PolyPublie
Polytechnique Montréal

POLYTECHNIQUE MONTRÉAL
UNIVERSITÉ D'INGÉNIERIE

Titre: Title:	Dépistage d'unités mobiles dans les systèmes cellulaires
Auteur: Author:	Irina Kozatchok
Date:	1999
Type:	Mémoire ou thèse / Dissertation or Thesis
Référence: Citation:	Kozatchok, I. (1999). Dépistage d'unités mobiles dans les systèmes cellulaires [Mémoire de maîtrise, École Polytechnique de Montréal]. PolyPublie. https://publications.polymtl.ca/8751/

Document en libre accès dans PolyPublie
Open Access document in PolyPublie

URL de PolyPublie: PolyPublie URL:	https://publications.polymtl.ca/8751/
Directeurs de recherche: Advisors:	Samuel Pierre
Programme: Program:	Génie électrique

Ce fichier a été téléchargé à partir de PolyPublie, le dépôt institutionnel de Polytechnique Montréal
This file has been downloaded from PolyPublie, the institutional repository of Polytechnique Montréal

https://publications.polymtl.ca

UNIVERSITÉ DE MONTRÉAL

DÉPISTAGE D'UNITÉS MOBILES DANS LES SYSTÈMES CELLULAIRES

IRINA KOZATCHOK

DÉPARTEMENT DE GÉNIE ÉLECTRIQUE ET DE GÉNIE INFORMATIQUE

ÉCOLE POLYTECHNIQUE DE MONTRÉAL

MÉMOIRE PRÉSENTÉ EN VUE DE L'OBTENTION

DU DIPLÔME DE MAÎTRISE ÈS SCIENCES APPLIQUÉES

(GÉNIE ÉLECTRIQUE)

AOÛT 1999

© Irina Kozatchok, 1999.

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 reference

Our file Notre reference

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.

0-612-48859-4

Canada

UNIVERSITÉ DE MONTRÉAL

ÉCOLE POLYTECHNIQUE DE MONTRÉAL

Ce mémoire intitulé :

DÉPISTAGE D'UNITÉS MOBILES DANS LES SYSTÈMES CELLULAIRES

présenté par : KOZATCHOK Irina

en vue de l'obtention du diplôme de : Maîtrise ès sciences appliquées

a été dûment accepté par le jury d'examen constitué de :

M. PESANT Gilles, Ph. D., président

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

Mme CHÉRIET Farida, Ph. D., membre

REMERCIEMENTS

Je tiens à remercier mon directeur de recherche, monsieur Samuel Pierre, professeur au département de génie électrique et de génie informatique, pour le choix du sujet, sa disponibilité, la lecture méticuleuse de ce travail, son encadrement, ses suggestions, sa patience et son assistance morale et financière tout au long de ce projet de recherche. Je lui suis reconnaissante pour ses nombreuses qualités scientifiques et humaines.

Je voudrais aussi remercier tous les collègues du *Laboratoire de recherche en réseautique et informatique mobile* (LARIM) de l'École Polytechnique de Montréal pour les échanges constructifs que j'ai eu avec eux tout au cours de la réalisation de ce projet de recherche.

Mes sincères remerciements s'adressent aussi à mon père pour son soutien et son encouragement. Je remercie aussi mon époux, mes enfants et mes amis pour leur encouragement et soutien moral tout au long de ce travail.

RÉSUMÉ

Avec les progrès technologiques et l'évolution de la société, les communications sont devenues un besoin crucial. Pour répondre à ce besoin, on doit concevoir des réseaux de communications mobiles permettant aux abonnés de communiquer et d'échanger des informations à l'aide des infrastructures sans fil tout en gardant une mobilité étendue à l'intérieur de ces réseaux.

Les réseaux de communications mobiles sont constitués d'installations fixes et d'un grand nombre d'unités mobiles. Celles-ci peuvent se déplacer librement à l'intérieur du réseau sans subir d'interruption de communications. Chaque unité mobile rapporte périodiquement sa position dans le réseau selon un processus dit de mise à jour de localisation. Lorsqu'une unité mobile reçoit un appel, le réseau doit déterminer la position exacte de cette unité en exécutant une procédure dite de télérecherche. Les coûts associés à la gestion de mobilité des abonnés du réseau constituent la majeure partie des dépenses engendrées par l'exploitation d'un réseau de communication mobile. Pour cette raison, de nombreuses recherches sont orientées vers l'optimisation du processus de gestion de mobilité des abonnés dans les systèmes cellulaires sans fil.

Le travail de recherche dont il est question ici consiste essentiellement à concevoir et à implanter un mécanisme de dépistage des unités mobiles dans un réseau sans fil. Nous avons proposé un algorithme pour optimiser les coûts associés à la gestion

de la mobilité. Des simulations ont été effectuées dans le but d'étudier les régularités de comportement de la fonction de coût de localisation et analyser les méthodes de regroupement de cellules en régions de télérecherche. En effet, nous avons choisi une stratégie de regroupement de cellules en régions de télérecherche qui correspond aux critères existants d'optimisation des systèmes de communications mobiles. Cela permet d'obtenir des économies significatives et de fournir une qualité de services satisfaisante aux abonnés. Pour en évaluer la performance, nous avons soumis l'implantation à une série de tests. Les résultats obtenus confirment l'efficacité de cette méthode.

L'algorithme proposé évalue la fonction de coût dans un ensemble restreint de points. Néanmoins, il reste que le nombre d'itérations demeure encore relativement élevé. La rapidité de traitement des ordinateurs contemporains permet d'effectuer ces calculs en quelques millisecondes. Cependant, sur ce dernier aspect, il y a lieu d'améliorer cet algorithme pour pouvoir l'utiliser dans les systèmes dynamiques de gestion de mobilité qui sont implantés sur des ordinateurs portatifs fonctionnant en mode autonome.

ABSTRACT

With rapid technological advances and the evolution of society, communication became a crucial necessity. To meet this need, we have to design wireless personal communication networks that let the subscribers communicate and exchange information using the wireless infrastructures and be free to travel within those networks.

Wireless Personal Communication Networks consist of shared wired infrastructure and a number of mobile users carrying portable devices. Mobile users have access to this infrastructure independently of their physical location, and they are free to move within the wireless network area without interruption of services. Each mobile unit reports its location to the network according to a reporting process called location update. When an incoming call arrives for one mobile unit, the network has to locate this unit by executing the process called terminal paging. The mobility management costs constitute a major part of all expenses involved in operating a cellular network. For this reason, much research is turned toward optimization of mobility management techniques for wireless communication systems.

This thesis aims at designing and implementing tracking strategies for mobile units in wireless network. We proposed an algorithm to optimize the costs involved in mobility management. The simulations were performed to study the behavior regularity

of the location cost function and to analyze the methods of partitioning the location area into the pooling regions. Indeed, we choose the partitioning scheme that agrees with existing criteria of optimization of personal communication systems. Using this algorithm enables us to get significant savings and to provide satisfactory quality of services to mobile subscribers. In order to evaluate the performance, we submitted our implantation to a range of tests. The results obtained confirm an efficiency of our method.

