-of-Address (CoA) ou adresse temporaire, est obtenue au moment de la connexion via un serveur dédié nommé Foreign Agent (FA). Le MN s'enregistre alors auprès d'une machine de son réseau d'origine, le Home Agent (HA), de telle façon que celui-ci connaisse à tout moment la CoA des MN issus de son réseau.

La figure 2.5 présente le fonctionnement de base de Mobile IP. Lorsqu'une station dans l'Internet veut communiquer avec le mobile, les paquets qu'elle envoie vont être naturellement routés vers le réseau d'origine de celui-ci (étapes 1,2). Le HA va alors les capturer et les encapsuler vers la CoA du mobile concerné (étape 3). A l'arrivée, les paquets sont décapsulés par le FA et délivrés au mobile lui-même (étape 4). Dans l'autre sens (sens montant), les datagrammes envoyés par le noeud mobile sont généralement remis aux destinataires en utilisant les mécanismes de routage IP standards (étapes 5,6).

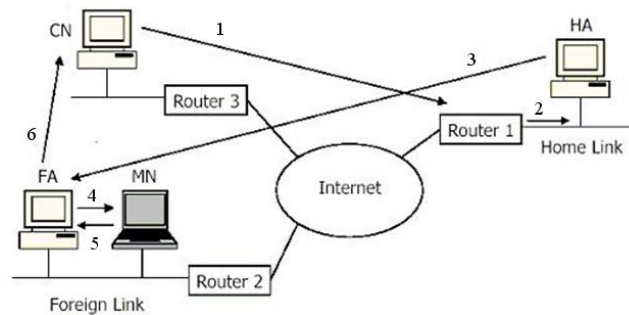


FIG. 2.5 – Principe de Mobile IP

Encapsulation IP dans IP

Mobile IP utilise le principe d'encapsulation IP dans IP, encore appelé tunnel IP, pour transmettre les paquets interceptés par l'agent mère (HA) vers la position courante du mobile. Le HA ne fait qu'encapsuler les paquets, c'est à dire qu'il ne les modifie pas de telle façon qu'il n'a pas besoin de recalculer les sommes de contrôle (*checksum*) des couches supérieures. Il se contente donc d'ajouter un nouvel en-tête IP devant l'en-tête du datagramme reçu [65], comme le montre la figure 2.6. Ainsi, les datagrammes sont facilement redirigés et routés dans l'Internet. L'adresse IP vers laquelle l'agent mère fait suivre les paquets destinés au mobile est la Care-of-Address (CoA).

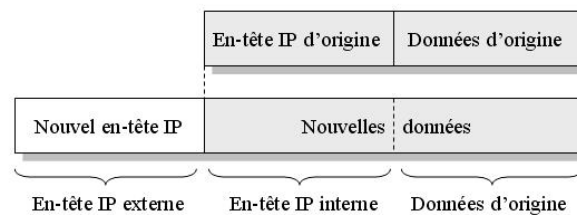


FIG. 2.6 – Encapsulation IP dans IP

Découverte et enregistrement de l'adresse temporaire du mobile

La découverte de l'adresse temporaire du mobile (CoA) a été construite en utilisant un standard existant appelé *Router Advertisement*, spécifié dans la RFC 1256 du protocole ICMP (*Internet Control Message Protocol* [22]). Le mécanisme rajoute simplement des informations dans les paquets d'avertissement du routeur, sans en modifier la structure. Quand un routeur supporte Mobile IP et peut donc agir en tant qu'agent relais, celui ci envoie périodiquement

des paquets sur l'adresse de diffusion du réseau. En outre, si un périphérique mobile ne veut attendre, il peut lui aussi diffuser une demande sur cette même adresse de diffusion. Si le noeud mobile ne reçoit pas de nouvelles de l'agent auquel il est rattaché, il doit considérer que celui-ci est hors de portée de son réseau. Par conséquent, c'est à lui d'envoyer de nouvelles requêtes pour recevoir une nouvelle CoA.

Une fois l'adresse temporaire (CoA) est obtenue par le périphérique mobile, son agent mère doit le savoir. Le processus commence quand un noeud mobile, avec éventuellement l'assistance d'un agent relais, envoie une requête d'enregistrement avec comme information son adresse temporaire. La requête se fait à l'aide d'un paquet UDP [71]. Quand l'agent mère reçoit ensuite cette information, il l'ajoute dans sa table de routage, approuve ou refuse la requête et envoie une confirmation à l'expéditeur. Cette procédure d'enregistrement est bien entendu accompagnée d'une authentification [4] afin de s'assurer que les paquets destinés au mobile ne sont pas détournés par une autre machine. Elle se décompose en quatre messages [63], comme le montre la figure 2.7 :

- demande d'enregistrement au FA (*Registration Request*),
- traitement de la demande par le FA, puis sa transmission au HA,
- notification d'acceptation ou de refus de prise en charge du mobile du HA au FA (*Registration Reply*),
- traitement de la notification par le FA et transmission de l'information au mobile.

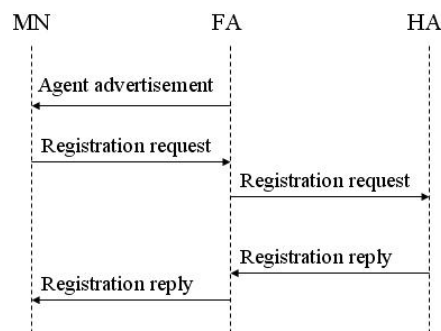


FIG. 2.7 – Procédure d'enregistrement dans Mobile IP

La figure 2.8 présente les protocoles utilisés par Mobile IP pour supporter les opérations de découverte, d'enregistrement et d'encapsulation discutées plus haut. La procédure d'enregistrement utilise un protocole de transport simple comme l'UDP [71] puisqu'il s'agit d'un échange basique de requêtes/réponses qui ne nécessitent pas de protocole orienté connexion tel que TCP [72]. Le protocole ICMP [22] est utilisé pour la découverte des agents relais.

Quant à l'encapsulation, elle est effectuée au niveau IP.

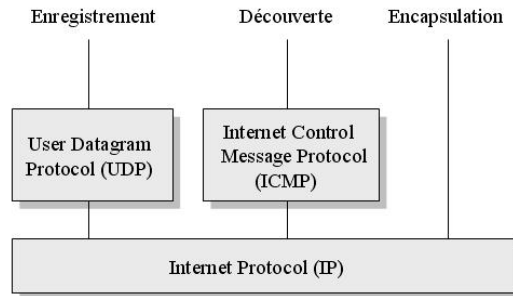


FIG. 2.8 – Protocoles supportant Mobile IP

Changements avec IPv6

Mobile IP a fait l'objet de nombreuses améliorations et optimisations à partir de son schéma de base. Mobile IPv6 [43], contrairement à son homologue Mobile IPv4 [66], fait parti intégrante du protocole IPv6 [21]. Cette nouvelle version du protocole Internet définit un certain nombre de fonctionnalités. Ces dernières offrent la possibilité d'ajouter de nouveaux comportements aux machines de l'Internet. Le problème actuel est qu'un correspondant envoie toujours un paquet à destination du noeud mobile vers l'agent mère de ce noeud, et ce dernier le renvoie vers l'agent relais. Ce problème n'apparaît pas dans le sens mobile vers le correspondant puisqu'on utilise des mécanismes de routage IP standard. C'est ce qu'on appelle "routage triangulaire"¹. Mobile IPv6 [43] permet de pallier à ce problème grâce à un système de correspondance d'adresses. Le correspondant reçoit de l'agent mère un message de mise à jour de correspondance. Ce message contient l'adresse temporaire du noeud mobile qui est alors stockée chez le correspondant. Ce dernier crée ensuite un tunnel directement entre lui et l'adresse temporaire du MN, évitant ainsi de passer par l'agent mère. Ce service fait parti intégrante de Mobile IPv6 (cette fonctionnalité n'était qu'un ajout dans Mobile IPv4).

2.3.3 Limites de Mobile IP

Mobile IP souffre de plusieurs faiblesses qui ont amené à définir l'approche de macro/micro-mobilité. Parmi ces faiblesses, on cite :

- Latence du Handover et du contrôle du trafic : les mécanismes de détection de mouvement et d'enregistrement auprès du *Home Agent* introduisent deux types de délai.

1. Le routage triangulaire est le routage utilisé par défaut. Il devient particulièrement peu performant lorsque le noeud mobile en déplacement et son correspondant sont sur le même réseau IP

(i) Le temps que met le MN pour détecter le changement du sous-réseau d'attachement. Ce temps peut être très long car les mécanismes de détection du mouvement dans mobile IP sont basés sur l'expiration du *timer* dans les messages d'avertissement du FA ou sur la comparaison du préfixe d'adresse de deux messages différents. Ainsi, tant que le déplacement du noeud mobile ne se situe pas entre des points d'accès sur des sous-réseaux IP différents, des mécanismes de mobilité du niveau liaison offrent probablement une convergence plus rapide et nécessitent moins d'overhead que Mobile IP.

(ii) Latence d'enregistrement. En effet, dans la version standard de Mobile IP, la nouvelle localisation d'un mobile est toujours signalée à son agent mère (HA). Ce dernier est ainsi averti de tous les déplacements des mobiles qu'il gère. Ces opérations génèrent une grande quantité de signalisation. De plus, les pertes de paquets pendant les handovers peuvent être importantes puisque la procédure d'enregistrement est longue, en particulier si le HA se trouve à l'autre bout du monde. La durée d'un handover peut atteindre plusieurs secondes dans l'Internet actuel.

- Problèmes liés à la QoS : le changement fréquent d'adresse temporaire (CoA) rend le support de QoS difficile. Avec RSVP classique, par exemple, les réservations doivent être rétablies le long du chemin chaque fois que le MN se déplace, même si une partie importante du réseau reste inchangée.

2.3.4 Solutions de micro-mobilité

Pour faire face aux limites de Mobile IP, plusieurs solutions ont été proposées. Le processus de handover peut être amélioré soit en réduisant le nombre de paquets perdus, soit en diminuant la charge de la signalisation, soit encore en rendant le processus le plus rapide possible.

Les protocoles de micro-mobilité sont conçus pour des environnements où les noeuds mobiles changent leur point d'attachement si fréquemment que les performances de Mobile IP se révèlent insuffisantes, comme il a été décrit dans le paragraphe précédent. La micro-mobilité est la gestion fine de la mobilité, souvent dans une aire ou un domaine limité en taille. Des descriptions et comparaisons des différents protocoles de micro-mobilité proposés tels que IDMP [56], TeleMIP [19], HAWAII [73], Cellular IP [92, 12] et MIP-RR [26, 78] ont été publiés [13, 68, 51]. Dans ce qui suit, nous présentons un aperçu sur ces principales solutions de micro-mobilité ainsi que sur le protocole de *Fast Handover* dans Mobile IP, noté FMIP.

Fast Handover dans Mobile IP: FMIP

Afin de supporter localement des handovers rapides entre sous-réseaux, tout un ensemble de propositions se focalisent sur la réalisation du *Fast Handover* [48, 42, 46, 55, 49]. Le *Fast Handover* consiste en la réduction du temps de latence du handover et de la perte de paquets pendant un handover. L'idée de base du Fast Handover dans Mobile IP [49] est de permettre au noeud mobile d'obtenir sa nouvelle adresse temporaire avant d'effectuer le handover vers le nouveau sous-réseau afin qu'il puisse immédiatement communiquer lorsque la connexion avec son nouveau routeur d'accès est établie. Ceci nécessite une anticipation de mouvements. Celle-ci peut être réalisée à l'aide des messages échangés dans la couche liaison du modèle OSI [20] ou grâce à des informations de niveau 2 (mesure de l'intensité de signal) appelées déclencheurs de niveau 2 (*L2 trigger* [23, 24]). Des exemples de déclencheurs de niveau 2 utilisés sont la perte de lien avec un point d'accès ou l'établissement d'un lien avec un nouveau point d'accès.

Lorsque le routeur d'accès courant reçoit l'indication que le noeud mobile est sur le point d'effectuer un handover, il crée une nouvelle adresse temporaire valide pour le noeud mobile à l'aide de la méthode d'auto-configuration d'adresse sans état [86]. Cette adresse est ensuite envoyée, en plus de l'adresse IP du nouveau routeur d'accès, au noeud mobile, par le biais d'un message *proxy router advertisement*. Ainsi et juste avant d'effectuer le handover, le noeud mobile envoie un *fast binding update* à son routeur d'accès courant. A la réception de ce message, le routeur d'accès courant effectue deux opérations simultanément. La première, c'est qu'il envoie un acquittement au noeud mobile pour indiquer que la mise à jour est effectuée. La deuxième concerne le transfert des paquets destinés au noeud mobile vers le nouveau routeur d'accès qui les stockera dans un tampon en attendant de pouvoir les envoyer au noeud mobile lorsqu'il sera connecté.

Lorsque le noeud mobile se connecte au nouveau routeur d'accès, il lui envoie un *fast neighbor advertisement* pour déclencher la retransmission des éventuels paquets en attente sur le routeur d'accès. Enfin, après le déplacement du noeud mobile, ce dernier envoie un *binding update* à son agent mère et à ses correspondants à travers le nouveau routeur d'accès pour enregistrer sa nouvelle adresse temporaire.

TeleMIP

Telecommunication-Enhanced Mobile IP [19] (TeleMIP) est un protocole simple et bien adapté au cas des réseaux CDMA [54]. TeleMIP définit un nouvel agent de mobilité appelé *TeleMIP Mobility Agent* (TMA). Un réseau TeleMIP est composé d'un ensemble de sous-réseaux (composés d'une machine centrale agissant comme FA local et d'un ensemble de

points d'accès qui lui sont connectées) et d'une série de machines faisant fonction de TMA. Chaque FA est connecté à au moins un TMA du réseau global. Lorsqu'un noeud mobile se connecte au réseau, il obtient deux adresses temporaires du FA local : l'une est enregistrée auprès d'un TMA et restera valide tant que le MN restera dans le domaine (cela lui servira de CoA), l'autre est strictement locale et ne sert qu'à identifier le mobile tant qu'il reste dans le sous-réseau.

Le fonctionnement de TeleMIP est très simple : lorsqu'un paquet destiné au noeud mobile arrive dans le réseau, il porte la CoA du MN comme adresse de destination. Ce paquet est alors intercepté par le TMA concerné qui consulte sa table de correspondance entre adresse locales et CoA. Ce qui lui permet de le faire suivre jusqu'au réseau local où se trouve le noeud mobile. Ainsi, le FA local ne lui reste qu'à délivrer le paquet au MN via le bon point d'accès.

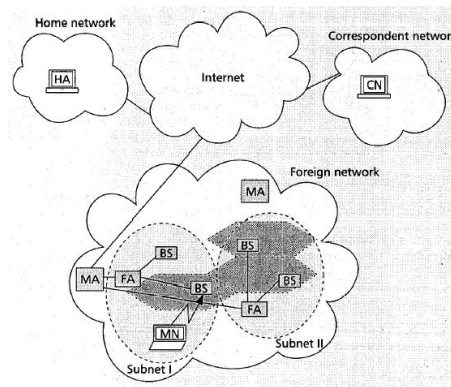


FIG. 2.9 – Micro-mobilité avec TeleMIP

HAWAII

Handoff-Aware Wireless Access Internet Infrastructure [73] (HAWAII) a été conçu pour gérer la micro-mobilité à l'intérieur d'un réseau visité. Le principe de HAWAII est de définir, au sein des réseaux, un domaine HAWAII, c'est à dire un ensemble de machines interconnectées utilisant ce protocole (voir figure 2.10). Le mobile continue à utiliser Mobile IP et peut ainsi se déplacer librement sans se préoccuper du réseau qui va l'accueillir.

Le fonctionnement du protocole HAWAII peut être résumé comme suit. Lorsqu'un MN procède à un handover au sein du domaine HAWAII, le nouveau point d'accès notifie l'ancien par un message *HAWAII path setup update*. L'ancien point d'accès met alors à jour sa table de routage et ajoute une nouvelle entrée correspondant à l'adresse IP du mobile. Ce message est ensuite transféré de proche en proche aux routeurs ascendants jusqu'à ce qu'il atteigne le *crossover router* qui est le noeud de rencontre du nouveau et ancien chemin. Ce dernier met

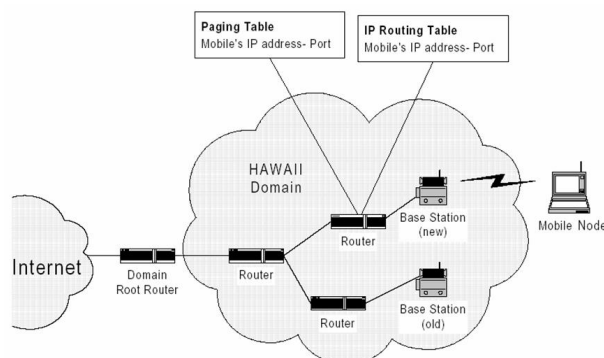


FIG. 2.10 – Micro-mobilité avec HAWAII

également à jour sa table de routage en ajoutant une nouvelle entrée correspondante au mobile. Ainsi, les paquets destinés au terminal mobile seront redirigés vers sa nouvelle localisation. Il est à noter que, pendant un temps égal à un *timeout*, l'ancienne route devient inactive. En effet, les états de chemins mémorisés dans les routeurs HAWAII sont basés sur le principe dit d'état souple (*soft state*). Ce qui veut dire que les chemins établis au niveau de tout noeud HAWAII doivent être rafraîchis périodiquement afin de rester actifs.

Il est à noter que ce mécanisme facilite l'apport de QoS au niveau des flux. L'exemple donné par la référence [73] concerne l'utilisation du protocole RSVP [8] avec HAWAII. Le protocole RSVP sera détaillé dans le prochain chapitre.

Le protocole HAWAII définit également deux mécanismes : le *forwarding scheme* et le *non-forwarding scheme*. Le premier mécanisme permet de réduire le taux de perte des paquets au moment du handover en transférant les paquets en transit de l'ancien point d'accès vers le nouveau. Ce type de mécanisme est optimal pour des réseaux où le noeud mobile ne peut écouter ou transmettre qu'à un seul point d'accès à la fois. Quant au deuxième mécanisme (*non-forwarding scheme*), il a la particularité de ne pas transférer les paquets en transit vers la nouvelle localisation. Ce type de mécanisme est optimal dans le cas où le dispositif radio du terminal mobile est capable d'écouter deux ou plusieurs canaux logiques simultanément.

Cellular IP

Cellular IP [92, 12], inspiré des systèmes cellulaires, se propose également de résoudre la gestion de la mobilité à l'intérieur d'un domaine. Ce protocole a été conçu pour répondre rapidement à un grand nombre de noeuds mobiles qui migrent fréquemment et pour être utilisé dans des réseaux locaux ou métropolitains. Il s'agit d'une extension du protocole Mobile IP et non d'une solution de remplacement.

Cellular IP fonctionne avec une hiérarchie composée d'un routeur passerelle et de noeuds cellular IP, qui sont des points d'accès et des noeuds mobiles implémentant le protocole Cellular IP (voir figure 2.11). Le routeur passerelle assure la liaison entre le réseau cellular IP et le reste de l'Internet. Ce routeur constitue en fait le meilleur emplacement possible pour le *Home Agent* si le réseau d'accès est aussi le réseau mère pour certains noeuds mobiles, et peut servir comme *Foreign Agent* pour les noeuds qui ne font que visiter le site.

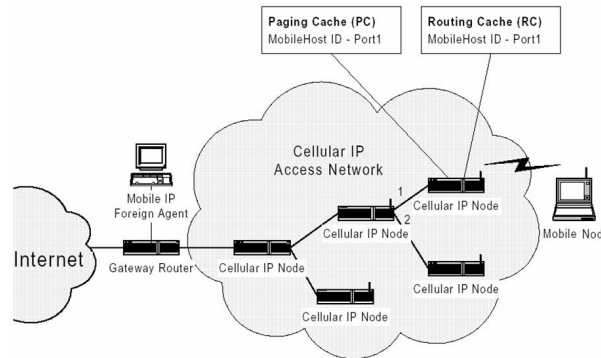


FIG. 2.11 – Micro-mobilité avec Cellular IP

La gestion de la localisation est très différente de celle de Mobile IP. L'adresse IP n'est plus utilisée pour localiser un équipement mais uniquement pour l'identifier. De ce fait, il n'est plus nécessaire de faire des encapsulations ou des conversions d'adresses. La localisation des noeuds mobiles est contenue dans deux différents caches dans les points d'accès. L'utilisation de deux caches permet de différencier le traitement des noeuds mobiles actifs des inactifs. Un noeud est considéré comme étant actif quand il échange des paquets de données avec au moins un correspondant. Le cache de pagination est utilisé pour localiser les noeuds mobiles inactifs et le cache de routage pour la localisation des noeuds actifs. Ces caches stockent des associations entre l'adresse IP du noeud mobile et l'interface du point d'accès utilisée pour atteindre ce noeud. Ces associations sont construites par le chemin inverse des paquets envoyés par le noeud mobile (aussi bien les paquets de données que ceux de contrôle). Le routage se fait donc de saut-en-saut sur le plus court chemin.

Dans ce schéma, le changement de point d'accès, appelé handover dur (*hard handover* [92]), est automatiquement géré par le protocole. Cependant, des paquets peuvent être perdus pendant le temps que le message de contrôle Route-Update atteint le point d'accès qui doit réaliser le changement de route. Quand un noeud mobile peut interagir simultanément avec deux points d'accès, il peut faire un *semi-soft handover* [12]. Quand un noeud mobile décide de se déplacer sur un nouveau point d'accès, il envoie un Route-Update avec un champ spécifique à travers le nouveau point d'accès et retourne écouter l'ancien. Quand le Route-Update atteint

le premier point d'accès qui avait déjà une entrée pour le noeud, une nouvelle entrée est créée (au lieu d'écraser l'ancienne). Les paquets de données sont alors envoyés à l'ancienne et à la nouvelle localisation du noeud mobile. Quand le noeud mobile décide par la suite de se rattacher au nouveau point d'accès, il envoie un Route-Update pour détruire l'entrée avec l'ancien point d'accès.

MIP-RR

Mobile IP Regional Registration [26, 78] (MIP-RR) appelé encore Mobile IP hiérarchique est une solution pour effectuer des enregistrements régionaux, c'est à dire à l'intérieur du domaine visité. Les enregistrements régionaux réduisent le nombre de messages de signalisation qui sont envoyés jusqu'au réseau mère. Ils réduisent également le délai de signalisation lorsqu'un noeud mobile se déplace d'un *Foreign Agent* à un autre, tout en restant dans le même domaine.

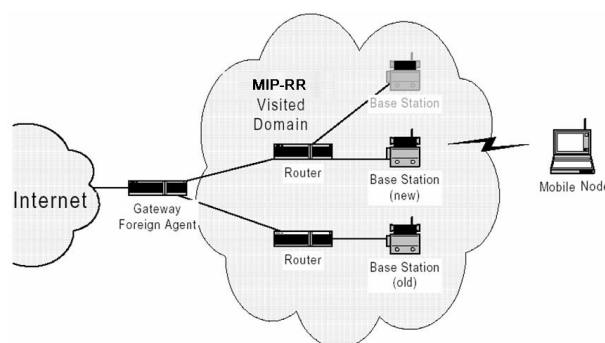


FIG. 2.12 – Micro-mobilité avec MIP-RR

Dans la gestion des tunnels IP régionaux, le noeud mobile peut se déplacer à l'intérieur d'un domaine visité sans informer son agent mère (HA) de chaque mouvement. Lorsqu'un utilisateur mobile arrive pour la première fois dans un réseau visité, il s'enregistre normalement auprès de son agent mère. Par la suite, il s'enregistre de manière régionale à l'intérieur du réseau visité.

Si le réseau visité supporte la gestion des tunnels régionaux, il existe un *Foreign Agent* particulier appelé *Gateway Foreign Agent* (GFA) dans le contexte d'IPv4 ou *Mobility Anchor Point* (MAP) dans le contexte d'IPv6 qui gère la mobilité régionale. Le noeud mobile utilise l'adresse IP du GFA comme adresse temporaire lorsqu'il s'enregistre auprès de son HA. Cette adresse temporaire ne change pas lorsque le mobile se déplace entre des FAs situés sous le même noeud GFA. Ainsi, les enregistrements ne sont plus faits auprès du HA tant que le mobile se déplace sous le même GFA. Si ce dernier change, le noeud mobile doit à nouveau

s'enregistrer auprès de son agent mère. Il est à noter que des enregistrements normaux auprès du HA sont également nécessaires pour que l'association entre le MN et le GFA n'expire pas. Le protocole MIP-RR peut être étendu pour supporter plus que deux niveaux d'hierarchie. En effet, un domaine pourrait être divisé en sous-domaines, ces sous-domaines peuvent eux-mêmes se diviser en de plus petits domaines si nécessaire et ainsi de suite. La figure 2.12 illustre les principes de base du protocole MIP-RR.

2.4 Conclusion

Dans ce chapitre, un ensemble de protocoles dédiés à la gestion de la mobilité des terminaux dans les réseaux de prochaine génération a été présenté. Dans un premier temps, nous avons présenté l'architecture des réseaux de troisième génération, à savoir l'UMTS et sa migration vers le tout-IP. Ensuite, nous avons vu le fonctionnement détaillé du protocole de gestion de la mobilité le plus populaire qui est Mobile IPv4 et son évolution vers l'IPv6 ainsi que ses limites pour gérer efficacement la micro-mobilité. Finalement, nous avons étudié les principales solutions d'optimisation du handover, et ce, soit en rendant le handover le plus rapide possible, soit en réduisant le temps d'enregistrement du protocole Mobile IP. Pour la première catégorie, on pourra retenir le Fast Handover dans Mobile IP qui permet de préparer la configuration sur le nouveau routeur d'accès préalablement au déplacement. La dernière catégorie de propositions suggère la division des réseaux d'accès en domaines, à l'intérieur desquels la mobilité des noeuds est cachée aux noeuds extérieurs au domaine. Le protocole de gestion de la mobilité des noeuds à l'intérieur des domaines (micro-mobilité) pourra même être différent que le protocole de gestion inter-domaines (macro-mobilité).

Afin de comprendre la problématique de support de la qualité de service dans les réseaux cellulaires, nous étudierons dans le chapitre suivant les diverses approches de support de la QoS dans les réseaux IP fixes et mobiles. Cette étude nous permettra de réaliser quels sont les principaux enjeux dans un environnement IP mobile dans le but d'optimiser la mobilité locale.

Chapitre 3

Qualité de Service dans les Réseaux IP Fixes et Mobiles

3.1 Introduction

La qualité de service dans un environnement IP reste un concept assez ambigu et ayant différentes interprétations possibles. Dans la communauté Internet, deux écoles de pensées se sont distinguées par leurs propositions sur la QoS : IntServ (*Integrated Services Architecture*) [9, 80] et DiffServ (*Differentiated Services Architecture*) [7]. Une troisième approche appelée MPLS (*Multi-Protocol Label Switching*) [75, 84] est également apparu comme une solution permettant d'organiser la rencontre entre l'administration de bande passante et le besoin de services pour les nouveaux réseaux IP. Couplé aux protocoles évolués de routages qui ont vu le jour, MPLS se veut particulièrement adapté au support de la qualité de service et à l'ingénierie de trafic.

Ce chapitre est organisé en deux parties. Nous allons, dans un premier temps, présenter les trois architectures de qualité de service proposées par l'IETF, à savoir l'architecture IntServ, l'architecture Diffserv et le protocole MPLS. Le rappel théorique concernant MPLS sera plus important parce que ce protocole sera d'importance capitale pour la suite de notre manuscrit. Nous passerons en revue, dans un deuxième temps, les principales approches et techniques existantes de support de la QoS dans un environnement IP mobile.

3.2 Architecture à Intégration de Services

3.2.1 Principe d'IntServ

L'architecture à Intégration de Services [9, 80], développée par le groupe de travail Intserv de l'IETF, propose un ensemble d'extensions à l'architecture Internet. Ce modèle repose nativement sur le protocole IP, donc sur un service dit *Best Effort*. IntServ est un service orienté flot de données, ce qui signifie que chaque flot de données peut disposer ou demander une QoS spécifique. L'architecture Intserv repose sur deux principes fondamentaux :

- (i) le réseau doit être contrôlé et soumis à des mécanismes de contrôle d'admission,
- (ii) des mécanismes de réservation de ressources sont nécessaires pour fournir des services distincts.

Un mécanisme explicite est utilisé pour signaler les exigences de QoS par flot aux éléments du réseau (hôtes, routeurs ou sous-réseaux). Les éléments du réseau, selon les ressources disponibles, implémentent l'un des services Intserv en fonction du type de QoS souhaité pendant la transmission des données. Le modèle distingue trois classes de service définies :

- *Guaranteed Service* [81] : cette classe limite le délai d'acheminement à une borne supérieure à ne pas dépasser. Le protocole de réservation des ressources utilisé est RSVP (*Resource reSerVation Protocol*) [8, 95] qui est une implémentation de protocole de l'architecture IntServ. Ce protocole sera décrit dans la sous-section qui suit. La demande de réservation peut comporter deux parties :
 - FlowSpec, spécification de la qualité de Service par flot
 - FilterSpec, spécification des paquets devant être prise en compte

En d'autres termes, à l'intérieur du même flot, des paquets peuvent disposer d'une certaine QoS et d'autres non.

- *Controlled Load* (CL) [96] : cette classe agit sur la charge du réseau, en vue de spécifier un comportement identique du réseau avec très peu de charge. Le but est donc de fluidifier la charge du réseau avec des techniques de contrôle. Les temps de passage dans les noeuds de flots CL doivent être voisins des temps des flots Best Effort, si le réseau est très peu chargé.
- *Best Effort* : cette classe intègre les flux restants sans QoS associée.

Les deux premières classes correspondent à des services rigides avec de fortes contraintes à respecter (services temps réel sensibles au délai et surtout à la gigue). La troisième classe correspond à des services élastiques ou non temps réel (par exemple, connexion à distance, transfert de fichiers, messagerie).

Le modèle spécifie également les conditions que doivent satisfaire les éléments assurant le

service. Ainsi, quatre fonctions de contrôle du trafic sont définies pour les routeurs :

- Le classifieur de paquets sépare les flots entrants en fonction de la qualité de service qu'ils demandent,
- L'ordonnanceur de paquets détermine l'ordre de traitement des paquets classifiés,
- Le contrôleur d'admission permet de décider si un nouveau flot peut être admis sans perturber les autres flots déjà établis et qui ont des garanties de QoS,
- Le protocole de réservation de ressources sollicite des réservations de bande passante sur chaque tronçon que le flot traverse.

Cependant, le défaut majeur du service IntServ est son orientation flot de données, qui pose des problèmes d'évolutivité ou passage à l'échelle (*scalability*), donc des problèmes de bon fonctionnement lorsque le nombre de flots de données augmente fortement comme dans l'Internet. Afin de bien fonctionner, les noeuds IntServ doivent garder en mémoire les caractéristiques de chaque flot de données. De plus, des décisions de traitement de chaque flot de données devant être prises, il est extrêmement difficile pour chaque noeud du réseau de gérer le traitement de chaque flot lorsqu'il reçoit des milliers de flots en même temps. De plus ces mêmes noeuds ont beaucoup de mal à traiter en priorité un flot de données parmi n flots lorsque n devient très grand et lorsque chacun des flots présente une classe différente.

Plusieurs éléments permettent de répondre à ces questions :

- Les Services Différenciés, *DiffServ* [7], qui constituent un autre groupe de travail de l'IETF, proposent une classification des flux par type d'application et par marquage des flux, et non plus par flots de données, permettant ainsi une bien meilleure scalabilité.
- Certains équipementiers ont également développé des ASIC (*Application Specific Integrated Circuit*) permettant de traiter plusieurs centaines de milliers de flots.

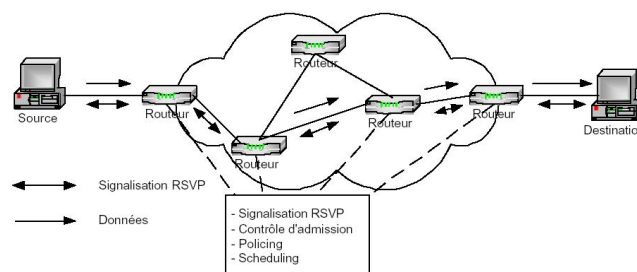


FIG. 3.1 – Architecture RSVP/Intserv

3.2.2 Le protocole RSVP

Le protocole de réservation de ressources RSVP (*Resource reSerVation Protocol*) [8, 95] a été développé par l'IETF. Il peut être utilisé dans le contexte de l'architecture IntServ ou indépendamment. Ce protocole fournit un moyen bien défini pour spécifier un flot de données et pour lui réserver les ressources nécessaires sur son chemin de communication. RSVP est basé sur le concept de session. Une session est composée d'au moins un flux de données et est définie par rapport à une destination (ou plus précisément par le triplet {adresse de destination, port de destination, identification du protocole}). Comme l'adresse de destination peut être une adresse de groupe, la destination associée à une session peut donc être un groupe de receveurs aussi bien qu'un receveur unique.

Dans RSVP, un flux est défini comme étant n'importe quel sous-ensemble de paquets d'une session ou, en d'autres termes, un sous-ensemble de paquets envoyés à une certaine destination. Un flux est donc unidirectionnel. RSVP supporte trois modes de réservations:

1. FF (*Fixed Filter*) pour recevoir d'un seul émetteur,
2. SE (*Shared Explicit*) pour recevoir d'un sous-ensemble d'émetteurs, qui typiquement n'émettent pas simultanément (les réservations étant agrégées sur les liens communs),
3. WE (*Wildcard Filter*) pour recevoir de tous les émetteurs.

RSVP fonctionne comme suit. Dans une session :

- Des messages PATH sont émis périodiquement vers la destination. Ces messages décrivent le flux de données émis par chaque source (en terme de qualité de service) et établissent dans les routeurs un "état de chemin" (*PATH state*) par flux. La période a une valeur moyenne $R = 30s$ par défaut [25].
- Des messages RESV sont émis périodiquement vers les émetteurs. Ces messages décrivent les réservations à effectuer. Grâce aux états de chemins établis par les messages PATH, les messages RESV suivent le chemin inverse des paquets de données. Ainsi les réservations sont faites dans les routeurs relayant ces données. Comme les ressources sont réservées à la requête des receveurs, RSVP offre donc un style de réservation dit "orienté receveurs". La période est choisie de la même manière que pour les messages PATH.
- Pour des raisons d'optimisation, les messages PATH et RESV, émis respectivement en amont et en aval d'un routeur et qui n'ont pas d'effet immédiat sur l'état du réseau, sont "bloqués" par ce routeur. Cependant, chaque routeur émet périodiquement ses propres messages PATH et RESV décrivant l'état des flux qu'il sert. Ceci permet ainsi aux routeurs RSVP de fusionner plusieurs messages RESV (venant de receveurs différents) en un seul message et ainsi d'assurer qu'il n'y ait au plus, par flux, qu'un message PATH et un message RESV émis sur chaque lien par période de rafraîchissement. Par contre,

lorsqu'un routeur reçoit un message affectant l'état d'un des flux qu'il sert, il retransmet sans délai une copie de ce message.

- Un temps de vie (*timer*) est associé à chaque ressource réservée. La valeur de ce temps de vie est réinitialisée chaque fois qu'un message RESV confirme l'utilisation de cette ressource. Si le temps de vie vient de s'écouler, la ressource correspondante est libérée. Ce type de réservation est dit basé sur le principe d'état souple (*soft state*). C'est à dire que l'état mis en place par les messages RSVP dans les routeurs est rafraîchi périodiquement. Ce principe d'état souple est aussi appliqué aux états de chemins mémorisés dans les routeurs (et rafraîchis par les messages PATH). Il est à noter que ces temps sont choisis de sorte à tolérer la perte de plusieurs messages de contrôle consécutifs. Trois paramètres importants contrôlent le *soft state*, à savoir :
 - R (*refresh period*): période de rafraîchissement,
 - L (*cleanup timeout*): temps au delà duquel un routeur supprime l'état en cas d'absence de rafraîchissement,
 - K tel que $L = K * R$

Cela signifie donc concrètement que RSVP tolère la perte d'au maximum $K - 1$ messages avant de supprimer l'état correspondant.

- De manière à améliorer le temps de réponse de RSVP aux changements dynamiques du routage dans le réseau, le mécanisme dit de "réparation locale" a été introduit. Lorsqu'un noeud RSVP détecte un changement de route [99], il envoie, sans délai, un message PATH par flux rerouté le long de la nouvelle portion de route. D'un autre côté, lorsqu'un noeud RSVP reçoit un message PATH pour un flux qu'il sert mais pour lequel l'état de chemin qu'il a mémorisé diffère de celui indiqué par ce message, le noeud met à jour son état de chemin et transmet immédiatement, le long du nouveau tronçon de route, un message RESV décrivant la réservation qu'il a pour ce flux.
- Des messages de relâchement (*teardown messages*) sont disponibles permettant de relâcher les états de chemins et réservations. Les requêtes de relâchement sont initiées soit par l'émetteur, le(s) receveur(s), ou par n'importe quel noeud RSVP intermédiaire (à l'expiration d'un temps de vie).

RSVP permet plusieurs styles de réservation : des ressources distinctes peuvent être réservées pour certains flux alors que certaines ressources peuvent être partagées par plusieurs flux. Ces styles de réservation sont exprimées par des filtres dans les messages RESV.

Dans l'état de spécification actuel, il est à noter que tous les messages de contrôle de RSVP sont échangés de façon non fiable, c'est-à-dire que RSVP n'utilise pas d'accusé de réception. De plus, un flux pour lequel aucune ressource n'a été réservée reçoit de la part d'un routeur un

traitement dit de “meilleur effort”. Donc, l’échec d’une réservation n’empêche en rien l’envoi de données.

3.3 L’architecture à différenciation de services

Le modèle DiffServ [7], proposé par l’IETF, offre des capacités de différenciation qui sont basées sur des mécanismes simples et résistants au facteur d’échelle. La technologie DiffServ est d’avantage destinée à être appliquée en coeur du réseau opérateur. Les services différenciés de l’architecture DiffServ permettent de diminuer substantiellement les informations d’état que chaque noeud du réseau doit mémoriser. Il n’est plus nécessaire de maintenir des états dans les routeurs pour chacun des flux. Ceci permet son utilisation à grande échelle.

Principe

La différenciation de services est principalement réalisée grâce au champ Differentiated Service (DS ou DSCP : *Differentiated Services Code Point*) [61] dans l’en-tête IP et au comportement associé (*Per-Hop Behavior* ou PHB). DiffServ divise le réseau en domaines. Un domaine est un groupe de noeuds qui fonctionnent avec un ensemble commun de politiques d’allocation de service et de définitions de PHB. Un domaine DiffServ est constitué de deux types d’éléments fonctionnels : les éléments de bordure et les éléments du coeur du réseau. Les éléments de bordure sont responsables de la classification des paquets et du conditionnement du trafic en fonction des accords de service (*Service Level Agreement*, SLA) entre les domaines voisins. Un SLA est un accord bilatéral entre des domaines, négocié statiquement ou dynamiquement. Le SLA peut être qualitatif ou quantitatif. Selon les SLAs, des spécifications de service (*Service Level Specification*, SLS) appropriées sont affectées aux noeuds de bordure. Le SLS contient des paramètres tels que la capacité de transmission, la taille des rafales et le débit crête.

Les noeuds de bordure contiennent les éléments suivants :

- un mètreur (*meter*) qui mesure le trafic afin de vérifier sa conformité par rapport au profil établi,
- un marqueur ou un classifieur (*classifier*) qui positionne le champ DS à une valeur déterminée (le champ DS identifie l’agrégat auquel le trafic appartient),
- un régulateur (*scheduler*) qui retarde le trafic afin qu’il n’excède pas le profil,
- un éliminateur (*dropper*) du trafic non-conforme si nécessaire.

Les éléments du coeur du réseau ne sont responsables que du transit des paquets. A chaque noeud, les paquets sont traités selon le PHB invoqué par l’octet DS dans l’en-tête du paquet. Les routeurs de coeur ne voient plus des flots utilisateurs mais des classes. Une classe

représente une agrégation de flots utilisateurs. Les routeurs appliquent un traitement aux paquets en fonction de leur champ DS. Ce dernier décrit un PHB traduit par exemple par :

- le niveau de priorité du paquet si le routeur gère les paquets suivant un mécanisme de priorité (avec une file d’attente par niveau de priorité);
- la proportion minimale de la capacité du routeur associée à chaque classe de paquets si la file est gérée suivant une discipline WFQ (*Weighted Fair Queueing*) [52];
- la probabilité de rejet du paquet en fonction de sa classe (et du niveau d’occupation de la file) si le routeur gère le trafic suivant une politique RED (*Random Early Discard*) [10].

L’IETF a été amené à définir deux nouveaux PHB en plus du comportement au mieux appelé BE (*Best Effort*) dans la terminologie DiffServ : EF (*Expedited Forwarding*) ou service premium [40] et AF (*Assured Forwarding*) [33]. L’Expedited Forwarding permet de réaliser le transfert de flux à forte contrainte temps réel. L’Assured Forwarding permet de garantir à certains paquets d’un flux de ne pas être supprimés en cas de congestion.

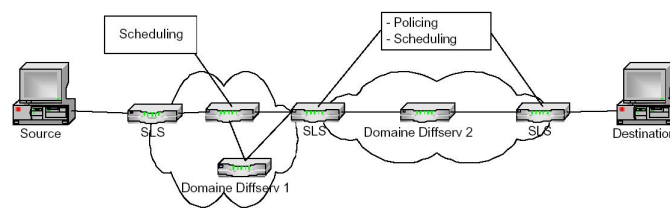


FIG. 3.2 – Architecture Diffserv

Le modèle de gestion des ressources à deux étages de DiffServ permet à tous les domaines DiffServ de faire leurs propres choix quant aux mécanismes à utiliser pour le support de QoS interne, tandis que pour le support de QoS externe, il s’appuie sur le SLA. Une QoS de bout en bout peut être obtenue par la concaténation des allocations de ressources intra et inter domaines [62]. Dans ce modèle, chaque domaine possède un gestionnaire de ressources (*Bandwidth Broker*) qui gère les ressources et contrôle le trafic inter et intra domaine. DiffServ permet de définir des classes de QoS sans modifications profondes en terme de gestion du trafic et d’offrir une solution de continuité par rapport au service best effort couramment employé aujourd’hui.

3.4 Multi-Protocol Label Switching (MPLS)

Multiprotocol Label Switching (MPLS) [75, 84], normalisé par l’IETF, propose des solutions liées à la scalabilité et au routage (basé sur la QoS et les mesures de la QoS). Dans le modèle en cinq couches couramment utilisé à l’heure actuelle, MPLS se situe entre la

couche de liaison de données et la couche réseau. Il est dit “multi protocole” parce qu’il est indépendant des protocoles de ces deux couches (voir figure 3.3). L’élément clé de MPLS est le découplage entre routage (détermination des routes) et propagation (détermination de la direction à suivre). MPLS se charge de la propagation. Les données sont propagées sur des chemins ou LSPs (*Label Switched Paths*). L’établissement de ces chemins est réalisé par des protocoles de distributions de labels. C’est à ce moment que les informations de routage sont exploitées. La propagation des données par MPLS sur ces LSPs est indépendante du routage.

