

UNIVERSITÉ DE MONTRÉAL

**MODÈLES ET ALGORITHMES POUR LA GESTION DE LA
LOCALISATION DANS LES RÉSEAUX À COMPOSANTES MOBILES
MULTISERVICES**

**Haidar Safa
DÉPARTEMENT DE GÉNIE ÉLECTRIQUE ET DE GÉNIE
INFORMATIQUE
ÉCOLE POLYTECHNIQUE DE MONTRÉAL**

**THÈSE PRÉSENTÉE EN VUE DE L'OBTENTION DU DIPLÔME DE
PHILOSOPHIAE DOCTOR
(GÉNIE ÉLECTRIQUE)
AVRIL 2001**

© Haidar Safa, 2001



**National Library
of Canada**

**Acquisitions and
Bibliographic Services**

**395 Wellington Street
Ottawa ON K1A 0N4
Canada**

**Bibliothèque nationale
du Canada**

**Acquisitions et
services bibliographiques**

**395, rue Wellington
Ottawa ON K1A 0N4
Canada**

Your file Votre référence

Our file Notre référence

The author has granted a non-exclusive licence allowing the National Library of Canada to reproduce, loan, distribute or sell copies of this thesis in microform, paper or electronic formats.

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

L'auteur a accordé une licence non exclusive permettant à la Bibliothèque nationale du Canada de reproduire, prêter, distribuer ou vendre des copies de cette thèse sous la forme de microfiche/film, de reproduction sur papier ou sur format électronique.

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

0-612-65549-0

Canada

UNIVERSITÉ DE MONTRÉAL

ÉCOLE POLYTECHNIQUE DE MONTRÉAL

Cette thèse intitulée :

MODÈLES ET ALGORITHMES POUR LA GESTION DE LA LOCALISATION
DANS LES RÉSEAUX À COMPOSANTES MOBILES MULTISERVICES

présentée par : Safa Haidar

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

Le jury d'examen est constitué de :

M. HACCOUN David, Ph.D., président

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

M. CONAN Jean, Ph.D., membre et codirecteur de recherche

M. BENJAMIN Smith, Ph.D., membre

M. KARMOUCH Ahmed, Ph.D., membre externe

M. PERRIER Michel, Ph. D., représentant du doyen

REMERCIEMENTS

Tout d'abord, je tiens à remercier mon directeur de recherche, monsieur Samuel Pierre, professeur au département de génie électrique et de génie informatique, pour la qualité de son encadrement, sa compréhension, ses suggestions, sa disponibilité, sa patience, son encouragement et son support moral et financier tout au long de cette thèse. Je tiens aussi à exprimer ma sincère gratitude à mon codirecteur de recherche, monsieur Jean Conan, professeur au département de génie électrique et de génie informatique pour sa disponibilité et la lecture méticuleuse de cette recherche. Je leur suis reconnaissant pour leurs nombreuses qualités scientifiques et humaines.

Je voudrais aussi remercier les professeurs Benjamin Smith, Paola Flocchini et Hoc Hai Hoang, membres du jury de mon examen de synthèse pour leurs précieux commentaires et suggestions. J'exprime aussi ma reconnaissance aux professeurs de l'École Polytechnique de Montréal pour la formation académique que j'ai reçue pendant mes années d'études.

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

Cette section serait sans aucun doute incomplète si je ne mentionnais pas les ingénieurs de *ADC Telecommunications* à Shelton, Connecticut, pour m'avoir accepté parmi eux au sein du département de R&D. Je leur suis reconnaissant pour leur soutien technique et moral pendant la dernière année de la réalisation de cette thèse.

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

RÉSUMÉ

La gestion de la mobilité dans les systèmes de communications personnels permet à un abonné de pouvoir bénéficier, n'importe où et n'importe quand, des services auxquels il a souscrit (en particulier celui de recevoir et d'émettre des appels) auprès de son réseau. Un des défis les plus importants dans la gestion de la mobilité demeure la gestion de la localisation, qui permet au système de connaître à tout moment la position actuelle de l'unité mobile. Les techniques de gestion de localisation consistent à diviser la zone de couverture du système en plusieurs zones géographiques appelées *zones de localisation*. Les unités mobiles sont libres de se déplacer entre les zones constituant l'espace de desserte du réseau. À chaque fois qu'une unité mobile entre dans une nouvelle zone de localisation, il doit rapporter au réseau son nouveau serveur de localisation, selon une procédure dite de *mise à jour de localisation*. Cette procédure exige l'accès à une base de données de réseau, appelée *HLR* (Home Location Register), dans laquelle les données de localisation de terminal sont stockées. Pour communiquer avec une unité mobile, la première chose à faire est de déterminer la position de cette unité, selon une procédure dite de *recherche de localisation*. Une des normes utilisées en Amérique du Nord pour gérer la mobilité et traiter les procédures de mise à jour et de recherche de localisation est EIA/TIA IS-41 (Electronics Industry Association/Telecommunications Industry Association Interim Standard 41). D'après cette norme, la procédure de recherche suit toujours un long chemin même si les deux terminaux mobiles qui veulent se communiquer sont dans la même zone de service. De plus, chaque fois qu'un appel se produit ou une unité mobile traverse la zone de localisation, une requête doit être envoyée au HLR, soit pour savoir la position actuelle d'une unité mobile demandée, soit pour mettre à jour les données de localisation de l'unité mobile qui entre dans une nouvelle zone. Ceci charge énormément le réseau en augmentant significativement le trafic.

Dans cette thèse, nous proposons un certain nombre de modèles et d'algorithmes pour mettre à jour les données de localisation des unités mobiles et pour localiser ces

unités en minimisant le coût de mise à jour et de localisation, tout en réduisant le nombre d'accès au répertoire de réseau, et par conséquent le trafic du réseau. Dans ce contexte, nous proposons le modèle de champ mémoire qui vise à réduire le coût de la procédure de mise à jour de données de localisation de l'unité mobile en diminuant le trafic et les messages de signalisation entre les diverses composantes de réseau, ainsi que le nombre d'accès à la base de données nominale HLR après chaque changement de zone de la part de l'unité mobile. L'étude de performance montre que le modèle de champ mémoire pourrait réduire de 80% le coût total de mise à jour par rapport au modèle IS-41, et le coût excédentaire qu'on paye pour localiser l'unité mobile est de 5%. Ces résultats ont aussi montré que la réduction obtenue sur le coût total des opérations de mise à jour et de recherche de localisation en utilisant le modèle de champ mémoire par rapport au modèle IS-41 varie de 25% à 68%. Par la suite, nous avons amélioré ce modèle en y intégrant une idée nouvelle qui consiste à utiliser une table de données de localisation pour desservir plusieurs zones de localisation, proposant ainsi un schéma global de gestion de localisation. Ce schéma a permis d'améliorer d'une manière significative l'efficacité de la procédure de recherche de localisation d'une unité mobile. Nous avons présenté tous les scénarios possibles pour chaque procédure de gestion de localisation et avons mené plusieurs simulations pour analyser leur comportement. Les résultats numériques montrent qu'une réduction significative de coût pourrait être la plupart du temps obtenue en utilisant le schéma global de gestion de localisation. Nous avons proposé aussi une architecture hybride pour améliorer la performance globale de la gestion de localisation. Dans cette architecture, nous avons combiné les deux architectures, centralisée et répartie, sur lesquelles les recherches récentes en gestion de localisation sont basées. Nous avons élaboré toutes les procédures possibles de mise à jour et de recherche de localisation et conçu un modèle analytique pour étudier leur performance. Les résultats obtenus favorisent l'utilisation de l'architecture hybride dans plusieurs situations.

ABSTRACT

In wireless personal communication systems, users carrying MUs must be able to move from one location to another while maintaining access capability to services regardless of their location. This problem is known in the literature as mobility management. One of the most important and challenging problems in mobility management is the location management which allows the network to keep location information on the MU's in order to find their location so that calls can be delivered to them. In most current networks, location management techniques consist of dividing the coverage area into many LAs (Location Areas) where a LA is a set of adjacent cells. MUs are free to roam between the LAs of the network. Location management implies location update (or location registration when a MU joins the network) and location search (for calls delivery). A location update procedure consists of updating the MU's location information in the network database HLR. It occurs when a MU moves from one LA to another. Location search procedure occurs when a MU is called. It amounts to identifying the MU's current LA before the connection can be established. In North America, IS-41 standard is used for location management. The location update procedure and the location search procedure are well specified by the IS-41. They both require network messages to be sent from a LA to the network database HLR every time the MU moves to a new LA or receives a call. Recent studies indicate that the overhead message traffic due to locating a mobile unit or updating its profile is significant.

In this thesis we propose new models to improve the efficiency of location management in mobile networks. We propose a built-in memory model for reducing the signaling and database access traffic due to users' mobility in wireless networks. This model requires a small built-in memory in the MU (Mobile Unit) that stores the same location data (MU's location area address) as in the HLR (Home Location Register). When the MU changes its LA (Location Area), it queries the LA whose address is stored in the MU built-in memory to create a pointer between that LA and the MU's current LA.

Hence, no location update operation is performed in the HLR. When the MU is called, its HLR is queried to determine its LA. If the MU no longer resides in that LA, then its current LA is reached by traversing a single pointer. Preliminary results show that the proposed model may result in significant reductions in location update costs and outperforms the IS-41 scheme whenever the higher level elements of the network constitute the performance bottleneck.

We propose also a global location management scheme for improving the basic location strategy proposed in the IS-41 standard. This scheme essentially consists of adding to the current network architecture a pointer table and a location data table. A pointer table is provided for each location area where it tracks the mobile units that have moved out of this location area. The location data table located on a LSTP node contains the data location of the mobile units frequently called from the location areas connected to this LSTP. These two tables contribute to reduce significantly the cost of both location update and call delivery procedures. Computation results indicate that the amount of reduction obtained depends on the value of the call to mobility ratio of the mobile units.

We propose also a new hybrid architecture to improve the performance of location management procedures. In this architecture we combine the centralized and the distributed architectures. We elaborate all the possible procedures for location update and location search and present an analytical model to study their performance. Computation results favor the use of the new hybrid architecture in many situations.

TABLE DES MATIÈRES

REMERCIEMENTS.....	iii
RÉSUMÉ.....	iv
ABSTRACT	vi
TABLE DES MATIÈRES	viii
LISTE DES FIGURES.....	xii
LISTE DES TABLEAUX	xv
SIGLES ET ABRÉVIATIONS	xvi

CHAPITRE I

INTRODUCTION.....	1
1.1 Définitions et concepts de base.....	1
1.2 Éléments de la problématique	4
1.3 Objectifs de recherche.....	6
1.4 Esquisse méthodologique et principales contributions de la thèse.....	7
1.5 Plan de la thèse.....	9

CHAPITRE II

GESTION DE MOBILITÉ ET DE LOCALISATION DANS LES SCP	11
2.1 Définitions et concepts de base.....	11
2.2 Gestion de la mobilité	13

2.2.1 Gestion de la mobilité radio	14
2.2.2 Gestion de la mobilité réseau	18
2.3 Normes et protocoles pour la gestion de localisation.....	22
2.3.1 Système de signalisation numéro 7 (SS7).....	22
2.3.2 Normes de gestion de localisation.....	24
2.3.3 La norme IS-41.....	26
2.4 Modèles classiques pour la gestion de localisation	30
2.4.1 Schéma de localisation de pointeurs de renvoi	30
2.4.2 Modèle basé sur une architecture de base de données hiérarchique et dynamique	32
2.4.3 Modèle d'antémémoire	35
2.4.4 Schéma de réplification de profils des usagers	38
2.4.5 Algorithme de TLA	39
2.4.6 Schéma de base de données entièrement répartie	40
2.4.7 Schéma de partitionnement	42
2.4.8 Base de données partiellement répartie.....	43
2.4.9 Schéma basé sur un système d'adressage VIP	44
2.4.10 Schéma basé sur la notion d'ensemble de travail.....	45
2.4.11 Schéma de gestion de localisation adaptable	46
2.4.12 Stratégie alternative pour la gestion de localisation.....	47

CHAPITRE III

MODÈLE DE CHAMP MÉMOIRE

3.1 Idée et concept de base.....	49
3.2 Comportement du modèle de champ mémoire.....	51

3.3 Description des algorithmes	52
3.4 Analyse de performance	57
3.5 Analyse comparative des modèles de champ mémoire et IS-41	68
3.6 Modèle de champ mémoire versus modèle des pointeurs de renvoi.....	71

CHAPITRE IV

SCHEMA GLOBAL DE GESTION DE LOCALISATION..... 76

4.1 Idée de base du schéma global de gestion de localisation.....	76
4.2 Procédures de mise à jour et de recherche de localisation	78
4.2.1 Procédure de mise à jour de localisation	78
4.2.2 Procédures de recherche de localisation.....	81
4.3 Analyse de performance	87
4.3.1 Modèle analytique	87
4.3.2 Simulations.....	97

CHAPITRE V

SCHEMA HYBRIDE POUR LA GESTION DE LOCALISATIONErreur! Signet non défini.

5.1 Architecture centralisée versus architecture répartie.....	108
5.2 Schéma hybride pour la gestion de localisation	111
5.2.1 Idée de base	111
5.2.2 Procédures de gestion de localisation.....	112
5.2.2.1 Procédure de mise à jour de localisation	113
5.2.2.2 Procédure de recherche de localisation	117

5.3 Analyse de performance du schéma hybride.....	123
5.4 Résultats numériques de simulation.....	129
5.5 Analyse de performance par rapport à CMR.....	134
CHAPITRE VI	
CONCLUSION.....	137
6.1 Synthèse des travaux	137
6.2 Limitations des travaux et indications de recherches futures.....	139
BIBLIOGRAPHIE.....	141

LISTE DES FIGURES

1.1 Stations de base et MSC.....	3
2.1 Concepts de communications personnelles et mobiles	12
2.2 Différents types de relève.....	16
2.3 Maintenance de qualité de liaison radio	17
2.4 Architecture générale d'un réseau mobile	20
2.5 Opérations de gestion de localisation.....	22
2.6 Système de signalisation numéro 7 (SS7).....	23
2.7 Mise à jour de localisation.....	25
2.8 Recherche de localisation.....	25
2.9 Procédure de mise à jour selon la norme IS-41	27
2.10 Procédure de recherche de localisation selon la norme IS-41	29
2.11 Modèle de pointeurs de renvoi	31
2.12 Architecture de base de données hiérarchique	32
2.13 Exemple de répartition de données de localisation	34
2.14 Procédure de recherche selon le modèle d'antémémoire	36
2.15 Illustration graphique du TLA.....	40
2.16 Architecture de mise à jour basée sur une base de données répartie.....	41
2.17 Schéma de partitionnement	43
2.18 Architecture de base de données répartie	44
2.19 Structure de HLR dans le schéma adaptable	46
3.1 Modèle de champ mémoire	52
3.2 Procédure de mise à jour selon le modèle de champ mémoire	53
3.3 Organigramme de la procédure de mise à jour.....	54

3.4 Exemple de mise à jour selon le modèle de champ mémoire	55
3.5 Procédure de recherche de localisation du modèle de champ mémoire.....	56
3.6 Recherche de localisation.....	57
3.7 Diagramme de temps.....	58
3.8 Coût total de mise à jour de localisation dans IS-41 versus champ mémoire	66
3.9 Réductions obtenues avec le modèle de champ mémoire sur les coûts totaux	67
3.10 Coûts des éléments de réseau	69
3.11 Procédure de mise à jour de localisation dans le modèle des pointeurs de renvoi....	73
3.12 Performance du modèle de champ mémoire et du modèle de pointeurs de renvoi par rapport au modèle IS-41	75
4.1 Architecture de réseau dans le modèle proposé	78
4.2 Procédure de mise à jour pour le mouvement intra-LSTP	79
4.3 Procédure de mise à jour pour le mouvement inter-LSTP	81
4.4 Procédure de recherche de localisation (Scénario 1).....	82
4.5 Procédure de recherche de localisation (Scénario 2).....	84
4.6 Procédure de recherche de localisation (Scénario 3).....	85
4.7 Procédure de recherche de localisation (Scénario 4).....	86
4.8 Algorithme d'estimation du coût de la procédure de mise à jour	89
4.9 Algorithme d'estimation du coût de la procédure de recherche de localisation	90
4.10 Coût relatif pour les éléments hauts de réseau	101
4.11 Coût relatif pour les éléments bas de réseau avec $p=0.8$ et $k= 4$	102
4.12 Coût relatif d'accès aux bases de données	104
4.13 Coût relatif de signalisation.....	106
4.14 Coût relatif quand un seul terme de coût domine.....	107
5.1 Architecture centralisée.....	109
5.2 Architecture répartie.....	110

5.3 Architecture hybride.....	112
5.4 Procédure de mise à jour pour les mouvements intra-HLR	114
5.5 Procédure de mise à jour pour les mouvements inter-HLR	118
5.6 Procédure de recherche de localisation selon le schéma hybride proposé	120
5.7 Procédure de recherche de localisation selon l'architecture proposée (suite).....	121
5.8 Procédure de recherche de localisation selon l'architecture proposée (suite).....	123
5.9 Arbre hiérarchique illustrant le réseau	124
5.10 Coût de la procédure de mise à jour dans les 3 schémas par rapport à p	131
5.11 Coût de la procédure de localisation dans les 3 schémas par rapport à q	132
5.12 Procédure de mise à jour de localisation	133
5.13 Procédure de recherche de localisation	134
5.14 $N_{Schéma}$ par rapport au CMR.....	136

LISTE DES TABLEAUX

4.1 Paramètres de coût des éléments hauts.....	99
4.2 Paramètres de coût des éléments bas.....	100
4.3 Paramètres de coûts d'accès aux bases de données.....	103
4.4 Paramètres de coût de signalisation.....	105

SIGLES ET ABRÉVIATIONS

AMPS	: Advanced Mobile Phone System
ATM	: Asynchronous Transfer Mode
BSC	: Base Station Controller
BTS	: Base Transceiver Station
CDMA	: Code-Division Multiple Access
CMR	: Call to Mobility Ratio
DR	: Directory Register
EIA	: Electronics Industry Association
GSM	: Global System for Mobile
GTT	: Global Title Translation
HLR	: Home Location Register
IP	: Internet Protocol
IS-41	: Interim Standard 41
ISDN	: Integrated Services Digital Network
LA	: Location Area
LAI	: Location Area Identifier
LAN	: Local Area Network
LSTP	: Local Signal Transfer Point
MAHO	: Mobile-Assisted Handoff
MCHO	: Mobile-Controlled Handoff
MFVR	: Most Frequently Visited Region
MIN	: Mobile Identification Number
MSC	: Mobile Switching Center
MSG	: Mobile Support Gateway
MU	: Mobile Unit
NCHO	: Network-Controlled Handoff
PSTN	: Public Switched Telephone Network

RSTP	: Regional Signal Transfer Point
SCP	: Service Control Point
SCP	: Système de Communications Personnelles
SS7	: Signaling System No. 7
SSP	: Switching Service Point
STP	: Signal Transfer Point
TDMA	: Time-Division Multiple Access
TIA	: Telecommunications Industry Association
TLDN	: Temporary Location Directory Number
TLA	: Two Location Algorithm
VIP	: Virtual Internet Protocol
VLR	: Visitor Location Register
WAN	: Wide Area Network
WWW	: World Wide Web

CHAPITRE I

INTRODUCTION

L'évolution rapide des systèmes cellulaires introduits dans les années 60, le mariage heureux des techniques issues de l'informatique et des télécommunications, le besoin d'effectuer des traitements à distance ont contribué à l'apparition de l'informatique mobile en général et des réseaux mobiles en particulier. Le concept de "réseau mobile" est tellement riche qu'il serait vain de vouloir tracer ses contours. Il constitue une révolution des technologies des télécommunications, en ce sens qu'il permet aux usagers de bénéficier, n'importe où et n'importe quand, d'un nombre élevé de services tels que le WWW, l'Internet, la vidéoconférence, etc. La demande continue de tels services a motivé la recherche visant à déployer les réseaux à haute vitesse et les nouvelles techniques supportant les communications radio telles que le IP Mobile (Mobile IP), le ATM mobile (Wireless ATM), etc. Peu importe l'architecture de réseau utilisée, un des défis de recherche les plus importants dans cette évolution technologique, et qui fait l'objet même de cette thèse, demeure la gestion de la mobilité en général, la mobilité des usagers et des terminaux en particulier. Dans ce chapitre, après avoir défini les concepts de base du domaine, nous aborderons l'infrastructure des réseaux mobiles en mettant l'accent sur ses composantes principales, présenterons quelques éléments de la problématique et défis de recherche qui motivent cette thèse, ainsi qu'un énoncé des objectifs visés et des principales contributions anticipées. Enfin, nous esquisserons le plan de la thèse.

1.1 Définitions et concepts de base

La structure des réseaux de communications mobiles est fondée sur l'architecture de système cellulaire elle-même basée sur la réutilisation des fréquences disponibles. En effet, le système cellulaire divise l'espace de desserte en petites cellules, puis réutilise,

pour autant que cela soit possible, les mêmes fréquences dans d'autres cellules éloignées. Chaque système cellulaire dispose d'un nombre précis de canaux répartis entre les cellules. Ces canaux permettent aux unités mobiles de communiquer entre elles ainsi qu'avec tous les abonnés du réseau téléphonique public PSTN (Public Switched Telephone Network). Pour éviter l'interférence, une distance significative doit exister entre les cellules qui utilisent les mêmes fréquences.

Chaque cellule est gérée par une station de base qui constitue l'interface entre les unités mobiles et le réseau. Les stations de base sont connectées aux centres de commutation mobile MSC (Mobile Switching Center) qui servent de porte d'entrée dans les réseaux téléphoniques publics et permettent aux unités mobiles de bénéficier de services similaires à ceux du réseau téléphonique terrestre. Le réseau pourrait contenir plusieurs MSCs. Chaque MSC regroupe un certain nombre de stations de base. Les connexions entre les stations de base et le MSC se font soit à travers des câbles coaxiaux, soit à travers des liaisons micro-ondes. Le MSC, à son tour, communique avec le PSTN grâce à des câbles coaxiaux ou de fibres optiques.

Afin de bien contrôler la couverture et d'améliorer la transmission, les cellules sont souvent divisées en secteurs, avec des antennes directionnelles opérant sur des fréquences différentes, ce qui sert à concentrer la couverture dans des directions spécifiques à l'intérieur d'une cellule. Chaque secteur est couvert par une antenne émetteur-récepteur appelée BTS (Base Transceiver Stations). Chaque station de base comprend un contrôleur de station de base BSC (Base Station Controller) dont la responsabilité est de surveiller les différents BTS constituant la cellule, comme l'illustre la Figure 1.1. Le BSC joue aussi un rôle important dans la gestion des ressources radio, de la mobilité et de la localisation.

Brièvement, une relève (handoff) se produit chaque fois qu'une unité mobile, qui a un appel en cours, se déplace d'un secteur à un autre ou d'une cellule à une autre. Dans ce cas, le contrôle de l'unité mobile est passé d'une antenne à une autre ou d'une station de base à une autre. La gestion de localisation emploie plusieurs bases de données pour permettre au réseau de déterminer la position exacte de chaque unité mobile.

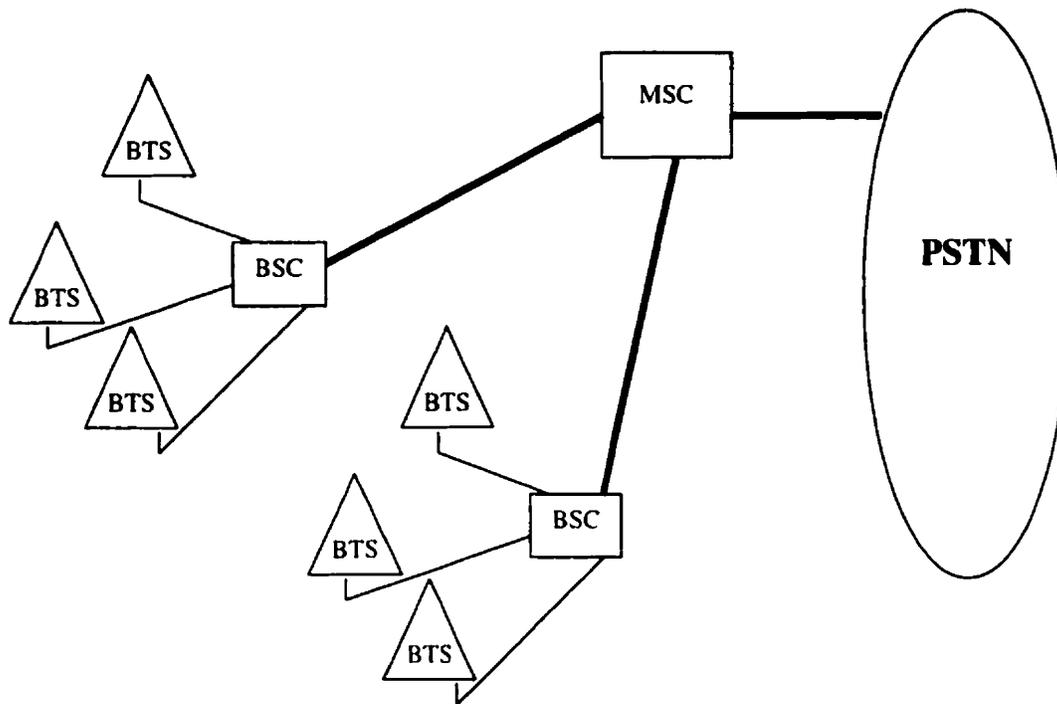


Figure 1.1 Stations de base et MSC

Le système de communications personnelles (SCP) est un nom générique donné aux systèmes qui ont des capacités beaucoup plus grandes que celles des systèmes cellulaires originels. Un réseau de communications personnelles intègre plusieurs systèmes parfois hétérogènes afin de fournir aux utilisateurs une connectivité leur permettant d'utiliser des services similaires à ceux offerts par les réseaux d'ordinateurs traditionnels. Le SCP est similaire au système cellulaire du point de vue de la mobilité de l'utilisateur. Cependant, la différence entre eux réside dans les applications et les spectres disponibles de chaque système. L'architecture générale d'un système de communications personnelles contient en général les composantes suivantes:

- l'architecture du système cellulaire ;
- l'architecture des réseaux locaux non câblés (Wireless LAN) ;

- l'architecture des réseaux ATM non câblés (Wireless ATM) ;
- l'architecture des réseaux de communication traditionnels (LAN, MAN, WAN, ATM, ISDN, etc.) ;
- l'architecture de réseau commuté de téléphone publique (PSTN) ;
- d'autres architectures orientées vers des services spécialisés qui supportent la radiodiffusion de données (data broadcasting) sur une infrastructure non câblée afin de joindre les utilisateurs ayant des terminaux spéciaux (pagette, utilisation d'un appareil téléphonique cellulaire afin d'envoyer et de recevoir des messages électroniques).

1.2 Éléments de la problématique

Dans un réseau traditionnel fixe, le numéro de composition d'un terminal est le même que le numéro de routage qui correspond au point d'accès au réseau rendant le terminal accessible. Cependant, il en est tout autre dans un réseau mobile. En effet, le point le plus remarquable dans les réseaux mobiles est la mobilité des usagers et des terminaux. Cette mobilité change continuellement le point d'accès des unités mobiles au réseau. Les schémas de gestion de localisation consistent à traduire, durant la phase d'établissement d'un appel, le numéro de terminal mobile en un numéro de routage dans le but de déterminer, pour chaque unité mobile, sa position actuelle ou son point courant d'accès au réseau, i.e. la station de base de la cellule dans laquelle l'unité mobile se déplace et le MSC qui dessert cette station de base. Toute communication impliquant l'unité mobile doit passer par le MSC qui gère la station de base de sa cellule courant.

Nous distinguons donc deux niveaux de gestion de la mobilité (Tabbane, 1997) : gestion de la *mobilité radio* et gestion de la *mobilité réseau*. La gestion de la mobilité radio, qui est souvent appelé *handover* ou *relève* ou *transfert automatique intercellulaire*, permet à un abonné de changer de cellule tout en maintenant sa communication avec le réseau. La gestion de la mobilité réseau permet à un abonné de pouvoir bénéficier, n'importe où et n'importe quand, des services auxquels il a souscrit (et en particulier celui de recevoir et d'émettre des appels) auprès de son réseau fournisseur (Tabbane, 1997; Lin

et Hwang, 1996). Ces deux mécanismes constituent les deux principales fonctionnalités pendant longtemps réservées aux *systèmes mobiles*. Ils sont les toutes premières causes de la complexité de ces systèmes.

Un des défis les plus importants dans la gestion de la mobilité *réseau* demeure la gestion de localisation (Rose et Yates, 1996), qui permet au système de connaître à tout moment la position courante de l'unité mobile. Dans cette thèse, nous nous intéressons essentiellement aux techniques de gestion de localisation. Ces techniques consistent à diviser la zone de couverture du système en plusieurs zones géographiques appelées *zones de localisation*. Chaque zone de localisation est composée d'une ou de plusieurs cellules et desservie par un serveur appelé *serveur de localisation*. Le serveur de localisation est responsable de toutes les unités mobiles qui se déplacent dans son espace de couverture. Il est composé de deux entités principales, un centre de routage MSC (Mobile Switching Center) et une base de données visiteur VLR (Visitor Location Register). Dans ce contexte, le MSC est responsable d'acheminer les données et les requêtes destinées aux ou envoyées par les unités mobiles qui se déplacent dans la zone. Le VLR garde normalement les profils de toutes les unités mobiles de cette zone. Dans la plupart des technologies dominantes telles que AMPS, TDMA, CDMA, GSM, un VLR est associé à un MSC.

Les unités mobiles sont libres de se déplacer dans l'espace de desserte du réseau. À chaque fois qu'une unité mobile traverse la frontière d'une cellule, son point d'accès au réseau sera la station de base de la nouvelle cellule dans laquelle il entre. À chaque fois qu'une unité mobile entre dans une nouvelle zone de localisation, il doit rapporter au réseau son nouveau serveur de localisation, selon une procédure dite de *mise à jour de localisation*. Cette procédure exige l'accès à une base de données de réseau, appelée *HLR* (Home Location Register), dans laquelle les données de localisation du terminal sont stockées. Pour communiquer avec une unité mobile *M*, la première chose à faire est de déterminer la position de cette unité. Une fois la position de *M* déterminée, l'information est acheminée, à travers un réseau câblé fixe, à la station de base de la cellule dans

laquelle M se déplace. Puis, cette station de base relaye l'information à la destination M sur un canal radio.

Deux normes internationales sont utilisées pour gérer la mobilité et traiter les procédures de mise à jour et de recherche de localisation. Ces normes sont : EIA/TIA IS-41 (Electronics Industry Association/Telecommunications Industry Association Interim Standard 41) en Amérique du Nord et GSM (Global System for Mobile) en Europe. D'après ces normes, la procédure de recherche suit toujours un long chemin, même si les deux terminaux mobiles qui veulent se communiquer sont dans la même zone d'enregistrement. De plus, chaque fois qu'un appel se produit ou une unité mobile traverse la zone de localisation, une requête doit être envoyée au HLR, soit pour savoir la position courante d'une unité mobile demandée, soit pour mettre à jour les données de localisation de l'unité mobile qui entre dans une nouvelle zone. Ceci charge énormément le réseau en augmentant significativement le trafic. La réduction du trafic du réseau et l'augmentation de l'efficacité des modèles de gestion de la localisation constituent des défis importants de recherche. Plusieurs modèles ont été proposés dans la littérature pour améliorer la gestion de la mobilité. Dans le chapitre 2, nous allons présenter sommairement les fondements de certains d'entre eux qui visent à améliorer les schémas de localisation proposés dans la norme IS-41.

1.3 Objectifs de recherche

L'objectif principal de cette thèse est de concevoir un certain nombre de modèles et d'algorithmes pour améliorer les procédures de gestion de la mobilité, généralement basée sur la norme IS-41, en prenant en compte les caractéristiques spécifiques du trafic dans les réseaux mobiles.

Plus spécifiquement, nous visons les objectifs suivants :

1. proposer des modèles et des algorithmes pour mettre à jour les données de localisation des unités mobiles en réduisant le nombre d'accès au répertoire de réseau ;

2. proposer des modèles et des algorithmes pour localiser les unités mobiles, en minimisant le coût de localisation, tout en réduisant le nombre d'accès au répertoire de réseau, et par conséquent le trafic du réseau.

1.4 Esquisse méthodologique et principales contributions de la thèse

Pour réaliser les objectifs mentionnés ci haut, nous allons, dans un premier temps, analyser les modèles et les algorithmes existants qui étaient proposés pour améliorer la procédure de mise à jour dans le schéma IS-41, particulièrement sous l'angle de leur efficacité et de leur performance. Ces analyses nous permettront de mettre en évidence la faiblesse de chaque modèle et algorithme. En partant de ce point, nous développerons des algorithmes de résolution plus complets et plus efficaces.

Nos principales contributions sont au nombre de trois : un modèle de champ mémoire, un schéma global de gestion de localisation, une architecture hybride pour la gestion de localisation. Elles pourraient être résumées comme suit :

- **Modèle de champ mémoire** : C'est un nouveau modèle que nous avons présenté après avoir analysé la procédure de mise à jour de localisation dans le modèle IS-41 et quelques modèles proposés pour améliorer cette procédure, dont le modèle de pointeurs de renvoi présenté au chapitre 2. Il vise à réduire le coût de la procédure de mise à jour de données de localisation de l'unité mobile en diminuant le trafic et les messages de signalisation entre les diverses composantes de réseau ainsi que le nombre d'accès à la base de données nominale HLR après chaque changement de zone de la part de l'unité mobile. Nous avons aussi étudié la performance de ce modèle par rapport au modèle IS-41 et le modèle de pointeurs de renvoi en conduisant plusieurs simulations.
- **Schéma global de gestion de localisation** : C'est un nouveau schéma global de gestion de localisation qui développe le modèle de champ mémoire pour qu'il réduise les coûts des deux procédures: la procédure de mise à jour de

localisation et la procédure de recherche de localisation. Nous sommes partis du constat qu'un algorithme efficace de mise à jour des données de localisation pourrait augmenter le coût de la procédure de localisation et vice versa. Puisque le modèle de champ mémoire ne réduit que le coût de la procédure de mise à jour, nous avons amélioré ce modèle en y intégrant une nouvelle idée pour réduire les coûts des opérations de mise à jour et de recherche de localisation dans les réseaux mobiles. Cette idée consiste à utiliser une table de données de localisation pour desservir plusieurs zones de localisation, ce qui a permis d'améliorer d'une manière significative l'efficacité de la procédure de localisation d'une unité mobile. Dans ce contexte, nous avons présenté tous les scénarios possibles pour chaque procédure de gestion de localisation. Ensuite, nous avons conçu un modèle analytique pour étudier la performance de ce schéma global. Plusieurs simulations sont conçues pour analyser le comportement du nouveau schéma.

- **Architecture hybride pour la gestion de localisation :** C'est une nouvelle architecture que nous avons proposée pour améliorer la performance globale de la gestion de localisation. Elle combine à un certain degré les deux architectures, centralisée et répartie, sur lesquelles les recherches récentes en gestion de localisation sont basées. Dans l'architecture centralisée telle que la norme IS-41 présentée au chapitre 2, les données de localisation de toutes les unités mobiles sont conservées dans une base de données nominale HLR. Cette base de données est accédée souvent pour mettre à jour ou localiser la zone courante de l'unité mobile. L'architecture répartie, présentée au chapitre 2, a été présentée pour remplacer l'architecture centralisée. Elle consiste à installer une base de données sur chaque noeud du réseau. Quand l'unité mobile change sa zone de localisation, toutes les bases de données sur le chemin reliant l'ancienne à la nouvelle zone sont mises à jour. Dans l'architecture répartie, quand un appel est initié pour une unité mobile, le

réseau localise l'unité appelée en suivant ses entrées dans les bases de données d'une façon hiérarchique. Après avoir analysé les avantages et les inconvénients de ces deux architectures, nous avons proposé notre architecture hybride qui élimine la plupart de ces inconvénients. Nous avons aussi présenté un modèle analytique pour comparer la performance de l'architecture hybride avec celle des architectures centralisées et réparties.

1.5 Plan de la thèse

Cette thèse est organisée de la manière suivante. Le chapitre 2 présente la mobilité et les aspects essentiels qui la caractérisent, ainsi que l'architecture générale des réseaux à composantes mobiles ; il examine aussi les fonctionnalités et entités nécessaires à la gestion de localisation des unités mobiles, aborde par la suite les protocoles qui gèrent la gestion de localisation ainsi que les méthodes proposées pour améliorer ces protocoles, en énonce enfin quelques problèmes et défis de recherche reliés à la gestion de la localisation.

Le chapitre 3 introduit un nouveau modèle de gestion de localisation, appelé modèle de champ mémoire. Il présente l'idée de base et les algorithmes de ce modèle, étudie sa performance par rapport au modèle IS-41 et au modèle de pointeurs de renvoi (un des modèles présentés dans le chapitre 2) en conduisant plusieurs simulations.

Au chapitre 4, nous proposons un nouveau schéma global de gestion de localisation qui développe le modèle de champ mémoire. Nous présentons les concepts de base de ce schéma global et les scénarios possibles pour chaque procédure de gestion de localisation. Nous introduisons aussi un modèle analytique pour étudier la performance de ce schéma et menons plusieurs simulations pour analyser ses comportements.

Le chapitre 5 présente une nouvelle architecture hybride pour la gestion de localisation et étudie sa performance par rapport à l'architecture centralisée de la norme IS-41 et l'architecture entièrement répartie présentée au chapitre 2. En guise de

conclusion, le chapitre 6 résume les principaux résultats obtenus, fait état des limitations des travaux, pour finir avec une indication de recherches futures.

CHAPITRE II

GESTION DE MOBILITE ET DE LOCALISATION DANS LES SCP

L'avantage essentiel que présentent les systèmes de communications personnelles par rapport aux réseaux fixes est la *mobilité* des unités (Markoulidakis *et al.*, 1997). Le service de mobilité regroupe plusieurs fonctions permettant aux usagers, d'une part de disposer de services de télécommunications (en émission et en réception) sur une zone d'étendue plus ou moins importante, et d'autre part de pouvoir poursuivre une communication tout en se déplaçant (Paynda, 2000). Dans ce chapitre, nous présentons brièvement dans un premier temps la mobilité et les aspects essentiels qui la caractérisent, ainsi que l'architecture générale de réseaux à composantes mobiles. Dans un deuxième temps, nous examinerons les fonctionnalités et entités nécessaires à la gestion de localisation des unités mobiles. Nous aborderons par la suite les protocoles de gestion de localisation ainsi que les méthodes proposées pour améliorer ces protocoles. Cela nous amènera finalement à énoncer quelques problèmes et défis de recherche reliés à ces aspects.

2.1 Définitions et concepts de base

Dans les systèmes de communications mobiles, les unités mobiles sont libres de se déplacer à un niveau local, régional, national voire international, tout en recevant et initiant des appels. Dans ce contexte, nous distinguons trois concepts permettant de fournir ce genre de communications personnelles et mobiles: la mobilité des unités, la mobilité personnelle, et la portabilité des services, comme l'illustre la Figure 2.1.

La mobilité des unités est associée à l'accès radio. En effet, l'abonné doit porter avec lui une unité mobile et doit se trouver dans l'espace de couverture du réseau. Le réseau, à son tour, est caractérisé par son aptitude à localiser et identifier une unité mobile quand celle-ci se déplace, et à permettre à cette unité d'accéder aux services de télécommunications à partir de n'importe quelle localisation. La relation entre le réseau et

l'unité mobile est dynamique, tandis que la relation entre l'utilisateur et l'unité mobile est statique. En d'autres termes, la communication s'établit toujours entre le réseau et l'unité mobile, alors que la facturation et la livraison des appels par exemple sont basées sur l'identité ou le numéro de l'unité mobile.

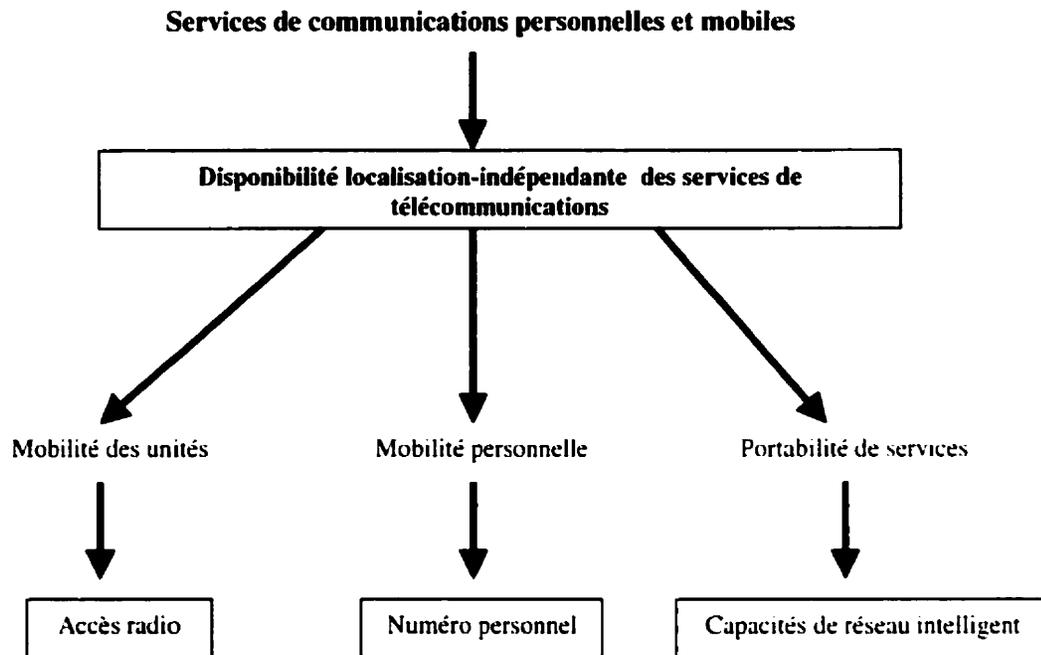


Figure 2.1 Concepts de communications personnelles et mobiles

La mobilité personnelle dépend de l'association dynamique entre l'unité mobile et l'utilisateur. La livraison d'appel et la facturation sont basées sur le numéro assigné à un utilisateur. La mobilité personnelle implique alors l'identification des utilisateurs auxquels elle permet non seulement de recevoir et d'initier des appels, mais aussi d'accéder aux services de télécommunications en utilisant n'importe quelle unité mobile (Zaid, 1994).

La portabilité des services se réfère à la capacité du réseau de fournir les services souscrits à l'unité mobile ou à la localisation désignée par l'utilisateur (Pandya, 2000). Les services que l'utilisateur peut invoquer dépendent de la capacité de l'unité mobile disponible

et du réseau desservant celle-ci. La portabilité des services est accomplie en utilisant les concepts de réseau intelligent par lequel le profil de services d'utilisateur peut être maintenu dans une base de données convenable, à laquelle l'utilisateur peut accéder, qu'il peut interroger et mettre à jour pour gérer et contrôler les services souscrits.

2.2 Gestion de la mobilité

Le concept de mobilité soulève plusieurs questions et problèmes. En effet, comment peut-on adresser et localiser les unités mobiles ? Comment peut-on retracer les mouvements de ces unités ? Comment les unités mobiles peuvent-elles se déplacer entre les cellules en maintenant la communication avec le réseau ? Chacune de ces questions pourrait aussi soulever plusieurs sous-questions. Pour une bonne compréhension de la mobilité, nous présenterons dans cette section les points essentiels qui répondent à ces questions. Dans ce contexte, nous distinguerons deux niveaux de gestion de la mobilité: la *gestion de la mobilité radio* et la *gestion de la mobilité réseau* (Tabbane, 1997). La gestion de la mobilité radio permet à une unité mobile de changer de cellule tout en maintenant sa communication avec le réseau (Noerpel et Lin, 1997; Katezela et Naghshineh, 1996); elle permet aussi de localiser la cellule actuelle de l'unité mobile pour lui livrer un appel selon une opération dite de *radiorecherche*. La gestion de la mobilité réseau permet à un abonné de pouvoir bénéficier, n'importe où et n'importe quand, des services auxquels il a souscrit (et en particulier celui de recevoir et d'émettre des appels) auprès de son réseau fournisseur (Tabbane, 1997; Lin et Hwang, 1996). Ces deux mécanismes constituent les deux principales fonctionnalités pendant longtemps réservées aux *systèmes de communications mobiles*. Ils sont les toutes premières causes de la complexité de ces systèmes.

2.2.1 Gestion de la mobilité radio

La gestion de la mobilité radio est composée de deux processus : le processus de radiorecherche (paging process) dont le but est de déterminer la cellule exacte de l'unité mobile, et le processus de relève (handoff) qui gère le déplacement de l'unité mobile ayant un appel en cours entre les cellules. Dans cette section, nous abordons les principes de base de chacun de ces processus.