The proposed algorithm evaluates the cost function in a limited set of points. However, the number of performed iterations is still relatively high. The speed of actual computers enables us to do these computations in a few milliseconds. Nevertheless, we can improve this algorithm to be able to use it in dynamic schemes of mobility management which run on autonomous portable computers.

TABLE DES MATIÈRES

REMERCIEMENTS iv

RÉSUMÉ v

ABSTRACT vii

LISTE DES TABLEAUX xiii

LISTE DES FIGURES xiv

SIGLES ET ABRÉVIATIONS xvi

CHAPITRE 1

INTRODUCTION 1

1.1 CONCEPTS DE BASE 2

1.2 ÉLÉMENTS DE LA PROBLÉMATIQUE 3

1.3 OBJECTIFS VISÉS ET RÉSULTATS ATTENDUS 5

1.4 PLAN DU MÉMOIRE 6

CHAPITRE 2

FONCTIONNEMENT GÉNÉRAL DES RÉSEAUX MOBILES 7

2.1 ARCHITECTURE GÉNÉRALE DES RÉSEAUX MOBILES 7

2.2 ASPECTS ÉCONOMIQUES DE LA CONFIGURATION DES RÉSEAUX MOBILES 13

2.3 MÉTHODES D'ALLOCATION DES CANAUX AUX STATIONS DE BASE 16

2.4 CONTRÔLE OPTIMAL D'ADMISSION DES APPELS 19

2.5 PLANIFICATION DES ZONES DE LOCALISATION 20

2.5.1 Éléments de la problématique 20

2.5.2 Planification selon une approche heuristique 24

2.5.3 Planification basée sur les zones géographiques et la topologie des autoroutes 25

2.5.4 Planification basée sur le chevauchement des frontières 26

2.5.5 Planification basée sur les zones temporelles 27

2.5.6 Planification basée sur la nature de mobilité des abonnés 28

2.6 LOCALISATION DES UNITÉS MOBILES 30

CHAPITRE 3

STRATÉGIES DE DÉPISTAGE DES UNITÉS MOBILES 37

3.1 PRINCIPES DU DÉPISTAGE 38

3.2 STRATÉGIES DE MISE À JOUR 39

3.2.1 Exemples de stratégies statiques 39

3.2.2 Exemples de stratégies dynamiques 41

3.3 MÉCANISMES D'ÉTABLISSEMENT DE COMMUNICATIONS 44

3.4 REVUE DES SCHÉMAS DE GESTION DE LOCALISATION 45

3.4.1 Le schéma IS-41 46

3.4.2 Schéma de pointeurs d'avancement 50

3.4.3 Schéma basé sur un système d'adressage VIP 52

3.4.4 Schéma hiérarchique 53

3.4.5 Schéma HIPER 56

3.4.6 Schéma basé sur la notion d'*ensemble de travail* 57

3.4.7 Schéma de gestion de localisation adaptable 58

3.4.8 Schéma prédictif de gestion de localisation 60

3.4.9 Schéma basé sur la topologie 63

CHAPITRE 4

MODÈLE DE DÉPISTAGE SOUS CONTRAINTE DE DÉLAI 68

4.1 DESCRIPTION DU MODÈLE PROPOSÉ PAR HO ET AKYILDIZ 68

4.2 ALGORITHME DE CALCUL DES PROBABILITÉS D'ÉTAT 76

4.3 ANALYSE DE LA COURBE DE COÛT TOTAL 83

4.4 ALGORITHME DE GESTION DE MOBILITÉ PROPOSÉ 88

4.4.1 Énoncé du problème 90

4.4.2 Description de l'algorithme proposé 91

CHAPITRE 5

MISE EN OEUVRE ET ANALYSE DES RÉSULTATS 97

5.1 MISE EN ŒUVRE DE L'ALGORITHME 97

5.1.1 Modèle unidimensionnel 98

5.1.2 Modèle bidimensionnel 102

5.2 RÉSULTATS NUMÉRIQUES 103

5.3 COMPARAISON AVEC L'ALGORITHME DE HO ET AKYILDIZ 111

5.4 SYNTHÈSE DES RÉSULTATS 115

CHAPITRE 6

CONCLUSION 118

6.1 SYNTHÈSE DES TRAVAUX ET PRINCIPALES CONTRIBUTIONS 118

6.2 LIMITATIONS DU MÉMOIRE 120

6.3 INDICATION DE RECHERCHES FUTURES 121

BIBLIOGRAPHIE 123

LISTE DES TABLEAUX

4.1 Erreurs de calcul de $p_{t,d}$ provoquées par des irrégularités 78

5.1 Distance optimale et coût total du modèle unidimensionnel 109

5.2 Distance optimale et coût total pour le modèle unidimensionnel 110

5.3 Analyse comparative de résultats pour le modèle unidimensionnel 112

5.4 Analyse comparative de résultats pour le modèle bidimensionnel 113

LISTE DES FIGURES

2.1 Architecture d'un système de réseau cellulaire mobile 10

2.2 Allocation de fréquences selon l'algorithme de coloriage de graphe 17

2.3 Subdivision de la zone de résidence en régions 34

3.1 Mise à jour selon le schéma IS-41 47

3.2 Recherche selon le schéma IS-41 49

3.3 Schéma de pointeurs d'avancement 51

3.4 Recherche selon le schéma hiérarchique 55

3.5 Recherche selon le schéma adaptable 59

3.6 Schéma de prédiction de mouvements 64

4.1 Modèles de mobilité des abonnés 69

4.2 Probabilités de déplacement d'une unité mobile 70

4.3 Modèle Markovien de mobilité des unités et d'arrivée des appels 71

4.4 Distribution de probabilités selon le calcul exact et approximatif 84

4.5 Courbes de coût total pour le cas illimité 86

4.6 Courbes de coût total pour m = 1 87

4.7 Courbes de coût total, méthode de Ho et Akyildiz 89

4.8 Courbes de coût total pour m = 3 95

5.1 Coût total moyen en fonction de la probabilité de réception d'appels pour le modèle unidimensionnel 104

5.2 Coût total moyen en fonction de la probabilité de réception d'appels pour le modèle bidimensionnel 105

5.3 Coût total moyen en fonction de la probabilité de mouvement pour le modèle unidimensionnel 107

5.4 Coût total moyen en fonction de la probabilité de mouvement pour le modèle bidimensionnel 108

5.5 Comparaison avec l'algorithme de Ho et Akyildiz 117

SIGLES ET ABRÉVIATIONS

PCS	: services personnels de communication (Personal Communication Services)
BS	: station de base (Base Station)
MS	: abonné mobile (Mobile Subscriber)
PSTN	: réseau publique téléphonique commuté (Public Switching Telephone Network)
MSC	: centre de commutation de téléphonie mobile (Mobile Switching Center)
LA	: zone de localisation (Location Area)
LAI	: identification de zone de localisation (Location Area Identifier)
LU	: mise à jour de la position de l'unité mobile (Location Update)
FCA	: allocation fixe de canaux (Fixed Channel Allocation)
GCP	: méthode de réservation de canaux (Guard Channel Policy)
NAP	: point d'accès au réseau (Network Access Point)
SDF	: la plus courte distance en premier (Shortest Distance First)
GSM	: norme européenne de réseaux mobiles (Global System for Mobile Communications)
IS-41	: norme nord-américaine de réseaux mobiles
HLR	: base de données des abonnés mobiles (Home Location Register)
VIP	: protocole inter réseau virtuel (Virtual Internet Protocol)
HIPER	: réplication hiérarchique de profils des abonnés mobiles (Hierarchical Profile Replication)
HLS	: serveur contenant la base de données des abonnés mobiles (Home Location Server)
VN	: adresse virtuelle (Virtual Number)