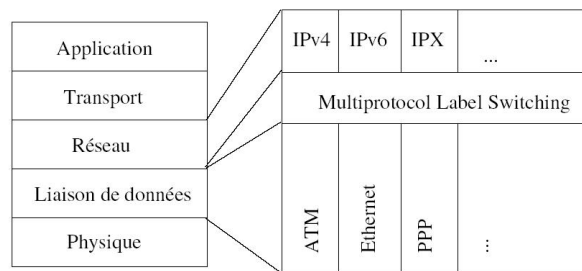


FIG. 3.3 – *Multi-Protocol Label Switching*

3.4.1 Fonctionnement détaillé de MPLS

Le routage IP nécessite à chaque routeur une recherche coûteuse du plus long préfixe correspondant à l’adresse de destination de chaque paquet. La propagation des paquets par MPLS se fait sur base d’un label, entier et de petite taille, qui se trouve dans un en-tête appelé *Shim Header* [75, 84], comme le montre la figure 3.4. Nous verrons par la suite l’utilité des champs EXP (*Experimental*) et BoS (*Bottom of Stack*). Lorsqu’un paquet arrive, le routeur se sert du label comme index dans une table (dite “table de substitution de labels” ou *forwarding table*), où se trouve le label sortant (celui à substituer au label entrant) et l’interface de sortie. Le routeur fait donc de la commutation (*switching*). On parlera par la suite de LSR (*Label Switched Router*) pour désigner un routeur compatible MPLS.

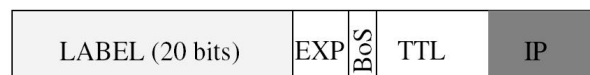


FIG. 3.4 – *Shim Header*

Il est à noter que l’établissement des LSPs par les protocoles de distribution de labels utilise le routage IP classique. Mais il importe aussi de signaler que les LSRs ingress (à l’entrée) et

egress (à la sortie), lors de la propagation, doivent naturellement aussi consulter leur table de routage puisque le routeur ingress doit regarder l'adresse IP de destination pour déterminer le label et l'interface de sortie, et le routeur egress pour déterminer l'interface de sortie. En fait, les paquets IP sont classifiés en FECs (*Forwarding Equivalence Classes*). Les paquets qui appartiennent à un même FEC seront forwardés exactement de la même manière. Des exemples de FECs sont :

- Les paquets *unicast* dont l'adresse de destination correspond à un préfixe d'adresse IP particulier.
- Les paquets qui ont dans le champ ToS (*Type of Service*) de l'en-tête IP la même valeur et la même adresse de destination.
- ...

Toutes les granularités sont possibles (pour peu qu'on se limite aux champs disponibles dans l'en-tête IP pour les critères de sélection).

Enfin, avant de passer aux détails des structures de données que doit implémenter un LSR, attardons-nous au champ BoS présent dans l'en-tête (voir figure 3.4). Plusieurs en-têtes MPLS (*shim headers*) peuvent en fait être superposés pour former une pile de labels dont la hauteur change au fur et à mesure de l'avancement dans le réseau. Cette fonctionnalité permet de réaliser des tunnels au niveau de MPLS. La figure 3.5 montre un exemple de création de tunnel. Le champ *Bottom of Stack (BoS)* permet donc de spécifier que l'en-tête concerné est au bas de la pile.

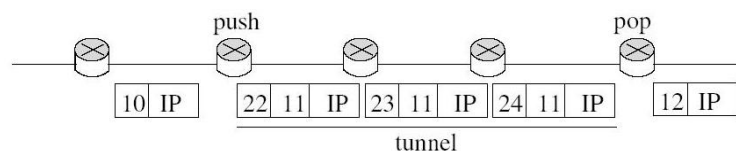


FIG. 3.5 – Pile de labels

Structures de données

Les structures de données qu'un LSR doit conceptuellement implémenter sont au nombre de trois:

1. ILM (*Incoming Label Map*),
2. NHLFE (*Next Hop Label Forwarding Entry*),
3. FTN (*FEC to Next hop label forwarding entry*).

NHLFE

Cette structure de données contient tous les éléments nécessaires à la propagation des paquets.

- next hop: LSR suivant,
- opération à effectuer sur la pile de labels du paquet (push, pop, ou simple substitution (swap)),
- le protocole de la couche de liaison de données à utiliser,
- l’encodage de la pile,
- d’autres informations liées à la gestion du paquet.

Afin de pouvoir réaliser plusieurs opérations (comme par exemple à la figure 3.5 où le noeud 2 fait un swap puis un push), le next hop peut être le routeur lui-même.

ILM

Cette structure associe à tout label entrant valide un ou plusieurs NHLFE. S’il y a plus qu’un NHLFE, c’est au routeur de disposer d’un mécanisme de choix entre ceux-ci. Le recours à de multiples NHLFE est par exemple utile pour obtenir de l’équilibrage de charge (*Load Balancing*), ou pour mettre en place des mécanismes de protection, ou encore pour assurer une qualité de service.

FTN

Cette structure associe à tout FEC valide un ou plusieurs NHLFE. Il revient à nouveau au routeur de disposer d’une politique de choix.

Exemple de traitement

Deux cas peuvent donc se présenter.

- Le paquet reçu n’a pas de label. Dans ce cas, le routeur détermine le FEC correspondant par des mécanismes qui lui sont propres, consulte la structure FTN pour trouver le NHLFE correspondant (ou en choisit un seul si plusieurs NHLFE correspondent). Il exécute ensuite les opérations correspondant au NHLFE qu’il trouve dans la structure NHLFE, puis propage le paquet.
- Le paquet a déjà un label. Dans ce cas, le routeur consulte la structure ILM pour trouver le NHLFE correspondant (ou en choisit un si plusieurs NHLFE correspondent). A nouveau, il exécute les opérations y liées puis propage le paquet.

3.4.2 Etablissements de LSPs & protocoles de distribution de labels

La clé de MPLS [75] est le découplage entre routage et propagation. Le routage IP est nécessaire pour l’établissement des LSPs. Cet établissement, réalisé par un protocole de dis-

tribution de labels (protocole de signalisation), consiste simplement à fournir les informations aux routeurs situés le long du chemin pour qu'ils puissent remplir les trois structures de données qui viennent d'être détaillées. Chaque LSR va donc devoir distribuer aux routeurs environnants des associations (FEC,label).

La création de labels est déclenchée par des événements de contrôle. Par quel protocole les associations sont-elles transmises?

- Par un protocole de signalisation dédié. C'est le cas de LDP (*Label Distribution Protocol*) [3].
- Par le protocole RSVP [8], auquel on rajoute une fonctionnalité de distribution de labels.

LDP

LDP [3] a les caractéristiques suivantes:

- Il fournit un mécanisme pour permettre aux LSRs de se découvrir.
- Il exploite quatre classes de messages : les messages utilisés dans le cadre du mécanisme de découverte ; ceux relatifs à l'initialisation et la terminaison de sessions entre LSRs ; les messages relatifs à la distribution de labels et enfin des messages de notifications (erreurs,...).
- Il fonctionne sur TCP (à l'exception des messages de découverte).
- Il a été conçu pour être facilement extensible. Les messages sont notamment spécifiés comme une collection d'objets encodés sous forme TLV (*Type, Length, Value*).

Routage à la source & CR-LDP

A la lecture de tout ce qui précède, on peut se demander quel est véritablement l'apport de MPLS. Certes, le découplage entre routage et propagation permet, en régime stable et moyennant l'établissement de LSPs, de commuter à une vitesse phénoménale au coeur du réseau. Mais un élément encore plus important est la possibilité de faire du routage à la source, c'est à dire la possibilité de faire suivre à des paquets un chemin prédéterminé. IPv4 permet aussi de le faire, mais cette fonctionnalité est inexploitable pour plusieurs raisons. Tout d'abord, on est limité à la spécification de neuf noeuds intermédiaires (en raison de la taille de l'en-tête IP), ce qui apparaît insuffisant. Et surtout, les performances du routage s'écroulent car cela rajoute plusieurs tâches à chaque routeur se trouvant dans le chemin pour chaque paquet ainsi routé à la source. IPv6 améliore cependant quelque peu les performances, mais elles restent insuffisantes pour de longs chemins sur lesquels transitera beaucoup de trafic.

MPLS apporte un routage à la source bien plus efficace. Il permet le découplage entre l'information utilisée pour le forwarding (le label) et celle qui se trouve dans l'en-tête IP. Le surcoût lié au routage à la source ne se paie que lors de l'établissement du LSP. Ensuite, le paradigme de propagation fait le reste sans le moindre octet supplémentaire. Par ailleurs, la mise en correspondance entre un FEC et un LSP est effectuée par le LSR à l'ingress du LSP. En d'autres termes, la décision de savoir quels paquets IP suivent une route explicite particulière est dans les seules mains du LSR qui calcule la route. On parle dans ce cas d'ER-LSP (*Explicitly Routed LSP*). Les protocoles de distribution de labels doivent bien entendu être augmentés de fonctionnalités liées à l'établissement de routes explicites. CR-LDP (*Constraint-based Routed LDP*) [41] est la variante de LDP qui apporte entre autres cette fonctionnalité.

CR-LDP

Pour établir des chemins le long d'une route explicite, CR-LDP [41] introduit un nouvel objet appelé ERO (*Explicit Route Object*) transporté comme un triplet TLV dans le message LABEL REQUEST. Une technique dite du "downstream on demand" est utilisée. La figure 3.6 illustre bien ce principe.

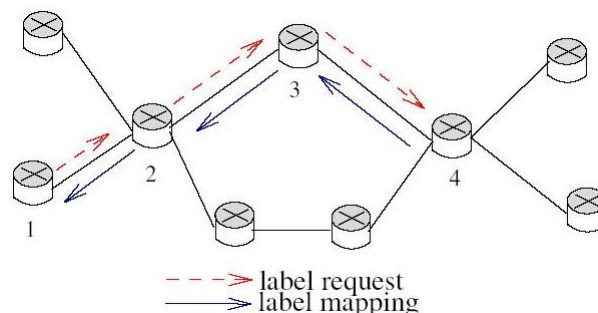


FIG. 3.6 – ER-LSP via CR-LDP

Dans la figure 3.6, le LSR 1 veut établir un chemin le long de la route explicite (LSR2, LSR3, LSR4). Le LSR1 construit donc un ERO qui contient une séquence de trois noeuds abstraits LSR2, LSR3 et LSR4. LSR1 construit un message LABEL REQUEST et inclut dans ce message l'ERO. Le LSR1 examine ensuite le premier noeud abstrait (LSR2) dans l'ERO, trouve le lien qui le connecte à LSR2, et envoie le message LABEL REQUEST sur ce lien. Quand le LSR2 reçoit le message LABEL REQUEST, il découvre qu'il est le premier noeud abstrait dans l'ERO transporté par le message. Il regarde alors le suivant (LSR3), recherche le lien qui l'y connecte, modifie l'ERO en enlevant le noeud abstrait qui lui est associé, et envoie le message LABEL REQUEST avec l'ERO modifié à LSR3. Le LSR3 procède de même et envoie le LABEL REQUEST à LSR4. Le LSR4 découvre qu'il est le dernier noeud abstrait

dans l'ERO contenu dans le message LABEL REQUEST qu'il vient de recevoir. Il crée alors un message LABEL MAPPING et l'envoie à LSR3. Ce message inclut notamment l'objet LABEL. Quand le LSR3 reçoit le message, il utilise le label transporté dans le message pour peupler les différentes structures de données (ILM, FTN, NHLFE), puis envoie le message LABEL MAPPING à LSR2 (avec l'objet LABEL qu'il a choisi) qui peuple lui aussi sa table de forwarding sur base du label reçu et envoie le message LABEL MAPPING à LSR1. LSR1 peuple sa table de forwarding et le LSP explicite est à présent établi.

RSVP-TE

La mise en place d'une architecture offrant un support de QoS peut être facilement réalisée grâce au duo RSVP / MPLS. Par le protocole RSVP, auquel on rajoute une fonctionnalité de distribution de labels, les associations (label, flux, réservation) peuvent être transmises. On parle souvent du protocole RSVP-TE (*RSVP with Traffic Engineering extensions*) [6, 64].

L'objectif des modifications à apporter à RSVP est de permettre aux LSRs, qui ne voient que les labels, de reconnaître les flux pour lesquels des réservations ont été faites. Il faut donc associer label, flux et réservation. Un nouvel objet RSVP est défini, l'objet LABEL, et transporté dans les messages RESV. Quand un LSR veut émettre un message RESV pour un nouveau flux RSVP, il alloue un label, crée une entrée dans sa table de forwarding, et l'envoie au LSR upstream. Il s'agit du "*downstream binding*". La figure 3.7 illustre bien ce fonctionnement.

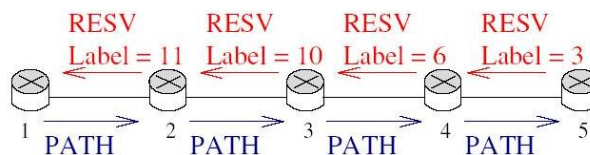


FIG. 3.7 – RSVP-TE

Bien entendu, le message PATH a été doté d'un objet route explicite (ERO) au même titre que l'avait été CR-LDP. Pour être complet à propos de CR-LDP, il importe de rajouter, comme son nom l'indique, qu'il permet lui aussi de définir des contraintes (bande passante moyenne, taille de la plus grande rafale, ...).

Une conséquence intéressante de l'établissement d'un LSP pour un flux avec une réservation RSVP est que seul le premier LSR (le LSR 1 dans la figure 3.7) doit se soucier de la classification des paquets. Ceci permet à RSVP d'être utilisé dans un environnement MPLS de façon plus efficace que dans un environnement IP conventionnel. Dans un environnement IP conventionnel, les réservations peuvent être faites uniquement pour des micro-flux individuels, c'est

à dire des flux identifiés par les cinq champs d'en-tête IP et de transport, à savoir adresse de destination, port de destination, numéro de protocole, adresse et port source.

Avec MPLS, la classification se fait une fois pour toute au LSR 1, et avec toute la flexibilité des FECs. Le LSR1 peut par exemple prendre tous les paquets qui correspondent à un certain préfixe d'adresse IP et les envoyer sur le LSP. Plutôt que d'avoir un LSP pour chaque micro-flux, un LSP unique peut fournir des garanties dures pour un agrégat de trafic. RSVP quitte donc la philosophie IntServ et ses problèmes de résistance au facteur d'échelle. Une application intéressante est la création d'un tunnel à bande passante garantie entre deux sites d'une société (émulant une ligne louée).

Terminons cette approche de RSVP-TE par l'explication d'un objet supplémentaire, l'objet LABEL REQUEST, ajouté au message PATH. Cet objet a principalement pour but de signaler au LSR egress d'un LSP qu'il doit renvoyer un RESV pour établir effectivement le LSP. Ceci est particulièrement pratique pour établir automatiquement des LSPs sans manipulations à l'egress.

3.4.3 Ingénierie de trafic et équilibrage de charge

L'objectif principal de l'ingénierie de trafic est de permettre un fonctionnement plus efficace du réseau et plus fiable tout en optimisant l'utilisation de ses ressources et sa performance. Les objectifs de performance de l'ingénierie de trafic peuvent être classifiés comme étant orientés trafic ou orientés ressources. Les objectifs de performance orientés trafic incluent les aspects qui améliorent la qualité de service des flux de trafic : minimisation des pertes, minimisation des délais, maximisation du débit,

Les objectifs de performance orientés ressources incluent les aspects liés à l'optimisation de l'utilisation des ressources réseau. Il est généralement désirable de s'assurer que des parties d'un réseau ne soient pas sous-utilisées quand d'autres sont congestionnées. Une fonction centrale de l'ingénierie de trafic est de gérer efficacement les ressources en bande passante.

MPLS et sa fonctionnalité efficace de "routage explicite" permet de faire de l'équilibrage de charge (*load balancing*). L'équilibrage de charge permet d'éviter des points de congestion en favorisant des chemins plus longs pour équilibrer le trafic [2].

Dans la suite de ce chapitre, nous allons nous intéresser aux solutions les plus populaires de support de la qualité de service dans un environnement IP mobile.

3.5 Support de la QoS dans un environnement Internet mobile

Le support de la qualité de service dans un réseau mobile est évidemment lié aux mécanismes de handover, de contrôle de trafic, etc. La possibilité pour un protocole de gestion de mobilité

d'interagir efficacement avec les mécanismes QoS existants, comme RSVP et MPLS, est très importante. Dans cette perspective, plusieurs approches ont été étudiées. La plupart propose l'extension du protocole RSVP dans un environnement mobile, notamment sur les tunnels IP. De nombreux protocoles existent pour mettre en place des tunnels IP. Parmi ces protocoles, on peut citer *IP within IP* [65], *Minimal Encapsulation* [67], *Generic Routing Encapsulation* (GRE) [29] et son application à IPv4 [30], *Encapsulating Security Payload* [5] et finalement *Generic Packet Tunneling* d'IPv6 qui permet d'encapsuler des paquets IPv4 ou IPv6 dans IPv6 [17].

Toutefois, un paquet IP dans des tunnels IP pose des problèmes pour le traitement des messages RSVP. En effet, ces messages utilisent l'option *Router Alert* [44] pour indiquer aux routeurs qu'ils traversent, qu'ils doivent leur appliquer un traitement spécial. Quand ces messages sont encapsulés dans un autre paquet IP, cette option devient invisible. Ainsi, plusieurs solutions ont été proposées pour utiliser conjointement RSVP et Mobile IP, ainsi que MPLS et Mobile IP.

3.5.1 Indirect RSVP

Indirect-RSVP (I-RSVP [100]) permet de mettre en place des réservations sur les tunnels IP en créant des sessions RSVP auxiliaires sur les tunnels. Pour une communication qui utilise un tunnel IP entre le HA et le FA d'un mobile, I-RSVP sépare la connexion RSVP en deux : la session RSVP principale qui exclut le tunnel Mobile IP et une session RSVP auxiliaire sur le tunnel.

Lorsqu'un HA reçoit un message PATH envoyé par un correspondant, il l'encapsule et le transmet au mobile pour mettre en place la session RSVP principale. Ensuite, il envoie un nouveau message PATH au FA afin d'initier une session RSVP auxiliaire. Ce message PATH est envoyé sans encapsulation de la manière suivante :

< PATH > = < en-tête > < FAAddr, PID, DstPort > < HAAddr > ...

où DstPort et PID sont les mêmes que ceux du message PATH de la session principale ; par contre, la session est modifiée car l'adresse du mobile est remplacée par celle du FA.

Le HA crée également une association $\{\text{MNHomeAddr, PID, DstPort}\} \rightarrow \{\text{FAAddr, PID, DstPort}\}$ pour associer la session RSVP principale à la session RSVP auxiliaire. Lorsque le FA reçoit les messages PATH des deux sessions, il cache l'information contenue dans les messages PATH et transmet le message PATH principal au mobile. Puis, il répond au message PATH auxiliaire avec un message de la sorte :

< RESV > = < en-tête > < FAAddr, PID, DstPort > < FAAddr > ...

de manière à réserver les ressources dans le segment RSVP auxiliaire. Finalement, le FA crée une autre association de session entre les triplets $\{\text{FAAddr, PID, DstPort}\}$ et $\{\text{MNHomeAddr,$

PID, DstPort} pour faire correspondre la session auxiliaire à la session principale.

Lorsque le HA intercepte des paquets associés à une session RSVP, il n'utilise pas l'encapsulation IP pour router ces paquets. Le HA ne fait que changer la destination du paquet IP, qui est l'adresse mère du mobile, pour la remplacer par l'adresse IP du FA. Puis, les routeurs intermédiaires (dont ceux qui se trouvent à l'intérieur du tunnel) peuvent reconnaître la session RSVP et la connexion RSVP de bout en bout est réalisée en faisant des associations de session. Cependant, cette technique ne respecte pas la sémantique de Mobile IP : si les paquets IP sont associés à une session RSVP, ils ne sont pas encapsulés entre le HA et le FA.

3.5.2 Tunnels RSVP

L'extension Tunnels RSVP [85] décrit des solutions pour utiliser RSVP sur les tunnels IP. Cette approche consiste à appliquer RSVP récursivement sur les tunnels présents sur le chemin. Dans cette nouvelle session, l'entrée du tunnel (*Rentry*) envoie des messages PATH et le point de sortie du tunnel (*Rexit*) envoie des messages RESV pour réserver des ressources sur le tunnel pour les sessions de bout en bout.

Rentry, le routeur d'entrée du tunnel, encapsule les données dans le tunnel. Certains routeurs intermédiaires transmettent les données à travers le réseau en utilisant l'en-tête IP ajouté par *Rentry*. *Rexit*, le point de sortie du tunnel, décapsule les données et les transmet en utilisant les informations qui sont dans l'en-tête IP initial.

Pour mettre en place une qualité de service de bout en bout, il faut associer la session de bout en bout à une session tunnel. Soit une session sur le tunnel existe déjà et il suffit de mettre en place une association, soit une nouvelle session tunnel est créée dynamiquement pour chaque session de bout en bout.

Lorsqu'une session de bout en bout traverse un tunnel qui supporte RSVP, il faut coordonner les actions des deux sessions RSVP, pour déterminer si la session tunnel doit être créée ou détruite ainsi que pour transmettre les messages d'erreur et ADSPEC¹ correctement entre les sessions. Deux nouveaux objets RSVP ont donc été définis pour assurer le bon fonctionnement du protocole sur les tunnels : SESSION_ASSOC, pour associer des sessions, et NODE_CHAR pour coordonner les sessions (cf. référence [85]).

3.5.3 Mobile RSVP

Mobile RSVP (MRSVP [83]) a été également proposé pour fournir la QoS nécessaire dans un environnement mobile. Il s'agit d'une modification de RSVP pour diminuer les probabilités

1. ADSPEC est un autre champ du message PATH. Ce champ optionnel fournit une indication d'état sur le réseau.

de blocage. Cette proposition suppose que la mobilité d'un utilisateur est prédictible, dans la mesure où ce dernier peut se déplacer sur une route selon une trajectoire connue à l'avance. Mobile RSVP utilise des agents proxy (*proxy agents*) pour la mise en place des réservations de ressources. On appelle (*local proxy agent*) un agent qui est situé dans le sous-réseau visité par le noeud mobile. Dans le même ordre d'idée, on appelle *remote proxy agent* tout autre agent considéré comme éloigné du noeud mobile. Les agents proxy sont répertoriés dans un objet unique appelé *Mobility Specification* (MSPEC). Cet objet représente la liste des localisations géographiques que le noeud mobile se propose de visiter pendant la durée de vie d'un flux. Quand le MN effectue un handover, il a besoin de se signaler et de mettre à jour l'objet MSPEC. Une fois mis à jour, cet objet est envoyé à l'expéditeur des flux sous la forme d'un message *Receiver_MSPEC*. Le MN envoie à son tour le même message aux *remote proxy agent*. Ainsi, par échange de messages PATH / RESV, une réservation de ressources dite active est établie entre le *local proxy agent* de l'émetteur et le *local proxy agent* du récepteur. Des réservations dites passives sont également établies dans les cellules voisines par l'intermédiaire des *remote proxy agents*.

Certes, cette technique améliore RSVP de manière à l'adapter aux environnements mobiles, mais elle nécessite des changements majeurs au niveau de RSVP, une connaissance a priori des déplacements du mobile (profil de mobilité) et surtout une signalisation importante. Nous pensons que prédire à l'avance tous les déplacements d'un mobile est difficilement réalisable. D'autre part, les réservations passives entraînent un gaspillage bien trop important des ressources du réseau.

3.5.4 Mobile MPLS

Mobile MPLS [74, 39] est une nouvelle approche combinant les protocoles Mobile IP et MPLS pour une gestion efficace de la mobilité et de la QoS dans un environnement mobile. Ce protocole utilise MPLS pour commuter les paquets entre les noeuds HA et FA. Un premier avantage concerne l'amélioration de la scalabilité du protocole Mobile IP en utilisant des chemins à commutation de label (LSPs) à la place des tunnels IP. En effet, plusieurs MNs qui requièrent la même qualité de service peuvent partager le même LSP. Le fonctionnement de base du protocole Mobile MPLS est décrit ci-dessous.

Quand un MN se trouve dans un réseau visiteur, il s'enregistre normalement avec son agent mère via l'agent visiteur (FA), comme c'est le cas avec le protocole Mobile IP. Le noeud FA configure alors sa table de routage en ajoutant l'adresse mère du mobile, puis transfère la demande d'enregistrement au noeud HA. Dans ce cas, l'agent mère du mobile entame la procédure d'établissement du LSP avec le FA correspondant en utilisant les différents protocoles de distribution de labels vus précédemment. Quand un handover se produit, des étapes

similaires à celles qu'on vient de décrire sont effectuées.

Il est à noter que ce protocole offre un support natif de la qualité de service. Cependant, l'inconvénient majeur de cette méthode est qu'elle est moins adaptée à la micro-mobilité puisque Mobile IP a été conçu à la base pour résoudre le problème de la macro-mobilité. En effet, la charge résultante due à la signalisation et au traitement à chaque handover peut devenir très importante lorsque les noeuds mobiles effectuent des handovers fréquents. Cette limitation est la conséquence du manque d'hierarchie dans les procédures de gestion de la mobilité avec Mobile MPLS. De plus, le problème d'établissement du LSP après un *handover* est tout à fait semblable au problème de rétablissement des réservations dans RSVP. Des solutions à ce type de problème vont être présentées dans les chapitres suivants (chapitres 4 et 5). La figure 3.8 illustre bien la procédure d'enregistrement d'un MN utilisant le protocole Mobile MPLS.

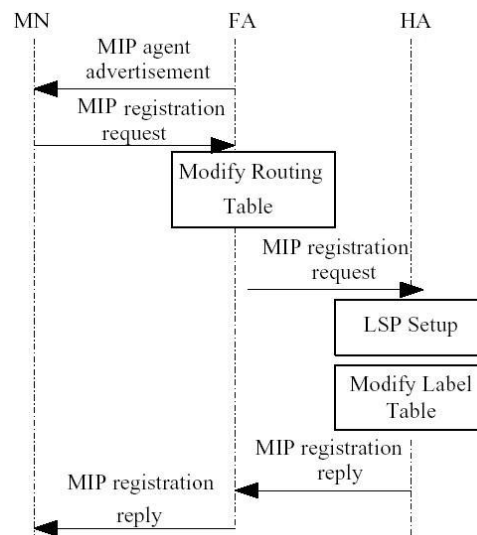


FIG. 3.8 – Procédure d'enregistrement d'un MN avec Mobile MPLS

3.5.5 Le réseau LEMA

La référence [15] définit un nouveau protocole utilisant un nouvel agent de mobilité appelé : LEMA (*Label Edge Mobility Agent*). Ce nouvel équipement assure non seulement les fonctionnalités de base d'un LER, mais aussi la gestion de la mobilité au sein d'un domaine MPLS. En effet, deux nouvelles fonctionnalités ont été rajoutées à un noeud LER standard :

(i) La création de nouveaux "*mappings*" ou correspondances vers un FEC donné en réponse d'un message local d'enregistrement,

(ii) La mise à jour des correspondances en réponse d'un message de redirection, en particulier lorsqu'un handover se produit.

Ainsi, la micro-mobilité peut être gérée dans un domaine MPLS en changeant dynamiquement l'association d'une adresse IP et d'un FEC par l'intermédiaire des messages de signalisation appropriés.

De plus, contrairement à un LER standard, un noeud LEMA ne se trouve pas nécessairement aux frontières du domaine MPLS. Ce dernier peut être aussi bien à la frontière qu'à l'intérieur du domaine. L'implémentation de celui-ci est par contre obligatoire dans le routeur d'entrée du domaine. La référence [15] spécifie également les limites de micro-mobilité d'un MN puisque le niveau le plus haut d'une chaîne de LEMAs auprès de laquelle un noeud mobile s'est enregistré, correspond à un GFA.

Il est à noter que cette solution est évolutive et supporte bien entendu la QoS. Cependant, les algorithmes utilisés pour choisir les noeuds LEMAs relatifs à un MN donné sont encore très complexes, chose qui limite le déploiement de ce type de solution. La figure 3.9 présente l'architecture de base d'un réseau d'accès utilisant ce type de protocole.

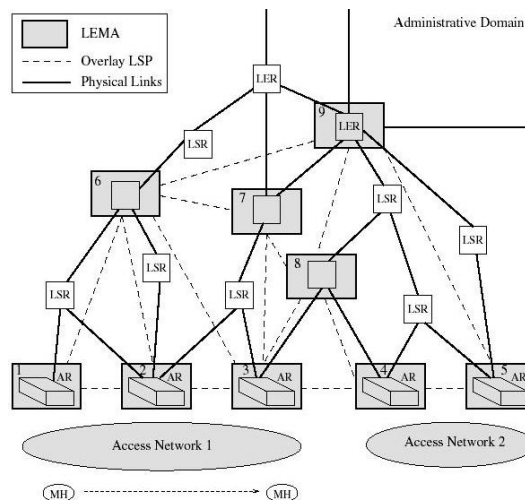


FIG. 3.9 – Réseau d'accès avec LEMA

3.5.6 Autres solutions

Plusieurs solutions dans la littérature [98, 47, 97, 60, 93, 79] ont été proposées pour améliorer le fonctionnement de base du protocole Mobile MPLS [74]. Toutes reposent sur l'ajout d'un nouvel agent de mobilité appelé *Foreign Domain Agent* (FDA) entre les noeuds

FA et HA. Plus généralement, un noeud mobile, lorsqu'il se trouve dans un domaine visiteur, doit établir deux LSPs : un LSP externe entre l'agent mère du mobile et le noeud FDA et un LSP interne entre le FDA et l'agent visiteur (FA). Lorsqu'un handover se produit, une demande d'enregistrement locale est envoyée par le noeud mobile jusqu'au noeud FDA qui maintiendra son tunnel avec l'agent mère indépendant du tunnel interne. Cependant, le problème d'établissement du tunnel interne (LSP entre le FDA et le nouveau FA) après un handover est tout à fait semblable au problème de rétablissement des réservations dans RSVP. Les solutions dans la littérature ne permettent toujours pas de répondre à cette question.

De plus, l'inconvénient majeur de ces solutions réside sur le manque d'adaptabilité et de flexibilité. En effet, des enregistrements fréquents avec le noeud FDA peuvent augmenter d'une manière significative la charge de signalisation et par conséquent engendrer un surcoût lors de la mise à jour de localisation et une perte énorme des paquets en transit. Pour palier à ces problèmes divers, des solutions vont être présentées dans le cadre de nos propositions et qui seront détaillées dans les chapitres 4 et 5.

3.6 Conclusion

Dans ce chapitre, un ensemble d'architecture supportant la qualité de service dans IP a été présenté. D'une part, nous avons vu que l'architecture IntServ ou Services Intégrés repose sur le protocole RSVP, qui permet une réservation de ressources par élément actif du réseau. Malheureusement, cette réservation a une notion locale, ce qui fait croître sa complexité lorsqu'il y a beaucoup de flux de données à gérer puisque la réservation est appliquée pour chaque flux. Ensuite, l'architecture DiffServ ou Services Différenciés a été définie. Ces services rassemblent plutôt des types de flots à l'aide de marquage des trames et s'appliquent dès lors qu'il y a beaucoup de flots de données. Nous avons également présenté avec plus de détails le protocole MPLS qui est conçu pour permettre un meilleur support de la QoS dans les réseaux IP. Ce protocole tire son efficacité par sa fonctionnalité du routage explicite induite par le découplage entre routage et propagation, sans compter les mécanismes d'ingénierie de trafic et d'équilibrage de charge.

Finalement, nous avons exposé les différents travaux traitant le support de la qualité de service dans les réseaux mobiles. Une description détaillée des diverses approches et techniques existantes utilisant conjointement RSVP et Mobile IP ainsi que MPLS et Mobile IP a été présentée. Cependant, ces travaux dont le manque d'adaptabilité et de flexibilité constituent le défaut majeur, présentent plusieurs autres faiblesses. Ceci concerne essentiellement le coût des mises à jour de localisation et de rétablissement des réservations ou des chemins (LSPs) à chaque handover. C'est pourquoi il devient intéressant de concevoir un protocole de gestion de

la mobilité et de support de la qualité de service qui optimise au maximum la mobilité locale tout en gardant intact la pile protocolaire existante.

Dans les prochains chapitres de cette thèse (chapitres 4, 5 et 6), nous présenterons et analyserons nos mécanismes de mobilité proposés pour répondre à ces questions. Nos propositions permettent d'assurer non seulement un *Fast Handover* mais aussi une flexibilité et une adaptabilité optimales pour les noeuds mobiles qui se déplacent rapidement. Ces mécanismes peuvent être utilisés séparément ou conjointement selon le choix de l'opérateur réseau. La suite du mémoire sera alors consacrée à la présentation d'une nouvelle architecture supportant à la fois la mobilité et la qualité de service dans un réseau cellulaire tout-IP, puis à la présentation d'un ensemble de mécanismes de mobilité proposés pour optimiser le handover. Enfin, nous ferons une analyse théorique de nos propositions. Plus précisément, des modèles de mobilité basés sur des chaînes de Markov seront développés en adoptant deux types de configurations cellulaires différentes : à une dimension (1-D) ou modèle linéaire puis à deux dimensions (2-D). Cette étude analytique a pour perspective principale la validation de nos travaux.

Chapitre 4

Micro Mobile MPLS : Architecture et Fonctionnement de base proposés

4.1 Introduction

Jusqu'à présent nous avons présenté l'architecture des réseaux cellulaires tout-IP (chapitre 2) et les principales solutions de gestion de la mobilité et de support de la qualité de service dans de tels réseaux (chapitre 2 et 3). Or nous avons vu dans ces chapitres qu'il y avait un manque important d'adaptabilité, de flexibilité et d'une solution globale intégrant un rétablissement rapide du service. C'est pourquoi il devient intéressant de concevoir un protocole de gestion de la mobilité et de support de la qualité de service qui optimise la mobilité locale tout en gardant intact la pile protocolaire existante.

Dans cette optique, nous présentons, dans ce chapitre, notre proposition intitulée "Micro Mobile MPLS". Il s'agit ici de spécifier l'architecture de base sur laquelle nos mécanismes de mobilité s'appuieront. Les raisons qui nous ont amenés à utiliser MPLS dans le réseau d'accès sans fil sont liées principalement aux divers avantages qu'offre cette technologie en terme de qualité de service (QoS), ingénierie de trafic (TE) et support d'autres services IP tels que les réseaux privés virtuels (VPN) (voir chapitre 3).

Dans un premier temps, nous décrivons l'architecture et le principe de fonctionnement de notre solution de base. Ensuite, nous montrons l'aptitude de notre proposition à supporter les modèles Diffserv et Intserv déjà présentés dans le chapitre précédent. En effet, les chemins à commutation de label (LSPs) peuvent être établis soit à l'avance par *provisioning* et on parle dans ce cas de LSPs statiques, soit dynamiquement sur demande et on parle dans ce cas de LSPs dynamiques. Finalement à l'aide de simulations, une évaluation des performances de notre solution sera présentée dans la dernière section.

4.2 Architecture de base proposée : Micro Mobile MPLS

Micro Mobile MPLS repose sur l'intégration des protocoles Mobile IP hiérarchique et MPLS. Le premier niveau d'hierarchie correspond à un noeud nommé *Label Edge Router Gateway* (LERG) qui se trouve à l'entrée de chaque domaine MPLS. Outre les fonctions de base d'un LER, ce noeud permet de gérer la mobilité au sein du réseau d'accès en jouant le rôle d'un GFA (*Gateway Foreign Agent*). Ce noeud définit également les limites de la micro-mobilité. En effet, un noeud mobile peut se déplacer à l'intérieur du domaine Micro Mobile MPLS sans informer son agent mère (HA) de chaque mouvement. Par contre, lorsqu'il se déplace vers un sous-réseau appartenant à un autre domaine, un enregistrement global avec l'agent mère est nécessaire afin de mettre à jour les associations entre l'adresse mère et l'adresse temporaire du noeud mobile. Le protocole Mobile IP est ainsi utilisé pour gérer la macro-mobilité.

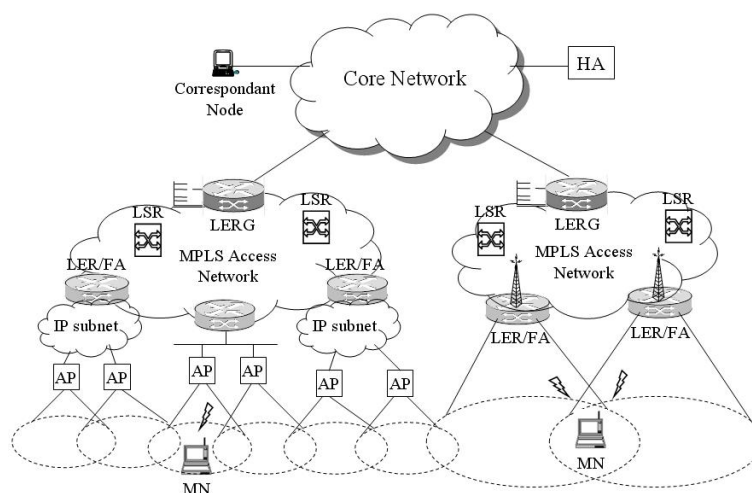


FIG. 4.1 – Architecture de base d'un réseau Micro Mobile MPLS

Le second niveau d'hierarchie correspond aux LER/FA (*Label Edge Router/Foreign Agent*) représentant un sous-réseau et qui est connecté à un ensemble de points d'accès (APs). Ces APs offrent une connectivité de niveau 2 (couche liaison du modèle OSI [20]). La figure 4.1 illustre l'architecture de base proposée. Notons qu'un LER/FA est le premier noeud IP aperçu par un noeud mobile. Notons également que dans le cadre des réseaux cellulaires, chaque noeud LER/FA devrait assurer la couverture radio en disposant d'une antenne. On parle dans ce cas de station de base ou BS (*Base Station*). Toutefois, comme nous allons le voir dans le chapitre suivant (chapitre 5), l'utilisation des informations de niveau 2 peut s'avérer fort utile pour anticiper un handover de niveau 3 (couche IP du modèle OSI [20]) et assurer ce qu'il convient de dire un *Fast Handover*. De ce fait, trois variantes protocolaires ont été proposées pour

optimiser la gestion de la mobilité dans les réseaux cellulaires. Il importe à noter également que notre proposition peut être étendue pour supporter plus que deux niveaux d'hierarchie. La figure 4.2 présente la pile protocolaire utilisée dans un domaine Micro Mobile MPLS.

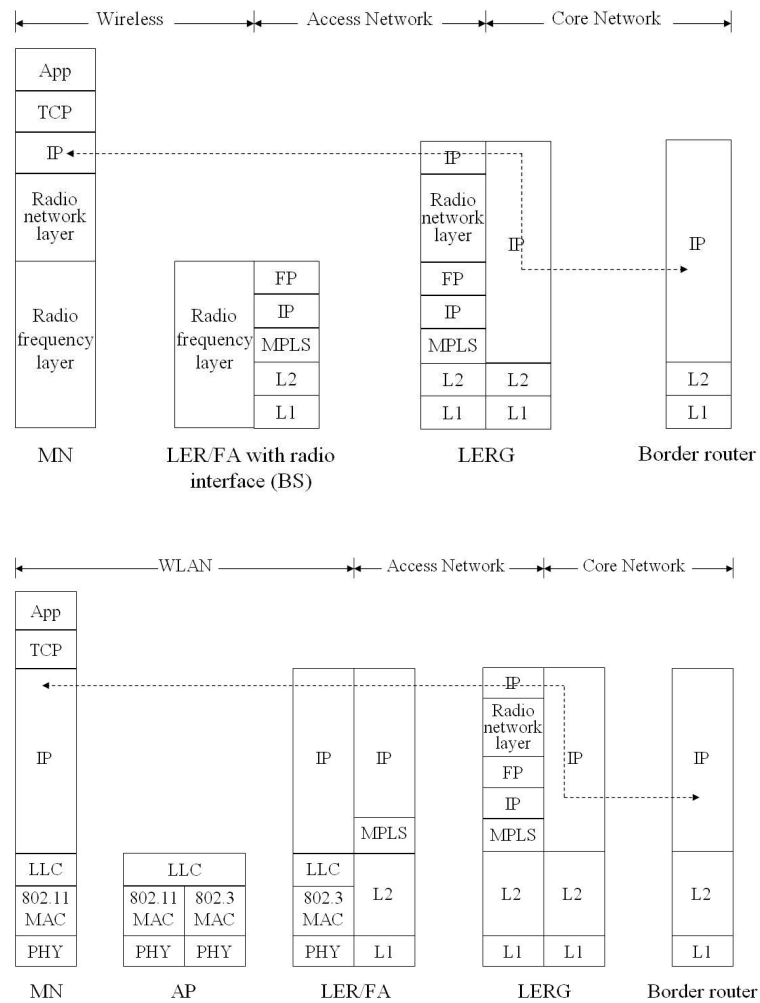


FIG. 4.2 – Pile protocolaire utilisée dans un domaine Micro Mobile MPLS

4.2.1 Procédure d'enregistrement dans Micro Mobile MPLS

Lorsqu'un noeud mobile arrive pour la première fois dans un réseau visité de type Micro Mobile MPLS, il envoie un message de demande d'enregistrement (*Mobile IP Registration Request*) à son agent mère via le noeud LER/FA le plus proche. A la réception de ce message, le noeud LER/FA enregistre tout d'abord l'adresse mère du MN dans sa table de routage, ensuite il retransmet le message au noeud LERG du domaine. Ce dernier ajoute à son tour,

dans sa table de routage, une entrée correspondante à l'adresse mère du MN et renvoie le message au noeud HA en spécifiant son adresse IP comme adresse temporaire (CoA). Dans le même temps, le noeud LERG utilise l'adresse IP du noeud LER/FA courant comme *Forwarding Equivalence Classes* (FEC) pour établir un LSP entre le noeud d'entrée du domaine et le sous-réseau auquel le noeud mobile appartient. Cette adresse est appelée *Regional Care-of-Address* (RCoA). Enfin, le noeud LERG transmet au MN la réponse d'enregistrement envoyée par l'agent mère en utilisant le nouveau LSP établi. La figure 4.3 illustre la procédure d'enregistrement d'un MN dans Micro Mobile MPLS.

Il est à noter que des noeuds mobiles se trouvant dans un même sous-réseau et qui exigent les mêmes besoins de qualité de service, peuvent partager le même LSP établi. Ceci permet l'utilisation de notre approche à grande échelle. Plus de détails seront exposés plus loin dans la section 4.3.1.