Radiorecherche

La procédure de radiorecherche consiste à identifier la cellule actuelle d'une unité mobile afin d'établir une communication. La recherche d'une unité mobile appelée sur toute la couverture du réseau sans suivi préalable de l'unité mobile nécessite l'émission d'un message de recherche à travers un canal radio dans chaque cellule (paging message). Cette méthode peut être utilisée dans le cas de réseaux à faible couverture. En effet, l'utilisation de cette méthode dans les réseaux à couverture et densité importantes peut être catastrophique puisque le volume de signalisation engendrée par tous les appels vers les unités mobiles entraînerait inévitablement une congestion immédiate de tous les équipements. Les ressources de réseau, surtout les canaux radio, doivent être utilisées d'une façon optimale pour qu'elles desservent le plus grand nombre possible d'utilisateurs et ainsi augmentent les profits nets générés par l'exploitation des équipements (Gavish et Sridhar, 1995). Pour optimiser l'utilisation des ressources, une stratégie qui maintient le réseau informé des mouvements des utilisateurs, était adoptée par la plupart des réseaux mobiles de deuxième et troisième générations. Cette stratégie consiste à regrouper plusieurs cellules du réseau dans ce qu'on appelle une zone de localisation. Chaque zone de localisation est contrôlée par un serveur de *zone de localisation*. Le réseau doit connaître à chaque instant la zone dans laquelle se situe chaque unité mobile. Dans le cas d'un appel destiné à une unité mobile, le réseau radiorecherche seulement les cellules dans la dernière zone visitée (Rose et Yates, 1996). L'optimalité de la procédure de radiorecherche dépend des méthodes de planification de zones ainsi que des critères

utilisés pour affecter des cellules aux zones de localisation. Plusieurs méthodes ont été proposées pour optimiser la procédure de radiorecherche dans une zone de localisation et par conséquent optimiser l'utilisation des ressources radio (Houéto et Pierre, 2000 ; Beaubrun et Pierre, 1999).

Procédure de relève (handoff)

La procédure de relève ou *transfert automatique de contrôle* se produit quand une unité mobile active et ayant un appel en cours change de cellule ou de BTS (émetteur-récepteur) à l'intérieur d'une cellule. Cela exige le changement du site cellulaire de l'unité mobile et par conséquent l'attribution d'un nouveau canal à l'appel. Cette procédure doit assurer la continuité de l'appel ou tout type de lien entre le mobile et le réseau en maintenant une qualité de communication acceptable tout en minimisant le niveau global d'interférences.

Les réseaux mobiles peuvent traiter différents types de relève : *relève intra-cellulaire*, *relève inter-cellulaire*, *relève inter-zone*. Ces types sont illustrés à la Figure 2.2. La relève intra-cellulaire ne concerne que la station de base de la cellule. Il peut se produire quand l'unité mobile se déplace d'un BTS (émetteur-récepteur) à une autre dans la même cellule. La relève inter-cellulaire peut se produire quand l'unité mobile se déplace d'une cellule à une autre appartenant à la même zone de localisation. Ce genre de relève est contrôlé par le serveur de zone. La relève inter-zone peut se produire quand l'ancienne et la nouvelle cellule appartiennent à deux zones différentes. Les serveurs de localisation de chacune de ces zones s'impliquent dans ce type de relève.

La procédure de relève peut être résumée comme suit: pendant la communication, le canal radio est mesuré et évalué périodiquement, comme l'illustre la Figure 2.3 (Noerpel et Lin, 1997). La détection d'une situation anormale déclenche une alarme de la station de base vers le commutateur du service mobile (ou du BTS vers la station de base dans le cas de relève intra-cellulaire). À la réception de cette alarme, le commutateur (ou la station de base) identifie une nouvelle cellule (ou un nouveau canal radio). S'il en

trouve, alors il déclenche une relève, sinon la communication continue sur le même canal et des relèves sont périodiquement tentées. Après une relève réussie, l'ancien canal est libéré. Cette procédure est utilisée dans les réseaux mobiles de types AMPS, DAMPS ou GSM qui se basent sur les méthodes d'accès FDMA et TDMA. Les réseaux CDMA introduisent une nouvelle sorte de relève appelée *soft handoff* (Wong, 1997) qui permet à l'unité mobile de maintenir simultanément et pour une période transitoire des liaisons radios avec plusieurs stations de base.

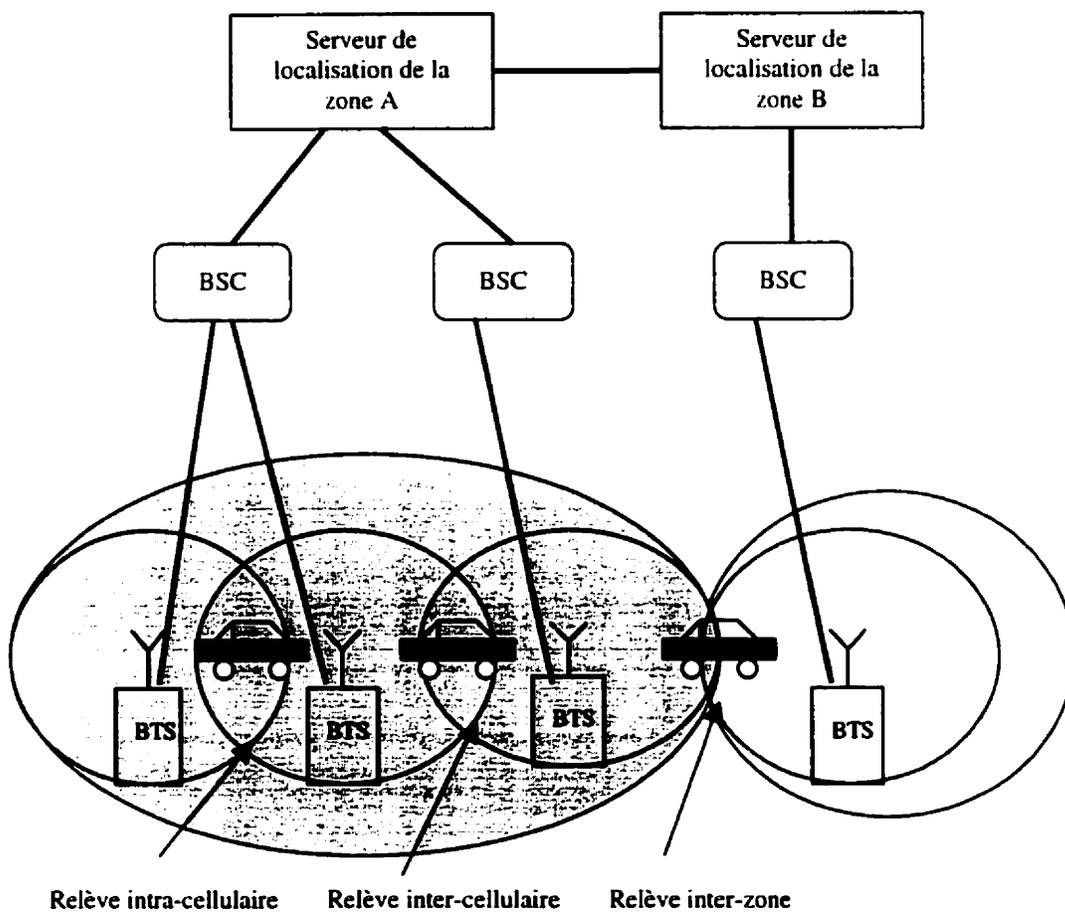


Figure 2.2 Différents types de relève

Il existe trois stratégies de détection de relève dans les systèmes de communications personnelles. La première est la *relève contrôlée par l'unité mobile* (MCHO pour Mobile-Controlled Handoff) selon laquelle l'unité mobile mesure continuellement la puissance des signaux reçus de plusieurs stations de base. Dans cette stratégie, l'unité mobile sélectionne la station de base candidate et déclenche la procédure de relève. La deuxième stratégie est la *relève contrôlée par le réseau* (NCHO pour Network-Controlled Handoff) selon laquelle le réseau sélectionne la station de base candidate et déclenche la procédure de relève. La troisième stratégie est la *relève assistée par l'unité mobile* (MAHO pour Mobile-assisted Handoff) selon laquelle l'unité mobile mesure la puissance des signaux reçus de plusieurs stations de base et rapporte les résultats au réseau qui, à son tour, sélectionne la station de base candidate et déclenche la procédure de relève.

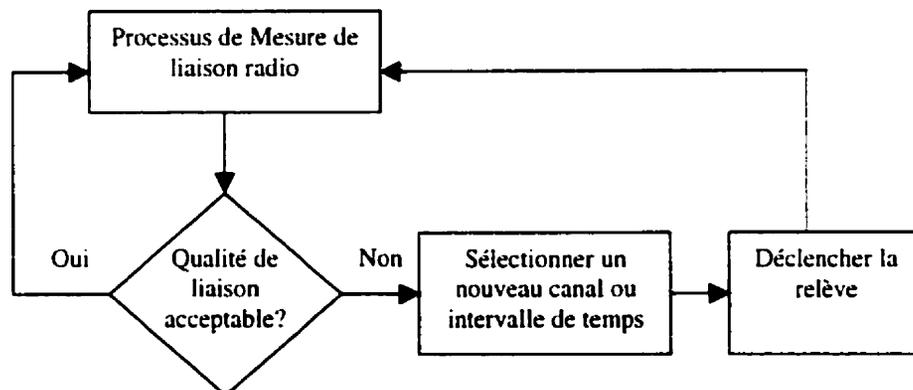


Figure 2.3 Maintenance de qualité de liaison radio

Le mécanisme de relève est utilisé aussi pour réaliser d'autres fonctions principales permettant d'équilibrer la charge de trafic entre cellules, de maintenir une qualité de service acceptable pour l'utilisateur en cas d'arrivée d'interférences, d'optimiser l'utilisation des ressources radios, etc. La performance de cette procédure joue un rôle particulièrement important dans la qualité de service offerte à l'abonné.

2.2.2 Gestion de la mobilité réseau

La gestion de mobilité *réseau* est composée de deux processus : la *sélection/resélection de cellules* et la *gestion de localisation*. Le premier processus permet au mobile de recevoir les informations de la part du réseau et de se caler sur une cellule particulière, qui sera considérée comme la cellule d'accès en cas de nécessité d'établissement d'un lien radio entre le mobile et le réseau. Le deuxième processus permet au système de connaître à tout moment la position actuelle du mobile.

L'objectif de la sélection/resélection de cellules est de permettre à l'unité mobile de choisir une cellule particulière dans la zone de localisation pour pouvoir :

- enregistrer les informations diffusées par le réseau aux mobiles,
- se connecter au réseau dans le cas où une communication devrait être établie,
- signaler ses mouvements au réseau.

Cette procédure se produit lorsqu'une unité mobile active n'ayant pas un appel en cours franchit la frontière d'une cellule. Les paramètres les plus couramment utilisés pour la sélection/resélection de cellules sont : le niveau du signal reçu par le canal de diffusion sur lequel le système émet les informations à destination de toutes les unités mobiles, et l'état de la cellule parce que certaines cellules peuvent être interdites à l'accès pour différentes raisons.

La connaissance de la localisation de chaque unité mobile est l'une des caractéristiques les plus spécifiques des réseaux à composantes mobiles (Mohan et Jain, 1994). Contrairement aux réseaux fixes où un numéro correspond à une adresse physique fixe, le numéro d'une unité mobile devient, du point de vue du réseau, une adresse logique, non plus fixe (Garg *et al.*, 1997). Les conséquences principales de la mobilité sont, d'une part, la nécessité pour le système de connaître en permanence la localisation de chaque unité mobile, et d'autre part, la nécessité pour l'unité mobile de rester active (en état de veille) de façon à signaler ses mouvements au système. La gestion de localisation entraîne un trafic de signalisation important dans les réseaux, alors que dans les réseaux

fixes, une unité inactive (qui n'est pas en communication) n'engendre aucun trafic sur le réseau.

Dans les réseaux mobiles, les stations de base des cellules jouent le rôle de points d'accès au réseau pour les unités mobiles qui se déplacent dans la cellule. À chaque fois qu'une unité mobile traverse la frontière d'une cellule, son point d'accès au réseau sera la station de base de la nouvelle cellule dans laquelle elle entre. La gestion de localisation dans les systèmes de communications personnelles consiste essentiellement à diviser la zone de couverture du système en plusieurs zones géographiques appelées *zones de localisation* (Markoulidakis *et al.*, 1997). Chaque zone de localisation est composée d'une ou de plusieurs cellules et desservie par un serveur appelé *serveur de localisation*. Comme l'illustre la Figure 2.4, l'architecture des réseaux à composants mobiles contient trois entités principales : le *serveur de localisation*, les *bases de données visiteurs*, et la *base de données nominale*.

Le serveur de localisation est responsable de toutes les unités mobiles qui se déplacent dans son espace de couverture. Il est composé de deux entités principales : un *centre de routage* MSC (Mobile Switching Center) et une base de données visiteurs VLR (Visitor Location Register). Le MSC est responsable d'acheminer les données et les requêtes destinées aux unités mobiles qui se trouvent dans sa zone ou envoyées par celle-ci. La base de données visiteur d'une zone garde normalement les profils de toutes les unités mobiles qui se déplacent dans cette zone. Dans la plupart des technologies dominantes telles que AMPS, TDMA, CDMA et GSM, un VLR est associé à un MSC (EIA/TIA, 1991).

Un réseau peut intégrer plusieurs bases de données visiteurs. Une base de données visiteur stocke les informations concernant tous les abonnés enregistrés dans les zones de localisation qui dépendent d'elle. Ces informations consistent en une recopie partielle des informations contenues dans la base de données nominale des abonnés et sont importées soit directement à partir de la base de données nominale, soit à partir de l'ancienne base de données visiteurs de l'unité mobile. Dans la plupart des réseaux actuels, la base de

données visiteur dessert une seule zone de localisation et porte le nom de VLR (Visitor Location Register).

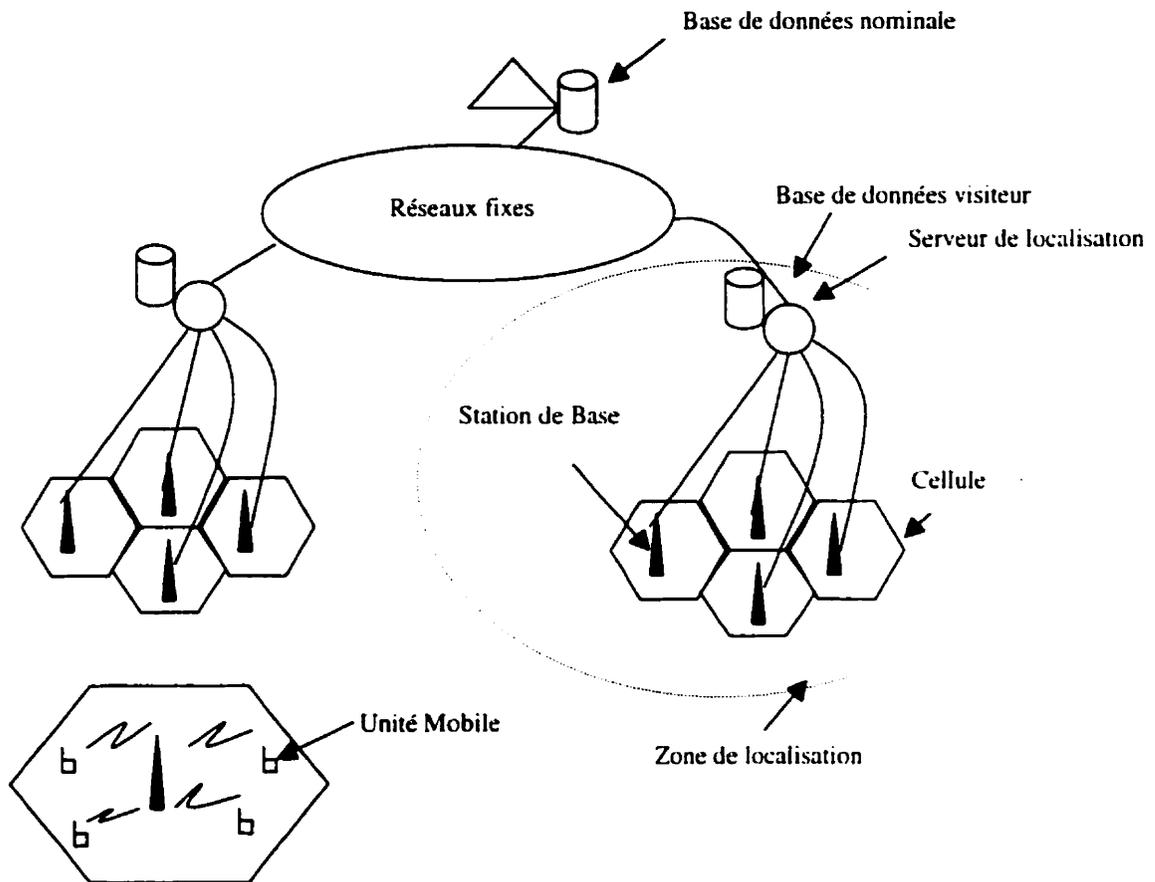


Figure 2.4 Architecture générale d'un réseau mobile

La base de données nominale est unique dans le réseau. Même si plusieurs équipements physiques peuvent être utilisés pour stocker les données de la base de données nominale, une seule entité logique est reconnue par le réseau. Cette base de données est utilisée pour stocker les informations concernant tous les abonnés du réseau : nom, numéro, services, localisation courante de l'abonné. La recherche d'un abonné

mobile dans un réseau commencera toujours par l'interrogation de la base de données nominale. Dans la plupart des réseaux existants, cette base de données porte le nom de HLR (Home Location Register).

À chaque fois qu'une unité mobile entre dans une nouvelle zone de localisation, elle doit s'inscrire auprès de la base de données visiteur de la nouvelle zone et rapporter au réseau son nouveau serveur de localisation, selon une procédure dite de *mise à jour de localisation*. Cette procédure exige l'accès à la base de données nominale de réseau HLR pour mettre à jour les données de localisation de l'unité mobile dans son profil conservé dans cette base de données. Pour communiquer avec une unité mobile, la première chose à faire est de déterminer la position de cette unité. Cela exige l'accès à la base de données nominale de réseau selon une procédure dite de *recherche de localisation*. Dans cette phase, le réseau doit déterminer la zone de localisation actuelle de l'unité mobile afin d'établir une communication entre cette unité et l'unité appelant.

Les techniques de gestion de localisation consistent à assigner à chaque zone de localisation une *adresse unique* ou, en d'autres termes, un *numéro d'identification unique* LAI (Location Area Identifier). Les stations de base des cellules formant la zone diffusent cette adresse périodiquement aux unités mobiles qui se trouvent dans l'espace de couverture de la zone. L'unité mobile, qui garde normalement l'adresse de sa zone actuelle, compare le numéro reçu de la station de base avec le numéro de sa zone actuelle. Si les deux numéros sont différents, elle réalise qu'elle a franchi la frontière de sa zone de localisation et se trouve dans une nouvelle zone. À ce moment, l'unité mobile doit signaler sa nouvelle zone de localisation au réseau pour que celui-ci puisse déterminer sa position courante dans le cas où elle est appelée. Ainsi, la gestion de localisation est un processus à deux phases: la mise à jour de localisation (enregistrement de la localisation) et la recherche de localisation (livraison d'appel). Les opérations principales de ces deux procédures sont illustrées à la Figure 2.5. Ces deux procédures sont détaillées dans les sections suivantes.

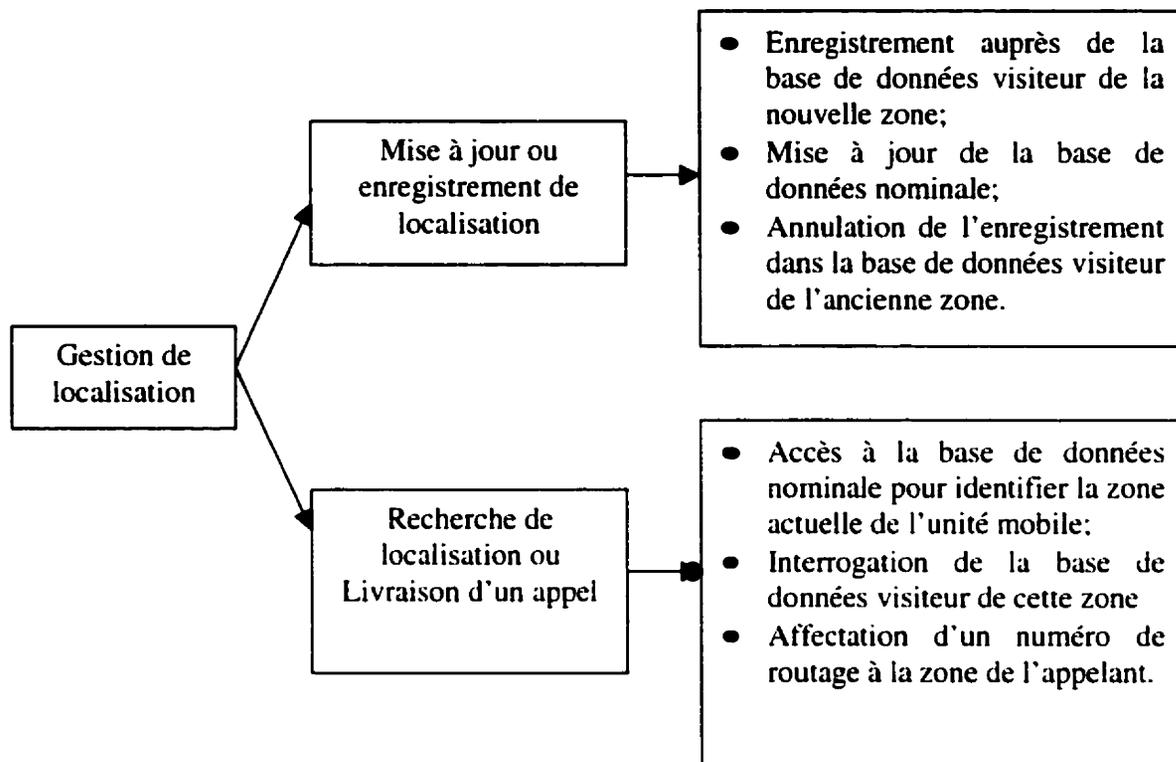


Figure 2.5 Opérations de gestion de localisation

2.3 Normes et protocoles pour la gestion de localisation

Dans cette section, nous aborderons les normes et les protocoles impliqués dans la gestion de localisation dans les réseaux mobiles. Dans ce contexte, nous présenterons les systèmes de signalisation numéro 7 (SS7) ainsi que les normes de la gestion de la mobilité.

2.3.1 Système de signalisation numéro 7 (SS7)

Les messages de signalisation dans les systèmes de communications personnelles sont transmis à travers un réseau de système de signalisation SS7 (Signaling System No.

7) (Gallagher et Randall, 1997). SS7 est un réseau de signalisation hors bande (out of band signaling network), i.e. les messages de signalisation sont transmis à l'extérieur de la bande de fréquence du canal qui transmet les données des usagers. La Figure 2.6 illustre une architecture simple de réseau SS7. Dans cette architecture, le HLR réside dans un point de contrôle de services SCP (Service Control Point) qui est à son tour connecté à un point régional de transfert des signaux RSTP (Regional Signal Transfer Point) (Modarressi et Skoog, 1991). Le RSTP est connecté à tous les points locaux de transfert de signaux LSTP (Local STP) qui se trouvent dans la région. Chaque LSTP est connecté à plusieurs serveurs de localisation ou SSP (Switching Service Point).

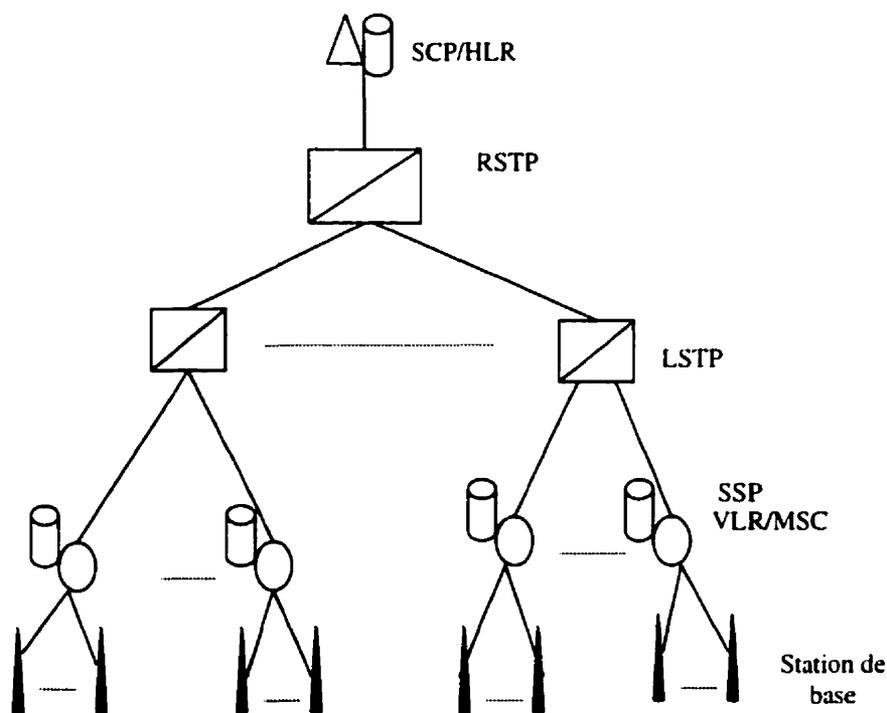


Figure 2.6 Système de signalisation numéro 7 (SS7)

Le STP joue le rôle d'un routeur ou d'un commutateur dont la responsabilité est d'acheminer les messages de signalisation à leurs adresses de destination. Le routage dans SS7 est basé sur les codes. Chaque nœud a un *code unique*. Les messages envoyés entre

les points de signalisation de SS7 contiennent le *code de la source* et le *code de la destination*. Ce genre de routage s'appelle le routage de code. Dans les réseaux mobiles, SS7 supporte un autre genre de routage plus efficace qui est le *routage de titre global* (Global title routing). Un titre global est un numéro d'identification de l'unité mobile, (MIN pour Mobile Identification Number) qui sera traduit par les noeuds STPs en un code. Cette opération est appelée la traduction de titre global (global title translation GTT). Ce mécanisme d'adressage rend le routage relié aux points de signalisation finals (SSP ou SCP) plus facile et plus efficace que le routage de code. En effet, dans le routage de titre global, les noeuds SSPs n'ont pas besoin de maintenir des tables de routage. Ils fournissent simplement une adresse (GT) et le réseau (noeuds STPs) accomplit la fonction de GTT pour acheminer les messages de signalisation à son adresse de destination.

2.3.2 Normes de gestion de localisation

Deux normes internationales sont utilisées pour gérer la mobilité et traiter les procédures de mise à jour et de recherche de localisation. Ces normes sont : EIA/TIA IS-41 (Electronics Industry Association/Telecommunications Industry Association Interim Standard 41) utilisée en Amérique du nord (EIA/TIA, 1991) et GSM (Global System for Mobile) utilisée en Europe (Mouly et Pautet, 1992). Toutefois, la gestion de localisation dans ces deux normes est similaire. En effet, selon ces normes, chaque fois qu'un appel se produit ou une unité mobile traverse la zone de localisation, une requête doit être envoyée à la base de données de réseau HLR, soit pour savoir la position actuelle d'une unité mobile demandée, soit pour mettre à jour les données de localisation de l'unité mobile qui entre dans une nouvelle zone. Les figures 2.7 et 2.8 montrent les étapes essentielles et communes dans la procédure de mise à jour et la procédure de recherche de localisation dans ces deux normes.

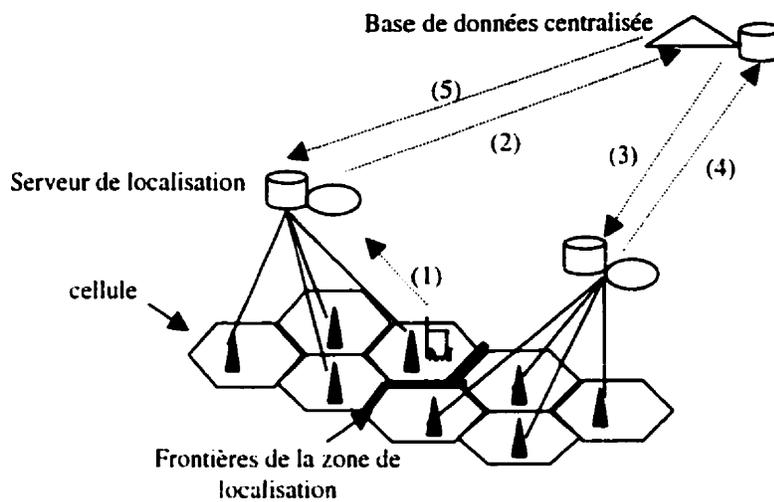


Figure 2.7 Mise à jour de localisation

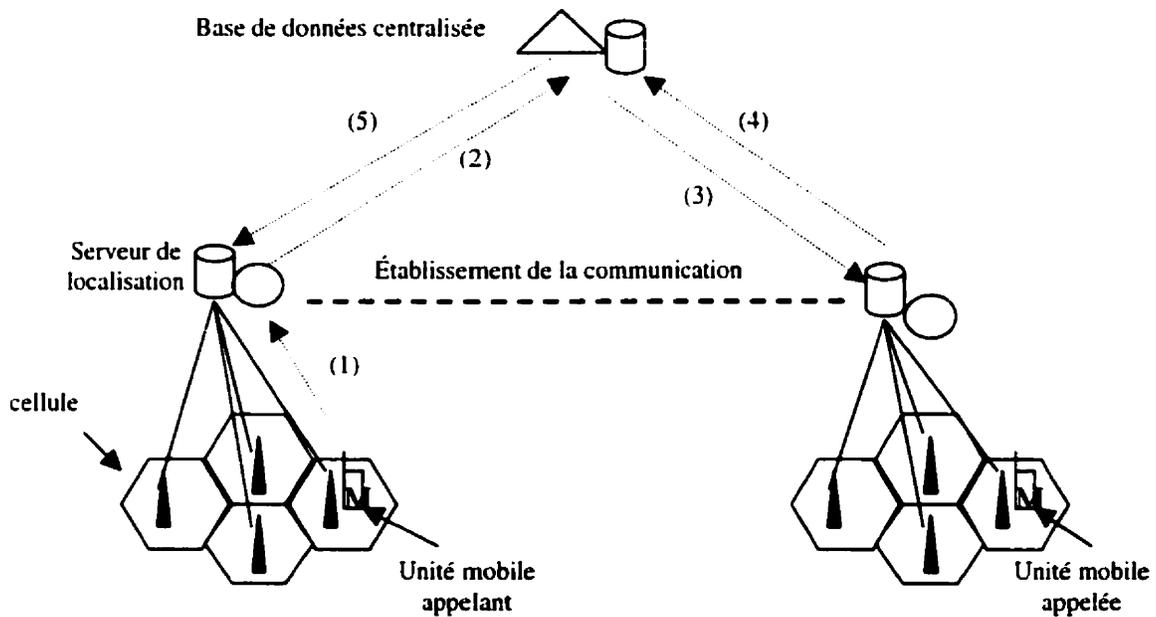


Figure 2.8 Recherche de localisation

2.3.3 La norme IS-41

La norme EIA/TIA IS-41 est un protocole de signalisation destiné à la gestion des opérations inter-systèmes et de la mobilité des usagers dans les systèmes de communications personnelles. Les opérations inter-systèmes de IS-41 permettent aux usagers de se déplacer entre les différentes zones, de recevoir et de lancer des appels, et de localiser les unités mobiles selon le besoin. IS-41 est considéré comme la norme de base en Amérique du nord pour la gestion de la localisation (EIA/TIA, 1991, 1996; Gallagher et Randall, 1997). Dans cette section, nous présentons les procédures de mise à jour et de recherche d'une unité mobile, tel qu'elles sont définies dans cette norme.

Procédure de mise à jour selon IS-41

La Figure 2.9 illustre les étapes essentielles ainsi que les messages échangés dans la procédure de mise à jour de la révision C de la norme IS-41 (EIA/TIA, 1996). En effet, cette procédure intègre les étapes suivantes:

1. L'unité mobile M entre dans une nouvelle zone de localisation, elle envoie un message de mise à jour de localisation au MSC de la nouvelle zone par l'intermédiaire de la station de base de sa cellule actuelle.
2. Le MSC met à jour le VLR qui lui est associé en indiquant la nouvelle position de l'unité mobile, puis envoie un message d'enregistrement **REGNOT** (Registration Notification) au HLR de cette unité.
3. Le message d'enregistrement est acheminé à un STP qui détermine le HLR de l'unité mobile à partir de son numéro d'identification MIN (Mobile Identification Number), en utilisant la table de recherche GTT (Global Title Translation). Ensuite, le message est acheminé au HLR.
4. Le HLR met à jour les données de l'unité mobile en notant son nouveau MSC et envoie un message d'annulation d'enregistrement **REGCANC** (Registration Cancellation) à l'ancien VLR/MSC.

5. Le message **REGCAN** peut aussi être acheminé à l'ancien MSC par l'intermédiaire d'un ou de plusieurs noeuds STP.
6. L'ancien MSC supprime le profil de l'unité mobile de son VLR et envoie un accusé d'annulation d'enregistrement **regcan** au HLR.
7. Le message **regcan** est acheminé au HLR par l'intermédiaire d'un ou de plusieurs noeuds STP.
8. Le HLR envoie un accusé d'enregistrement **regnot** au nouveau MSC. Le HLR normalement inclut le profil de l'unité mobile dans le message **regnot**.
9. Dès que le nouveau MSC reçoit l'accusé d'enregistrement de HLR, il commence à servir l'unité mobile.

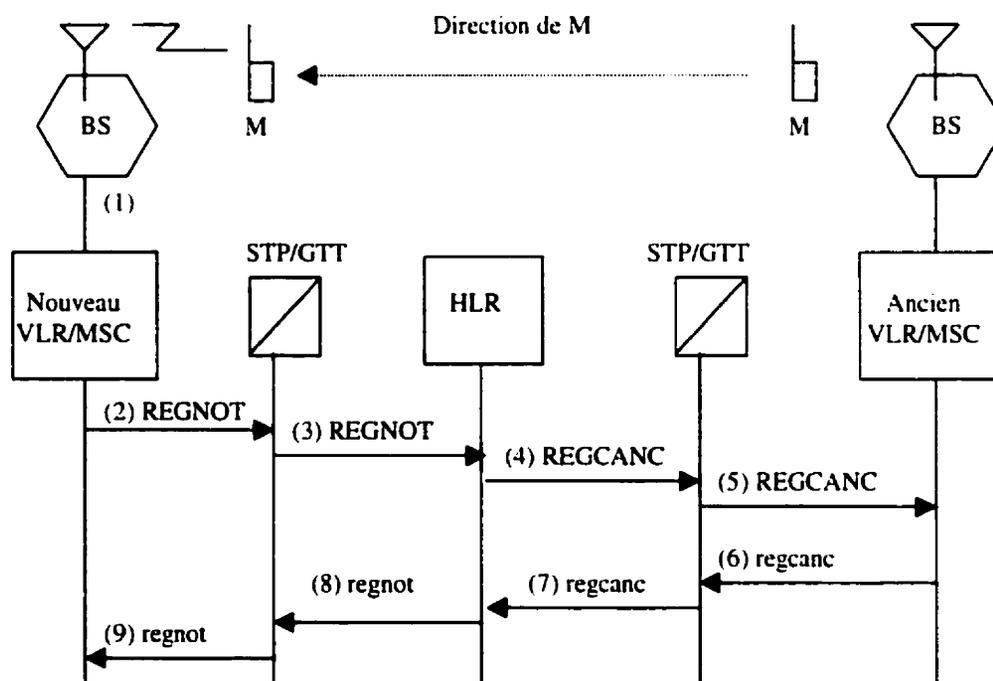


Figure 2.9 Procédure de la mise à jour selon la norme IS-41

Procédure de recherche selon IS-41

La Figure 2.10 illustre la procédure de *recherche de localisation* dans IS-41 (EIA/TIA, 1996). En effet, cette procédure comprend les étapes suivantes:

1. Un appel destiné à l'unité mobile **B** est initié par une unité fixe ou mobile **A**. Cet appel arrive au VLR/MSC de l'unité **A**.
2. Le MSC appelant envoie une requête de localisation **LOCREQ** (Location Request) au HLR de l'unité mobile appelée. Cette requête est d'abord transférée à un noeud STP. Le STP utilise le numéro d'identification personnel de l'unité mobile **MIN** et exécute la procédure de recherche **GTT** pour déterminer le HLR auquel la requête doit être acheminée.
3. Ensuite, la requête de localisation est transférée au HLR de l'unité demandée qui détermine le MSC courant de l'unité appelée.
4. Le HLR achemine la requête de localisation dans une requête de routage, **ROUTREQ** (Routing Request), au MSC de l'unité appelée par l'intermédiaire d'un noeud STP.
5. Le STP transfère la requête au MSC appelant.
6. Le MSC détermine la station de base de l'unité mobile demandée en lui affectant un numéro de routage temporaire **TLDN** (Temporary Location Directory Number). Le MSC retourne ce numéro au HLR par un message **routreq** par l'intermédiaire d'un STP.
7. Le message **routreq** est transféré au HLR.
8. Le HLR retourne le **TLDN** au MSC appelant par un message **locreq** par l'intermédiaire d'un STP.
9. Le STP achemine le **TLDN** au MSC appelant.

10. Le MSC appelant établit à son tour une connexion avec le MSC appelé en utilisant le numéro de routage temporaire TLDN. La communication est établie après avoir radiorecherché la zone actuelle de l'unité mobile B pour déterminer sa cellule exacte.

Une fois la communication établie, l'information est acheminée, par l'intermédiaire d'un réseau câblé fixe à la station de base de la cellule de l'unité mobile appelée. Puis, cette station de base relaye l'information à la destination sur un canal radio.

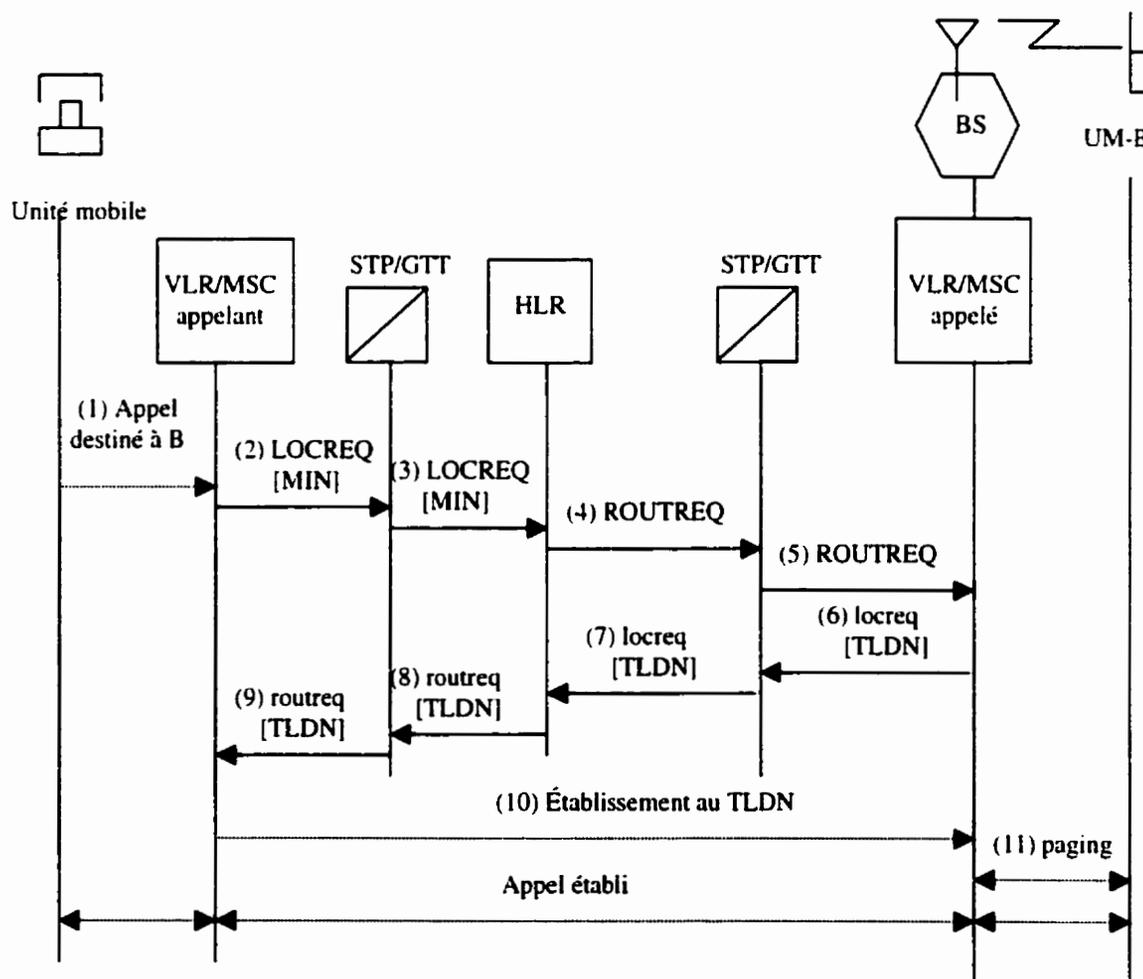


Figure 2.10 Procédure de recherche de localisation selon la norme IS-41

D'après ce schéma, la procédure de recherche suit toujours un long chemin, même si les deux unités mobiles qui veulent communiquer sont dans la même zone d'enregistrement. Ainsi, chaque fois qu'un appel se produit ou une unité mobile traverse la zone de localisation, une requête doit être envoyée au HLR, soit pour savoir la position courante d'une unité mobile demandée ou pour mettre à jour les données de localisation de l'unité mobile qui entre dans une nouvelle zone. Ceci augmente significativement le trafic dans le réseau. Tout compte fait, la base de données nominale HLR du réseau constitue le point critique d'engorgement, puisqu'une bonne partie du trafic de contrôle et d'information s'échange avec cette base de données. Il faut donc disposer de modèles et d'algorithmes efficaces pour réduire le nombre d'accès à cette base de données, et par conséquent le trafic vers les éléments de haut niveau du réseau. Puisque la norme IS-41 est utilisée dans la plupart des technologies nord-américaines, telles que AMPS, TDMA et CDMA, toute amélioration apportée à cette architecture pourrait avoir un effet bénéfique sur les infrastructures de réseaux existants.

2.4 Modèles classiques pour la gestion de localisation

Plusieurs modèles ont été proposés dans la littérature pour améliorer la gestion de la mobilité dans les réseaux mobiles (Ho et Akyildiz, 1997; Lin, 1997; Jain et Lin 1995; Bar-noy *et al.*, 1995; Jain *et al.*, 1994; Lin, 1994; Wang, 1993; Badrinath *et al.*, 1992). Ces modèles visent à réduire le trafic du réseau et augmenter l'efficacité de gestion de la localisation. Nous allons présenter sommairement les fondements de certains d'entre eux qui visent à améliorer les schémas de localisation proposés dans la norme IS-41.

2.4.1 Schéma de localisation de pointeurs de renvoi

Le schéma de localisation de pointeurs de renvoi (Forwarding pointers scheme) a été proposé par Khrisna *et al.* (1994). Son but est de réduire le trafic du réseau en diminuant le nombre d'accès au HLR et le nombre de messages nécessaires à la mise à

jour des données de localisation. Cette mise à jour est obligatoire dans IS-41 et GSM toutes les fois que l'unité mobile traverse les frontières de sa zone courante. Le schéma de pointeurs de renvoi consiste alors à créer, dans l'ancienne zone de localisation, un pointeur vers la nouvelle zone au lieu d'envoyer une requête de mise à jour au HLR. Le désavantage principal de cette méthode est qu'après un certain temps, on obtient une chaîne de K pointeurs avec $K \geq 1$, ce qui augmente par conséquent le coût de la procédure de localisation des unités mobiles. En effet, chaque fois que l'unité mobile est appelée, il faut traverser une chaîne de K pointeurs. Par conséquent, ce schéma sera inefficace pour les unités mobiles ayant un taux d'appels arrivés élevé.

La Figure 2.11 est une illustration de cette procédure. On y suppose que l'unité mobile M se joint au réseau dans la zone étiquetée $zone_1$, et met à jour ses données de localisation dans le HLR. Au bout d'une certaine période de temps, l'unité mobile arrive à la zone $zone_k$. Après chaque changement de zone, un pointeur est établi entre l'ancienne et la nouvelle zone.

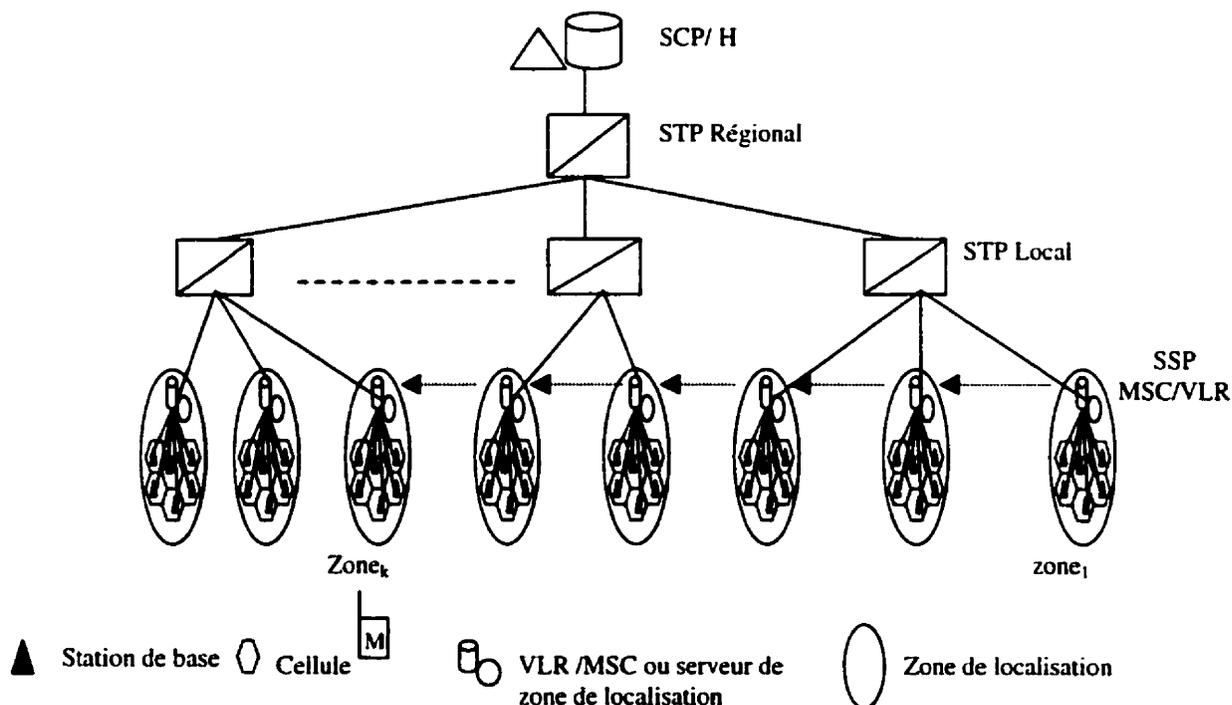


Figure 2.11 Modèle de pointeurs de renvoi

Jain et Lin (1995) ont montré dans leur analyse de performance du modèle des pointeurs de renvoi que la meilleure réduction obtenue avec ce modèle s'obtient lorsque la longueur de la chaîne de pointeurs est plus petite que 5 et le ratio appel-à-mobilité est petit (<0.5). Ce ratio est défini comme le rapport du nombre moyen d'appels destinés à une unité mobile dans un intervalle de temps au nombre moyen de changements de zone dans le même intervalle de temps.