PN : adresse privée (Private Number)

MSG : passerelle de support de mobilité (Mobile Support Gateway)

MFVR : régions les plus fréquemment visitées (Most Frequently Visited Regions)

VLR : base de données des abonnés mobiles en transit (Visitor Location Register)

MMP : algorithme de prédiction de mouvements de mobiles (Mobile Motion Prediction)

RDP : mécanisme de détection de patrons de mobilité régulière (Regularity-Patron Detection)

MPA : algorithme de prédiction de mouvement (Motion Prediction Algorithm)

IP : modèle d'itinéraire (Itinerary Pattern)

IPB : base de modèles d'itinéraire (Itinerary Pattern Base)

MC : mouvement circulaire (Movement Circle)

MT : mouvement progressif (Movement Track)

CHAPITRE 1

INTRODUCTION

Le développement de techniques de communication occupe une place importante dans les activités de recherche des pays industrialisés. Diverses inventions telles que le téléphone, le télégraphe, l'ordinateur, le téléphone cellulaire ont donné lieu à une forme nouvelle de communications appelée « télécommunications ». Le besoin de transmettre la voix, les données, les images, d'effectuer des traitements à distance est devenu une nécessité quotidienne. La concrétisation de ce phénomène de plus en plus répandu demeure l'apparition et l'évolution rapide des réseaux de communications mobiles. Le principal avantage qu'offrent ces réseaux par rapport aux réseaux classiques de télécommunications est la liberté de mouvement quasi illimité offerte aux abonnés qui peuvent dès lors communiquer partout et en tout temps sans subir d'interruptions ou de détérioration de services. Dans ce chapitre, nous allons définir, dans un premier temps, les concepts de base des réseaux de communications mobiles. Dans un deuxième temps, nous présenterons quelques éléments de la problématique de recherche qui fait l'objet de ce mémoire, suivis d'un énoncé des objectifs visés et des principaux résultats attendus de cette recherche. Enfin, nous esquisserons le plan du mémoire.

1.1 Concepts de base

La surface des réseaux mobiles est divisée en cellules de petite taille (environ de 1 à 2 km de diamètre). Chaque cellule est desservie par un équipement de communication mobile, appelé *station de base*, dont le rôle principal consiste à allouer des canaux de communication aux abonnés. Afin d'éviter des interférences, on utilise des canaux de communication différents pour des cellules avoisinantes.

Les cellules avoisinantes se chevauchent pour permettre aux abonnés mobiles de transiter entre elles sans subir d'interruption ou de détérioration de communications. Les stations de base sont desservies par des *centres de commutation mobile* qui les relient aux réseaux téléphoniques publics, permettant ainsi l'intégration des réseaux mobiles au réseau de télécommunications mondial.

Lorsqu'un abonné reçoit un appel, le réseau doit retrouver sa position en temps limité. Pour répondre à cette exigence, le réseau doit employer des stratégies efficaces de *dépistage des abonnés*. Afin de minimiser des coûts associés au dépistage, plusieurs cellules sont regroupées ensemble pour former les *zones de localisation*. Le dépistage des abonnés consiste donc en deux actions principales : *mise à jour de la position* et *télérecherche* de l'unité mobile. La procédure de mise à jour s'effectue chaque fois qu'une unité mobile change sa zone de localisation. De cette façon, le réseau connaît en tout temps la position approximative de chaque unité. À l'arrivée d'un appel, le réseau engage la procédure de télérecherche. Suite à cette procédure, le réseau localise la station de base desservant l'unité mobile appelée afin d'établir la communication.

Pour supporter les communications des abonnés, les réseaux mobiles utilisent une bande de radiofréquences très restreinte et les coûts associés à l'utilisation de cette bande sont très élevés. La gestion de mobilité des abonnés, à son tour, nécessite l'utilisation des mêmes radiofréquences. Avec l'augmentation du nombre d'abonnés surgit le problème de surcharge des réseaux dû aux procédures de mise à jour et de télérecherche des abonnés. Dans le but d'optimiser les ressources et les coûts associés à ces procédures, il faut trouver des stratégies efficaces de gestion de mobilité des abonnés. Ces méthodes incluent le choix de la taille de zones de localisation, d'un modèle de regroupement des cellules en zones de localisation et d'une stratégie de télérecherche.

1.2 Éléments de la problématique

Il existe plusieurs stratégies de regroupement de cellules en zones de localisation. Les deux méthodes extrêmes et les moins efficaces consistent, d'une part, à former des zones de localisation d'une seule cellule et, d'autre part, à regrouper toutes les cellules dans une seule zone de localisation. Ainsi, dans le premier cas, le réseau peut connaître la position exacte de chaque unité mobile et économiser sur les coûts reliés à la télérecherche. Cependant, à chaque changement de cellule les unités mobiles sont obligées d'effectuer une procédure de mise à jour, ce qui est très coûteux. Dans le deuxième cas, par contre, les unités mobiles n'exécutent pas de procédure de mise à jour. Toutefois, le réseau ne peut connaître la position exacte de chaque unité mobile et doit procéder à une télérecherche sur tout l'ensemble des cellules du réseau, ce qui est

très coûteux aussi. Il faut donc trouver la taille optimale de la zone de localisation afin de minimiser le coût total constitué des coûts de mise à jour et de télérecherche.

En ce qui concerne la procédure de télérecherche des unités mobiles, la méthode la moins efficace consiste à effectuer la recherche simultanément dans toutes les cellules constituant la zone de localisation. Pour minimiser le coût de télérecherche on peut subdiviser la zone de localisation en plusieurs régions et effectuer la recherche de l'unité mobile séquentiellement dans chaque région, selon un certain modèle, en respectant un certain délai préétabli.

Un effort considérable de recherche a été investi dans la minimisation des coûts associés à la gestion de mobilité des abonnés dans les réseaux de communications mobiles. Dans le cadre de ce mémoire, nous nous limitons à l'élaboration et l'implantation d'un algorithme permettant de minimiser le coût total constitué de coûts engagés lors des procédures de télérecherche et de mise à jour, en trouvant la taille optimale d'une zone de localisation et la division optimale de la zone de localisation en régions de télérecherche.

La fonction de coût total, qui est discrète, est définie sur l'ensemble des nombres entiers positifs. Elle peut avoir plusieurs minima locaux, ce qui rend encore plus difficile le problème de son optimisation. De plus, il existe un très grand nombre de possibilités pour subdiviser la zone de localisation en régions de télérecherche. Pour cette raison, les méthodes traditionnelles d'optimisation telles que la méthode du gradient ne peuvent pas

être utilisées pour résoudre le problème. D'où la nécessité de trouver des méthodes non traditionnelles adaptées à ce problème particulier.