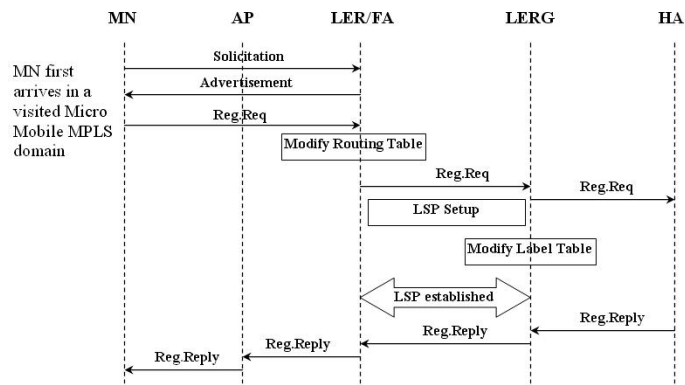


FIG. 4.3 – Procédure d'enregistrement d'un MN dans Micro Mobile MPLS

Le tableau 4.1 illustre la table de commutation du LERG après la procédure d'enregistrement d'un noeud mobile. Désignons par a.b.c.d l'adresse mère du MN, par u.v.g.t l'adresse IP du LERG (utilisée comme CoA) et par w.x.y.z l'adresse IP du LER/FA courant (utilisée comme RCoA).

La première ligne du tableau 4.1 correspond à l'échange des étiquettes lors de l'établissement du LSP entre les noeuds LERG et LER/FA courant. Une fois le LSP établi, le LERG ajoute dans sa table de commutation une entrée correspondante à l'adresse mère du noeud mobile comme FEC. Les valeurs des champs relatives aux labels et ports sortants du LSP établi seront placées dans les champs correspondants à la nouvelle entrée ajoutée (voir tableau 4.1). Le LERG, étant le LSR ingress (à l'entrée) du nouveau LSP établi, regarde l'adresse IP de destination de chaque paquet IP et consulte sa table de commutation pour déterminer le label et l'interface de sortie. Ainsi, les paquets IP destinés au noeud mobile seront directement

commutés vers la localisation courante du MN.

In. port	In. label	FEC	Out. port	Out. label
2	-	w.x.y.z	1	7
2	-	a.b.c.d	1	7
...

TAB. 4.1 – Table de commutation du LERG après un enregistrement

4.2.2 Support du Handover

Cette section est consacrée au traitement spécifique du handover dans Micro Mobile MPLS. Rappelons qu'un handover est le processus engendré lorsqu'un noeud mobile change son point d'attachement au réseau. Généralement le noeud mobile ne peut pas recevoir ni envoyer des paquets de données durant tout le processus du handover, c'est pourquoi le temps de latence du handover est considéré comme critique. Habituellement, deux types de handover sont distingués. Le handover de niveau 2 représente les opérations nécessaires au changement de point d'accès. Il correspond à la fin de connexion entre le noeud mobile et son point d'accès courant puis son rattachement à un nouveau point d'accès. Ce changement n'implique pas forcément un changement dans la configuration IP de l'équipement puisque le nouveau point d'accès peut être dans le même sous-réseau d'accès que l'ancien. S'ils n'appartiennent pas au même sous-réseau, le noeud mobile devra réaliser des opérations supplémentaires pour mettre à jour sa configuration IP. L'intervalle de temps compris entre le détachement de l'ancien point d'accès jusqu'à la possibilité de communiquer dans le nouveau réseau d'attachement est appelé handover de niveau 3. Nous pourrions noter qu'un handover de niveau 2 n'implique pas forcément un handover de niveau 3.

Deux types de handover sont définis dans notre solution de base Micro Mobile MPLS : Intra-LER et Inter-LER handoffs. Un handoff Intra-LER se produit lorsqu'un MN se déplace entre deux APs gérées par le même noeud LER/FA. Un handoff Inter-LER, par contre, se produit lorsque le nouveau AP et l'ancien AP sont issus de deux noeuds LER/FAs différents. Il est clair qu'un handoff Intra-LER est un handoff de niveau 2, alors qu'un handoff Inter-LER est un handoff de niveau 3.

Afin de minimiser la perte des paquets et améliorer les performances du handover, nous avons utilisé le mécanisme de "buffering" qui permet de garder les paquets en transit dans des files d'attente localisées aux noeuds LER/FAs. En effet, lorsque le niveau du signal mesuré entre le noeud mobile et le point d'accès courant se rétrograde au dessous d'un certain seuil fixé par

l'opérateur, le MN envoie un message de signalisation nommé *Movement signaling message* au noeud LER/FA actuel notifiant un éventuel handover de niveau 2 et permettant ainsi d'initier le mécanisme de *buffering*.

Handoff Intra-LER

Lorsque le noeud mobile envoie le message *Movement signaling* au noeud LER/FA courant et entame un processus de handover de niveau 2, il commence par balayer l'interface radio en cherchant un nouveau point d'accès. Une fois trouvé, le MN s'attache avec le nouveau AP et se met soit en attente d'un message d'avertissement Mobile IP émis par l'agent de mobilité LER/FA, soit il diffuse un message de sollicitation Mobile IP. Dans les deux cas, le noeud mobile examine l'adresse IP contenu dans le message d'avertissement Mobile IP reçu. Cette adresse s'avère la même avant et après le handover. Ce qui signifie que le MN se trouve toujours dans le même sous-réseau. Dans ce cas, le MN envoie un message de signalisation interne *local interface-update message* au noeud LER/FA courant permettant ainsi de mettre à jour les associations locales, notamment la cache ARP *Address Resolution Protocol* [69]. De ce fait, le noeud LER/FA arrête le mécanisme de *buffering* et envoie les paquets en transit vers la nouvelle localisation du noeud mobile. Notons que pendant un handoff Intra-LER, aucun message n'est envoyé au noeud LERG permettant ainsi de tirer profit du chemin existant entre le noeud d'entrée du domaine et le sous-réseau visité. Le tableau 4.2 illustre la table de commutation du noeud LER/FA après un handoff Intra-LER.

In. port	In. label	FEC	Out. port	Out. label
1	5	w.x.y.z	-	-
...

TAB. 4.2 – Table de commutation d'un LER/FA après un handoff Intra-LER

Handoff Inter-LER

Dans le cas d'un handoff Inter-LER, lorsque le noeud mobile examine l'adresse IP source contenant dans le message d'avertissement Mobile IP, il s'aperçoit que cette adresse diffère de celle de l'ancien LER/FA. Ce qui signifie que le noeud mobile se trouve dans un nouveau sous-réseau IP. Dans ce cas, le MN envoie une demande d'enregistrement Mobile IP au nouveau LER/FA et entame la procédure d'enregistrement auprès du noeud d'entrée du domaine (LERG), comme décrit dans la section 4.2.1. Nous appellerons ce type d'enregistrement un *enregistrement LERG*. Dans le même temps, le MN envoie un message de notification *han-*

doff notification à l'ancien LER/FA afin de le notifier du handover produit. Ce dernier arrête le mécanisme de *buffering* et transfère les paquets en transit vers la nouvelle localisation du noeud mobile. Il est à noter que dans ce cas, le MN a la possibilité de recevoir ses paquets de données en provenance de son ancienne localisation bien avant la fin du processus de handover de niveau 3 (c'est à dire avant la réception du message de réponse d'enregistrement *Mobile IP registration reply* envoyé par le noeud LERG au noeud mobile). Il importe à signaler également qu'au cours d'un handoff Inter-LER, aucun message n'est envoyé à l'agent mère du noeud mobile puisque le MN se déplace à l'intérieur d'un même domaine.

In. port	In. label	FEC	Out. port	Out. label
2	-	w.x.y.z	1	7
2	-	a.b.c.d	1 3	7 9
2	-	p.q.r.s	3	9
...

TAB. 4.3 – Table de commutation du LERG après un handoff Inter-LER

Le tableau 4.3 illustre la table de commutation du noeud LERG après un handoff Inter-LER. Dans ce tableau, l'adresse IP de l'ancien LER/FA est supposée être w.x.y.z. Celle du nouveau LER/FA est p.q.r.s. La troisième ligne de ce tableau correspond à l'échange d'étiquettes MPLS lors de l'établissement du nouveau LSP entre le noeud d'entrée du domaine (LERG) et le nouveau sous-réseau (nouveau LER/FA). Une fois le nouveau LSP est établi, le LERG modifie les valeurs des champs relatifs aux label et port sortants de la deuxième ligne du tableau 4.1 initial pour les ajuster avec ceux du nouveau LSP. La nouvelle table obtenue est représentée par le tableau 4.3. Ainsi, les paquets IP destinés au noeud mobile seront redirigés vers le nouveau noeud LER/FA. La figure 4.4 illustre les messages de signalisation échangés au cours d'un handoff Inter-LER dans un domaine Micro Mobile MPLS.

4.3 Support des modèles Diffserv/Intserv dans Micro Mobile MPLS

Notre solution de base "Micro Mobile MPLS" supporte également les modèles Diffserv et Intserv, vus dans le chapitre précédent. En effet, les chemins à commutation de labels (LSPs) peuvent être établis soit à l'avance par *provisioning* (on parle dans ce cas de LSPs statiques) soit dynamiquement sur demande et il s'agit dans ce cas des LSPs dynamiques. Les deux sections suivantes décrivent comment utiliser ces deux architectures de qualité de service (Diffserv et Intserv) pour mettre en place les LSPs.

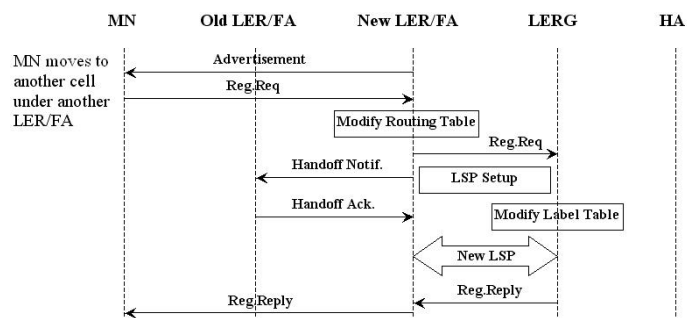


FIG. 4.4 – Procédure d’enregistrement au cours d’un handoff Inter-LER dans Micro Mobile MPLS

4.3.1 Support du modèle Diffserv : LSPs statiques

Avant de relater les possibilités de fonctionnement de notre solution de base “Micro Mobile MPLS” sous le modèle Diffserv, nous présentons un bref résumé sur la combinaison Diffserv et MPLS.

DiffServ et MPLS

Dans l’architecture DiffServ, les paquets sont classifiés en un nombre limité de classes. Chaque ensemble de paquets défini par une classe reçoit un même traitement (PHB) codé par le DSCP. Le champ ToS de l’en-tête IP [61], appelé DSCP dans le jargon de Diffserv, est utilisé pour indiquer à quelle catégorie de service appartient un paquet. Les LSRs n’ont pas accès à l’en-tête IP, mais ils ont par contre accès au *shim header*. C’est dans le champ EXP, dernier champ non explicité de l’en-tête MPLS représenté à la figure 3.4 du chapitre 3, que sera placé le code identifiant la catégorie de service. Ce champ comporte 3 bits, ce qui permet de définir 8 catégories de services. Un LSP qui exploite ces trois bits est appelé un E-LSP (*EXP Label Switched Path*).

Dans le cas d’IP, via le champ TOS, on peut cependant définir jusque 64 catégories de service. Pour pouvoir en définir plus avec MPLS, il faut créer ce que l’on appelle des L-LSP (*Label Label Switched Path*). C’est à présent le label qui contient la sémantique associée à la catégorie de service. Il faut dès lors mettre en place des associations entre labels et catégories de service. Cependant, 8 PHBs sont souvent suffisants à un opérateur réseau pour fournir des services différenciés. C’est pour cela que les E-LSPs sont plutôt utilisés dans notre architecture.

Fonctionnement de Micro Mobile MPLS sous Diffserv

Micro Mobile MPLS peut supporter le modèle Diffserv. En effet, plusieurs LSPs peuvent être établis à l'avance et par *provisioning* entre chaque LER/FA et le noeud d'entrée du domaine (LERG). Chaque LSR du domaine va donc devoir distribuer aux routeurs environnants des associations (FEC, label, PHB) en utilisant un protocole de distribution de labels (protocole LDP [3] par exemple).

Dans ce cas, lorsqu'un MN se trouve dans un domaine Micro Mobile MPLS, il entame la procédure d'enregistrement LERG comme suit. Le LER/FA courant utilise un LSP préétabli dédié aux messages de signalisation pour envoyer la demande d'enregistrement au LERG. Dès réception de ce message, le LERG met à jour sa table de commutation en associant l'adresse mère du noeud mobile avec l'interface par laquelle la demande d'enregistrement a été reçue, et envoie sa réponse d'enregistrement via un autre LSP préétabli.

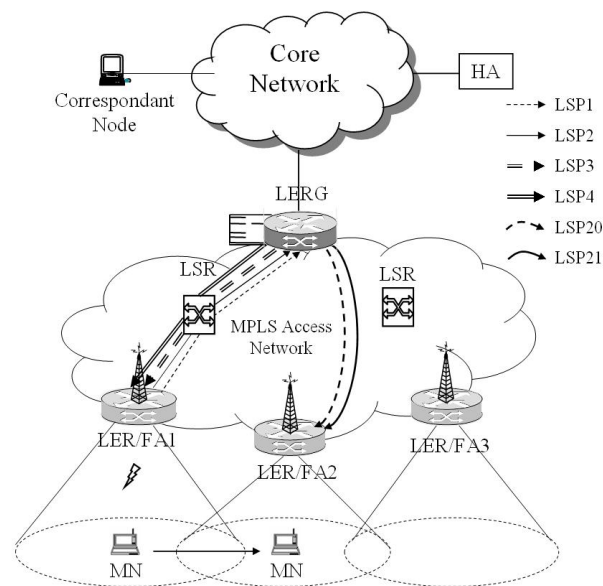


FIG. 4.5 – Fonctionnement de Micro Mobile MPLS sous Diffserv

La figure 4.5 illustre le fonctionnement de notre solution de base en utilisant des LSPs statiques. Dans cette figure, 4 LSPs sont préétablis entre le LER/FA1 et le LERG par *provisioning* : 2 LSPs (LSP1 et LSP2) pour le sens montant (sens MN vers LERG) et 2 autres LSPs (LSP3 et LSP4) pour le sens descendant (sens LERG vers MN). Les LSPs 1 et 3 sont réservés aux messages de signalisation pour le sens montant et le sens descendant respectivement. Les LSPs 2 et 4 sont associés à une classe de trafic du modèle Diffserv : le *Expedited Forwarding* (EF) pour le sens montant et le sens descendant respectivement. D'autres LSPs statiques peuvent être ajoutés et associés à chaque classe de service Diffserv.

In. port	In. label	FEC	Out. port	Out. label	PHB	Associated LER/FA
1	11	-	2	-	-	LER/FA1 (LSP1)
1	12	-	2	-	EF	LER/FA1 (LSP2)
2	-	a.b.c.d	1	14	-	LER/FA1 (LSP3)
2	-	-	1	15	EF	LER/FA1 (LSP4)
...

TAB. 4.4 – Table de commutation du LERG après un enregistrement d'un MN sous le modèle Diffserv

Le tableau 4.4 représente la table de commutation du LERG après l'enregistrement d'un noeud mobile. Dans ce tableau, a.b.c.d désigne l'adresse mère du MN. La demande d'enregistrement envoyée par le noeud mobile arrive au niveau du LERG via le LSP1. Dès réception de ce message, le noeud LERG met à jour sa table de commutation en ajoutant l'adresse mère du MN dans la colonne associée au FEC du LSP commun réservé aux messages de signalisation dans le sens descendant (LSP3), puis envoie sa réponse d'enregistrement au MN (voir tableau 4.4).

In. port	In. label	FEC	Out. port	Out. label	PHB	Associated LER/FA
...
2	-	-	1	14	-	LER/FA1 (LSP3)
2	-	a.b.c.d	1	15	EF	LER/FA1 (LSP4)
...

TAB. 4.5 – Table de commutation du LERG dès réception des paquets de données sous le modèle Diffserv

Supposons qu'un correspondant (*Correspondent Node*, CN) situé à l'extérieur du domaine Micro Mobile MPLS, veut envoyer des paquets de données au noeud mobile. Dès la réception de ces paquets, le LERG analyse le champ DSCP contenu dans l'en-tête IP et détermine le comportement par noeud (PHB) qui sera accordé à chaque paquet (dans notre cas, le PHB = EF). Le LERG effectue alors une mise à jour de sa table de commutation comme suit : l'adresse mère du noeud mobile initialement placée dans la colonne associée au FEC du LSP3 sera supprimée. En revanche, elle sera placée dans la colonne associée au LSP préétabli pour le sens descendant et qui correspond au PHB accordé (LSP4 dans notre exemple). La nouvelle

table de commutation du LERG après l'envoi des paquets de données par le correspondant est représentée par le tableau 4.5.

In. port	In. label	FEC	Out. port	Out. label	PHB	Associated LER/FA
...
2	-	-	1	14	-	LER/FA1 (LSP3)
2	-	-	1	15	EF	LER/FA1 (LSP4)
...
2	-	-	1	20	-	LER/FA2 (LSP20)
2	-	a.b.c.d	1	21	EF	LER/FA2 (LSP21)
...

TAB. 4.6 – Table de commutation du LERG après un handoff Inter-LER sous le modèle Diffserv

Lorsqu'un handoff Inter-LER se produit, le noeud mobile effectue bien entendu un enregistrement LERG à travers le nouveau noeud LER/FA (dans la figure 4.5, il s'agit du LER/FA2). Dès la réception du message de demande d'enregistrement, le LERG effectue une mise à jour de sa table de commutation en associant l'adresse mère du noeud mobile avec le LSP21, comme le montre le tableau 4.6. Les paquets de données envoyés par le correspondant seront ainsi reroutés directement vers la nouvelle localisation du noeud mobile tout en bénéficiant du même comportement souhaité (PHB = EF). Ainsi, la qualité de service sera maintenue la même avant et après le handover.

Il importe à signaler que cette solution est scalable et supporte le facteur d'échelle, puisque chaque LSP préétabli peut être partagé par plusieurs noeuds mobiles qui requièrent les mêmes besoins de QoS. Il est à noter également que le nombre total de LSPs préétablis dépend de la taille du réseau d'accès et du nombre des classes de trafic supportées.

4.3.2 Support du modèle Intserv : LSPs dynamiques

Micro Mobile MPLS peut également supporter le modèle Intserv. En effet, les LSPs peuvent être établis dynamiquement à la demande de l'utilisateur mobile. La mise en place d'une telle architecture peut être facilement réalisée grâce au duo RSVP / MPLS. MPLS fournit une fonctionnalité de routage explicite très efficace. Par ailleurs, la décision de savoir quels paquets IP suivent telle ou telle route explicite et bénéficient des réservations y liées, est dans les seules mains du LSR ingress. La grande liberté offerte par le mécanisme des FECs permet par exemple d'associer un FEC à une classe de service. RSVP peut quand à lui devenir à peu de frais un protocole de distribution de labels (avec établissement de routes explicites). Et on

gagne d'un seul coup toutes ses possibilités de mise en place de réservations. On parle dans ce cas du protocole RSVP-TE (*RSVP with Traffic Engineering extensions* [6, 64]). Ainsi, les messages RSVP PATH et RSVP RESV seront dotés d'un objet route explicite (ERO) et d'un objet LABEL pour associer label, flux et réservation (voir chapitre 3 pour plus de détails).

Fonctionnement de Micro Mobile MPLS sous Intserv

Comme nous l'avons déjà vu dans la section précédente, lorsqu'un noeud mobile entame sa procédure d'enregistrement, il envoie sa demande via un LSP commun dédié à la signalisation (nommé LSP1) et qui est préétabli par l'opérateur du domaine. Dès la réception de ce message, le LERG construit une route explicite vers le LER/FA du sous-réseau visité et établit une association entre la route explicite et le LER/FA actuel. Cette association est ajoutée dans une table appelée *Explicit Route Object Information Base* (EROIB), comme le montre le tableau 4.7. De plus, le LERG ajoute, dans cette même table, l'adresse mère du noeud mobile dans la colonne des adresses de destinations et établit une association entre cette adresse (adresse mère du MN1) et la route explicite (voir tableau 4.7). Notons que cette route explicite peut également être construite en utilisant le protocole de routage OSPF-TE (*Open Short Path First-Traffic Engineering extension*) [45].

Node	Destination address	ERO	Note
...
LERG	LER/FA2's address	ERO-1	LERG → FA2
LERG	LER/FA3's address	ERO-2	LERG → FA3
LERG	MN1's address	ERO-1	LERG → FA2

TAB. 4.7 – EROIB du noeud LERG après l'enregistrement d'un MN

Dans le cas où un message PATH est envoyé au noeud mobile (MN1) par un correspondant (CN) situé à l'extérieur du domaine Micro Mobile MPLS, celui-ci sera intercepté par le noeud d'entrée du domaine : le noeud LERG. Ce dernier, ayant une connaissance exacte de la localisation courante du MN, utilise l'adresse IP de destination comme index dans sa table EROIB et remplace l'objet route explicite (ERO) présent dans le message PATH par celui présent dans la table. Ensuite, il transfère le message PATH (contenant le nouveau objet ERO) au LER/FA actuel à travers un LSP commun de signalisation (nommé LSP2) préétabli également par l'opérateur du domaine.

Dès la réception du message PATH par le noeud mobile, celui-ci répond au LER/FA actuel par l'envoi du message RSVP RESV. Le noeud LER/FA actuel alloue donc un label au flux de

données et réenvoie le message RESV sur le LSP1. Chaque noeud interne (LSR) du chemin LSP1 effectue une correspondance entre le couple (interface d'entrée, valeur d'étiquette) et le couple (interface de sortie, valeur d'étiquette) et les associe avec ceux du message RSVP RESV reçu par le noeud en aval appelé *downstream LSR* ("du côté du puits")¹.

Dès que le message RSVP RESV atteint le noeud LERG, un LSP dynamique sera établi dans le sens descendant et supportant ainsi les exigences de QoS souhaitées pour le flux de données considéré.

Lorsque le correspondant décide d'envoyer ses paquets au noeud mobile (MN1), le noeud LERG identifie les paquets reçus par les cinq champs d'en-tête IP et de transport, à savoir l'adresse de destination, le port de destination, le numéro de protocole, l'adresse et le port source, puis les envoie directement sur le LSP dynamique nouvellement établi. Le tableau 4.8 montre le LSP dynamique établi dans le sens descendant pour un flux de données relatif à un MN. Le fec1 correspond au cinq champs contenus dans les en-têtes de transport et IP.

Node	In. port	In. label	FEC	Out. port	Out. label
LERG	0	-	fec1	1	10
LSR1	0	10	fec1	1	11
LSR3	0	11	fec1	2	12
LER/FA2	0	12	fec1	-	-

TAB. 4.8 – LSP dynamique établi dans le sens descendant

Supposons maintenant que le noeud mobile se déplace vers un autre sous-réseau servi par un autre LER/FA. Le MN envoie alors une nouvelle demande d'enregistrement au LERG via le nouveau LER/FA. Chaque noeud LSR du nouveau chemin suivi par le message de demande d'enregistrement, consulte sa table de commutation pour vérifier s'il existe une entrée correspondante au FEC relatif au même flux de données. Un ancêtre commun aux deux sous-réseaux sera donc identifié. Ce noeud est appelé *Crossover Router* (CR). Dans le pire des cas, le noeud CR coïnciderait avec le noeud d'entrée du domaine (LERG). Dès la réception du message d'enregistrement, le *Crossover Router* initie alors le message RSVP PATH et demande de réserver les mêmes ressources pour le micro-flux relatif au noeud mobile. Ce dernier répond par un message RSVP RESV. Ainsi, un nouveau LSP dynamique sera établi entre le CR et le nouveau sous-réseau auquel le MN appartient. Il importe à noter que la partie amont du chemin initial entre les noeuds CR et LERG est réutilisée puisqu'elle n'a pas été changée. Par conséquent, le temps de latence dû à la signalisation RSVP est réduit. Le tableau

1. par opposition à *upstream LSR* ("du côté de la source")

4.9 illustre la table de commutation du *Crossover Router* après un handoff Inter-LER lorsque le noeud mobile se déplace du sous-réseau LER/FA2 vers le sous-réseau LER/FA3.

In. port	In. label	FEC	Out. port	Out. label	Note
0	10	fec1	1 2	11 20	HO FA2 → FA3
0	8	fec2	1	18	vers LER/FA2
...

TAB. 4.9 – Table de commutation du *Crossover Router* après un handoff Inter-LER sous le modèle *Intserv*

La suite de ce chapitre sera consacrée à la présentation de notre module de simulation développé sous le simulateur “NS-2” [59] ainsi qu’à l’étude des performances de notre solution de base “Micro Mobile MPLS”.

4.4 Simulations et analyse des performances de Micro Mobile MPLS

Cette section couvre l’étude des performances de notre solution de base “Micro Mobile MPLS”. Pour cela une série de simulations sous différents scénarios est réalisée en utilisant l’outil de simulation Network Simulator “NS-2” [59]. Le choix de ce simulateur est dû à plusieurs raisons : (i) c’est un outil fiable, gratuit et utilisé par la plupart de la communauté scientifique pour tester et valider leurs propositions. De plus, (ii) plusieurs extensions peuvent être intégrées. En particulier, l’extension CIMS (*Columbia IP Micro-mobility Suite*) [16] développée pour la mobilité. Celui-ci inclu des implémentations NS-2 des protocoles Cellular IP, HAWAII et MIP-RR qui ont été présentés dans le chapitre 2.

Pour mesurer les performances de notre proposition de base, des paramètres comme le débit, la latence du handover et le taux de perte des paquets sont étudiés. En outre, une comparaison avec les performances des protocoles du module CIMS est effectuée dans différentes conditions de mobilité et de trafics utilisés.

4.4.1 Implémentation d’un nouvel objet MPLS hiérarchique

La simulation du protocole Micro Mobile MPLS passe par l’ajout d’un nouvel objet dans le simulateur NS-2. Cet objet doit intégrer la structure interne d’un noeud MPLS auquel on devrait ajouter le support d’adressage hiérarchique². Certes, ce type d’adressage est supporté

2. L’adressage hiérarchique nécessite uniquement une connaissance des noeuds se trouvant dans le même niveau d’hiérarchie.

par le simulateur NS-2, mais ceci n'est valable que pour des noeuds IP standards. En effet, le module MPLS développé par Gaeil Ahn [1] supporte uniquement l'adressage plat³, même dans la version la plus récente du simulateur.

Cependant, l'utilisation de l'adressage hiérarchique dans les réseaux de type Micro Mobile MPLS est primordial pour réduire la consommation de mémoire dans les noeuds et la taille des tables de routage. Par exemple, pour une topologie de n noeuds, la taille des tables de routage est de l'ordre de n^2 avec un adressage plat au lieu de $\log n$ avec un adressage hiérarchique. De ce fait, il faudrait définir, pour chaque noeud MPLS hiérarchique construit, le système d'adressage suivant :

- Le premier niveau identifiera le site : un noeud de transit a son propre site. Tous les noeuds avec le même site ont le même identifiant de site.
- Le deuxième niveau identifiera le sous-réseau dans le site : on obtient ainsi le préfixe sous-réseau. Tous les routeurs frontières ou LERs, les routeurs de site ou LSRs et les points d'accès ont le même identifiant de sous-réseaux (unique).
- Le troisième niveau identifiera l'hôte dans le sous-réseau, c'est à dire le système terminal. Les noeuds (LERs et LSRs) ont un *hostid* = 0, alors que les noeuds mobiles ont un *hostid* \neq 0.

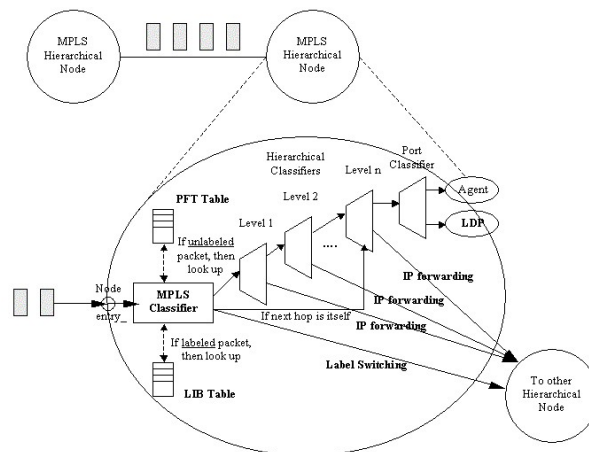


FIG. 4.6 – Architecture proposée d'un noeud MPLS hiérarchique dans NS-2

La figure 4.6 montre la structure interne proposée d'un noeud MPLS hiérarchique dans NS-2. Deux objets nommés "MPLS Classifier" et "LDP agent" ont été ajoutés à la structure interne d'un noeud IP hiérarchique. L'objet "Node entry_" se trouve au début de l'architecture du noeud. Cet élément pointe sur l'objet "MPLS Classifier" qui classe les paquets entrants

³ L'adressage plat est basé sur le numéro ID du noeud. Ce type d'adressage nécessite une connaissance exacte de tous les noeuds de la topologie.

en paquets “labellisés” ou “non-labellisés”. Il importe à noter que dans NS-2, un noeud MPLS possède deux tables de gestion d’informations : une première table nommée *Partial Forwarding Table* (PFT) et une seconde nommée *Label Information Base* (LIB). La table PFT contient le FEC, l’interface et l’étiquette de sortie. Elle est utilisée uniquement lorsque le paquet entrant n’a pas de label. Quant à la table LIB, elle contient les informations de commutation pour chaque LSP établi et est utilisée pour propager les paquets qui portent déjà des labels.

Dès la réception d’un paquet, le noeud MPLS hiérarchique opère comme suit :

- L’objet “MPLS Classifier” détermine si le paquet entrant porte un label ou pas. Si le paquet reçu a déjà un label, le noeud interne consulte sa table de commutation (LIB), exécute les opérations qui lui sont liées puis propage le paquet. Si le paquet n’a pas de label mais un LSP lui est déjà associé (comme souvent le cas dans les noeuds de bordure), alors c’est la table PFT qui sera consultée et le paquet sera géré de la même manière qu’un paquet labellisé. Si par contre le paquet n’a pas de label et aucun LSP ne lui est associé, l’objet “MPLS Classifier” l’envoie vers les classifieurs d’adresses hiérarchiques du noeud pour effectuer le routage hiérarchique.
- Chaque niveau d’hiérarchie est constitué d’un objet nommé “Address Classifier” qui exécute le routage IP classique suivant l’adresse IP de destination du paquet reçu.
- Dans le cas où le prochain saut du paquet coïncide avec le noeud lui-même, le paquet reçu sera envoyé vers l’objet “Port Classifier” qui est responsable de la sélection des agents (voir figure 4.6).

4.4.2 Paramètres et modèle de simulation

Il s’agit de simuler un réseau d’accès tout-IP supportant le protocole Micro Mobile MPLS et d’évaluer ses performances par rapport aux principaux protocoles de micro-mobilité tels que Cellular IP [92, 12], HAWAII [73] et MIP-RR [26, 78].

La topologie simulée est constituée de 5 noeuds internes, un noeud d’entrée au domaine et quatre agents de mobilité (LER/FAs) appelés ici station de base (BS). Cette même topologie est utilisée pour comparer les performances de notre proposition avec celles des implémentations du module CIMS. Pour cela, il suffit simplement de changer le type des stations de base en noeuds cellular IP puis en stations de base hiérarchiques pour implémenter MIP-RR et HAWAII. Pour Micro Mobile MPLS, les noeuds internes sont des noeuds MPLS hiérarchiques dont l’architecture a été présentée plus haut.

Il importe à noter que, dans le cas du protocole MIP-RR, trois niveaux d’hiérarchie ont été utilisés : un GFA (*Gateway Foreign Agent*) localisé au noeud d’entrée du domaine, un RFA (*Regional Foreign Agent*) localisé au niveau des noeuds LSR3, LSR4 et LSR5 et un FA (*Foreign Agent*) localisé au niveau des stations de base. La figure 4.7 illustre la topologie du réseau

d'accès simulé.

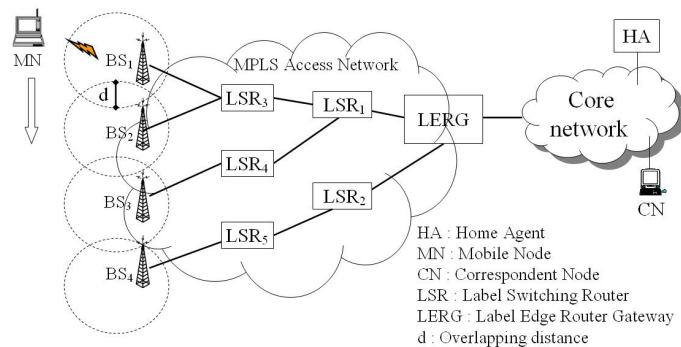


FIG. 4.7 – Topologie du réseau d'accès simulé

Paramètre	Valeur
Couche MAC	IEEE 802.11
Modèle de propagation radio	Two-ray ground
Surface de la simulation	$500 \times 500 \text{ m}^2$
Bande passante des liens filaires	10 Mbits/s
Bande passante des liens sans fil	2 Mbits/s
Délai de propagation des liens filaires	2 msec
Fréquence du signal beacon	1 seconde
Durée de la simulation	400 secondes

TAB. 4.10 – Paramètres utilisés dans le modèle de simulation sous NS-2

Les principaux paramètres utilisés dans le modèle de simulation sont listés dans le tableau 4.10. D'autres paramètres sont variables : nombre de sources de trafics, nombres des noeuds mobiles, vitesse de déplacement des noeuds mobiles (dénotée par v), distance de la zone d'overlap (dénotée par d), et ce, dans le but d'avoir des scénarios de trafics et de mobilités différents et proches d'une configuration réseau réelle. Durant les simulations, les quatre BSs possèdent les coordonnées suivantes : (0,0), (140,140), (280,280) et (420,420), l'unité étant le mètre. Il importe à noter que, dans nos expérimentations, les LSPs ont été préétablis statiquement entre chaque niveau d'hierarchie (i.e., entre le LERG et chaque RFA (LSR3, LSR4 et LSR5) et entre chaque RFA et FA). Le cas des LSPs dynamiques sera traité ultérieurement dans le cadre de la présentation de nos différents mécanismes de mobilité proposés pour optimiser la mobilité locale.

4.5 Résultats de simulation

Dans les simulations étudiées, nous nous sommes intéressés à deux scénarios de trafics, à savoir : le trafic UDP (User Datagram Protocol) [71] et le trafic TCP (Transmission Control Protocol) [72]. Des applications temps réel comme le streaming audio/vidéo peuvent être envoyées sur le protocole UDP, qui offre un minimum de fonctionnalités réseau et plus de flexibilité, alors que d'autres applications peuvent choisir TCP qui assure la délivrance de bout en bout des paquets.

4.5.1 Comportement UDP

Dans une première étape, seuls les trafics UDP sont considérés. Les communications temps réel sont caractérisées par des trafics CBR (*Constant Bit Rate*) d'un débit de 64 kb/s et d'une taille de paquet de 120 octets simulant ainsi un trafic voix utilisant le codec PCM (*Pulse Code Modulation* [37]).

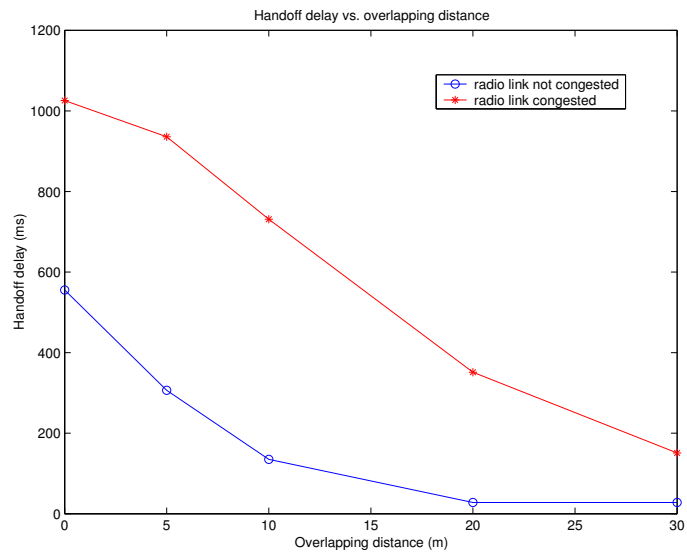
Le premier scénario simulé consiste à véhiculer un trafic CBR entre le noeud CN (*Correspondant Node*) et le noeud mobile (MN1) qui se déplace linéairement et périodiquement entre les quatre sous-réseaux avec une vitesse constante $v = 20m/s$ (voir figure 4.7).

Le second scénario consiste à utiliser des trafics additionnels dans chaque cellule radio dans le but de charger le réseau d'accès ainsi que le lien radio. D'après la référence [18], un lien radio dont la bande passante est de 2 Mb/s sera saturé avec un débit de 1.5 Mb/s. Ainsi, le deuxième scénario consisterait à ajouter, dans chaque cellule radio, 20 noeuds mobiles recevant un trafic CBR d'un débit de 75 kb/s afin de provoquer une congestion sur l'interface radio.

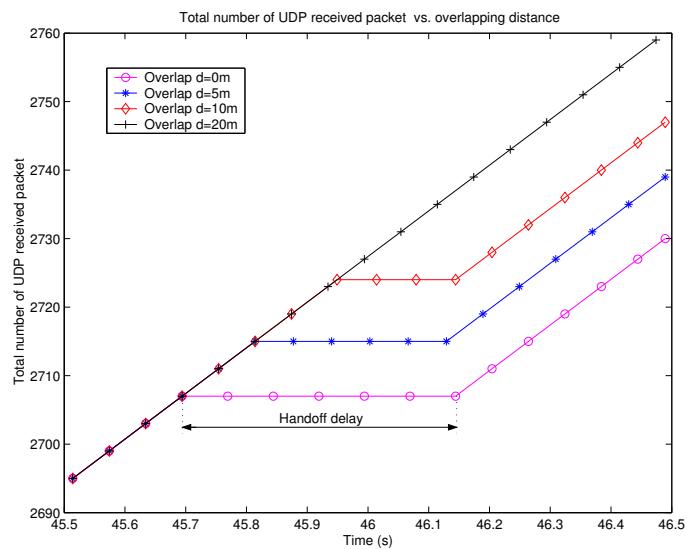
Latence du handover

L'impact du handover sur des sessions en cours est généralement caractérisé par la latence du handover. On définit ce paramètre comme étant le laps de temps entre le moment où le mobile a reçu le dernier paquet de données à travers l'ancien point d'accès et le moment où il reçoit le premier paquet à travers le nouveau point d'accès. C'est donc le temps pendant lequel un noeud mobile ne peut ni recevoir, ni émettre un trafic IP. Bien que la latence du handover ne détermine pas entièrement les performances du point de vue des applications, c'est une bonne indication des performances du handover.

La figure 4.8(a) montre la latence d'un handoff Inter-LER lorsque le noeud mobile MN1 se déplace périodiquement entre les quatre stations de base en utilisant les deux scénarios mentionnés plus haut. Chaque point du graphe constitue une valeur moyenne de 100 mesures indépendantes. La courbe représente en abscisse la distance de la zone d'overlap, dénotée par d .



(a)



(b)

FIG. 4.8 – Latence du handover du protocole Micro Mobile MPLS avec différentes valeurs du paramètre d

D'après cette figure, nous remarquons que la latence du handover se dégrade rapidement si l'interface radio est congestionnée. En effet, la probabilité de perte d'un message d'avertissement, appelé aussi signal "beacon", envoyé par un agent de mobilité (LER/FA) est plus grande dans le cas d'un réseau fortement chargé que dans le cas d'un réseau à faible charge. Ceci a une influence directe sur la décision d'un handover. En outre et dans les deux scénarios de simulation, nous pouvons remarquer que le paramètre d de la zone d'overlap permet nettement de réduire la latence du handover. Ceci s'explique par le fait qu'avec une plus grande distance

de chevauchement entre les cellules radio, le noeud mobile peut recevoir le signal “beacon” du nouveau sous-réseau le plus tôt possible tout en gardant la connexion avec l’ancien sous-réseau le plus longtemps possible. Ainsi, le temps de découverte, défini comme étant le temps mis par le noeud mobile pour s’apercevoir qu’il a changé de sous-réseau, sera réduit.

La figure 4.8(b) montre le nombre total des paquets reçus par le noeud mobile MN1 pendant la période de temps entre 45.5 et 46.5 secondes sachant qu’un handoff Inter-LER se produit à peu près à 46 secondes. Comme le montre cette figure, le noeud MN1 ne reçoit aucun paquet de données pendant le handover. La ligne continue observée avec une distance d’overlap $d = 20m$ indique qu’aucun paquet n’est perdu pendant le handover et que le service ne s’est pas interrompu. Cette figure illustre également l’effet du paramètre d sur la latence du handover et sur le nombre de paquets perdus pendant le handover. Ces observations seront complétées dans la suite, notamment par l’analyse de la figure 4.9.

Perte des paquets

En plus de la latence du handover, la qualité de service au niveau applicatif est aussi affectée par la perte des paquets due au handover. En effet, les applications temps réel (voix sur IP par exemple) sont sensibles au retard dans la livraison des paquets et ne peuvent typiquement pas tolérer le retard associé à la retransmission des paquets perdus. Pour ces applications, le nombre de paquets perdus caractérise la performance du handover. Dans cette sous-section, les simulations ont été portées sur la perte des paquets pour le protocole Micro Mobile MPLS sans prise en compte du mécanisme de *buffering*.

La figure 4.9 montre la perte des paquets occasionnée en utilisant le premier scénario. Chaque point du graphe constitue une valeur moyenne de 100 mesures indépendantes. La courbe représente en ordonné le nombre moyen de paquets perdus pendant un handoff Inter-LER lorsque le noeud mobile MN1 se déplace périodiquement entre les stations de base BS3 et BS4 et représente en abscisse la distance d de la zone d’overlap. Ces résultats sont réalisés en variant également la vitesse v du noeud mobile MN1. On remarque très clairement que le paramètre d de la zone d’overlap permet de réduire le nombre de paquets perdus pendant le handover, et ce pour les mêmes raisons mentionnées dans la sous-section précédente. En outre, on peut constater que le nombre moyen des paquets perdus demeure très faible et quasiment constant lorsque le noeud mobile MN1 reste dans la zone d’overlap pendant un temps supérieur ou égal à la période de temps des messages d’avertissement (qui est fixée à 1 seconde dans nos simulations). Ceci s’explique par le fait que dans ce cas, le temps de découverte, noté T_d , sera nul puisque le noeud mobile peut rester attaché à l’ancien agent de mobilité jusqu’à ce qu’il s’aperçoive qu’il a changé de sous-réseau. Dans ce cas, la perte des paquets sera donc liée au temps d’aller-retour entre la nouvelle localisation et le noeud d’entrée du domaine (LERG).