2.4.2 Modèle basé sur une architecture de base de données hiérarchique et dynamique

Cette architecture de base de données hiérarchique et dynamique a été proposée par Ho et Akyildiz (1997). Elle est basée sur la norme IS-41. Cependant, elle ajoute une nouvelle couche de base de données appelée *annuaire de registres DR* (*Directory Registers*) qui regroupe plusieurs MSCs ou zones. La Figure 2.12 montre la position du DR dans l'architecture de réseau mobile. Dans cette architecture, les chercheurs supposent que les DRs pourraient être installés aux nœuds SCPs et non pas aux nœuds STPs du système SS7.

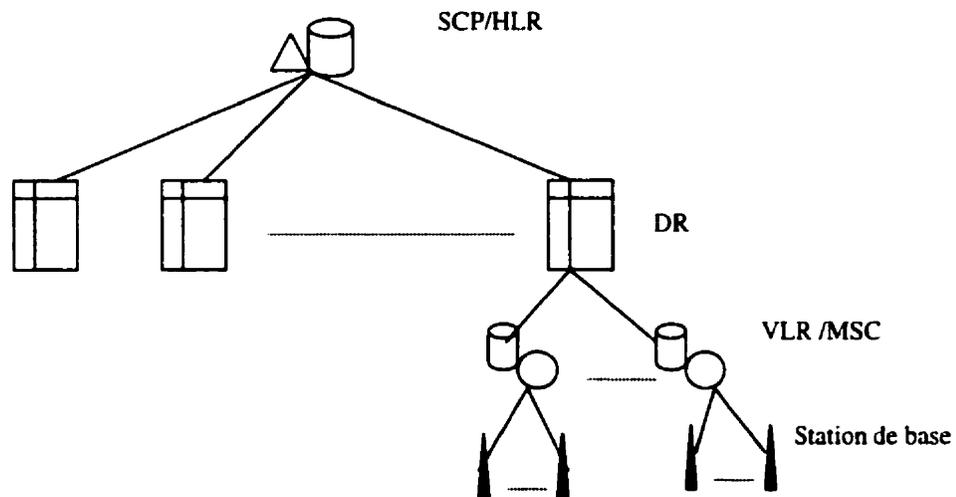


Figure 2.12 Architecture de base de données hiérarchique

Les fonctions d'un annuaire DR sont :

- d'acheminer les requêtes de localisation et de mise à jour de localisation aux éléments appropriés de réseau ;
- de stocker dans la base de données les *pointeurs de localisation* indiquant les positions actuelles des unités mobiles locales et celles des unités mobiles à distance qui sont sélectionnées mais qui n'appartiennent pas au répertoire.

Pour chaque unité mobile, trois types de pointeurs de localisation sont identifiés:

- le *pointeur local* : Un annuaire DR contient des pointeurs locaux pour toutes les unités mobiles se trouvant dans son espace de couverture. Un pointeur local indique la zone actuelle de l'unité mobile dans l'annuaire ;
- le *pointeur direct à distance* : Il est stocké dans un annuaire à distance et indique la zone actuelle desservant une unité mobile se trouvant dans un autre annuaire ;
- le *pointeur indirect à distance* qui est stocké dans un annuaire à distance et vise le DR actuel de l'unité mobile.

L'annuaire DR sert à calculer périodiquement la stratégie de répartition de données de localisation de chacune des unités mobiles. Cette stratégie sert à spécifier l'ensemble des DRs à distance impliqués dans la mise à jour d'unités mobiles en changement de zone.

La fonction du HLR peut être modifiée pour qu'il soit capable d'identifier, selon le besoin, le répertoire ou la zone de l'unité mobile demandée. Les fonctions du VLR et du MSC restent inchangées. Chaque DR dessert un *répertoire* contenant plusieurs MSCs ou zones.

La Figure 2.13 illustre la stratégie de répartition des données de localisation. Une unité mobile M réside dans la zone de MSC₁ et a un pointeur direct à distance venant de

DR₁ et un pointeur indirect à distance venant de DR₂. Le HLR enregistre l'adresse courante du DR de M. Quand M entre dans une autre zone de localisation à l'intérieur du même répertoire DR, le pointeur local et les pointeurs directs à distance deviennent invalides. Le DR met à jour ces pointeurs pour indiquer la position correcte de M. Quand M entre dans un autre répertoire, tous les pointeurs associés à M deviennent invalides. Le DR informe alors le HLR de ce changement et met à jour tous les pointeurs associés à M.

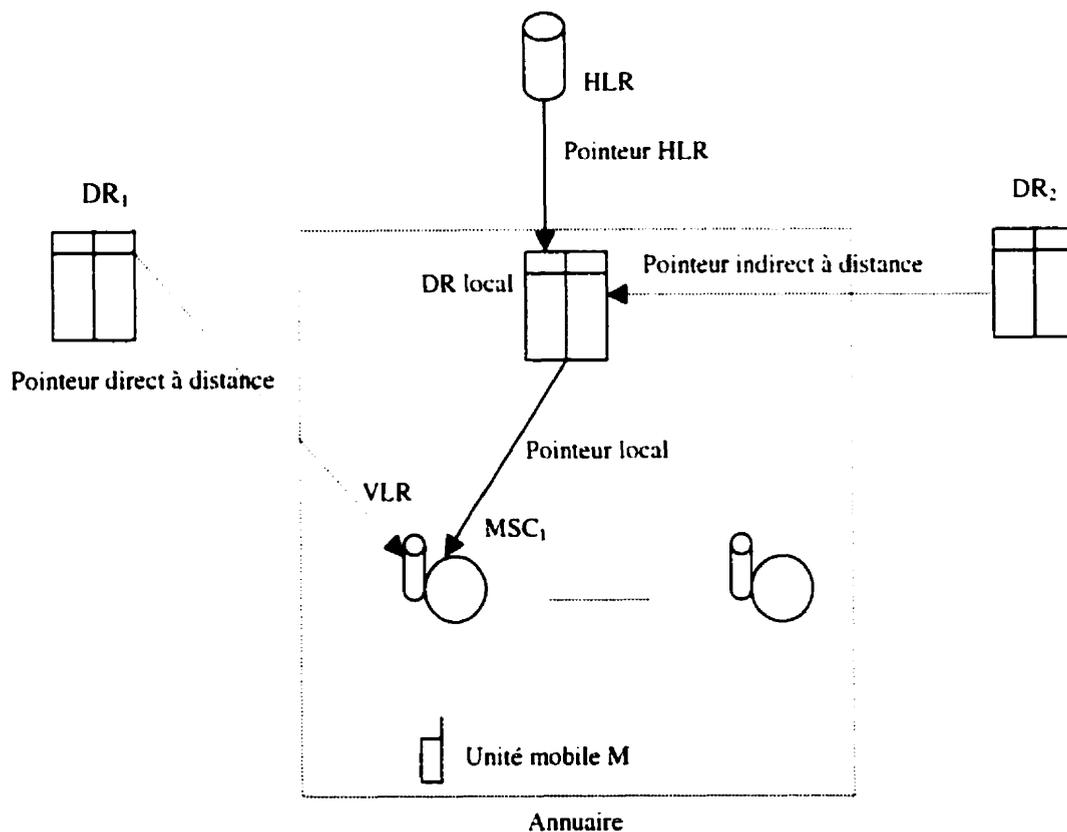


Figure 2.13 Exemple de répartition de données de localisation

Le coût de signalisation et d'accès à la base de données de réseau HLR pour la procédure de recherche est réduit si un pointeur à distance existe au DR de l'unité mobile appelant. Toutefois, un traitement additionnel est exigé après chaque mouvement pour mettre à jour les pointeurs à distance. De la même manière, le coût de signalisation et d'accès à la base de données pour la procédure de mise à jour peut être réduit si le changement de zone de localisation est rapporté au HLR juste après les mouvements inter-DR. Cependant, cela va augmenter le coût d'accès à la base de données pour la procédure de recherche parce qu'un accès additionnel au DR sera nécessaire pour localiser une unité mobile. Un compromis entre les différents types de pointeurs est donc nécessaire. Ho et Akyildiz (1997) ne précisent pas comment échanger les messages entre les annuaires, non plus les critères d'affectation des zones à des annuaires. Par exemple, d'après leur architecture (Figure 2.12), pour échanger un message entre deux annuaires, il faut passer à travers le HLR. Cela soulève la question de l'utilité des pointeurs à distance introduits dans ce schéma.

Un autre facteur important est que l'efficacité de ce modèle dépend de la probabilité q que le mouvement de l'unité mobile soit un *mouvement inter-DR*. Une probabilité q suffisamment petite donne un meilleur résultat qu'une probabilité élevée. Alors, pour diminuer la valeur de q , il faut augmenter la couverture de chaque annuaire. Cela augmente le nombre d'abonnés qui sont desservis par le même DR, ainsi que la mémoire de DR et la charge résultant du nombre significatif d'accès à ce DR.

2.4.3 Modèle d'antémémoire

Afin de réduire le trafic exigé pour localiser une unité mobile, Lin *et al.* (1994) ont proposé l'utilisation des antémémoires. L'idée consiste à installer une antémémoire locale dans chaque zone de localisation du réseau, puis à créer une base de données locale afin de stocker les données de localisation des unités mobiles qui sont fréquemment appelées de cette zone. Les données de localisation sont souvent des pointeurs indiquant

le VLR/MSV dans lequel l'utilisateur est actuellement enregistré. Quand un appel arrive, la position de l'unité mobile demandée est identifiée localement.

La Figure 2.14 illustre les principales étapes pour localiser une unité mobile en utilisant l'antémémoire:

1. Une requête de demande d'appel arrive au MSC de la zone Z_1 . La base de données locale indique que l'unité mobile M demandée réside dans la zone Z_2 .
2. Une requête est envoyée au VLR de Z_2 qui, à son tour, demande à son MSC associé de trouver une adresse de routage pour M .
3. Le VLR retourne cette adresse au Z_1 .

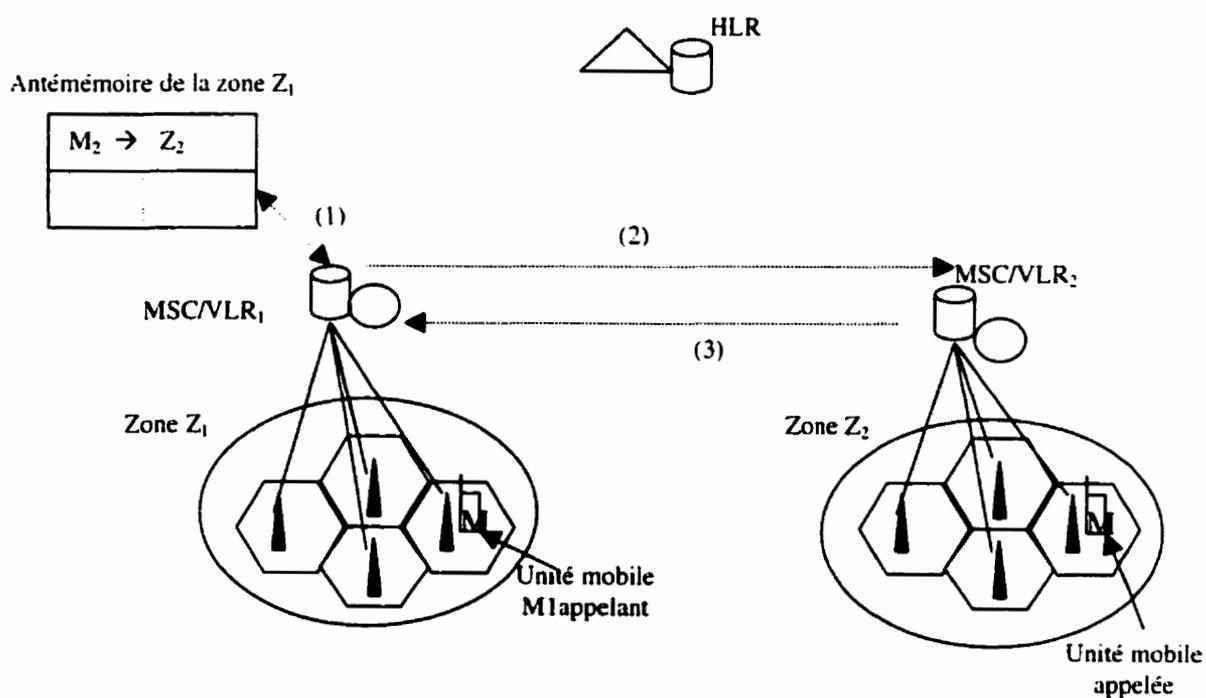


Figure 2.14 Procédure de recherche selon le modèle d'antémémoire

Bien que les antémémoires puissent améliorer d'une manière significative l'efficacité de la procédure de localisation d'une unité mobile, nous observons que la façon d'utiliser les antémémoires par Lin *et al.* (1994) comporte beaucoup de désavantages et de faiblesses. Certes, l'installation d'une antémémoire dans chaque zone réduit l'accès à la base de données et accélère l'opération de localisation de l'unité mobile. Cependant, la procédure de recherche de localisation de cette méthode parfois n'arrive pas à localiser l'unité mobile demandée pour certaines raisons telles que les données de localisation de l'unité mobile appelée ne sont pas conservées dans l'antémémoire de la zone de l'unité appelant. Même si ces données sont conservées dans l'antémémoire de la zone de l'unité appelée, on pourrait arriver que ces données deviennent obsolètes (après un mouvement de la part de l'unité appelée). Dans ce cas, il faut retourner à la procédure de recherche de localisation de IS-41. Alors, un coût supplémentaire (pénalité) s'ajoutera au coût total de localisation qui sera le coût de la procédure d'antémémoire augmenté du coût de la procédure de IS-41. En plus du coût excédentaire qu'on paye quand les données dans les antémémoires deviennent obsolètes, cette façon pourrait augmenter le trafic dans le réseau, surtout si une unité mobile a un dossier dans plusieurs antémémoires. Par conséquent, chaque changement de zone par une unité mobile pourrait résulter en un nombre considérable de requêtes de mise à jour aux zones contenant des dossiers sur cette unité mobile dans leurs antémémoires.

Lin (1994) a proposé une stratégie pour valider les données de l'antémémoire. Cette stratégie porte le nom de schéma de seuil T (T-threshold Scheme) et consiste à utiliser un seuil T pour exploiter de manière appropriée la localité temporelle des unités mobiles. Selon cette stratégie, le dossier de l'unité mobile M, d_M , dans l'antémémoire de la zone de M contient, en plus des informations générales de M, deux champs: $d_{M,t}$ le temps de dernier appel à M, et $d_{M,z}$ la zone de localisation de M au temps $d_{M,t}$. Supposons qu'un appel arrive à M au temps t, alors:

- Si d_M n'existe pas ou $t - d_{M,t} > T$ (ou T est un seuil prédéfini), le dossier d_M n'est pas valide, et le schéma IS-41 est exécuté. Alors à $d_{M,t}$ est affectée la valeur t , et à $d_{M,z}$ la localisation trouvée pendant l'opération de recherche.
- Si $t - d_{M,t} \leq T$, alors utiliser le $d_{M,z}$ pour trouver la localisation de M . Si M est trouvé dans la zone de localisation $d_{M,z}$ (location hit), alors à $d_{M,t}$ est affectée la valeur t . Autrement, le schéma IS-41 est exécuté pour trouver la zone de localisation (location miss). Une fois la localisation trouvée, elle est affectée au $d_{M,z}$, et la valeur t est affectée au $d_{M,t}$.

2.4.4 Schéma de réplification de profils des usagers

Une autre stratégie qui ressemble à celle de l'antémémoire a été proposée par Shivakumar *et al.* (1997, 1995). Dans cette stratégie les profils des usagers sont recopiés dans des bases de données locales. Quand un appel est initié pour une unité mobile distante, le réseau détermine d'abord si une copie du profil de l'unité mobile appelée existe localement. Si oui, alors le réseau peut localiser localement la zone actuelle de l'unité appelée sans passer par le HLR. Autrement, le réseau localise l'unité appelée en suivant les procédures de la norme IS-41. Quand l'unité mobile entre dans une nouvelle zone de localisation, le réseau doit mettre à jour toutes les copies du profil de l'unité concernée. Ceci pourrait augmenter significativement le trafic dans le réseau puisqu'il faut mettre à jour non seulement le HLR, mais aussi un certain nombre de bases de données réparties à travers le réseau.

Un autre schéma proposé par Jannik *et al.* (1997) est basé sur la réplification des profils. Dans ce schéma, le profil d'utilisateur est répliqué dans certaines bases de données additionnelles si et seulement si le coût de réplification est inférieur au coût de la mise à jour de données de localisation causée par sa mobilité.

2.4.5 Algorithme de TLA

Selon l'algorithme TLA (Two Location Algorithm), une unité mobile M a une petite antémémoire de deux places ou champs pour sauvegarder les adresses des deux dernières zones de localisation visitées (Lin, 1997). La structure de M dans le HLR intègre aussi un champ supplémentaire pour sauvegarder les deux adresses correspondantes. La première adresse représente la zone de localisation la plus récemment visitée. La Figure 2.15 illustre une séquence de mouvements de M . En effet, quand M se joint au réseau, l'adresse de la zone de localisation courante Z_0 est sauvegardée dans son antémémoire. Une opération d'enregistrement est nécessaire pour mettre à jour la structure du HLR. Quand M se déplace vers une nouvelle zone de localisation ($Z_0 \rightarrow Z_1$), elle vérifie si l'adresse de cette nouvelle zone de localisation est dans son antémémoire. Si l'adresse n'est pas trouvée, alors l'adresse de l'ancienne zone de localisation Z_0 est gardée et l'autre adresse sera remplacée par l'adresse de la nouvelle zone de localisation Z_1 . Ceci exige une opération d'enregistrement pour mettre à jour la structure de HLR. Le même processus est exécuté chaque fois que M entre dans une nouvelle zone, par exemple ($Z_1 \rightarrow Z_2$). Si l'adresse de la nouvelle zone de localisation est déjà dans la mémoire, alors aucune action n'est prise pour mettre à jour la structure du HLR. En d'autres termes, on n'a plus besoin d'exécuter la procédure de mise à jour. L'utilité de cette méthode est alors de réduire le nombre de mises à jour.

Dans TLA, l'unité mobile a toujours une vue correcte de la dernière zone de localisation visitée. Cependant, le HLR pourrait avoir une vue incorrecte. Par exemple, dans la Figure 2.15 (a), (b) et (c), tous les deux, M et HLR, ont une vue cohérente sur la dernière zone de localisation visitée, tandis que dans la Figure 2.15(d), le HLR considère que Z_2 est la dernière zone visitée, ce qui est incorrecte.

Quand un appel arrive, les deux adresses sont utilisées pour localiser M . L'ordre des adresses choisies affecte la performance de l'algorithme. Le coût de localisation de M dans TLA sera le même que celui dans IS-41, si on réussit à localiser l'unité mobile du premier coup (location hit), tandis qu'une pénalité est exigée pour le second coup

(location miss). Après le second coup, qui est toujours réussi, le HLR identifie la zone courante de l'unité mobile.

Il existe plusieurs alternatives pour choisir la bonne adresse du premier coup. Une heuristique consiste à choisir aléatoirement une des deux adresses. Une autre stratégie consiste à choisir premièrement la dernière zone de localisation visitée. Cette stratégie est appelée la dernière zone d'abord (Latest Location Area First).

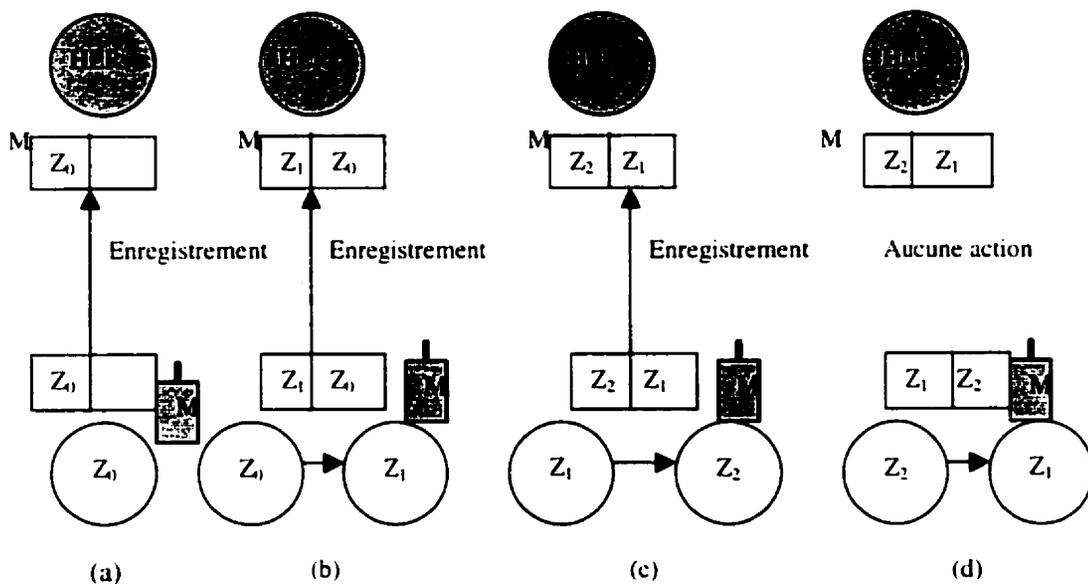


Figure 2.15 Illustration graphique du TLA

2.4.6 Schéma de base de données entièrement répartie

Ce schéma propose une architecture de base de données entièrement répartie pour la mise à jour de localisation (Wang, 1993). D'après ce schéma, l'architecture HLR/VLR de la norme IS-41 est remplacée par un grand nombre de bases de données de localisation. Ces bases de données sont organisées comme un arbre dont la racine est en haut et les feuilles sont en bas. Les unités mobiles sont associées aux bases de données de localisation installées aux feuilles. Chaque base de données contient les données de

localisation des unités mobiles qui résident dans son sous-arbre. Quand un appel est initié pour une unité mobile, le réseau localise l'unité appelée en suivant ses entrées dans les bases de données. La Figure 2.16 illustre cette architecture. Étant donné qu'une unité mobile M_1 se trouve dans la zone de localisation Z_1 , une entrée existe pour M_1 dans chaque base de données le long du chemin de sa zone de localisation actuelle à la racine de l'arbre. Si l'unité mobile M_2 appelle l'unité mobile M_1 , la requête est reçue d'abord par le noeud A. Puisque le noeud A ne contient pas une entrée pour l'unité M_1 , la requête est acheminée au noeud B et ainsi de suite. Quand la requête finalement arrive au noeud D, une entrée pour l'unité M_1 est trouvée. Donc, la localisation de M_1 est déterminée après trois autres opérations de recherche et accès aux bases de données.

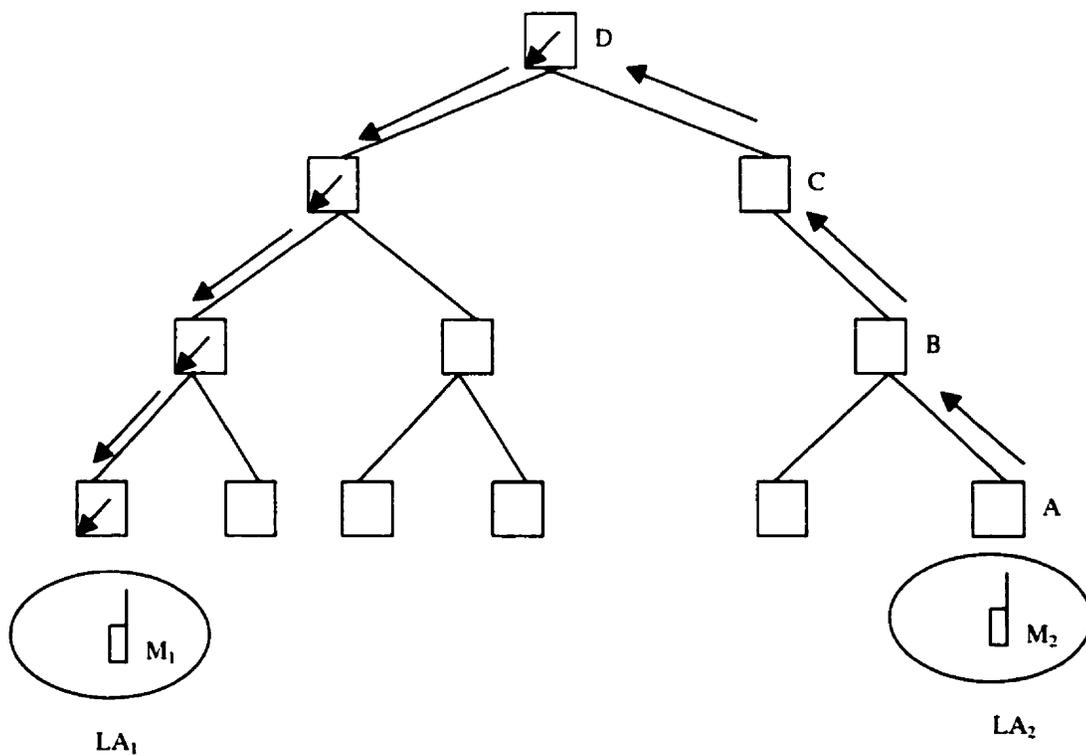


Figure 2.16 Architecture de mise à jour basée sur une base de données répartie

Quand l'unité mobile se déplace vers une nouvelle zone de localisation, les bases de données correspondantes sont mises à jour pour indiquer toujours la zone de localisation courante de l'unité mobile. Quand on compare ce schéma avec ceux basés sur une architecture de base de données centralisée, telle que IS-41, on trouve que le schéma proposé pourrait réduire la distance parcourue par les messages de signalisation. Cependant, il augmente le nombre de mises à jour et l'accès aux bases de données, et par conséquent le délai des procédures de mise à jour et de recherche de localisation.

2.4.7 Schéma de partitionnement

Le schéma de partitionnement introduit par Badrinath *et al.* (1992) s'applique à une architecture de base de données répartie. Puisque la mobilité des unités mobiles varie d'une zone de localisation à une autre, les partitions peuvent être générées en groupant les zones de localisation que l'unité mobile fréquente souvent. Dans ce schéma, les données de localisation d'une unité mobile sont mises à jour seulement quand l'unité mobile entre dans une partition. La Figure 2.17 illustre les partitions d'un réseau particulier. La partition P_2 est composée de cinq serveurs de localisation qui ont au moins un serveur de localisation ancêtre commun SL_2 . Quand l'unité mobile entre dans la partition P_2 , le serveur de localisation SL_2 est mis à jour pour indiquer que l'unité mobile réside dans son sous-arbre. Aucune opération de mise à jour n'est faite quand l'unité mobile se déplace d'une zone de localisation à une autre dans la même partition. Ce schéma réduit le coût de la procédure de mise à jour de localisation et minimise aussi le nombre de mises à jour quand l'unité mobile ayant un taux de mobilité élevé se déplace à l'intérieur d'une partition. Cependant, la réduction obtenue dépend du taux de mobilité et du taux d'appels entrants de chaque unité mobile, ainsi que de la procédure de la recherche de localisation qui n'est pas spécifiée par Badrinath *et al.* (1992).

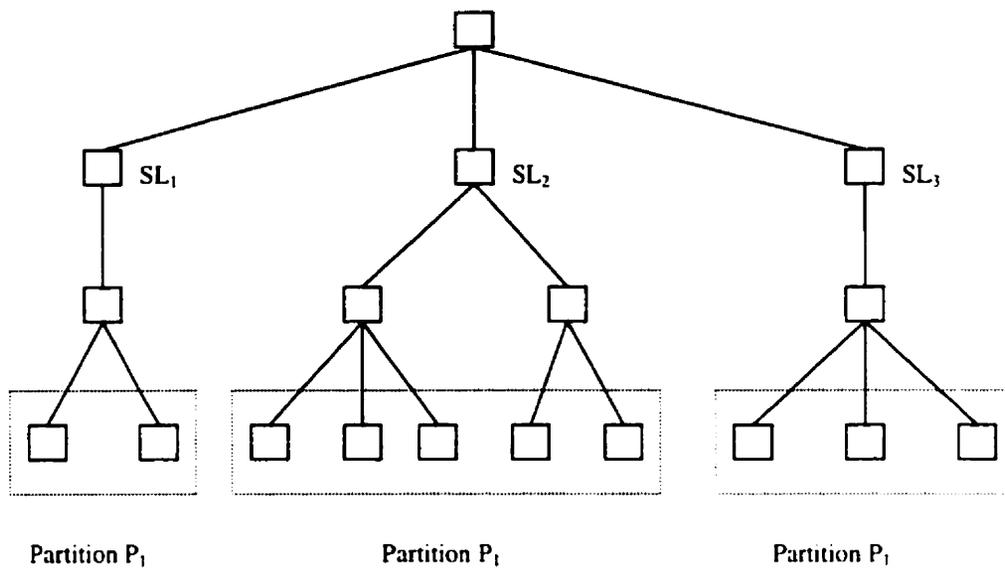


Figure 2.17 Schéma de partitionnement

2.4.8 Base de données partiellement répartie

Ce schéma introduit par Anantharam *et al.* (1994) est similaire à celui de la base de données entièrement répartie présenté par Wang (1993). Dans ce schéma, les unités mobiles pourraient être localisées dans chaque noeud de la hiérarchie d'arbre. La racine de l'arbre contient une base de données, mais il n'est pas nécessaire que chaque noeud contienne une base de données. Ces bases de données stockent des pointeurs pour les unités mobiles. Si une unité mobile réside dans un sous-arbre d'une base de données, un pointeur est établi dans cette base de données indiquant la prochaine base de données se trouvant sur le chemin menant à la zone actuelle de l'unité mobile. S'il n'y a plus de bases de données le long de ce chemin, le pointeur indique le noeud ou la zone de l'unité mobile. Quand un appel est initié, l'unité mobile appelée peut être localisée en suivant les pointeurs de cette unité. La Figure 2.18 illustre le fonctionnement de ce schéma. Dans cette figure, une unité mobile au noeud A voudrait appeler une unité mobile au noeud B. Si un noeud dans le chemin ne contient pas un pointeur à l'unité appelée ou une base de

données, la requête est transférée à la prochaine base de données se trouvant sur le chemin menant à la racine.

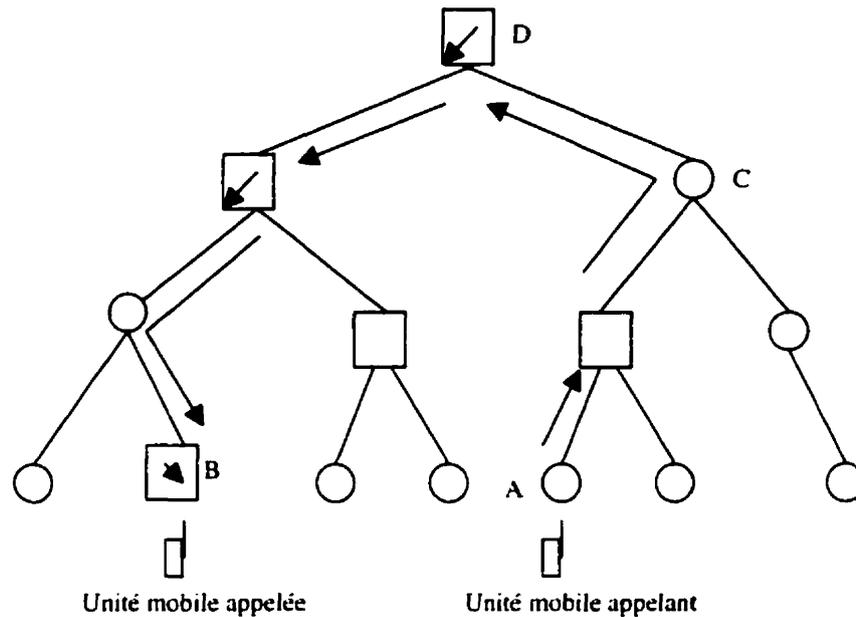


Figure 2.18 Architecture de base de données répartie

2.4.9 Schéma basé sur un système d'adressage VIP

Un schéma basé sur un système d'adressage VIP (Virtual Internet Protocol) est proposé dans Perkins et Bhagwat (1994), Bhagwat *et al.* (1996) et Perkins (1998). Selon ce schéma, chaque unité mobile a une zone maison. On associe à chaque unité mobile une paire d'adresses, un numéro virtuel et un numéro privé. Le numéro virtuel est l'adresse permanente de la zone maison de l'unité mobile et il reste inchangé durant ses mouvements. Le numéro privé est un numéro temporaire qui est acquis pendant les mouvements de l'unité mobile dans le réseau. L'unité mobile, après avoir reçu le numéro privé, envoie à son réseau (zone maison) un message de confirmation contenant les deux numéros, privé et virtuel. Lorsque les valeurs de ces deux numéros sont identiques, l'unité mobile se trouve dans sa zone maison et il est facile de la localiser. Lorsque les

deux numéros sont différents, le message est envoyé d'abord au numéro virtuel et de là, il est dirigé vers la localisation de l'unité mobile. Ce schéma suppose que chaque noeud dans le réseau contient une passerelle de support de mobilité MSG (Mobile Support Gateway). Pendant l'acheminement de données, les antémémoires des passerelles intermédiaires sont mises à jour pour qu'elles conservent les deux numéros virtuel et privé de l'unité mobile pour une raison de conversion.

Pour effectuer la recherche de l'unité mobile, au moment de l'appel, l'unité appelant vérifie si l'antémémoire de sa passerelle contient l'information de conversion pour l'unité appelée. Si cette information est disponible, l'appelant envoie les données directement à l'unité appelée. Autrement, l'appelant envoie les données au réseau de l'appelé selon son numéro virtuel. Cette procédure se répète sur chaque passerelle intermédiaire en cours d'acheminement. Cependant, si l'information de conversion n'est pas disponible, le paquet est simplement détruit, ce qui constitue une faiblesse de la méthode de recherche. Une autre question se pose sur l'adaptabilité de cette méthode à l'architecture actuelle du réseau.

2.4.10 Schéma basé sur la notion d'ensemble de travail

Ce schéma a été proposé par Rajagopalan et Badrinath (1995). Il utilise le concept d'ensemble de travail (Working Set) de chaque unité mobile. L'ensemble de travail d'une unité mobile est défini comme un ensemble d'utilisateurs avec lesquels l'unité mobile communique le plus souvent. Ce schéma classe les utilisateurs appartenant à l'ensemble de travail d'une unité mobile entre des utilisateurs qui doivent avoir en tout temps la position actuelle de l'unité mobile, et celles qui doivent effectuer la recherche de position chaque fois qu'ils veulent communiquer avec l'unité concernée. Chaque unité mobile prélève des statistiques et effectue la gestion dynamique de son ensemble de travail. Lorsque l'un des utilisateurs diminue la fréquence de communication avec l'unité mobile, cette dernière lui envoie un message pour signaler que sa position ne sera plus mise à jour automatiquement. Le désavantage de ce schéma est la charge supplémentaire

du réseau causée par l'envoi de message de mise à jour et d'invalidation aux usagers appartenant à l'ensemble de travail de l'unité mobile.

2.4.11 Schéma de gestion de localisation adaptable

Raju *et al.* (1997) ont proposé un schéma qui prend en compte les comportements de l'utilisateur dans le passé pour prédire ses comportements futurs. Le schéma utilise le fait que l'utilisateur fréquente certaines zones de localisation plus souvent que les autres et que certaines zones sont visitées plus souvent par certaines unités mobiles plutôt que par d'autres. Selon ce schéma, chaque zone de localisation a deux bases de données : HLR et VLR. Le HLR d'une zone conserve les profils des unités mobiles primaires à cette zone. Une unité mobile est primaire pour une zone de localisation si elle est enregistrée originellement dans cette zone. Le VLR d'une zone contient les profils des unités visiteurs. Pour chaque unité mobile, on définit un ensemble de zones les plus visitées MFVR (Most Frequently Visited Regions) par cette unité mobile. On suppose que chaque zone contient plusieurs unités mobiles primaires. Les zones les plus visitées pour chaque unité mobile sont stockées dans son HLR, comme l'illustre la Figure 2.19.

Unité mobile	Zone actuelle	MFVR 1	MFVR2	MFVR3
UM1	23	26	27	23
..

Figure 2.19 Structure de HLR dans le schéma adaptable

Selon ce schéma, le modèle de pointeurs de renvoi est utilisé après chaque changement de zone. Cependant, pour livrer un appel d'une unité mobile à une autre, on distingue deux cas. Dans le premier cas, la localisation est très simple si l'unité appelée et l'unité appelant se trouvent dans la même zone. Dans le deuxième cas, les deux unités se

trouvent dans deux zones différentes. Alors, la requête est transférée à la zone primaire de l'unité appelant. Le HLR de l'unité appelant compare l'adresse de la zone actuelle de l'unité appelant et les adresses des zones les plus visitées. S'il y a une adresse commune, la requête est transférée à cette adresse. Autrement, toutes les zones les plus visitées sont interrogées. Si l'unité appelée se trouve dans une des zones les plus visitées, la recherche est terminée et la connexion est établie. Sinon, on suit les chaînes de pointeurs de chaque zone MFVR jusqu'à ce qu'on arrive à la zone actuelle de l'unité mobile.

La principale limitation de ce schéma réside dans le fait qu'il peut entraîner la gestion de gros volumes d'information et de messages de signalisation. De plus, ce schéma exige de conserver toute l'histoire de l'utilisateur, ce qui consomme beaucoup de temps et d'espace mémoire.

2.4.12 Stratégie alternative pour la gestion de localisation

Cette stratégie a été proposée par Tabbane (1995). Elle utilise le profil des patrons de mobilité de chaque utilisateur. Construit après une certaine période d'observation (typiquement, plusieurs semaines), ce profil contient pour chaque utilisateur un ensemble de zones de localisation S dans lesquelles l'utilisateur pourrait se trouver dans un intervalle de temps T . On suppose que S peut contenir un maximum de k zones. Pour chaque zone de localisation Z_i appartenant à S , on associe une probabilité P_i que l'utilisateur se trouve dans cette zone pendant l'intervalle de temps étudié. Selon cette stratégie, le HLR doit conserver une copie du profil de patrons de mobilité de chaque utilisateur. Chaque utilisateur conserve aussi une copie de son profil dans son unité mobile.

Pour effectuer la mise à jour de localisation, supposons que l'utilisateur se déplace d'une zone à une autre au temps t , où $t \in T$. L'unité mobile vérifie d'abord si la nouvelle zone appartient à l'ensemble de zones correspondant à cet intervalle de temps. Si la réponse est positive, aucune opération de mise à jour n'est effectuée. Dans le cas contraire, l'unité mobile doit signaler au réseau sa nouvelle zone de localisation.

Pour rechercher l'unité mobile, supposons qu'un usager soit appelé au temps $t \in T$. Le réseau transfère la requête à la zone ayant la probabilité la plus élevée dans l'ensemble de zones correspondant à cet intervalle de temps. Si l'utilisateur n'est pas trouvé dans cette zone, la requête est transférée à la deuxième zone dans l'ensemble, et ainsi de suite. Selon cette stratégie, chaque fois que la requête est transférée à une zone, la procédure de radiorecherche est exécutée dans la zone.

Tout compte fait, cette stratégie peut réduire le nombre de mises à jour par rapport au modèle de la norme IS-41. Cependant, elle comporte certains désavantages. En effet, si l'utilisateur n'est pas localisé dans la première zone interrogée, un coût supplémentaire est payé pour chercher l'utilisateur dans les autres zones. Ce coût supplémentaire peut être catastrophique en termes de délai et de consommation de ressources de réseau. Dans le pire des cas, la requête est envoyée séquentiellement aux k zones.

CHAPITRE III

MODÈLE DE CHAMP MÉMOIRE

Dans ce chapitre, nous présentons un nouveau modèle, appelé modèle de champ mémoire. Ce modèle vise à réduire le coût de la procédure de mise à jour de données de localisation de l'unité mobile en diminuant le trafic et les messages de signalisation entre les diverses composantes de réseau ainsi que le nombre d'accès à la base de données nominale HLR après chaque changement de zone de la part de l'unité mobile. Dans ce contexte, nous présenterons l'idée de base et les algorithmes de ce modèle. Puis, nous étudierons sa performance par rapport au modèle IS-41 en conduisant plusieurs simulations. Nous terminerons ce chapitre en présentant une comparaison entre le modèle de champ mémoire et le modèle de pointeurs de renvoi présenté au chapitre 2.

3.1 Idée et concept de base

Le modèle de champ mémoire se base sur le modèle et l'architecture de la norme IS-41. Son but principal est de réduire le nombre d'accès à la base de données nominale de réseau HLR pour mettre à jour les données de localisation des unités mobiles. Dans la norme IS-41, cette mise à jour est effectuée chaque fois que l'unité mobile franchit les frontières d'une zone.

Le modèle de champ mémoire contient trois éléments de base : un *champ mémoire*, les *tables des pointeurs*, et les *zones de renvoi*. En effet, ce modèle consiste à :

- installer dans chaque unité mobile un petit champ mémoire ;
- ajouter à chaque zone de localisation une table des pointeurs, en supposant que cette table de pointeurs peut être combinée facilement avec le MSC/VLR de la zone ;

- définir la notion de zone de renvoi pour chaque unité mobile : la zone de renvoi de l'unité mobile M contient toujours un pointeur à la zone actuelle de M .

Le champ mémoire de l'unité mobile M conserve toujours l'adresse de sa zone de renvoi. La zone de renvoi de l'unité mobile M est la zone dans laquelle M se trouve quand une opération de mise à jour de ses données de localisation est effectuée dans la base de données nominale HLR. Quand l'unité mobile se joint au réseau dans la zone Z , il faut mettre à jour ses données de localisation auprès du HLR; par conséquent, cette zone devient sa zone de renvoi jusqu'à ce qu'une autre opération de mise à jour soit effectuée sur les données de M dans le HLR. La table des pointeurs d'une zone est une table à deux colonnes, une pour l'unité mobile et une autre pour sa zone courante. Le but de la table de pointeurs de chaque zone Z est de stocker les adresses des zones courantes des unités mobiles qui considèrent la zone Z comme leur zone de renvoi. Une unité mobile peut avoir une seule zone de renvoi. Quand l'unité mobile se trouve dans sa zone de renvoi, la table des pointeurs de cette zone ne doit pas contenir un pointeur à l'unité mobile puisque, c'est la tâche de la base de données visiteur de la zone.

L'idée de base de ce modèle est de rapporter les mouvements de chaque unité mobile à sa zone de renvoi, au lieu d'accéder à la base de données nominale de réseau HLR après chaque changement de zone. L'unité mobile a une vue correcte sur sa zone de renvoi puisque son adresse est enregistrée dans son champ mémoire. Chaque fois que les données de localisation d'une unité mobile sont mises à jour dans le HLR, l'unité mobile met à jour son champ mémoire. Quand l'unité mobile est demandée, la demande est transférée au HLR qui, à son tour, la transfère à la zone de renvoi de l'unité mobile. Si cette dernière ne se trouve plus dans cette zone, le serveur de localisation de la zone détermine localement, à l'aide de la table de pointeurs, la zone actuelle de l'unité mobile et lui transfère la demande en traversant un seul pointeur. Ainsi, pour localiser l'unité mobile, le coût excédentaire payé, dans le pire des cas, est le coût de traverser un seul pointeur au lieu d'une chaîne de K pointeurs comme dans le modèle de pointeurs de renvoi proposé par Khrisna *et al.* (1994).

3.2 Comportement du modèle de champ mémoire

La Figure 3.1 illustre le comportement du modèle de champ mémoire. Supposons que l'unité mobile M se joigne au réseau dans la zone Z_1 , comme l'illustre la Figure 3.1(a), alors M s'inscrit auprès du VLR de cette zone de localisation, ensuite le MSC/VLR de cette zone envoie une requête au HLR pour mettre à jour les données de localisation de M. Quand les données de localisation de M dans le HLR sont mises à jour, l'unité mobile met à jour son champ mémoire pour qu'elle contienne toujours les mêmes données que celles de HLR, i.e., l'adresse de la zone de renvoi de M. Supposons maintenant que l'unité mobile M quitte la zone Z_1 pour la zone Z_2 comme l'illustre la Figure 3.1(b), M s'enregistre auprès du VLR de la zone Z_2 en lui passant les adresses de sa zone de renvoi et de son ancienne zone. Dans cette figure, la zone de renvoi de M et l'ancienne zone de M sont les mêmes. Alors, la nouvelle zone (Z_2) envoie à la zone de renvoi de M (Z_1) un seul message pour établir un pointeur entre les deux zones et annuler l'enregistrement de M dans le VLR de son ancienne zone, au lieu d'envoyer une requête de mise à jour de données de localisation au HLR. La création de pointeur est effectuée simplement en ajoutant un enregistrement à la table de pointeurs de zone Z_1 stockant l'adresse de la nouvelle zone Z_2 de M.