Le problème d'optimisation peut nécessiter de multiples évaluations de la fonction de coût total, ce qui peut requérir beaucoup de temps de calcul. Une bonne méthode doit garantir de trouver la solution en utilisant un nombre raisonnable d'évaluations de la fonction. Ainsi, nous devons élaborer un algorithme qui effectue une évaluation de la fonction du coût total dans un nombre restreint de points pour lesquels certaines propriétés désirées sont garanties même en présence des erreurs d'arrondissement. De plus, les méthodes recherchées doivent respecter certains critères d'économie de coûts de calcul pour être utilisées sur les ordinateurs dotés d'une puissance de calcul limitée.

1.3 Objectifs visés et résultats attendus

L'inexistence d'une méthode efficace pour la résolution du problème de gestion de mobilité des abonnés dans les réseaux de communications mobiles rend nécessaire l'élaboration de nouvelles stratégies de dépistage. Ces stratégies consistent à trouver un équilibre entre les ressources et les coûts engagés pour la mise à jour et la télérecherche. L'élaboration et l'implantation d'une de ces méthodes fait l'objet de ce mémoire. En effet, ce mémoire a pour principal objectif la mise au point d'une méthode efficace pour résoudre le problème de minimisation des coûts associés à la gestion de mobilité des abonnés.

L'ensemble des résultats obtenus suite à l'application de notre méthode doit se comparer avantageusement avec d'autres méthodes ou algorithmes de dépistage connus dans la littérature.

1.4 Plan du mémoire

Ce mémoire est organisé de la manière suivante. Le chapitre 2 présente l'architecture générale des réseaux mobiles. On y aborde également les aspects économiques de leur configuration, les méthodes d'allocation des canaux aux stations de base, le contrôle optimal d'admission des appels, la planification des zones de localisation et la localisation des abonnés. Le chapitre 3 décrit les principes du dépistage des abonnés. On y trouve également une revue des stratégies de gestion de mobilité des unités mobiles dans les réseaux sans fil.

Au chapitre 4, nous décrivons l'algorithme élaboré afin de minimiser des coûts associés à la gestion de mobilité des unités dans un réseau cellulaire. Le chapitre 5 présente une analyse détaillée des résultats d'implantation et de mise en œuvre de l'algorithme. On y trouve les résultats numériques des simulations effectuées pour les deux modèles de mobilité, le modèle unidimensionnel et le modèle bidimensionnel, ainsi que l'évaluation des aspects économiques de l'implantation de l'algorithme décrit dans le chapitre 4. En guise de conclusion, le chapitre 6 résume les principaux résultats obtenus, fait état des limitations de l'implantation et de la méthode, pour finir avec une indication de recherches futures.

CHAPITRE 2

FONCTIONNEMENT GÉNÉRAL DES RÉSEAUX MOBILES

Durant les dernières années, les réseaux de communications mobiles ont connu une croissance phénoménale en nombre de services offerts et de technologies utilisées. Les systèmes de téléphonie cellulaire, les télé-avertisseurs et le téléphone sans fil sont devenus très populaires et la demande ne cesse d'augmenter. Les services offerts incluent les transferts de données et les communications vocales, formant ainsi les services personnels de communication PCS (**P**ersonal **C**ommunication **S**ervices), qui peuvent être obtenus partout, en tout temps, grâce aux petites unités de poche [21]. Dans ce chapitre, nous présentons l'architecture générale des réseaux mobiles, les aspects économiques de leur configuration, les méthodes d'allocation des canaux aux stations de base, le contrôle optimal d'admission des appels, la planification des zones de localisation et la localisation des abonnés.

2.1 Architecture générale des réseaux mobiles

Une infrastructure typique de réseaux mobiles comprend les éléments suivants :

1. l'architecture *cellulaire* connectée au réseau téléphonique public, qui permet d'offrir les services de commutation des données vocales et numériques ;

2. *l'architecture des réseaux locaux*, utilisant les interfaces sans fil connectées aux unités mobiles ; elle est connectée aux réseaux fixes tels que les LAN, les WAN et Internet ;

3. *l'architecture des services spécialisés* tels que les télé-avertisseurs.

Les mêmes unités mobiles doivent pouvoir accéder à toutes ces architectures suivant leurs besoins. Par exemple, un ordinateur portatif doté d'une interface réseau sans fil, en quittant son édifice où il faisait partie de la structure du réseau local, doit pouvoir se servir de la structure du réseau cellulaire à l'extérieur de l'édifice.

La structure des réseaux de communications mobiles divise la surface géographique du réseau en cellules (d'où le terme "cellulaire"). Actuellement, la taille d'une cellule varie entre 1000 et 2000 mètres en diamètre. Chaque cellule du réseau cellulaire est contrôlée par une station de base BS (**B**ase **S**tation) équipée d'antennes d'émission / réception des signaux à radiofréquences. À chaque station de base sont affectés un certain nombre de canaux qui sont alloués aux abonnés du réseau cellulaire à des fins de communications. Ces canaux permettent aux abonnés mobiles MS (**M**obile **S**ubscribers) de communiquer entre eux ainsi qu'avec tous les abonnés du réseau téléphonique public commuté PSTN (**P**ublic **S**witched **T**elephone **N**etwork). Les stations de base sont regroupées ensemble et connectées aux centres de commutation de téléphonie mobile MSC (**M**obile **S**witching **C**enter), qui servent de porte d'entrée dans les réseaux téléphoniques publics commutés.

Dans la structure des réseaux cellulaires actuels, chaque MSC regroupe entre 60 et 100 stations de base. Les connexions entre les stations de base et les MSC s'effectuent à l'aide des infrastructures existantes de câbles terrestres, ou encore grâce aux connexions sans fil utilisant la technologie des micro-ondes. Les MSC effectuent la gestion des cellules qu'ils regroupent. Cette gestion consiste, entre autres, à traiter les appels provenant des téléphones cellulaires, allouer les plages de fréquences aux stations de base, effectuer les fonctions administratives telles que la facturation et le contrôle des transferts d'appels entre les stations de base lors du déplacement des abonnés mobiles. La Figure 2.1 présente l'architecture générale d'un réseau cellulaire mobile.

Lorsqu'un abonné du réseau cellulaire engage une communication, la station de base desservant la cellule où il se trouve lui alloue un canal de communication. Si l'abonné quitte cette cellule avant de terminer la communication, son appel est transféré à une autre station de base installée dans la nouvelle cellule où il est rentré. Lors du déplacement de l'abonné mobile, les cellules avoisinantes se chevauchent pour permettre la continuité de la communication engagée. Idéalement, à chaque nouvel appel engendré, la station de base doit pouvoir allouer un canal de radiofréquences pour permettre la communication. En même temps, à chaque appel transféré, la station de base doit aussi pouvoir allouer un canal de communication. Si un tel canal n'est pas disponible, on parle alors du *blocage d'appel* (call blocking).