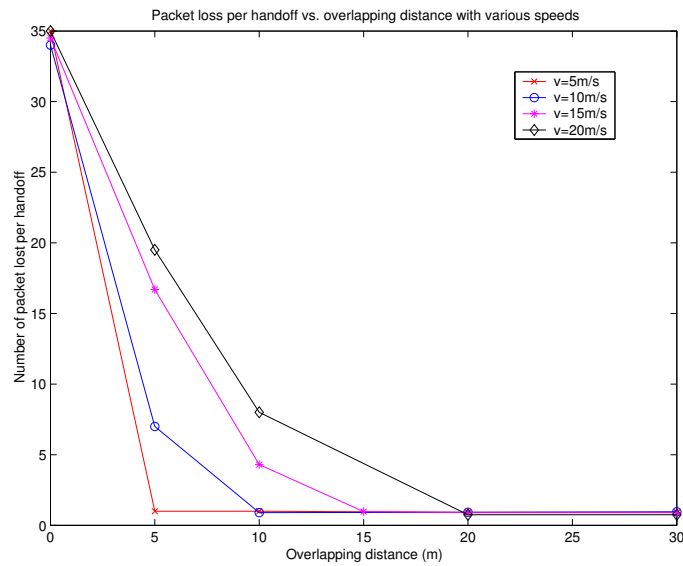


FIG. 4.9 – Effet de la distance d'overlap d et de la vitesse v du noeud mobile sur le nombre moyen des paquets perdus pendant un handover

Comparaison de Micro Mobile MPLS avec les protocoles Cellular IP, HAWAII et MIP-RR

Dans cette section, nous comparons les performances de notre proposition de base avec celles de chacune des implémentations du module CIMS [16]. Le protocole HAWAII définit deux mécanismes : le *forwarding scheme* - HAWAII MSF - et le *non-forwarding scheme* - HAWAII UNF - (voir section 2.3.4 pour plus de détails sur ces deux mécanismes).

Dans cette expérimentation, le noeud mobile se déplace périodiquement entre les quatre sous-réseaux avec une vitesse constante $v = 20m/s$ et reçoit un trafic UDP avec un débit constant de 64 kb/s. La distance d de la zone d'overlap est fixée à 30 mètres. De plus, dans chaque cellule radio, 4 noeuds statiques⁴ y figurent et qui reçoivent constamment un trafic UDP avec un débit constant de 75 kb/s. Ce trafic additionnel a pour but de charger légèrement le réseau et de peupler les tables de routage et de commutation.

La figure 4.10 illustre les performances du handover pour chaque protocole de micro-mobilité étudié. Chaque point du graphe constitue une valeur moyenne de 100 mesures indépendantes. La courbe représente en abscisse ce qui convient de dire *crossover distance* qui représente la distance entre la station de base et le noeud de croisement (*crossover router*) en terme de nombre de sauts. Au cours de nos simulations, ce paramètre vaut donc 1, 2 ou 3 si le noeud mobile (MN) se déplace entre les stations de base BS1 et BS2, BS2 et BS3, et BS3 et BS4 respectivement.

4. par opposition aux noeuds mobiles, les noeuds statiques ne bougent quasiment pas dans le sous-réseau visité

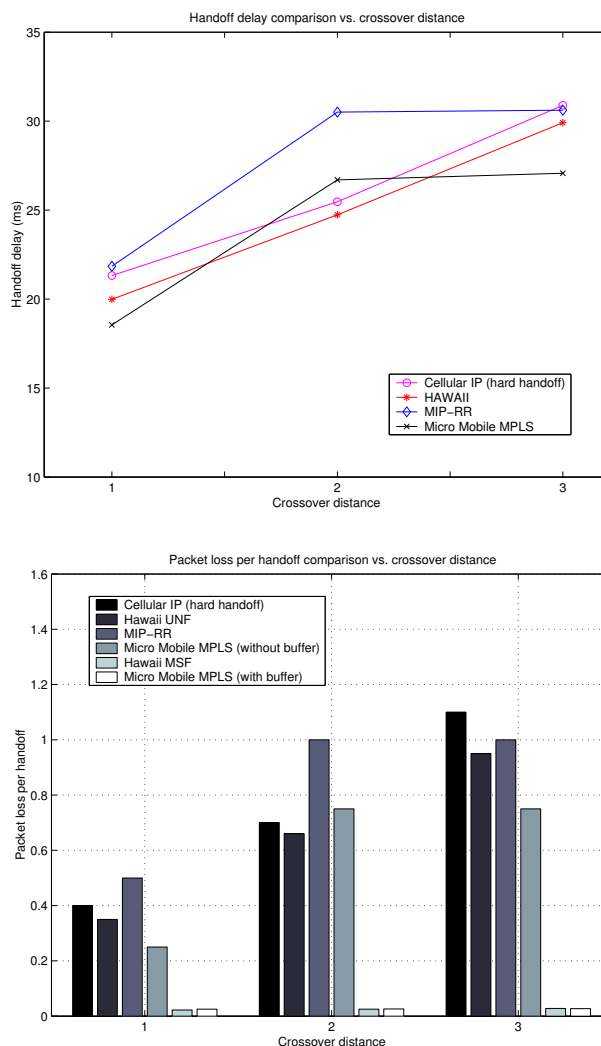


FIG. 4.10 – Latence du handover et nombre moyen de paquets perdus pendant un handover pour les quatre protocoles de micro-mobilité étudiés

Comme présenté dans la figure 4.10, Micro Mobile MPLS offre un délai de handover réduit et un taux de perte minimal comparant à ceux des protocoles Cellular IP, HAWAII et MIP-RR dans les situations où le paramètre *crossover distance* vaut 1 et 3. En effet, avec le protocole Micro Mobile MPLS (respectivement MIP-RR), lorsque le noeud mobile se déplace entre les stations de base BS1 et BS2, le LSP préétabli (respectivement le tunnel IP) entre les noeuds LERG et LSR3 (respectivement GFA et RFA) est réutilisé puisqu'il s'agit d'un déplacement Intra-RFA. Dans ce cas, à l'image d'un déplacement Intra-LER, le noeud d'entrée du domaine n'est pas notifié. Le gain observé dans notre solution est donc lié au fait que le noeud LERG utilise la commutation au lieu du routage. Comme la commutation est plus rapide que le routage, le gain obtenu au niveau du traitement des paquets de données se répercute positivement

sur les performances du handover. De ce fait, les performances de Micro Mobile MPLS sont améliorées en utilisant des chemins à commutation de label (LSPs) à la place des tunnels IP. Toutefois, lorsque le paramètre *crossover distance* vaut 2, Cellular IP et HAWAII affichent une meilleure performance par rapport au protocole Micro Mobile MPLS, puisque dans ce cas il suffit de rerouter les paquets au niveau du *crossover router* qui est topologiquement plus proche des stations de base que le noeud d'entrée du domaine l'est. Ceci explique l'utilisation optimale de ces deux protocoles dans le cas des réseaux d'accès avec topologie en arbre. Nous remarquons également que les performances des deux protocoles MIP-RR et Micro Mobile MPLS sont indépendantes du paramètre *crossover distance* lorsque celui-ci vaut 2 ou 3. Ceci est lié au fait que la décision du routage ou de commutation des paquets de données vers la nouvelle localisation du noeud mobile n'est prise qu'au niveau du noeud d'entrée du domaine puisqu'il s'agit d'un déplacement Inter-RFA. De plus, nous pouvons constater qu'avec un *crossover distance* égal à 3, les performances du handover des protocoles Cellular IP et HAWAII correspondent à celles du protocole MIP-RR parceque, dans ce cas, le noeud *crossover router* coïncide avec le noeud d'entrée du domaine.

A noter également dans cette même figure que, dans le cas du protocole HAWAII UNF qui a la particularité de ne pas transférer les paquets en transit vers la nouvelle localisation du noeud mobile, la perte des paquets dûe au handover est liée essentiellement au temps d'aller-retour entre la nouvelle localisation et le noeud de croisement (*crossover router*). D'un autre côté, le protocole HAWAII MSF permet de réduire le taux de perte des paquets en transférant les paquets en transit de l'ancienne station de base vers la nouvelle. Ceci permet à ce type de protocole d'assurer un taux de perte minimal au même titre que notre solution de base ayant le mécanisme de *buffering* activé. Dans ce cas, la perte des paquets est liée au temps que prend le message de signalisation *Movement signaling* pour atteindre le noeud LER/FA actuel. Il importe à signaler que dans un réseau fortement chargé, la latence du handover et la perte des paquets seront plus importants.

Le tableau 4.11 résume les principales fonctionnalités de notre solution de base "Micro Mobile MPLS" ainsi que de chacune des implémentations du module CIMS.

4.5.2 Comportement TCP

Dans une seconde étape, nous allons analyser l'impact d'un handover sur un trafic TCP. TCP représente aujourd'hui le type de trafic le plus typique dans l'Internet puisqu'il supporte le World Wide Web, le transfert de fichier, l'établissement de connexion à distance, etc. Ce type d'applications utilise le contrôle de flux de bout en bout pour répondre aux conditions réseaux et retransmettent des paquets et/ou réduisent le taux de transmission si des erreurs ont lieu.

	Micro Mobile MPLS	Cellular IP	HAWAII	MIP-RR
Couche OSI	Couche 2.5	Couche 3	Couche 3	Couche 3.5
Noeuds impliqués	Noeuds de bordure	Noeuds IP cellulaires	Tous les routeurs	Agents visités
Noeuds intermédiaires	Commutateur niveau 2	Routeurs niveau 3	Routeurs niveau 3	Routeurs niveau 3
Mise à jour	Messages de signalisation	Paquets de données	Messages de signalisation	Messages de signalisation
Tunneling IP	Non	Non	Non	Oui
Commutation de labels	Oui	Non	Non	Non
Handover déclenché par la couche 2	Optionnel	Optionnel	Optionnel	Non
Messages MIP	Oui	Non	Oui	Oui
Support de QoS	Oui	Non	Oui (utilisant RSVP)	Non

TAB. 4.11 – Fonctionnalités de Micro Mobile MPLS et de chacune des implémentations CIMS

Pour cela, nous allons observer le comportement d'une session TCP pendant un handover en utilisant la même topologie simulée présentée dans la figure 4.7. Le scénario de simulation étudié concerne le téléchargement de données par un noeud mobile se déplaçant périodiquement entre les stations de base BS3 et BS4 avec une vitesse constante $v = 20m/s$ et en utilisant le protocole Micro Mobile MPLS avec et sans prise en compte du mécanisme de *buffering*. La taille des paquets TCP est de 1000 octets et la durée de la session TCP est fixée à 100 secondes.

La figure 4.11 montre le débit d'une session TCP, observé avec et sans le mécanisme de *buffering*. Une amélioration de débit est clairement obtenue lorsque le mécanisme de *buffering* est utilisé. Cette amélioration est d'autant plus remarquable au moment des handovers puisque les numéros de séquence des paquets de données seront stockés dans une mémoire tampon au niveau de l'ancien LER/FA et seront aussitôt retransmis vers la nouvelle localisation du noeud mobile dès qu'un handover se produit.

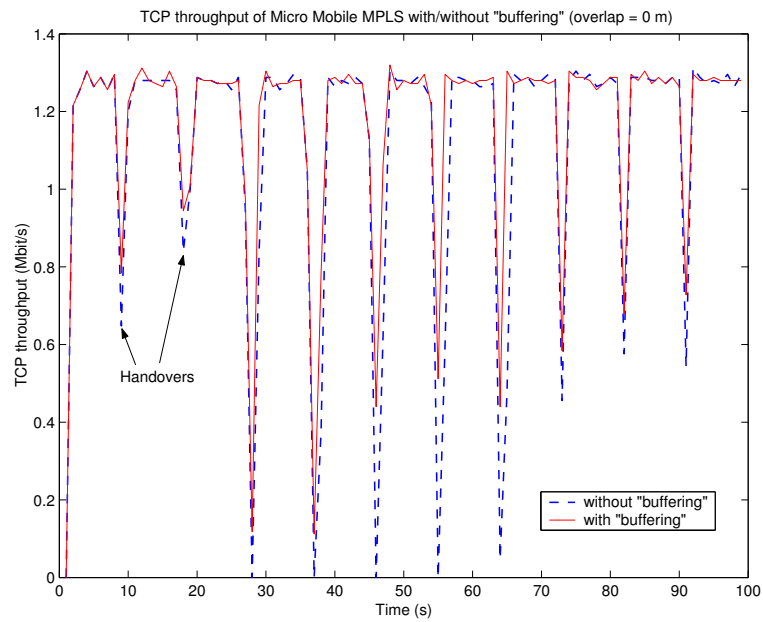


FIG. 4.11 – Débit d'une session TCP pour Micro Mobile MPLS avec/sans le mécanisme de "buffering"

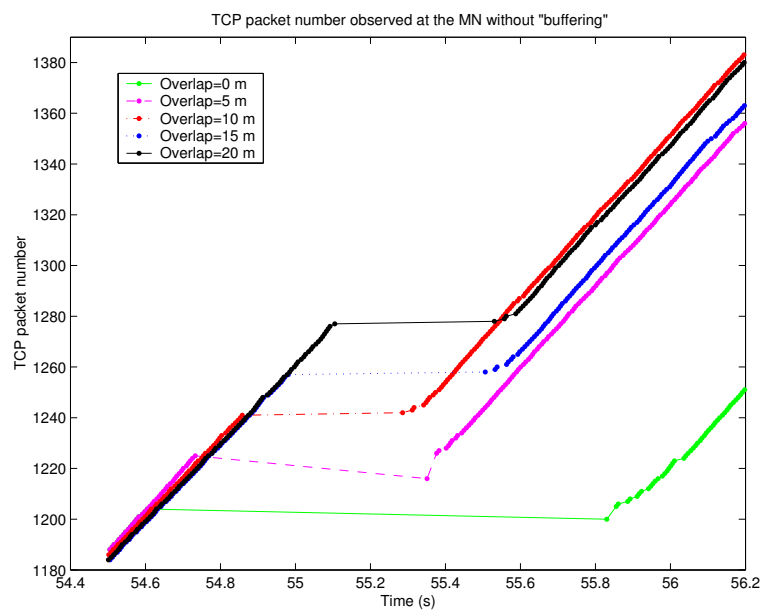


FIG. 4.12 – Numéro de séquence TCP reçus au niveau d'un noeud mobile pendant un handover

La figure 4.12 expose, pour plusieurs valeurs du paramètre d (distance d'overlap), les numéros de séquence des paquets de données reçus au niveau du noeud mobile pendant un handover déclenché environ vers 55.2 secondes et en utilisant le protocole Micro Mobile MPLS

sans prise en compte du mécanisme de *buffering*. Comme illustré dans cette figure, la distance d'overlap permet de réduire le temps d'interruption d'une session TCP puisque le temps de découverte (T_d) est réduit. Nous remarquons également que le mécanisme dit de *TCP Slow Start* [82] est déclenché après chaque handover. Effectivement, le handover est interprété par l'émetteur dans le réseau IP filaire comme une congestion qui cause la réduction du taux de transmission TCP. Le contrôle du flux TCP permet l'augmentation ou la réduction progressive de la fenêtre d'émission selon les erreurs produites. Lorsqu'un handover se produit, le noeud mobile se voit momentanément déconnecté du réseau, l'empêchant ainsi de recevoir ses paquets de données. Cette perte sera observée par l'émetteur suite à la non réception des messages d'acquittement. Ce qui entraîne la réduction immédiate de la fenêtre d'émission TCP. La figure 4.12 montre que la fenêtre de transmission maximum est remise en place à l'instant 55.6 secondes lorsque la distance d'overlap est égale à 15 mètres.

Dans un deuxième temps, nous nous proposons de comparer le débit moyen d'une session TCP en utilisant les quatre protocoles de micro-mobilité étudiés, à savoir, Micro Mobile MPLS, Cellular IP, HAWAII et MIP-RR. Dans cette expérience, le noeud mobile se déplace périodiquement entre les stations de base BS3 et BS4 avec une vitesse variable v . La distance d'overlap d étant fixée à 10 mètres. Les résultats de la simulation sont montrés dans la figure 4.13.

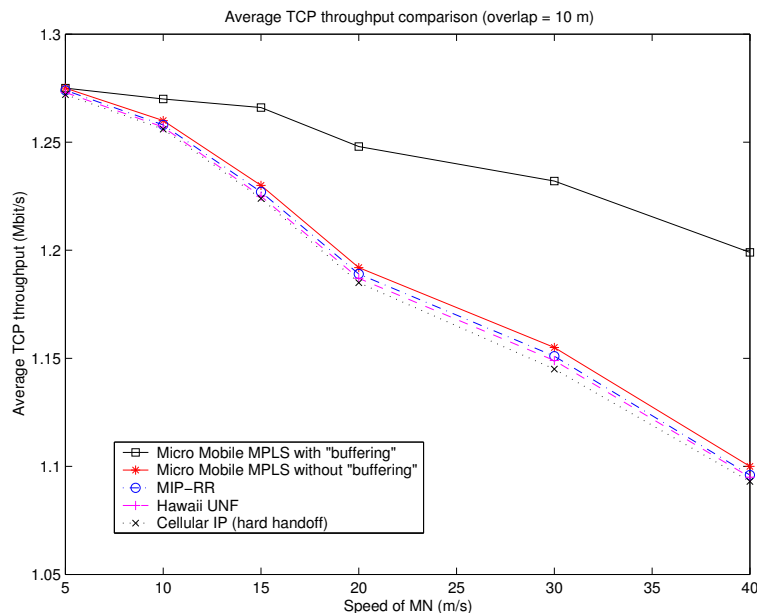


FIG. 4.13 – Comparaison de débit moyen d'une session TCP avec plusieurs protocoles de micro-mobilité

Comme le montre cette figure, l'utilisation du mécanisme de *buffering* avec Micro Mobile MPLS améliore le débit d'une session TCP. Les paquets TCP, en attente dans l'ancien LER/FA (ancienne BS), ne seront pas retransmis par l'émetteur mais plutôt transférés de l'ancienne vers la nouvelle localisation du noeud mobile dès que le handover est déclenché. De plus, nous remarquons que le débit moyen des protocoles HAWAII UNF, MIP-RR et Cellular IP est quasi-identique puisque, dans nos simulations, le paramètre *crossover distance* vaut 3. Nous constatons également que le débit moyen de la session TCP décroît avec une vitesse supérieure du noeud mobile, car dans ce cas, le temps de découverte (T_d) du noeud mobile augmente.

4.6 Conclusion

Nous avons présenté dans ce chapitre une nouvelle architecture de gestion de la mobilité et de support de la QoS dans un environnement mobile. Il s'agit de combiner les protocoles MIP-RR et MPLS dans un domaine pouvant inclure plusieurs niveaux d'hierarchie. Le but de notre approche est de concevoir un protocole de gestion de la mobilité qui optimise la mobilité locale tout en réduisant la complexité au sein du réseau d'accès.

Nous avons montré d'une part que notre architecture est scalable (résiste au passage à l'échelle) en supportant le modèle Diffserv. Les chemins à commutation de label (LSPs) peuvent être établis à l'avance par *provisioning* et il s'agit dans ce cas de LSPs statiques. Cependant, ces chemins peuvent également être établis dynamiquement sur demande, grâce au duo RSVP / MPLS, permettant ainsi de supporter le modèle Intserv. D'autre part, une implémentation de prototypes de notre solution de base intitulée "Micro Mobile MPLS" ainsi qu'une évaluation des performances ont été menés à travers des simulations. Ces simulations sont effectuées en utilisant l'outil "NS-2" et le module "CIMS". En effet, plusieurs scénarios traduisant les comportements UDP et TCP ont été réalisés. Les résultats obtenus ont montré l'efficacité de notre solution par rapport à d'autres protocoles existants en terme de débit, de latence du handover et de taux de perte des paquets.

Dans le prochain chapitre, nous présenterons les divers mécanismes de mobilité proposés pour optimiser la gestion de la mobilité dans les réseaux cellulaires tout-IP. Il s'agit des mécanismes incluant le *Fast Handover*, le chaînage des agents de mobilité LER/FA pour les noeuds mobiles qui se déplacent rapidement et d'un mécanisme de mobilité adaptatif qui tient compte des caractéristiques du réseau et de la mobilité des utilisateurs.

Chapitre 5

Mécanismes de Mobilité proposés : Support de Fast Handover, Forwarding Chain et Master Forwarding Chain

5.1 Introduction

L'évaluation de Micro Mobile MPLS réalisée dans le chapitre précédent nous a permis de montrer que grâce à l'utilisation des LSPs statiques et de la technique de commutation de labels à la place des tunnels IP, le temps de handover pouvait être réduit. Cependant, le nombre total de LSPs statiques peut être relativement important dans un réseau d'accès étendu. Une alternative à ce type de situations semble être l'utilisation des LSPs dynamiques établis sur demande par le noeud mobile grâce au duo RSVP / MPLS. Néanmoins, malgré les avantages que présente cette solution, elle peut engendrer une augmentation du temps de handover et un surcoût de mise à jour de localisation suite aux échanges des messages de signalisation lors des établissements des nouveaux LSPs. C'est pourquoi nous avons cherché à développer de nouveaux mécanismes qui optimisent la mobilité locale en minimisant ces deux métriques de performance importantes.

Nos propositions concernent les réseaux cellulaires de prochaine génération utilisant le protocole MPLS dans le réseau d'accès. Il s'agit donc principalement d'optimiser le temps de handover et le coût des mises à jour de localisation ou encore le coût d'enregistrement. Le temps de handover sera amélioré par une anticipation d'établissement des nouveaux LSPs avec ou sans prédiction de mouvement. Cette optimisation prendra le nom de support de Fast

Handover. Le coût d'enregistrement cependant sera réduit en contrôlant dynamiquement le nombre des mises à jour de localisation avec le noeud d'entrée du domaine (LERG). Ceci consiste en deux méthodes : une méthode où l'enregistrement avec le noeud LERG est remplacé par un enregistrement local avec l'ancienne localisation et une méthode où l'enregistrement local s'effectue avec un noeud spécifique du réseau d'accès appelé "Master FA". Après la présentation du support de Fast Handover, ces deux mécanismes seront décrits. Finalement, une évaluation de nos propositions dans le simulateur NS-2 et une comparaison avec d'autres solutions existantes seront présentées dans la dernière section pour illustrer les améliorations obtenues.

5.2 Première variante protocolaire : Fast Handover (FH) - Micro Mobile MPLS

Le support du Fast Handover, qui réduit le retard et la perte de paquet pendant un handover, est un apport important aux protocoles de micro-mobilité. Un certain nombre de choix dans la structure des protocoles influencent les performances du handover, comme le contrôle du handover, le *buffering* et les techniques de *forwarding*, la détection et la prédiction de mouvement et l'accouplement et la synchronisation entre les couches IP et radio. L'objectif sous-jacent à l'introduction du Fast Handover est d'essayer de combiner tous ces choix dans un même protocole. Plusieurs propositions se focalisent sur la réalisation du *Fast Handover* [48, 42, 46, 55]. L'idée de base est de permettre au noeud mobile d'obtenir sa nouvelle adresse temporaire avant d'effectuer le handover vers le nouveau sous-réseau afin qu'il puisse immédiatement communiquer lorsque la connexion avec son nouveau routeur d'accès est établie.

Deux approches différentes ont été proposées dans notre contexte. La première approche permet l'établissement des tunnels MPLS dans tout le voisinage du terminal mobile. Cette anticipation d'établissement de nouveaux LSPs concerne plus d'un agent de mobilité (LER/FA) afin d'assurer des garanties dures de QoS et réduire les perturbations des communications en cours. Dans un souci d'efficacité, nous proposons, dans la deuxième approche, de n'anticiper l'établissement d'un tunnel MPLS que lorsque le terminal mobile se trouve dans la zone de recouvrement de deux cellules radio. L'établissement du nouveau LSP avant que le noeud mobile ne se déplace implique une anticipation sur le mouvement du mobile et une pré-connaissance de la nouvelle adresse temporaire. Cette anticipation est réalisée en faisant interagir les deux couches OSI [20] (couches 2 et 3) pour réduire la latence du handover. Dans ce qui suit, nous détaillerons ces deux approches pour assurer le Fast Handover dans Micro Mobile MPLS.

5.2.1 Première Approche

Le principe de la première approche consiste à anticiper l'établissement des nouveaux chemins (LSPs) entre le noeud d'entrée du domaine (LERG) et les sous-réseaux voisins que le noeud mobile peut visiter (voir figure 5.1). Dans ce contexte, nous introduisons deux types de LSPs : LSP actif et LSP passif. Le premier type de LSP correspond à celui établi entre le noeud LERG et le sous-réseau présentement visité par le noeud mobile (*current serving LER/FA*). Quant au deuxième type de LSP, il correspond à celui établi entre le noeud LERG et chaque sous-réseau adjacent au noeud LER/FA courant. Ces LSPs sont inactifs et inutilisables par le noeud mobile jusqu'à ce qu'ils seront activés. Néanmoins, ils peuvent être utilisés par d'autres noeuds mobiles pour véhiculer du trafic *Best Effort* par exemple.

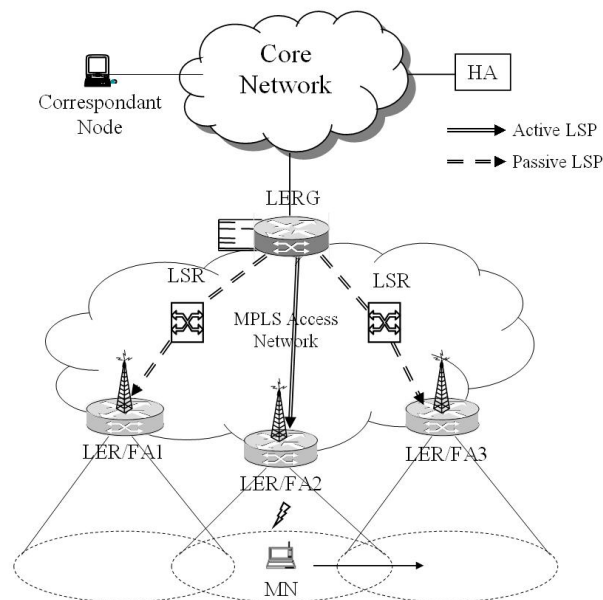


FIG. 5.1 – Mécanismes de FH-Micro Mobile MPLS: Approche 1

Lorsqu'un noeud mobile entre dans un domaine Micro Mobile MPLS, il s'enregistre normalement avec le noeud LERG du domaine. Le LSP ainsi établi entre le LERG et le sous-réseau visité est appelé LSP actif. Dans le même temps, le noeud LERG, ayant une idée complète de la topologie du domaine, déclenche des procédures d'établissement de LSP avec les sous-réseaux adjacents à celui visité par le noeud mobile. Lorsqu'un handover vers l'un des sous-réseaux adjacents se produit, le "LSP passif" correspondant sera activé et les paquets de données seront transmis immédiatement à travers cet LSP. Notons que les LSPs passifs possèdent un état souple (*soft state*) et seront rafraîchis périodiquement afin de maintenir leurs

états. Notons également que ce type d'approche est optimale pour une configuration de mobilité linéaire dans laquelle un sous-réseau ne peut avoir que deux sous-réseaux adjacents. Exemples incluant des routes, des tunnels ou encore des cas en périphérie de la couverture radio d'un réseau, etc. Si le nombre des sous-réseaux adjacents augmente, comme il est souvent le cas dans une configuration de mobilité à deux dimensions, cette méthode s'avère non optimale et lourde dans la mesure où elle entraîne un gaspillage énorme de la bande passante. Pour pallier à ce défaut, nous avons proposé une nouvelle approche pour garantir un Fast Handover dans Micro Mobile MPLS. Cette deuxième approche est décrite dans la section suivante.

5.2.2 Deuxième Approche

Dans cette approche, le processus de handover est déclenché par la couche 2 du modèle OSI [20]. L'objectif de cette proposition est double : (i) anticiper l'établissement du LSP entre le noeud d'entrée du domaine (LERG) et le nouveau sous-réseau que le noeud mobile est sur le point de visiter, et (ii) réaliser le handover de niveau 3 immédiatement après celui de niveau 2 en réduisant le temps de découverte (T_d). Rappelons que T_d est défini comme étant le temps mis par le noeud mobile pour s'apercevoir qu'il a changé de sous-réseau. Notre méthode repose principalement sur une collaboration et un échange d'informations entre les couches 2 (niveau liaison de données) et 3 (niveau IP) du modèle OSI. Afin d'assurer un "Fast Handover", le noeud mobile va utiliser l'information présente au niveau 2 pour anticiper ses déplacements.

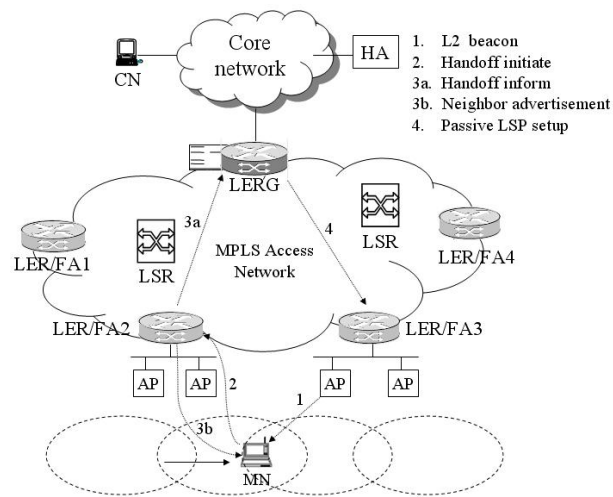
Dans ce contexte, nous appelons toujours un LSP actif celui qui est établi entre le noeud LERG et le noeud LER/FA courant. Par contre, un seul LSP passif est établi entre le noeud d'entrée du domaine et le sous-réseau potentiellement visité par le noeud mobile. Nous définissons également une nouvelle table appelée table de correspondance des voisins (*neighbor mapping table*) contenue au niveau de chaque noeud LER/FA et permettant d'assurer une correspondance entre les adresses physiques et les adresses IP de tous les points d'accès voisins.

Quatre nouveaux messages ont été ajoutés en plus de ceux de Mobile IP :

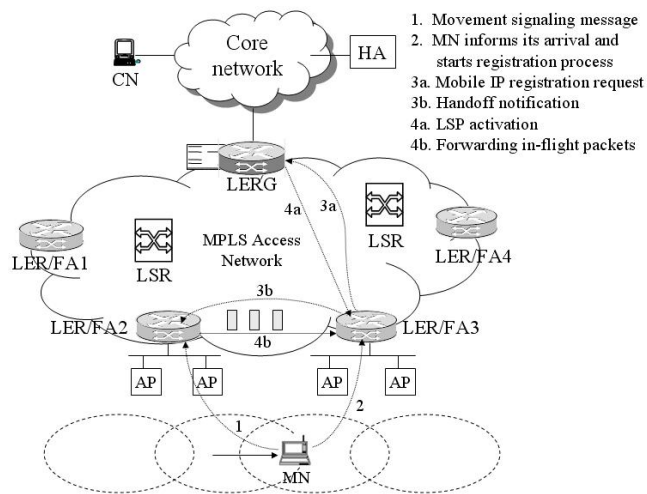
- *Handoff Initiate* : envoyé par le noeud mobile pour demander à son LER/FA courant l'adresse temporaire de son nouveau sous-réseau potentiel. Le noeud mobile doit indiquer sa destination en donnant l'adresse physique du nouveau point d'accès.
- *Neighbor Advertisement* : envoyé par le LER/FA courant à un noeud mobile pour l'informer sur son nouveau sous-réseau potentiel, et ce après consultation de sa table de correspondance des voisins. Le LER/FA courant peut indiquer au mobile qu'il ne connaît pas le sous-réseau potentiel, ou que le nouveau point d'accès appartient en fait au même sous-réseau (dans le cas d'un handoff Intra-LER).
- *Handoff Inform* : envoyé par le LER/FA courant au LERG (respectivement au nouveau LER/FA) pour l'informer de l'existence d'un éventuel handover et pour anticiper

l'établissement du nouveau LSP dans le sens descendant avec le nouveau sous-réseau (respectivement dans le sens montant avec le noeud d'entrée du domaine).

- *Handoff Notification* : envoyé par le nouveau LER/FA à l'ancien FA au moment où le noeud mobile signale sa présence au nouveau sous-réseau pour transférer les paquets en transit de l'ancienne vers la nouvelle localisation.



(a) Avant le handover de niveau 2



(b) Processus de handover de niveau 3

FIG. 5.2 – Mécanismes de FH-Micro Mobile MPLS: Approche 2

La figure 5.2 illustre les messages de signalisation échangés dans FH-Micro Mobile MPLS utilisant la deuxième approche. Dès que le noeud mobile entre dans la zone d'overlap de deux cellules radio et dès la réception du nouveau signal "beacon" émis par le nouveau point d'accès (étape 1 de la figure 5.2(a)), il envoie un message *Handoff Initiate* vers le noeud LER/FA courant (étape 2). Ce message contient bien entendu l'adresse MAC (adresse physique) du nouveau point d'accès. Une fois le message reçu, le noeud LER/FA courant consulte sa table de correspondance des voisins (*neighbor mapping table*) pour déterminer l'adresse IP du nouveau sous-réseau potentiel, puis répond avec un message *Neighbor Advertisement* contenant la nouvelle adresse temporaire (étape 3a). Au même temps, le noeud LER/FA courant envoie un message *Handoff Inform* au noeud d'entrée du domaine pour l'informer de l'existence d'un éventuel handover et pour anticiper l'établissement du nouveau LSP dans le sens descendant (étape 3b). Ainsi, un nouveau LSP dit "passif" et éventuellement une pré-réservation passive entre le LERG et le nouveau sous-réseau potentiel seront établis.

Lorsque le handover de niveau 2 est déclenché (i.e., lorsque le noeud mobile arrive effectivement en bordure de la couverture de son point d'accès courant), le MN envoie, comme nous l'avons vu dans le chapitre précédent, un message de signalisation nommé *Movement signaling message* au noeud LER/FA courant notifiant un handover de niveau 2 imminent et permettant ainsi d'initier le mécanisme de *buffering* (étape 1 de la figure 5.2(b)). Ensuite, dès que le noeud mobile s'attache physiquement au nouveau point d'accès (i.e., dès la fin du handover de niveau 2), il doit enregistrer sa nouvelle adresse temporaire déjà connue avec le noeud LERG du domaine. Ainsi, et sans attendre la réception d'un message d'avertissement du nouveau sous-réseau (nouveau LER/FA), le noeud mobile envoie sa demande d'enregistrement au LERG (étape 3a) qui effectue une mise à jour de sa table de commutation. Par conséquent, le LSP initialement passif sera activé et le trafic sera immédiatement délivré à travers ce nouveau LSP (étape 4a). Notons que dans le cas où le fast handover échoue (si l'adresse temporaire proposée est invalide), le noeud mobile réalise un handover "traditionnel" comme décrit dans notre proposition de base "Micro Mobile MPLS" (voir chapitre précédent).

5.3 Deuxième variante protocolaire : Forwarding Chain (FC) - Micro Mobile MPLS

La deuxième variante protocolaire proposée est intitulée FC-Micro Mobile MPLS. Elle est basée sur une suite de chemins construits dynamiquement pour réduire le coût de signalisation lors des mises à jour de localisation. Cette approche convient pour les réseaux cellulaires où les noeuds mobiles peuvent se déplacer rapidement et dans lesquels un chaînage des noeuds LER/FAs peut s'avérer utile. En effet, nous proposons qu'à chaque changement de

sous-réseau, le noeud mobile peut s’enregistrer auprès de son ancien LER/FA au lieu du noeud d’entrée du domaine (LERG). Ainsi, le chemin à commutation de labels (LSP) qui est établi entre le noeud LERG et l’ancien sous-réseau sera étendu vers le nouveau sous-réseau. Dès lors, une chaîne de transfert formée par les agents de mobilité visités sera construite. A cet égard, chaque MN possède un “buffer” pour stocker les adresses IP des noeuds LER/FA visités. Les paquets destinés au noeud mobile seront alors interceptés par le premier LER/FA de la chaîne (appelé “Master FA”) ¹ bénéficiant ainsi du chemin existant et éventuellement des réservations sur les liens entre les noeuds LERG et Master FA. Ces paquets seront ensuite commutés à travers la chaîne de transfert construite jusqu’au noeud mobile. Il importe de noter qu’un tel mécanisme peut causer des retards inacceptables et des délais supplémentaires en raison de longues chaînes. Pour remédier à ce type de problème, nous avons spécifié une limite, dénotée par L_{th} , sur la longueur de la chaîne construite. Ainsi, la transmission de données peut se faire de l’ancien sous-réseau vers le nouveau tant que la longueur de la chaîne construite est inférieure au seuil L_{th} . Lorsque ce seuil est atteint, le noeud mobile s’enregistre normalement auprès du LERG, comme décrit dans notre proposition de base “Micro Mobile MPLS”. Dans ce cas, les adresses contenues dans le “buffer” du MN seront supprimées et la chaîne de transfert sera renouvelée. Le fonctionnement de base du protocole FC-Micro Mobile MPLS peut être décrit par le pseudo-code présenté dans le tableau 5.1.

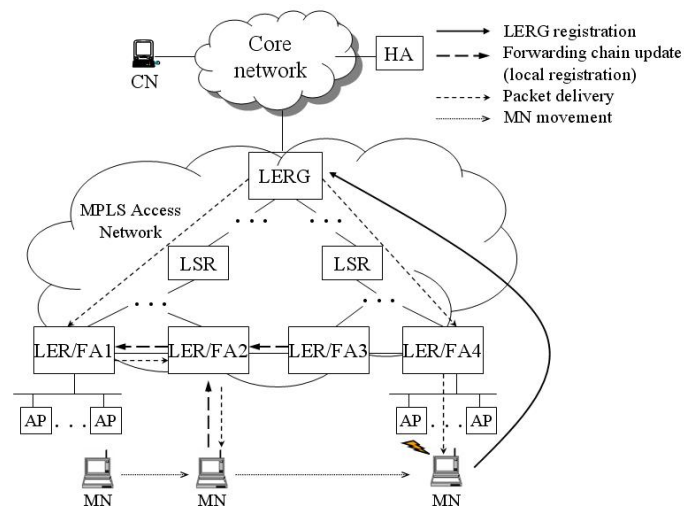


FIG. 5.3 – Mécanismes de FC-Micro Mobile MPLS

1. Il s’agit du premier agent de mobilité que le terminal mobile rencontre dès qu’il entre dans un domaine Micro Mobile MPLS

```

%Location registration procedures
Initialize  $i = 0$ ;
IF (MN enters a new subnet)
    compare the address of the new LER/FA to the addresses in buffer;
    IF (the new address already exists in buffer)
        Extract the rank ( $rg$ ) of the subnet from buffer;
         $i = rg$ ;
    ELSE
        record the new LER/FA address in buffer;
         $i = i + 1$ ;
    ENDIF
IF ( $i < L_{th}$ )
    New LER/FA registers to the old LER/FA;
ELSE
    New LER/FA registers to the LERG;
    MN notifies the old LER/FA of the handover;
    Delete all the addresses in buffer;
     $i = 0$ ;
ENDIF
ENDIF

%Packet delivery procedures
IF (packets for the MN are intercepted by the LERG)
    Switch the packets to the master LER/FA using label swapping;
    IF (the LER/FA is not the MN's current serving LER/FA)
        Reswitch the packets to the next LER/FA
        of the forwarding chain;
    ENDIF
    The current serving LER/FA strips off the label and sends
    the packets to the MN;
ENDIF

```

TAB. 5.1 – Pseudo-code du protocole FC-Micro Mobile MPLS

La figure 5.3 illustre les opérations de base du protocole FC-Micro Mobile MPLS. Nous admettons ici que la valeur du seuil L_{th} est calculée par l'opérateur de réseau et est fixée à 3. Dans cet exemple, le noeud mobile se déplace du sous-réseau 1 vers le sous-réseau 4. Lorsque

le MN visite le sous-réseau 2, il enregistre sa nouvelle adresse temporaire (RCoA2) auprès de l'ancien LER/FA (LER/FA1) qui correspond au Master FA dans cet exemple. De même, quand le MN se déplace vers le sous-réseau 3, il enregistre sa nouvelle adresse temporaire (RCoA3) auprès du noeud LER/FA2. Ainsi, le LSP établi entre le noeud LERG et le noeud LER/FA1 sera étendu dans un premier temps vers le noeud LER/FA2 puis vers le noeud LER/FA3.

In. port	In. label	FEC	Out. port	Out. label
1	20	RCoA2	-	-
1	25	fec1	-	-
...

TAB. 5.2 – Table de commutation de l'ancien LER/FA (LER/FA2) avant un handover

Le tableau 5.2 montre la table de commutation du noeud LER/FA2 avant un handoff Inter-LER. Le fec1 correspond au cinq champs contenus dans les en-têtes de transport et IP, à savoir adresse IP du noeud mobile, numéro de port du MN, numéro de protocole, adresse et port du correspondant (CN).

Lorsque le handover vers le sous-réseau 3 se produit, l'ancien LER/FA (LER/FA2) entame une procédure d'établissement d'un nouveau LSP et éventuellement de nouvelles réservations sur le lien entre l'ancien et le nouveau LER/FA. Les tables de commutation des noeuds LER/FA2 et LER/FA3 seront donc mises à jour, comme le montrent les tableaux 5.3 et 5.4.

In. port	In. label	FEC	Out. port	Out. label
1	20	RCoA2	-	-
1	25	fec1	2	30
...

TAB. 5.3 – Table de commutation de l'ancien LER/FA (LER/FA2) après un handover

In. port	In. label	FEC	Out. port	Out. label
2	30	fec1	-	-
...

TAB. 5.4 – Table de commutation du nouveau LER/FA (LER/FA3)

Remarquons que le seuil L_{th} est atteint quand le noeud mobile se déplace vers le sous-réseau 4. Dans ce cas, le MN enregistre sa nouvelle adresse temporaire directement auprès du noeud d'entrée du domaine (LERG). Il importe à signaler également qu'avec ce type de mécanisme, les coûts de mise à jour de localisation et de réservation des ressources seront nettement réduits puisque la distance entre deux LER/FA adjacents (en terme de nombre de sauts) est généralement plus petite que celle entre un LER/FA et le noeud LERG. Ces observations seront complétées par la suite, notamment par les études analytiques menées dans le chapitre 6.

5.4 Troisième variante protocolaire : Master Forwarding Chain (MFC) - Micro Mobile MPLS

Les protocoles FH- et FC-Micro Mobile MPLS constituent les solutions les plus pertinentes et offrent une bonne alternative pour coupler la gestion de la mobilité avec le support de la QoS dans un environnement mobile. Cependant, dans une volonté d'apporter de manière optimale une flexibilité et une adaptabilité à notre architecture de base "Micro Mobile MPLS", nous avons proposé un nouveau mécanisme de mobilité intitulé "*Master Forwarding Chain*" (MFC). En effet, cette nouvelle approche permet à un noeud mobile de choisir entre un enregistrement LERG auprès du noeud d'entrée du domaine et un enregistrement local auprès du noeud Master FA selon une comparaison des coûts tout en tenant compte des caractéristiques du réseau et de la mobilité des utilisateurs.