La Figure 3.1 (c) montre le cas où l'unité mobile quitte la zone Z_2 vers la zone Z_3 . Dans ce cas, deux messages sont envoyés à partir de la nouvelle zone de M : un message d'établissement de pointeur et un message d'annulation d'enregistrement. Le message d'établissement de pointeur est envoyé à la zone de renvoi de M (Z_1) afin de mettre à jour les données de M dans la table de pointeurs de zone Z_1 (ce qui revient à créer un pointeur entre les deux zones Z_1 et Z_3), comme l'illustre la Figure 3.1(c). Le message d'annulation d'enregistrement est envoyé à l'ancienne zone (Z_2) pour annuler l'enregistrement de M dans le VLR de cette zone. On note aussi qu'un seul message est envoyé à l'ancienne zone de M dans le cas où la nouvelle zone de M et sa zone de renvoi sont les mêmes.

3.3 Description des algorithmes

La procédure de mise à jour de localisation dans le modèle de champ mémoire est définie à la Figure 3.2 et son organigramme est présenté à la Figure 3.3. Dans cet algorithme, on suppose que l'unité mobile M se joigne au réseau dans la zone Z_i . Ainsi, elle s'enregistre auprès du VLR de la zone Z_i qui envoie, à son tour, une requête au HLR pour mettre à jour les données de localisation de M . L'unité mobile met à jour aussi son champ mémoire pour qu'il contienne l'adresse de la zone Z_i . Alors, la zone Z_i est la zone de renvoi de M .

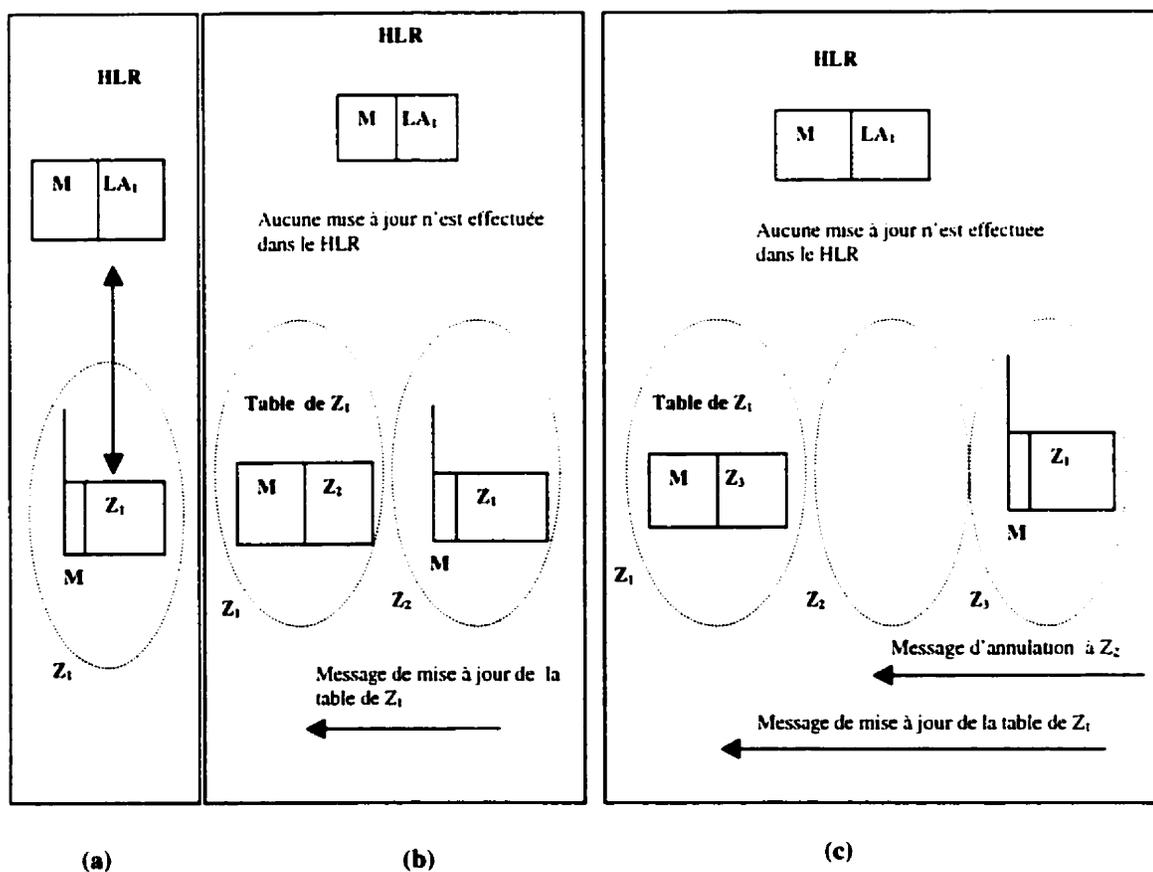


Figure 3.1 Modèle de champ mémoire

```

MiseAJourDeLocalisation()
{
SI (M entre dans une nouvelle zone Zi) ALORS
  {
    M s'enregistre auprès de Zi en indiquant l'adresse de son ancienne zone et celle de sa
    zone de renvoi.
    SI (l'ancienne zone de M = la zone de renvoi de M) ALORS
      {
        La nouvelle zone envoie un message à l'ancienne zone pour annuler
        l'enregistrement de M dans cette zone et établir un pointeur entre les deux
        zones.
        L'ancienne zone envoie un accusé de réception à la nouvelle zone.
      }
    SINON SI (la nouvelle zone de M = la zone de renvoi de M) ALORS
      {
        La nouvelle zone envoie un message d'annulation d'enregistrement à
        l'ancienne zone.
        L'ancienne zone envoie un accusé de réception à la nouvelle zone.
      }
    SINON
      {
        la nouvelle zone envoie un message de mise à jour de pointeur à la zone de
        renvoi de M.
        La nouvelle zone envoie un message d'annulation d'enregistrement à
        l'ancienne zone de M.
        La zone de renvoi de M envoie un accusé de réception à la nouvelle zone.
        L'ancienne zone de M envoie un accusé de réception à la nouvelle zone.
      }
  }
}

```

Figure 3.2 Procédure de mise à jour selon le modèle de champ mémoire

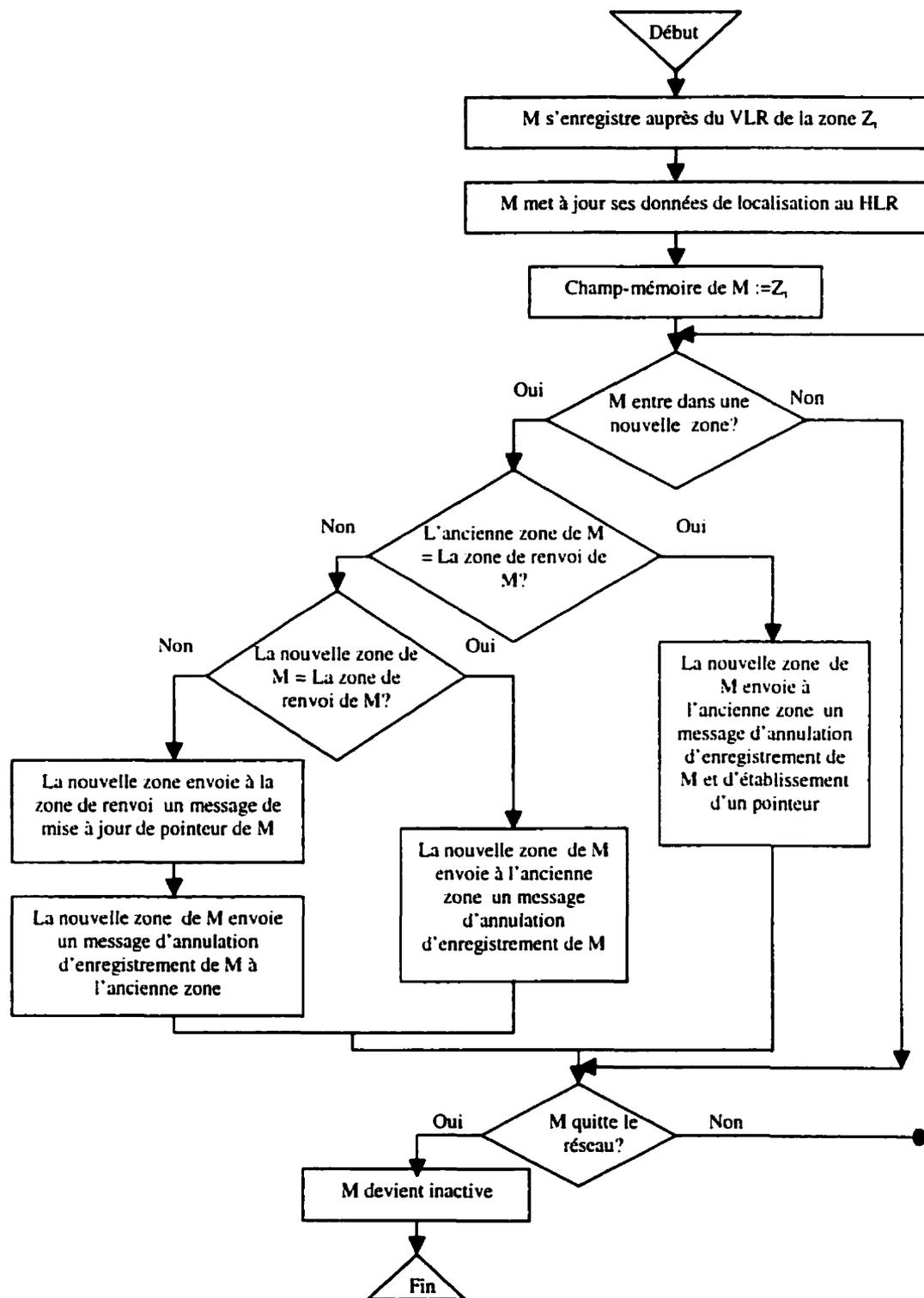


Figure 3.3 Organigramme de la procédure de mise à jour

La Figure 3.4 illustre le fonctionnement de cet algorithme. En effet, supposons que l'unité mobile M se joigne au réseau dans la zone Zone₃, alors M s'enregistre auprès du VLR de la zone Zone₃ qui envoie une requête de mise à jour des données de localisation de M au HLR pour l'informer qu'elle est dans la zone Zone₃. M met à jour aussi son champ mémoire pour qu'il contienne l'adresse de la zone Zone₃. Chaque fois que M passe d'une zone de localisation à une autre, elle s'enregistre auprès du VLR de la nouvelle zone et met à jour ses données de localisation auprès de la table de pointeurs de sa zone de renvoi Zone₃ au lieu d'accéder au HLR. Supposons qu'après un intervalle de temps, M entre dans la zone Zone_j, alors les données de localisation de M auprès de la zone Zone₃ qui est la zone de renvoi de M pointe vers la zone Zone_j qui est la zone courante de M.

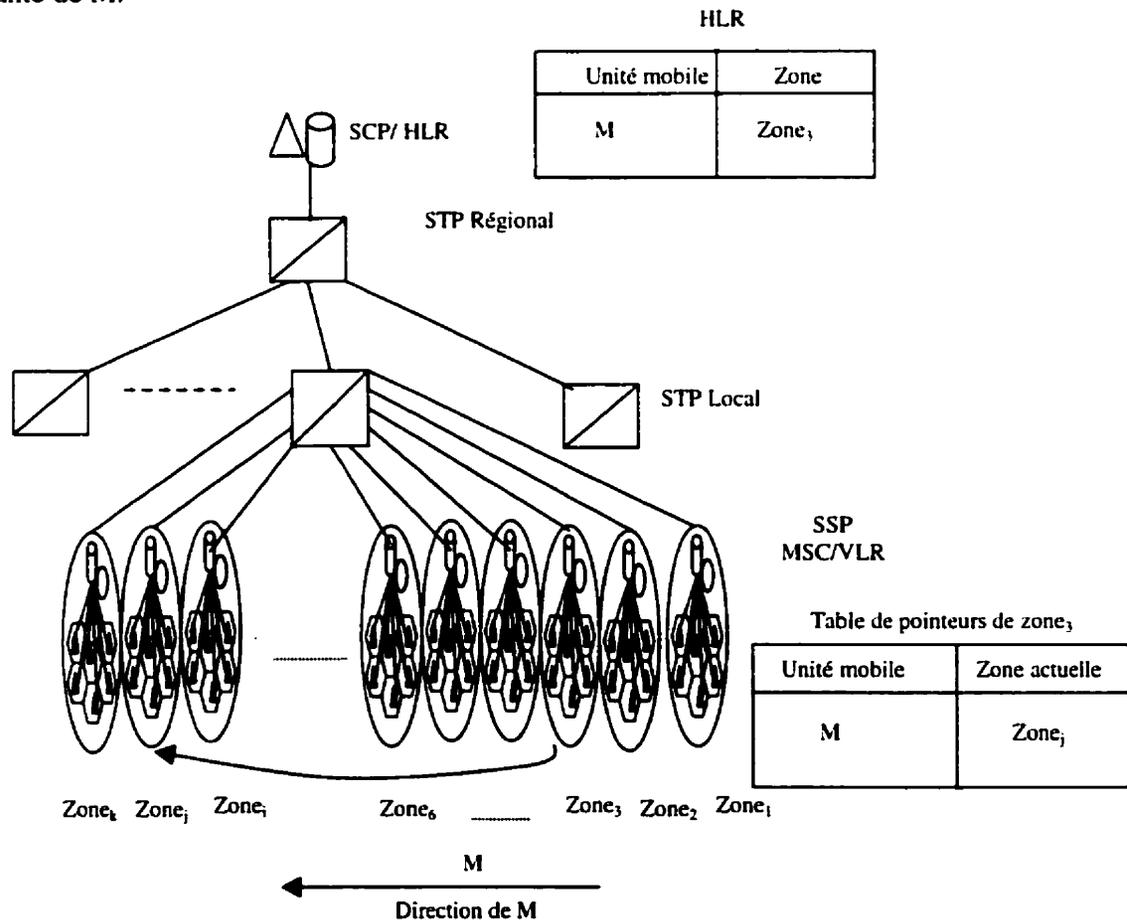


Figure 3.4 Exemple de mise à jour selon le modèle de champ mémoire

La procédure de recherche de localisation dans le modèle de champ mémoire est présentée à la Figure 3.5. La Figure 3.6 illustre le fonctionnement de cette procédure. Dans cette figure, quand l'unité mobile ne se trouve pas dans sa zone de renvoi ($Zone_1$), la zone actuelle ($Zone_3$) de l'unité mobile appelée M est déterminée à l'aide de la table de pointeurs de sa zone de renvoi. Ensuite, la requête est transférée à cette zone en traversant un seul pointeur.

```

RechercheDeLocalisation()
{
  Un appel destiné à l'unité mobile M arrive à un MSC/VLR.
  MSC appelant envoie la requête au HLR de M.
  Le HLR de M détermine la zone de renvoi (ou courante), Z, de l'unité mobile M et lui
  transfère la requête.
  SI Z n'est pas la zone courante de l'unité mobile ALORS
    Z transfère la requête à la zone courante de l'unité mobile en traversant un seul
    pointeur.
  La zone de localisation courante de M retourne au HLR un numéro de routage TLDN.
  Le HLR achemine ce numéro à la zone appelant.
}

```

Figure 3.5 Procédure de recherche de localisation du modèle de champ mémoire

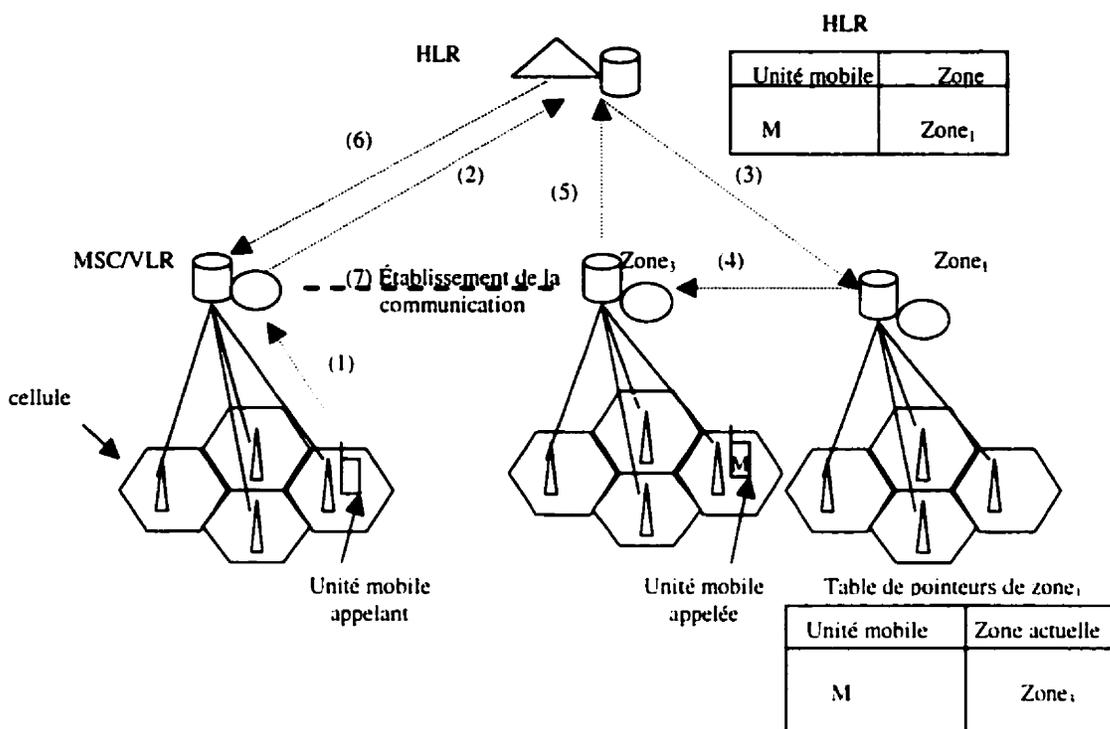


Figure 3.6 Recherche de localisation

3.4 Analyse de performance

Pour étudier la performance du modèle de champ mémoire, et le comparer avec le modèle des pointeurs de renvoi (Khrisna *et al.*, 1994), nous considérons un intervalle de temps entre deux appels consécutifs. Dans cette analyse, nous classifions les unités mobiles par leur ratio *appel à mobilité*, *CMR* (Call to Mobility Ratio). Nous définissons le ratio *appel à mobilité* comme le nombre moyen d'appels à un usager par unité de temps, divisé par le nombre moyen de changements de zones d'enregistrement pour la même unité de temps (taux moyen d'appel entrant / taux moyen de mobilité). Supposons que le taux moyen des appels entrant à une unité mobile est λ , et le temps moyen de résidence d'une unité mobile dans une zone de localisation est $1/\mu$. Alors, le *CMR* pourrait être donné par l'équation suivante :

$$CMR = \frac{\lambda}{\mu}$$

Notre objectif principal est de déterminer les classes d'unités mobiles pour lesquelles le modèle de champ mémoire pourrait réduire le trafic de signalisation et le chargement de base de données. Nous désignons par $\alpha(K)$ la probabilité qu'une unité mobile se déplace à travers K zones entre deux appels téléphoniques consécutifs qui lui sont destinés. Pour évaluer $\alpha(K)$, nous utilisons le diagramme de temps de la Figure 3.7.

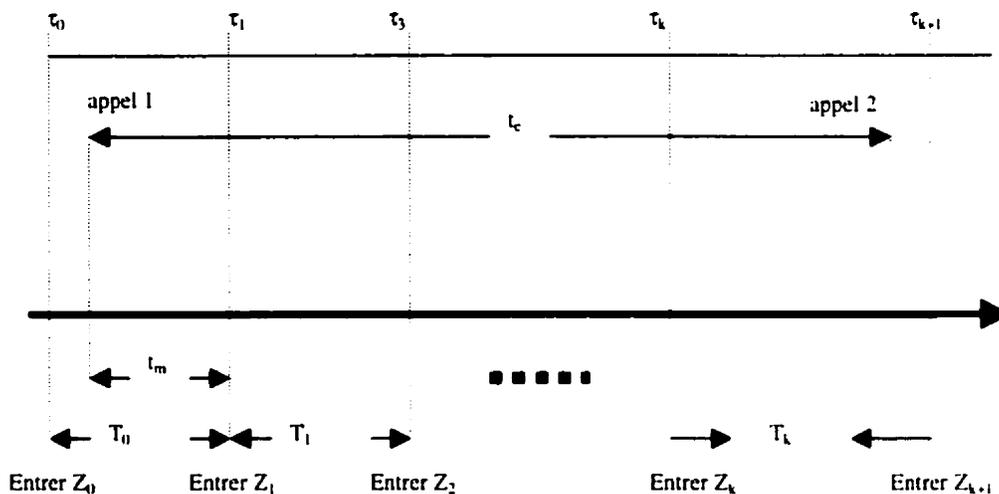


Figure 3.7 Diagramme de temps

Dans ce diagramme, nous supposons que t_c est l'intervalle entre deux appels consécutifs, appel 1 et appel 2. Supposons que l'unité mobile M réside dans la zone Z_0 quand le premier appel arrive. Après l'appel 1, M visite K zones et réside dans la zone j pour une période T_j ($0 \leq j \leq K$). Supposons que τ_i ($0 \leq i \leq K$) représente l'instant auquel l'unité mobile entre dans une nouvelle zone. Alors, T_i est l'intervalle de temps entre τ_i et τ_{i+1} . Supposons que t_m désigne l'intervalle entre l'instant d'arrivée de l'appel 1 et celui auquel M quitte la zone Z_0 . Les T_i ($0 \leq i \leq K$) sont des variables aléatoires indépendantes de distribution générale $F_M(T_i)$, de fonction de densité $f_M(T_i)$ et d'espérance mathématique $E[T_i]$. En se référant aux transformées de Laplace, on peut écrire que :

$$f_M^*(s) = \int_{t=0}^{\infty} e^{-st} f_M(t) dt \quad (3.1)$$

Supposons que $d_m(t)$ soit la fonction de densité de t_m . D'après la propriété d'observateur aléatoire (Ross, 1983; Mitrani, 1987), on peut montrer que :

$$d_m(t) = \frac{1}{E[T_M]} \int_{t=0}^{\infty} f_M(x) dx = \frac{1}{E[T_M]} [1 - F_M(t)] \quad (3.2)$$

Supposons que le temps de résidence des unités mobiles dans les zones de localisation suive une loi exponentielle de paramètre μ , alors on peut écrire que :

$$f_M(t) = \mu e^{-\mu t}$$

et

$$E[t_M] = \frac{1}{\mu}$$

Les appels arrivent selon un processus de Poisson de taux λ . Le temps d'attente entre deux appels t_c suit une loi exponentielle. Supposons que $f_c(t)$ soit la fonction de densité de t_c . Alors :

$$f_c(t) = \lambda e^{-\lambda t}$$

et

$$E[t_c] = \frac{1}{\lambda}$$

La transformée de Laplace de t_m est donc:

$$\begin{aligned} d_m^*(s) &= \int_{t=0}^{\infty} e^{-st} d_m(t) dt = \int_{t=0}^{\infty} e^{-st} \mu [1 - F_M(t)] dt \\ &= \mu \left[\int_{t=0}^{\infty} e^{-st} dt - \int_{t=0}^{\infty} e^{-st} F_M(t) dt \right] \\ &= \mu \left[-\frac{1}{s} e^{-st} \Big|_0^{\infty} + \frac{1}{s} \int_{t=0}^{\infty} F_M(t) d(e^{-st}) \right] \end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
&= \mu \left[\frac{1}{s} + \frac{1}{s} \left[(F_M(t) \cdot e^{-st}) \Big|_0^{\infty} - \int_0^{\infty} e^{-st} d(F_M(t)) \right] \right] \\
&= \frac{\mu}{s} \left[1 - \int_0^{\infty} e^{-st} f_M(t) dt \right] \\
&= \frac{\mu}{s} [1 - f_M^*(s)] \tag{3.3}
\end{aligned}$$

La probabilité $\alpha(K)$ qu'une unité mobile se déplace à travers K zones entre deux appels téléphoniques consécutifs est développée en deux cas en utilisant (3.1), (3.2), et (3.3) :

Cas 1 : $K = 0$

$$\begin{aligned}
\alpha(0) &= P[t_c \leq t_m] \\
&= \int_{t_m=0}^{\infty} \int_{t_c=0}^{t_m} f_c(t_c) d_m(t_m) dt_c dt_m \\
&= \int_{t_m=0}^{\infty} \int_{t_c=0}^{t_m} \lambda e^{-\lambda t_c} d_m(t_m) dt_c dt_m \\
&= \int_{t_m=0}^{\infty} d_m(t_m) [-e^{-\lambda t_c}]_0^{t_m} dt_m \\
&= \int_{t_m=0}^{\infty} d_m(t_m) (-e^{-\lambda t_m} + 1) dt_m \\
&= - \int_{t_m=0}^{\infty} d_m(t_m) e^{-\lambda t_m} dt_m + \int_{t_m=0}^{\infty} d_m(t_m) dt_m \\
&= 1 - d_m^*(\lambda) \\
&= 1 - \frac{\mu}{\lambda} [1 - f_M^*(\lambda)] \tag{3.4}
\end{aligned}$$

Cas 2 : $K \geq 1$

$$\alpha(K) = P[t_m + T_1 + \dots + T_{k-1} < t_c \leq t_m + T_1 + \dots + T_{k-1} + T_k]$$

Supposons que $X = t_m + T_1 + \dots + T_{k-1}$, alors

$$\begin{aligned}
 \alpha(K) &= P[X \leq t_c \leq X + T_K] \\
 &= P[t_c > X, t_c \leq X + T_K] \\
 &= P[t_c \leq X + T_K | t_c > X] * P[t_c > X] \\
 &= P[t_c \leq T_K] * P[t_c > X]
 \end{aligned} \tag{3.5}$$

$P[t_c \leq T_k]$ est obtenue comme suit :

$$\begin{aligned}
 P[t_c \leq T_k] &= \int_{T_k=0}^{\infty} \int_{t_c=0}^{T_k} f_c(t_c) f_M(T_k) dt_c dT_k \\
 &= \int_{T_k=0}^{\infty} \int_{t_c=0}^{T_k} \lambda e^{-\lambda t_c} f_M(T_k) dt_c dT_k \\
 &= \int_{T_k=0}^{\infty} f_M(T_k) [-e^{-\lambda t_c}]_0^{T_k} dT_k \\
 &= \int_{T_k=0}^{\infty} f_M(T_k) (-e^{-\lambda T_k} + 1) dT_k \\
 &= \int_{T_k=0}^{\infty} f_M(T_k) e^{-\lambda T_k} dT_k + \int_{T_k=0}^{\infty} f_M(T_k) dT_k \\
 &= 1 - f_M^*(\lambda)
 \end{aligned} \tag{3.6}$$

$P[t_c > X]$ est développée comme suit :

$$\begin{aligned}
 P[t_c > X] &= P[t_c > t_m + T_1 + \dots + T_{k-1}] \\
 &= P[t_c > t_m] * P[t_c > T_1] * \dots * P[t_c > T_{k-1}] \\
 &= P[t_c > t_m] * \prod_{i=1}^{K-1} P[t_c > T_i]
 \end{aligned} \tag{3.7}$$

D'après (3.6), $P[t_c > T_i]$ sont dérivées comme suit :

$$P[t_c > T_i] = 1 - P[t_c \leq T_i] = f_M^*(\lambda) \tag{3.8}$$

D'après (3.4), $P[t_c > t_m]$ est dérivée comme suit :

$$P[t_c > t_m] = 1 - P[t_c \leq t_m] = \frac{\mu}{\lambda} [1 - f_M^*(\lambda)] \quad (3.9)$$

Alors, d'après (3.5), (3.6), (3.7), (3.8), et (3.9), pour $K \geq 1$

$$\begin{aligned} \alpha(K) &= [1 - f_M^*(\lambda)] \frac{\mu}{\lambda} [1 - f_M^*(\lambda)] [f_M^*(\lambda)]^{K-1} \\ &= \frac{\mu}{\lambda} [1 - f_M^*(\lambda)]^2 [f_M^*(\lambda)]^{K-1} \end{aligned} \quad (3.10)$$

Le temps de résidence d'une unité mobile dans une zone suit une loi exponentielle. Alors, la transformation de Laplace de $f_M(T_i)$ est:

$$\begin{aligned} f_M^*(s) &= \int_{t=0}^{\infty} e^{-st} f_M(t) dt \\ &= \int_{t=0}^{\infty} e^{-st} \mu e^{-\mu t} dt \\ &= \mu \int_{t=0}^{\infty} e^{-s+\mu t} dt \\ &= -\frac{\mu}{s+\mu} \left[e^{-s+\mu t} \right]_0^{\infty} \\ &= \frac{\mu}{s+\mu} \end{aligned} \quad (3.11)$$

Désignons par N le nombre moyen de fois que la procédure de mise à jour est exécutée entre deux appels consécutifs. N est développé comme suit:

$$\begin{aligned} N &= \sum_{i=0}^{\infty} i \alpha(i) \\ &= \frac{\mu}{\lambda} [1 - f_M^*(\lambda)]^2 \sum_{i=1}^{\infty} i [f_M^*(\lambda)]^{i-1} \\ &= \frac{\mu}{\lambda} \end{aligned} \quad (3.12)$$

En effet, supposons que:

$$f_M^*(\lambda) = X$$

On a $|X| < 1$. D'après le théorème des séries binomiales, pour tout nombre réel k et si $|X| < 1$, on peut écrire:

$$(1 + X)^k = 1 + kX + \frac{k(k-1)}{2!} X^2 + \dots + \frac{k(k-1)\dots(k-n+1)}{n!} X^n + \dots$$

En appliquant ce théorème, on peut donc écrire:

$$\begin{aligned} [1 + (-X)]^{-2} &= 1 + (-2)(-X) + \frac{(-2)(-2-1)}{2!} (-X)^2 + \frac{(-2)(-2-1)(-2-2)}{3!} (-X)^3 + \dots \\ &= 1 + 2X + 3X^2 + 4X^3 + \dots \\ &= \sum_{i=1}^{\infty} iX^{i-1} \end{aligned}$$

Généralement, les utilisateurs sont classifiés selon leur ratio appel à mobilité *CMR* (call-to-mobility ratio). Le *CMR* est défini comme le nombre moyen d'appels à un utilisateur par unité de temps, divisé par le nombre moyen de changements de zones d'enregistrement pour la même unité de temps. Alors,

$$CMR = \frac{\lambda}{\mu}$$

et

$$N = \frac{1}{CMR} \quad (3.13)$$

Désignons par M et L respectivement les coûts d'une exécution de la procédure de mise à jour et de la procédure de localisation dans IS-41. De la même manière, m est le coût de mise à jour dans le modèle de champ mémoire. T est le coût de traversée d'une zone à une autre. Dans le modèle de champ mémoire, la procédure de mise à jour de IS-41 est exécutée quand l'unité mobile passe d'une zone à une autre zone située sous un LSTP différent. Dans cette analyse, nous étudions le mouvement de l'unité mobile entre des zones situées sous le même LSTP.

Nous désignons les coûts totaux entre deux appels consécutifs pour les diverses opérations utilisées dans cette analyse comme suit :

M_{IS41} : le coût total des opérations de mise à jour selon le modèle IS-41;

L_{IS41} : le coût total des opérations de localisation selon le modèle IS-41;

$Total_{IS41}$: le coût total des opérations de mise à jour et de localisation dans le modèle IS-41;

M_{ChM} : le coût total des opérations de mise à jour dans le modèle de champ mémoire ;

L_{ChM} : le coût total des opérations de localisation dans le modèle de champ mémoire ;

$Total_{ChM}$: le coût total des opérations de mise à jour et de localisation dans le modèle de champ mémoire.

Le nombre moyen d'opérations de localisation exécutées entre deux appels consécutifs est 1. Dans le pire des cas, le coût de la procédure de localisation dans le modèle de champ mémoire est égal au coût de la procédure de localisation dans le modèle IS-41 plus le coût de traverser un seul pointeur entre deux zones de localisation. Les coûts totaux sont donc obtenus comme suit :

$$M_{IS41} = N * M = \frac{M}{CMR} \quad (3.14)$$

$$Total_{IS41} = M_{IS41} + L_{IS41} = \frac{M}{CMR} + L \quad (3.15)$$

$$M_{ChM} = \frac{m}{CMR} \quad (3.16)$$

$$Total_{ChM} = M_{ChM} + L_{ChM} = \frac{m}{CMR} + L + T \quad (3.17)$$

La section suivante présentera une analyse détaillée de ces coûts, analyse basée sur l'architecture de réseau présenté au chapitre 2. La procédure de mise à jour de

données de localisation et la procédure de localisation des unités mobiles dans IS-41 exigent le même nombre de messages échangés entre les bases de données VLR et HLR. De même, le nombre de messages requis pour la procédure de mise à jour dans le modèle de champ mémoire est 4 fois supérieur au nombre de messages requis pour traverser d'une zone à une autre. Pour simplifier notre simulation, nous supposons que $M = L$ et $T = m/4$. Finalement, nous normalisons le coût de M à 1. Alors, il s'ensuit que :

$$\frac{M_{ChM}}{M_{IS41}} = \frac{m}{M} = m \quad (3.18)$$

$$\frac{Total_{ChM}}{Total_{IS41}} = \frac{4(m + CMR) + m * CMR}{4(M + CMR)} \quad (3.19)$$

$$\frac{L_{ChM}}{L_{IS41}} = \frac{L + \frac{m}{4}}{L} = 1 + \frac{m}{4} \quad (3.20)$$

Pour conduire quelques simulations, nous supposons des valeurs approximatives pour m . La Figure 3.8 montre le coût total des opérations de mise à jour de localisation dans le modèle de champ mémoire par rapport au coût total des opérations de mise à jour dans le modèle IS-41, pour $m=0.2$ et $m=0.5$. Nous observons que pour $m = 0.2$, le modèle de champ mémoire réduit de 80% le coût total de mise à jour par rapport au modèle IS-41, et le coût excédentaire qu'on paye pour localiser l'unité mobile est de 5%. De la même manière, pour $m = 0.5$, la réduction du coût total de mise à jour est de 50% et le coût excédentaire qu'on paye avec la procédure de localisation est de 12.5%. La Figure 3.8 montre également que, quand CMR est faible, une réduction significative de coût est obtenue avec la procédure de mise à jour du modèle de champ mémoire. Cependant, quand CMR tend vers l'infini, le coût de mise à jour dans les deux modèles tend vers 0. Cela pourrait être expliqué comme suit. Quand CMR tend vers l'infini, l'unité mobile ne change jamais sa zone de localisation et par conséquent aucune opération de mise à jour n'est effectuée.

La Figure 3.9 montre que la réduction obtenue sur le coût total de mise à jour et de localisation se situe entre 22 et 78% pour $m = 0.2$, et entre 8 et 52% pour $m = 0.5$. Pour bien comprendre ces résultats, nous analysons la borne inférieure et la borne supérieure de coût relatif $Total_{ChM}/Total_{IS41}$ donné par l'équation (3.19). D'après cette équation, nous remarquons que les bornes inférieure et supérieure de cet indice de performance sont atteintes quand le CMR tend vers 0 et CMR tend vers l'infini, respectivement. Donc, il s'ensuit que :

$$m \leq \frac{Total_{ChM}}{Total_{IS41}} \leq 1 + \frac{m}{4} \quad (3.21)$$

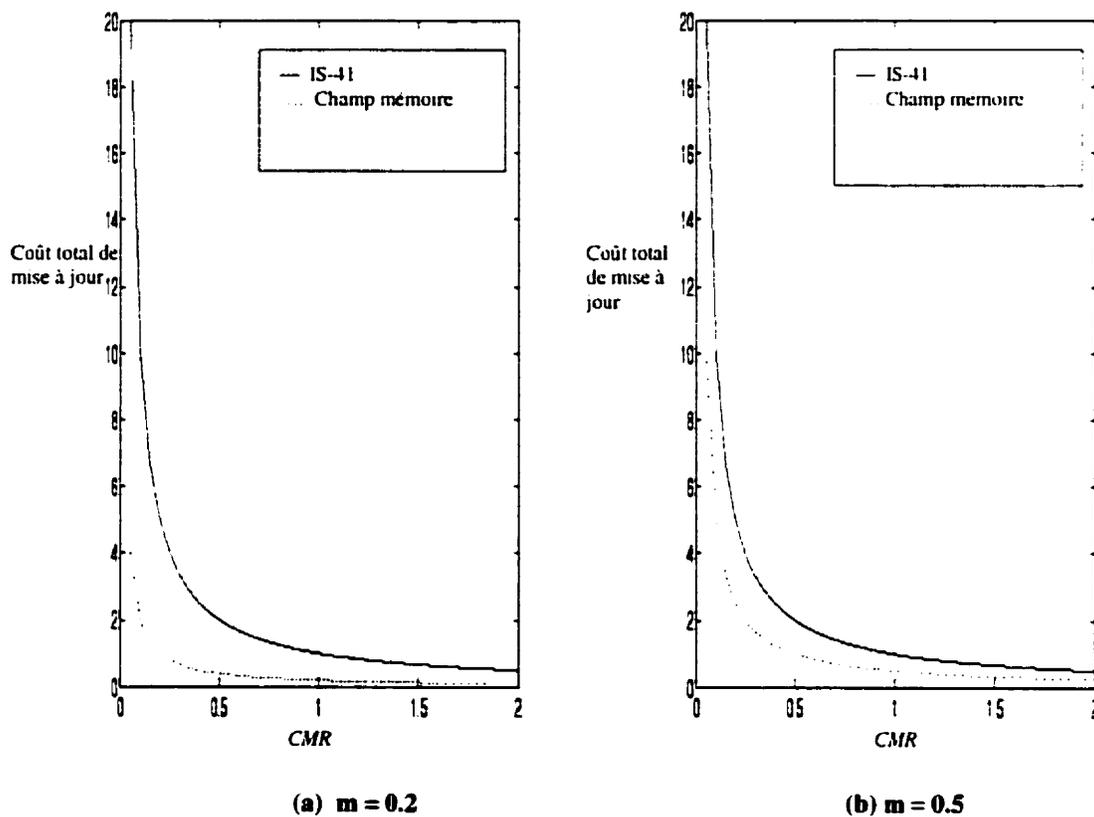


Figure 3.8 Coût total de mise à jour de localisation dans IS-41 versus champ mémoire

L'équation (3.21) peut être expliquée comme suit. Quand le CMR est faible, le taux de mobilité est élevé par rapport au taux d'arrivées des appels, et les coûts totaux dans les deux modèles sont dominés par le coût de procédure de mise à jour. Dans ce cas, le modèle de champ mémoire est plus performant que celui de IS-41, puisque la procédure de mise à jour dans ce modèle conduit à une réduction significative de coût par rapport à celle de IS-41. Inversement, quand le CMR est élevé, le taux d'arrivées d'appels est élevé par rapport à celui de la mobilité et par conséquent le coût de la procédure de recherche de localisation domine. Quand le nombre moyen des appels destinés à l'unité mobile augmente, la valeur de $Total_{CHM}$ s'approche de la valeur de $Total_{IS41}$. Rappelons que, quand le CMR tend vers l'infini, l'unité mobile ne quitte jamais sa zone de localisation. À ce moment là, il est conseillé de mettre à jour les données de localisation de l'unité mobile dans le HLR. Par conséquent, le coût de la procédure de recherche de localisation sera identique dans les deux modèles et la borne supérieure de $Total_{CHM}/Total_{IS41}$ sera 1. Autrement, la borne supérieure $Total_{CHM}/Total_{IS41}$ sera $1+m/4$ où $m/4$ est le coût de traverser un pointeur entre deux zones de localisation dans le modèle de champ mémoire.

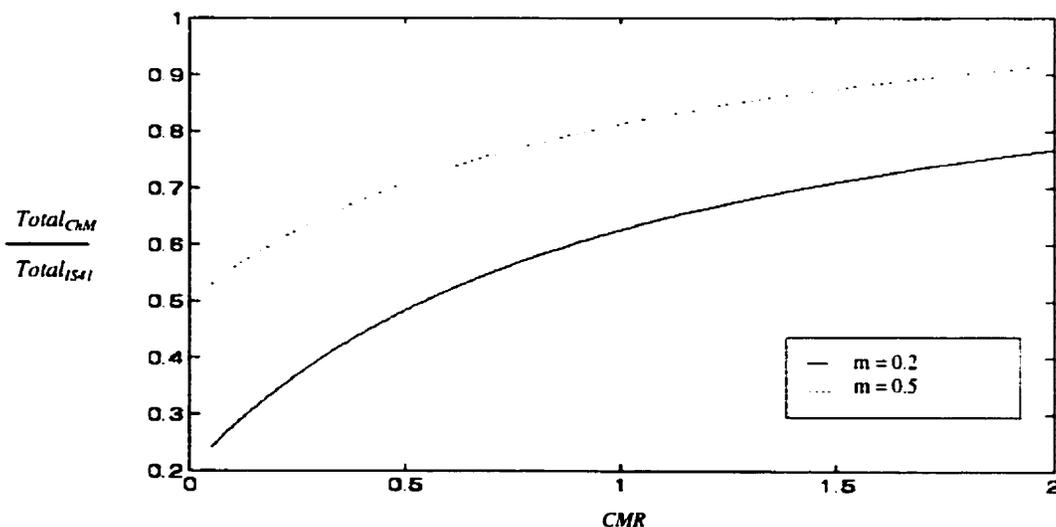


Figure 3.9 Réductions obtenues avec le modèle de champ mémoire sur les coûts totaux

3.5 Analyse comparative des modèles de champ mémoire et IS-41

Nous avons vu que la réduction de coût obtenue avec le modèle de champ mémoire dépend du coût d'établir et de traverser un pointeur entre la zone de renvoi et la zone courante de l'unité mobile, par opposition au coût de mise à jour des données de localisation dans le HLR avec le modèle IS-41. Dans cette section, nous comparons les coûts du modèle de champ mémoire avec ceux du modèle IS-41 basé sur l'architecture de réseau présentée au chapitre 2 (voir Figure 3.10). Nous visons à trouver les cas pour lesquels le modèle de champ mémoire est utile, i.e., $Total_{CHM} < Total_{IS41}$. D'après les équations (3.15) et (3.17), le modèle de champ mémoire est plus performant que le modèle IS-41 si et seulement si :

$$\frac{m}{CMR} + T < \frac{M}{CMR} \quad (3.22)$$

Nous désignons les coûts pour traverser les divers éléments de réseau (voir figure 14) comme suit:

A_l = le coût de transmettre une requête de localisation ou un message de réponse sur une liaison SSP-LSTP ;

D = le coût de transmettre une requête de localisation ou un message de réponse sur une liaison LSTP-RSTP ;

A_r = le coût de transmettre une requête de localisation ou un message de réponse sur une liaison RSTP-SCP ;

G_{LSTP} = le coût pour traiter et acheminer une requête de localisation ou un message de réponse par LSTP ;

G_{RSTP} = le coût pour traiter et acheminer une requête de localisation ou un message de réponse par RSTP ;

H_Q = le coût d'une requête au HLR pour obtenir les données de localisation concernant le VLR actuel ;

V_Q = le coût d'une requête au VLR pour obtenir l'adresse de routage.

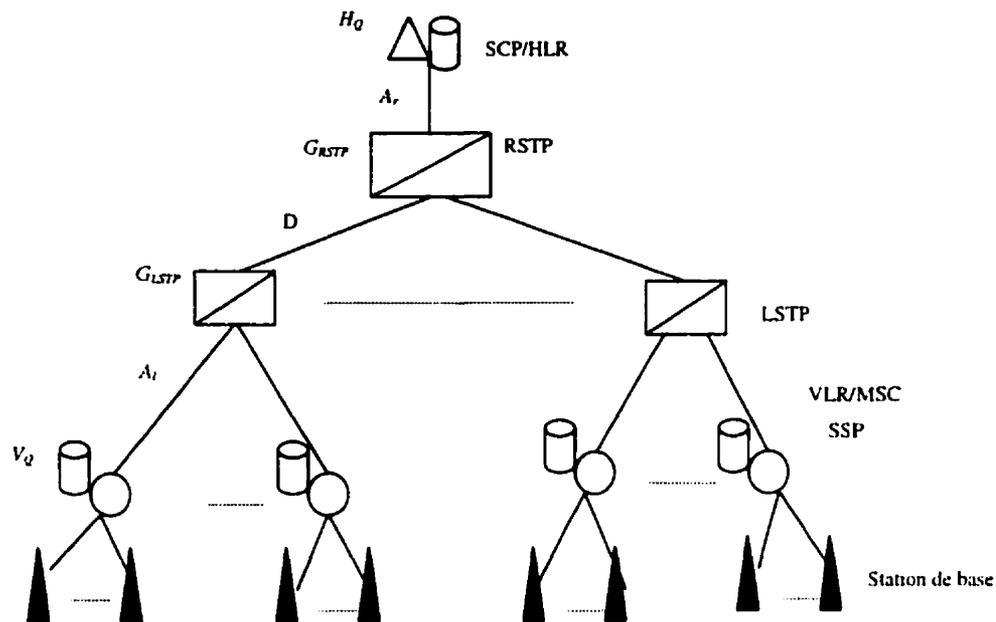


Figure 3.10 Coûts des éléments de réseau

Nous supposons que q est la probabilité que l'unité mobile retourne à sa zone de renvoi. Donc, le coût m de la procédure de mise à jour de localisation dans le modèle de champ mémoire est :

$$m = (1-q)\beta + q\gamma$$

où β est le coût du message d'annulation d'enregistrement dans l'ancienne zone de localisation plus le coût de message de mise à jour de la table de pointeur dans la zone de renvoi de l'unité mobile, et γ est le coût de message (annulation d'enregistrement) envoyé à l'ancienne zone de l'unité mobile quand cette dernière retourne à sa zone de renvoi.