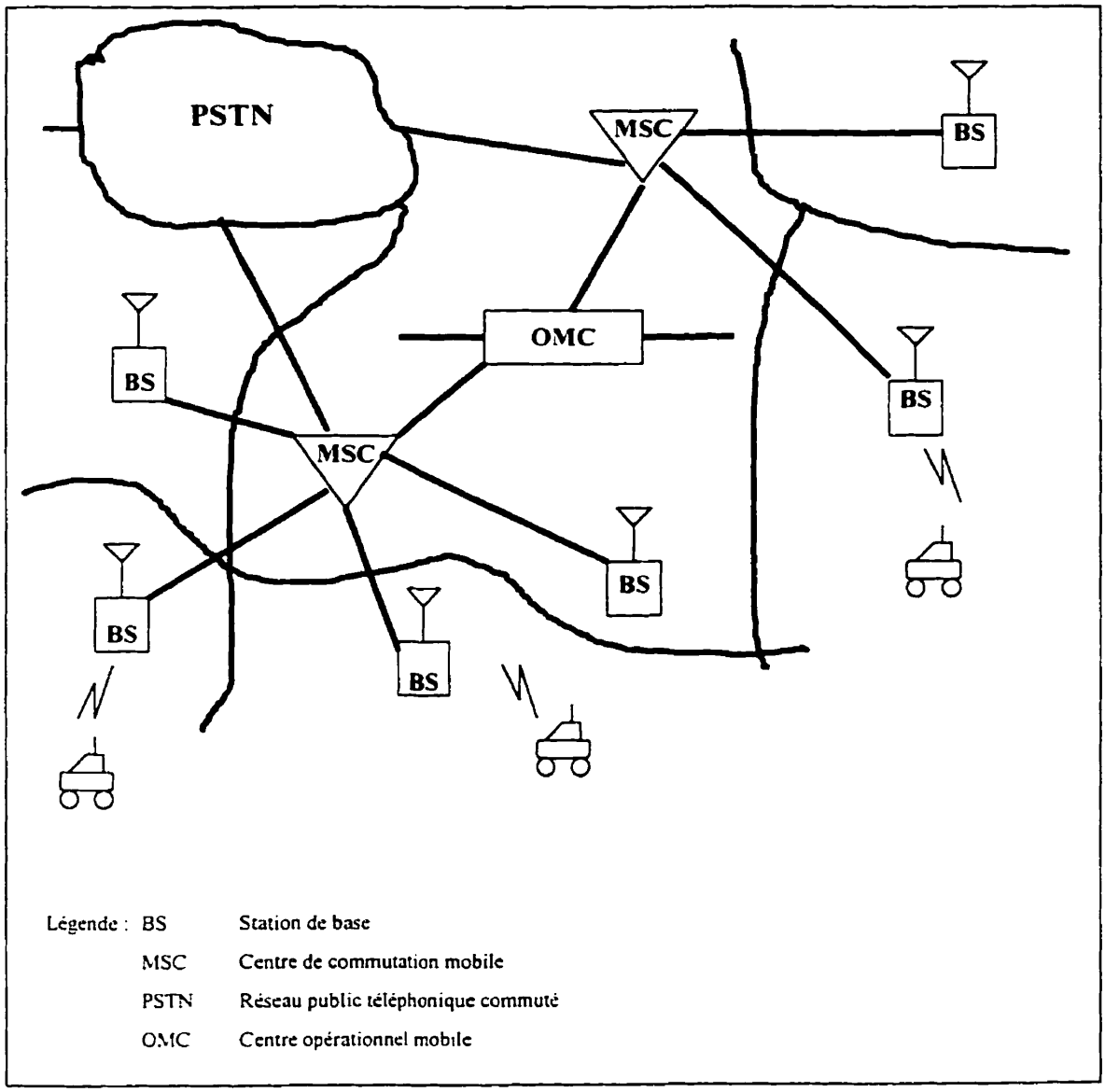


Figure 2.1 Architecture d'un système de réseau cellulaire mobile

On distingue deux types de blocage : le blocage des nouveaux appels (new call blocking) et le blocage des appels transférés ou de relève (handoff blocking). Le blocage des appels joue un rôle important dans la qualité des services offerts par le réseau cellulaire. Ainsi, l'optimisation d'allocation des canaux de communication à l'intérieur

d'une cellule, visant l'augmentation de la qualité des services offerts, devient un problème important en conception de réseaux cellulaires [43].

Les systèmes de communications mobiles ne peuvent exploiter qu'une bande de radiofréquences très restreinte. À chaque cellule, on alloue une partie du spectre qui, par la suite, est divisée en plusieurs canaux par multiplexage. La même portion du spectre doit être réutilisée dans une autre cellule, située à une certaine distance. La réutilisation du spectre de fréquences pose un autre problème de gestion de fréquences dû aux interférences : le même spectre de fréquences ne peut être réutilisé qu'en dehors d'un certain rayon, constituant une région d'interférences et renfermant plusieurs cellules.

La recherche d'une unité mobile auquel un appel est destiné engendre un autre ensemble de problèmes reliés à la gestion de ressources dans le réseau cellulaire. La position géographique de cette unité dans le réseau n'est pas connue au moment de l'appel et doit être déterminée par les dispositifs du réseau. Dans les systèmes téléphoniques publics commutés, contrairement aux réseaux de téléphonie cellulaire, le numéro du téléphone identifie de façon unique la position géographique de l'unité appelée. L'unité mobile d'un réseau cellulaire est libre de se déplacer n'importe où à travers le réseau, de sorte que son point d'attache au réseau (station de base) change continuellement. Ainsi, le numéro de téléphone auquel on essaie de joindre l'unité doit être converti en numéro de routage, ce qui se produit par suite de l'opération de localisation. Comme résultat, on obtient l'identification de la station de base qui dessert la cellule dans laquelle se trouve l'unité mobile au moment de l'appel.

Dans les systèmes de communications mobiles de deuxième génération, plusieurs cellules sont regroupées en ce qu'on appelle les *zones de localisation* LA (Location Area), chacune ayant un numéro d'identification unique appelé LAI (Location Area Identifier). Le réseau cellulaire maintient une base de données distribuée, contenant les informations sur chaque unité mobile en communication, où sa position géographique est associée à la zone de localisation correspondante. Cette information est diffusée à travers les stations de base couvrant la zone de localisation. Quand l'unité en communication franchit la frontière de sa zone de localisation vers une autre zone de localisation, il déclenche une opération qui met à jour sa position géographique dans la base de données distribuée.

Au moment de l'initiation de l'appel, l'information sur la dernière position de l'unité dans le réseau est recherchée dans la base de données. Comme résultat de cette recherche, on obtient l'identification de la zone de localisation où se trouvait l'unité lors de la dernière mise à jour de sa position géographique. Sur la base de cette information, les dispositifs du réseau cellulaire enclenchent l'opération de télérecherche de l'unité à travers toutes les cellules formant la zone de localisation. Selon l'algorithme de recherche employé, chaque station de base effectue la télérecherche de l'unité en lui envoyant des signaux, ce qui implique l'utilisation des ressources de radiofréquences associées à chaque station de base. Suite à cette télérecherche, on obtient la position de l'unité mobile, position qui est associée à l'identification de la station de base la plus proche.