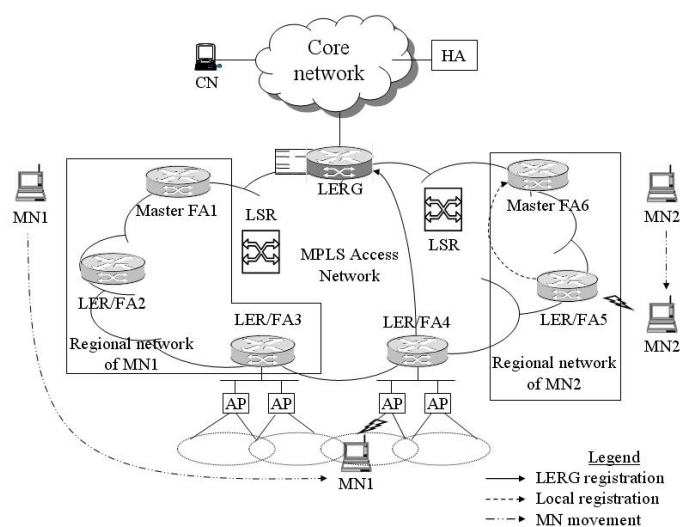


FIG. 5.4 – Mécanismes du protocole MFC-Micro Mobile MPLS

Dans cette optique, chaque fois que le noeud mobile se déplace vers un nouveau sous-réseau, le nouveau LER/FA doit effectuer une comparaison entre le coût de signalisation d'un enregistrement LERG auprès du noeud d'entrée du domaine avec celui d'un enregistrement local auprès du Master FA. Rappelons que le Master FA est le premier agent de mobilité que le terminal mobile rencontre dès qu'il entre dans un domaine Micro Mobile MPLS. Si la différence des coûts de signalisation est au dessous d'un seuil minimal, noté S , le noeud mobile effectue un enregistrement LERG. Dans le cas contraire, il effectue un enregistrement local. Avec ce type d'approche, chaque noeud mobile possède sa propre configuration réseau incluant son noeud Master FA et son propre réseau régional, comme le montre la figure 5.4. Nous appellerons réseau régional relatif à un MN, l'ensemble des sous-réseaux potentiellement visités par le noeud mobile et tel que des enregistrements locaux sont uniquement nécessaires. La taille d'un réseau régional est donc déterminée en utilisant la fonction de comparaison des coûts. Notons que cette taille peut être identique pour tous les noeuds mobiles se trouvant dans un domaine où la distance entre le noeud LERG et chaque noeud LER/FA visité (en terme de nombre de sauts) reste inchangée et égale à un paramètre δ . En effet, dans ce cas de figure, la relation de comparaison des coûts peut s'écrire sous la forme suivante :

$$C_{newFA-LE RG} - C_{newFA-MasterFA} > S \Leftrightarrow h_{newFA-MasterFA} < \delta - \lfloor \frac{S}{2m_{sig}} \rfloor \quad (5.1)$$

Où h_{x-y} et m_{sig} désignent respectivement le nombre moyen de sauts entre x et y et la taille moyenne des messages de signalisation envoyés à chaque changement de sous-réseau et $\lfloor x \rfloor$ représente le plus grand entier inférieur ou égal à x .

Ainsi, un noeud mobile peut se déplacer aléatoirement dans un rayon de $K - 1$ sauts par rapport à son Master FA sans avoir provoqué un enregistrement LERG, où $K = \delta - \lfloor \frac{S}{2m_{sig}} \rfloor$. De ce fait, la taille du réseau régional d'un MN serait réduite à une zone de rayon $K - 1$ appelée dans ce cas *zone de résidence* (voir figure 5.5).

Dans ce qui suit, nous allons nous intéresser en premier à cette variante du protocole MFC étant donné qu'elle peut constituer une alternative au protocole FC dans les réseaux cellulaires où la couverture d'un territoire est assurée en divisant la région en plusieurs cellules adjacentes. En effet, dans une *zone de résidence* d'un MN, les paquets de données seront interceptés par le noeud Master FA bénéficiant ainsi du chemin existant et éventuellement des réservations sur les liens entre ce noeud et le noeud d'entrée du domaine (LERG). Ces paquets seront ensuite commutés à travers une chaîne de transfert jusqu'au noeud mobile en empruntant cette fois-ci le chemin le plus court. Dès que la distance entre le nouveau sous-réseau visité et le noeud Master FA atteint le seuil maximal K , un enregistrement LERG est déclenché. Ainsi, un nouveau chemin (i.e., un nouveau LSP) entre le noeud LERG et le nouveau LER/FA, considéré désormais comme le nouveau Master FA, sera établi.

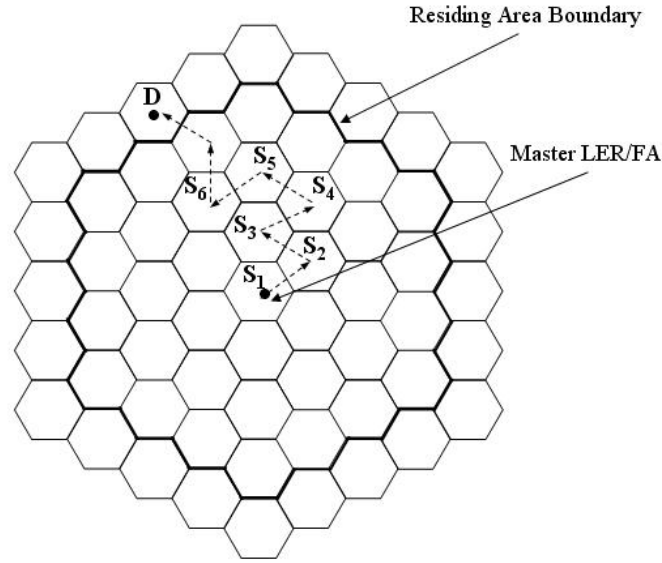


FIG. 5.5 – Mouvements d'un MN avec $K = 4$ et $L_{th} = 7$

Afin d'illustrer la différence entre le mécanisme FC de paramètre L_{th} et le mécanisme MFC de paramètre K décrit ci-dessus, prenons l'exemple de la figure 5.5.

Soit $\{S_1, S_2, S_3, S_4, S_5, S_6\}$ la trajectoire du noeud mobile. S_1 étant le Master FA. Selon le protocole FC, le chaînage des agents de mobilité correspond à l'ensemble $\{S_1, S_2, S_3, S_4, S_5, S_6\}$. En revanche, la chaîne construite avec le protocole MFC de paramètre K correspond au chemin le plus court entre le noeud mobile et le Master FA (i.e., $\{S_1, S_3, S_6\}$). Ainsi, une caractéristique importante de cette nouvelle variante concerne la réduction de la taille de la chaîne de transfert, et par conséquent le délai d'acheminement de bout-en-bout.

D'une manière générale, les mécanismes de base du protocole MFC peuvent être décrits ci-après. Lorsqu'un noeud mobile entre pour la première fois dans un domaine MPLS, il effectue des opérations d'enregistrement similaires à celles décrites dans le protocole de base "Micro Mobile MPLS" (voir section 4.2.1). Le noeud mobile enregistre l'adresse IP du noeud LER/FA le plus proche et le désigne comme étant son Master FA. Lorsqu'un handover de niveau 3 se produit, le MN envoie sa nouvelle demande d'enregistrement au nouveau LER/FA qui effectue les opérations suivantes :

- Le nouveau LER/FA vérifie la validité de l'adresse du noeud Master FA contenue dans le message de demande d'enregistrement reçu. Si l'adresse est valide, le nouveau LER/FA calcule les coûts de mise à jour de localisation et choisit entre un enregistrement LERG ou un enregistrement local. Dans le cas où cette adresse est invalide, le noeud mobile réalise un handover "traditionnel" comme décrit dans notre proposition de base "Micro

Mobile MPLS”.

- La fonction coût est calculée sur la base des informations de routage échangées avec les noeuds internes du domaine et en connaissant les distances qui séparent chaque noeud LER/FA de ses voisins. Un algorithme comme *Dijkstra*, encore appelé SPF (*Shortest Path First*), peut être utilisé pour calculer le plus court chemin vers tout noeud du domaine. Par ailleurs, les protocoles à vecteurs de distance tels que RIP (*Routing Information Protocol* [32]) ou à états de liens tels que OSPF (*Open Shortest Path First* [58]) peuvent également être utilisés.
- Dans les deux cas de figure (enregistrement LERG ou enregistrement local), le noeud mobile reçoit, par l’intermédiaire du nouveau LER/FA, une réponse à sa demande d’enregistrement envoyée par le LERG ou le Master FA selon le type d’enregistrement effectué.

La suite de ce chapitre sera consacrée à l’étude des performances de nos mécanismes de mobilité proposés ainsi que de nombreux protocoles de référence incluant Mobile IP de base [66], FMIP [49], MIP-RR [26], Mobile MPLS [74] et H-MPLS [98].

5.5 Simulations et Analyse des performances

Afin de démontrer l’intérêt de nos propositions, il convient d’en évaluer les performances. Cette section couvre l’étude des performances des trois variantes protocolaires définies plus haut. Il s’agit de simuler chacun de ces trois mécanismes de mobilité (y compris les deux approches proposées pour le protocole FH-Micro Mobile MPLS) et de comparer les résultats obtenus avec ceux des protocoles existants (Mobile IP de base [66], FMIP [49], MIP-RR [26], Mobile MPLS [74] et H-MPLS [98]). Pour cela, une série de simulations est réalisée en utilisant l’outil de simulation “NS-2” [59]. Pour mesurer les performances de ces protocoles, des paramètres comme le coût de signalisation véhiculée lors des mises à jour de localisation, la latence du handover ainsi que le taux de perte des paquets sont étudiés. Afin de simplifier l’explication des résultats, nous proposons d’utiliser les notations suivantes : FH-1 (respectivement FH-2) pour le protocole FH-Micro Mobile MPLS utilisant la première approche (respectivement la deuxième approche) et FC (respectivement MFC) pour le protocole FC-Micro Mobile MPLS (respectivement MFC-Micro Mobile MPLS).

5.5.1 Modèle de simulation

La topologie réseau utilisée est composée d’un noeud source jouant le rôle d’un HA, un noeud d’entrée du domaine (LERG) et quatre noeuds LER/FA connectés chacun à un seul point d’accès. Un noeud mobile se déplace périodiquement entre ces quatre points d’accès

avec une vitesse v et reçoit un trafic CBR d'un débit de 64 kb/s et d'une taille de paquet de 80 octets. Ce débit correspond à une source audio utilisant le codec PCM [37]. Dans tous nos expérimentations, le noeud mobile est uniquement récepteur (il ne sera jamais la source du trafic), car nous avons voulu constater les impacts sur la réception d'un trafic de type temps réel. Durant les simulations, les quatre APs possèdent les coordonnées suivantes : (0,0), (200,200), (400,400) et (600,600), l'unité étant le mètre. La figure 5.6 présente la distance entre chaque noeud, en terme de nombre de sauts. Les principaux paramètres utilisés dans le modèle de simulation sont listés dans le tableau 5.5.

Paramètre	Valeur
Couche MAC	IEEE 802.11
Modèle de propagation radio	Two-ray ground
Surface de la simulation	$1000 \times 1000 \text{ m}^2$
Bande passante des liens filaires	10 Mbits/s
Bande passante des liens sans fil	2 Mbits/s
Délai de propagation des liens filaires	2 ms
Fréquence des messages d'avertissement du LER/FA (T_{ad})	1 seconde
Fréquence du signal beacon d'une AP (L2 beacon)	100 ms
Taille d'un paquet de signalisation pour la mise à jour de localisation	48 octets
Taille d'un paquet de signalisation pour la mise en place du LSP	28 octets
Vitesse v	4 m/s \sim 40 m/s (par défaut 20 m/s)
Zone d'overlap	10 m \sim 30 m (par défaut 20 m)
Seuils L_{th} et K	2 \sim 10 (par défaut 4)
Durée de la simulation	1000 secondes

TAB. 5.5 – Paramètres utilisés dans le modèle de simulation

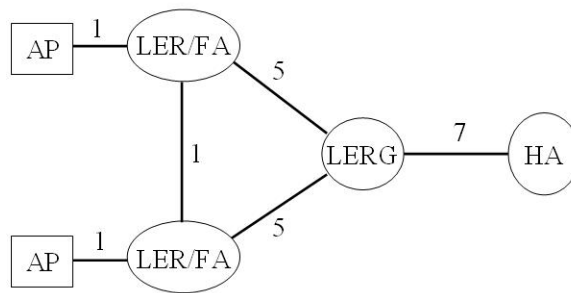


FIG. 5.6 – Distance entre les nœuds dans le réseau simulé

5.5.2 Coût de signalisation durant une session

Afin de constater l'impact de nos mécanismes de mobilité sur le coût de signalisation, nous avons mesuré la quantité totale des messages échangés lors des mises à jour de localisation. Par abus de langage, nous utiliserons également le terme coût d'enregistrement. Chaque valeur donnée dans la suite est la moyenne de 100 mesures. Les résultats sont découpés en deux parties. Dans une première étape, nous comparons les performances des protocoles étudiés en variant le temps de séjour d'un MN dans une cellule. Dans une seconde étape, les seuils L_{th} et K sont variés afin d'évaluer leur impact sur le coût d'enregistrement.

Coût d'enregistrement en fonction du temps de séjour dans un sous-réseau

La figure 5.7 représente le coût d'enregistrement engendré par les divers protocoles étudiés lors des handovers. L'axe des abscisses correspond au temps de séjour d'un nœud mobile dans une cellule ou encore dans un sous-réseau, puisque chaque sous-réseau ne comporte ici qu'une seule cellule radio. Ce scénario a été délibérément choisi pour étudier l'impact d'un handoff Inter-LER (handoff de niveau 3) sur les performances des protocoles mentionnés plus haut. La variation du temps de séjour est effectuée en variant la vitesse du nœud mobile. Les résultats obtenus montrent que les protocoles MIP-RR, FC et MFC réduisent considérablement le coût de signalisation lors des mises à jour de localisation. Cette réduction du coût est d'autant plus importante dans le cas où le nœud mobile change fréquemment de sous-réseau (i.e., lorsque le temps de séjour dans la cellule est faible). On constate également que le protocole FC peut réduire jusqu'à 30% le coût de signalisation comparé au protocole MIP-RR. En effet, des enregistrements fréquents avec le nœud d'entrée du domaine (LERG) seront remplacés par des enregistrements locaux avec l'ancienne localisation du nœud mobile (ancien LER/FA). Ces enregistrements offrent un coût beaucoup moins élevé que celui avec le nœud d'entrée du domaine, puisque la distance séparant deux sous-réseaux adjacents est toujours plus faible que celle entre un LER/FA et le LERG.

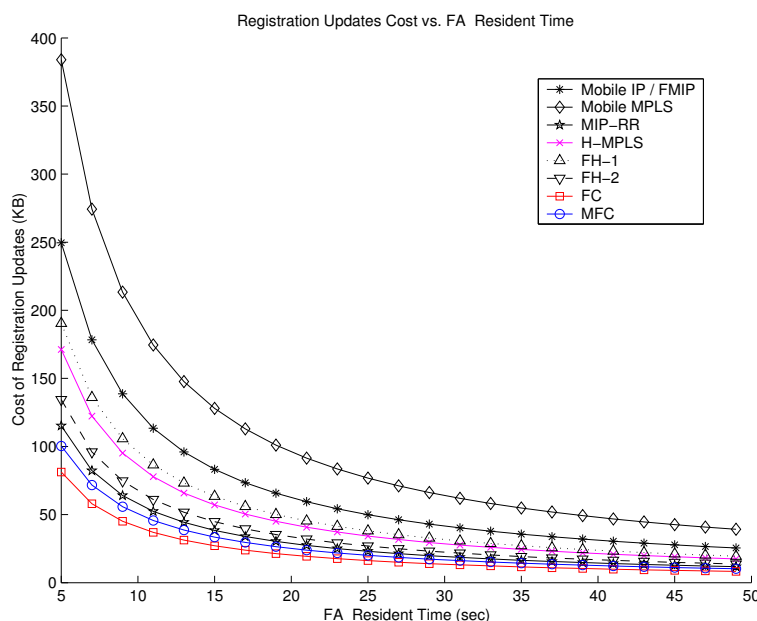


FIG. 5.7 – Coût d'enregistrement durant une session

D'autre part, on peut remarquer que le protocole MFC génère plus de messages de signalisation que le protocole FC, mais un peu moins que le protocole MIP-RR. Cette différence est due à l'implémentation de la mobilité utilisée puisqu'avec le protocole FC, les enregistrements locaux sont toujours effectués entre 2 sous-réseaux adjacents séparés par un seul saut alors que, dans le protocole MFC, ils sont souvent effectués entre le nouveau LER/FA et le Master FA séparés par n sauts ($1 \leq n \leq K - 1$). De ce fait, le protocole FC est bien plus adapté à la mobilité linéaire des utilisateurs que le protocole MFC. Ces observations seront complétées plus loin, notamment par l'analyse théorique de la mobilité dans une configuration à une et à deux dimensions et qui sera fournie dans le chapitre suivant.

Une autre constatation concerne le protocole FH-Micro Mobile MPLS. La première solution FH-1 génère un coût plus important que celui du protocole H-MPLS, puisque cette approche anticipe l'établissement des LSPs sur tout le voisinage du terminal mobile. Ceci a pour but de garantir la QoS à travers des réservations passives et d'assurer la continuité des communications en cours. En revanche, une quantité de signalisation non négligeable est véhiculée dans le réseau, augmentant le risque de congestion. A l'inverse, notre seconde solution FH-2 permet de réduire la quantité de signalisation émise à chaque handover de niveau 3 par rapport aux protocoles H-MPLS, Mobile MPLS et Mobile IP, et ce grâce à l'anticipation de l'établissement du nouveau LSP entre le noeud LERG et le nouveau sous-réseau. Cet LSP initialement passif sera activé lorsqu'un handover de niveau 3 est déclenché. Comparé à MIP-RR, cette solution génère plus de trafic à chaque changement de sous-réseau. Ceci est dû

aux messages de signalisation additionnels que le nouveau sous-réseau envoie vers l'ancien pour qu'il stoppe son mécanisme de *buffering* et lui transfère les paquets en transit.

Impact des seuils L_{th} et K sur le coût d'enregistrement

On s'intéresse dans cette section à évaluer l'impact de la variation des seuils L_{th} et K sur le coût d'enregistrement des différents mécanismes de mobilité. Comme nous pouvons le constater sur la figure 5.8, les protocoles FC et MFC dépendent fortement des seuils L_{th} et K , respectivement, à l'inverse des autres solutions. Les résultats obtenus montrent que dans le cas du protocole FC, le coût d'enregistrement décroît en fonction du seuil L_{th} . En effet, avec de faibles valeurs de L_{th} , le noeud mobile a tendance de s'enregistrer plus fréquemment avec le LERG augmentant ainsi le coût total d'enregistrement. Une première réflexion concerne la valeur optimale de ce seuil. Certes, avec une grande valeur de L_{th} , le protocole FC génère un minimum de trafic à chaque changement de sous-réseau, mais un inconvénient majeur de ce type d'utilisation concerne l'augmentation du délai de bout-en-bout, puisqu'à chaque handover les paquets se voient attribuer un délai supplémentaire relatif à celui entre le nouveau et l'ancien LER/FA. Cependant, les applications "quasi" temps réel telles que le streaming audio et vidéo et les applications temps réel telles que les visio et audio conférences nécessitent un délai de bout-en-bout minimal. Ainsi, la valeur optimale du seuil L_{th} serait bornée par des contraintes de délai de bout-en-bout.

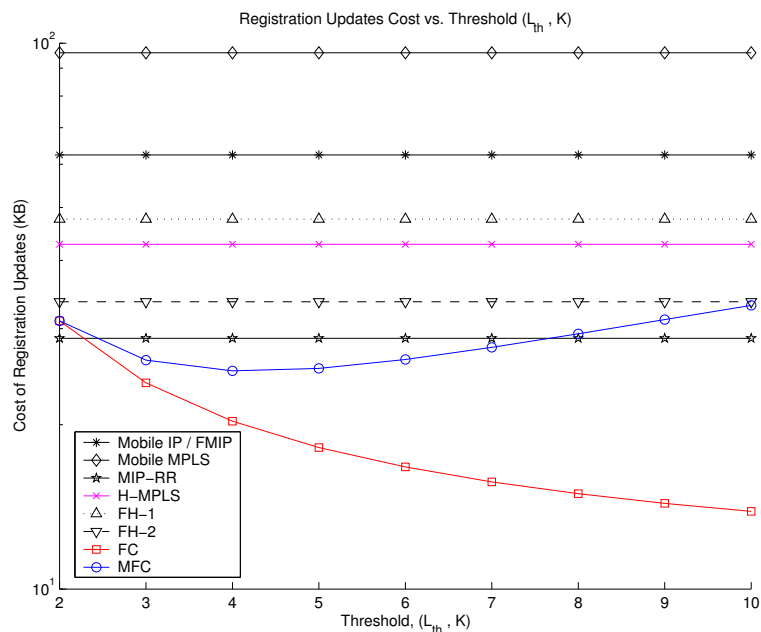


FIG. 5.8 – Impact des seuils L_{th} et K sur le coût d'enregistrement

D'un autre côté, le graphique 5.8 montre que le coût d'enregistrement dans le cas du protocole MFC prend l'allure d'une fonction convexe en fonction du seuil K . Un coût minimum est obtenu avec une valeur optimale de K , notée K_{opt} (dans nos simulations, $K_{opt} = 4$). Ceci s'explique par le fait que, d'une part, augmenter la valeur du seuil K permet de minimiser le coût total de signalisation puisque des enregistrements avec le LERG seront substitués par des enregistrements locaux avec le Master FA. D'autre part, avec une grande valeur de K , les paquets de signalisation nécessaires pour la mise à jour de localisation doivent traverser plusieurs sous-réseaux avant d'atteindre le noeud Master FA, ce qui augmente le coût d'un enregistrement local. Ainsi, le coût total de signalisation apparaît comme étant un compromis entre ces deux aspects opposés. Il est à noter que lorsque $K = L_{th} = 2$, le protocole MFC coïncide avec le mécanisme FC puisque, dans ce cas particulier, la chaîne de transfert est réduite à deux noeuds : (i) le Master FA, plus (ii) le premier sous-réseau visité issu d'un premier mouvement du noeud mobile. Un deuxième mouvement induit alors un enregistrement avec le LERG puisque les deux seuils L_{th} et K sont atteints.

5.5.3 Latence du handover

L'impact du handover sur des sessions en cours est généralement caractérisé par sa latence. On définit la latence du handover comme étant le laps de temps compris entre le moment où le noeud mobile quitte son ancien point d'accès, jusqu'au moment où la mise à jour de localisation de l'équipement a été effectuée.

La figure 5.9 montre l'impact du ratio $r = \frac{T_{overlap}}{T_{ad}}$ sur la latence du handover. $T_{overlap}$ étant le temps que met un noeud mobile dans la zone d'overlap (i.e., $T_{overlap} = \frac{d}{v}$ pour un mouvement linéaire). Les résultats montrent que la variation du ratio r permet de réduire nettement la latence du handover pour la plupart des protocoles étudiés. En effet, comme nous l'avons déjà vu dans le chapitre précédent, pour une plus grande distance de chevauchement entre les cellules radio le noeud mobile peut recevoir le signal "beacon" du nouveau sous-réseau le plus tôt possible tout en gardant la connexion avec l'ancien sous-réseau le plus longtemps possible. Cependant, cette variation du ratio r n'a aucun impact sur les deux solutions FMIP et FH-2. Ce résultat attendu découle de la spécification de la mobilité utilisée, puisqu'une prédiction sur le mouvement du noeud mobile est tout à fait possible avec ces deux protocoles. En effet, comme décrit dans la sous-section 5.2.2, l'anticipation du handover de niveau 3 permet au noeud mobile d'enregistrer sa nouvelle adresse temporaire avant la réception du message d'avertissement du nouveau routeur d'accès. Dans ce cas, le temps de découverte (T_d) sera réduit (dans nos simulations, il est de l'ordre de 2 ms contre 500 ms en moyenne pour les autres protocoles) et se limite au temps pris par le noeud mobile pour s'attacher physiquement au nouveau point d'accès après avoir quitté l'ancien. Ce qui correspond à la durée

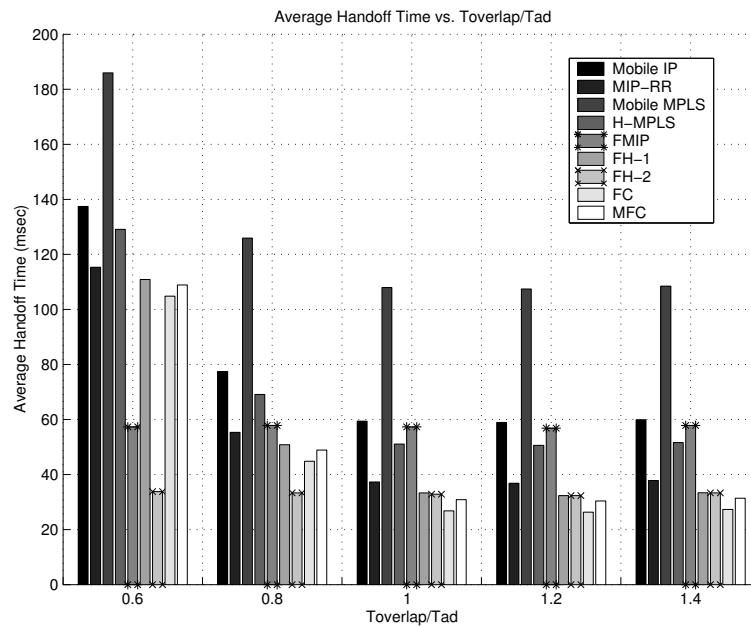


FIG. 5.9 – Latence du handover

du handover de niveau 2 qui, en théorie, n'est autre que le temps nécessaire pour les phases d'authentification et d'association.

Une deuxième observation importante concerne l'expression de la latence du handover. On remarque que le temps de handover avec FMIP (respectivement FH-2) est à peu près la somme du handover de niveau 2 plus le temps d'aller-retour avec l'agent mère (respectivement le noeud LERG). D'une manière générale, le temps de handover d'un protocole est égale à la somme du temps de découverte (T_d) plus le temps d'aller-retour avec le noeud qui gère la mobilité. Pour le protocole FC (respectivement MFC), ce dernier correspond à l'ancien LER/FA (respectivement Master FA) tant que la distance entre le nouveau sous-réseau et le Master FA (en terme de nombre de sauts) est inférieure au seuil L_{th} (respectivement K).

5.5.4 Perte de paquets durant une session

En plus de la latence du handover, la qualité de service au niveau applicatif est aussi affectée par la perte de paquet due au handover. En effet, les applications temps réel (voix sur IP par exemple) sont sensibles au retard dans la livraison des paquets et ne peuvent typiquement pas tolérer le retard associé à la retransmission des paquets perdus. Nous définissons le nombre de paquets perdus durant une session comme étant la somme de tous les paquets perdus par un noeud mobile lorsqu'il traverse les différents sous-réseaux pendant toute la durée de la simulation.

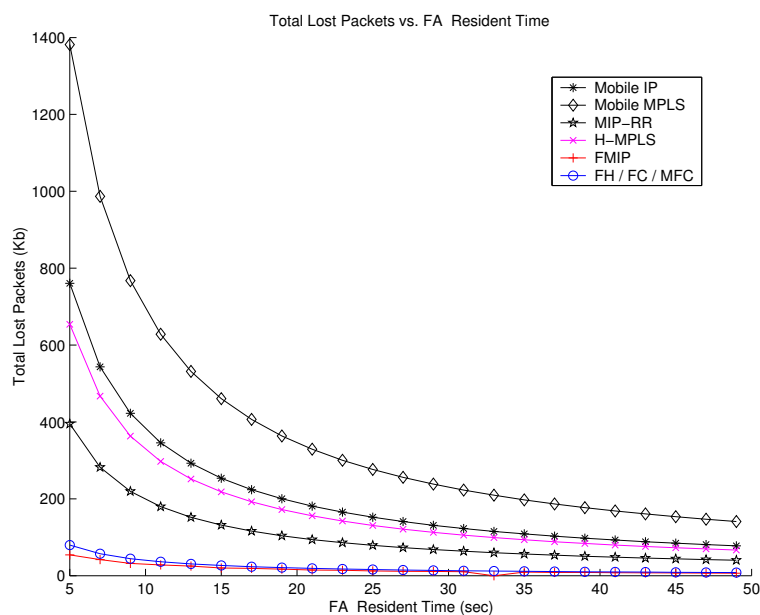


FIG. 5.10 – Paquets perdus durant une session

La figure 5.10 montre la quantité de paquets perdus pendant la durée d'une session. Durant les simulations, la disposition des points d'accès est telle que les cellules radio se chevauchent pour que le mouvement des noeuds mobiles d'une cellule à une autre soit immédiat (i.e., $r \geq 1$). Cela ne limite pas la capacité du simulateur à étudier la perte de paquet pendant le handover puisque la perte est principalement due à des erreurs de commutation et de routage. Dans cette figure, l'axe des abscisses correspond au temps de séjour du MN dans la cellule. Ces valeurs sont obtenues en variant la vitesse du noeud mobile. Les résultats montrent que les deux protocoles de référence Mobile IP et Mobile MPLS affichent une perte énorme des paquets, plus précisément lorsqu'un MN change fréquemment de sous-réseau (i.e., lorsque le temps de séjour dans la cellule est faible). Dans ce cas, en l'absence d'une technique de *buffering*, les paquets en transit seront automatiquement perdus. En outre, on observe que le taux de perte des paquets au moment du handover est bien plus élevé pour le protocole H-MPLS que le protocole MIP-RR, puisque le temps relatif à l'établissement du nouveau LSP entre le noeud LERG et le nouveau sous-réseau est relativement long. En revanche, les protocoles FMIP, FH, FC, et MFC offrent un taux de perte des paquets minimal grâce à la technique de *buffering*. La perte des paquets, dans ces cas, sera donc liée au temps pris par le message de signalisation *Movement signaling message* pour atteindre le routeur d'accès courant (LER/FA courant) qui déclenche le mécanisme de *buffering* et stocke les paquets en transit (voir section 4.2.2 du chapitre précédent).

5.6 Conclusion

Nous avons présenté dans ce chapitre trois mécanismes de mobilité incluant le Fast Handover, le chaînage des agents de mobilité et un protocole adaptatif. Le premier mécanisme proposé, intitulé FH-Micro Mobile MPLS, repose sur une anticipation d'établissement des nouveaux LSPs en utilisant deux approches différentes : une approche dans laquelle les LSPs sont préétablis dans tout le voisinage du terminal mobile et qui est bien adaptée aux réseaux cellulaires, et une approche où seul le LSP entre le noeud d'entrée du domaine (LERG) et le nouveau sous-réseau cible est préétabli par prédiction de mouvements, en utilisant des informations de niveau 2. Le deuxième mécanisme proposé s'intitule FC-Micro Mobile MPLS. Il est basé sur une suite de chemins construits dynamiquement pour réduire le coût des mises à jour de localisation. Cette optimisation est réalisée grâce à la faculté d'un terminal mobile de s'enregistrer auprès de son ancien sous-réseau au lieu d'envoyer sa demande au noeud LERG. Ainsi, le chemin à commutation de labels (LSP) établi entre le noeud LERG et l'ancien sous-réseau sera étendu vers la nouvelle localisation du noeud mobile. Finalement, le troisième mécanisme de mobilité proposé, intitulé MFC-Micro Mobile MPLS, a pour but d'assurer une flexibilité et une adaptabilité optimale, en tenant compte des caractéristiques du réseau et de la mobilité des utilisateurs. Dans cette approche, chaque fois que le noeud mobile se déplace vers un nouveau sous-réseau, sa nouvelle adresse temporaire peut être enregistrée auprès d'un noeud spécifique appelé Master FA au lieu du noeud LERG et ce, selon une comparaison des coûts.

Afin d'illustrer les améliorations obtenues, un ensemble de simulations incluant la variante protocolaire du mécanisme MFC avec le paramètre K , les protocoles FH et FC ainsi que plusieurs autres protocoles, a été réalisé. L'évaluation de ces mécanismes de mobilité dans NS-2, nous a montré d'une part que la distance de la zone d'overlap n'avait aucun impact sur le temps de handover dans le cas du protocole FH-Micro Mobile MPLS utilisant la notion d'anticipation de mouvements, contrairement aux autres protocoles de mobilité. Les expérimentations ont également montré que nos solutions permettent de réduire le taux de perte des paquets durant les handovers grâce à la technique de *buffering*. D'autre part, nous avons vu que le coût d'enregistrement produit à chaque changement de sous-réseau est considérablement réduit avec les deux mécanismes FC et MFC. Ceci est dû à l'implémentation de la mobilité utilisée. En effet, des enregistrements fréquents avec le noeud LERG seront remplacés par des enregistrements locaux avec l'ancien LER/FA dans le cas du protocole FC et avec le noeud Master FA dans le cas du protocole MFC. Ces enregistrements offrent effectivement un coût beaucoup moins élevé que celui avec le noeud d'entrée du domaine.

Dans le prochain chapitre, nous étudierons nos propositions d'un point de vue analytique.

Des modèles de mobilité basés sur des chaînes de Markov seront développés en adoptant des configurations cellulaires à une dimension (1-D) et à deux dimensions (2-D). Cette étude analytique a pour perspective principale la validation de nos travaux. Nous présenterons également des études de performance du protocole MFC adaptatif dans un réseau d'accès le plus réaliste possible et en utilisant un environnement cellulaire de type 2-D.

Chapitre 6

Modélisation de la mobilité et Études analytiques

6.1 Introduction

Dans le chapitre précédent, nous avons proposé et simulé trois mécanismes de mobilité intitulés FH-, FC- et MFC-Micro Mobile MPLS. Pour que l'analyse soit complète, il faut étudier analytiquement ces trois propositions. Dans ce chapitre, nous présentons une analyse théorique des performances de ces protocoles en adoptant deux types de configurations cellulaires (1-D et 2-D). Une première analyse vise à déterminer certains aspects de performance dans une configuration de mobilité à une dimension (1-D) appelée encore mobilité linéaire puis dans une configuration de mobilité à deux dimensions (2-D). Cette analyse permet de caractériser les critères de QoS les plus pertinents dans le cadre des communications mobiles à savoir, le coût d'utilisation des liens, le coût d'enregistrement, le délai de handover et le taux de perte des paquets. Nous réalisons ensuite une analyse de performance par simulations du fonctionnement général des deux protocoles FC et MFC adaptatif dans un réseau d'accès le plus réaliste possible et comprenant plusieurs domaines de micro-mobilité dans un environnement cellulaire de type 2-D.

La suite de ce chapitre est organisée de la manière suivante. Dans la section 2, nous modélisons la mobilité d'un utilisateur lors de ses déplacements dans un domaine Micro Mobile MPLS. Les deux configurations de mobilité cellulaire 1-D et 2-D sont étudiées. La section 3 est consacrée aux modèles analytiques développés afin d'évaluer les divers critères de performances utilisés et ce, pour chaque type de configuration cellulaire considérée. Dans la section 4, nous présentons les résultats numériques obtenus, suivis d'une analyse des performances par simulations relative au fonctionnement général des protocoles FC et MFC adaptatif dans un réseau d'accès étendu (section 5).

6.2 Modélisation de la mobilité d'un utilisateur

Dans cette section, nous étudions la mobilité d'un utilisateur lors de ses déplacements dans un domaine Micro Mobile MPLS. Notre but est de déterminer la position d'un noeud mobile par rapport à son Master FA et de prévoir son évolution au cours du temps. Des modèles de mobilité seront ainsi développés en utilisant des chaînes de Markov. Toutefois, pour mener à bien une telle modélisation, nous considérons la variante protocolaire du mécanisme MFC avec le paramètre K (i.e., un noeud mobile n'effectue un enregistrement LERG que s'il franchit une zone dite zone de résidence de rayon $K - 1$, voir chapitre précédent). Les résultats analytiques ainsi obtenus seront exploités ultérieurement pour dériver des métriques de performance incluant le coût des mises à jour de localisation ou encore coût d'enregistrement, le coût d'utilisation des liens, le délai de handover et le taux de perte des paquets. Par ailleurs, le comportement général du protocole MFC adaptatif sera évalué plus loin, notamment dans la section 6.5.

Comme introduit dans le chapitre 4, un domaine de mobilité est divisé en plusieurs sous-réseaux. Chaque sous-réseau est couvert par un LER/FA, appelé encore station de base dans les réseaux cellulaires. De plus, chaque LER/FA a la possibilité de contrôler plusieurs points d'accès (APs) offrant une connectivité de niveau 2 (couche liaison du modèle OSI). Typiquement, les noeuds LER/FA peuvent être déployés de deux manières : selon un modèle 2-D ou 1-D. Le premier modèle (2-D) s'adapte pour les terminaux mobiles pouvant se déplacer aléatoirement dans plusieurs directions. Ce modèle concerne l'itinérance d'un utilisateur dans une ville par exemple. Quant au deuxième modèle (modèle 1-D ou encore modèle linéaire), il est plus adapté pour des applications monodirectionnelles. Dans ce cas, la mobilité de l'utilisateur est limitée à une trajectoire continue prédéfinie. Ce modèle est généralement employé dans un environnement mobile incluant des routes, des tunnels ou encore des cas en périphérie de la couverture radio d'un réseau, etc. Dans ce qui suit, nous considérons les deux configurations de mobilité.

6.2.1 Modèle cellulaire 1-D ou modèle linéaire

Dans cette configuration, chaque LER/FA possède deux voisins. Comme illustré dans la figure 6.1, un noeud mobile se trouvant dans un sous-réseau i ne peut se déplacer que vers deux sous-réseaux $i + 1$ et $i - 1$ avec la même probabilité p ($p = \frac{1}{2}$). Autrement, sa connectivité sera perdue. Avec ce type de mobilité linéaire, le comportement d'un terminal mobile utilisant le protocole MFC est identique à celui utilisant le mécanisme FC dans le cas où les seuils K et L_{th} sont égaux. En effet, une même chaîne de transfert formée par les sous-réseaux visités peut être construite aussi bien avec le protocole MFC qu'avec le protocole FC. Cependant,

nous rappelons que le coût d'enregistrement local n'est pas identique pour les deux cas. Effectivement, le mécanisme FC entraîne un coût local relatif à un seul saut séparant le nouveau et l'ancien LER/FA, contre un coût relatif à n sauts ($1 \leq n \leq K - 1$) avec le mécanisme MFC.

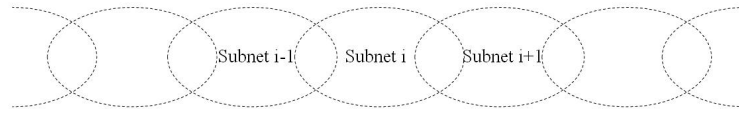


FIG. 6.1 – *Modèle Linéaire*

Soit $X(t)$ la distance entre le noeud Master FA et le noeud LER/FA courant (*servicing LER/FA*), en terme de nombre de sauts. Ce dernier indique la position courante du terminal mobile à l'instant t . Nous supposons que le temps de séjour d'un MN dans chaque sous-réseau suit une loi exponentielle de paramètre μ . Le processus $\{X(t), t \geq 0\}$ à valeurs dans l'ensemble $E1 = 0, 1, 2, \dots, (\phi - 1)$ ($\phi = L_{th}$ dans le cas du mécanisme FC et $\phi = K$ dans le cas du mécanisme MFC) est alors une chaîne de Markov à temps continu (CMTC). Cette chaîne traduit effectivement le comportement d'un terminal mobile dans un domaine FC- et MFC-Micro Mobile MPLS, comme le montre la figure 6.2.

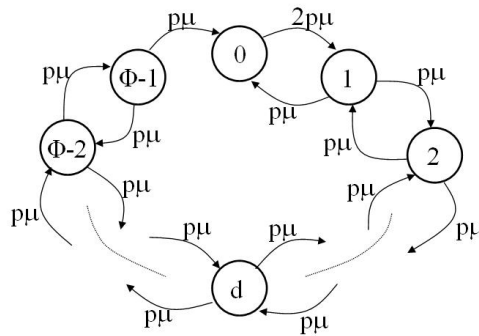


FIG. 6.2 – *CMTC développée pour le modèle linéaire*

Désignons par $\Pi_i(t)$, la probabilité que le processus étudié soit dans l'état i à l'instant t et posons

$$\Pi_i = \lim_{t \rightarrow \infty} \Pi_i(t) = \lim_{t \rightarrow \infty} Prob[X(t) = i], i \in E1$$

qui est la distribution stationnaire du processus $X(t)$.

Les équations de balance peuvent être dérivées comme suit :

$$\left\{ \begin{array}{l} 2p \mu \Pi_0 = p \mu \Pi_1 + p \mu \Pi_{\phi-1} \\ 2p \mu \Pi_1 = 2p \mu \Pi_0 + p \mu \Pi_2 \\ 2p \mu \Pi_d = p \mu \Pi_{d-1} + p \mu \Pi_{d+1} \quad \forall 2 \leq d \leq (\phi - 2) \\ 2p \mu \Pi_{\phi-1} = p \mu \Pi_{\phi-2} \\ \sum_{d=0}^{\phi-1} \Pi_d = 1 \end{array} \right. \quad (6.1)$$

La résolution de ces équations nous donne :

$$\left\{ \begin{array}{l} \Pi_0 = \frac{1}{\phi} \\ \Pi_d = \frac{2(\phi - d)}{\phi^2} \quad \forall 1 \leq d \leq (\phi - 1) \end{array} \right. \quad (6.2)$$

Comme annoncé plus haut, ces résultats vont être exploités ultérieurement afin de dériver analytiquement les métriques de performance relatives aux mécanismes FC et MFC, ainsi que plusieurs autres protocoles incluant FH, FMIP, MIP-RR, Mobile MPLS et H-MPLS.

6.2.2 Modèle cellulaire 2-D

La deuxième configuration cellulaire étudiée dans notre travail concerne le modèle à deux dimensions (2-D). Le territoire est divisé en cellules adjacentes, desservies chacune par un LER/FA appelé ici station de base. Chaque cellule constitue un sous-réseau offrant une connectivité de niveau 3. Le motif choisi est celui d'une cellule hexagonale. Ce motif est couramment utilisé dans la littérature du fait de sa simplicité et sa régularité (pas d'obstacle particulier, pas de sectorisation, antennes non directives, etc.).

Dans ce modèle, chaque LER/FA est entouré de six voisins (voir figure 6.3). Un noeud mobile peut se déplacer librement vers l'un de ses six sous-réseaux adjacents avec la même probabilité p ($p = \frac{1}{6}$). Avec une telle configuration, nous pouvons constater que le comportement d'un noeud mobile utilisant le mécanisme FC ne peut pas rentrer dans le cadre Markovien puisque le système n'est pas *sans mémoire*. En effet, pour un état donné (un état = un sous-réseau), la décision de s'enregistrer avec le LERG ou avec l'ancien LER/FA dépend de la trajectoire choisie et donc des états antérieurs par lesquels le noeud mobile est passé au cours de son histoire. Cependant, avec le mécanisme MFC, nous allons montrer qu'une modélisation Markovienne est tout à fait envisageable. Ainsi, les résultats obtenus à l'issue de cette sous-section ne concernent que le protocole MFC de paramètre K . Les performances du protocole FC seront évaluées uniquement par simulations.