Pour simplifier cette analyse, nous supposons que le mouvement de l'unité mobile est intra_LSTP (entre deux zones connectées au même LSTP). Dans les chapitres 4 et 6, nous étudierons les comportements du modèle de champ mémoire dans les deux cas (mouvement intra_LSTP et mouvement inter_LSTP). Examinons l'algorithme de mise à jour du modèle de champ mémoire ligne par ligne, m peut être écrit comme suit:

$$m = (1-q)(2V_Q + 8A_I + 4G_{LSTP}) + q(2V_Q + 4A_I + 2G_{LSTP})$$

alors

$$m = 8A_I + 4G_{LSTP} + 2V_Q - 4qA_I - 2qG_{LSTP} \quad (3.23)$$

La probabilité q peut être estimée facilement en utilisant le modèle suivant. Nous distinguons entre 3 types de zones de localisation pour chaque unité mobile : Zone de renvoi, zone voisine (voisine à la zone de renvoi), zone générale. Nous supposons que chaque LSTP est composé de $x * x$ zones de localisation et chaque zone de localisation est un carré. Nous supposons que les unités mobiles sont distribuées uniformément à travers les zones de localisation. Chaque fois que l'unité mobile change sa zone de localisation, un des côtés de sa zone de localisation est traversé avec une probabilité égale (1/4). Alors, q pourrait être la probabilité que l'unité mobile soit dans une zone voisine multipliée par la probabilité que son mouvement soit vers sa zone de renvoi.

Le coût M de la procédure de mise à jour dans le modèle IS-41 comme elle est présentée au chapitre 2 est :

$$M = 4(A_I + D + A_r + G_{LSTP} + G_{RSTP}) + H_Q + 2V_Q \quad (3.24)$$

Le coût L de la procédure de recherche de localisation dans le modèle IS-41 comme elle est présentée au chapitre 2 est :

$$L = 4(A_I + D + A_r + G_{LSTP} + G_{RSTP}) + H_Q + V_Q \quad (3.25)$$

Le coût T de traverser un pointeur entre deux zones de localisation appartenant au même LSTP est :

$$T = 2A_I + G_{RSTP} \quad (3.26)$$

Ainsi, le modèle de champ mémoire est moins coûteux quand la condition $Total_{CHM} < Total_{IS41}$ est satisfaite. Alors, en utilisant les équations (3.22), (3.23), (3.24), (3.25) et (3.26), il s'ensuit que :

$$\frac{4(2A_I + G_{LSTP}) + 2V_Q - 4qA_I - 2qG_{LSTP} + (2A_I + G_{LSTP})CMR}{4(A_I + D + A_r + G_{LSTP} + G_{RSTP}) + H_Q + 2V_Q} < 1 \quad (3.27)$$

La relation (3.27) est constituée de termes de coût hétérogènes : par exemple, coûts de liaisons de transmission, coûts d'accès aux bases de données, coûts de traitement des requêtes, etc. Donc, son évaluation numérique exige soit une connaissance détaillée de ces quantités individuelles ou une certaine hypothèse qui permet de simplifier cette équation. Dans cette analyse, nous adoptons la deuxième option qui pourrait être traitée selon deux approches :

- supposer qu'un ou plusieurs coûts dominant, et simplifier l'équation en affectant une valeur nulle aux autres termes ;
- établir une unité de mesure commune pour tous les coûts.

Pour l'instant, nous adoptons la première approche. Il s'est avéré que le modèle de champ mémoire est dans la plupart des cas moins coûteux que le modèle IS-41. En effet, la seule fois que le modèle IS-41 se révèle moins coûteux est lorsque le coût V_Q de VLR ou le coût A_l requis pour traverser la liaison A_l domine. Ce modèle répartit la charge sur la base de données HLR et les éléments de haut niveau du réseau SS7 (i.e. RSTP, lien D, lien A_r) aux VLRs et les éléments de bas niveau du réseau. Une discussion plus détaillée se trouve dans (Safa, Pierre et Conan, 1999).

3.6 Modèle de champ mémoire versus modèle des pointeurs de renvoi

Dans cette section, nous comparons la performance du modèle de champ mémoire à celle du modèle de pointeurs de renvoi, proposé par Khrisna *et al.* (1994). Ce dernier était abordé au chapitre 2. Brièvement, l'idée de base du modèle de pointeurs de renvoi est d'établir, après chaque changement de zone, un pointeur entre l'ancienne zone de localisation et la nouvelle zone. Après un intervalle de temps, quand l'unité mobile est appelée, il faut traverser une chaîne de pointeurs pour localiser sa zone actuelle. Pour assurer que le temps exigé pour localiser la zone actuelle de l'unité mobile est raisonnable, Jain et Lin (1995) ont suggéré de limiter la taille de la chaîne de pointeurs à un maximum de Q pointeurs. La procédure de mise à jour de localisation dans le modèle

des pointeurs de renvoi, qui est exécutée après chaque changement de zone, est décrite par Jain et Lin (1995) et reproduite à la Figure 3.11.

Le coût de la procédure de recherche de localisation du modèle des pointeurs de renvoi peut être défini comme le coût de la procédure de recherche de localisation du modèle IS-41 plus le coût de traverser la chaîne de pointeurs.

Nous notons que le coût de suppression de la chaîne de pointeurs n'est pas considéré par Jain et Lin (1995), mais les auteurs mentionnent que la considération de ce coût modifie le coût de la procédure de mise à jour du modèle de pointeurs de renvoi. Dans cette analyse, nous considérons que quand une opération de mise à jour de données de localisation de l'unité mobile est exécutée dans le HLR, la chaîne de pointeurs doit être supprimée. Pour évaluer donc le modèle de pointeurs de renvoi, nous désignons les coûts totaux entre deux appels consécutifs pour les diverses opérations utilisées dans ce modèle comme suit :

M_{PR} : coût total des opérations de mise à jour de localisation :

L_{PR} : coût total des opérations de localisation :

E_{PR} : coût d'établissement d'un pointeur entre l'ancienne zone de localisation et la nouvelle zone durant la procédure de mise à jour ;

S_{PR} : coût de suppression d'un pointeur entre l'ancienne zone de localisation et la nouvelle zone ;

T : coût de traverser un pointeur entre deux zones de localisation durant la procédure de recherche de localisation ;

$Total_{PR}$: coût total des opérations de mise à jour et de localisation entre deux appels consécutifs.

Alors, $Total_{PR}$ s'écrit comme suit :

$$Total_{PR} = M_{PR} + L_{PR} \quad (3.28)$$

```

PointeurRenvoi()
/* i est une variable globale initialisée à 0 */
{
SI (i<Q-1) ALORS
    {
        M s'enregistre auprès de la nouvelle zone.
        La nouvelle zone envoie un message d'établissement de pointeur et d'annulation
        d'enregistrement à l'ancienne zone.
        L'ancienne zone envoie un accusé de réception à la nouvelle zone.
        i := i + 1
    }
SINON
    {
        Exécuter la procédure de mise à jour du modèle IS-41.
        Supprimer la chaîne des pointeurs.
        i := 0.
    }
}

```

Figure 3.11 Procédure de mise à jour de localisation dans le modèle des pointeurs de renvoi

Nous observons que le nombre de messages requis pour établir un pointeur entre l'ancienne zone de localisation et la nouvelle zone est égal au nombre de messages requis pour le supprimer, i.e., D_{PR} est égal à E_{PR} . Désignons par W le coût d'établir un pointeur entre deux zones de localisation (normalement l'ancienne et la nouvelle zone) et le supprimer quand la chaîne de pointeurs est tronquée, i.e., $W = E_{PR} + S_{PR}$. M_{PR} et L_{PR} sont calculés comme suit (Jain et Lin, 1995):

$$M_{PR} = \frac{W}{CMR} + \frac{M - W}{(1 + CMR)^Q - 1} \quad (3.29)$$

$$L_{PR} = L + \frac{T}{CMR} - \frac{Q * T}{(1 + CMR)^Q - 1} \quad (3.30)$$

À partir des équations (3.28), (3.29), et (3.30), il s'ensuit que :

$$Total_{PR} = L + \frac{T + W}{CMR} + \frac{M - W - Q * T}{(1 + CMR)^Q - 1} \quad (3.31)$$

Nous observons que l'établissement et la suppression d'un pointeur dans le modèle de pointeurs de renvoi exige l'échange du même nombre de messages que la procédure de mise à jour de localisation dans le modèle de champ mémoire. Ainsi, nous pouvons considérer que $W=m$, où m désigne le coût de la procédure de mise à jour dans le modèle de champ mémoire. Jain et Lin (1995) ont proposé $T = E_{PR}/2$. Comme $W = E_{PR} + S_{PR} = 2E_{PR}$, alors nous pouvons considérer que $T=m/4$ dans les deux modèles.

Dans la Figure 3.12(a), (b), (c), nous considérons que $m=0.3$ et la longueur de chaîne des pointeurs $Q=3$. Dans la Figure 3.12(a), nous traçons M_{PR}/M_{IS41} et M_{CHM}/M_{IS41} par rapport CMR . Nous observons que la réduction obtenue sur le coût total de mise à jour en utilisant le modèle de champ mémoire pourrait être 25% plus grand que la réduction obtenue en utilisant le modèle des pointeurs de renvoi. Dans la Figure 3.12(b), nous traçons L_{PR}/L_{IS41} et L_{CHM}/L_{IS41} par rapport au CMR . Nous remarquons que le coût supplémentaire payé pour localiser l'unité mobile en utilisant le modèle de champ mémoire est toujours moindre que le coût supplémentaire payé en utilisant le modèle de pointeur de renvoi. Dans la Figure 3.12(c), nous traçons $Total_{PR}/Total_{IS41}$ et $Total_{CHM}/Total_{IS41}$ par rapport au CMR . Nous trouvons que la réduction totale obtenue en utilisant le modèle de champ mémoire par rapport au modèle IS-41 varie de 25% à 68%, tandis que la réduction obtenue en utilisant le modèle des pointeurs de renvoi varie de 21% à 44%. Dans la Figure 3.12(d), (e), (f), nous considérons que $m=0.3$ et la longueur de chaîne de pointeurs $Q=6$. Quand Q augmente, la différence entre les coûts totaux

dans les deux modèles diminue. Cela pourrait être justifié comme suit. Quand la longueur de chaîne augmente, le nombre de mises à jour au HLR diminue, mais le coût supplémentaire payé pour localiser l'unité mobile augmente. En effet, dans le cas où $Q=6$, le coût supplémentaire payé (par rapport au modèle IS-41) pour localiser l'unité mobile en utilisant le modèle de champ mémoire est 7% dans le pire des cas; il est de 18% avec le modèle des pointeurs de renvoi, par opposition à 7% et 7.2% en utilisant le modèle de champ mémoire et le modèle des pointeurs de renvoi respectivement dans le cas où $Q=3$.

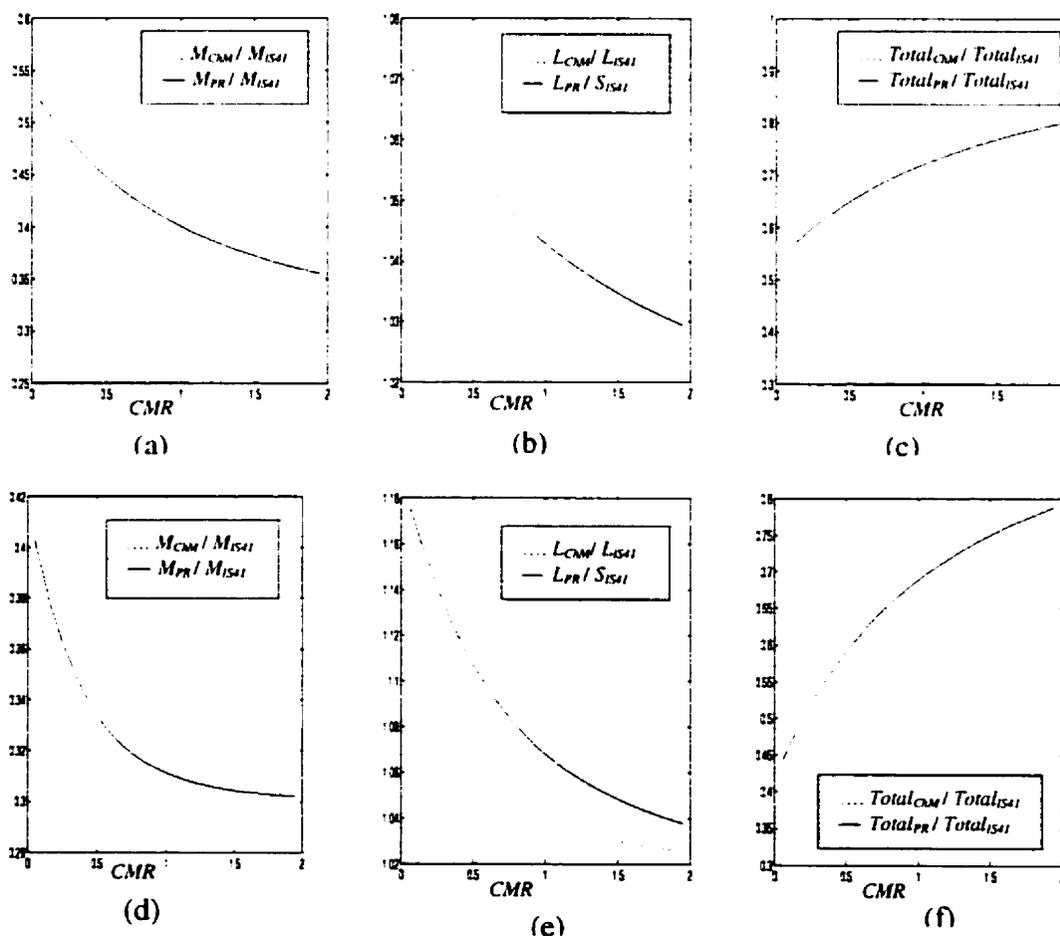


Figure 3.12 Performance du modèle de champ mémoire et du modèle de pointeurs de renvoi par rapport au modèle IS-41

CHAPITRE IV

SCHÉMA GLOBAL DE GESTION DE LOCALISATION

Le modèle de champ mémoire réduit le coût de la procédure de mise à jour de localisation. Au chapitre II, la performance de ce modèle a été étudiée dans un intervalle de temps séparant deux appels consécutifs. Néanmoins, le mouvement de l'unité mobile entre deux zones de localisation appartenant aux deux différents LSTPs n'a pas été étudié explicitement. Dans ce chapitre, nous proposons un nouveau schéma global de gestion de localisation qui développe le modèle de champ mémoire pour qu'il réduise les coûts des deux procédures: la procédure de mise à jour de localisation et la procédure de recherche de localisation. Ce schéma consiste à ajouter une table de données de localisation ou une antémémoire aux nœuds LSTPs pour améliorer l'efficacité de la procédure de localisation d'une unité mobile. Nous présentons d'abord les concepts de base de ce schéma global. Ensuite, nous abordons les scénarios possibles pour chaque procédure de gestion de localisation. Un modèle analytique pour étudier la performance de ce schéma est introduit. Plusieurs simulations sont menées pour analyser les comportements du nouveau schéma (Safa, Pierre et Conan, 2001).

4.1 Idée de base du schéma global de gestion de localisation

Le nouveau schéma consiste à ajouter à l'architecture actuelle de l'unité mobile deux tables: une table de données de localisation et une table de pointeurs. La table de données de localisation se situe à un nœud LSTP et dessert toutes les zones de localisation connectées à ce LSTP et non pas une seule zone. Elle contient les données de localisation de quelques unités mobiles sélectionnées, généralement celles qui sont fréquemment appelées de ces zones de localisation. Cela peut réduire significativement le coût de la procédure de recherche de localisation surtout quand la probabilité que l'unité mobile appelée ait un dossier dans la table de données de localisation de l'unité appelant est élevée. Si cette probabilité est faible, on ne paye aucun coût excédentaire. Alors, la

position idéale de la table de données de localisation est aux nœuds LSTPs. En effet, une table pour plusieurs zones permet :

- de réduire le trafic du réseau en minimisant le nombre de requêtes de mise à jour ;
- d'économiser le coût d'installation des antémémoires sans payer de coût excédentaire par rapport à la méthode proposé par Lin *et al.* (1994) ;
- d'éviter la redondance de stockage et le gaspillage d'espace mémoire ;
- d'augmenter la probabilité de localiser l'unité mobile sans accéder à la base de données du réseau HLR. Par exemple, si une unité mobile est appelée souvent à partir de la zone i mais rarement de la zone j qui est voisine de la zone i , cette unité sera localisée localement quand elle est demandée de la zone j , puisque la même table sert les deux zones.

Une table de pointeurs est ajoutée à chaque zone de localisation. La Figure 4.1 illustre l'architecture du modèle proposé. Comme dans le modèle de champ mémoire, une zone de renvoi de l'unité mobile est définie comme la zone dans laquelle ses données de localisation sont mises à jour dans le HLR. Nous distinguons deux types de mouvements pour chaque unité mobile: un mouvement intra-LSTP et un mouvement inter-LSTP. Le mouvement intra-LSTP se produit quand l'unité mobile entre dans une nouvelle zone appartenant au même LSTP que son ancienne zone. Le mouvement inter-LSTP se produit quand la nouvelle zone et l'ancienne zone appartiennent à deux LSTPs différents. On suppose aussi que chaque unité mobile a un petit champ mémoire dont le but est de stocker l'adresse de la zone de renvoi de cette unité. Quand le mouvement de l'unité mobile est intra-LSTP, la table de pointeurs de sa zone de renvoi est mise à jour pour qu'elle indique sa nouvelle zone et non pas le HLR. Quand le mouvement est inter-LSTP, les données de localisation de l'unité mobile dans le HRL sont mises à jour ainsi que le champ mémoire.

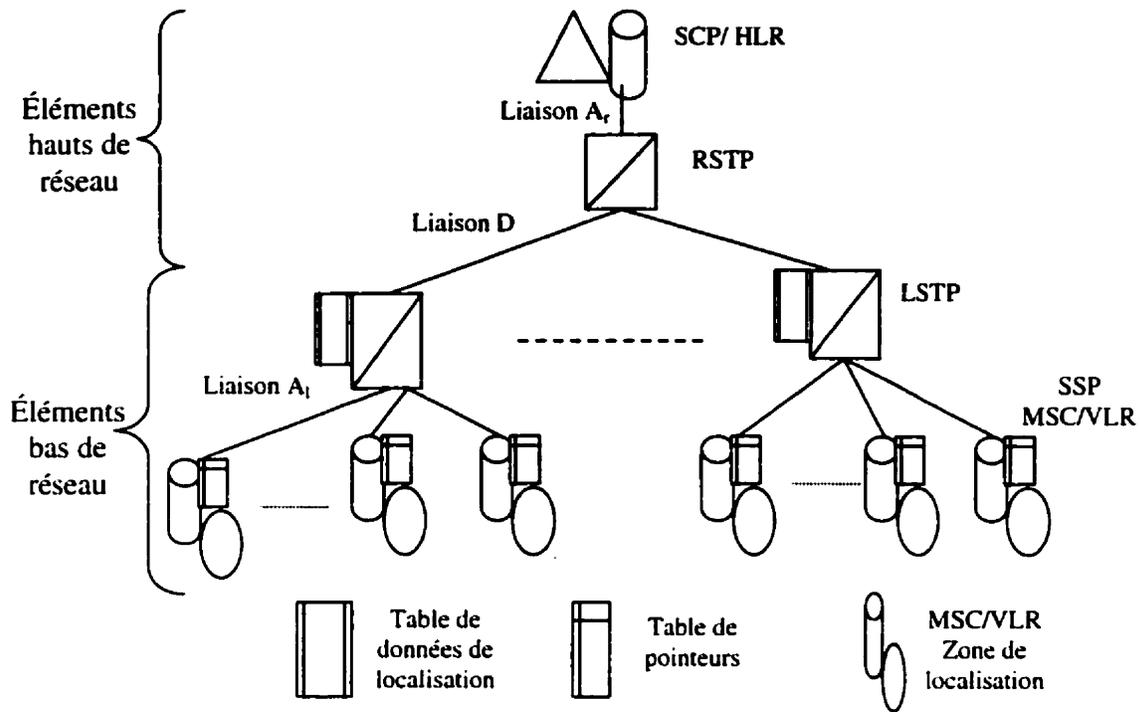


Figure 4.1 Architecture de réseau dans le modèle proposé

4.2 Procédures de mise à jour et de recherche de localisation

Dans cette section, nous présentons les différents scénarios possibles pour la procédure de mise à jour de localisation et pour la procédure de recherche de localisation selon le nouveau schéma.

4.2.1 Procédure de mise à jour de localisation

Deux scénarios sont possibles pour la procédure de mise à jour de localisation dans le schéma global. Le premier scénario se produit quand le mouvement de l'unité mobile est intra-LSTP. Le deuxième scénario est exécuté quand le mouvement de l'unité mobile est inter-LSTP.

Scénario 1

Ce scénario est présenté à la Figure 4.2. En effet, quand le mouvement de l'unité mobile est intra-LSTP, la table de pointeurs de la zone de renvoi de l'unité mobile est mise à jour au lieu de la base de données nominale HLR. Les étapes de ce scénario sont décrites comme suit:

1. L'unité mobile entre dans une nouvelle zone de localisation et envoie un message de mise à jour de localisation au MSC/VLR de cette nouvelle zone.
2. Le MSC de la nouvelle zone de localisation enregistre l'unité mobile auprès de sa base de données VLR et envoie un message d'annulation d'enregistrement à l'ancienne zone de localisation.
3. La nouvelle zone de localisation envoie un message à la zone de renvoi de l'unité mobile pour créer un pointeur de la zone de renvoi à la nouvelle zone. En d'autres termes, aucune opération de mise à jour n'est exécutée au niveau du HLR.
- 4 et 5. La nouvelle zone de localisation reçoit un accusé de réception de l'ancienne zone et de la zone de renvoi de l'unité mobile.

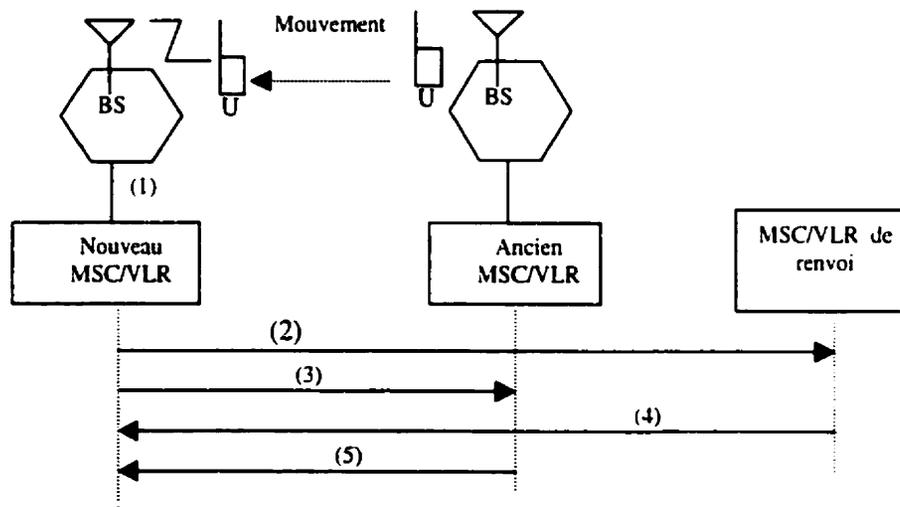


Figure 4.2 Procédure de mise à jour pour le mouvement intra-LSTP

Scénario 2

Quand le mouvement de l'unité mobile est inter-LSTP, la procédure de mise à jour de localisation présentée à la Figure 4.3 est exécutée. Les étapes de ce scénario sont décrites comme suit:

1. L'unité mobile entre dans une nouvelle zone de localisation et envoie un message de mise à jour de localisation au MSC/VLR de cette nouvelle zone.
2. Le MSC de la nouvelle zone de localisation enregistre l'unité mobile auprès de sa base de données VLR. Ensuite, il envoie un message de mise à jour de localisation au HLR à travers les nœuds STPs.
3. Le nœud STP utilise le numéro d'identification personnel de l'unité mobile et exécute la procédure GTT pour déterminer le HLR de l'unité mobile. Le message de mise à jour est ensuite acheminé à ce HLR.
4. Le HLR envoie un message d'annulation d'enregistrement à l'ancienne zone de localisation de l'unité mobile.
5. L'ancien MSC supprime le profil de l'unité mobile de sa base de données VLR et envoie un accusé de réception au HLR.
6. Le HLR à son tour envoie un message de confirmation de mise à jour au nouveau MSC/VLR. Normalement, ce message inclut le profil de l'unité mobile.
7. Le nouveau MSC/VLR envoie un message de mise à jour aux tables de données de localisation, quand il est nécessaire, après avoir consulté le profil de l'unité mobile.
8. Après la mise à jour des données de l'unité mobile, les tables de données de localisation envoient des accusés de réception à la nouvelle zone.

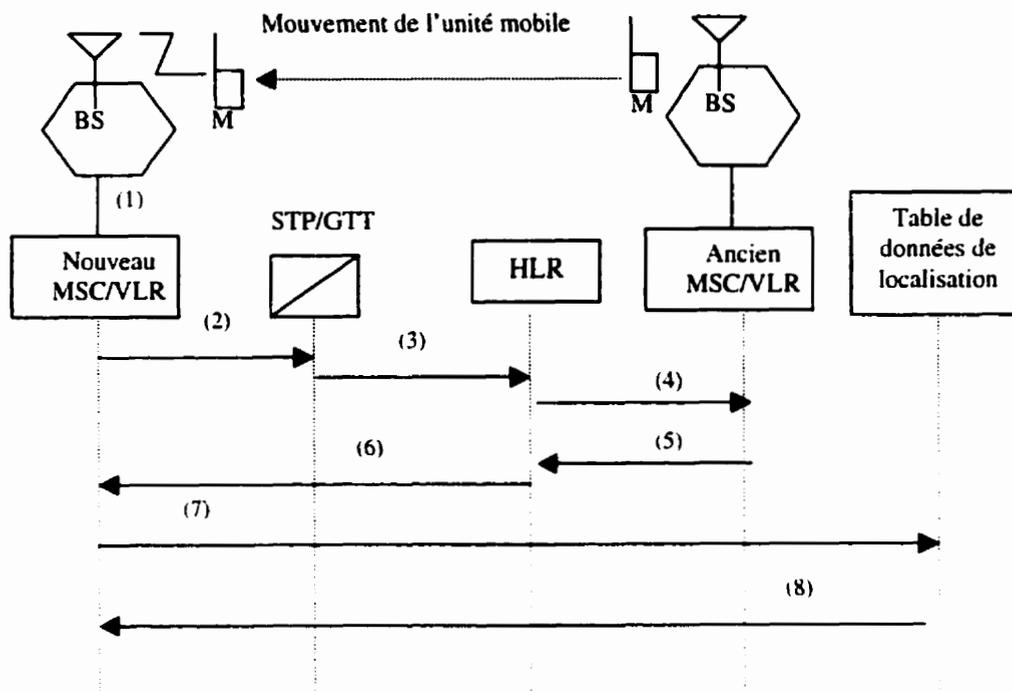


Figure 4.3 Procédure de mise à jour pour le mouvement inter-LSTP

4.2.2 Procédures de recherche de localisation

La procédure de recherche de localisation consiste à déterminer la zone de localisation actuelle de l'unité mobile appelée. Les figures 4.4, 4.5, 4.6 et 4.7 montrent les quatre scénarios possibles de cette procédure selon le schéma de gestion de localisation proposé.

Scénario 1

Le premier scénario, présenté à la Figure 4.4, étudie le cas où l'unité mobile appelée a ses données de localisation dans la table de données de localisation desservant l'unité appelant. De plus, l'unité appelée se trouve dans sa zone de renvoi (Zone de

localisation dont l'adresse est stockée dans la table de données de localisation). Dans ce cas, deux possibilités peuvent être envisagées : 1) L'unité mobile appelée et l'unité appelant sont connectées au même LSTP; 2) L'unité mobile appelée et l'unité appelant sont connectées à deux LSTPs différents. Les étapes de la Figure 4.4 sont décrites comme suit:

1. Un appel est initié à une unité mobile et acheminé au MSC de l'unité appelant.
2. Le MSC de l'unité appelant envoie une requête de localisation à la table de données de localisation qui lui est associée pour déterminer la zone de renvoi de l'unité mobile appelée.
3. La requête est ensuite transférée à la zone de renvoi de l'unité mobile appelée.
4. Le MSC de l'unité appelée assigne un numéro de routage TLDN à l'appel et envoie ce numéro au MSC de l'unité appelant.
5. Le MSC appelant établit la communication avec le MSC de l'unité appelée en utilisant ce TLDN.

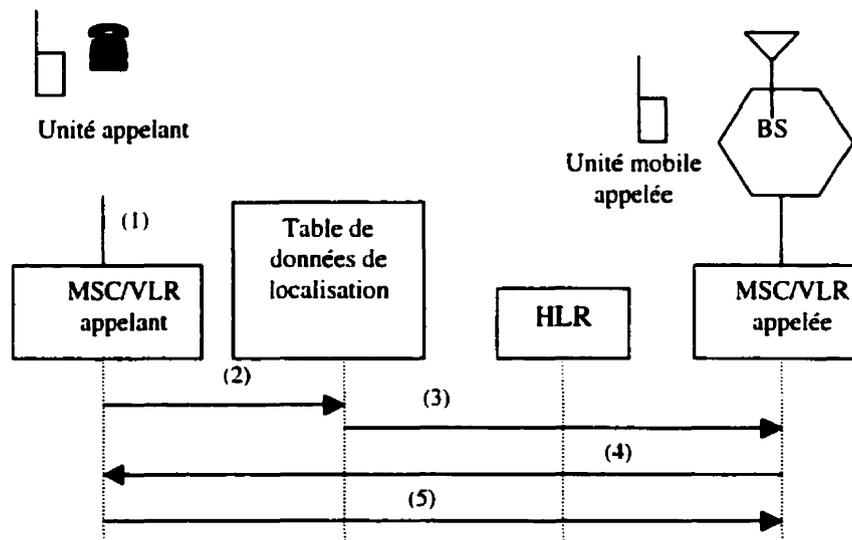


Figure 4.4 Procédure de recherche de localisation (Scénario 1)

Scénario 2

Le deuxième scénario, présenté à la Figure 4.5, est similaire au premier scénario. En effet, ce scénario étudie le cas où l'unité mobile appelée a ses données de localisation dans la table de données de localisation desservant l'unité appelant. Cependant, l'unité appelée ne se trouve pas dans sa zone de renvoi. Dans ce cas, un pointeur doit être traversé pour transférer l'appel à la zone courante de l'unité appelée. Ce scénario est décrit comme suit:

1. Un appel est initié à une unité mobile et acheminé au MSC de l'unité appelant.
2. Le MSC de l'unité appelant envoie une requête de localisation à la table de données de localisation le desservant pour déterminer la zone de renvoi de l'unité appelée.
3. La requête est ensuite transférée à la zone de renvoi de l'unité mobile appelée.
4. Si l'unité mobile ne se trouve pas dans cette zone particulière, la requête est alors transférée à la zone courante de l'unité mobile en traversant un seul pointeur.
5. Le MSC courant de l'unité appelée assigne un numéro de routage TLDN à l'appel et envoie ce numéro au MSC de l'unité appelant.
6. Le MSC appelant établit la communication avec le MSC de l'unité appelée en utilisant ce TLDN.

Scénario 3

Le troisième scénario, présenté à la Figure 4.6, est similaire à la procédure de recherche de localisation dans le modèle IS-41. En effet, ce scénario étudie les cas où l'unité mobile appelée n'a pas ses données de localisation stockées dans la table de données de localisation de l'unité appelant et elle se trouve dans sa zone de renvoi. Dans ce cas, il faut interroger le HLR de l'unité appelée pour déterminer sa zone de localisation actuelle. La Figure 4.6 comprend les étapes suivantes:

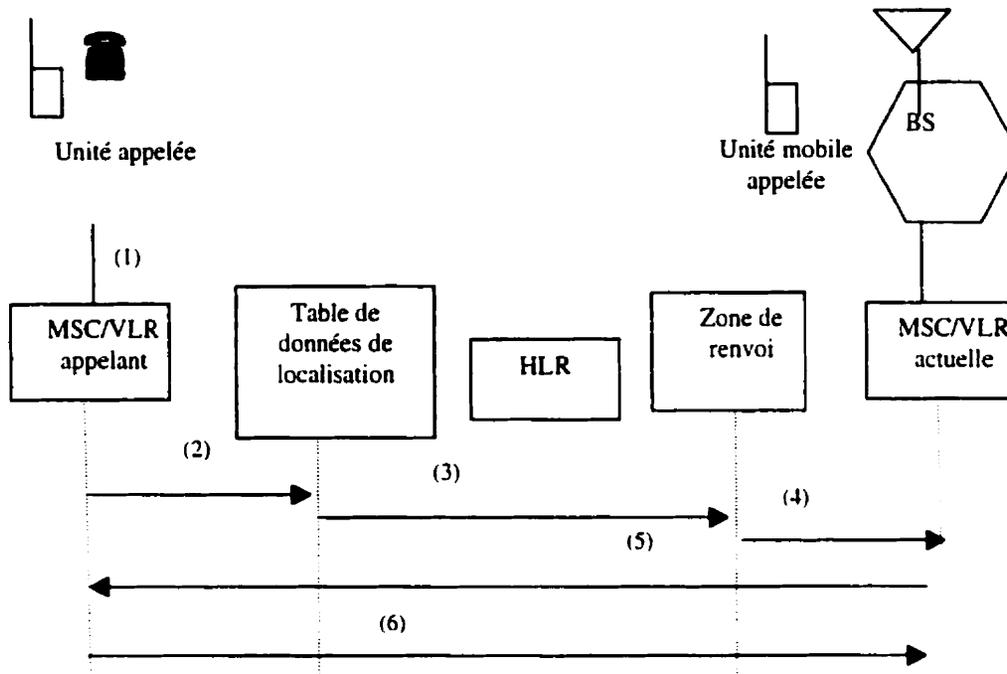


Figure 4.5 Procédure de recherche de localisation (Scénario 2)

1. Un appel destiné à l'unité mobile est initié par une unité fixe ou mobile A. Cet appel arrive au MSC de l'unité appelant.
2. Le MSC appelant envoie une requête de localisation à la table de données de localisation le desservant. Puisque cette table ne contient pas la localisation de l'unité appelée, la procédure de recherche GTT est exécutée pour déterminer le HLR auquel la requête doit être acheminée.
3. Ensuite, la requête de localisation est transférée au HLR de l'unité appelée.
4. Le HLR détermine la zone de renvoi de l'unité appelée et achemine la requête à cette zone.
5. Le MSC détermine la station de base de l'unité mobile demandée en lui affectant un numéro de routage temporaire TLDN et retourne ce numéro au HLR.
6. Le HLR retourne le TLDN au MSC appelant.

7. Le MSC appelant établit à son tour une connexion avec le MSC appelé en utilisant le numéro de routage temporaire TLDN.

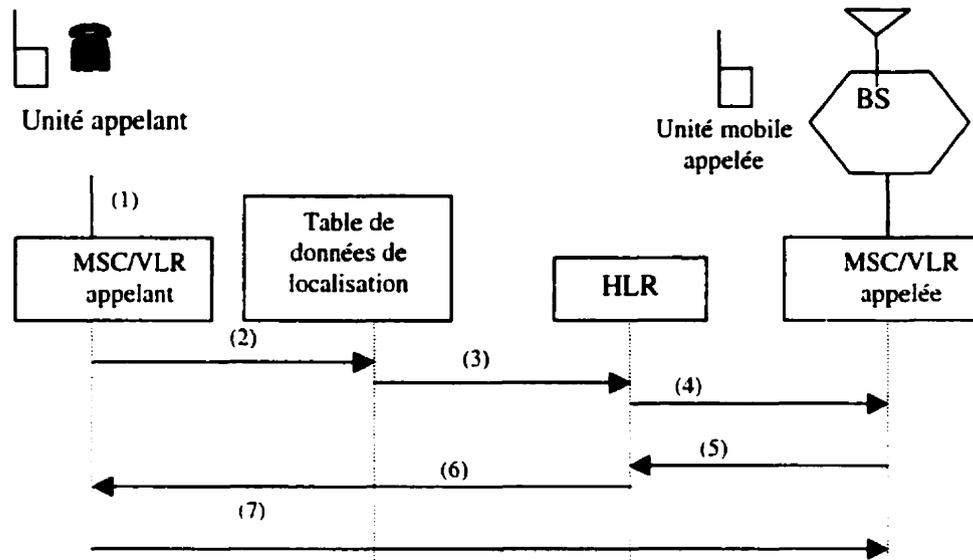


Figure 4.6 Procédure de recherche de localisation (Scénario 3)

Scénario 4

Le quatrième scénario, présenté à la Figure 4.7, étudie le cas où l'unité mobile appelée n'a pas ses données de localisation stockées dans la table de données de localisation de l'unité appelant, et l'unité appelée ne se trouve pas dans sa zone de renvoi. Dans ce cas, il faut interroger le HLR de l'unité appelée pour déterminer sa zone de renvoi. Ensuite, il faut traverser un seul pointeur pour arriver à la zone courante de l'unité mobile. La Figure 4.7 comprend les étapes suivantes:

1. Un appel destiné à l'unité mobile est initié par une unité fixe ou mobile A. Cet appel arrive au MSC de l'unité appelant.
2. Le MSC appelant envoie une requête de localisation à la table de données de localisation le desservant. Puisque cette table ne contient pas la localisation de l'unité appelée, la procédure de recherche GTT est exécutée pour déterminer le HLR auquel la requête doit être acheminée.

3. Ensuite, la requête de localisation est transférée au HLR de l'unité appelée.
4. Le HLR détermine la zone de renvoi de l'unité appelée et lui achemine la requête.
5. Si l'unité mobile ne se trouve pas dans sa zone de renvoi, la requête est alors transférée à la zone courante de l'unité mobile en traversant un seul pointeur.
6. Le MSC courant de l'unité appelée assigne un numéro de routage TLDN à l'appel et retourne ce numéro au HLR.
7. Le HLR retourne le TLDN au MSC appelant.
8. Le MSC appelant établit à son tour une connexion avec le MSC appelé en utilisant le TLDN.

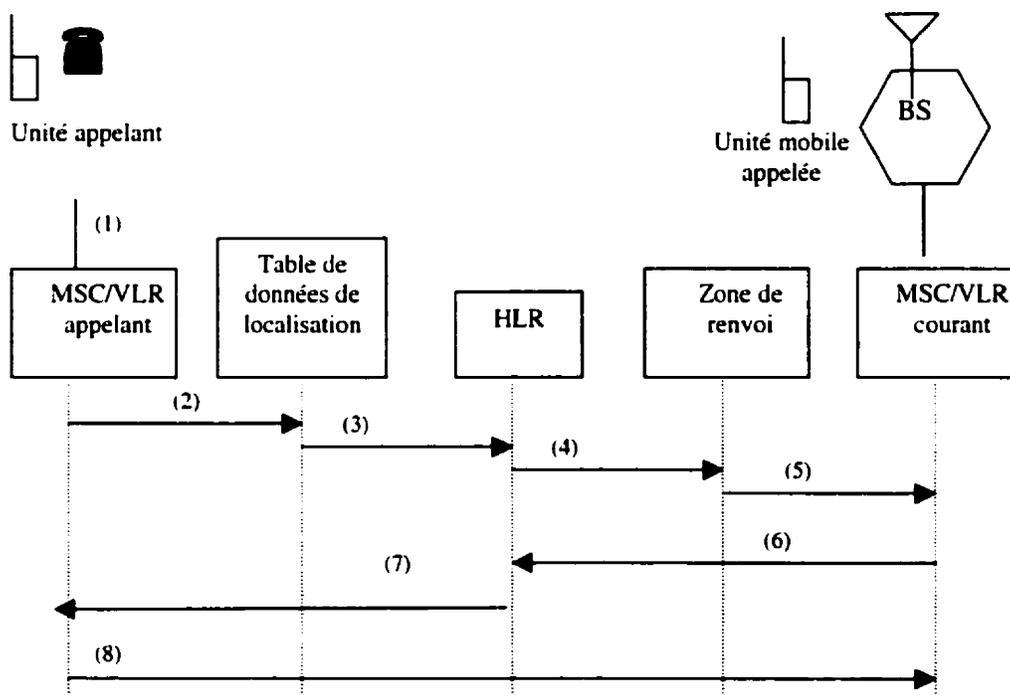


Figure 4.7 Procédure de recherche de localisation (Scénario 4)

4.3 Analyse de performance

Nous avons vu que les schémas de gestion de localisation sont essentiellement basés sur les caractéristiques des taux de mobilité et des appels entrant des usagers. Dans cette section, nous examinons les classes des usagers pour lesquels le schéma proposé pourrait réduire le trafic de signalisation ainsi que le nombre d'accès aux bases de données.

4.3.1 Modèle analytique

Les usages sont classifiés par leur ratio appel-à-mobilité (CMR). Pour chaque unité mobile, nous définissons:

λ : nombre moyen des appels entrant à une unité mobile par unité de temps ;

μ : nombre moyen de changements de zones par unité mobile par unité de temps ;

$1/\mu$: temps moyen de résidence d'une unité mobile dans une zone par unité de temps ;

p : probabilité que les données de localisation de l'unité mobile appelée soient conservées dans la table de données de localisation desservant l'unité appelant ;

q : probabilité que la nouvelle zone soit connectée au même LSTP que celui de l'ancienne zone (mouvement intra LSTP) ;

r : probabilité que l'unité mobile se trouve dans sa zone de renvoi.

t : probabilité que les MSCs de l'unité appelée et de l'unité appelant sont connectés au même LS

Nous désignons les coûts pour les diverses opérations utilisées dans cette analyse comme suit:

- U_{intra} : coût d'une opération de mise à jour quand le mouvement de l'unité mobile est intra-LSTP ;
- U_{inter} : coût d'une opération de mise à jour quand le mouvement de l'unité mobile est inter-LSTP ;
- U_{global} : coût total estimé d'une opération de mise à jour ;
- T : coût de traverser un pointeur de la zone de renvoi à la zone courante de l'unité mobile ;
- S : coût du *Scénario 1* de la procédure de recherche quand le MSC appelant et le MSC appelé sont connectés au même LSTP ;
- S' : coût du *Scénario 1* de la procédure de recherche quand le MSC appelant et le MSC appelé sont connectés à deux LSTPs différents ;
- S_1 : coût estimé de la procédure de recherche en utilisant *Scénario 1* (quand l'unité mobile appelée a ses données de localisation dans la table de données de localisation desservant l'unité appelant et elle se trouve dans sa zone de renvoi) ;
- S_2 : coût de la procédure de recherche en utilisant *Scénario 2* (quand l'unité mobile appelée a ses données de localisation dans la table de données de localisation desservant l'unité appelant et elle ne se trouve pas dans sa zone de renvoi) ;
- S_3 : coût de la procédure de recherche en utilisant *Scénario 3* (quand l'unité mobile appelée n'a pas ses données de localisation dans la table de données de localisation desservant l'unité appelant mais elle se trouve dans sa zone de renvoi) ;
- S_4 : coût de la procédure de recherche en utilisant *Scénario 4* (quand l'unité mobile appelée n'a pas ses données de localisation dans la table de données de localisation desservant l'unité appelant et elle ne se trouve pas dans sa zone de renvoi) ;
- S_{global} : coût total estimé d'une opération de recherche de la zone de localisation ;
- C_{global} : coût total par unité de temps pour les opérations de mise à jour et de recherche de localisation.