Une opération de télérecherche nécessite une quantité de ressources proportionnelle au nombre de cellules composant la zone de localisation. Plus celle-ci est grande, plus la recherche consomme de ressources. Par contre, une configuration de réseau favorisant les zones de localisation de petite taille provoque la croissance du nombre de mises à jour de la position de l'unité lors de son déplacement entre les zones de localisation. Dans le cas des systèmes de radiocommunication de deuxième génération, la tendance est aux zones de localisation de petite taille, ce qui permet de minimiser les ressources engagées dans la télérecherche, au détriment du nombre de mises à jour de la position de l'unité (**Location Updating**). Pour un nombre relativement petit des unités mobiles, cette solution s'avère rentable. Cependant, la croissance rapide du nombre d'abonnés dans les systèmes de communications mobiles exige de trouver d'autres moyens de configuration de réseaux pour remédier au problème de surcharge et pour préserver la qualité des services offerts. Pour la troisième génération, plusieurs techniques de télérecherche ont été proposées afin d'optimiser l'utilisation des ressources et éviter la surcharge éventuelle du réseau.

2.2 Aspects économiques de la configuration des réseaux mobiles

Un réseau cellulaire consiste en un ensemble de cellules couvrant toute sa surface. Chaque cellule est équipée d'une station de base à laquelle on alloue un spectre de radiofréquences pour les communications engagées par des unités mobiles. La taille d'une cellule dépend de la puissance du signal de sa porteuse. Le signal, à son tour, dépend de la technologie utilisée dans la station de base. Le spectre de fréquences est

divisé en canaux, chacun étant alloué à l'unité mobile lors de l'engagement de l'appel. Quand l'unité mobile franchit la frontière d'une cellule, la communication est transférée à la station de base avoisinante. Si la station de base avoisinante n'a aucun canal disponible, l'appel en cours est perdu [6].

Pour configurer un réseau mobile, les concepteurs doivent souvent chercher des solutions permettant d'optimiser les coûts engagés et d'augmenter les profits nets générés par l'exploitation des équipements. Ces coûts couvrent l'acquisition des licences et la capitalisation. Les coûts des licences sont encourus afin d'obtenir la permission d'utilisation d'un spectre des fréquences dans une région donnée. Les coûts de capitalisation couvrent les coûts d'acquisition des sites et l'installation des équipements de stations de base et de centres de commutation mobile MSC, ainsi que les coûts de connexion de MSC aux réseaux téléphoniques publics commutés. D'autres coûts sont reliés à l'exploitation et à la maintenance du réseau, l'interconnexion à des réseaux téléphoniques publics, et l'utilisation des commutateurs et des lignes téléphoniques. La diminution de la taille des cellules a pour tendance de diminuer les coûts associés à l'exploitation de chaque cellule. Cependant, cela provoque une augmentation de coûts de connexion car, pour couvrir le même territoire, on doit y installer davantage de stations de base.

Les coûts associés à l'utilisation des canaux de communication constituent la majeure partie des dépenses engendrées par l'exploitation d'une cellule (de 50 à 60%). Une autre partie des dépenses est associée au crédit que les compagnies de téléphonie

cellulaire accordent aux abonnés par suite des interruptions de communications survenues lors des transferts des appels entre les cellules ou dues au mauvais fonctionnement de l'équipement. Enfin, les coûts incluent les frais de publicité et de marketing.

Les revenus dépendent du nombre d'appels complétés et des frais d'abonnement. Les revenus par appel sont composés des frais de la première minute et des frais de chaque minute subséquente. Ainsi, les revenus annuels dépendent du taux d'engagement d'appels et de la durée des appels. Ils dépendent aussi de la densité des abonnés dans la région considérée.

Pour l'abonné, les critères les plus importants dans le choix du fournisseur de services de téléphonie cellulaire sont : la qualité des services offerts par la compagnie et le prix à payer pour les services. Cela comprend la probabilité de blocage des appels, les coûts fixes de l'abonnement et les coûts variables associés à la tarification des appels et la maintenance. Certains de ces frais dépendent du contrat entre l'abonné et le fournisseur de services. La concurrence grandissante dans le domaine des communications mobiles pousse les compagnies participantes à évaluer la rentabilité d'exploitation de leur commerce et à trouver des nouvelles technologies pour optimiser les méthodes de gestion de ressources, afin de rester compétitives et générer des profits.

2.3 Méthodes d'allocation des canaux aux stations de base

Le développement des réseaux mobiles nécessite une forte croissance de la capacité de transmission des données. Pour répondre à ce besoin, on essaie d'appliquer différentes solutions comme la diminution de la taille des cellules (cell splitting), l'attribution de nouveaux spectres de fréquences, l'implantation d'architectures d'accès multiple alternatives et l'allocation dynamique des canaux [21]. La dernière solution améliore les performances de l'allocation statique, qui attribue une partie fixe du spectre à chaque station de base. Cette partie du spectre est ensuite divisée en plusieurs canaux lors de l'établissement de la communication par des unités mobiles.

Comme il a été mentionné, l'étendue géographique desservie par un réseau mobile est divisée en cellules. Pour la simplicité, on considère que chaque cellule a la forme d'un parfait hexagone. Lors de l'initiation d'un appel, la station de base desservant la cellule où se trouve l'unité mobile doit allouer un canal libre pour établir la communication. Pour éviter les interférences, le même canal de fréquence ne doit pas être réutilisé à l'intérieur d'un certain rayon autour de la cellule, appelé la *région d'interférences*. Certaines topologies utilisent le concept d'un petit ensemble de cellules, appelé *cluster*. Cet ensemble de cellules permet de satisfaire la contrainte de réutilisation, qui stipule que le nombre total d'appels dans chaque cluster ne doit pas dépasser le nombre total des canaux du système.

Le système proposé par Schulte [42], appelé **FCA** (**F**ixed **C**hannel **A**llocation), se base sur l'allocation fixe des canaux. La contrainte de la distance de réutilisation est

satisfaite grâce à un algorithme de coloriage de graphe, tel qu'illustré à la Figure 2.2. Chaque station de base dans ce système peut allouer seulement les canaux qui lui sont attribués. Ce système d'allocation assure qu'aucune unité mobile n'utilise le même canal de fréquences à l'intérieur du rayon de réutilisation. Cependant, si une unité dans la cellule du centre **G** veut engager une communication lorsque tous les canaux de fréquences sont déjà occupés, la politique d'allocation des canaux FCA ne lui permet pas d'initier l'appel, ce qui provoque le blocage du nouvel appel (new call blocking).