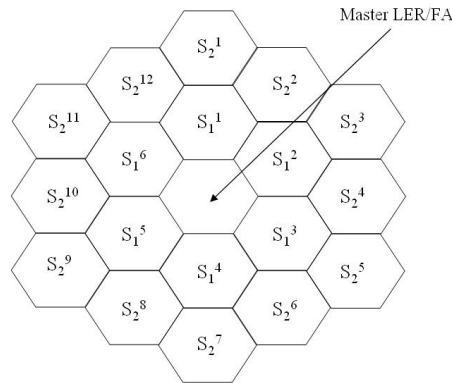


FIG. 6.3 – Modèle de mobilité à deux dimensions

Nous utilisons la notion de boucle (*loop*). Un sous-réseau visité par un noeud mobile appartient à une boucle i s'il se trouve à une distance i par rapport à son Master FA. Ainsi, chaque sous-réseau est indexé d'une façon unique en utilisant le numéro de la boucle et la position du terminal mobile à l'intérieur de sa boucle. Ceci permet d'identifier la position courante d'un MN par rapport à son Master FA. Par exemple et comme illustré dans la figure 6.3, les sous-réseaux appartenant à la première boucle sont indexés par S_1^j , $1 \leq j \leq 6$, ceux appartenant à la deuxième boucle sont indexés par S_2^j , $1 \leq j \leq 12$, et ainsi de suite. D'une manière générale, soit $i = 0, 1, \dots, (K - 1)$, la $i^{\text{ème}}$ boucle appartenant à une *zone de résidence* d'un MN. Le Master FA étant noté par S_0^0 . Les sous-réseaux appartenant à la boucle i sont donc notés par S_i^j , $1 \leq j \leq 6i$.

Soit $X(t)$ la variable aléatoire désignant la position courante d'un noeud mobile à un instant t dans sa *zone de résidence*. Nous supposons que le temps de séjour d'un MN dans chaque sous-réseau S_i^j suit une loi exponentielle de paramètre μ . Le processus $\{X(t), t \geq 0\}$ à valeurs dans l'ensemble d'états $E2 = \{S_i^j \mid 0 \leq i \leq (K-1), 1 \leq j \leq 6i\}$ est une chaîne de Markov à temps continu (CMTC). Cependant, nous sommes confrontés ici au phénomène de l'explosion combinatoire de l'espace d'états engendré, rendant impossible la résolution de la chaîne de Markov avec des techniques classiques. Il faut donc utiliser d'autres techniques permettant de résoudre cette chaîne tout en évitant la construction du modèle complet. Nous proposons donc d'utiliser l'agrégation comme technique de réduction de l'espace d'états $E2$. En effet, nous allons construire lorsque cela est possible des agrégats regroupant les symétries du modèle 2-D et les états ayant le même comportement stochastique. Pour illustrer ces propos, prenons l'exemple de la figure 6.3 où $K = 3$. Les six états appartenant à la première boucle possèdent le même comportement stochastique : un noeud mobile se trouvant dans l'un de ces six états peut (i) soit retourner vers le sous-réseau contrôlé par le Master FA (boucle 0)

avec une probabilité p , (ii) soit rester dans la même boucle avec une probabilité $2p$, (iii) soit se déplacer vers la deuxième boucle avec une probabilité $3p$. Ces états peuvent donc être regroupés dans un seul et unique état dit “état agrégé”. En outre, les sous-réseaux appartenant à la deuxième boucle peuvent également être regroupés en deux états différents. Le premier état agrégé regroupe les sous-réseaux $\{S_2^1, S_2^3, S_2^5, S_2^7, S_2^9 \text{ et } S_2^{11}\}$. Le deuxième état agrégé regroupe les autres sous-réseaux (i.e., $\{S_2^2, S_2^4, S_2^6, S_2^8, S_2^{10}, S_2^{12}\}$). En effet, pour le premier état agrégé, le noeud mobile quitte sa *zone de résidence* avec une probabilité $3p$ contre une probabilité $2p$ pour le second état. L’algorithme d’agrégation d’états est ainsi décrit ci-dessous.

1. Soit S_i^j la position courante d’un MN à l’intérieur de sa *zone de résidence*. Comme illustré dans la figure 6.3, nous indexons tous les sous-réseaux appartenant à une même zone de résidence comme suit : l’état S_i^1 est choisi de telle sorte qu’il soit au dessus de l’état S_{i-1}^1 . Chaque boucle i contient $6i$ sous-réseaux numérotés de S_i^1 à S_i^{6i} selon le sens de rotation des aiguilles d’une montre. Soit S_i^{j*} le nouveau état agrégé.

2.

```

Start with i = 1;
until (i = K - 1)
Repeat{
  set  $S_i^{0*} = S_i = \bigcup_{0 \leq n \leq 5} S_i^{n \times i + 1}$ 
  If (i ≠ 1) {
    set  $L = \lceil \frac{i-1}{2} \rceil$ ;
    For m = 1 to m = L
      set  $S_i^{m*} = \bigcup_{0 \leq n \leq 5} S_i^{n \times i + m + 1} + \bigcup_{1 \leq n \leq 6} S_i^{n \times i - m + 1}$ 
    }
  i = i + 1;
}

```

$\lceil x \rceil$ désignant le plus petit entier supérieur ou égal à x .

En appliquant cet algorithme pour $K = 5$, on obtient les états agrégés suivants :

$$\begin{aligned}
S_0^{0*} &= S_0 = \{S_0^0\}, \\
S_1^{0*} &= S_1 = \{S_1^1, S_1^2, S_1^3, S_1^4, S_1^5, S_1^6\}, \\
S_2^{0*} &= S_2 = \{S_2^1, S_2^3, S_2^5, S_2^7, S_2^9, S_2^{11}\}, \\
S_2^{1*} &= \{S_2^2, S_2^4, S_2^6, S_2^8, S_2^{10}, S_2^{12}\}, \\
S_3^{0*} &= S_3 = \{S_3^1, S_3^4, S_3^7, S_3^{10}, S_3^{13}, S_3^{16}\}, \\
S_3^{1*} &= \{S_3^2, S_3^3, S_3^5, S_3^6, S_3^8, S_3^9, S_3^{11}, S_3^{12}, S_3^{14}, S_3^{15}, S_3^{17}, S_3^{18}\}, \\
S_4^{0*} &= S_4 = \{S_4^1, S_4^5, S_4^9, S_4^{13}, S_4^{17}, S_4^{21}\}, \\
S_4^{1*} &= \{S_4^2, S_4^4, S_4^6, S_4^8, S_4^{10}, S_4^{12}, S_4^{14}, S_4^{16}, S_4^{18}, S_4^{20}, S_4^{22}, S_4^{24}\}, \\
S_4^{2*} &= \{S_4^3, S_4^7, S_4^{11}, S_4^{15}, S_4^{19}, S_4^{23}\},
\end{aligned}$$

Théorème :

Soit $F = \{S_0, S_1, S_i, S_i^{1*}, \dots, S_i^{m*}, \dots, S_i^{L*}, S_{i+1}, \dots\}$ ($i = 2, 3, \dots, K - 1$) l'espace d'états de la nouvelle chaîne engendrée, notée désormais par $Y(t)$, et qui est obtenue par agrégation d'états de la chaîne de Markov initiale $X(t)$. La chaîne résultante $Y(t)$ est également une chaîne de Markov.

Preuve :

Soit F_i le $i^{\text{ème}}$ état agrégé de l'ensemble F et $M = K + \sum_{i=2}^{K-1} \lceil \frac{i-1}{2} \rceil$ la taille de F . Soit Q_{init} le générateur stochastique infinitésimal de la chaîne de Markov initiale $X(t)$. Les états formant l'ensemble E_2 sont supposés être arrangés en respectant chacune des partitions de l'ensemble F . Autrement dit, on a : $E_2 = \{ \underbrace{S_0^0}_{F_1}, \underbrace{S_1^1, S_1^2, S_1^3, S_1^4, S_1^5, S_1^6}_{F_2}, \underbrace{S_2^1, S_2^3, S_2^5, S_2^7, S_2^9, S_2^{11}}_{F_3}, \underbrace{S_2^2, S_2^4, S_2^6, S_2^8, S_2^{10}, S_2^{12}}_{F_4}, \dots \}$. Dans ce cas, le générateur stochastique infinitésimal Q_{init} peut

s'écrire sous la forme d'une matrice symétrique $N \times N$ ($N = 1 + \sum_{i=1}^{K-1} 6i$) suivante :

$$Q_{init} = (B_{mn})_{1 \leq m, n \leq M}$$

B_{mn} étant une matrice par bloc correspondant aux probabilités de transition entre chaque élément formant les états agrégés F_m et F_n . Une caractéristique importante de ces matrices par bloc est qu'elles vérifient la propriété suivante :

$$\forall i, \sum_j (B_{mn})_{ij} \text{ est une constante, notée par } c_{mn} (c_{mn} \geq 0). \quad (6.3)$$

Ainsi et selon les travaux de [76], la nouvelle chaîne résultante $Y(t)$ est également Markovienne.

Pour illustrer ce résultat, revoyons l'exemple de la figure 6.3 où le seuil K vaut 3. Le générateur stochastique infinitésimal Q_{init} relatif à la chaîne de Markov initiale $X(t)$ peut s'écrire sous la forme suivante :

$$Q_{init} = \begin{array}{c|ccc|ccc|ccc|ccc} S_0^0 & S_1^1 & S_1^2 & S_1^3 & S_1^4 & S_1^5 & S_1^6 & S_2^1 & S_2^3 & S_2^5 & S_2^7 & S_2^9 & S_2^{11} & S_2^2 & S_2^4 & S_2^6 & S_2^8 & S_2^{10} & S_2^{12} \\ \hline b & a & a & a & a & a & a & & & & & & & & & & & & & \\ \hline a & b & a & & & & a & a & & & & & & a & & & & & & a \\ a & a & b & a & & & & a & & & & & & a & a & & & & & \\ a & & a & b & a & & & & a & & & & & & a & a & & & & \\ a & & & a & b & a & & & & a & & & & & & a & a & & & \\ a & & & & a & b & a & & & & a & & & & & & a & a & & \\ a & a & & & & a & b & & & & & & & & & & & a & a & \\ \hline 3a & a & & & & & & b & & & & & & a & & & & & & a \\ 3a & & a & & & & & & b & & & & & a & a & & & & & \\ 3a & & & a & & & & & & b & & & & & a & a & & & & \\ 3a & & & & a & & & & & & b & & & & & a & a & & & \\ 3a & & & & & a & & & & & & b & & & & & a & a & & \\ 3a & & & & & & a & & & & & & b & & & & & a & a & \\ \hline 2a & a & a & & & & & a & a & & & & & b & & & & & & \\ 2a & & a & a & & & & & a & a & & & & & b & & & & & \\ 2a & & & a & a & & & & & a & a & & & & & b & & & & \\ 2a & & & & a & a & & & & & a & a & & & & & b & & & \\ 2a & & & & & a & a & & & & & a & a & & & & & b & & \\ 2a & a & & & & & a & & & & & & a & & & & & & & b \end{array} \quad (6.4)$$

avec $a = p\mu$ et $b = -6p\mu$.

Nous remarquons clairement que chacune des matrices par bloc vérifie la propriété importante 6.3. Le nouveau générateur infinitésimal, noté par Q_{aggr} , relatif à la nouvelle chaîne de Markov $Y(t)$ s'écrit alors sous la forme suivante :

$$Q_{aggr} = \begin{bmatrix} S_0 & S_1 & S_2 & S_2^{1*} \\ b & 6a & 0 & 0 \\ a & (b+2a) & a & 2a \\ 3a & a & b & 2a \\ 2a & 2a & 2a & b \end{bmatrix} \quad (6.5)$$

Le diagramme des transitions correspondant à cette chaîne de Markov $Y(t)$ où $K = 3$ est représenté dans la figure 6.4. La figure 6.5 représente également le diagramme des transitions de la chaîne $Y(t)$ lorsque $K = 5$. Dans un souci de simplicité, chaque état agrégé sera noté comme suit :

$S_0 \rightarrow 0, S_1 \rightarrow 1, S_2 \rightarrow 2, S_2^{1*} \rightarrow 2^*, S_3 \rightarrow 3, S_3^{1*} \rightarrow 3^*, S_4 \rightarrow 4, S_4^{1*} \rightarrow 4^*, S_4^{2*} \rightarrow 4^{**}$.

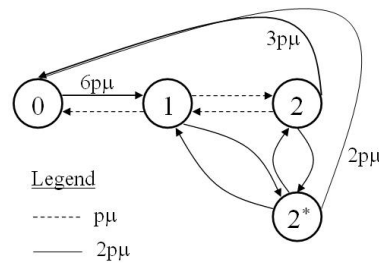


FIG. 6.4 – Diagramme des transitions de la chaîne de Markov obtenue par agrégation d'états pour $K = 3$

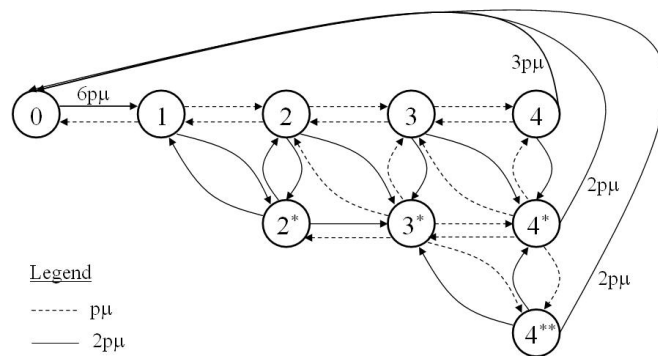


FIG. 6.5 – Diagramme des transitions de la chaîne de Markov obtenue par agrégation d'états pour $K = 5$

Calcul des probabilités d'états stationnaires

Dans ce qui suit, nous nous proposons de calculer les probabilités d'états stationnaires du processus $Y(t)$. Désignons par Π_i et $\Pi_i^{(m)}$ ($i = (0, 1, \dots, K - 1)$ et $m = (1, \dots, L)$)

les probabilités d'états stationnaires du système étudié respectivement pour l'état agrégé S_i et S_i^{m*} . Les équations de balance relatives à la nouvelle chaîne de Markov $Y(t)$ donnent les relations de récursivité suivantes :

$$\left\{ \begin{array}{l} \Pi_0 = p\Pi_1 + 3p\Pi_{K-1} + 2p \sum_{j=1}^{\lceil \frac{K-2}{2} \rceil} \Pi_{K-1}^{(j)} \\ \Pi_1 = 6p\Pi_0 + 2p\Pi_1 + p\Pi_2 + 2p\Pi_2^{(1)} \\ \Pi_2 = p\Pi_1 + p\Pi_3 + 2p\Pi_2^{(1)} + p\Pi_3^{(1)} \\ \Pi_{K-1} = p\Pi_{K-2} + p\Pi_{K-1}^{(1)} \\ \forall 3 \leq i \leq K-2 \\ \Pi_i = p\Pi_{i-1} + p\Pi_{i+1} + p\Pi_i^{(1)} + p\Pi_{i+1}^{(1)} \end{array} \right. \quad (6.5)$$

$$\left\{ \begin{array}{l} \Pi_2^{(1)} = 2p\Pi_2 + 2p\Pi_1 + p\Pi_3^{(1)} \\ \Pi_3^{(1)} = 2p\Pi_3 + 2p\Pi_2 + 2p\Pi_2^{(1)} + p\Pi_3^{(1)} + p\Pi_4^{(1)} + 2p\Pi_4^{(2)} \\ \Pi_4^{(1)} = 2p\Pi_4 + 2p\Pi_3 + 2p\Pi_4^{(2)} + p\Pi_3^{(1)} + p\Pi_5^{(1)} + p\Pi_5^{(2)} \\ \forall 5 \leq i \leq K-1 \\ \Pi_i^{(1)} = 2p\Pi_i + 2p\Pi_{i-1} + p\Pi_i^{(2)} + p\Pi_{i-1}^{(1)} + \\ \quad + \alpha p\Pi_{i+1}^{(1)} + \alpha p\Pi_{i+1}^{(2)} \end{array} \right. \quad (6.6)$$

$$\text{avec } \alpha = \begin{cases} 1 & \text{si } 5 \leq i \leq K-2 \\ 0 & \text{si } i = K-1 \end{cases}$$

$$\left\{ \begin{array}{l} \forall 6 \leq i \leq K-1 \text{ and } 2 \leq j \leq \lceil \frac{i-1}{2} \rceil - 1 \\ \Pi_i^{(j)} = p\Pi_i^{(j-1)} + \beta_1 p\Pi_i^{(j+1)} + p\Pi_{i-1}^{(j-1)} + p\Pi_{i-1}^{(j)} + \\ \quad + \beta_2 p\Pi_{i+1}^{(j)} + \beta_2 p\Pi_{i+1}^{(j+1)} \end{array} \right. \quad (6.7)$$

$$\text{avec } \beta_1 = \begin{cases} 1 & \text{si } i \text{ est un nombre impair} \\ 1 & \text{si } i \text{ est un nombre pair et } 2 \leq j \leq (\lceil \frac{i-1}{2} \rceil - 2) \\ 2 & \text{si } i \text{ est un nombre pair et } j = (\lceil \frac{i-1}{2} \rceil - 1) \end{cases}$$

$$\text{et } \beta_2 = \begin{cases} 1 & \text{si } 6 \leq i \leq K-2 \\ 0 & \text{si } i = K-1 \end{cases}$$

$$\begin{cases} \forall 2 \leq n \leq \frac{K-1}{2} \\ \Pi_{2n}^{(n)} = p\Pi_{2n}^{(n-1)} + p\Pi_{2n-1}^{(n-1)} + \gamma_1 p\Pi_{2n+1}^{(n)} \end{cases} \quad (6.8)$$

$$\text{avec } \gamma_1 = \begin{cases} 0 & \text{si } n = \frac{K-1}{2} \\ 1 & \text{sinon} \end{cases}$$

$$\begin{cases} \forall 2 \leq n \leq \frac{K-2}{2} \\ \Pi_{2n+1}^{(n)} = p\Pi_{2n+1}^{(n-1)} + p\Pi_{2n+1}^{(n)} + p\Pi_{2n}^{(n-1)} + \\ + 2p\Pi_{2n}^{(n)} + \gamma_2 p\Pi_{2n+2}^{(n)} + \gamma_2 2p\Pi_{2n+2}^{(n+1)} \end{cases} \quad (6.9)$$

$$\text{avec } \gamma_2 = \begin{cases} 0 & \text{si } n = \frac{K-2}{2} \\ 1 & \text{sinon} \end{cases}$$

$$\sum_{i=0}^{K-1} \Pi_i + \sum_{i=2}^{K-1} \sum_{m=1}^{\lceil \frac{i-1}{2} \rceil} \Pi_i^{(m)} = 1 \quad (6.10)$$

Les probabilités d'états stationnaires de la chaîne de Markov $Y(t)$ peuvent être dérivées des équations de balance numérotées ci-dessus (6.6)–(6.9) ainsi que de l'équation de normalisation (6.10). Ceci revient également à résoudre le système linéaire $\Pi Q_{aggr} = 0$ et (6.10), Π étant la distribution stationnaire du processus $Y(t)$. Le format général du générateur infinitésimal Q_{aggr} sera présenté à la fin de ce chapitre.

6.3 Etudes analytiques et analyses des performances

Cette section est consacrée à la modélisation analytique et à l'évaluation des performances de nos mécanismes de mobilité. L'objectif est de comparer, pour chaque type de configuration cellulaire considérée, les critères de qualité de service les plus pertinents dans le cadre des communications mobiles à savoir, le coût d'utilisation des liens, le coût d'enregistrement, le délai de handover et le taux de perte des paquets. Cette étude inclut bien entendu les trois mécanismes de mobilité proposés (i.e., FH, FC et MFC) ainsi que plusieurs protocoles de référence tels que FMIP [49], MIP-RR [26], Mobile MPLS [74] et H-MPLS [98]. Les paramètres suivants ont été utilisés dans notre analyse.

Paramètres:

t_s	temps moyen d'une session
t_r	temps de séjour moyen dans un sous-réseau
T_{ad}	intervalle de temps d'un FA pour envoyer ses messages d'avertissement (L3 beacon)
N_h	nombre moyen de handovers de niveau 3 durant une session (i.e., $N_h = t_s/t_r$)
B_w	bande passante d'un lien filaire
B_{wl}	bande passante d'un lien sans fil
L_w	délai de propagation d'un lien filaire
L_{wl}	délai de propagation d'un lien sans fil
P_t	délai de traitement dans une table de routage ou de commutation au niveau d'un noeud
λ	taux d'arrivée des paquets de données
s_u	taille moyenne du message de signalisation lors des mises à jour de localisation
s_l	taille moyenne du message de signalisation pour l'établissement du LSP
h_{x-y}	nombre moyen de sauts entre x et y dans la portion filaire
C_{fh}	coût de mise à jour de localisation entre un FA et le HA (en terme de nombre de sauts \times taille d'un message)
C_{fg}	coût de mise à jour de localisation entre un LER/FA et le LERG
C_{ff}	coût de mise à jour de localisation entre deux LER/FAs adjacents
l_{fh}	charge de trafic due à la procédure d'établissement de LSP entre un FA et le HA (en terme de nombre de sauts \times taille d'un message)
l_{fg}	charge de trafic due à la procédure d'établissement de LSP entre un LER/FA et le LERG
l_{ff}	charge de trafic due à la procédure d'établissement de LSP entre deux LER/FAs adjacents

Les paramètres C_i et l_i peuvent être donnés par :

$$\left\{ \begin{array}{l} C_{fg} = 2s_u h_{FA-LERG} \\ C_{fh} = 2s_u h_{FA-HA} \\ C_{ff} = 2s_u h_{FA-FA} \\ l_{fg} = 2s_l h_{FA-LERG} \\ l_{fh} = 2s_l h_{FA-HA} \\ l_{ff} = 2s_l h_{FA-FA} \end{array} \right. \quad (6.11)$$

6.3.1 Coût d'utilisation des liens : Modèle linéaire

Nous considérons ici un réseau d'accès ayant une topologie d'arbre binaire complet où le noeud LERG serait le noeud d'entrée du domaine (voir figure 6.6). Un arbre binaire complet de hauteur $\ell \geq 1$ possède en total $2^\ell - 1$ noeuds (y compris le LERG, LSRs et LER/FAs) et $2^{\ell-1}$ feuilles représentant le nombre de sous-réseaux dans le domaine.

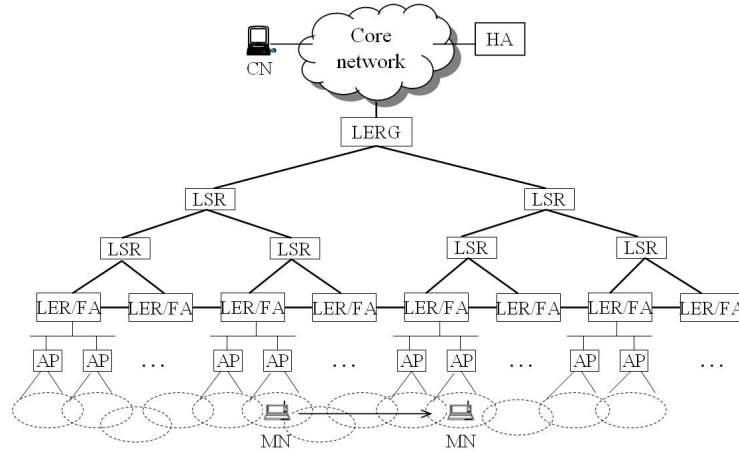


FIG. 6.6 – Arbre binaire complet de hauteur $\ell = 4$ utilisé pour le modèle linéaire

Soit LU le coût d'utilisation des liens au sein du réseau d'accès. Cette métrique est définie comme étant le nombre de liens utilisés entre le LERG et le noeud mobile lors de la transmission des paquets de données à chaque changement de sous-réseau (i.e., handover de niveau 3).

Dans le cas des protocoles FMIP, MIP-RR, Mobile MPLS, H-MPLS et FH-Micro Mobile MPLS, les paquets de données en destination du noeud mobile suivent généralement le chemin le plus court. Ainsi, pour ces différents protocoles de mobilité $LU(\cdot)$ vaut $\ell - 1 = \delta$ sauts. Par contre, avec les protocoles FC et MFC, les paquets de données doivent suivre le même chemin reliant le LERG au Master FA, puis transiter le long de la chaîne de transfert jusqu'à arriver à la position courante du noeud mobile. D'où l'expression suivante de $LU(\cdot)$ pour ces deux mécanismes de mobilité :

$LU((FC/MFC)\text{-Micro Mobile MPLS})$

$$\begin{aligned}
 &= \sum_{i,j \in E1} Prob(MN \in j | MN \in i) \times \Pi_i \times LU_{|MN \in j} \\
 &= \delta + \left(\sum_{d=1}^{\phi-1} d \Pi_d \right) \tag{6.12}
 \end{aligned}$$

Où $\phi = L_{th}$ pour le mécanisme FC et $\phi = K$ pour le mécanisme MFC. Notons que le premier terme $\delta = \ell - 1$ représente le nombre de liens séparant le LERG et le Master FA et le second terme correspond à la longueur moyenne du chemin utilisé pour le transfert des paquets de données depuis le Master FA jusqu'au noeud LER/FA courant. Ce terme n'est autre que la longueur moyenne de la chaîne de transfert. Notons également que les probabilités d'états stationnaires mentionnées dans l'équation 6.12 sont données par les calculs menés au paragraphe 6.2.1.

6.3.2 Coût d'utilisation des liens : Modèle 2-D

Sous l'hypothèse que la distance entre le noeud LERG et chaque LER/FA visité reste inchangée et fixée à δ , le coût d'utilisation des liens pour les protocoles FMIP, MIP-RR, Mobile MPLS, H-MPLS et FH-Micro Mobile MPLS est alors égal à δ à chaque changement de sous-réseau. Concernant les protocoles FC et MFC, il faut cependant ajouter la longueur moyenne de la chaîne de transfert. Toutefois, contrairement au modèle linéaire, la chaîne de transfert du protocole MFC est totalement différente de celle du mécanisme FC (voir exemple au paragraphe 5.4 du chapitre précédent). Ainsi, en utilisant les calculs menés au paragraphe 6.2.2, nous pouvons déduire l'expression de la longueur moyenne de la chaîne de transfert pour le mécanisme MFC :

$$\begin{aligned}
 f(K) = & 6p\Pi_0 + \sum_{i=1}^{K-2} \Pi_i(i + 2p) + \sum_{i=2}^{K-2} \sum_{m=1}^{\lceil \frac{i-1}{2} \rceil} i \Pi_i^{(m)} \\
 & + 2p(2K - 3) \sum_{m=1}^{\lceil \frac{K-2}{2} \rceil} \Pi_{K-1}^{(m)} + p(3K - 4) \Pi_{K-1}
 \end{aligned} \tag{6.13}$$

D'où l'expression suivante pour $LU(\text{MFC-Micro Mobile MPLS})$:

$$LU(\text{MFC-Micro Mobile MPLS}) = \delta + f(K) \tag{6.14}$$

Par ailleurs, l'expression de $LU(\cdot)$ pour le mécanisme FC est compliquée à déterminer puisque le comportement du noeud mobile utilisant ce protocole dans un environnement à deux dimensions n'est pas Markovien. Par conséquent, cette métrique de performance sera évaluée uniquement par simulations.

6.3.3 Coût d'enregistrement : Modèle linéaire

Soit C_u le paramètre désignant le coût d'enregistrement d'un MN relatif à un protocole de mobilité donné. Il s'agit de dériver analytiquement la charge du trafic véhiculé dans le réseau d'accès lors des mises à jour de localisation à chaque changement de sous-réseau (i.e., à chaque handover de niveau 3). Ce paramètre est mesuré en terme de nombre de sauts \times la taille des messages de signalisation.

D'après le protocole FMIP, à chaque changement de sous-réseau, le noeud mobile envoie un message de signalisation à son agent mère afin de mettre à jour sa cache de routage. Avec le protocole Mobile MPLS, un coût additionnel relatif à la procédure d'établissement de LSP entre l'agent mère et l'agent de mobilité visité (FA) est cependant ajouté. Pour le protocole MIP-RR, seul un enregistrement avec le noeud d'entrée du domaine (i.e., enregistrement GFA) est nécessaire tant que le noeud mobile se déplace à l'intérieur du même domaine. Notez également qu'un coût supplémentaire relatif à l'établissement d'un nouveau LSP entre le noeud LERG et le nouveau FA est à ajouter dans le cas du protocole H-MPLS. Considérant le protocole FH-Micro Mobile MPLS, le noeud mobile doit bien entendu s'enregistrer avec le noeud LERG du domaine et envoyer un message de notification à son ancien sous-réseau pour que ce dernier arrête le mécanisme de *buffering* et lui transfère les paquets en transit. Notons qu'avec notre deuxième approche, l'établissement du nouveau LSP entre le LERG et le nouveau sous-réseau a été déjà anticipé dès que le noeud mobile entre dans la zone de recouvrement des deux sous-réseaux. Finalement, pour les protocoles FC et MFC, un enregistrement local suivi d'un établissement d'un LSP entre deux sous-réseaux adjacents sont nécessaires tant que la longueur de la chaîne de transfert n'atteigne pas le seuil ϕ . Dans le cas contraire, un enregistrement LERG accompagné d'un établissement d'un nouveau LSP entre le noeud d'entrée du domaine et le nouveau sous-réseau seront mis en place. Ceci se produit lorsque la distance entre le noeud LER/FA courant et le Master FA est égale à $(\phi - 1)$, et le noeud mobile se déplace vers la direction qui augmente cette distance (i.e., avec une probabilité $p = \frac{1}{2}$). Il est à noter qu'avec le protocole FC, les enregistrements locaux sont effectués avec l'ancien LER/FA alors que, dans le protocole MFC, ils sont effectués avec le Master FA. Nous résumons le coût d'enregistrement pour chaque protocole étudié comme suit :

$$\begin{cases} C_u(\text{FMIP}) = C_{fh} \\ C_u(\text{MIP-RR}) = C_{fg} \\ C_u(\text{Mobile MPLS}) = C_{fh} + l_{fh} \\ C_u(\text{H-MPLS}) = C_{fg} + l_{fg} \end{cases} \quad (6.15)$$

$$\left\{ \begin{array}{l}
C_u(\text{FH-Micro Mobile MPLS}) = C_{fg} + C'_{ff} \\
C_u(\text{FC-Micro Mobile MPLS}) \\
= 2p\Pi_0 C'_{ff} + \left(\sum_{d=1}^{K-2} p\Pi_d C'_{ff} \right) + p\Pi_{L_{th}-1} (C_{fg} + l_{fg}) \\
= p(1 + \Pi_0 - \Pi_{L_{th}-1}) C'_{ff} + p\Pi_{L_{th}-1} (C_{fg} + l_{fg}) \\
C_u(\text{MFC-Micro Mobile MPLS}) \\
= 2p\Pi_0 C'_{ff} + \left(\sum_{d=1}^{K-2} p\Pi_d ((d+1) C_{ff} + l_{ff}) \right) + p\Pi_{K-1} (C_{fg} + l_{fg}) \\
= p(1 + \Pi_0 - \Pi_{K-1}) C'_{ff} + p C_{ff} \left(\sum_{d=1}^{K-2} d\Pi_d \right) + p\Pi_{K-1} (C_{fg} + l_{fg})
\end{array} \right. \quad (6.16)$$

Où $C'_{ff} = C_{ff} + l_{ff}$.

Nous introduisons, ci-après, un nouveau paramètre appelé *call-to-mobility ratio* (CMR). Il est défini comme étant le rapport entre le taux d'arrivée des paquets de données et la fréquence de déplacement du noeud mobile entre les sous-réseaux. Ce paramètre est donné par :

$$CMR = \psi = \lambda t_r$$

D'après les équations (6.2) et (6.11), nous pouvons écrire le coût d'enregistrement par unité de temps ($C'_u = C_u/t_r$) comme suit :

$$\left\{ \begin{array}{l}
C'_u(\text{FMIP}) = \frac{2s_u \lambda}{\psi} \times (\delta + h_{HA-LENG}) \\
C'_u(\text{MIP-RR}) = \frac{2s_u \lambda}{\psi} \times \delta \\
C'_u(\text{Mobile MPLS}) = \frac{2\lambda}{\psi} (s_u + s_l)(\delta + h_{HA-LENG}) \\
C'_u(\text{H-MPLS}) = \frac{2\lambda}{\psi} (s_u + s_l) \times \delta
\end{array} \right. \quad (6.17)$$

$$\left\{ \begin{array}{l}
C'_u(\text{FH-Micro Mobile MPLS}) = \frac{2\lambda}{\psi} \times (s_l + s_u(\delta + 1)) \\
C'_u(\text{FC-Micro Mobile MPLS}) \\
= \frac{2p\lambda}{\psi} \times (s_u + s_l) \times \left(1 + \frac{1}{L_{th}} - \frac{2}{L_{th}^2} \right) + \frac{4p\lambda}{\psi} \times \frac{\delta}{L_{th}^2} \times (s_u + s_l) \\
C'_u(\text{MFC-Micro Mobile MPLS}) \\
= \frac{2p\lambda}{\psi} \times (s_u + s_l) \times \left(1 + \frac{1}{K} - \frac{2}{K^2} \right) + \frac{4ps_u \lambda}{\psi} \times \left(\sum_{d=1}^{K-2} \frac{d(K-d)}{K^2} \right) \\
+ \frac{4p\lambda}{\psi} \times \frac{\delta}{K^2} \times (s_u + s_l)
\end{array} \right. \quad (6.18)$$

6.3.4 Coût d'enregistrement : Modèle 2-D

Etudions maintenant le coût d'enregistrement d'un MN dans le cas d'une configuration cellulaire 2-D. Les protocoles FMIP, MIP-RR, Mobile MPLS, H-MPLS et FH-Micro Mobile MPLS conservent les mêmes expressions que celles utilisées dans le modèle linéaire. Pour le protocole FC, à l'instar du coût d'utilisation des liens, le coût d'enregistrement sera évalué par simulations. Cependant, considérant le protocole MFC, un noeud mobile reporte sa nouvelle localisation au noeud LERG uniquement lorsqu'il quitte sa *zone de résidence* (i.e., la distance entre le MN et le Master FA atteint le seuil K). Par l'intermédiaire des calculs menés au paragraphe 6.2.2, nous pouvons déduire l'expression du coût d'enregistrement pour le protocole MFC comme suit :

$$\begin{aligned}
C_u(\text{MFC-Micro Mobile MPLS}) &= \Pi_0 6p C'_{ff} + \sum_{i=1}^{K-2} \Pi_i C'_{ff} (p(i-1) + 2pi + 3p(i+1)) \\
&+ \sum_{i=2}^{K-2} \sum_{m=1}^{\lceil \frac{i-1}{2} \rceil} \Pi_i^{(m)} C'_{ff} (2p(i-1) + 2pi + 2p(i+1)) \\
&+ \sum_{m=1}^{\lceil \frac{K-2}{2} \rceil} 2p \Pi_{K-1}^{(m)} ((K-2)C'_{ff} + (K-1)C'_{ff} + (C_{fg} + l_{fg})) \\
&+ \Pi_{K-1} (p(K-2)C'_{ff} + 2p(K-1)C'_{ff} + 3p(C_{fg} + l_{fg}))
\end{aligned}$$

Plus simplement,

$$\begin{aligned}
C_u(\text{MFC-Micro Mobile MPLS}) &= 2(s_u + s_l) \Pi_0 + \sum_{i=1}^{K-2} 2(s_u + s_l)(i + 2p) \Pi_i + \sum_{i=2}^{K-2} \sum_{m=1}^{\lceil \frac{i-1}{2} \rceil} 2i (s_u + s_l) \Pi_i^{(m)} \\
&+ 4p(s_u + s_l)(2K - 3 + \delta) \left(\sum_{m=1}^{\lceil \frac{K-2}{2} \rceil} \Pi_{K-1}^{(m)} \right) + 2p \Pi_{K-1} (s_u + s_l)(3K - 4 + 3\delta)
\end{aligned} \tag{6.19}$$

6.3.5 Latence du handover

Notons par $t(s, h_{x-y})$ le temps pris par un message de taille s pour être acheminé d'un noeud x au noeud y . $t(s, h_{x-y})$ est donné par :

$$t(s, h_{x-y}) = c + h_{x-y} \times \left(\frac{s}{B_w} + L_w \right) + (h_{x-y} + 1) \times P_t$$

$$\text{où } c = \begin{cases} \frac{s}{B_w} + L_w & \text{si } x = \text{MN} \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

La latence du handover, notée T_h , peut être décomposée en deux : le temps de découverte, noté T_d (*disruption time*) et le temps de protocole, noté T_c (*completion time*).

Temps de découverte (T_d): Comme nous l'avons vu précédemment, ce temps correspond au temps mis par le noeud mobile pour s'apercevoir qu'il a changé de sous-réseau. Il est lié à la distance d'overlap d entre deux cellules radio (voir les résultats de simulations dans les chapitres 4 et 5). Dans le pire des cas, ce temps est égal à T_{ad} . L'expression de T_d peut être donnée par :

$$T_d = \begin{cases} 0 & \text{si } T_{overlap} \geq T_{ad} \\ \frac{1}{T_{ad}} \int_0^{T_{ad} - T_{overlap}} f(t) dt & \text{sinon} \end{cases}$$

où $T_{overlap}$ désigne le temps passé par le noeud mobile dans la zone de recouvrement de deux cellules radio et $f(t) = T_{ad} - T_{overlap} - t$. Ce qui donne :

$$T_d = \begin{cases} 0 & \text{si } T_{overlap} \geq T_{ad} \\ \frac{T_{ad}}{2} + \frac{T_{overlap}^2}{2T_{ad}} - T_{overlap} & \text{sinon} \end{cases} \quad (6.20)$$

À ce stade, il importe de noter que dans le cas des protocoles FMIP et FH-Micro Mobile MPLS utilisant notre deuxième approche, le temps de découverte (T_d) correspond au temps pris par le noeud mobile pour s'attacher physiquement au nouveau point d'accès après avoir quitté l'ancien, ce qui correspond à la durée du handover de niveau 2, et ce indépendamment du paramètre d (voir les résultats de simulations dans le chapitre précédent).

Temps de protocole (T_c): C'est le temps pris par le protocole pour terminer le processus de mise à jour de localisation. L'expression de T_c pour chaque protocole étudié est donnée par :

$$\left\{ \begin{array}{l} T_c(\text{FMIP}) = 2 t(s_u, h_{MN-HA}) \\ T_c(\text{MIP-RR}) = 2 t(s_u, h_{MN-GFA}) \\ T_c(\text{Mobile MPLS}) = 2 t(s_u, h_{MN-HA}) + 2 t(s_l, h_{FA-HA}) \\ T_c(\text{H-MPLS}) = 2 t(s_u, h_{MN-LEERG}) + 2 t(s_l, h_{FA-LEERG}) \end{array} \right. \quad (6.21)$$

$$\left\{ \begin{array}{l} T_c(\text{FH-Micro Mobile MPLS}) \\ \quad = 2 t(s_u, h_{MN-LEERG} + h_{FA-FA}) \\ T_c(\text{FC-Micro Mobile MPLS}) \\ \quad = 2 t(s_u, h_{MN-FA} + h_{FA-FA}) + 2 t(s_l, h_{FA-FA}) \\ \quad + 2 \times \left(\frac{1}{L_{th}}\right) \times [t(s_u, h_{MN-LEERG}) + t(s_l, h_{FA-LEERG})] \\ T_c(\text{MFC-Micro Mobile MPLS}) \\ \quad = 2 t(s_u, h_{MN-FA} + h_{FA-mFA}) + 2 t(s_l, h_{FA-mFA}) \\ \quad + 2 \times \left(\frac{1}{g(K)}\right) \times [t(s_u, h_{MN-LEERG}) + t(s_l, h_{FA-LEERG})] \end{array} \right. \quad (6.22)$$

où $g(K) = \circ(K)$ désigne le nombre moyen de sous-réseaux visités par un noeud mobile dans sa zone de résidence.

6.3.6 Taux de perte des paquets

Le taux de perte des paquets pendant une session, noté Pkt_loss , est défini comme étant la somme de tous les paquets perdus au moment des handovers. Pour les protocoles MIP-RR, Mobile MPLS et H-MPLS, vu l'absence d'une technique de *buffering*, tous les paquets en transit seront automatiquement perdus. En revanche, avec FMIP, FH, FC et MFC, la perte des paquets est liée au temps pris par le message de signalisation *Movement signaling message* pour atteindre le noeud LER/FA courant qui, rappelons le, déclenche le mécanisme de *buffering* et stocke les paquets en transit. L'expression de Pkt_loss pour chaque protocole de mobilité étudié est donnée par :

$$\left\{ \begin{array}{l} Pkt_loss(\text{FMIP}) = t(s_u, h_{MN-FA}) \times \lambda \times N_h \\ Pkt_loss(\text{MIP-RR}) = T_h(\text{MIP-RR}) \times \lambda \times N_h \\ Pkt_loss(\text{Mobile MPLS}) = T_h(\text{Mobile MPLS}) \times \lambda \times N_h \\ Pkt_loss(\text{H-MPLS}) = T_h(\text{H-MPLS}) \times \lambda \times N_h \\ Pkt_loss((\text{FH/FC/MFC})\text{-Micro Mobile MPLS}) \\ \quad = t(s_u, h_{MN-FA}) \times \lambda \times N_h \end{array} \right. \quad (6.23)$$

6.3.7 Taille des mémoires tampon utilisées

Afin de minimiser le taux de perte des paquets au moment des handovers, des mémoires tampon (*buffers*) sont utilisées au niveau de chaque noeud LER/FA. Comme nous l'avons vu dans le chapitre 4, le mécanisme de *buffering* est activé à partir du moment où le noeud LER/FA courant reçoit le message de signalisation *Mouvement signaling message* indiquant le début d'un handover de niveau 2. Ce mécanisme s'arrête lorsque l'ancien LER/FA reçoit un message de notification du nouveau routeur d'accès. Dès lors, l'ancien LER/FA déclenche le transfert des paquets en transit vers la nouvelle localisation du noeud mobile. Dans le cas des protocoles FH et MFC, le message de signalisation utilisé pour notifier l'ancien LER/FA correspond au message *handoff notification*. Pour le protocole FC, il correspond au message de signalisation *forwarding chain update* envoyé pour mettre à jour la chaîne de transfert. Notons que dans le cas du protocole FMIP, les paquets en transit seront stockés dans le nouveau routeur d'accès en attendant de pouvoir les envoyer au noeud mobile lorsqu'il sera connecté (voir chapitre 2). La taille (*Buf_size*) des mémoires tampon pour chacun des protocoles FMIP, FH, FC et MFC est alors donnée par :

$$\begin{cases} Buf_size(\text{FMIP}) = [T_d + t(s_u, h_{MN-FA})] \times \lambda \\ Buf_size((\text{FH/FC/MFC})\text{-Micro Mobile MPLS}) \\ = [T_d + t(s_u, h_{MN-FA} + h_{FA-FA})] \times \lambda \end{cases} \quad (6.24)$$

6.4 Résultats numériques

Dans cette section, nous allons comparer les performances des protocoles étudiés en utilisant l'analyse théorique fournie plus haut ainsi que des simulations. Un simulateur en Matlab [53] a été développé pour modéliser les déplacements aléatoires d'un terminal mobile dans un espace à une et à deux dimensions. L'évaluation se découpe en trois parties. Dans un premier temps, nous présentons les résultats relatifs au coût d'utilisation des liens pour les deux configurations cellulaires considérées. Dans un second temps, une comparaison du coût d'enregistrement est fournie pour les deux types de mobilité utilisés justifiant ainsi l'intérêt de nos propositions. La troisième partie de l'évaluation sera consacrée aux performances du handover en terme de latence et de taux de perte des paquets. Les paramètres utilisés dans nos expérimentations sont inspirés de la référence [51] et illustrés dans le tableau 6.1.