Le coût estimé pour une opération de mise à jour est développé à partir de la Figure 4.8 et donné par :

$$U_{global} = qU_{intra} + (1-q)U_{inter} \quad (4.1)$$

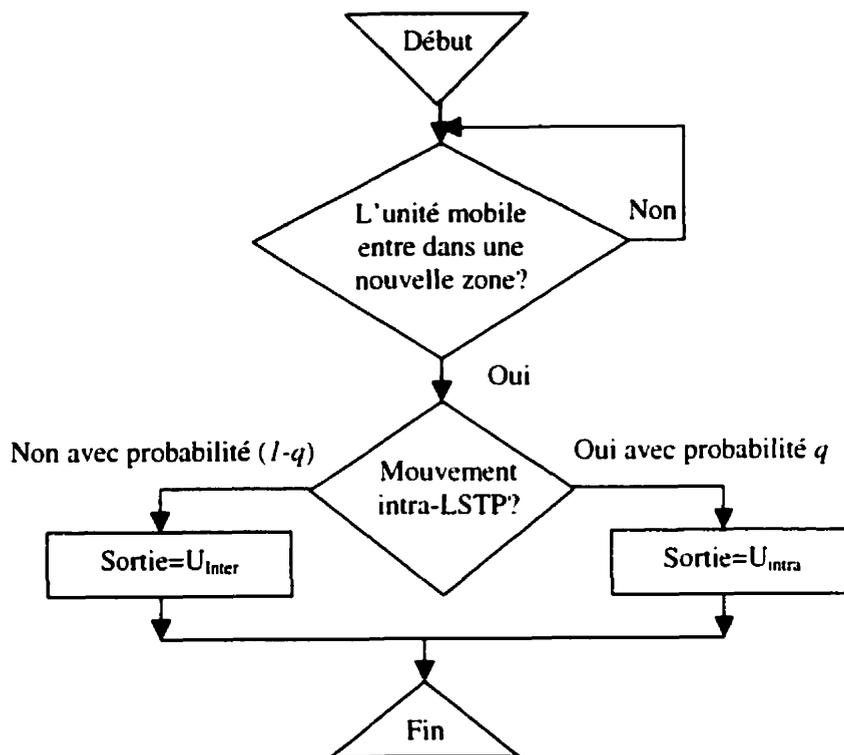


Figure 4.8 Algorithme d'estimation du coût de la procédure de mise à jour

La Figure 4.9 montre que les coûts de signalisation pour localiser la zone d'une unité appelée sont assujettis à plusieurs conditions:

- 1) Si les données de localisation de l'unité mobile appelée sont stockées dans la table de données de localisation desservant l'unité appelant,
- 2) Si l'unité mobile appelée se trouve dans sa zone de renvoi,
- 3) Si les MSCs de l'unité appelée et de l'unité appelant sont connectés ou ne sont pas connectés au même LSTP,

le coût estimé pour la recherche de localisation est donné par:

$$S_{global} = p(rS_1 + (1-r)S_2) + (1-p)(rS_3 + (1-r)S_4) \quad (4.2)$$

où $S_1 = tS + (1-t)S'$

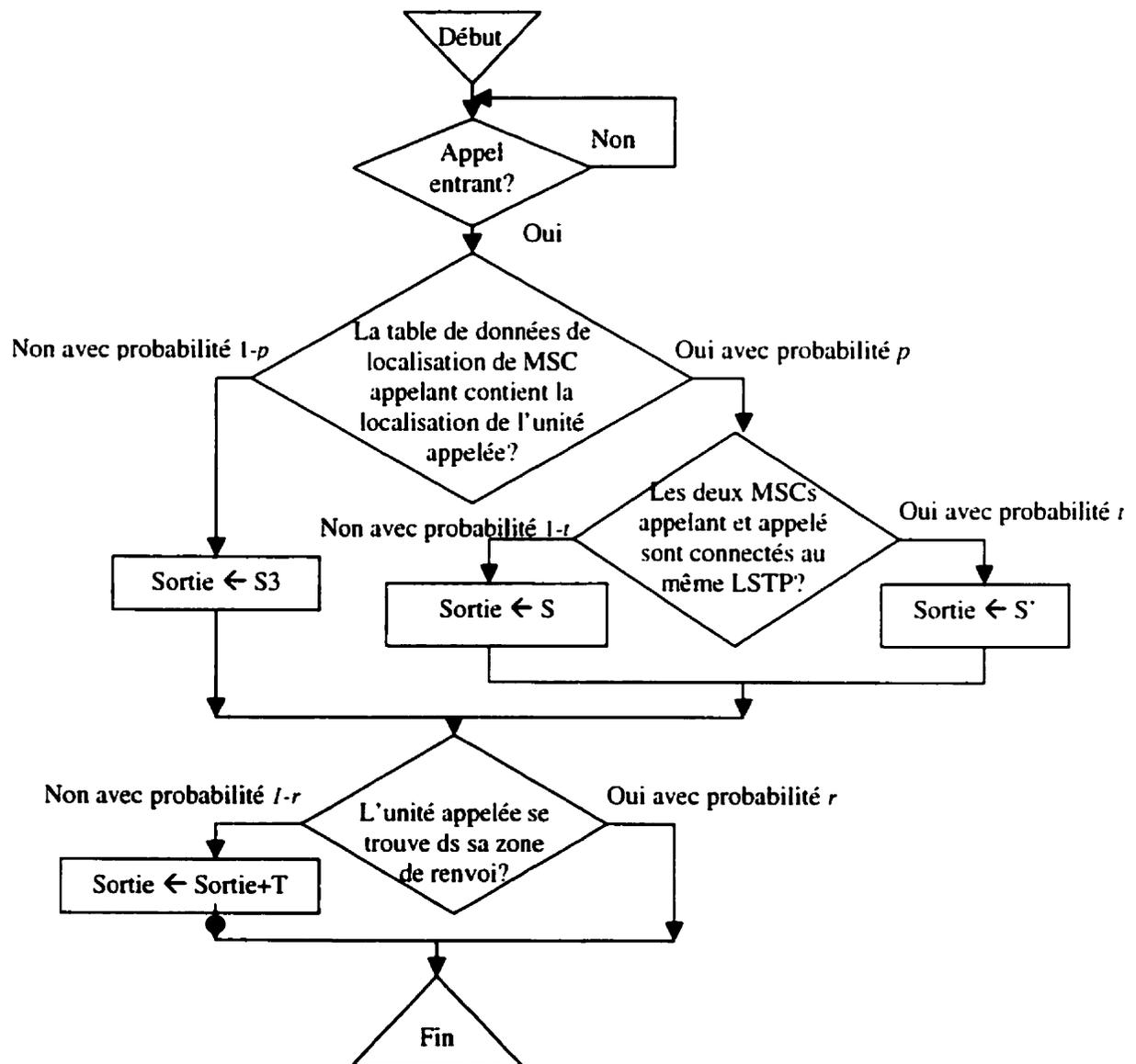


Figure 4.9 Algorithme d'estimation du coût de la procédure de recherche de localisation

Le coût total par unité de temps pour les opérations de mise à jour et de recherche de localisation est donné par :

$$C_{global} = \mu U_{global} + \lambda S_{global} \quad (4.3)$$

Pour calculer le coût de la procédure de mise à jour dans le schéma proposé en utilisant l'architecture de réseau de la Figure 4.1 et les deux scénarios présentés à la section 4.2.1, nous désignons les coûts pour traverser les divers éléments de réseau comme suit:

A_l = le coût de transmettre une requête de localisation ou un message de réponse sur la liaison A entre SSP et LSTP ;

D = le coût de transmettre une requête de localisation ou un message de réponse sur la liaison D ;

A_r = le coût de transmettre une requête de localisation ou un message de réponse sur la liaison A entre RSTP et SCP ;

L = le coût pour traiter et acheminer une requête de localisation ou un message de réponse par LSTP ;

R = le coût pour traiter et acheminer une requête de localisation ou un message de réponse par RSTP ;

C_H = le coût d'une requête au HLR pour obtenir les données de localisation concernant le VLR actuel ;

C_V = le coût d'une requête au VLR pour obtenir l'adresse de routage.

D'après la procédure de mise à jour de localisation présentée à la Figure 4.2, le coût de mise à jour de localisation pour un mouvement intra-LSTP est donné par:

$$U_{intra} = 8A_l + 4L + 2C_v \quad (4.4)$$

Pour un mouvement inter-LSTP, le coût de la procédure de mise à jour est égal au coût de la procédure de mise à jour du modèle IS-41 plus le coût de mise à jour des tables

de données de localisation qui stockent les données de localisation de l'unité se déplaçant.

D'après la Figure 4.3, ce coût est donné par:

$$U_{inter} = 4(A_l + L + A_r + D + R) + 2 C_V + C_H + \sum_{k \in E} U_k \quad (4.5)$$

où E désigne l'ensemble des tables de données de localisation contenant les données de localisation de l'unité mobile concernée et U_k le coût de mise à jour de la table k :

$$U_k = 2(A_l + L + R + 2D)$$

Le coût total de mise à jour par unité de temps est développé en utilisant (4.1), (4.2) et (4.5) :

$$U_{global} = q(8A_l + 4L + 2C_V) + (1-q)(4(A_l + L + A_r + D + R) + 2C_V + C_H + \sum_{k \in E} U_k)$$

$$= 8qA_l + 4qL + 2qC_V + 4(A_l + L + A_r + D + R) + 2C_V + C_H + \sum_{k \in E} U_k$$

$$- 4qA_l - 4qL - 4qA_r - 4qD - 4qR - 2qC_V - qC_H - q \sum_{k \in E} U_k$$

$$= 4qA_l + 4(A_l + L + A_r + D + R) + 2C_V + C_H + \sum_{k \in E} U_k$$

$$- 4qA_r - 4qD - 4qR - qC_H - q \sum_{k \in E} U_k$$

Il s'ensuit que:

$$U_{global} = 4qA_l + 4(A_l + L) + 2C_V + (1-q)(4A_r + 4D + 4R + C_H + \sum_{k \in E} U_k) \quad (4.6)$$

Calculons maintenant le coût par unité de temps de la procédure de recherche de localisation du schéma proposé. Pour la recherche de localisation, les coûts de messages

de signalisation encourus pour localiser la zone d'une unité mobile dépendent de plusieurs cas:

- 1) Si l'unité mobile appelée a ses données de localisation dans la table de données de localisation desservant la zone de l'unité appelant ;
- 2) Si l'unité mobile appelée se trouve dans sa zone de renvoi ;
- 3) Si les MSCs de l'unité appelée et appelant sont connectés ou ne sont pas connectés au même LSTP (le coût d'envoyer un message au MSC de l'unité appelée implique ou n'implique pas de passer à travers le nœud RSTP).

On a défini t comme la probabilité que les MSCs de l'unité appelée et de l'unité appelant sont connectés au même LSTP. En d'autres termes, le nœud RSTP n'est pas impliqué dans l'établissement de communication entre les deux unités. Puisque la mise à jour de la table de données de localisation et de la table de pointeurs implique un accès simple à une mémoire locale, nous supposons que le coût d'accès à ces tables est nul.

Dans la section précédente, quatre scénarios ont été introduits pour localiser une unité mobile. Dans cette section, nous évaluons le coût de chaque scénario en utilisant l'architecture de réseau présentée à la Figure 4.1 afin de dériver le coût estimé pour la procédure de recherche de localisation dans le modèle proposé.

Les scénarios 1 et 2 présentés aux Figures 4.4 et 4.5 sont appliqués quand l'unité appelée a ses données de localisation stockées dans la table de données de localisation de l'unité appelant. Les coûts de ces scénarios dépendent du fait que les MSCs appelant et appelé sont connectés aux mêmes LSTP ou non. Le coût du Scénario 1 qui est utilisé dans le cas où l'unité mobile appelée se trouverait dans sa zone de renvoi est donné par:

$$S_l = tS + (1-t)S'$$

où $S = 4A_l + 2L + C_v$ et $S' = 4A_l + 4L + 2R + 4D + C_v$

Il s'ensuit que:

$$S_l = t(4A_l + 2L + C_v) + (1-t)(4A_l + 4L + 2R + 4D + C_v)$$

$$\begin{aligned}
&= 4tA_l + 2tL + tC_v + 4A_l + 4L + 2R + 4D + C_v - 4tA_l - 4tL - 2tR - 4tD - tC_v \\
&= 4A_l + 4L + 2R + 4D + C_v - 2tL - 2tR - 4tD
\end{aligned} \tag{4.7}$$

Quand l'unité mobile appelée se trouve dans sa zone de renvoi, le Scénario 2 est appliqué. Le coût de ce scénario est le coût du Scénario 1 plus T, le coût de traverser un pointeur entre la zone de renvoi et la zone courante de l'unité mobile. Ce coût est évalué comme suit:

$$S_2 = S_1 + T \text{ où } T = 2A_l + L.$$

Il s'ensuit que:

$$S_2 = 6A_l + 5L + 2R + 4D + C_v - 2tL - 2tR - 4tD \tag{4.8}$$

Quand les données de localisation de l'unité mobile appelée ne sont pas stockées dans la table de données de localisation desservant le MSC de l'unité appelée, les scénarios 3 et 4 sont appliqués. Ces scénarios sont présentés aux figures 4.6 et 4.7. Le coût du Scénario 3, utilisé quand l'unité mobile appelée se trouve dans sa zone de renvoi, est égal au coût de la procédure de recherche de localisation du schéma IS-4. Il est donné par:

$$S_3 = 4(A_l + L + A_r + D + R) + C_v + C_H \tag{4.9}$$

Quand l'unité mobile appelée ne se trouve pas dans sa zone de renvoi, le Scénario 4 est appliqué. Le coût de ce scénario est celui du Scénario 3 plus T, le coût de traverser un pointeur entre la zone de renvoi et la zone actuelle de l'unité mobile. Ce coût s'écrit comme suit:

$$S_4 = S_3 + 2A_l + L \tag{4.10}$$

Utilisons (4.2), (4.7), (4.8), (4.9) et (4.10), le coût total estimé pour localiser une unité mobile s'exprime alors comme suit :

$$\begin{aligned}
S_{global} &= 6A_l + 5L + 4A_r + 4D + 4R + C_v + C_H - p[2t(L + R + 2D) + 4A_r + 2R + C_H] \\
&\quad - r(2A_l + L)
\end{aligned} \tag{4.11}$$

Le coût total pour les opérations de mise à jour et de recherche de localisation exécutées par unité de temps en utilisant le modèle proposé est dérivé en utilisant (4.3), (4.6), et (4.11). Donc, il s'ensuit que:

$$C_{global} = \mu[4qA_l + 4(A_l + L) + 2C_v + (1-q)(4A_r + 4D + 4R + C_H + \sum_{k \in E} U_k)] + \lambda\{6A_l + 5L + 4A_r + 4D + 4R + C_v + C_H - p[2t(L + R + 2D) + 4A_r + 2R + C_H] - r(2A_l + L)\} \quad (4.12)$$

Nous évaluons la performance du schéma proposé en le comparant avec celui de IS-41 sous plusieurs paramètres tels que: taux de mobilité, taux des appels entrants, coûts des liaisons de transmission, coût d'accès aux bases de données. Les procédures de mise à jour et de recherche de localisation du modèle IS-41 ont été présentées au chapitre 2. Nous désignons les coûts pour les diverses opérations utilisées dans le modèle IS-41 comme suit :

U_{IS41} : coût d'une opération de mise à jour ;

S_{IS41} : coût d'une opération de recherche de localisation ;

C_{IS41} : coût total des opérations de mise à jour et de recherche effectuées par unité de temps.

Le coût total des opérations de mise à jour et de recherche effectuées par unité de temps en utilisant le modèle IS-41 est:

$$C_{is41} = \mu U_{is41} + \lambda S_{is41} \quad (4.13)$$

où

$$U_{is41} = 4(A_l + L + A_r + D + R) + 2C_v + C_H$$

$$S_{is41} = 4(A_l + L + A_r + D + R) + C_v + C_H$$

Nous définissons le coût relatif comme le ratio de coût total des opérations de mise à jour et de recherche exécutées par unité de temps du modèle proposé à celui du modèle IS-41, C_{global}/C_{is41} . Un coût relatif unitaire signifie que les coûts des deux

modèles sont égaux. Comme nous avons mentionné précédemment, les usagers sont classifiés par leur ratio appel à mobilité (CMR) où $CMR = \lambda/\mu$. Le coût relatif peut être développé en utilisant (4.12) et (4.13):

$$C_{global} = \frac{C_{t41}}{U_{t41} + (\lambda/\mu)S_{t41}} = \frac{C_{global}}{U_{global} + (\lambda/\mu)S_{global}} \quad (4.14)$$

La relation (4.14) utilise quatre termes de probabilité: p , q , r et t , où p désigne la probabilité que les données de localisation de l'unité mobile appelée soient conservées dans la table de données de localisation desservant le MSC de l'unité appelant, q la probabilité que le mouvement de l'unité mobile soit intra-LSTP, r la probabilité que l'unité mobile appelée se trouve dans sa zone de renvoi, et t la probabilité que les zones actuelles de l'unité appelée et l'unité appelant appartiennent au même LSTP.

Pour quantifier q , on suppose qu'un LSTP comprend $x \times x$ zones et on l'assimile à un carré : chaque zone est aussi assimilée à un carré. Les unités mobiles sont supposées être uniformément distribuées dans les zones constituant le LSTP. Chaque unité mobile s'expose au même taux d'appels entrant dans chaque zone. De plus, chaque fois qu'une unité mobile quitte une zone de localisation, un des quatre côtés de la zone est traversée avec une probabilité égale. Donc, la probabilité que le mouvement de l'unité mobile soit inter-LSTP est égale à la probabilité que l'unité mobile se trouve dans une zone à la frontière, multipliée par la probabilité que le mouvement suivant de l'unité mobile soit vers une zone appartenant à un LSTP différent. Alors, supposons que:

$P_1 = \text{Prob}[Unité mobile se trouve dans une zone à la frontière de LSTP et la zone n'est pas un coin] = 4(x-2)/(x*x)$

$P_2 = \text{Prob}[Prochain mouvement est vers une zone appartenant au LSTP différent si la zone courante de l'unité mobile n'est pas un coin] = 1/4$

$P_3 = \text{Prob}[Unité mobile se trouve dans une zone à la frontière de LSTP et la zone est un coin] = 4/(x*x)$

$P_4 = \text{Prob}[\text{Prochain mouvement est vers une zone appartenant au LSTP si la zone courante de l'unité mobile est un coin}] = 2/4$

$$\begin{aligned} \text{Prob}[\text{Mouvement de l'unité mobile est inter-LSTP}] &= P_1 * P_2 + P_3 * P_4 \\ &= (x-2)/(x*x) + 2/(x*x) = 1/x. \end{aligned}$$

Il s'ensuit que :

$$q = \text{Prob}[\text{Mouvement de l'unité mobile est intra-LSTP}] = 1 - 1/x$$

Supposons aussi que tous les SSPs de réseau soient uniformément distribués parmi n LSTPs et chaque SSP correspond à une seule zone de localisation. Nous considérons le cas du réseau américain de commutation publique PSTN où il existe 160 LATA (Local Access Transport Area) à travers 7 régions RBOC (Regional Bell Operating Company). Nous supposons qu'un LATA représente un seul LSTP, le nombre moyen de LSTPs dans une région est $160/7$ ou 23 par région. Étant donné qu'il existe 1250 SSPs par région, alors le nombre moyen de SSPs par LSTP est $1250/23$. Il s'ensuit que:

$$x = \sqrt{\frac{1250}{23}} = 7.4, \text{ et } q \approx 0.88.$$

Nous considérons aussi le réseau américain de commutation publique pour quantifier t , la probabilité que les deux zones appelée et appelant appartiennent au même LSTP; $t = 1/23 = 0.043$.

Nous supposons que la probabilité r que l'unité mobile appelée se trouve dans sa zone de renvoi est égale à 0.5. La valeur de cette probabilité n'affecte pas significativement le coût total de notre modèle.

4.3.2 Calculs numériques

Pour évaluer la performance de ce schéma, nous examinons ses comportements en conduisant plusieurs calculs avec des valeurs différentes pour p et k (où $k=|E|$). Dans ces

calculs, nous étudions 3 cas. Dans chaque cas, nous supposons qu'un coût ou un ensemble de coûts domine et nous simplifions (4.14) en négligeant les autres termes de coût.

Cas 1. Nous supposons que les coûts des éléments hauts ou les coûts des éléments bas de réseau dominant (voir Figure 4.1). Quand les coûts des éléments hauts dominant, les coûts des éléments bas sont supposés être négligeables et réciproquement.

Cas 2. Nous supposons que les coûts de signalisation ou les coûts d'accès aux bases de données (GTT est inclu) dominant. Quand les coûts de signalisation dominant, les coûts d'accès aux bases de données sont mis à 0 et réciproquement.

Cas 3. Nous supposons qu'un terme de coût domine à la fois en affectant 0 aux autres coûts.

Nous évaluons maintenant chaque cas séparément.

Cas 1

Considérons d'abord le cas où les coûts des éléments hauts de réseau dominant. Dans ce cas, les coûts des éléments bas sont mis à 0. Dans cette analyse, nous considérons que les éléments hauts de réseau sont: la liaison D , le nœud RSTP, la liaison A_r et le HLR (voir Figure 4.1). Les paramètres de coût de ces éléments sont hétérogènes. Dans cette évaluation, nous supposons que le délai est une unité commune de mesure pour tous les coûts. Avec cette hypothèse, D et A_r représentent les délais de transmission d'un message de signalisation sur les liaisons de transmission, R est le délai de traitement d'une requête par un nœud RSTP, C_H est le délai de transaction pour les requêtes de base de données (i.e., HLR). Nous considérons quatre ensembles de paramètres de coûts présentés au Tableau 1. Les ensembles de données choisies nous permettent d'étudier l'effet des paramètres de coût D , R , A_r , C_H sur le nouveau schéma de gestion de localisation.

Tableau 4.1 Paramètres de coût des éléments hauts

Ensemble	D	A_r	R	C_H
1	7	20	1	4
2	7	20	7	20
3	1	4	7	20
4	1	4	1	4

La Figure 4.10 (a) montre les comportements du schéma global pour $p=0.8$ et $k=4$, et un CMR qui varie de 0.01 à 10. Cette figure montre que le coût relatif augmente quand le CMR tend vers 10. Quand le CMR est petit, le taux de mobilité de l'unité mobile est élevé par rapport au taux d'appels entrants, ceci signifie que le coût de la procédure de mise à jour de localisation domine. Une réduction significative de coût pourrait être obtenue en rapportant la nouvelle zone de localisation au HLR seulement après un mouvement inter-LSTP. Quand le CMR est élevé, le taux de mobilité est faible relativement au taux d'appels entrants. Ceci signifie que la réduction obtenue à partir de la procédure de mise à jour de localisation diminue. Cependant, quand le CMR est élevé, le coût de la procédure de recherche de localisation domine. Par conséquent, la réduction de coût causée par cette procédure devient significative. Cette réduction est due au fait que, quand p est élevé ($p=0.8$), le coût de la procédure de recherche de localisation diminue.

La Figure 4.10 (b) montre la performance du nouveau schéma quand le nombre de tables de données de localisation (qui doivent être mises à jour après un mouvement inter-LSTP) augmente ($k=12$). Cette figure montre que le coût relatif diminue quand CMR tend vers 10. Cela peut être expliqué comme suit. Quand k augmente, le coût de la procédure de mise à jour du schéma global augmente par rapport à un petit k , mais le coût de la procédure de recherche de localisation reste intact. Le coût optimal de la procédure

de mise à jour est obtenu quand $k=0$. Une réduction significative de coût peut être toujours obtenue même si cette réduction est plus petite que celle obtenue avec un plus petit k . Quand le coût de la procédure de recherche de localisation commence à dominer (CMR augmente), le coût relatif diminue et, par conséquent, la réduction causée par la procédure de recherche devient significative.

La Figure 4.10 (c) analyse les comportements du nouveau schéma quand p devient petit. Nous supposons que $p=0.3$ et $k=4$. Quand p est petit, le coût relatif augmente quand le CMR augmente par rapport au coût relatif obtenu pour le même CMR dans la Figure 4.10 (a) et 4.10 (b). C'est normal puisque la valeur de p affecte seulement le coût de la recherche de localisation. Le coût optimal de la procédure de recherche de localisation est obtenu avec $p=1$. Une réduction significative peut toujours être obtenue quand p est petit. La Figure 4.10 (d) montre le coût relatif quand p est petit et k est élevé. Cette figure montre que la réduction obtenue diminue quand p diminue et k augmente.

Nous considérons maintenant le cas où les coûts des éléments bas de réseau dominant. Dans ce cas, les coûts des éléments hauts de réseau sont considérés négligeables. La Figure 4.11, qui est obtenu par l'utilisation des ensembles de données du Tableau 4.2, montre que quand le coût d'un ou de plusieurs éléments dominant, le schéma de gestion de localisation IS-41 est moins coûteux que le schéma proposé.

Tableau 4.2 Paramètres de coût des éléments bas

Set	C_v	A_t	L
1	3	3	3
2	0	0	1
3	0	1	0
4	1	0	0

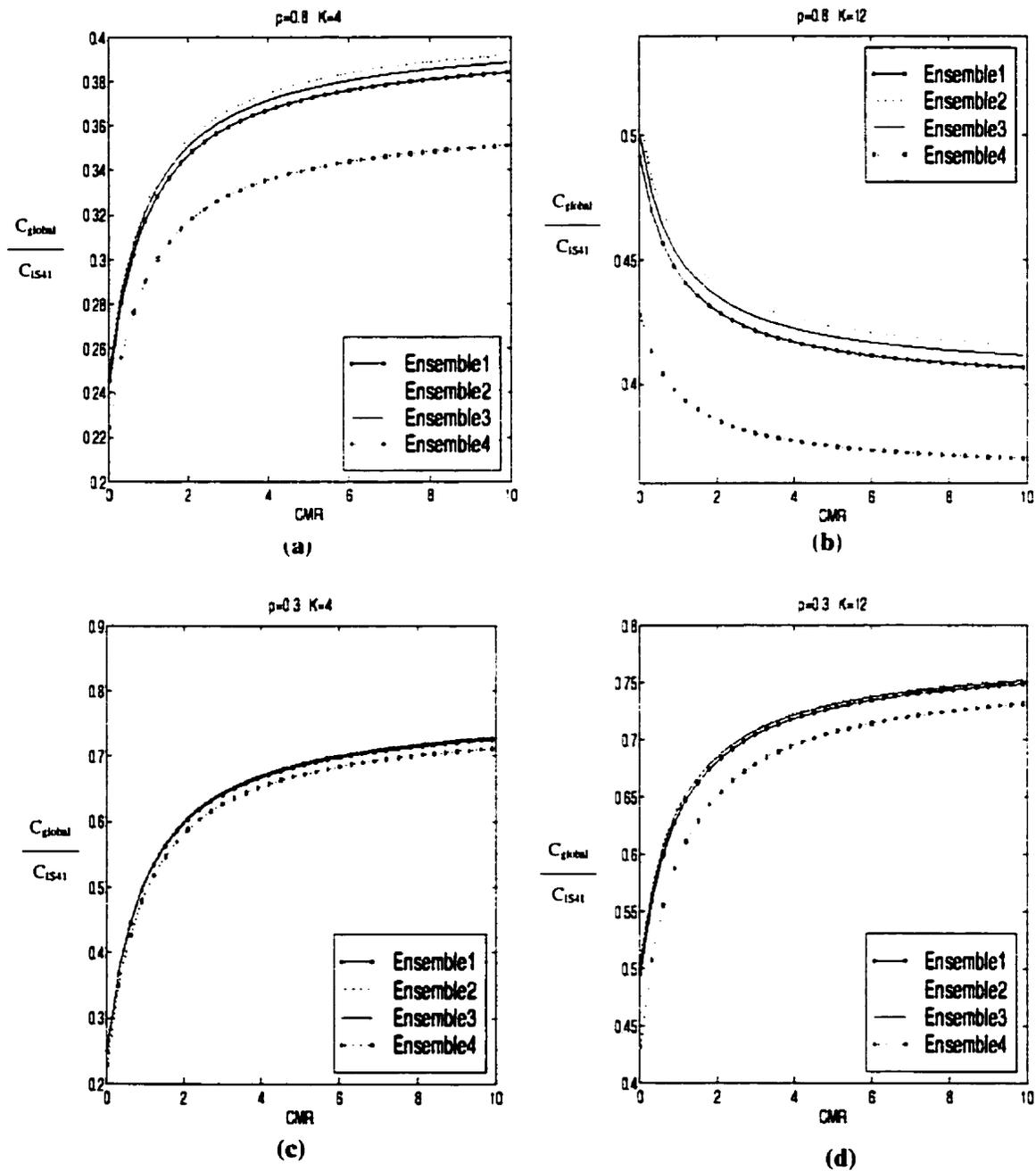


Figure 4.10 Coût relatif pour les éléments hauts de réseau

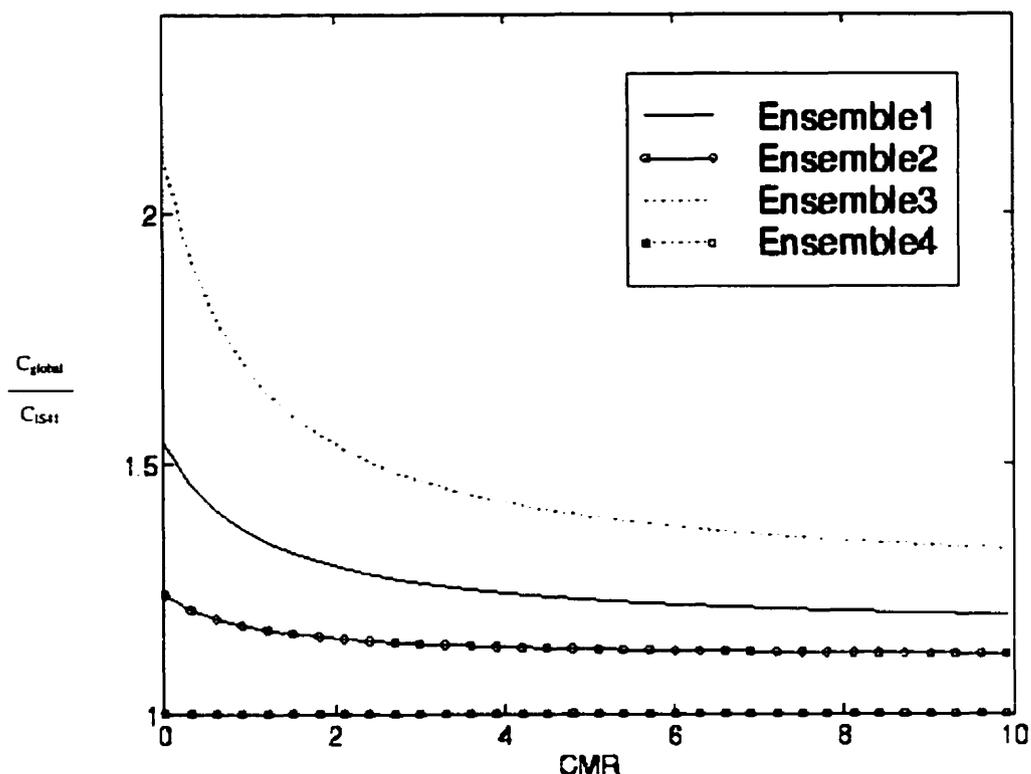


Figure 4.11 Coût relatif pour les éléments bas de réseau avec $p=0.8$ et $k=4$

Cas 2

Nous évaluons d'abord la performance du schéma proposé quand les coûts d'accès aux bases de données ainsi que les coûts de traitement de requête de routage sur les nœuds STPs dominent. Dans ce cas, on affecte 0 aux coûts de signalisation. Nous considérons quatre ensembles de coûts présentés au Tableau 4.3. Puisque le traitement d'une requête au nœud LSTP et RSTP ne nécessite qu'un accès simple à une table de recherche, les coûts de R et L sont supposés être les plus petits. On suppose aussi que $R=L$. Donc, tous les coûts sont normalisés à L tel que $L=1$. Les ensembles de données choisies nous permettent d'étudier l'effet de C_V et C_H sur la performance du schéma proposé.

Tableau 4.3 Paramètres de coûts d'accès aux bases de données

Set	C_H	C_V	R	L
1	6	3	1	1
2	12	3	1	1
3	6	6	1	1
4	12	6	1	1

Les figures 4.12 (a) et (b) montrent que, pour $k=4$ et 12 respectivement et $p = 0.8$, le coût relatif commence à diminuer quand la valeur de CMR augmente. Cela pourrait être expliqué comme suit. Puisque la probabilité de mouvement inter-LSTP est petite ($1-q = 0.12$), la procédure de mise à jour dans le modèle proposé implique principalement deux paramètres, C_V et L . Selon (4.6), le coût de cette procédure se base sur la valeur de $(4L+2C_V+0.12(4L+C_H+4KL))$, alors que le coût de la procédure de mise à jour du modèle IS-41 implique tous les paramètres de coût reliés à l'accès aux bases de données et au traitement de requête sur le nœud STP sans tenir compte du mouvement de l'unité mobile ($8L+2C_V+C_H$). Un simple calcul peut montrer que la procédure de mise à jour du schéma proposé est moins coûteuse que la procédure de mise à jour du schéma IS-41. En utilisant le même raisonnement, on trouve aussi que la procédure de recherche de localisation dans le modèle proposé est moins coûteuse que celle du modèle IS-41. Cependant, nous observons que, puisque la valeur de p est élevée, la valeur de U_{global}/U_{is41} est plus grand que la valeur de S_{global}/S_{is41} . Nous constatons que plus de réduction est obtenue quand CMR est élevé puisque le taux d'appels entrants est élevé par rapport au taux de mobilité, et par conséquent le coût de la procédure de recherche domine.

Nous utilisons le même raisonnement pour expliquer pourquoi le coût relatif augmente dans les figures 4.12 (c) and (d). Brièvement, lorsque la valeur de p est petite,

la valeur de U_{global}/U_{is41} est plus petite que la valeur de S_{global}/S_{is41} . Nous constatons que la réduction est plus significative quand le CMR est petit, puisque le taux de mobilité est élevé par rapport au taux d'appels entrants, et par conséquent le coût de la procédure de mise à jour de localisation domine.

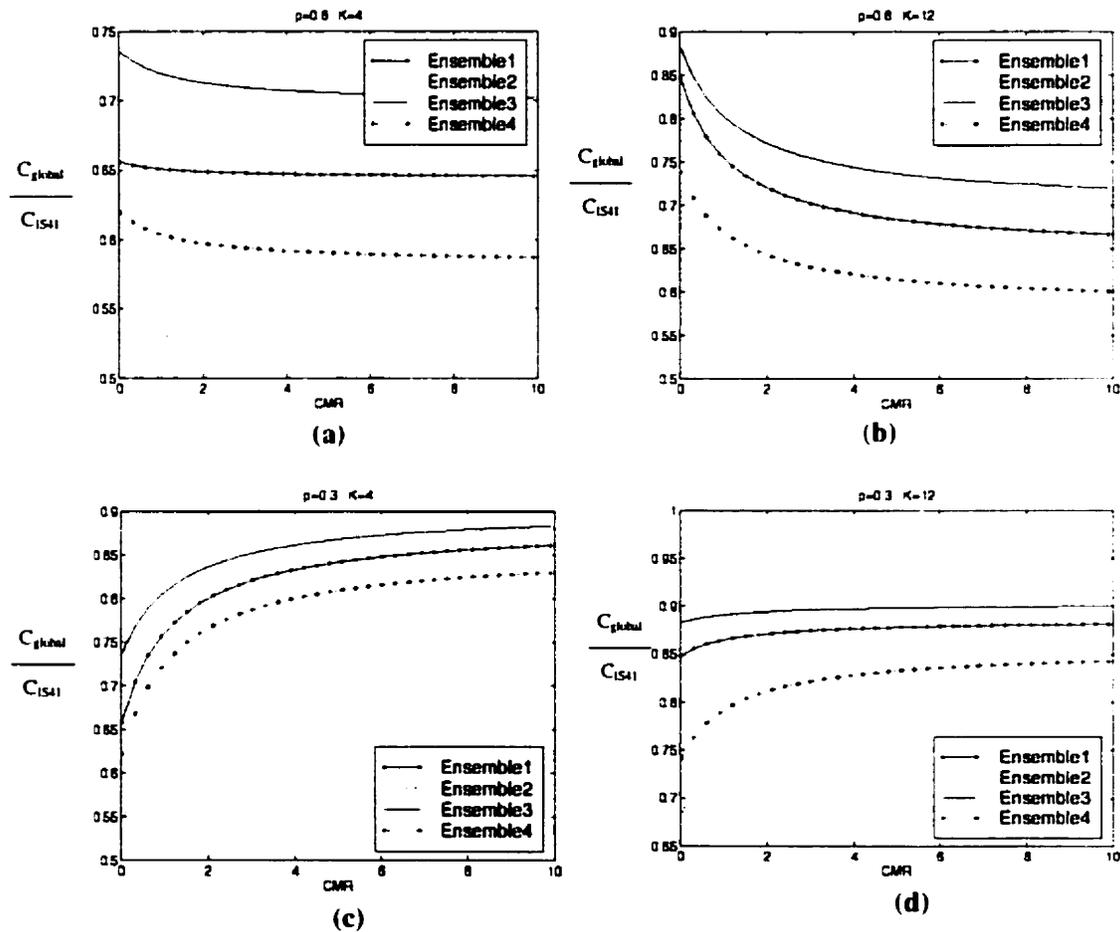


Figure 4.12 Coût relatif d'accès aux bases de données

Nous considérons maintenant le cas où les coûts de signalisation dominent en affectant 0 aux autres coûts. Le paramètre de coût A_l est supposé être le plus petit puisque la liaison A_l est la liaison la plus basse dans le réseau. Nous considérons quatre ensembles de données présentés au Tableau 4.4 et normalisons les autres coûts à A_l tel que $A_l = 1$.

Tableau 4.4 Paramètres de coût de signalisation

Set	A_l	D	A_r
1	1	3	5
2	1	10	5
3	1	3	10
4	1	10	10

La Figure 4.13 (a) montre que, quand $p=0.8$ et $k=4$, le coût relatif augmente quand CMR tend vers 10. Cela pourrait être expliqué en utilisant le même raisonnement que dans le cas où les coûts d'accès aux bases de données et de traitement de requête sur le nœud STP domineraient. La réduction obtenue par le schéma de gestion de localisation proposé est significative. La comparaison entre l'ensemble 2 et les autres ensembles montre que, lorsque le coût de transmission de message de signalisation sur la liaison D augmente par rapport aux coûts de transmission sur les autres liaisons, moins de réduction est obtenue.

La Figure 4.13 (b) montre, l'effet de l'augmentation de la valeur de k sur le comportement du nouveau schéma. Elle montre que, lorsque k devient élevé, le schéma proposé n'est pas aussi performant que lorsque k est petit. Ceci s'explique comme suit. Quand k augmente, le coût de la procédure de mise à jour du schéma proposé augmente et par conséquent le schéma IS-41 entraîne un coût plus petit pour mettre à jour les données de localisation de l'unité concernée. Comme il est décrit précédemment, lorsque le CMR est petit, le coût de la procédure de mise à jour domine. Quand le CMR augmente, le coût de la procédure de recherche de localisation commence à dominer et le coût relatif diminue. L'ensemble 2 et l'ensemble 4 montrent qu'une augmentation du coût de signalisation D entre le nœud LSTP et le nœud RSTP diminue la réduction de coût obtenue quand le schéma proposé est utilisé. L'ensemble 1 et l'ensemble 3 montre que, lorsque k est élevé et CMR est petit, une valeur plus petit de D produit plus de

réduction. L'ensemble 2 montre que, lorsque CMR est petit, si la valeur de D dépasse la valeur de A_r , le schéma proposé n'est pas aussi performant que le schéma IS-41. La Figure 4.13 (c) montre que, lorsque le CMR est élevé, moins de réduction est obtenue quand p est petit. La Figure 4.13 (d) étudie la performance du schéma proposé lorsque $p = 0.3$ et $k = 12$. Dans cette figure, lorsque CMR est petit, la meilleure réduction est obtenue quand la valeur de D est beaucoup plus petite que la valeur de A_r . Quand la valeur de D commence à se rapprocher de la valeur de A_r (ensemble 3 et ensemble 4), moins de réduction est obtenue. Comme l'illustre la Figure 4.13 (b), si la valeur de D dépasse la valeur de A_r , le schéma proposé devient moins performant que le schéma IS-41.

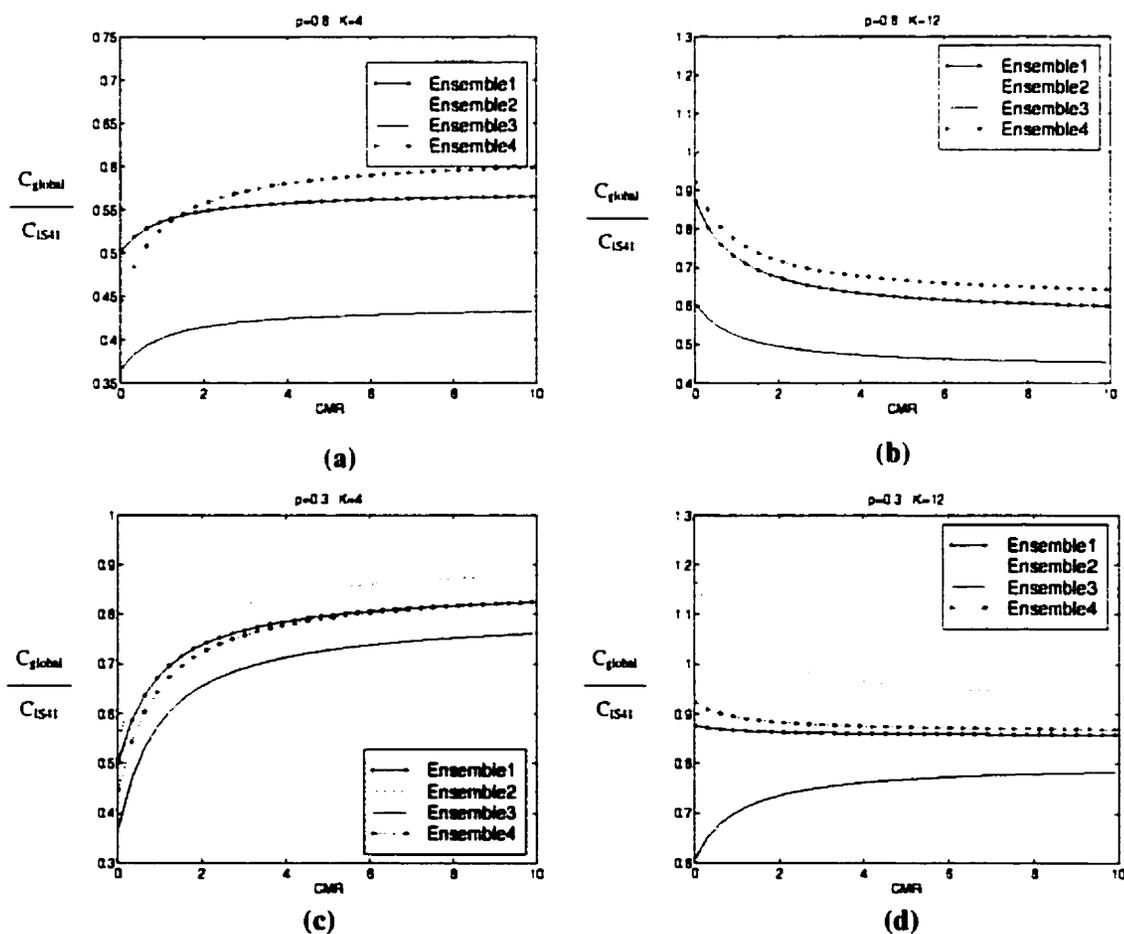


Figure 4.13 Coût relatif de signalisation

Dans cette section, nous étudions le cas où un seul terme du coût domine et par conséquent nous simplifions (4.14) en négligeant les autres coûts. La Figure 4.14 montre que, chaque fois qu'un des coûts R , A_p ou C_D domine, le coût relatif est plus petit que 1 et, par conséquent, une réduction significative est obtenue avec le schéma proposé, quelles que soient les valeurs de p , k , et CMR . Ainsi, elle montre que, quand les coûts L et A_l dominent, le coût relatif est plus grand que 1 et par conséquent le schéma IS-41 est plus efficace que le schéma proposé. Si le coût C_V domine, les deux schémas sont alors similaires. Si le coût D domine, une valeur petite de k entraîne un coût relatif plus petit que 1 et, par conséquent, une réduction considérable est obtenue avec le schéma proposé. Néanmoins, lorsque le CMR est petit et k est élevé, le schéma IS-41 est plus efficace. Cependant, quand le CMR augmente, le schéma proposé est plus performant que celui de IS-41.

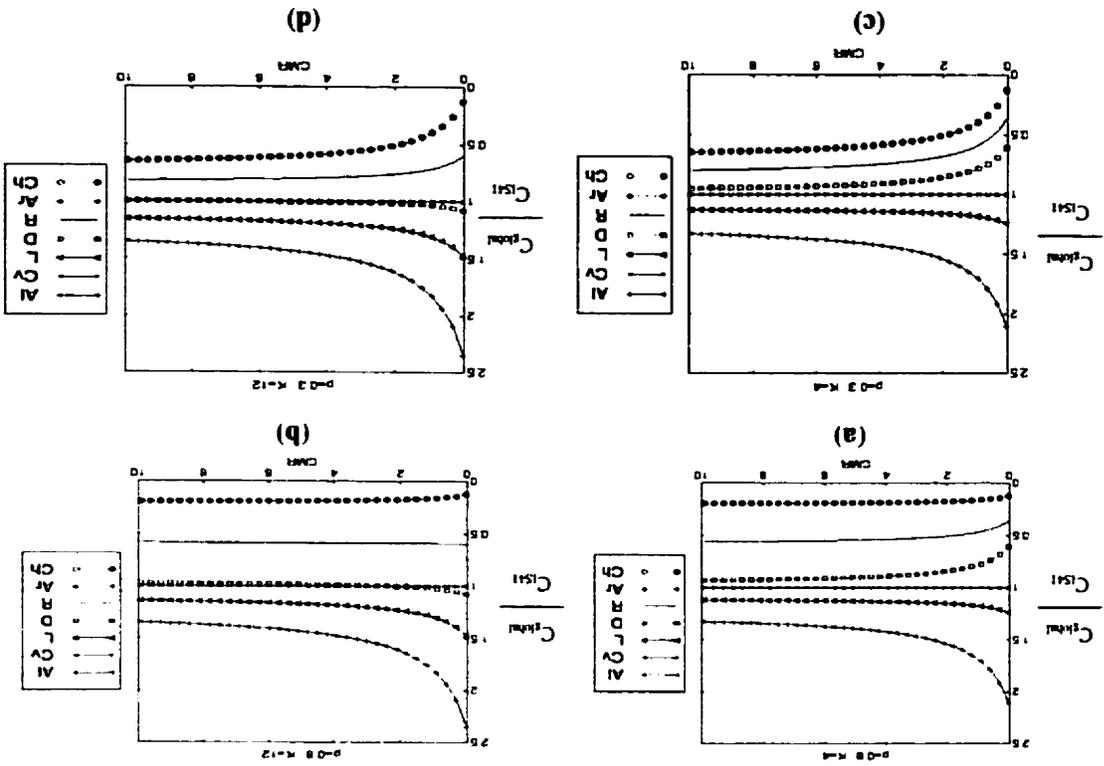


Figure 4.14 Coût relatif quand un seul terme de coût domine

CHAPITRE V

SCHÉMA HYBRIDE POUR LA GESTION DE LOCALISATION

Les recherches récentes en gestion de localisation sont essentiellement basées sur deux architectures de base de données : l'une centralisée et l'autre répartie. Les données de localisation de toutes les unités mobiles de l'architecture centralisée sont conservées dans une base de données nominale HLR. Cette base de données est accédée souvent pour mettre à jour ou localiser la zone courante de l'unité mobile. L'architecture répartie consiste à installer une base de données sur chaque noeud du réseau. Quand l'unité mobile change sa zone de localisation, toutes les bases de données sur le chemin reliant l'ancienne à la nouvelle zone sont mises à jour. Dans l'architecture répartie, quand un appel est initié vers une unité mobile, le réseau localise l'unité appelée en suivant ses entrées dans les bases de données d'une façon hiérarchique. Dans l'architecture centralisée, un long chemin est toujours suivi pour accéder au HLR, tandis que dans l'architecture répartie le nombre de bases de données à interroger devient parfois prohibitif. Dans ce chapitre, nous présentons une architecture hybride des deux architectures centralisée et répartie qui améliore la performance globale de la gestion de localisation.