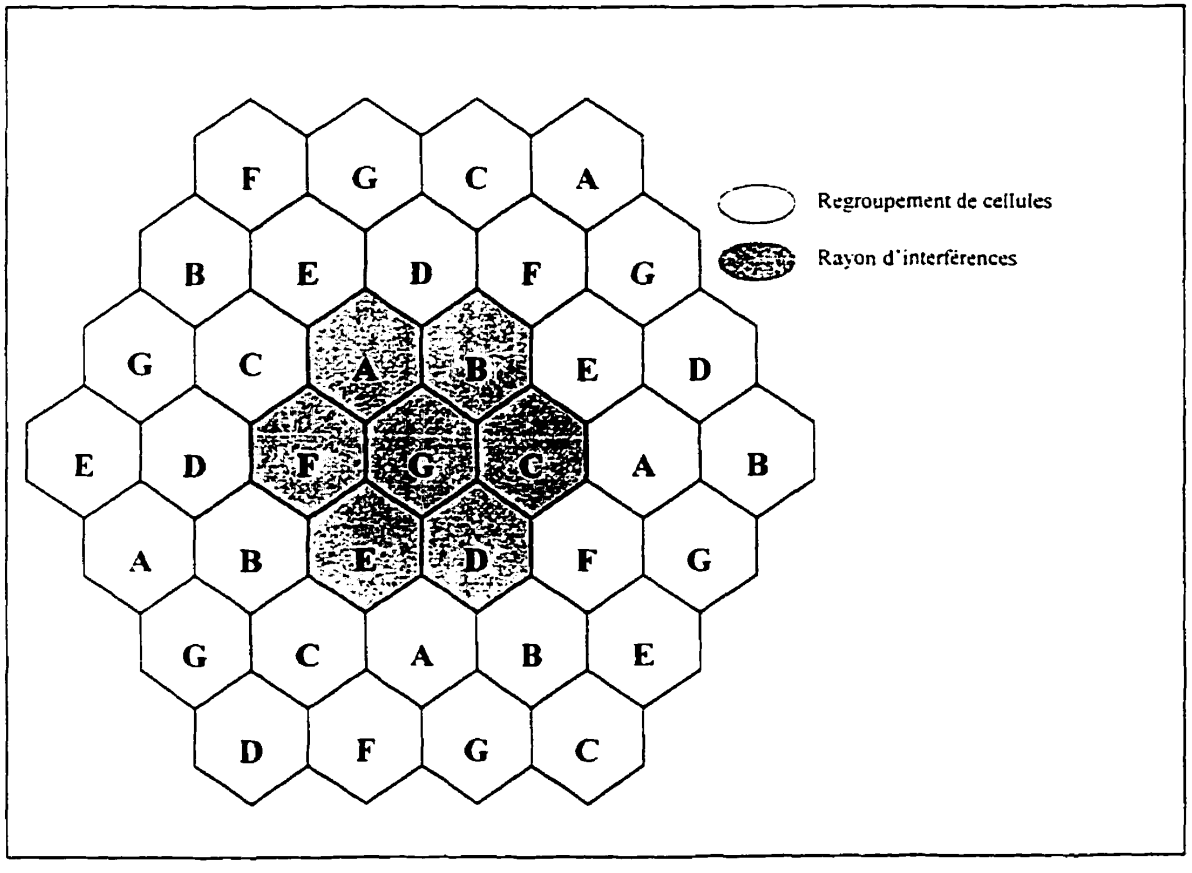


Figure 2.2 Allocation de fréquences selon l'algorithme de coloriage de graphe

Toutefois, cette politique d'allocation des canaux ne respecte pas la contrainte de réutilisation, car si la cellule avoisinante **A** contient au moins un canal qui n'est pas utilisé à l'intérieur du rayon d'interférences de la cellule **G**, cette dernière ne peut pas l'allouer au nouvel appel à cause de l'exigence de l'allocation fixe des canaux. Ainsi, l'utilisation des ressources conformément à la politique d'allocation fixe des canaux ne s'avère pas optimale.

À la fin des années 60, on a proposé un certain nombre de politiques d'allocation alternatives. Araki [1] suggère une allocation dynamique des canaux, qui permet d'assigner n'importe quel canal à un appel, à condition qu'il ne soit pas utilisé dans le rayon d'interférence de la cellule d'origine de l'appel. Cox [6] introduit le concept d'*ordonnancement des canaux*, qui permet d'allouer les canaux en ordre de leur utilisation, à l'extérieur du rayon d'interférences (affectation des canaux), et réutiliser les canaux après les appels complétés (réaffectation des canaux).

Engel [9] introduit le concept d'*emprunt des canaux*, basé sur la politique d'allocation fixe des canaux, permettant à la station de base d'emprunter les canaux libres des cellules avoisinantes. Les schémas d'allocation dynamique des canaux décrits permettent de créer d'autres combinaisons basées sur l'allocation permanente, l'emprunt des canaux, le regroupement des canaux partagés et l'ajustement dynamique des paramètres. En 1994, Linnartz [26] propose une politique d'allocation des canaux permettant à chaque station de base d'utiliser toute la bande de fréquences. Il démontre que l'utilisation de toute la bande de fréquences à l'intérieur de chaque cellule est une

méthode optimale d'utilisation des ressources, qui respecte les exigences de qualité de services imposées aux réseaux mobiles. Les interférences entre les transmetteurs des cellules adjacentes doivent être gérées dynamiquement afin d'optimiser leur utilisation et la répartition du spectre entre les cellules.

2.4 Contrôle optimal d'admission des appels

Lorsqu'une unité mobile franchit la frontière de sa cellule pendant une communication, la station de base desservant l'unité doit transférer l'appel à la station de base de la cellule où se dirige l'unité. Ce transfert, appelé *relève* (handoff), doit se dérouler de façon transparente pour l'abonné. Pour prendre en charge l'appel arrivé, la station de base qui assure la relève doit allouer un canal de communication à l'appel transféré. Si la cellule de destination ne possède pas de canal libre, l'appel est interrompu. La déconnexion au milieu de l'appel est fortement indésirable, car elle baisse la qualité des services offerts par l'opérateur du réseau mobile. Cela pousse les concepteurs de réseaux mobiles à trouver des algorithmes d'allocation de canaux de communication permettant de diminuer la probabilité d'un tel événement. D'un autre côté, si l'algorithme utilisé procède par réservation des canaux pour les transferts des appels, cela peut créer le problème d'allocation de canaux aux nouveaux appels arrivés. Il faut donc évaluer la proportion d'appels transférés bloqués par rapport aux nouveaux appels dans le but de mesurer la qualité des services offerts [38].

Dans les années 80, pour permettre d'effectuer le transfert des appels des unités mobiles lors du déplacement entre les cellules, on a introduit la méthode des canaux en réserve (Guard Channels), qui permet de donner la priorité aux appels transférés. Selon ce modèle d'allocation, un ensemble de canaux de fréquences est retenu en réserve permanente pour servir aux appels en transfert. La méthode est connue sous le nom *Guard Channel Policy* (GCP). La méthode alternative, appelée *Fractional Guard Channel Policy* [38], permet de réserver un certain nombre de canaux aux appels transférés, en fonction d'une certaine probabilité dépendant de l'occupation des canaux en vigueur.

2.5 Planification des zones de localisation

Dans les systèmes de téléphonie ordinaire, le numéro de téléphone de l'abonné sert d'adresse de routage de son point d'attache au réseau global. Ce principe n'est pas applicable dans les réseaux mobiles, car les unités mobiles sont libres de se déplacer à travers le réseau, ce qui implique que leur point d'attache au réseau mobile change continuellement. Pour retrouver la localisation d'une unité mobile, on applique ce qu'on appelle une *procédure de localisation*, qui produit à la sortie le numéro de la station de base de la cellule dans laquelle se trouve l'unité mobile [28].

2.5.1 Éléments de la problématique

Dans les systèmes de communications mobiles, la position de chaque unité mobile en communication est préservée en spécifiant sa zone de localisation. Après

l'opération de localisation, le numéro d'identification de la zone de localisation de l'unité mobile est transmis à travers tout le réseau. Aussitôt que l'unité quitte une zone de localisation, on enclenche la procédure de mise à jour de la position de l'unité. Cette procédure accède à la base de données distribuée à travers le réseau et comportant les informations sur la position de l'unité. À l'initiation d'un appel, cette information est retrouvée dans la base de données et le réseau déclenche une opération de télérecherche qui vise à retrouver l'unité. Durant cette opération, les stations de base installées dans la zone de localisation envoient, une à une, des signaux afin de déterminer la station de base qui dessert la cellule abritant l'unité mobile.