Paramètre	Valeur	Paramètre	Valeur
t_s	1000 sec	$h_{HA-LERG}$	4
t_r	5 ~ 50 sec (par défaut 20)	P_t	10^{-6} sec
T_{ad}	1 sec	B_w	100 Mb/s
L2 Beacon	100 msec	B_{wl}	11 Mb/s
s_u	48 octets	L_w	1 msec
s_l	28 octets	L_{wl}	2 msec
δ	2 ~ 16 (par défaut 9)	ℓ	3 ~ 17
ϕ (L_{th} ou K)	1 ~ 15 (par défaut 4)	λ	64 Kb/s

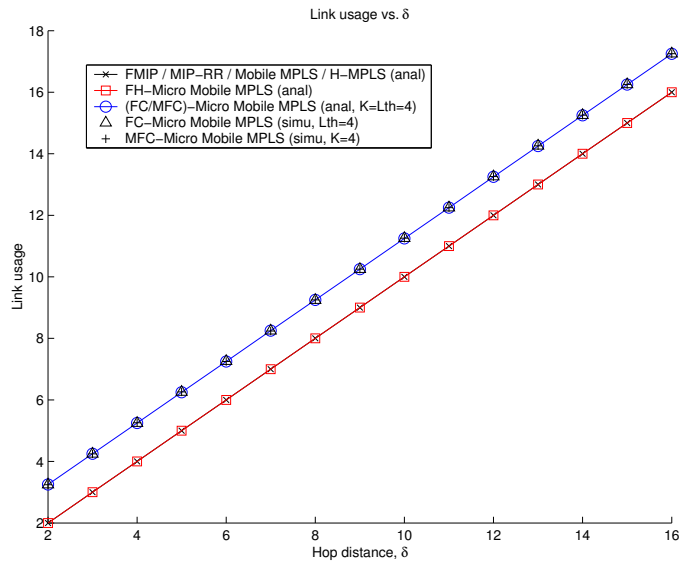
TAB. 6.1 – Paramètres utilisés

6.4.1 Impact sur le coût d'utilisation des liens

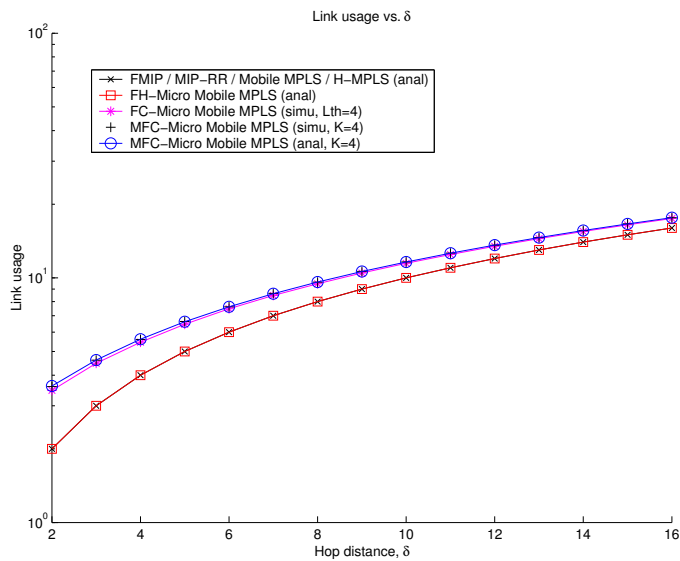
La figure 6.7 représente le coût d'utilisation des liens de chaque protocole en fonction de la distance δ pour les deux types de mobilité étudiés. On remarque que les protocoles FC et MFC affichent quasiment le même coût aussi bien dans le modèle linéaire qu'avec le modèle 2-D lorsque $K = L_{th} = 4$. Ce coût est clairement supérieur à celui produit par les autres protocoles de mobilité. Ceci est dû au coût additionnel introduit par la chaîne de transfert. On constate également que les résultats numériques coïncident avec ceux obtenus par simulations, ce qui permet d'illustrer l'exactitude de nos modèles analytiques.

6.4.2 Impact sur le coût d'enregistrement

Nous utilisons dans cette section les résultats des équations 6.15-6.19 pour identifier l'impact de nos mécanismes de mobilité sur le coût de signalisation engendré à chaque changement de sous-réseau. Les résultats sont découpés en trois parties. Dans une première étape, on compare les performances des protocoles étudiés en variant la distance δ séparant le LERG d'un sous-réseau donné. Dans une seconde étape, les seuils L_{th} et K sont variés afin d'évaluer leur impact sur le coût d'enregistrement. Cette étape est suivie par une variation du paramètre CMR (ψ) pour identifier l'effet de la fréquence de la mobilité d'un utilisateur sur le coût des messages de signalisation générés.



(a) Modèle linéaire



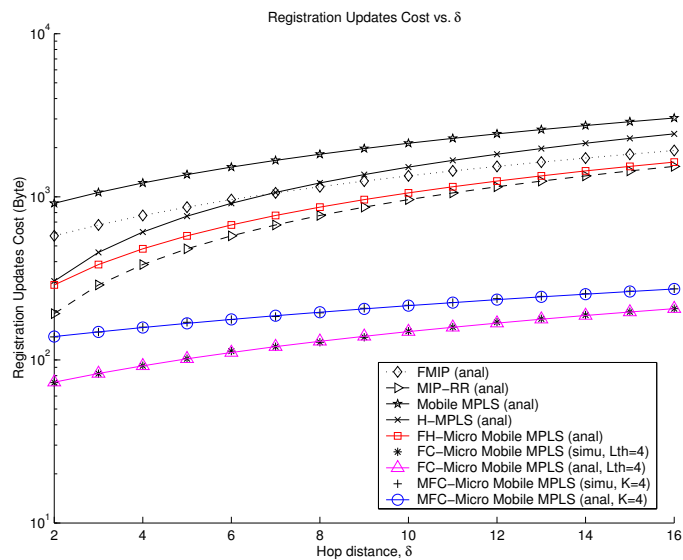
(b) Modèle 2-D

FIG. 6.7 – Coût d'utilisation des liens pour les deux types de modèles de mobilité utilisés

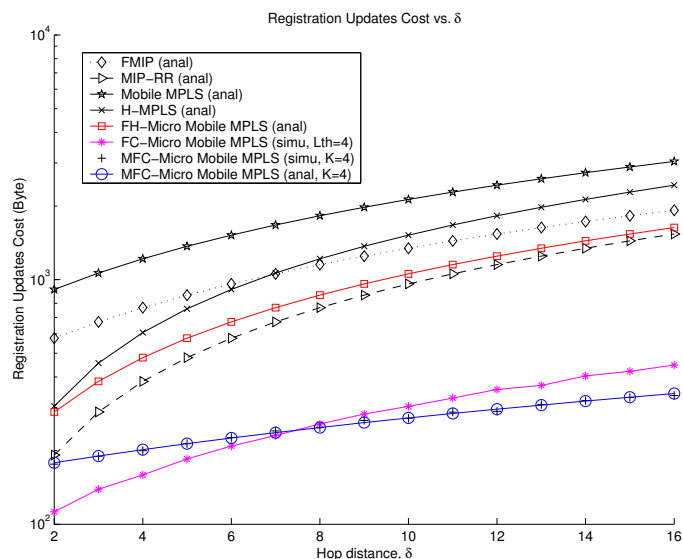
Coût d'enregistrement vs. la distance δ

Dans un premier temps, la distance δ est variée. La figure 6.8(a) représente le coût d'enregistrement engendré par les divers protocoles de mobilité à chaque changement de sous-réseau en utilisant le modèle linéaire. Les résultats obtenus confirment ce que nous avons annoncé dans le chapitre précédent (voir section 5.5.2). En effet, le protocole FH permet de réduire

le coût de signalisation lors des déplacements par rapport aux protocoles H-MPLS, Mobile MPLS et FMIP, et ce grâce à l'anticipation de l'établissement du nouveau LSP entre le noeud LERG et le nouveau sous-réseau au moment où le noeud mobile entre dans la zone d'overlap. Cependant, comparée à MIP-RR, cette solution génère plus de trafic à chaque changement de sous-réseau. Ceci est dû aux messages de signalisation additionnels que le nouveau noeud LER/FA envoie vers l'ancien sous-réseau pour rediriger les paquets en transit.



(a) Modèle linéaire



(b) Modèle 2-D

FIG. 6.8 – Coût d'enregistrement pour les deux types de modèles de mobilité utilisés

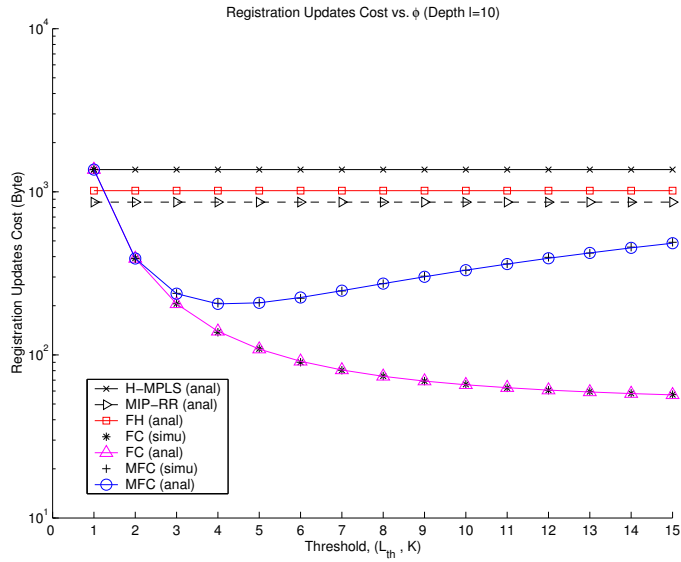
D'autre part, et pour les mêmes raisons évoquées dans la section 5.5.2, les protocoles FC et MFC réduisent considérablement le coût de signalisation lors des mises à jour de localisation, puisque des enregistrements fréquents avec le noeud d'entrée du domaine (LERG) seront remplacés par des enregistrements locaux.

Les mêmes résultats sont également observés avec le modèle cellulaire 2-D, comme le montre la figure 6.8(b). En effet, les protocoles FC et MFC affichent toujours un coût minimal par rapport aux autres solutions. Cependant, le choix d'un tel ou tel mécanisme offrant un coût minimal dépendra de la valeur de δ . Effectivement, si on prend l'exemple de la figure 6.8(b) où $K = L_{th} = 4$, on peut remarquer que le coût minimal est obtenu avec le mécanisme FC lorsque $\delta \leq 7$. Dans le cas contraire, c'est le protocole MFC qui offre le coût minimal. Ceci s'explique par le fait que dans une configuration cellulaire à deux dimensions, lorsque $K = L_{th}$, les enregistrements avec le LERG sont beaucoup plus fréquents dans le cas FC que dans le cas MFC. Ainsi, avec une grande valeur de δ (i.e., dans le cas d'un réseau d'accès étendu), l'enregistrement avec le LERG serait le paramètre le plus dominant dans le calcul du coût global. Dans ce cas, le coût global d'enregistrement avec le protocole FC sera plus élevé que celui avec le protocole MFC. A l'inverse, lorsque la distance δ est relativement petite (i.e., dans le cas d'un réseau d'accès de taille limitée), le mécanisme FC offre un coût minimal puisque les enregistrements locaux avec ce mécanisme sont nettement moins coûteux que ceux avec le mécanisme MFC. Notons également que les résultats numériques coïncident aussi avec ceux obtenus par simulations, ce qui permet d'illustrer l'exactitude de nos modèles analytiques.

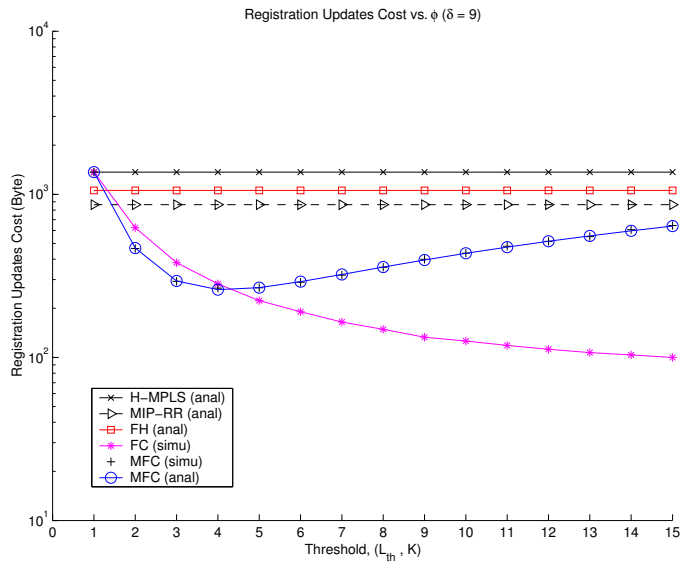
Coût d'enregistrement vs. les seuils L_{th} et K

On s'intéresse dans ce paragraphe à évaluer l'impact de la variation des seuils L_{th} et K sur le coût d'enregistrement des différents mécanismes de mobilité. Comme nous pouvons le constater sur la figure 6.9, FC et MFC dépendent fortement des seuils L_{th} et K , respectivement, à l'inverse des autres solutions. D'après cette figure, on remarque que le coût d'enregistrement dans le cas du protocole MFC prend l'allure d'une fonction convexe en fonction de K pour les deux types de mobilité étudiés avec un coût minimal obtenu pour $K = K_{opt} = 4$. Ce phénomène expliqué dans le cadre d'une mobilité linéaire (section 5.5.2) reste aussi valable dans le cas d'une configuration cellulaire à deux dimensions. En effet, d'une part, la fréquence des enregistrements LERG diminue avec l'augmentation du seuil K , puisque des enregistrements avec le noeud d'entrée du domaine seront substitués par des enregistrements locaux avec le Master FA. D'autre part, les enregistrements locaux sont d'autant plus importants que le seuil K , puisque la distance entre le noeud mobile et le Master FA augmente avec ce seuil. Ainsi, le coût total d'enregistrement apparaît comme étant un compromis entre ces deux as-

pects opposés. Le coût d'enregistrement relatif au protocole MFC peut être donné par l'équation (6.25).



(a) Modèle linéaire



(b) Modèle 2-D

FIG. 6.9 – Impact des seuils L_{th} et K sur le coût d'enregistrement pour les deux types de modèles de mobilité utilisés

$$\begin{aligned}
C_u(\text{MFC-Micro Mobile MPLS}) &= f(K) \times (\text{coût entre deux sous-réseaux adjacents}) \\
&+ \frac{1}{g(K)} \times (\text{coût d'enregistrement avec le LERG}) \\
&= f(K)C'_{ff} + \frac{1}{g(K)}(C_{fg} + l_{fg})
\end{aligned} \tag{6.25}$$

où $f(K) = o(K)$ représente la distance moyenne entre le MN et le Master FA (en terme de nombre de sauts) et $g(K) = o(K)$ défini comme étant le nombre moyen de sous-réseaux visités par le noeud mobile dans sa *zone de résidence*. Cette formule montre clairement le comportement convexe du coût d'enregistrement relatif au protocole MFC. A noter finalement que les résultats numériques coïncident également avec ceux obtenus par simulations.

Une autre constatation concerne le protocole FC. Les résultats montrent clairement que le coût d'enregistrement décroît en fonction du seuil L_{th} pour les deux configurations cellulaires étudiées. En effet, les enregistrements coûteux avec le LERG deviennent de moins en moins fréquents, puisqu'ils sont remplacés par des enregistrements locaux avec l'ancien sous-réseau. Cependant, comme nous l'avons déjà signalé dans le chapitre précédent, la valeur optimale du seuil L_{th} est bornée par des contraintes de délai pour faire face à la plupart des services temps réel tel que le streaming multimédia.

Finalement, nous avons voulu déterminer la valeur optimale du seuil K avec laquelle un coût minimal d'enregistrement est assuré. La figure 6.10 illustre la variation de la valeur optimale K_{opt} en fonction de la distance δ pour les deux types de mobilité étudiés. Les résultats montrent que cette variation est croissante avec δ puisque l'enregistrement avec le LERG l'est également.

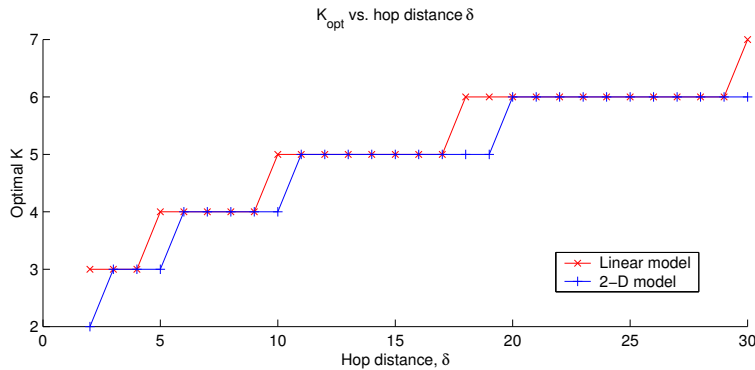


FIG. 6.10 – Valeur optimale du seuil K pour MFC-Micro Mobile MPLS

Coût d'enregistrement vs. le paramètre CMR (ψ)

Nous examinons ici l'impact de la variation du paramètre CMR (ψ) sur le coût d'enregistrement concernant les deux configurations cellulaires étudiées. Comme le montre la figure 6.11, les protocoles FC et MFC réduisent considérablement le coût de signalisation par unité de temps. Cette réduction est d'autant plus importante dans le cas où le noeud mobile change fréquemment de sous-réseau (i.e., à faible valeur de CMR). Les résultats montrent que ces deux mécanismes peuvent réduire jusqu'à 72% et 57% le coût de signalisation comparé au protocole MIP-RR pour le modèle linéaire et le modèle 2-D, respectivement. Ce qui implique que les deux mécanismes FC et MFC conviennent mieux pour les noeuds mobiles à très haute mobilité. À l'inverse, les protocoles FMIP, Mobile MPLS et H-MPLS sont plus adaptés aux noeuds mobiles à très faible mobilité (i.e., à grande valeur de CMR).

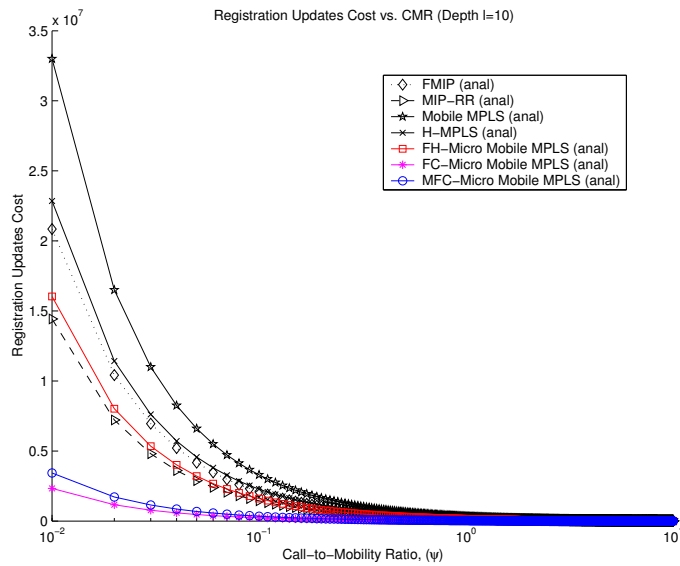
6.4.3 Performance du handover

À présent, intéressons nous à l'impact du handover sur des sessions en cours. Cet impact est généralement caractérisé par la latence du handover et le taux de perte des paquets durant le handover. Comme nous allons le voir, les résultats présentés dans ce paragraphe viennent confirmer ceux déjà vus dans les chapitres précédents.

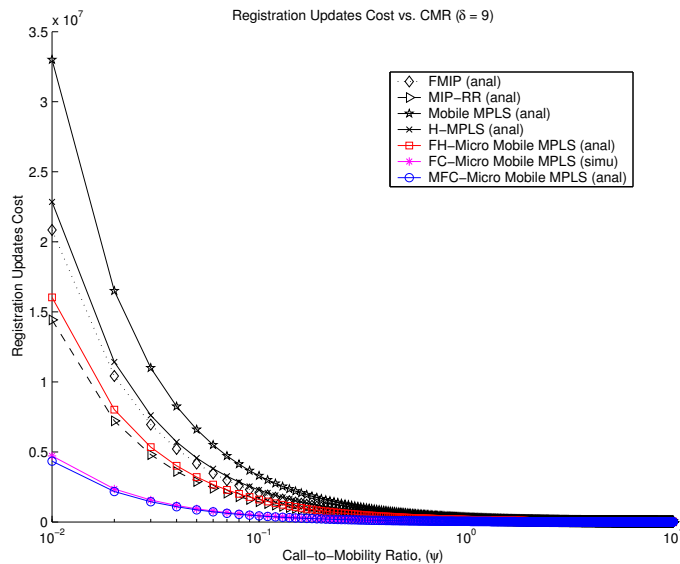
FMIP	30.198
MIP-RR	22.159
Mobile MPLS	56.256
H-MPLS	40.199
FH-Micro Mobile MPLS	24.171
FC-Micro Mobile MPLS	18.136
MFC-Micro Mobile MPLS	20.145

TAB. 6.2 – Valeurs moyennes de latence du handover en msec

Le tableau 6.2 liste la valeur moyenne de latence du handover pour chaque protocole étudié. Chaque valeur correspond à une moyenne de 100 mesures obtenues avec une large distance d'overlap d et en utilisant les valeurs par défaut du tableau 6.1. L'effet de la variation de d sur les performances du handover a été déjà traité dans les chapitres précédents. Ce qu'on peut ajouter ici, c'est que ces valeurs sont en concordance avec nos modèles numériques présentés dans la section 6.3.5 et qu'une amélioration nette du délai de handover est observée avec nos mécanismes de mobilité.



(a) Modèle linéaire



(b) Modèle 2-D

FIG. 6.11 – Effet du paramètre CMR (ψ) sur le coût d'enregistrement pour les deux types de modèles de mobilité utilisés

La figure 6.12 illustre la quantité de paquets perdus pendant la durée d'une session pour chaque protocole de mobilité étudié. On remarque clairement que le protocole Mobile MPLS affiche une perte énorme des paquets, plus précisément lorsqu'un noeud mobile change fréquemment de sous-réseau (i.e., lorsque t_r est faible). En revanche, les protocoles FMIP, FH, FC et MFC offrent un taux de perte des paquets minimal grâce à la technique de *buffering*. Dans ce

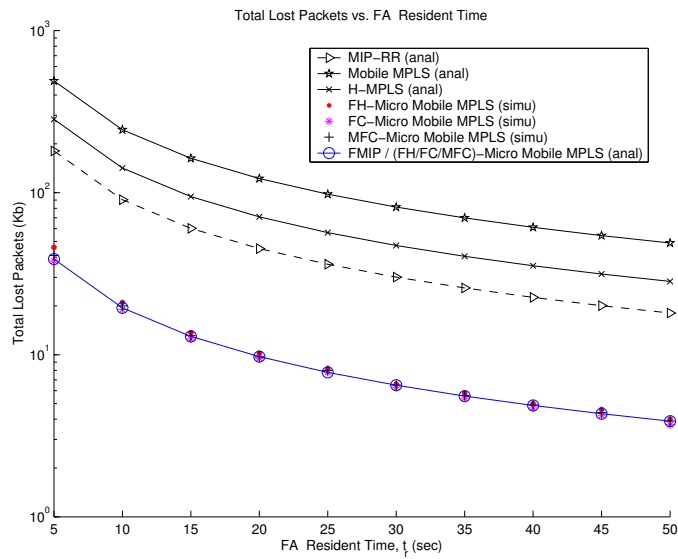


FIG. 6.12 – Paquets perdus durant une session

cas, la taille maximale d'une mémoire tampon pour chaque MN est égale à 4.016 Ko. Ceci signifie qu'une mémoire de taille 128 Mo peut gérer plus de 30 milles noeud mobiles. Bien entendu, ces valeurs valent uniquement dans notre contexte, c'est à dire pour un trafic de taux $\lambda = 64kb/s$ et un temps d'inter-arrivée des messages d'avertissement égal à 1 seconde.

La suite de ce chapitre sera consacrée à l'étude du fonctionnement général des protocoles FC et MFC adaptatif dans un réseau d'accès le plus réaliste possible en utilisant une configuration cellulaire à deux dimensions.

6.5 Fonctionnement général : protocoles FC et MFC adaptatif

Dans les sections précédentes, l'étude des protocoles FC et MFC a été réalisée sous l'hypothèse d'avoir une même distance δ entre le noeud d'entrée du domaine (LERG) et chaque sous-réseau visité (LER/FA). Dans cette section, cette hypothèse n'est plus retenue. Pour cela, une série de simulations a été effectuée dans un réseau d'accès étendu comprenant plusieurs domaines de micro-mobilité. Chaque domaine est constitué de plusieurs cellules hexagonales gérées par le noeud LERG (voir figure 6.13). Notre but est d'évaluer les performances des protocoles FC et MFC dans un environnement de simulation le plus réaliste possible. Ainsi, les contraintes ci-dessous doivent être prises en compte.

$$h_{newFA-MasterFA} < h_{newFA-LERG} - \left\lfloor \frac{S}{2(s_u + s_l)} \right\rfloor \quad (6.26)$$

et

$$h_{newFA-MasterFA} + h_{MasterFA-LENG} \leq H_{max} \quad (6.27)$$

où S désigne le seuil de signalisation défini dans le chapitre précédent et H_{max} le nombre maximum de sauts autorisés dans le réseau d'accès pour limiter le délai de bout-en-bout. Cette dernière contrainte est primordiale pour les applications "quasi" temps réel tels que le streaming audio et vidéo et les applications temps réel tels que les visio et audio conférences.

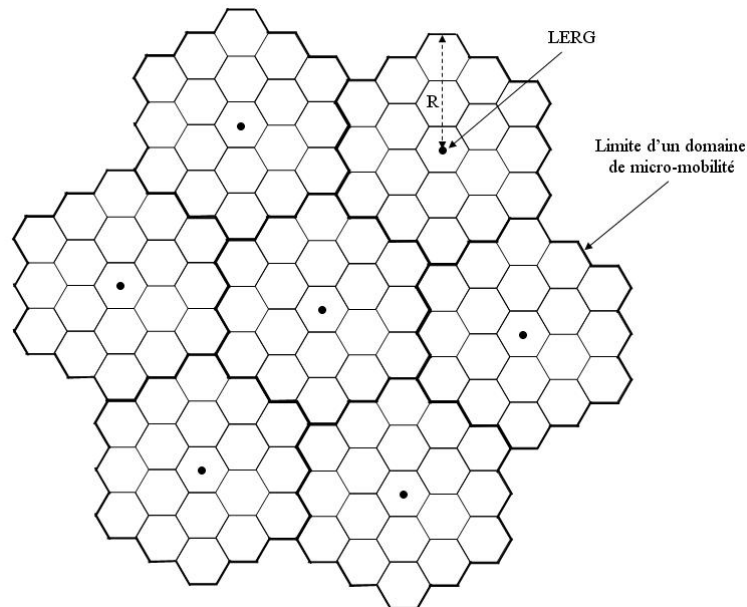
Comme nous l'avons vu dans la section précédente, la valeur optimale du seuil L_{th} permettant d'assurer un coût d'enregistrement minimal pour le protocole FC est limitée par le délai de bout-en-bout. Ainsi, au cours de nos simulations, nous ne considérerons que la contrainte (6.27) pour le protocole FC. Par ailleurs, concernant le protocole MFC, un enregistrement local avec le Master FA est nécessaire si et seulement si les contraintes (6.26) et (6.27) sont vérifiées. Dans ce qui suit, nous présenterons le modèle de simulation utilisé ainsi que les résultats obtenus.

6.5.1 Modèle de simulation

Notre modèle consiste en un réseau d'accès homogène divisé en plusieurs domaines de micro-mobilité de même taille (voir figure 6.13). Chaque domaine est géré par un noeud LERG placé au centre de la zone à couvrir (zone de rayon R) et contenant $(1 + \sum_{i=1}^R 6i = 1 + 3R(R + 1))$ noeuds LER/FAs ou stations de base. La configuration cellulaire adoptée est de type 2-D. C'est-à-dire, chaque noeud LER/FA est entouré de six voisins. Un noeud mobile peut se déplacer librement vers l'un de ses six sous-réseaux adjacents avec la même probabilité p ($p = \frac{1}{6}$). Ce déplacement aléatoire du MN peut entraîner bien entendu un changement du noeud LERG et donc, du domaine auquel le terminal mobile est rattaché. Ainsi, un coût additionnel relatif aux messages d'enregistrement du MN avec son agent mère est introduit à chaque changement de domaine. Au cours de nos simulations, ce nombre de déplacements inter-domaine (N_{id}) est limité à 1000. Chaque valeur donnée dans la suite est alors la moyenne d'au moins 1000 mesures. Il importe également à signaler que la contrainte (6.27) suppose la condition $H_{max} \geq R$ puisque, initialement, le noeud mobile (et donc le Master FA) peut être localisé à la frontière d'un domaine donné géré par un noeud LERG. Pour cela, nous posons $H_{max} = R + x$, $x \geq 0$. Les principaux paramètres utilisés dans nos expérimentations sont illustrés dans le tableau 6.3.

Paramètre	Valeur	Paramètre	Valeur
N_{id}	1000	$h_{HA-LERG}$	10
S	100 octets	T_{ad}	1 s
s_u	48 octets	R	$2 \sim 10$
s_l	28 octets	x	$0 \sim 10$

TAB. 6.3 – Principaux paramètres utilisés dans FC et MFC adaptatif

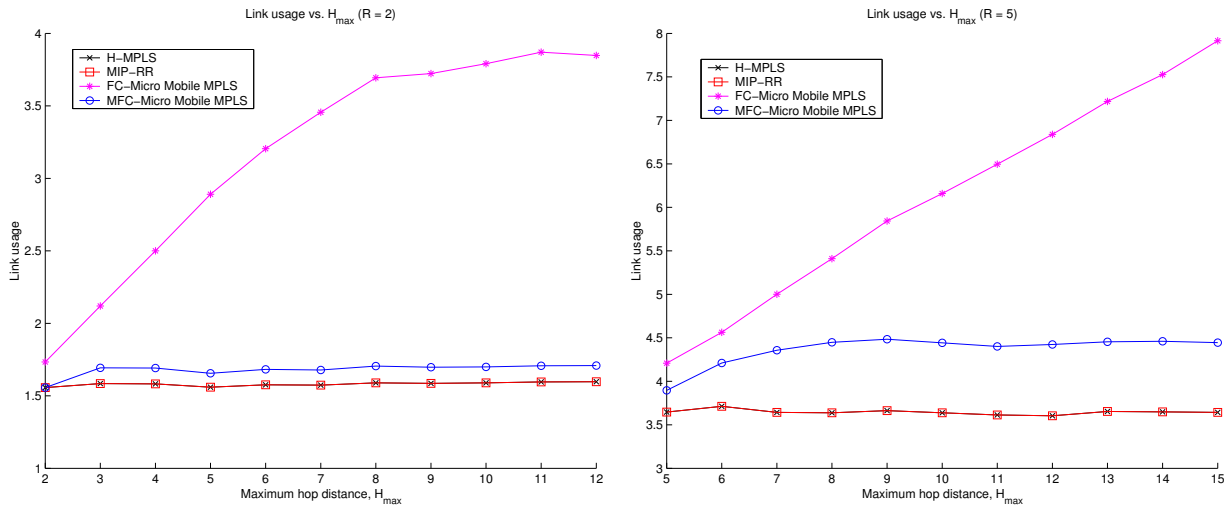
FIG. 6.13 – Modèle de simulation d'un réseau d'accès avec $R = 2$

6.5.2 Résultats de simulations

Nous présentons ici les résultats de simulations relatifs aux protocoles FC, MFC, MIP-RR et H-MPLS en utilisant le modèle décrit ci-dessus. Les résultats concernent : (i) le coût d'utilisation des liens et (ii) le coût moyen d'enregistrement induit à chaque changement de sous-réseau. Le nombre maximum de sauts H_{max} ainsi que la taille d'un domaine de micro-mobilité sont graduellement augmentés, en incrémentant respectivement le paramètre x et le rayon R .

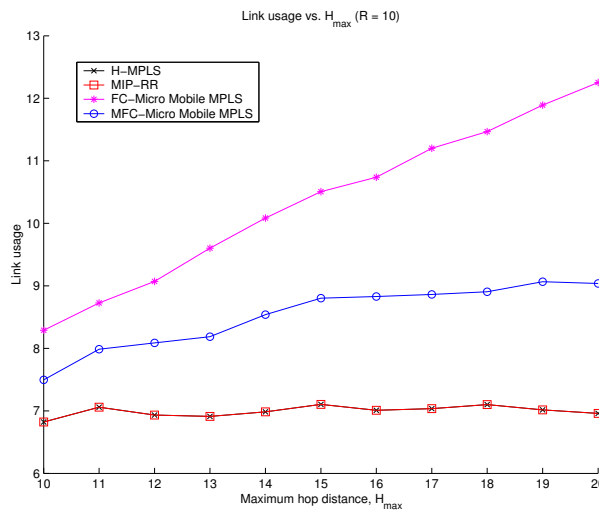
Impact sur le coût d'utilisation des liens

Dans un premier temps, le nombre maximum de sauts H_{max} est varié. La figure 6.14 représente le coût d'utilisation des liens de chaque protocole étudié dans un domaine de micro-mobilité de taille limitée ($R = 2$), de taille moyenne ($R = 5$) et de grande taille ($R = 10$).



(a) Domaine de micro-mobilité de taille limitée ($R = 2$)

(b) Domaine de micro-mobilité de taille moyenne ($R = 5$)



(c) Domaine de micro-mobilité de grande taille ($R = 10$)

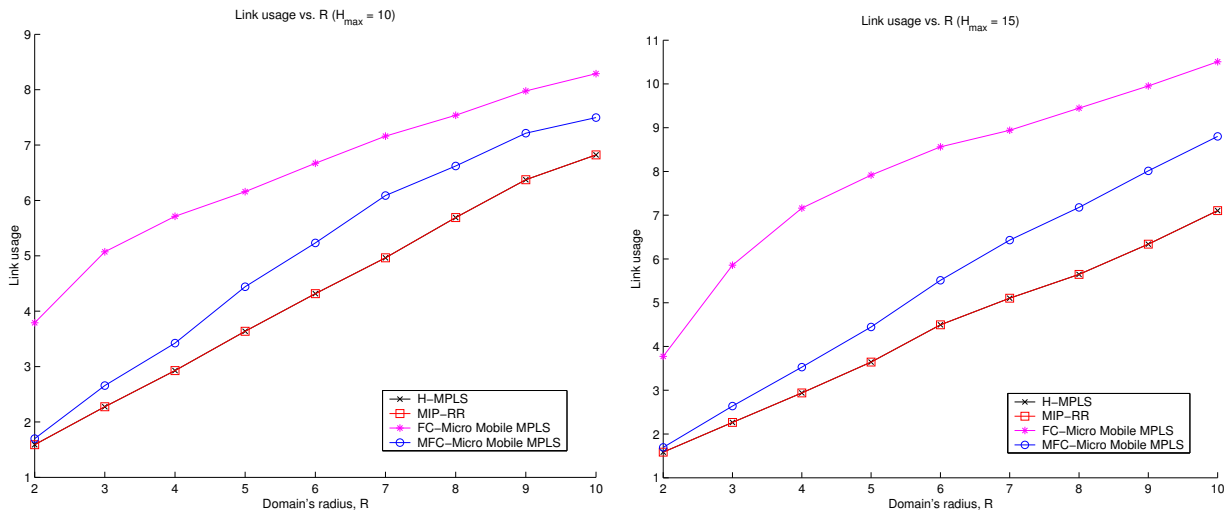
FIG. 6.14 – Coût d'utilisation des liens en fonction du nombre maximum de sauts

Dans cette figure, on remarque très clairement que le paramètre H_{max} n'a aucun effet sur le coût d'utilisation des liens pour les protocoles H-MPLS et MIP-RR puisque la transmission de données avec ces deux protocoles de mobilité se fait sur la base du plus court chemin entre le noeud LERG et le nouveau sous-réseau visité. Par contre, pour le protocole FC, on observe une dépendance forte de cette métrique à la valeur de H_{max} . En effet, plus le nombre maximum de sauts augmente, plus la chaîne de transfert s'élargie et plus sera élevé le coût d'utilisation des liens. Cependant, concernant le protocole MFC, on peut voir une légère tendance de stabilité à partir d'une certaine valeur de $H_{max} = 2R - 1$. Cette valeur correspond à la distance maximale séparant un noeud mobile de son Master FA dans le cas d'un mouvement circulaire du MN autour du noeud LERG ($x = R - 1$). Au delà de cette valeur limite, H_{max} n'a aucun effet sur le coût d'utilisation des liens puisqu'à chaque fois, un enregistrement LERG est déclenché permettant de renouveler la chaîne de transfert. Nous constatons également que le coût d'utilisation des liens avec MFC est moins élevé que celui avec FC. Ceci est la conséquence directe du caractère adaptatif de notre solution.

Dans un second temps, le cas où le rayon R varie est étudié. La figure 6.15 représente le coût d'utilisation des liens en fonction de la taille d'un domaine de micro-mobilité pour une valeur de H_{max} donnée. Comme l'indique le graphique, les courbes sont croissantes en fonction du rayon R du domaine. On remarque encore une fois que le protocole MFC présente un coût d'utilisation des liens pas trop élevé comparé aux protocoles de référence H-MPLS et MIP-RR. En revanche, le protocole FC affiche le coût le plus important à cause du coût supplémentaire introduit par la longueur non-optimale de la chaîne de transfert. Ainsi, comparé aux résultats obtenus dans la section précédente (cas où la distance δ ne varie pas dans le temps), le coût d'utilisation des liens avec le protocole MFC est nettement réduit.

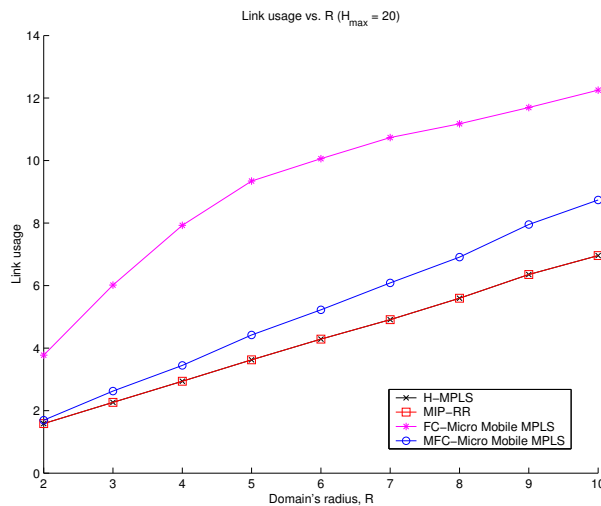
Impact sur le coût d'enregistrement

L'objectif de nos simulations était également d'observer l'impact de la gestion de la mobilité sur le coût de signalisation lors des mises à jour de localisation. Les graphiques de la figure 6.16 montrent l'effet du nombre maximum de sauts (H_{max}) sur le coût moyen d'enregistrement pour un domaine de micro-mobilité de taille limitée ($R = 2$), de taille moyenne ($R = 5$) et de grande taille ($R = 10$). Tout d'abord, on remarque sur le graphique 6.16(a) que, dans un domaine de micro-mobilité de taille limitée, le coût d'enregistrement avec le protocole MFC est supérieur à celui obtenu avec le protocole MIP-RR mais reste largement inférieur au coût d'enregistrement engendré par le protocole H-MPLS. Ceci est lié au fait que dans ce type de réseau d'accès, le noeud mobile a tendance à quitter rapidement son domaine de micro-mobilité pour entrer dans un autre domaine géré par un noeud LERG différent. Ce qui engendre, en plus de l'enregistrement global avec l'agent mère du mobile, un enregistrement LERG et un coût



(a) Nombre maximum de sauts limité à 10

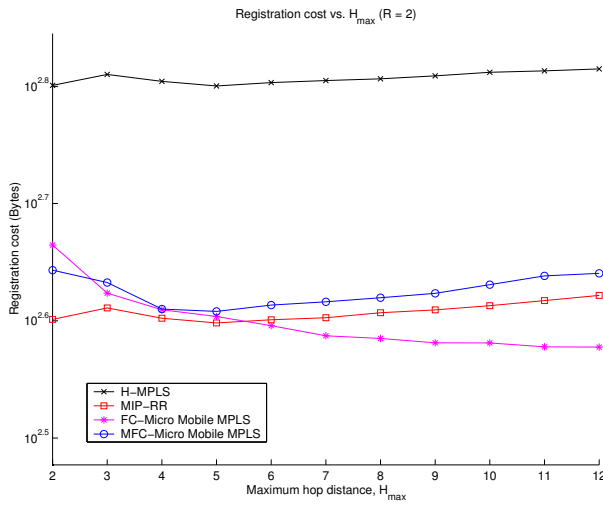
(b) Nombre maximum de sauts limité à 15



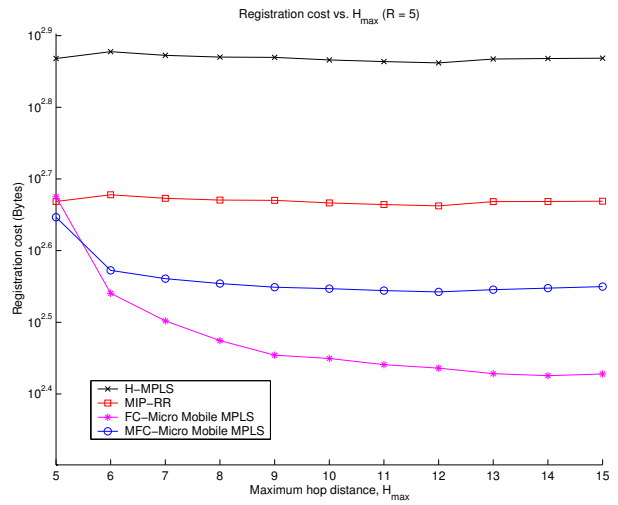
(c) Nombre maximum de sauts limité à 20

FIG. 6.15 – Coût d'utilisation des liens en fonction du rayon R

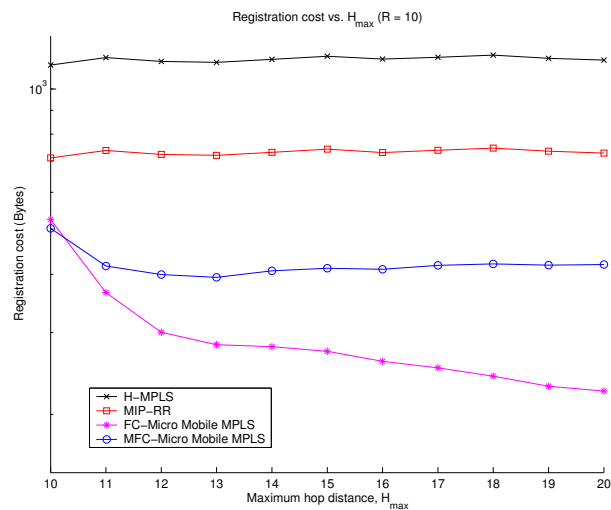
supplémentaire relatif à l'établissement du nouveau LSP entre le nouveau LERG et le nouveau sous-réseau visité. On remarque également que pour les deux protocoles H-MPLS et MIP-RR, le coût d'enregistrement est à peu près stable par rapport à H_{max} . Cette observation est d'autant plus flagrante dans le cas d'utilisation d'un domaine de micro-mobilité de moyenne et grande taille (voir graphiques 6.16(b) et 6.16(c)). Ceci est lié à l'algorithme du plus court chemin utilisé dans ces deux protocoles de mobilité. Cependant, le coût d'enregistrement avec le protocole FC dépend fortement, encore une fois, du paramètre H_{max} . En particulier, plus le nombre maximum de sauts est important, moindre sera le coût d'enregistrement.