5.1 Architecture centralisée versus architecture répartie

Les techniques de gestion de localisation de l'architecture centralisée emploient deux types de base de données appelées VLR et HLR. Le réseau centralisé peut contenir plusieurs VLRs mais un seul HLR, comme l'illustre la Figure 5.1. Chaque VLR est responsable de toutes les unités mobiles qui se déplacent dans son espace de couverture. Il stocke les profils de tous les abonnés enregistrés dans les zones de localisation qui en dépendent. De son côté, le HLR emmagasine les informations concernant tous les abonnés du réseau. Dès qu'une unité mobile entre dans une nouvelle zone de localisation, elle doit s'enregistrer auprès du VLR de cette zone et rapporter cet enregistrement à la

base de données de réseau, HLR, selon une procédure dite de *mise à jour de localisation*. Pour communiquer avec une unité mobile, il faut interroger le HLR, selon une procédure dite de *recherche de localisation*, pour déterminer sa zone actuelle. Les messages de signalisation entre les VLRs et le HLR sont échangés à travers plusieurs noeuds de transfert de signalisation. Le désavantage de l'architecture centralisée est que les HLRs sont souvent situés loin des VLRs; par conséquent, un long chemin doit être suivi pour accéder aux données de localisation des usagers durant les procédures de mise à jour et de recherche de localisation. Il est évident que, puisque le nombre d'unités mobiles augmente presque quotidiennement, le trafic de signalisation et le nombre d'accès au HLR augmentent aussi de façon significative. Cet accroissement du trafic de signalisation affecte sûrement la performance du réseau et constitue une motivation suffisante pour repenser l'architecture actuelle des réseaux en vue de la rendre plus efficace.

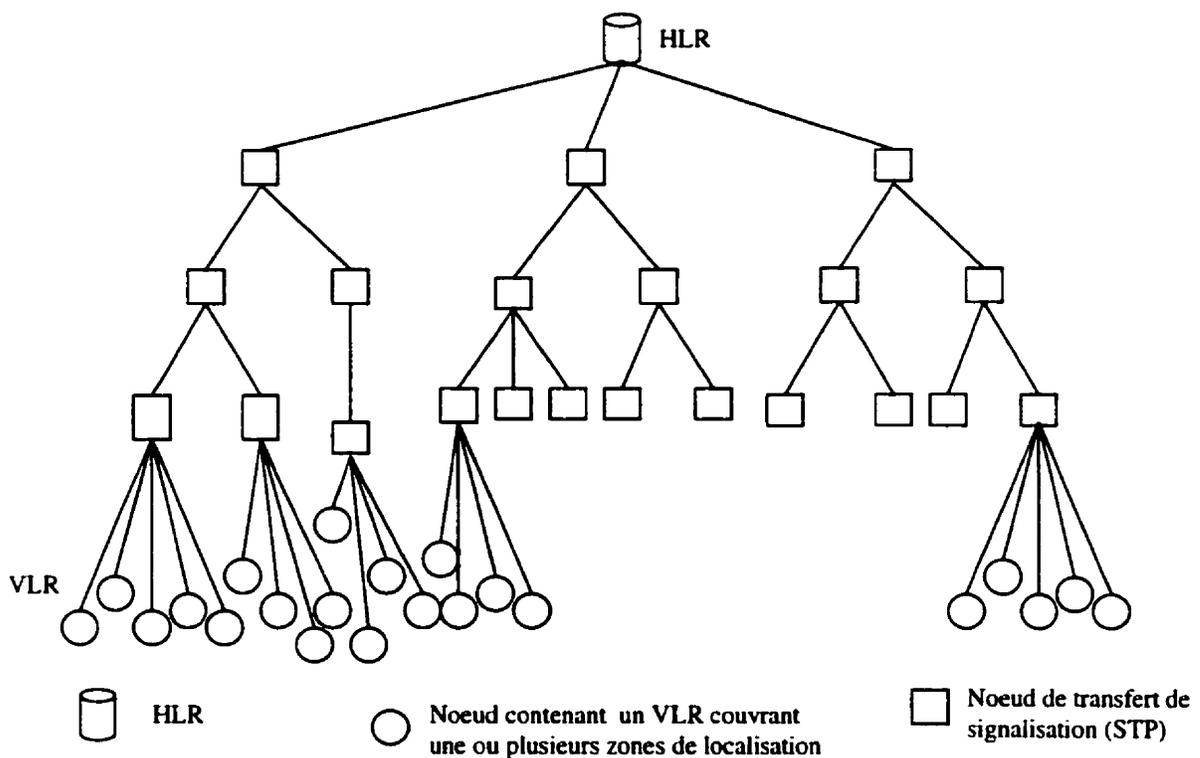


Figure 5.1 Architecture centralisée

L'architecture répartie proposée par Wang (1993) pour remplacer l'architecture centralisée consiste à installer une base de données sur chaque noeud du réseau, comme l'illustre la Figure 5.2. Les unités mobiles sont associées aux bases de données de localisation installées sur les feuilles de l'arbre qui constitue le réseau. Chaque base de données contient les données de localisation des unités mobiles qui résident dans son sous-arbre. Chaque base de données feuille dessert une ou plusieurs zones de localisation. Quand l'unité mobile change sa zone de localisation, toutes les bases de données sur le chemin reliant l'ancienne à la nouvelle zone seront mises à jour. Quand un appel est initié à une unité mobile, le réseau localise l'unité appelée en suivant ses entrées dans les bases de données. En d'autres termes, les bases de données seront interrogées d'une façon séquentielle, à partir de la base de données de la zone appelant, en remontant jusqu'à une base de données contenant le profil de l'unité appelée. Subséquemment, la longueur du chemin suivi pour localiser la zone actuelle de l'unité mobile diminue puisque, dans la plupart des cas, les bases de données les plus proches de cette zone seront interrogées. L'accès à une base de données éloignée se produit assez rarement. Néanmoins, le nombre d'accès aux bases de données pour la mise à jour ou la recherche de localisation pourrait augmenter significativement par rapport à l'architecture centralisée.

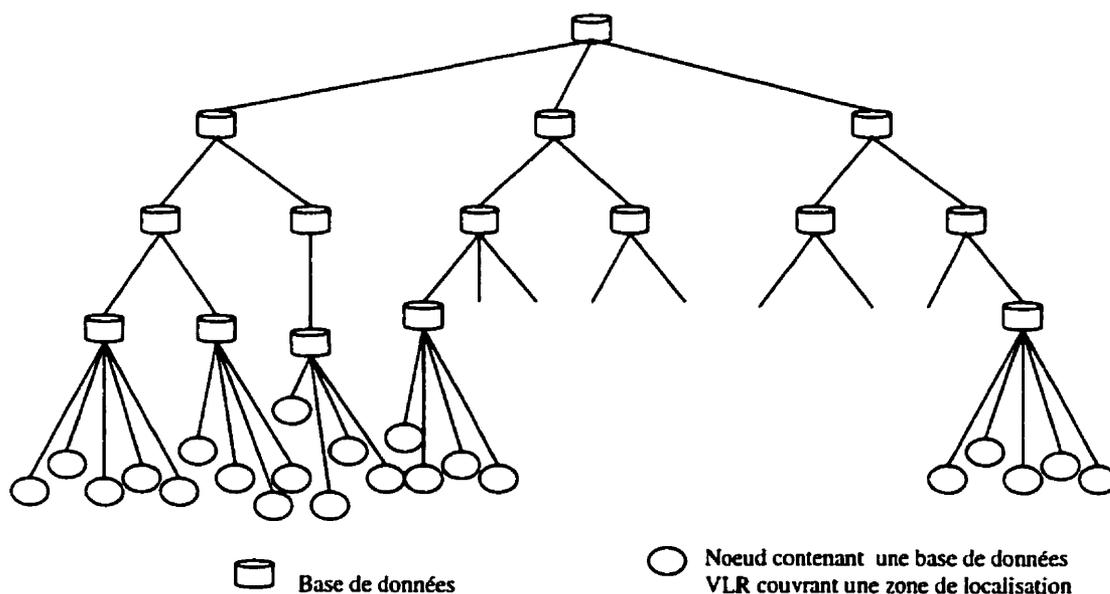


Figure 5.2 Architecture répartie

Il est clair que chacune de ces deux architectures a ses avantages et ses inconvénients. De plus, le passage direct d'une architecture centralisée (qui domine le marché actuellement) à une architecture répartie pourrait être coûteux et décourageant pour les entreprises, surtout que ce passage ne résout pas tous les problèmes soulevés par l'architecture centralisée et présente de nouveaux obstacles. Nous croyons que l'architecture idéale devrait se trouver quelque part entre les architectures centralisées et les architectures réparties, une architecture hybride qui combine à un certain degré ces deux architectures.

5.2 Schéma hybride pour la gestion de localisation

Dans cette section, nous abordons l'idée de base du schéma hybride proposé. Ensuite, nous élaborons les procédures de mise à jour et de recherche de localisation dans ce schéma.

5.2.1 Idée de base

L'architecture hybride proposée emploie plusieurs HLRs au lieu d'un seul HLR comme dans l'architecture centralisée. En d'autres termes, nous distribuons la base de données nominale HLR entre plusieurs nouveaux HLRs situés sur des noeuds différents, comme l'illustre la Figure 5.3. Les VLRs restent comme ils sont proposés dans l'architecture centralisée. Cependant, un VLR peut desservir une ou plusieurs zones de localisation. Chaque nouveau HLR pourrait desservir plusieurs bases de données VLRs. Un VLR est desservi par un seul HLR. Nous définissons, pour chaque unité mobile, deux types de HLRs : un HLR résident et un HLR visiteur. Chaque unité mobile est affectée à un HLR particulier au moment de son abonnement. Ce HLR est considéré comme son HLR résident, qui est affecté à l'unité mobile en prenant en considération son comportement. Généralement, il s'agit du HLR qui dessert les zones de localisation dans lesquelles l'unité mobile se déplace souvent. Quand l'unité mobile entre dans une zone de

localisation qui n'est pas desservie par le HLR résident de cette unité, le HLR qui dessert cette nouvelle zone devient son HLR visiteur.

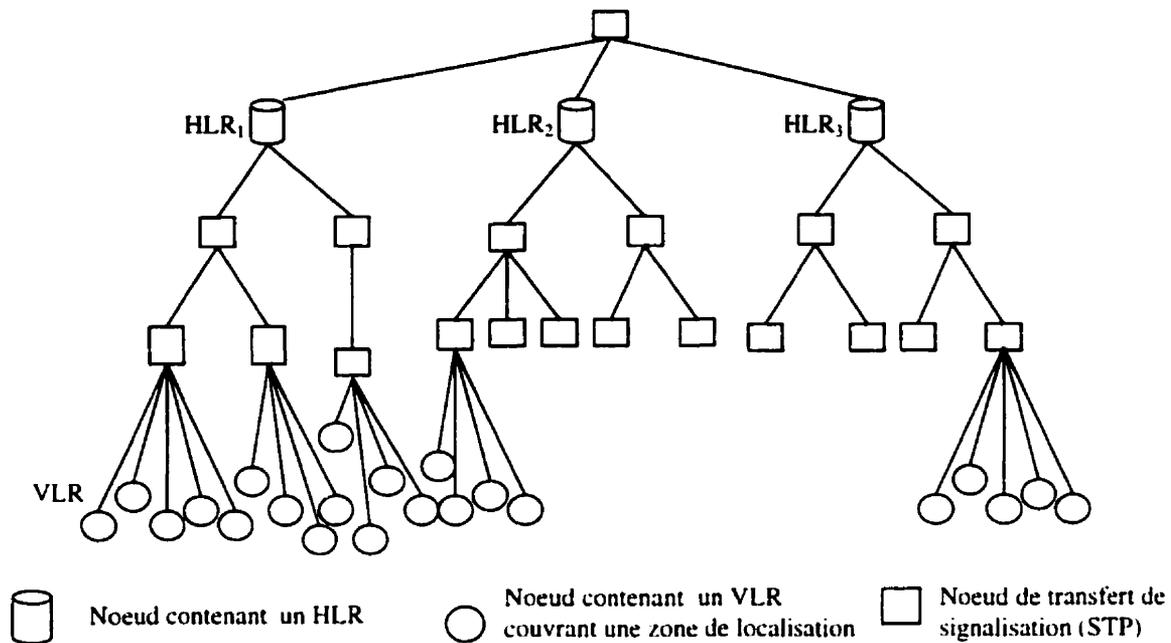


Figure 5.3 Architecture hybride

5.2.2 Procédures de gestion de localisation

Dans le nouveau schéma hybride proposé, on doit distinguer entre plusieurs types de mouvement de l'unité mobile que nous dénommerons intra-VLR, intra-HLR, et inter-HLR. Un mouvement intra-VLR se produit quand l'unité mobile se déplace entre deux zones de localisation desservies par le même VLR. Dans ce cas, les données de localisation de l'unité mobile dans ce VLR sont mises à jour. Un mouvement intra-HLR se produit quand l'unité mobile se déplace entre deux zones de localisation desservies par deux VLRs différents, mais appartenant au même HLR. Dans ce cas, les données de localisation sont mises à jour dans le HLR et les deux VLRs impliqués dans le mouvement. Un mouvement inter-HLR se produit quand l'unité mobile se déplace entre deux zones de localisation desservies par deux VLRs appartenant à deux HLRs

différents. De plus, quand le mouvement de l'unité mobile est inter-HLR, les deux cas suivants sont considérés :

- 1) Le HLR résident de l'unité mobile est impliqué dans le mouvement, i.e. l'unité mobile quitte ou retourne à son HLR résident ;
- 2) Le HLR résident de l'unité mobile n'est pas impliqué dans le mouvement, i.e. le mouvement de l'unité mobile implique deux HLRs visiteurs.

Dans le premier cas, le HLR de la nouvelle zone devient le HLR visiteur de l'unité mobile en déplacement et son HLR résident est mis à jour pour qu'il indique son nouveau HLR visiteur. Dans le deuxième cas, le HLR de la nouvelle zone devient le HLR visiteur de l'unité mobile et le profil de l'unité mobile est supprimé de son ancien HLR visiteur. Ainsi, son HLR résident est mis à jour pour qu'il indique son nouveau HLR visiteur.

Quand un appel est initié vers une unité mobile, le VLR de l'unité appelant est interrogé en premier pour vérifier si l'unité appelée se trouve dans une des zones desservies par ce VLR. Sinon, le HLR courant de l'unité appelant est interrogé pour vérifier si l'unité appelée se trouve dans une zone desservie par ce HLR. Autrement, si le HLR courant de l'unité mobile appelant est le HLR résident de l'unité appelée, l'appel est transféré au HLR visiteur de l'unité appelée. Dans le cas contraire, l'appel est transféré au HLR résident de l'unité appelée qui détermine soit la zone courante soit le HLR visiteur courant de l'unité appelée à laquelle il faut transférer l'appel.

5.2.2.1 Procédure de mise à jour de localisation

Dans cette procédure, nous étudions et analysons la mise à jour de localisation de l'unité mobile selon les trois types de mouvements introduits ci-haut : mouvements intra-VLR, intra-HLR et inter-HLR.

Mouvement intra-VLR

Les données de localisation de l'unité mobile sont mises à jour seulement dans le VLR qui dessert les deux zones de localisation : l'ancienne et la nouvelle.

Mouvement intra-HLR

Ce scénario, présenté à la Figure 5.4, se produit quand l'ancienne zone et la nouvelle zone de l'unité mobile appartiennent au même HLR. Les étapes principales de ce scénario sont :

1. L'unité mobile entre dans une nouvelle zone desservie par un VLR différent de celui de l'ancienne zone et s'enregistre auprès du VLR de cette zone.
2. Le MSC de la nouvelle zone envoie une requête de mise à jour au HLR qui le dessert.
3. Le HLR, à son tour, envoie un message d'annulation d'enregistrement au VLR de l'ancienne zone.
4. Un accusé de réception est envoyé de l'ancien VLR au HLR pour confirmer l'annulation de l'enregistrement.
5. Un accusé de réception est envoyé du HLR au nouveau VLR pour confirmer la mise à jour de localisation. Ensuite, la nouvelle zone commence à desservir l'unité mobile.

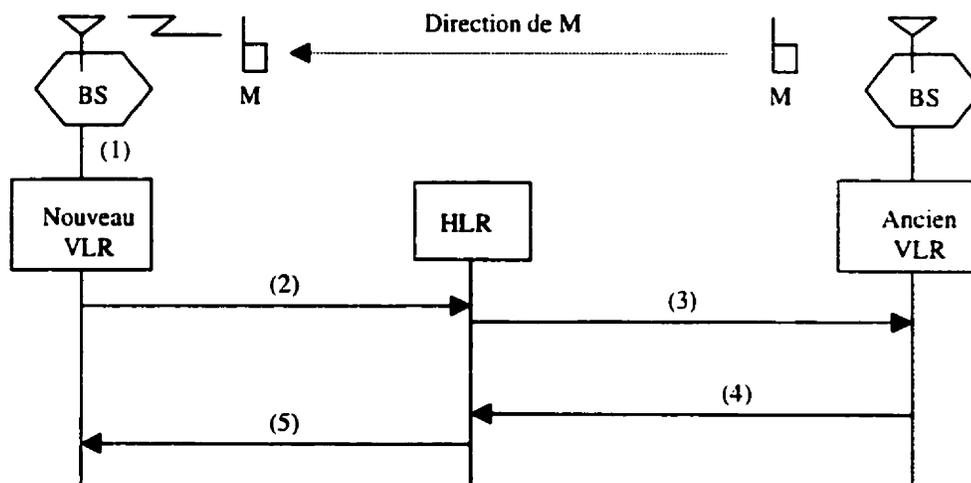


Figure 5.4 Procédure de mise à jour pour les mouvements intra-HLR

Mouvement inter-HLR

Quand la nouvelle zone et l'ancienne zone ne sont pas desservies par le même HLR, trois cas sont à étudier :

- a) L'unité mobile quitte son HLR résident, i.e. le VLR de l'ancienne zone est desservi par le HLR résident de l'unité mobile, tandis que le VLR de la nouvelle zone est desservi par un autre HLR qui devient, à son tour, le HLR visiteur de l'unité mobile.
- b) L'unité mobile retourne à son HLR résident, i.e. le VLR de la nouvelle zone est desservi par le HLR résident de l'unité mobile, tandis que le VLR de l'ancienne zone est desservi par un autre HLR.
- c) Les VLRs des deux zones, l'ancienne et la nouvelle, sont desservis par deux HLRs différents.

Le scénario de la procédure de mise à jour après un mouvement inter-HLR, présenté à la Figure 5.5, s'écrit comme suit :

1. L'unité mobile qui entre dans une nouvelle zone s'inscrit auprès du VLR de cette zone.
2. Si le cas a) prévaut, alors :
 - 2.1 Le VLR de la nouvelle zone envoie un message de mise à jour à son HLR. Ce HLR devient le HLR visiteur de l'unité mobile.
 - 2.2 Le HLR visiteur envoie un message de mise à jour au HLR résident de l'unité mobile.
 - 2.3 Le HLR résident envoie un message d'annulation d'enregistrement au VLR de l'ancienne zone de localisation.
 - 2.4 Le VLR de l'ancienne zone de localisation envoie un message de confirmation d'annulation contenant le profil de l'unité mobile au HLR résident.

2.5 Dès que le HLR reçoit ce message, il met à jour le profil de l'unité mobile. Ensuite, il envoie un message de confirmation de mise à jour au HLR visiteur contenant le profil de l'unité mobile.

2.6 Le HLR visiteur envoie un message de confirmation d'enregistrement au VLR de la zone actuelle de l'unité mobile qui commence à son tour à desservir l'unité mobile.

3. Si le cas b) prévaut, alors :

3.1 Le VLR de la nouvelle zone envoie un message de mise à jour à son HLR qui est le HLR résident de l'unité mobile.

3.2 Le HLR résident envoie un message de mise à jour à l'ancien HLR de l'unité mobile.

3.3 L'ancien HLR visiteur envoie un message d'annulation d'enregistrement au VLR de l'ancienne zone de localisation.

3.4 Le VLR de l'ancienne zone de localisation envoie un message de confirmation d'annulation contenant le profil de l'unité mobile à l'ancien HLR visiteur.

3.5 L'ancien HLR transfère ce message au HLR résident de l'unité mobile avant de supprimer le profil de l'unité mobile. Dès que le HLR résident reçoit ce message, il met à jour le profil de l'unité mobile pour qu'il indique le VLR de sa nouvelle zone.

3.6 Le HLR résident envoie un message de confirmation de mise à jour au VLR de la nouvelle zone qui commence à son tour à servir l'unité mobile.

4. Si le cas c) prévaut, alors :

4.1 Le VLR de la nouvelle zone envoie un message de mise à jour à son HLR. Ce HLR devient le HLR visiteur de l'unité mobile.

4.2 Le nouveau HLR visiteur envoie un message de mise à jour à l'ancien HLR visiteur de l'unité mobile.

- 4.3 L'ancien HLR visiteur envoie un message d'annulation d'enregistrement au VLR de l'ancienne zone de localisation.
- 4.4 Le VLR de l'ancienne zone de localisation envoie un message de confirmation d'annulation contenant le profil de l'unité mobile à l'ancien HLR visiteur.
- 4.5 L'ancien HLR visiteur transfère ce message au nouveau HLR visiteur de l'unité mobile. L'ancien HLR visiteur supprime aussi le profil de l'unité mobile. Dès que le nouveau HLR visiteur reçoit ce message, il met à jour le profil de l'unité mobile pour qu'il indique sa nouvelle zone.
- 4.6 Le nouveau HLR visiteur envoie un message de mise à jour au HLR résident pour qu'il indique le nouveau HLR visiteur de l'unité mobile.
- 4.7 Le HLR résident confirme la mise à jour au nouveau HLR visiteur.
- 4.8 Le nouveau HLR visiteur envoie un message de confirmation de mise à jour au VLR de la nouvelle zone de l'unité mobile qui commence à son tour à servir l'unité mobile.

5.2.2.2 Procédure de recherche de localisation

Cette procédure vise à chercher la zone de localisation courante de l'unité mobile appelée. Nous supposons que l'unité appelée et l'unité appelant se trouvent dans deux zones de localisation différentes. Dans cette procédure, trois situations sont considérées :

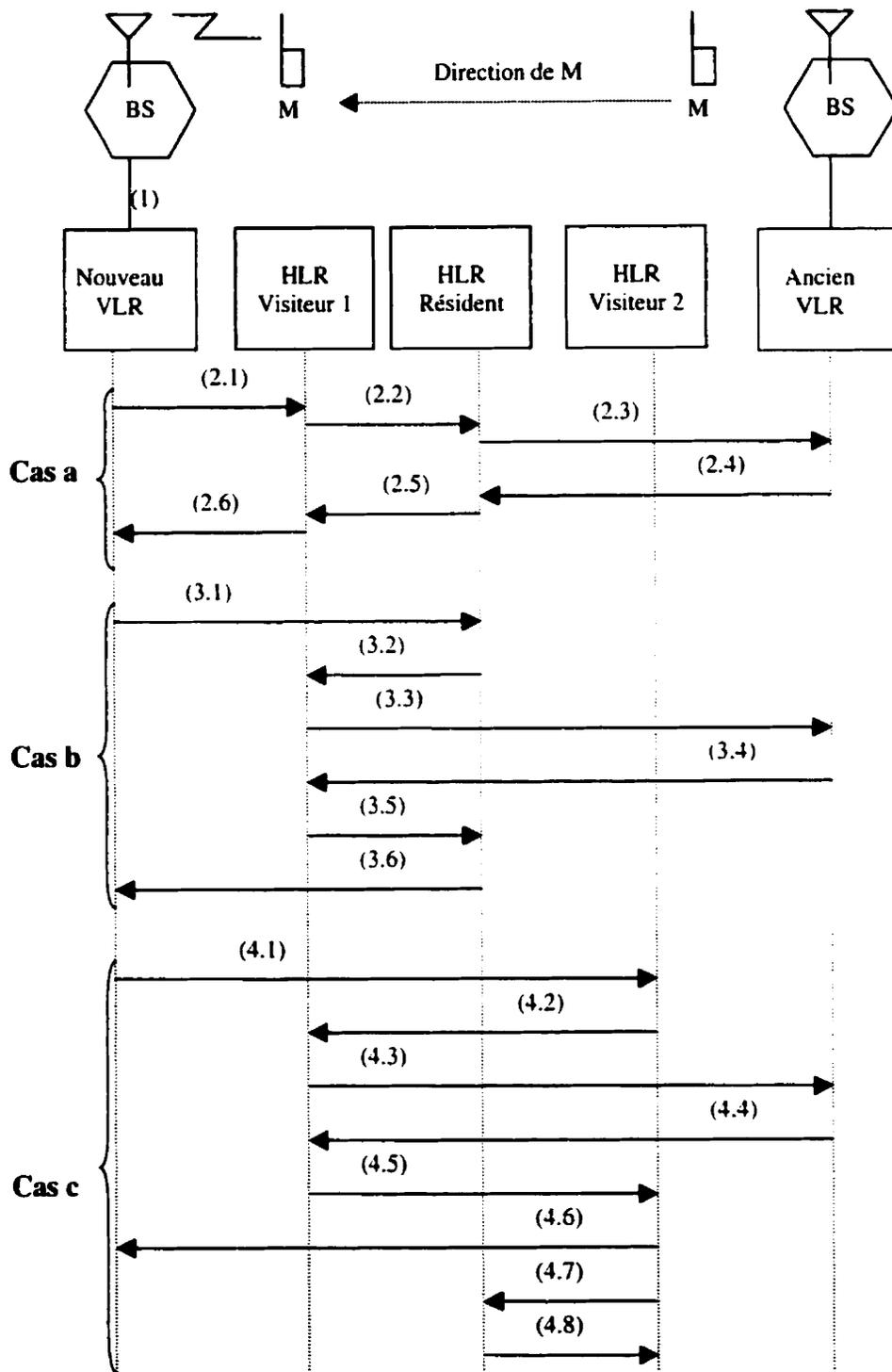


Figure 5.5 Procédure de mise à jour pour les mouvements inter-HLR

- a) L'unité appelée se trouve dans une zone desservie par le même VLR que celui de l'unité appelant.
- b) L'unité appelée se trouve dans une zone desservie par le même HLR que celui de l'unité appelant.
- c) L'unité appelée se trouve dans une zone desservie par un HLR différent de celui de l'unité appelant. Dans ce contexte, nous étudions les deux cas suivants :
 - Dans le premier cas, on vérifie si l'unité appelant se trouve dans une zone desservie par le même HLR résident que celui de l'unité appelée, i.e. l'unité appelée est hors du champ de son HLR résident et elle est appelée de son HLR résident. Dans ce cas, l'appel est transféré au HLR visiteur de l'unité appelée.
 - Dans le deuxième cas, le HLR de l'unité appelant diffère du HLR résident de l'unité appelée. Alors, l'appel est transféré au HLR résident de l'unité appelée qui détermine, à son tour, soit le VLR de la zone courante de l'unité appelée soit son HLR visiteur.

La procédure de recherche de localisation dans le modèle proposé comprend les étapes suivantes :

Si a) et b) sont satisfaits, alors le scénario de la Figure 5.6 est appliqué. Ce scénario comprend les étapes suivantes:

1. Un appel, initié à une unité mobile, est reçu par un MSC qui devient le MSC appelant. Ensuite, le VLR de l'unité appelant est interrogé pour vérifier si l'unité appelée se trouve dans une zone desservie par ce VLR. Si oui, alors l'unité appelée est localisée et on saute à l'étape 6.
2. Le VLR appelant envoie une requête de localisation à son HLR. Ce HLR détermine si l'unité appelée se trouve actuellement dans une de ses zones ou non.
3. Si l'unité mobile appelée ne se trouve pas dans une zone desservie par le même HLR que celui de l'unité appelant, on saute à l'étape 4 ; sinon :

3.1 Le HLR transfère l'appel au VLR de la zone actuelle de l'unité appelée qui, à son tour, assigne un numéro temporaire de routage à l'appel.

3.2 Le VLR appelé retourne ce numéro de routage au HLR en même temps qu'un accusé de réception (piggybacking).

3.3 Le HLR retourne ce numéro au VLR de la zone de l'unité appelant.

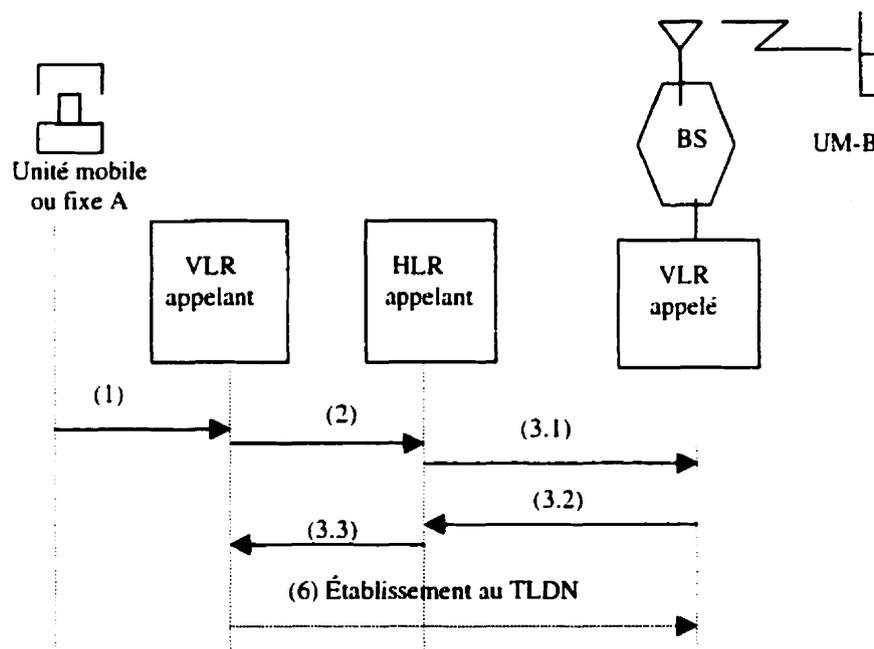


Figure 5.6 Procédure de recherche de localisation selon le schéma hybride proposé

Si c) est satisfait (si l'unité mobile appelée ne se trouve pas dans une zone desservie par le même HLR que celui de l'unité mobile appelant), on applique le scénario suivant :

4. Si l'unité appelant ne se trouve pas dans une zone desservie par le HLR résident de l'unité appelée, on saute à l'étape 5 ; sinon on continue avec le scénario présenté à la Figure 5.7 et défini par les sous-étapes suivantes :

- 4.1 Le HLR résident transfère l'appel au HLR visiteur et courant de l'unité appelée.
Ce HLR détermine le VLR de la zone courante de l'unité appelée.
- 4.2 Le HLR visiteur de l'unité appelée transfère la requête au VLR de la zone appelée qui assigne, à son tour, un numéro temporaire de routage (TLDN) à l'appel.
- 4.3 Le VLR appelé retourne ce numéro de routage au HLR visiteur.
- 4.4 Le HLR visiteur de l'unité appelée transfère ce numéro dans un accusé de réception au HLR courant de l'unité appelant.
- 4.5 Le HLR de l'unité appelant transfère ce numéro dans un accusé de réception au VLR de l'unité appelant.

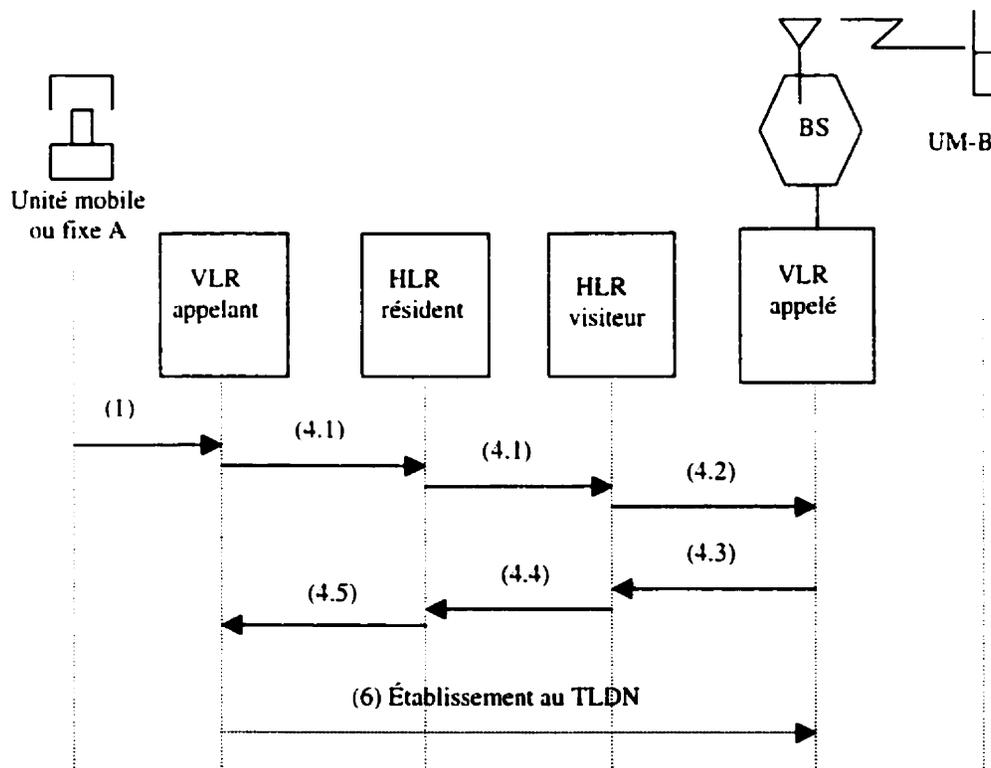


Figure 5.7 Procédure de recherche de localisation selon l'architecture proposée (suite)

5. Si le HLR courant de l'unité appelant diffère du HLR résident de l'unité appelée, le scénario présenté à la Figure 5.8 est appliqué comme suit:
 - 5.1 Le HLR de l'unité appelant transfère l'appel au HLR résident de l'unité appelée.
 - 5.2 Le HLR résident de l'unité appelée détermine si cette unité se trouve dans une des zones qui les desservent ou dans un autre HLR visiteur.
 - 5.3 Si l'unité appelée se trouve dans son HLR résident, alors :
 - 5.3.1 Le HLR résident transfère l'appel au VLR de la zone de l'unité appelée. Ensuite, un numéro temporaire de routage (TLDN) est assigné à l'appel.
 - 5.3.2 Le VLR appelée retourne ce numéro à son HLR.
 - 5.3.3 Le HLR résident de l'unité appelée transfère ce numéro en même temps qu'un accusé de réception au HLR de l'unité appelant.
 - 5.3.4 Le HLR de l'unité appelant transfère ce numéro en même temps qu'un accusé de réception au VLR appelant.
 - 5.4 Si l'unité appelée ne se trouve pas dans son HLR résident, alors :
 - 5.4.1 Le HLR résident transfère l'appel au HLR visiteur de l'unité appelée.
 - 5.4.2 Le HLR visiteur, à son tour, transfère l'appel au VLR de la zone courante de l'unité appelée. Ensuite, un numéro temporaire de routage (TLDN) est assigné à l'appel.
 - 5.4.3 Le VLR appelé retourne ce numéro de routage à son HLR.
 - 5.4.4 Le HLR appelé transfère ce numéro en même temps qu'un accusé de réception au HLR de l'unité appelant.
 - 5.4.5 Le HLR appelant transfère ce numéro en même temps qu'un accusé de réception au VLR de la zone appelant.
6. La communication est établie entre les deux zones appelant et appelé.

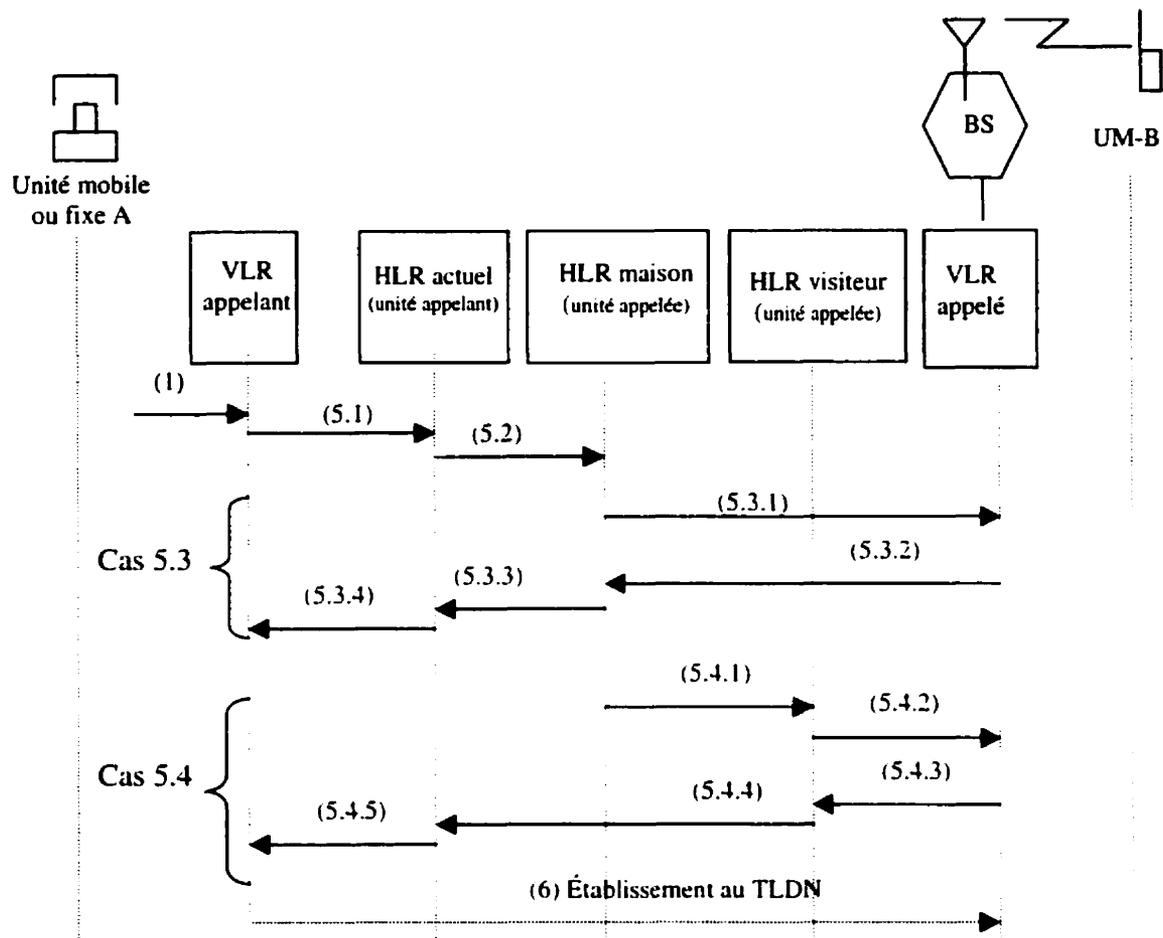


Figure 5.8 Procédure de recherche de localisation selon l'architecture proposée (suite)

5.3 Analyse de performance du schéma hybride

Dans cette section, nous étudions la performance du schéma hybride proposé par rapport aux architectures centralisée de la norme IS-41 et entièrement répartie présenté par Wang (1993). Dans cette analyse, nous représentons le réseau par un arbre hiérarchique à plusieurs niveaux comme l'illustre la Figure 5.9. Chaque niveau dans l'arbre représente une couche. L'arbre est constitué de N couches. La couche N contient le noeud *racine* et la couche 1 contient les noeuds *feuilles*. Dans le schéma de gestion de localisation entièrement réparti, une base de données est installée sur chaque noeud et les

abonnés sont assignés aux noeuds feuilles. Aussi, chaque base de données contient les données de localisation des unités mobiles qui résident dans son sous-arbre. Dans le schéma IS-41, la base de données HLR est située sur le seul noeud de la couche N (racine), et les bases de données VLR sont installées sur les noeuds de la couche 1 (feuilles). Dans le schéma hybride proposé, les bases de données HLR sont installées sur les noeuds de la couche L ($1 < L < N$), tandis que les VLRs sont installés sur les noeuds de la couche 1 (feuilles).

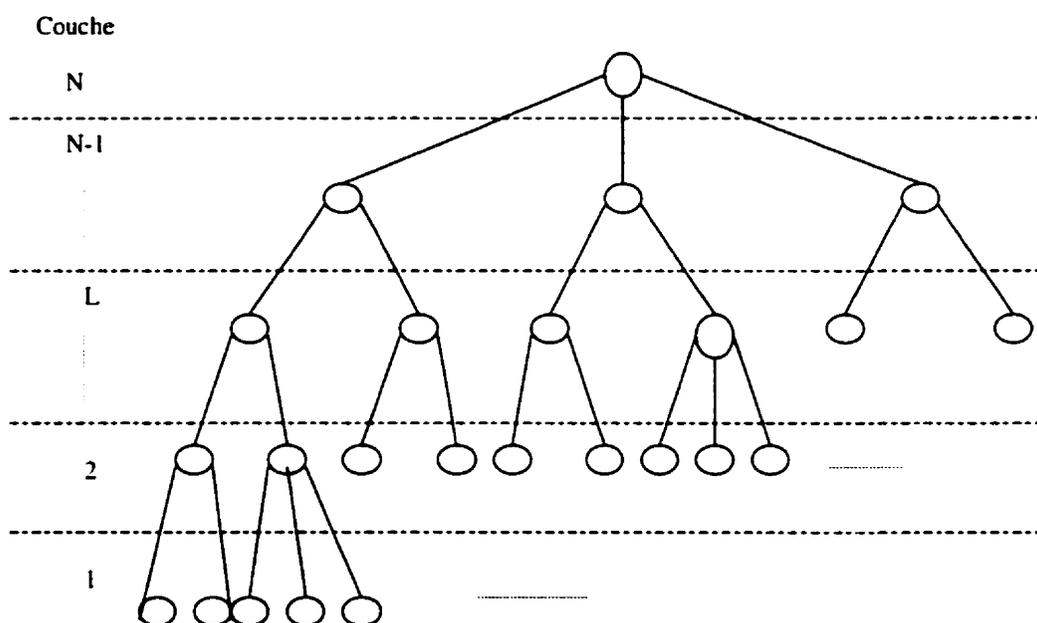


Figure 5.9 Arbre hiérarchique illustrant le réseau

Nous désignons par :

$m_{x,y}$: le niveau de couche du noeud commun le plus proche aux zones de service x et y .

p : la probabilité que l'unité mobile entre dans une nouvelle zone de localisation dont le père est le même que celui de l'ancienne zone et que le niveau de

couche de père est 1 (i.e., p est la probabilité que le mouvement de l'unité mobile soit intra-VLR).

q : la probabilité que l'unité mobile appelée et l'unité mobile appelant soient desservies par le même VLR et donc que le niveau de couche de noeud commun le plus proche aux zones de ces deux unités soit 1. En fait, q a la même définition que p . Cependant, q est utilisé dans la procédure de recherche de localisation et p est utilisé dans la procédure de mise à jour de localisation.

α : la probabilité que le mouvement de l'unité mobile est inter-HLR.

β : la probabilité que l'unité mobile rentre à son HLR résident (quand l'unité mobile se trouve hors du champ de son HLR résident et son mouvement est inter-HLR).

δ : la probabilité que les deux unités mobiles, appelant et appelée, ne se trouvent pas dans l'espace de couverture du même HLR.

n : la nouvelle zone de localisation de l'unité mobile.

a : l'ancienne zone de localisation de l'unité mobile.

s : la zone de localisation de l'unité appelant (source).

d : la zone de localisation de l'unité appelée (destination).