(a) Domaine de micro-mobilité de taille limitée ($R = 2$)



(b) Domaine de micro-mobilité de taille moyenne ($R = 5$)

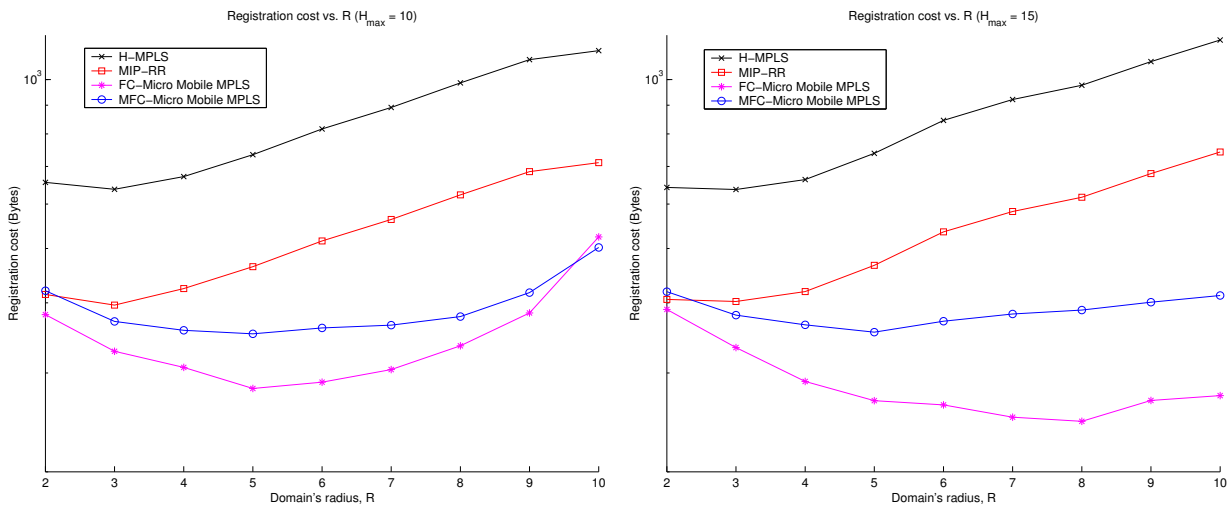


(c) Domaine de micro-mobilité de grande taille ($R = 10$)

FIG. 6.16 – Coût d'enregistrement en fonction du nombre maximum de sauts

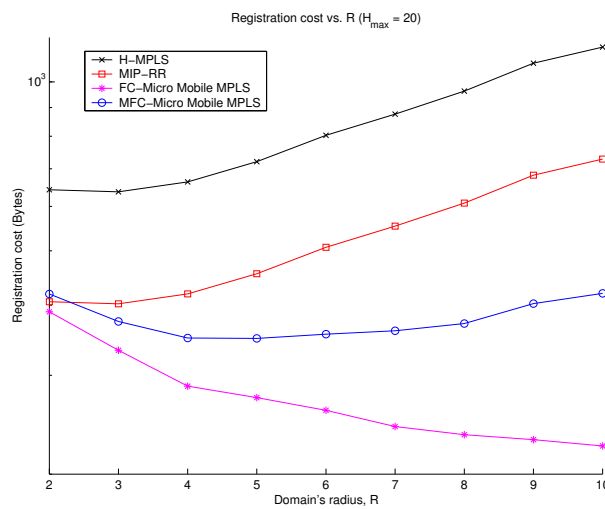
D'autre part, on peut remarquer que, dans le cas où les domaines de micro-mobilité utilisés sont de moyenne ou de grande taille, la signalisation générée par notre mécanisme MFC est moins importante que celle générée par les deux protocoles de référence H-MPLS et MIP-RR (voir graphiques 6.16(b) et 6.16(c)). Ce gain obtenu en terme de coût est la conséquence directe de l'implémentation de la mobilité utilisée pour le protocole MFC. Ainsi, on peut conclure que ce protocole est bien adapté pour des domaines de micro-mobilité de moyenne et grande taille et il l'est moins dans des domaines de taille limitée.

La figure 6.17 nous montre l'évolution du coût d'enregistrement en fonction du rayon R d'un domaine de micro-mobilité pour des valeurs de H_{max} différentes : 10, 15 et 20 sauts. Tout d'abord, on peut constater que les courbes relatives aux protocoles H-MPLS et MIP-RR gardent la même allure dans les trois graphiques 6.17(a), 6.17(b) et 6.17(c). Ceci confirme les résultats obtenus dans la figure 6.16. De plus, ces courbes sont croissantes en fonction du rayon R puisque plus le domaine de micro-mobilité est large, plus l'enregistrement LERG est coûteux.



(a) Nombre maximum de sauts limité à 10

(b) Nombre maximum de sauts limité à 15



(c) Nombre maximum de sauts limité à 20

FIG. 6.17 – Coût d'enregistrement en fonction du rayon R

D'autre part, on peut remarquer que le coût d'enregistrement relatif au protocole MFC possède une allure légèrement convexe avec une valeur minimale lorsque le rayon $R = 5$. Bien entendu, cette valeur vaut uniquement dans notre contexte, c'est à dire pour les paramètres de simulation listés dans le tableau 6.3. Ce comportement s'explique par le fait que, dans le cas d'un domaine de taille limitée, les enregistrements globaux avec l'agent mère du mobile sont de plus en plus fréquents et constituent le paramètre le plus dominant dans le calcul du coût global. Ainsi, l'augmentation du rayon R permet de réduire le nombre de déplacements inter-domaines et par conséquent le coût global. Mais, d'un autre coté, augmenter R permet aussi d'augmenter les coûts d'un enregistrement local et d'un enregistrement LERG. De ce fait, le coût total d'enregistrement apparaît comme étant un compromis entre ces deux aspects opposés. On peut également remarquer que pour le protocole MFC, la taille optimale d'un domaine de micro-mobilité offrant un coût d'enregistrement minimal reste inchangée (5 dans nos simulations) pour les trois valeurs de H_{max} utilisées. Ceci est lié à la tendance de stabilité observée dans le cas de ce protocole lorsque $H_{max} \geq 2R - 1$. En effet, la partie de la courbe du coût correspondante à l'intervalle $[2 - 5]$ reste la même quelque soit la valeur de $H_{max} = 10, 15$ ou 20 . Cependant, concernant le protocole FC, la valeur optimale de R varie en fonction du paramètre H_{max} . En effet, plus le nombre maximum de sauts augmente, plus le noeud mobile a la possibilité de s'enregistrer localement avec son ancien sous-réseau permettant ainsi de réduire le coût total d'enregistrement.

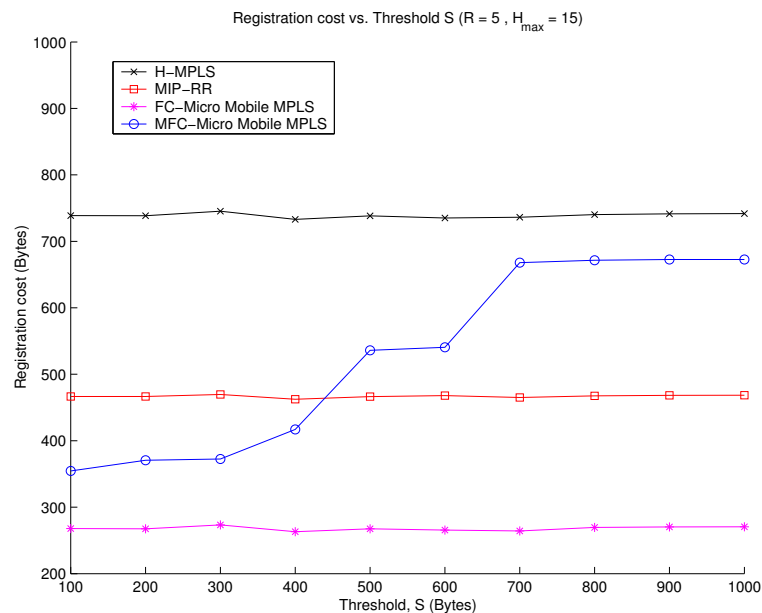


FIG. 6.18 – Coût d'enregistrement en fonction du seuil S

Finalement, la figure 6.18 montre l'impact de la variation du seuil S sur le coût d'enregistrement dans un domaine de taille moyenne ($R = 5$). Comme on peut le voir, le coût d'enregistrement dans le cas du protocole MFC dépend fortement de ce paramètre, à l'inverse des autres solutions. En effet, augmenter le seuil S permet de limiter le nombre des enregistrements locaux avec le Master FA et donc d'augmenter la fréquence des enregistrements LERG durant une session. On peut également remarquer qu'avec de grandes valeurs du seuil S , notre solution se rapproche de celle proposée dans H-MPLS, puisque dans ce cas ce sont les enregistrements LERG qui sont les plus dominants dans le calcul du coût global.

6.6 Conclusion

Ce chapitre a été consacré à la modélisation analytique et à l'évaluation des performances de nos mécanismes de mobilité proposés. Dans un premier temps, nous avons développé des modèles de mobilité basés sur des chaînes de Markov pour une configuration cellulaire 1-D et 2-D. Le modèle 1-D, appelé encore modèle linéaire, est adapté pour des applications monodirectionnelles. Exemples incluant des routes, des tunnels ou encore des cas en périphérie de la couverture radio d'un réseau, etc. Le modèle 2-D par contre, s'adapte pour les terminaux mobiles pouvant se déplacer aléatoirement dans plusieurs directions. Ce modèle concerne l'itinérance d'un utilisateur dans une ville par exemple. Après une analyse en profondeur de ces modèles, nous avons dérivé, pour chaque type de configuration cellulaire considérée, des modèles analytiques afin d'évaluer les divers critères de performances utilisés, à savoir, le coût d'utilisation des liens, le coût d'enregistrement, la latence d'un handover et le taux de perte des paquets.

Tout au long de ce chapitre, les divers protocoles de base proposés dans la littérature (i.e., FMIP, MIP-RR, Mobile MPLS et H-MPLS) sont comparés à nos solutions à la fois analytiquement et par simulations. Les résultats de cette analyse nous a révélé que le protocole FC est très performant dans le cas du modèle 1-D et permet une réduction nette du coût d'enregistrement dépassant les 70% et une diminution du délai d'un handover et du taux de perte des paquets. Cependant, dans le modèle cellulaire 2-D, le protocole MFC affiche un comportement meilleur puisqu'il permet non seulement de réduire le coût d'enregistrement avec un gain pouvant atteindre les 57% mais aussi d'assurer un coût d'utilisation des liens pas trop élevé par rapport à MIP-RR. Ceci permet au mécanisme MFC d'être bien adapté aux besoins des applications temps réel. Les dernières expérimentations ont justifié également que, grâce à son caractère adaptatif, le protocole MFC semble être un bon compromis entre le protocole MIP-RR qui permet d'offrir un coût optimal d'utilisation des liens et le protocole FC qui permet d'assurer un coût minimal d'enregistrement.

Chapitre 7

Conclusion et Perspectives

Dans le cadre de cette thèse, nous avons proposé différents mécanismes de gestion de la mobilité et de support de qualité de service (QoS) dans les réseaux cellulaires tout-IP. Nous avons également présenté des études de performance basées sur des analyses théoriques et des simulations afin d'évaluer l'efficacité de nos propositions. L'objectif recherché est d'assurer, au moindre coût, le meilleur support de la mobilité et d'offrir les garanties de QoS exigées par les applications temps réel.

Les nouvelles normes EDGE, UMTS et 4G visent l'utilisation du protocole IP dans le coeur des réseaux et le prolongement des services Internet jusqu'à l'utilisateur. Ceci a donné naissance à ce que l'on appelle maintenant les réseaux tout-IP où toutes les cellules radio sont sous le contrôle d'un seul point d'accès IP qui gère la signalisation et la transmission de données.

La gestion de la mobilité dans ce type de réseau dépend essentiellement de la gestion des opérations du handover au cours du mouvement du terminal mobile. Le handover concerne l'adaptation d'un terminal mobile aux changements de points d'attachement (ou point d'accès) au cours de son mouvement. Ceci peut être vu aussi bien au niveau macro-mobilité (le mobile change de domaine) qu'au niveau micro-mobilité (le mobile change d'antenne ou de sous réseaux tout en restant dans le même domaine). Dans ce contexte, plusieurs techniques de handover ont été proposées pour le protocole IP à l'image de Mobile IP, le fast handover ou le Mobile IP hiérarchique. Cependant, ces protocoles ne tiennent pas compte des exigences de la QoS. Par exemple, dans Mobile IP un handover entre des points d'accès peut introduire une coupure de quelques secondes dans l'acheminement du trafic. Ceci n'est pas satisfaisant pour la plupart des services temps réel tel que le streaming multimédia.

Pour répondre à ces exigences, nous avons proposé plusieurs mécanismes de mobilité basés sur le protocole de commutation de labels (MPLS). Notre solution de base, intitulée “Micro Mobile MPLS”, repose sur l’intégration du protocole Mobile IP hiérarchique avec le protocole MPLS. L’utilisation de MPLS au niveau du réseau d’accès sans fil, permet aux utilisateurs mobiles de tirer profit des divers avantages qu’offre ce protocole en terme de QoS, ingénierie de trafic (TE) et support d’autres services IP tels que les réseaux privés virtuels (VPN). Outre le support de la QoS, notre architecture est flexible, scalable (résiste au passage à l’échelle) et supporte les modèles Diffserv et Intserv. En effet, les chemins ou LSPs (*Label Switched Paths*) peuvent être établis soit à l’avance par “*provisioning*” (on parle dans ce cas de LSPs statiques), soit dynamiquement sur demande et il s’agit dans ce cas des LSPs dynamiques.

Nous avons proposé également trois variantes protocolaires pour compléter notre solution de base “Micro Mobile MPLS” et optimiser la gestion de la mobilité dans les réseaux cellulaires tout-IP. La première variante, intitulée “FH-Micro Mobile MPLS”, supporte le *fast handover* pour réduire les perturbations des communications en cours en minimisant le temps de handover. Le fast handover est assuré par l’intermédiaire de deux approches différentes. La première approche permet l’établissement des tunnels MPLS dans tout le voisinage du terminal mobile. Quant à la deuxième, elle n’anticipe l’établissement d’un tunnel MPLS que lorsque le terminal mobile se trouve dans la zone d’overlap de deux cellules radio. Dans ce cas, le noeud mobile doit utiliser l’information présente au niveau 2 pour anticiper ses déplacements.

La seconde variante, intitulée “Forwarding Chain (FC)-Micro Mobile MPLS”, est basée sur une suite de chemins construits dynamiquement pour réduire le coût de signalisation lors des mises à jour de localisation. En effet, en utilisant ce mécanisme, le terminal mobile a la capacité de s’enregistrer auprès de son ancien sous-réseau au lieu du noeud d’entrée du domaine (LERG) formant ainsi une suite de chemins de tous les sous-réseaux visités. Dans ce cas, le chemin à commutation de labels (LSP) établi entre le noeud LERG et l’ancien sous-réseau sera étendu vers le nouveau sous-réseau. La transmission des données peut donc se faire à travers une chaîne de transfert formée par les agents de mobilité visités tant que la longueur de la chaîne construite est inférieure à un seuil déterminé.

Enfin, la troisième variante protocolaire, intitulée “Master Forwarding Chain (MFC)-Micro Mobile MPLS”, propose de réduire la charge de signalisation au sein du réseau d’accès en contrôlant dynamiquement le nombre des mises à jour de localisation auprès du noeud d’entrée du domaine. Dans cette approche, chaque fois que le noeud mobile se déplace vers un nouveau sous-réseau, sa nouvelle adresse temporaire peut être enregistrée auprès d’un noeud spécifique appelé “Master FA” au lieu du noeud LERG et ce, selon une comparaison des coûts. Ceci per-

met d'assurer une flexibilité et une adaptabilité optimale, en tenant compte des caractéristiques du réseau et de la mobilité des utilisateurs.

Tout au long de ce travail, des études de performances, basée sur des analyses théoriques et également sur des simulations (utilisant l'outil de simulation Network Simulator "NS-2") ont été réalisées afin d'évaluer l'efficacité de nos propositions. En outre, des modèles de mobilité basés sur des chaînes de Markov ont été développés en adoptant des configurations cellulaires à une dimension (1-D) et à deux dimensions (2-D). Le modèle 1-D appelé encore modèle linéaire est adapté pour des applications monodirectionnelles. Exemples incluant des routes, des tunnels ou encore des cas en périphérie de la couverture radio d'un réseau, etc. Le modèle 2-D par contre s'adapte pour les terminaux mobiles pouvant se déplacer aléatoirement dans plusieurs directions. Ce modèle concerne l'itinérance d'un utilisateur dans une ville par exemple. Toutefois, dans le modèle 2-D, nous avons été confrontés au phénomène de l'explosion combinatoire de l'espace d'états engendré rendant impossible la résolution des chaînes de Markov avec des techniques classiques. Nous avons donc proposé d'utiliser l'agrégation comme technique de réduction de l'espace d'état du système étudié. En effet, nous avons construit, lorsque cela est possible, des agrégats regroupant les symétries du modèle 2-D et les états ayant le même comportement stochastique. Les résultats de cette analyse ont été ensuite exploités pour évaluer les performances de nos propositions.

Dans cette optique, nous avons développé, pour chaque type de configuration cellulaire considérée, des modèles analytiques afin d'évaluer les divers critères de performances utilisés, à savoir, le coût d'utilisation des liens, le coût de signalisation lors des mises à jour de localisation ou encore le coût d'enregistrement, la latence d'un handover et le taux de perte des paquets. Ensuite, nous avons comparé nos propositions avec divers protocoles de base proposés dans la littérature incluant le Fast Mobile IP, MIP-RR, Mobile MPLS et H-MPLS. Les résultats de cette analyse nous ont révélé que les protocoles FC et MFC peuvent réduire jusqu'à 72% et 57% le coût de signalisation comparé au protocole MIP-RR pour le modèle linéaire et le modèle 2-D, respectivement. Cette réduction du coût est d'autant plus importante dans le cas où le noeud mobile change fréquemment de sous-réseau. Ceci implique que ces deux mécanismes conviennent mieux pour les noeuds mobiles à très haute mobilité. De plus, nous avons constaté en particulier que le protocole FC est très performant dans le cas du modèle linéaire. Cependant, dans le modèle cellulaire 2-D, c'est le protocole MFC qui affiche globalement le meilleur comportement puisqu'il permet non seulement de réduire le coût d'enregistrement mais aussi d'assurer un coût acceptable d'utilisation des liens. Ceci est lié au caractère adaptatif de notre proposition. En effet, le protocole MFC semble être un bon compromis entre le protocole MIP-RR qui permet d'offrir un coût optimal d'utilisation des liens

et le protocole FC qui permet d'assurer un coût minimal d'enregistrement. Les résultats ont montré également une nette amélioration du délai de handover et du taux de perte des paquets permettant par ailleurs de garantir une bonne qualité de service pour les applications temps réel.

Perspectives

Nos travaux débouchent sur de nombreuses perspectives. Différentes pistes sont exploitables.

Tout d'abord, d'un point de vue modélisation analytique et études de performances, il nous semble important d'étendre nos modèles analytiques pour le fonctionnement général du protocole MFC adaptatif. Il serait également intéressant d'implémenter nos mécanismes de mobilité proposés sur une plate-forme expérimentale et de tester leurs performances en rajoutant des mécanismes de sécurité afin d'identifier leurs limitations.

Ensuite, dans le contexte des réseaux à handovers verticaux (i.e., changement de technologie très rapide), nos propositions peuvent servir de point de départ à une étude des problèmes liés à la multiplicité des accès sans fil. Plus particulièrement, dans un handover vertical, il faut si possible garder la même qualité de service, la même sécurité et la même fiabilité pour permettre un mouvement sans interruption du service (par exemple d'un réseau sans fil à un réseau mobile). Ainsi, il serait intéressant d'étendre nos mécanismes pour supporter la mobilité verticale et la gestion d'interfaces multiples.

Enfin, notre travail sur la gestion des handovers dans les réseaux IP peut être étendu pour les réseaux IP optiques par l'introduction du plan de contrôle GMPLS (*Generalized MPLS*). En effet, dans les réseaux futurs de 4^{ème} génération le protocole réseau sera bien entendu l'IP avec vraisemblablement un plan contrôle MPLS et la commutation sera tout-optique. Dans cette perspective, le plan de contrôle MPLS a été étendu vers celui de GMPLS afin de supporter la commutation optique. Cette nouvelle architecture, basée essentiellement sur ce protocole, peut être facilement introduite dans le réseau d'accès optique tel que EPON (*Ethernet Passive Optical Network*). En particulier, les noeuds constituant ce type de réseau d'accès, OLT pour *Optical Line Termination* et ONU pour *Optical Network Units*, peuvent jouer le rôle des noeuds LERG et LER/FA respectivement. Ainsi les algorithmes et les protocoles développés dans le cadre de notre thèse peuvent être à priori appliqués pour gérer la mobilité dans ce type de réseau d'accès.

Liste des publications

Revues internationales

- R. Langar, S. Tohme, N. Bouabdallah, “Mobility Management Support and Performance Analysis for Wireless MPLS Networks”, the ACM/WILEY International Journal of Network Management, vol. 16, issue number 4, July-August 2006.

Conférences internationales avec actes et comité de lecture

- R. Langar, N. Bouabdallah, S. Tohme, “Handoff Management Schemes and Performance Analysis for IP/MPLS-Based Cellular Networks”, 17th IEEE International Symposium on Personal Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC), Helsinki, Finland, September 2006.
- R. Langar, N. Bouabdallah, S. Tohme, “A Mobility Tracking Model and Handoff Performance Analysis for Wireless MPLS Networks”, the IEEE International Conference on Communications (ICC), Istanbul, Turkey, June 2006.
- R. Langar, N. Bouabdallah, S. Tohme, “Handoff Support for Mobility in Future Wireless MPLS Networks: a Proposal and Analysis”, the IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC), Las Vegas, Nevada, USA, April 2006.
- R. Langar, S. Tohme, N. Bouabdallah, “An Approach for Mobility Modeling - Towards an Efficient Mobility Management Support in Future Wireless Networks”, the IEEE/IFIP Network Operations and Management Symposium (NOMS), Vancouver, Canada, April 2006.
- R. Langar, S. Tohme, N. Bouabdallah, G. Pujolle, “On the Analysis of Micro Mobile MPLS Access Networks: The Fast Handoff and the Forwarding Chain Mechanisms”, the IEEE Consumer Communications and Networking Conference (CCNC), Las Vegas, Nevada, USA, January 2006.

- R. Langar and S. Tohme, “Adaptive Micro-Mobility Management Scheme for Wireless MPLS Networks”, the IEEE Globecom 2005 Workshops, St Louis, Missouri, USA, November 2005.
- R. Langar, S. Tohme, N. Bouabdallah, G. Pujolle, “Performance Analysis of Micro Mobile MPLS for Future Wireless Networks”, 16th IEEE International Symposium on Personal Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC), Berlin, Germany, September 2005.
- R. Langar, S. Tohme, G. Le Grand, “Micro Mobile MPLS: A New Scheme for Micro-Mobility Management in 3G All-IP Networks”, 10th IEEE Symposium on Computers and Communications (ISCC), Cartagena, Spain, June 2005.
- R. Langar and S. Tohme, “Architecture for Mobility in Future Wireless Systems using Micro Mobile MPLS”, 12th IEEE International Conference on Telecommunications (ICT), Cape Town, South Africa, May 2005.
- R. Langar, G. Le Grand, S. Tohme, “Fast Handoff process in Micro Mobile MPLS protocol for Micro-Mobility Management in Next Generation Networks”, IEEE/IFIP WONS, St. Moritz, Switzerland, January 2005.
- R. Langar, G. Le Grand, S. Tohme, “Micro Mobile MPLS: A Solution for Micro-Mobility Management in Next Generation Networks”, 12th IEEE MASCOTS, Volendam, The Netherlands, October, 2004.

Bibliographie

- [1] G. Ahn and W. Chun, "Design and Implementation of MPLS Network Simulator (MNS) Supporting QoS", In Proceedings of the International Conference on Information Networking (ICOIN), Japan, Février 2001.
- [2] D. Allan, "Guidelines for MPLS Load Balancing", Internet Draft, draft-allan-mpls-loadbal-06.txt, Janvier 2005, work in progress.
- [3] L. Anderson, P. Doolan, N. Feldman, A. Fredette, and B. Thomas, "LDP Specification", Internet Engineering Task Force, RFC 3036. Janvier 2001.
- [4] R. Atkinson, "Security Architecture for the Internet Protocol", Internet Engineering Task Force, RFC 1825, Août 1995.
- [5] R. Atkinson, "IP Encapsulating Security Payload (ESP)", Internet Engineering Task Force, RFC 1827, Août 1995.
- [6] D. Awduche, L. Berger, T. Li, V. Srinivasan, and G. Swallow, "RSVP-TE: Extensions to RSVP for LSP Tunnels", Internet Engineering Task Force, RFC 3209, Décembre 2001.
- [7] S. Blake, D. Black, M. Carlson, E. Davies, Z. Wang, and W. Weiss, "An Architecture for Differentiated Services", Internet Engineering Task Force, RFC 2475, Décembre 1998.
- [8] R. Braden, L. Zhang, S. Berson, S. Herzog, and S. Jamin, "Resource ReSerVation Protocol (RSVP) - Version 1: Functional Specification", Internet Engineering Task Force, RFC 2205, Septembre 1997.
- [9] R. Braden, D. Clark, and S. Shenker, "Integrated Services in the Internet Architecture: an Overview", Internet Engineering Task Force, RFC 1633, Juin 1994.
- [10] B. Braden, D. Clark, J. Crowcroft, et al. "Recommendations on Queue Management and Congestion Avoidance in the Internet", Internet Engineering Task Force, RFC 2309, Avril 1998.
- [11] G. Brasche and B. Walke, "Concepts, Services and Protocols of the New GSM Phase 2+ General Packet Radio Service", IEEE Communications Magazine, vol. 35, no. 8, Août 1997.

- [12] A. Campbell, J. Gomez, S. Kim, Z. Turanyi, A. Valko and C-Y Wan, "Design, Implementation and Evaluation of Cellular IP", IEEE Personal Communications Magazine, Août 2000.
- [13] A. Campbell, J. Gomez, S. Kim, Z. Turanyi, C-Y Wan and A. Valko, "Comparison of IP Micro-Mobility Protocols", IEEE Wireless Communications Magazine, vol. 9, pp. 2-12, Février 2002.
- [14] J.P. Castro. "The UMTS Network and Radio Access Technology: Air Interface Techniques for Future Mobile Systems", John Wiley & Sons, Inc., 2001.
- [15] F.M. Chiussi, D.A. Khotimsky, and S. Krishnan, "A Network Architecture for MPLS-based Micro-Mobility", In Proceedings of the IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC), Orlando, USA, Avril 2002.
- [16] Columbia IP Micro-Mobility Software: <http://comet.columbia.edu/micromobility/>
- [17] A. Conta, S. Deering, "Generic Packet Tunneling in IPv6 Specification", Internet Engineering Task Force, RFC 2473, Décembre 1998.
- [18] X. Costa and H.Hartenstein "A Simulation Study on the performance of Mobile IPv6 in a WLAN-based cellular network", Computer Network, No.40, pp. 191-204, 2002.
- [19] S. Das, A. Misra, P. Agrawal, and S.K. Das, "TeleMIP: Telecommunications-enhanced Mobile IP architecture for fast intradomain mobility", IEEE Personal Communications Magazine, vol. 7, pp. 50-58, Août 2000.
- [20] Data Processing Open System Interconnection, Basic Reference Model, ISO IS 7498, 1984.
- [21] S. Deering and R. Hinden. "Internet Protocol, Version 6 (IPv6)", Internet Engineering Task Force Request For Comments (RFC) 1883, Décembre 1995.
- [22] S. Deering. "ICMP Router Discovery Messages", Internet Engineering Task Force, RFC 1256, Septembre 1991.
- [23] K. El Malki, "Low Latency Handoffs in Mobile IPv4", Internet Draft, draft-ietf-mobileip-lowlatency-handoffs-v4-11.txt, Octobre 2005, work in progress.
- [24] N.A. Fikouras, A.J. Konngen, and C. Gorg, "Accelerating Mobile IP Handoffs through Link-layer Information", In Proceedings of the International Multiconference on Measurement, Modeling, and Evaluation of Computer Communication Systems (MMB), Aachen, Germany, Septembre 2001.
- [25] S. Floyd, and V. Jacobson, "The Synchronization of Periodic Routing Messages", IEEE/ACM Transactions on Networking, vol. 2, N° 2, pp. 122-136, Avril 1994.
- [26] E. Gustafsson, A. Jonsson and C. Perkins, "Mobile IPv4 Regional Registration", Internet Draft, draft-ietf-mip4-reg-tunnel-01.txt, Novembre 2005, work in progress.

-
- [27] GSM Standards, http://www.mobilein.com/gsm_standards.htm
- [28] GSM World, <http://www.gsmworld.com/index1.html>
- [29] S. Hanks, T. Li, D. Farinacci, P. Traina, "Generic Routing Encapsulation (GRE)", Internet Engineering Task Force, RFC 1701, Octobre 1994.
- [30] S. Hanks, T. Li, D. Farinacci, P. Traina, "Generic Routing Encapsulation over IPv4 Networks", Internet Engineering Task Force, RFC 1702, Octobre 1994.
- [31] L.J. Harte, R. Jakikta, et al., "CDMA IS-95 for Cellular and PCS : Technology, Applications, and Resource Guide", McGraw-Hill, 2001.
- [32] C. Hedrick, "Routing Information Protocol", Internet Engineering Task Force, RFC 1058, Juin 1988.
- [33] J. Heinanen, F. Baker, W. Weiss, and J. Wroclawski, "Assured Forwarding PHB group", Internet Engineering Task Force, RFC 2597, Juin 1999.
- [34] J.F. Huber, D. Weiler, et al. "UMTS, the Mobile Multimedia Vision for IMT-2000 : A Focus on Standardization", IEEE Communications Magazine, Vol 38, pp 129-136, 2000.
- [35] ITU-T I.361 B-ISDN ATM Layer specification
- [36] ITU-T Q.2630.2. AAL type 2 signaling protocol - Capability set 2
- [37] ITU-T, Recommendation G.711, "Pulse Code Modulation (PCM) of voice frequencies", Novembre 1988.
- [38] ITU-T, Recommendation H.323, "Packet based multimedia communication systems", Février 1998.
- [39] ITU-T, Recommendation Y.1281, "Mobile IP services over MPLS", September 2003.
- [40] V. Jacobson, K. Nichols, and K. Poduri, "An Expedited Forwarding PHB group", Internet Engineering Task Force, RFC 2598, Juin 1999.
- [41] B. Jamoussi, L. Anderson, R. Callon, R. Dantu, et al. "Constraint-Based LSP Setup using LDP", Internet Engineering Task Force, RFC 3212, Janvier 2002.
- [42] J. Jee, R. Koodli, S. Park, J. Cha and H. Jang, "Mobile IPv4 Fast Handovers for 802.16e Networks", Internet Draft, draft-jee-mip4-fh80216e-01.txt, Octobre 2005, work in progress.
- [43] D. Jonhson, C. Perkins, and J. Arkko. "Mobility Support in IPv6", Internet Engineering Task Force Request For Comments (RFC) 3775, Juin 2004.
- [44] D. Katz, "IP Router Alert Option", Internet Engineering Task Force, RFC 2113, Février 1997.
- [45] D. Katz, K. Kompella, and D. Yeung, "Traffic Engineering (TE) Extensions to OSPF Version 2", Internet Engineering Task Force, RFC 3630, Septembre 2003.

- [46] J. Kempf, et al., "Problem Description: Reasons For Performing Context Transfers Between Nodes in an IP Access Network", Internet Engineering Task Force, RFC 3374, Septembre 2002.
- [47] H. Kim, K.D. Wong, W. Chen and W.C. Lau, "Mobility-Aware MPLS in IP-based Wireless Access Networks", In Proceedings of the IEEE Global Communications Conference, Globecom 2001.
- [48] R. Koodli and C. Perkins, "Fast Handovers and Context Transfers in Mobile Networks", ACM Computer Communication Review, Octobre 2001.
- [49] R. Koodli, Ed., "Fast Handovers for Mobile IPv6", Internet Engineering Task Force, RFC 4068, Juillet 2005.
- [50] X. Lagrange, P. Godelewski, and S. Tabbane, "Réseaux GSM : des principes à la norme, Cinquième édition", Hermes, 2000.
- [51] S. C. Lo, G. Lee, W. T. Chen and J. C. Liu, "Architecture for Mobility and QoS Support in All-IP Wireless Networks", IEEE Journal of Selected Areas on Communications, vol. 22, pp. 691-705, Mai 2004.
- [52] A. Mankin, K. Ramakrishnan, "Gateway Congestion Control Survey", Internet Engineering Task Force, RFC 1254, Août 1991.
- [53] The MathWorks, MATLAB, <http://www.mathworks.com/>
- [54] P. McCann and T. Hiller, "An Internet Infrastructure for Cellular CDMA Networks Using Mobile IP", IEEE Personal Communications, pp. 6-12, Août 2000.
- [55] P. McCann, "Mobile IPv6 Fast Handovers for 802.11 Networks", Internet Engineering Task Force, RFC 4260, Novembre 2005.
- [56] A. Misra, S. Das, A. Dutta, A. Mcauley, and S.K. Das, "IDMP-based fast handoffs and paging in IP-based 4G mobile networks", IEEE Communications Magazine, vol.40, Mars 2002.
- [57] Mobile Wireless Internet Forum, "IP in the RAN as a Transport Option in 3rd Generation Mobile Systems", Tech. rep. MTR-006, v. 2.0.0, Juin 2001.
- [58] J. Moy, "OSPF Version 2", Internet Engineering Task Force, RFC 2328, Avril 1998.
- [59] Network Simulator, ns-2, <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>
- [60] H. M. Nguyen, F. Li and Q. Xie, "Integration of Micro-Mobility with QoS in IP/MPLS-Based Radio Access Networks", In Proceedings of the IEEE 57th VTC-Spring 2003, Korea, Avril 2003.
- [61] K. Nichols, S. Blake, F. Baker, D. Black, "Definition of the Differentiated Services Field (DS Field) in the IPv4 and IPv6 Headers, Internet Engineering Task Force, RFC 2474, Décembre 1998.

-
- [62] K. Nichols, V. Jacobson, L. Zhang, "A two-bit Differentiated Services Architecture for the Internet", Internet Engineering Task Force, RFC 2638, Juillet 1999.
- [63] T. Noël, "Une architecture d'adressage et de routage logiques pour les mobiles", Thèse LSIIT, Université Louis Pasteur, 1998.
- [64] P. Pan, G. Swallow, and A. Atlas, "Fast Reroute Extensions to RSVP-TE for LSP Tunnels", Internet Engineering Task Force, RFC 4090, Mai 2005.
- [65] C. Perkins, "IP Encapsulation within IP", Internet Engineering Task Force, RFC 2003, Octobre 1996.
- [66] C. Perkins, "IP Mobility Support for IPv4", Internet Engineering Task Force Request For Comments (RFC) 3220, Janvier 2002.
- [67] C. Perkins, "Minimal Encapsulation within IP", Internet Engineering Task Force, RFC 2004, Octobre 1996.
- [68] L. Peters, I. Moerman, B. Dhoedt, and P. Demeester, "Micro-Mobility Support for Random Access Network Topologies", In Proceedings of the IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC), Atlanta, USA, Mars 2004.
- [69] D. C. Plummer, "An Ethernet Address Resolution Protocol", Internet Engineering Task Force, RFC 826, Novembre 1982.
- [70] J. Postel. "Transmission Control Protocol", Internet Engineering Task Force Request For Comments (RFC) 791, Septembre 1981.
- [71] J. Postel. "User Datagram Protocol", Internet Engineering Task Force, RFC 768, Août 1980.
- [72] J. Postel. "Transmission Control Protocol", Internet Engineering Task Force, RFC 793, Septembre 1981.
- [73] R. Ramjee, K. Varadhan, L. Salgarelli et al., "HAWAII: a Domain-based Approach for Supporting Mobility in Wide-area Wireless Networks", IEEE/ACM Transactions on Networking, vol. 10, pp. 396-410, Juin 2002.
- [74] Z. Ren, C. Tham, C. Foo, and C. Ko, "Integration of Mobile IP and Multi-Protocol Label Switching", In Proceedings of the IEEE International Conference on Communications (ICC), Finland, Juin 2001.
- [75] E. Rosen, A. Viswanathan, and R. Callon, "Multiprotocol Label Switching Architecture", Internet Engineering Task Force, RFC 3031, Janvier 2001.
- [76] G. Rubino and B. Sericola, "A finite characterization of weak lumpable Markov processes. Part II: the continuous time case", Stochastic Processes and their Applications, 45, 1993.
- [77] H. Schulzrinne, J. Rosenberg, et Al. "SIP : Session Initiation Protocol", Juillet 2001.

- [78] H. Soliman, C. Castelluccia, K. El Malki, and L. Bellier, "Hierarchical Mobile IPv6 Mobility Management (HMIPv6)", Internet Engineering Task Force, RFC 4140, Août 2005.
- [79] K. Sethom, H. Afifi, G. Pujolle, "Wireless MPLS: a new layer 2.5 micro-mobility scheme", In Proceedings of the ACM MobiWac 2004, Philadelphia, PA, USA, Octobre 2004.
- [80] S. Shenker and J. Wroclawski, "General Characterization Parameters for Integrated Service Network Elements", Internet Engineering Task Force, RFC 2215, Septembre 1997.
- [81] S. Shenker, C. Partridge, and R. Guerin, "Specification of Guaranteed Quality of Service", Internet Engineering Task Force, RFC 2212, Septembre 1997.
- [82] W. Stevens, "TCP Slow Start, Congestion Avoidance, Fast Retransmit, and Fast Recovery Algorithms", Internet Engineering Task Force, RFC 2001, Janvier 1997.
- [83] A. Talukdar, B. Badrinath, and A. Acrarya, "MRSVP: A resource reservation protocol for an integrated services network with mobile hosts", The Journal of Wireless Networks, vol. 7, no. 1, 2001.
- [84] D. Tappan, G. Fedorkow, Y. Rekhter, D. Farinacci, et al., "MPLS Label Stack Encoding", Internet Engineering Task Force, RFC 3032, Janvier 2001.
- [85] A. Terzis, J. Krawczyk, J. Wroclawski, and L. Zhang, "RSVP operation over IP Tunnels", Internet Engineering Task Force, RFC 2746, Janvier 2000.
- [86] S. Thomson and T. Narten., "IPv6 Stateless Address Autoconfiguration", Internet Engineering Task Force, RFC 2462, Décembre 1998.
- [87] 3GPP initiative, <http://www.3gpp.org>
- [88] 3GPP TS 23.002, "Network Architecture", rel. 5, v.5.6.0, Mars 2002.
- [89] 3GPP TR 23.922, "Architecture for an All-IP Network", rel. 4, Mars 2001.
- [90] 3GPP TS 25.401, "UTRAN Overall Description", rel. 5, v.5.2.0, Mars 2002.
- [91] UMTS forum, <http://www.umts-forum.org>
- [92] A. Valko., "Cellular IP: A New Approach to Internet Host Mobility", ACM SIGCOMM Computer Communication, 29, pp. 50-65, Janvier 1999.
- [93] V. Vassiliou, H. L. Owen, D. A. Barlow, J. Grimminger, H-P Huth, and J. Sokol, "M-MPLS: Micromobility-enabled Multiprotocol Label Switching", In Proceedings of the IEEE International Conference on Communications (ICC), Alaska, USA, Mai 2003.
- [94] J. Vriendt, P. Lainé, C. Lerouge, X. Xu, "Mobile Network Evolution : A Revolution on the Move", IEEE Communications Magazine, Avril 2002.
- [95] J. Wroclawski, "The Use of RSVP with IETF Integrated Services", Internet Engineering Task Force, RFC 2210, Septembre 1997.

-
- [96] J. Wroclawski, "Specification of the Controlled Load Quality of Service", Internet Engineering Task Force, RFC 2211, Septembre 1997.
 - [97] K. Xie, V. Wong and V. Leung, "Support of Micro-Mobility in MPLS-based Wireless Access Networks", In Proceedings of the IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC), Mars 2003.
 - [98] T. Yang, Y. Dong, Y. Zhang, and D. Makrakis, "Practical Approaches for Supporting Micro Mobility with MPLS", In Proceedings of the IEEE International Conference on Telecommunications (ICT), Beijing, China, Juin 2002.
 - [99] D. Zappala and J. Kann, "RSRR: A routing interface for RSVP", Internet Draft, draft-ietf-rsvp-routing-02.txt, Juillet 1998, work in progress.
 - [100] Y. Zeng, J. Mark, X. Shen, "Indirect RSVP for Virtual Cluster Cellular Mobile IP Networks", In Proceedings of the IFIP Networking 2000 conference, Paris, France, Mai 2000.