θ : la probabilité que l'unité mobile appelant se trouve dans le HLR résident de l'unité appelée et l'unité appelée ne se trouve pas dans son HLR résident quand l'appel est initié (Figure 5.7 du scénario de recherche de localisation). Nous observons que cette partie du scénario de recherche de localisation (Figure 5.7) exige l'échange du même nombre de messages que dans le cas où l'unité mobile appelant ne se trouve pas dans le HLR résident de l'unité appelée et cette dernière se trouve dans son HLR résident (cas 5.3 du scénario de localisation présenté à la Figure 5.8). Alors, pour simplifier notre analyse, nous supposons que θ est égal aussi à la probabilité que l'unité mobile

appellant ne se trouve pas dans le HLR résident de l'unité appelée et cette dernière se trouve dans son HLR résident.

Nous désignons par $P(m_{x,y}=i)$ la probabilité que le noeud commun le plus proche aux zones x et y soit dans la couche i . Cette probabilité est donnée par l'équation suivante (Suh *et al.*, 2000) :

$$P(m_{a,n} = i) = \begin{cases} p(1-p)^{i-1} & \text{pour } i = 1, 2, \dots, N-1 \\ (1-p)^{i-1} & \text{pour } i = N \end{cases} \quad (5.1)$$

$$P(m_{s,d} = i) = \begin{cases} q(1-q)^{i-1} & \text{pour } i = 1, 2, \dots, N-1 \\ (1-q)^{i-1} & \text{pour } i = N \end{cases} \quad (5.2)$$

Cette supposition est réaliste. En effet, la plupart des unités mobiles se déplacent souvent dans leurs zones de service ainsi que dans leurs environs. Alors, la probabilité que le mouvement de l'unité mobile soit local est souvent élevée. Par conséquent, il est évident que la probabilité $P(m_{a,n}=i)$ décroît quand le niveau i de la couche de noeud commun entre l'ancienne zone et la nouvelle zone croît. Puisque la somme totale des probabilités doit être égale à 1, nous supposons que $P(m_{a,n}=N) = 1 - P(m_{a,n}=N-1) - P(m_{a,n}=N-2) - \dots - P(m_{a,n}=1)$ (où N est la couche contenant le noeud racine). La même justification s'applique sur $P(m_{s,d}=i)$ puisque la probabilité que les unités mobiles reçoivent des appels provenant des unités qui se déplacent dans leurs zones de service ou leurs environs est souvent plus élevée que la probabilité des appels reçus des zones éloignées.

Désignons par :

$T(i,j)$: le coût de transmission d'un message sur la liaison connectant deux noeuds entre deux couches adjacentes de niveaux i et j .

$C_m(i)$: le coût d'accès ou de mise à jour d'une base de données dans la couche i .

$M_{schéma}$: le coût estimé pour une opération de mise à jour de localisation dans un des schémas analysés.

$R_{schéma}$: le coût estimé pour une opération de recherche de localisation dans un des schémas analysés.

Le coût moyen d'une opération de mise à jour dans le schéma entièrement réparti s'écrit comme suit :

$$M_{warré} = \sum_{i=1}^N P(m_{u,n} = i) \times \left[\sum_{j=1}^{i-1} \{4T(j, j+1) + 2C_m(j)\} + C_m(i) \right] \quad (5.3)$$

Le coût moyen d'une opération de mise à jour dans le schéma IS-41 abordé au chapitre 2 (section 2.3.3) s'écrit comme suit :

$$M_{IS41} = P(m_{u,n} = 1) \times C_m(1) + \sum_{i=2}^N P(m_{u,n} = i) \{2C_m(1) + C_m(N) + 4T(1, N)\} \quad (5.4)$$

où $T(1, N) = T(1, 2) + T(2, 3) + \dots + T(N-1, N)$ est égal au coût des liaisons de transmission entre un noeud du niveau 1 (i.e. VLR) et un noeud du niveau N (i.e. HLR). Ce coût est multiplié par 4 puisque, dans chaque opération de mise à jour, on envoie un message du VLR au HLR pour mettre à jour les données de l'unité mobile. Le HLR, à son tour, envoie un message similaire à l'ancien VLR. En ajoutant à ce coût, le coût de transmission de l'accusé de réception de l'ancien VLR au HLR et du HLR au VLR courant, on peut justifier le $4 T(1, N)$.

Le coût moyen d'une opération de mise à jour dans le schéma hybride proposé s'écrit comme suit :

$$M_{Hybride} = P(m_{u,n} = 1) \times C_m(1) + \sum_{i=2}^L P(m_{u,n} = i) \times (2C_m(1) + C_m(L) + 4T(1, L)) \\ + \alpha \times \left\{ 2C_m(1) + C_m(L) + 4T(1, L) + \sum_{i=L+1}^N P(m_{u,n} = i) \times \left[\beta \times \left(\sum_{j=L}^{i-1} 4T(j, j+1) + C_m(L) \right) \right] \right\}$$

$$+ (1 - \beta) \times \left(\sum_{j=L}^{i-1} 8T(j, j+1) + 2C_m(L) \right) \Bigg\} \quad (5.5)$$

où α est la probabilité que le mouvement de l'unité mobile soit inter-HLR et β la probabilité que l'unité mobile rentre à son HLR résident (quand l'unité mobile se trouve hors du champ de son HLR résident et son mouvement est inter-HLR). Alors, il s'ensuit que :

$$\alpha = 1 - \sum_{i=1}^L P(m_{u,n} = i)$$

L'équation (5.5) peut s'expliquer comme suit. La première partie de cette équation illustre le coût du scénario de mise à jour de localisation des mouvements intra-VLR et intra-HLR de l'unité mobile (Figure 5.4). La deuxième partie de cette équation exprime le coût des cas a, b et c de la Figure 5.5 qui illustre le scénario de mise à jour de localisation après un mouvement inter-HLR.

Le coût d'une opération de recherche de localisation dans le schéma entièrement réparti s'écrit comme suit :

$$R_{\text{wanr}} = \sum_{i=1}^N P(m_{s,d} = i) \times \left[\sum_{j=1}^{i-1} \{4T(j, j+1) + 2C_m(j)\} + C_m(i) \right] \quad (5.6)$$

Le coût d'une opération de recherche de localisation dans le schéma IS-41 s'écrit comme suit :

$$R_{\text{IS41}} = \sum_{i=1}^N P(m_{s,s} = i) \{C_m(1) + C_m(N) + 4T(1, N)\} \quad (5.7)$$

Le coût d'une opération de recherche de localisation dans le schéma hybride proposé s'écrit comme suit :

$$R_{\text{Hybride}} = P(m_{s,d} = 1) \times C_m(1) + \sum_{i=2}^L P(m_{s,d} = i) \times (C_m(1) + C_m(L) + 4T(1, L))$$

$$\begin{aligned}
& + \delta \times \left\{ C_m(1) + C_m(L) + 4T(1, L) + \theta \times \left[\sum_{i=L+1}^N P(m_{s,d} = i) \times \left(\sum_{j=L}^{i-1} 4(T(j, j+1) + C_m(L)) \right) \right] \right. \\
& \left. + (1-\theta) \times \left[\sum_{i=L+1}^N P(m_{s,d} = i) \times \left(\sum_{j=L}^{i-1} 6(T(j, j+1) + 2C_m(L)) \right) \right] \right\} \quad (5.8)
\end{aligned}$$

où δ est la probabilité que les deux unités mobiles, appelant et appelée, ne se trouvent pas dans l'espace de couverture du même HLR. Ainsi, θ est la probabilité que l'unité mobile appelant se trouve dans le HLR résident de l'unité appelée quand l'unité appelée ne se trouve pas dans son HLR résident. Cette probabilité est égale aussi à la probabilité que l'unité mobile appelant ne se trouve pas dans le HLR résident de l'unité appelée qui, à son tour, se trouve dans son HLR résident. Il s'ensuit alors que :

$$\delta = 1 - \sum_{i=1}^L P(m_{s,d} = i)$$

La première partie de l'équation (5.8) exprime le coût de la procédure de recherche de localisation quand les deux unités mobiles appelant et appelée sont desservies par le même HLR pendant l'initiation de l'appel (Figure 5.6). La deuxième partie de cette équation illustre le coût de cette procédure dans les cas où les deux unités appelant et appelée sont desservies par deux HLRs différents pendant l'initiation de l'appel, en prenant en considération les différents scénarios qui pourraient se produire dans ce cas (Figures 5.7 et 5.8) .

5.4 Résultats numériques de simulation

Pour obtenir quelques résultats numériques sur la performance du schéma hybride proposé, nous considérons une architecture de réseau ayant les caractéristiques suivantes :

- Le réseau a 8 niveaux de couche (1, 2, 3, ..., 8) .
- Le coût d'accès à une base de données dans la couche i est égal à i .

- Le coût de traverser une liaison entre la couche $i-1$ et la couche i est égal à i .
- Les HLRs proposés dans le schéma hybride sont situés dans les noeuds de la couche 4 du réseau (soit la moyenne sur 8 couches).
- Le HLR du schéma IS-41 est situé sur le noeud appartenant à la couche 8.
- Quand l'unité mobile est hors du champ de son HLR résident et son mouvement est inter-HLR, nous supposons que la probabilité β que l'unité mobile rentre dans le champ de son HLR résident est élevée. Cette hypothèse est réaliste puisque chaque abonné va rentrer dans le champ de son HLR résident (chez lui) après un long ou un court voyage. Dans cette analyse, nous supposons que $\beta = 0.8$.
- Nous supposons que $\theta = 0.5$.

La Figure 5.10 compare le coût de la procédure de mise à jour de localisation du schéma hybride donné par l'équation (5.5) avec des schémas entièrement répartis et IS-41 donnés par les équations (5.3) et (5.4) respectivement, en fonction de la valeur de p . Elle montre que, quand p est très petit ($0 < p < 0.06$) (i.e. les mouvements de l'unité mobile sont souvent inter-HLR), le schéma IS-41 est le plus performant. Cela pourrait être expliqué comme suit. Quand les mouvements de l'unité mobile sont souvent inter-HLR, le nombre de messages échangés entre les HLRs et les VLRs dans le schéma hybride dépasse celui du schéma IS-41. De plus, le chemin entre les VLRs et HLRs dans le schéma hybride pourrait être plus long que celui du schéma IS-41. Nous observons que le schéma de Wang (entièrement réparti) est le plus coûteux quand p est très petit. C'est normal puisque le nombre de bases de données mises à jour est énorme (une base de données sur chaque noeud) par rapport aux deux autres schémas. Quand p commence à augmenter, le schéma hybride devient plus performant que celui du IS-41. En effet, quand p augmente, la probabilité que le mouvement de l'unité mobile soit inter-VLR (entre deux zones sous le même HLR) augmente. Par conséquent, le schéma hybride exige moins de messages et

le HLR dans la couche L ($L=4$) est mis à jour au lieu d'un HLR dans la couche N ($N=8$) dans le schéma IS-41.

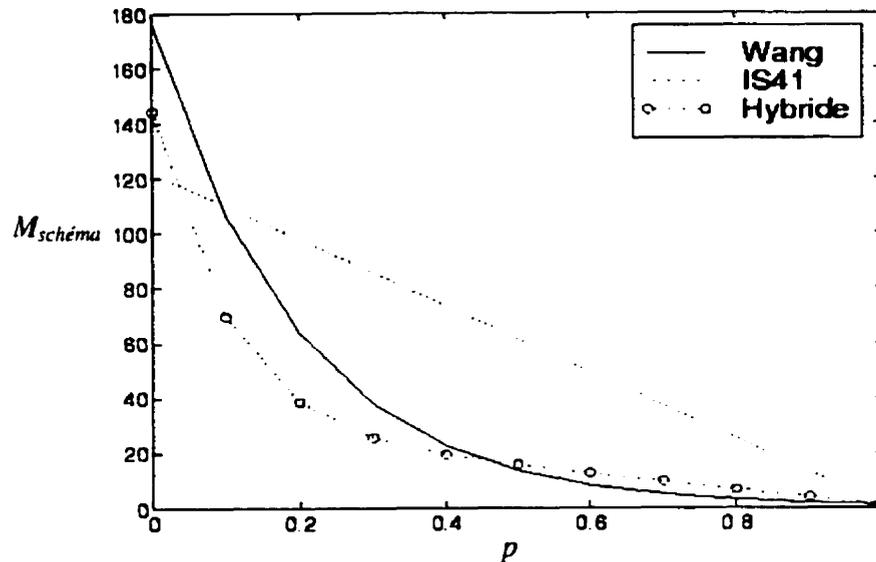


Figure 5.10 Coût de la procédure de mise à jour dans les 3 schémas par rapport à p

La Figure 5.11 montre la performance de la procédure de recherche de localisation des trois schémas: Wang, IS-41, et Hybride. Les coûts de cette procédure sont donnés par les équations (5.6), (5.7) et (5.8). Cette performance est évaluée par rapport à q . Nous observons que le coût de la procédure de recherche de IS-41 est fixe, quelle que soit la valeur de q . En fait, dans le schéma IS-41, le HLR est toujours accédé pendant la procédure de recherche de localisation pour la zone courante de l'unité appelée. Nous observons aussi que le schéma hybride est plus performant que les deux autres schémas dans la plupart des cas. La performance du schéma hybride approche celle du schéma de Wang quand q est grand. C'est normal puisque la probabilité que les deux zones appelant et appelée soient desservies par le même VLR ou HLR augmente quand q augmente.

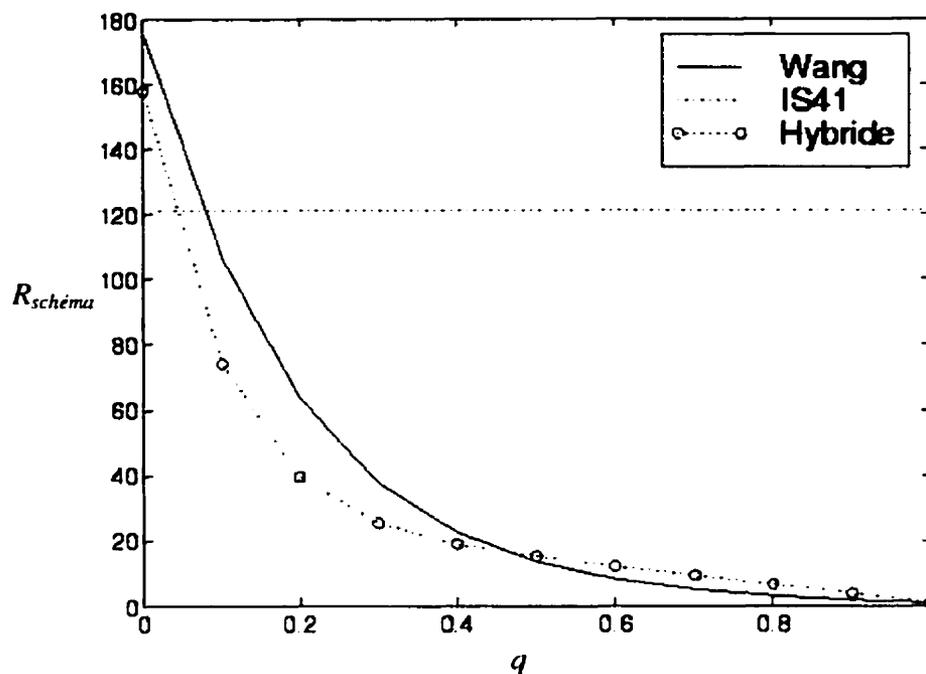
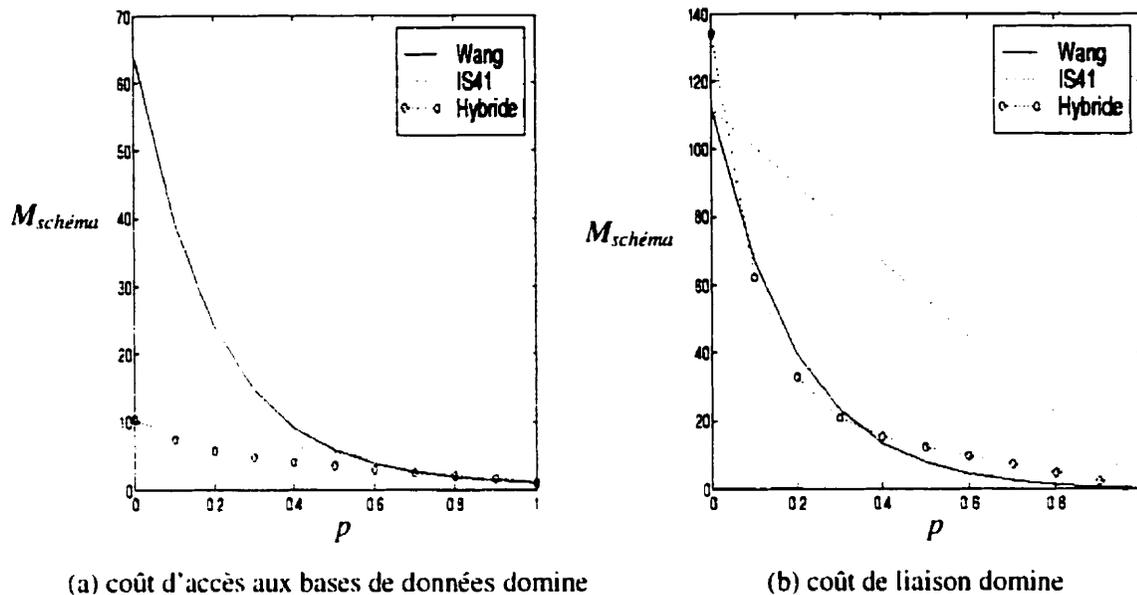


Figure 5.11 Coût de la procédure de localisation dans les 3 schémas par rapport à q

Dans la Figure 5.12, nous analysons la performance de la procédure de mise à jour de localisation dans les trois schémas en considérant qu'un seul coût domine, le coût d'accès aux bases de données ou le coût des liaisons de transmission. Chaque fois qu'un coût domine, l'autre coût est mis à 0. La Figure 5.12 (a) montre que, quand le coût d'accès aux bases de données domine, la performance du schéma hybride dépasse celle des schémas IS-41 et Wang, indépendamment de la valeur de p . Nous observons que le schéma de Wang est très coûteux dans plusieurs cas. Cela est dû au grand nombre de bases de données que ce schéma emploie. Quand le coût des liaisons de transmission domine, la Figure 5.12 (b) montre que la performance du schéma hybride se rapproche de celle du schéma de Wang et dépasse celle du schéma IS-41 dans la plupart des cas. Cela est dû au long chemin qu'on doit suivre pour mettre à jour le HLR après chaque mouvement selon le schéma IS-41.



(a) coût d'accès aux bases de données domine

(b) coût de liaison domine

Figure 5.12 Procédure de mise à jour de localisation

La Figure 5.13 analyse la performance de la procédure de recherche de localisation dans les trois schémas en considérant qu'un seul coût domine à la fois. La Figure 5.13 (a) montre que, quand le coût d'accès aux bases de données domine, la performance du schéma hybride dépasse celle des schémas IS-41 et Wang, peu importe la valeur de q . Nous observons que le schéma de Wang est très coûteux dans la plupart des cas. Cela est dû au grand nombre de bases de données que ce schéma emploie. Quand le coût de liaisons de transmission domine, la Figure 5.13 (b) montre que la performance du schéma hybride se rapproche de celle du schéma de Wang et dépasse celle du schéma IS-41 dans la plupart des cas. Cela est dû au long chemin qu'on doit suivre dans le schéma IS-41 pour accéder au HLR du réseau afin de déterminer la zone courante d'une unité mobile chaque fois qu'un appel est initié à une unité mobile.

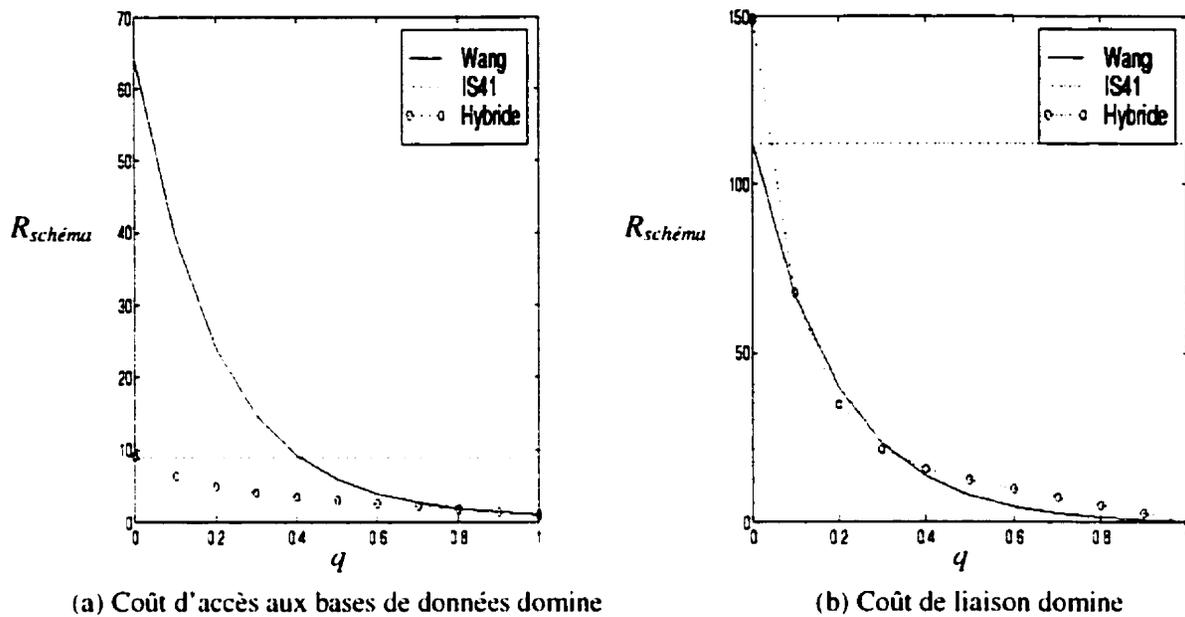


Figure 5.13 Procédure de recherche de localisation

5.5 Analyse de performance par rapport à CMR

Dans cette section, nous étudions la performance des schémas Hybride, IS-41, et Wang par rapport au ratio appel-à-mobilité, CMR. Comme nous avons vu dans les chapitres précédents, le *CMR* est défini comme le nombre moyen d'appels à un utilisateur par unité de temps, divisé par le nombre moyen de changements de zones d'enregistrement pour la même unité de temps (taux moyen d'appel entrant / taux moyen de mobilité). Alors, il s'ensuit que :

$$CMR = \frac{\lambda}{\mu}$$

où λ est le taux moyen d'appel entrant et μ le taux moyen de mobilité.

Désignons par :

C_{IS41} : le coût total des opérations de mise à jour et de localisation dans le schéma IS-41 ;

C_{Wang} : le coût total des opérations de mise à jour et de localisation dans le schéma entièrement réparti ou schéma de Wang ;

$C_{Hybride}$: le coût total des opérations de mise à jour et de localisation dans le schéma Hybride proposé.

Il s'ensuit que :

$$C_{IS41} = \mu M_{IS41} + \lambda R_{IS41} \quad (5.9)$$

$$C_{Wang} = \mu M_{Wang} + \lambda R_{Wang} \quad (5.10)$$

$$C_{Hybride} = \mu M_{Hybride} + \lambda R_{Hybride} \quad (5.11)$$

Divisons (5.9), (5.10), et (5.11) par μ

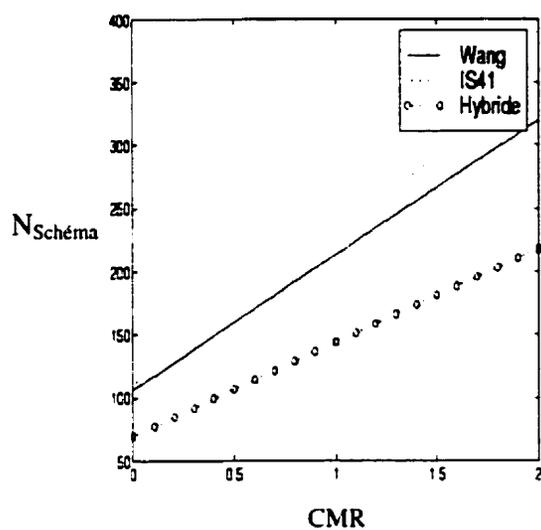
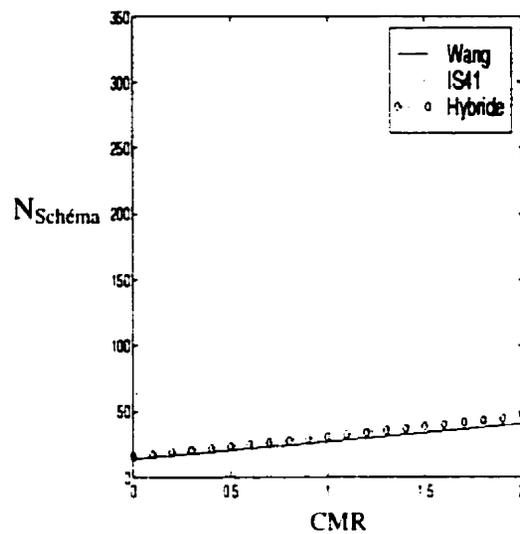
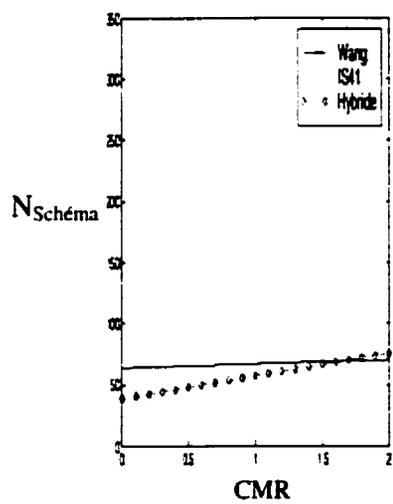
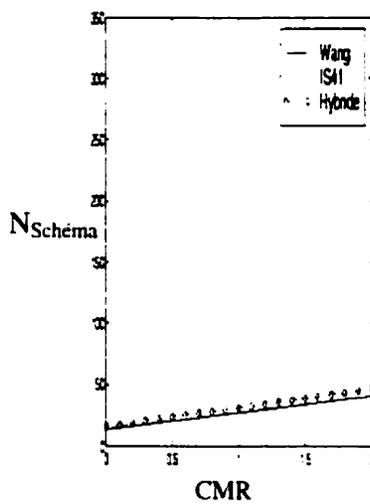
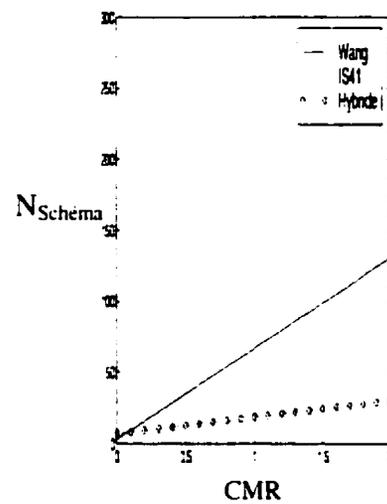
$$N_{IS41} = M_{IS41} + CMR * R_{IS41} \quad (5.12)$$

$$N_{Wang} = M_{Wang} + CMR * R_{Wang} \quad (5.13)$$

$$N_{Hybride} = M_{Hybride} + CMR * R_{Hybride} \quad (5.14)$$

où $N_{Schéma} = C_{Schéma} / \mu$ est le coût total estimé pour la gestion de localisation par un mouvement inter-zone. On rappelle que, dans cette analyse, une zone de localisation est définie comme un ensemble de cellules. Une base de données (tous les noeuds feuilles sont des bases de données) pourrait servir une ou plusieurs zones de localisation.

Pour étudier l'impact de CMR sur chaque schéma, nous représentons dans la Figure 5.14 les équations (5.12), (5.13) et (5.14) par rapport au CMR en fixant à chaque fois les valeurs de p et q . Les figures 5.14 (a), (b), (c), (d) et (e) montrent que, dans tous les cas, la performance du schéma hybride proposé dans ce chapitre dépasse significativement celle du schéma IS-41. Les figures 5.14 (a) et (e) montrent que la réduction obtenue avec le schéma hybride pourrait être significative par rapport à celle du schéma de Wang. Dans les autres cas, la performance du schéma hybride est proche de celle du schéma de Wang.

(a) $p=0.1$ et $q=0.1$ (b) $p=0.9$ et $q=0.9$ (c) $p=0.2$ et $q=0.8$ (d) $p=0.5$ et $q=0.5$ (e) $p=0.8$ $q=0.2$ Figure 5.14 $N_{Schéma}$ par rapport au CMR

CHAPITRE VI

CONCLUSION

6.1 Synthèse des travaux

Dans cette thèse, nous avons conçu un certain nombre de modèles et d'algorithmes pour améliorer les procédures de mise à jour et de recherche de localisation dans la gestion de la mobilité, généralement basée sur la norme IS-41, en prenant en compte les caractéristiques spécifiques du trafic dans les réseaux mobiles. Tout d'abord, nous avons présenté la mobilité et les aspects essentiels qui la caractérisent, ainsi que l'architecture générale des réseaux à composantes mobiles. Par la suite, nous avons analysé les protocoles qui gèrent la gestion de localisation ainsi que les méthodes proposées pour améliorer ces protocoles, sous l'angle de leur efficacité et de leur performance.

En partant de ces analyses, nous avons développé des algorithmes de résolution plus complets et plus efficaces. En effet, nous avons proposé des modèles et des algorithmes pour mettre à jour les données de localisation des unités mobiles et pour localiser ces unités en minimisant le coût de mise à jour et de localisation, tout en réduisant le nombre d'accès au répertoire de réseau, et par conséquent le trafic du réseau. Dans ce contexte, nous avons proposé le modèle de champ mémoire qui vise à réduire le coût de la procédure de mise à jour de données de localisation de l'unité mobile en diminuant le trafic et les messages de signalisation entre les diverses composantes de réseau, ainsi que le nombre d'accès à la base de données nominale HLR après chaque changement de zone de la part de l'unité mobile. Ainsi, nous avons étudié la performance de ce modèle par rapport au modèle IS-41 et le modèle de pointeurs de renvoi en conduisant plusieurs simulations. Dans cette étude de performance, nous sommes partis du constat qu'un algorithme efficace de mise à jour des données de localisation pourrait augmenter le coût de la procédure de localisation et vice versa. Nous avons aussi classifié les unités mobiles par leur ratio appel-à-mobilité, *CMR* (Call to Mobility Ratio). Les

résultats de simulations ont montré que le modèle de champ mémoire pourrait réduire de 80% le coût total de mise à jour par rapport au modèle IS-41, et l'excédent de coût qu'on paye pour localiser l'unité mobile est de 5%. Ces résultats ont aussi montré que la réduction obtenue sur le coût total des opérations de mise à jour et de recherche de localisation en utilisant le modèle de champ mémoire par rapport au modèle IS-41 varie de 25% à 68%, tandis que la réduction obtenue en utilisant le modèle des pointeurs de renvoi varie de 21% à 44%.

Le deuxième modèle que nous avons proposé est le schéma global de gestion de localisation. Ce schéma permet de réduire les coûts des deux procédures: la procédure de mise à jour de localisation et la procédure de recherche de localisation. Dans ce schéma, nous avons amélioré et intégré le modèle de champ mémoire avec une autre idée qui consiste à utiliser une table de données de localisation pour desservir plusieurs zones de localisation, ce qui a permis d'améliorer d'une manière significative l'efficacité de la procédure de localisation d'une unité mobile. Nous avons présenté tous les scénarios possibles pour chaque procédure de gestion de localisation. Ensuite, nous avons introduit un modèle analytique pour étudier la performance du schéma global de gestion de localisation. Nous avons mené plusieurs simulations pour analyser les comportements de ce nouveau schéma. Lors de ces simulations, nous avons examiné les comportements du schéma global dans 3 cas. Dans le premier cas, nous avons supposé que les coûts des éléments hauts ou les coûts des éléments bas de réseau dominant. Quand les coûts des éléments hauts dominant, les coûts des éléments bas sont supposés être négligeables et réciproquement. Dans le deuxième cas, nous avons supposé que les coûts de signalisation ou les coûts d'accès aux bases de données dominant. Quand les coûts de signalisation dominant, les coûts d'accès aux bases de données sont mis à 0 et réciproquement. Dans le troisième cas, nous avons supposé qu'un terme de coût domine à la fois en affectant 0 aux autres coûts. Les résultats numériques obtenues ont montré qu'une réduction significative de coût pourrait être la plupart du temps obtenue en utilisant le schéma global de gestion de localisation.

Nous avons aussi proposé une architecture hybride pour améliorer la performance globale de la gestion de localisation. Dans cette architecture, nous avons combiné à un certain degré les deux architectures, centralisée et répartie, sur lesquelles les recherches récentes en gestion de localisation sont basées. Cette nouvelle architecture hybride élimine la plupart des inconvénients de l'architecture centralisée et de l'architecture répartie. Nous avons présenté l'idée de base du schéma hybride proposé. Ensuite, nous avons élaboré toutes les procédures de mise à jour et de recherche de localisation possibles dans ce schéma. Enfin, nous avons conçu un modèle analytique pour étudier la performance de l'architecture hybride par rapport aux architectures centralisées et réparties. Les résultats obtenus favorisent l'utilisation de l'architecture hybride dans plusieurs situations. En effet, quand le mouvement de l'unité mobile est local (mouvement intra-VLR), la performance des trois architectures est similaire. Cependant, quand la probabilité que le mouvement de l'unité mobile n'est pas local (mouvement inter-VLR ou inter-HLR) augmente, l'architecture hybride commence à être plus performante que les autres architectures. Ainsi, les résultats montrent que, quand le coût de base de données domine, la réduction de coût obtenue par l'architecture hybride est significative par rapport aux deux autres architectures.

6.2 Limitations des travaux et indications de recherches futures

Comme dans tout ouvrage de recherche accompli, dans le travail présenté il y a toujours une place à l'amélioration. Chacun des modèles proposés pour la gestion de localisation peut améliorer la performance du modèle IS-41. Cependant, il est difficile de sélectionner un modèle qui peut être plus performant que les autres modèles dans toutes les circonstances et sous tous les paramètres de système. Dans la plupart des cas, la performance d'un modèle est meilleure que de celle d'un autre modèle seulement pour certains taux de mobilité et taux d'arrivée d'appels. Quand un ensemble différent de paramètres est utilisé, la performance de ces modèles pourrait être changée d'une manière significative. Le manque de données réelles nous a empêché d'étudier l'impact des profils (comportements) des usagers sur les stratégies de localisation. En effet, à cause de

la compétition continue entre les fournisseurs de services mobiles, il était très difficile d'avoir une vraie base de données qui pourraient aider à étudier les comportements des unités mobiles d'une façon plus réelle. En règle générale, les fournisseurs de services mobiles ne dévoilent pas leurs données. Nous pourrions profiter de ces données pour reconstituer les zones de localisation de réseau puisque nous croyons que les taux de mobilité et d'arrivées d'appels varient avec les types d'utilisateurs. Cela pourrait suggérer un schéma dynamique de gestion de localisation qui se base sur les comportements de chaque utilisateur. Il est possible que, dans un tel schéma dynamique, chaque groupe d'utilisateurs puisse être assigné à une stratégie de gestion de localisation qui diffère d'un groupe à l'autre.

Il convient de mentionner, malgré toutes les recherches effectuées et les méthodes proposées, que le problème de gestion de localisation demeure encore un problème ouvert et d'actualité. Les recherches futures devraient être orientées vers la conception de schémas dynamiques de gestion de localisation. Ces derniers exigent la collecte et le traitement de données en ligne pour que les procédures de mise à jour et de recherche de localisation puissent être ajustées dynamiquement pour chaque utilisateur. Ce genre de collecte et de traitement exige un support efficace de calcul de la part du réseau. Par conséquent, des méthodes pour déterminer en temps réel les statistiques concernant le niveau de mobilité et d'arrivée d'appel pour chaque unité mobile doivent être développées. Nous croyons aussi que la centralisation physique de la base de données du réseau dans une seule localisation doit être remplacée par une centralisation purement logique. Dans ce contexte, il faudrait introduire le dynamisme dans l'architecture hybride proposée dans cette thèse. Il faudrait également étudier l'impact des procédures de gestion de localisation sur les procédures de planification des zones de localisation ainsi que sur les procédures de relève (handoff). Des études doivent enfin être menées sur la gestion de localisation dans les réseaux mobiles qui se basent sur un réseau à haute vitesse particulier tel que le IP mobile ou le ATM mobile.

BIBLIOGRAPHIE

- Anantharam V., Honig M.L., Madhow U., et Wei V.K., "Optimization of a Database Hierarchy for Mobility Tracking in a Personal Communications Network," *Performance Evaluation*, vol. 20, no.1-3, pp. 287-300, Mai 1994.
- Badrinath B. R., Imielinski T., et Virmani A., "Locating Strategies for Personal Communication Network," *In Proc. Workshop Networking Personal Commun. Appl.*, Décembre 1992.
- Bar-noy A., Kessler I., et Sidi M., "Mobile Users : To Update or not to Update?," *Wireless Networks*, vol. 1, pp. 175-186, 1995.
- Beaubrun, R., Pierre, S., "An Efficient Method for Optimizing the Assignment of Cells to MSCs in PCS Networks", in *Proceedings The Eleventh Annual International Conference on Wireless Communications, Wireless '99*, Juillet 12-14, 1999, Calgary, Alberta, Canada, pp. 259-265.
- Bhagwat. P., Perkins C., et Trpathi S., "Network Layer Mobility : An Architecture and Survey," *IEEE Personal Communication*, vol. 3. pp. 54-65, Juin 1996.
- Cox C. D., "Wireless Personal Communications: What is it?," *IEEE Personal Communications*, vol. 2, pp. 20-35, Avril 1995.
- Gallagher M. D. et Randall S. A., *Mobile Telecommunications Networking With IS-41*, McGraw-Hill, New York, 1997.
- Garg V. K., Sneed E. L., Gooding W. E., "Subscriber Data Management in Personal Communications Services Networks," *IEEE Personal Communication*, vol. 4, pp. 33-39, Juin 1997.
- Gavish B., et Sridhar S., "Economic Aspects of Configuring Cellular Networks" *Wireless Networks*, vol. 1, pp. 115-128, 1995.

- Ho J. S. M. et Akyildiz I. F., "Dynamic Hierarchical Database Architecture for Location Management in PCS Networks," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 5, no. 5, pp. 646-660, Octobre 1997.
- Ho J. et Akyildiz I. F., "Mobile User Location Update and Paging Under Delay Constraint," *Wireless Networks*, vol. 1, no. 4, pp. 413-425, 1995.
- Houéto F. et Pierre S., "Assigning Cells to Switches Using Tabu Search", *The Twelfth Annual International Conference on Wireless Communications, Wireless 2000*, Juillet 10-12, 2000, pp. 438-447, Calgary, Canada.
- Jain R. et Lin Y. B., "An Auxiliary User Location Strategy Employing Forwarding Pointers to Reduce Network Impacts of PCS," *ACM-Baltzer J. Wireless Networks*, vol. 1, no. 2, pp. 197-210, 1995.
- Jain R., Lin Y. B., Lo C. et Mohan S., "A Caching Strategy to Reduce Network Impacts of PCS," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 12, no. 8, pp. 1434-1444, Octobre 1994.
- Jannik J., Lam D., Shivakumar N., Widom J., et Cox D.C. "Efficient and Flexible Location Management Techniques for Wireless Communications Systems". *Wireless Networks*, vol.3, no. 3, pp. 361-374, 1997.
- Katzela I. et Naghshineh M., "Channel Assignment Schemes for Cellular Mobile Telecommunication Systems: A Comprehensive Survey," *IEEE Personal Communications*, vol. 3, pp. 10-31, Juin 1996.
- Khrisna P., Vaidya N. H. et Pradhan D. K., *Forwarding Pointers for Efficient Location Management in Distributed Mobile Environments*, Computer Science Technical Report 94-061 Texas A&M University, College Station, 1994.
- Lin Y. B., "Reducing Location Update Cost in a PCS Network," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 5, no. 1, pp. 26-33, 1997.
- Lin Y. B., "Determining the User Locations for Personal Communication Service Networks," *IEEE Trans. Veh. Technol.*, vol. 43, pp. 466-473, 1994.

- Markoulidakis J. G., Lyberopoulos G. L., Tsirkas D. F. et E. D. Sykas, "Evaluation of Location Area Planning Scenarios in Future Mobile Telecommunication Systems," *Wireless Networks*, vol. 1, pp. 17-29, 1995.
- Markoulidakis J. G., Lyberopoulos G. L., Tsirkas D. F. et E. D. Sykas, "Mobility Modeling in Third-Generation Mobile Telecommunications Systems," *IEEE Personal Communications*, vol. 3, pp. 41-56, Août 1997.
- Mitrani I., *Modeling of Computer and Communication System*, Cambridge University Press, 1987.
- Modarressi A. R. et Skoog A. R., "Signaling System No. 7: A Tutorial," *IEEE Communications Magazine*, pp. 19-35, Juillet 1990.
- Mohan S. et Jain R., "Two User Location Strategies for Personal communications services," *IEEE Personal Communications Magazine*, premiere issue, pp. 42-50, 1994.
- Mouly M. et Pautet M. B., *The GSM System for Mobile Communications*, Palaiseau, France, 1992.
- Noerpel A. et Lin Y. B., "Handover Management for a PCS Network," *IEEE Personal Communications*, vol. 3, Décembre 1997.
- Pandya R., *Mobile and Personal Communication Systems and Services*, IEEE Press, NewYork, 2000.
- Pandya R., "Numbers and Identities for Emerging Wireless/PCS Networks". *IEEE Personal Communications*, vol. 3, pp.8-15, Juin 1997.
- Perkins C., "Mobile Networking through Mobile IP," *IEEE Internet Computing*, vol. 2, no. 1, pp. 58-69, Avril 1998.
- Perkins C., et Bhagwat. P., "A Mobile Networking System Based on the Internet Protocol," *IEEE Personal Communication*, vol. 1, no. 1, Janvier 1994.

- Rajagopalan S. et Badrinath B. R., "An Adaptive Location Management Strategy for Mobile IP", *In Proceedings of First ACM/IEEE Mobile Computing and Networking, Mobicom 95*, Novembre 1995.
- Raju J.V.C., Kumar V., et Datta A., "An Adaptive Location Management Algorithm for Mobile Networking", *IEEE 0742-1303*, pp. 133-140, 1997.
- Rose C. et Yates R., "Minimizing the Average Cost of Paging Under Delay Constraints", *Wireless Networks*, vol. 1, no. 2, pp. 211-219, 1996.
- Ross S. M., *Stochastic Process*, New York, Wiley 1983.
- Safa H., Pierre S., and Conan, J., "An Efficient Location Management Scheme for PCS Networks", Accepted for Publication in *Computer Communications Journal*, 2001
- Safa H., Pierre S., and Conan, J., "A Built-in Memory Model for Reducing Location Update Costs in Mobile Wireless Network", Submitted to *Computer Communications Journal*
- Safa H. , Six P., Pierre S., Conan J., "Evaluating Location Management Schemes for Third Generation Mobile Networks", *in the Proceedings of the Twelveth Annual International Conference on Wireless Communications, 'Wireless 2000'*, Juillet 2000, Calgary, Canada, p. 281-288.
- Safa H. , Pierre S., Conan J., "A New Location Management Strategy for IS-41-Based Mobile Networks", *Proceedings of the Twelveth Annual International Conference on Wireless Communications, 'Wireless 2000'*, Juillet 2000, Calgary, Canada, pp. 295-301.
- Safa H. , Pierre S., Conan J., "Vers une stratégie optimale de gestion de localisation pour les systèmes de communication personnels", *Journées de l'Optimisation 2000*, Mai 2000, Montréal, Canada, pp. 32.
- Safa H. , Pierre S., Conan J., "A New Model for Reducing Location Update Cost in a Wireless Network", *Proceedings of the Eleventh Annual International Conference*

- on Wireless Communications, 'Wireless 99'*, Juillet 1999, Calgary, Canada, pp. 39-47.
- Shivakumar N., Jannik J. et Widom J., "Per-User Profile Replication in Mobile Environments : Algorithms, Analysis, and Simulation Results", *Mobile Networks and Applications*, vol. 2, no. 2, pp. 129-140, 1997.
- Shivakumar N. et Widom J., "User Profile Replication for Faster Lookup in Mobile Environments", *Proceedings of ACM/IEEE Mobile Computing and Networking (MOBICOM'95)*, Berkeley, California, pp. 161-169, 1995.
- Suh B., Choi J., et Kim J. "Design and Performance Analysis of Hierarchical Location Management Strategies for Wireless Mobile Communication Systems", *Computer Communications Journal*, no. 23, pp. 550-560, 2000.
- Tabbane S., "Location Management methods for 3rd Generation Mobile Systems," *IEEE Communications Magazine*, vol. 35, no. 8, pp. 72-78, Août 1997a.
- Tabbane S., Réseaux Mobiles, Editions HERMES, Paris, 1997b.
- Tabbane S., "An Alternative Strategy for Location Tracking," *IEEE J. Selected Areas Commun.* vol. 11, no. 5, pp. 880-892, Juin 1995.
- TIA/EIA., Interim Standard IS-41-B, Cellular Radio-Telecommunications Intersystem Operations, December 1991.
- TIA/EIA., Interim Standard IS-41-C. Cellular Radio-Telecommunications Intersystem Operations, February 1996.
- Wang J. Z., "A Fully Distributed Location Registration Strategy for Universal Personal Communication Systems," *IEEE J. Selected Areas Commun.* vol. 11, pp. 850-860, Août 1993.
- Wong D. et Lim T. J., "Soft Handoffs in CDMA Mobile Systems," *IEEE Personal Communications*, vol. 3, pp. 6-17, Décembre 1997.

Zaid M., "Personal Mobility in PCS," *IEEE Personal Communications*, Fourth Quarter, pp. 12-16, 1994.