Il est évident que l'opération de télérecherche surcharge le réseau proportionnellement à la taille de la zone de localisation. C'est pourquoi, dans la deuxième génération des réseaux mobiles, chaque zone de localisation est composée d'un petit nombre de cellules. Cela ne cause aucun inconvénient tant que le nombre d'abonnés est restreint. Aussitôt que le nombre d'abonnés grandit considérablement, l'opération de mise à jour devient beaucoup trop importante à cause du nombre d'unités qui se déplacent dans le réseau. Les stratégies de planification de la configuration des zones de localisation sont donc très importantes pour les réseaux mobiles de troisième génération.

La solution idéale consiste à trouver la configuration des zones de localisation qui tend à diminuer les deux surcharges du réseau : celle causée par la télérecherche et celle due à la mise à jour de la zone de localisation. Il faut en fait trouver un équilibre

entre les zones de localisation de grande taille qui provoquent la surcharge du réseau en effectuant la télérecherche d'une unité, et les zones de localisation de petite taille qui causent la surcharge du réseau en effectuant les mises à jour lors du déplacement de l'unité mobile en communication entre les zones de localisation.

On peut donc noter deux configurations extrêmes :

- Toute l'étendue du réseau mobile équivaut à une zone de localisation. Aussitôt que l'unité mobile est appelée, la recherche se déclenche à travers tout le réseau, tandis qu'il n'y a pas de mise à jour à effectuer lors de son déplacement.

- La zone de localisation est formée d'une cellule du réseau mobile. Il n'y a pas besoin de localiser une unité mobile lorsqu'il est appelé, car sa position est connue par la précision d'une zone de localisation (pour ce cas particulier, avec la précision de la cellule abritant l'unité). Dans ce cas, les mises à jour sont fréquentes, car le changement de cellule signifie en même temps le changement de zone de localisation.

Les bases de données distribuées jouent le rôle de dépôts de données sur les abonnés du réseau mobile. On distribue les données afin de décharger le poids de chaque nœud et pour rapprocher les données aux abonnés dans le but d'accélérer les transactions. Il existe donc un lien direct entre la configuration des zones de localisation et la structure des bases de données distribuées qui les desservent.

On peut noter cinq modèles de planification de zones de localisation qui tiennent compte de l'optimisation du nombre de mises à jour par rapport aux cycles de télérecherche :

1. Modélisation basée sur les algorithmes heuristiques : cette méthode vise à se rapprocher de la configuration optimale.
2. Modélisation basée sur la topologie des zones géographiques et des autoroutes : les zones géographiques sont définies en fonction des critères géographiques (exemple : centre de la ville) et l'approche se base sur la distribution géographique de la population et sur les déplacements de la population à travers les autoroutes.
3. Modélisation basée sur le chevauchement des frontières des zones de localisation : cette méthode permet de diminuer le nombre de mises à jour causées par le mouvement des unités proches de la frontière entre les zones.
4. Modélisation basée sur l'heure de la journée : la configuration vise à faire concorder la mobilité des abonnés aux conditions de la route, variables dans le temps, avec la configuration des zones de localisation, qui devient alors dépendante de l'heure de la journée.
5. Modélisation basée sur la classification des abonnés mobiles : cette méthode considère le comportement de mobilité des abonnés et vise à regrouper les

abonnés en fonction de leur mobilité. Ainsi, pour chaque groupe, l'on définit la configuration de zone de localisation.

2.5.2 Planification selon une approche heuristique

L'approche heuristique effectue la collecte des résultats de différents essais de configuration des zones de localisation du réseau mobile pour ensuite en retrouver une qui est proche de l'optimum. Le degré d'approximation de l'optimum dépend du nombre d'essais effectués. En général, une telle approche tend à minimiser les deux contraintes : le nombre de mises à jour et le nombre de télérecherches. Pour cela, il établit un nombre maximal de liaisons radios disponibles pour la transmission des messages de télérecherche, et cherche à minimiser le nombre de mises à jour en tenant compte de cette contrainte.

Au début, toute l'étendue du réseau est divisée en zones de localisation de la taille d'une macro cellule. L'algorithme prélève le nombre de messages de télérecherche dans chaque cellule et le nombre de mises à jour lors du déplacement des unités mobiles à travers toutes les frontières séparant la cellule étudiée de ses cellules avoisinantes. À partir de ces informations, est dressée la liste des frontières disponibles qui sont caractérisées par les informations suivantes : le nombre de mises à jour que la frontière génère et le nombre de signaux de télérecherche qu'effectuent les cellules adjacentes sur cette frontière. À chaque étape, l'algorithme connecte deux cellules adjacentes dans une zone de localisation, en choisissant une frontière au hasard, et vérifie si le nombre des

messages de télérecherche dans la zone de localisation résultante ne dépasse pas la capacité maximale des liaisons radios établies au préalable. Cet algorithme s'arrête lorsqu'aucune autre paire de zones de localisation ne peut plus être fusionnée ensemble.

2.5.3 Planification basée sur les zones géographiques et la topologie des autoroutes

La méthode basée sur la topologie des zones géographiques et des autoroutes vise à optimiser la configuration en tenant compte de la distribution de la population et des conditions de déplacement des abonnés dans la zone urbaine. On peut définir les régions qui se caractérisent par les mêmes conditions de trafic et de déplacement pendant certaines périodes de temps. Ces régions représentent le centre-ville, les zones urbaines autour du centre-ville, les zones suburbaines autour des zones urbaines, et les zones rurales. Les déplacements de la population entre ces zones s'effectuent sur les autoroutes qui relient les zones différentes. On distingue deux approches différentes dans ce modèle de configuration : celle en anneau et celle en secteur.

(i) Configuration en anneau

Cette configuration permet d'éviter les mises à jour dues aux déplacements circulaires, mais ne permet pas d'éviter les mises à jour dues aux déplacements radiaux. De ce point de vue, la configuration en anneau ne peut pas être considérée comme optimale. En ce qui concerne les télérecherches, l'idée consiste à associer la configuration des zones de localisation à la densité de la population variant en fonction

du temps de la journée. Durant les heures de bureau, la densité de la population au centre-ville augmente, ce qui confirme le choix de la zone de localisation du centre-ville de petite taille. Par contre, le soir, la population dans les zones urbaines et suburbaines croît, on doit donc prévoir une stratégie de télérecherche intelligente permettant de diminuer le nombre de messages diffusés pour éviter la surcharge du réseau.

(ii) Configuration en secteurs

Selon cette stratégie, le centre-ville est couvert par une zone de localisation en forme de cercle, alors que les zones urbaines et suburbaines sont divisées en secteurs. Cette configuration permet d'éviter la surcharge du réseau causée par les mises à jour lors du mouvement radial des abonnés, mais elle ne permet pas d'éviter les mises à jour causées par le mouvement circulaire. En ce qui concerne la surcharge du réseau occasionné par la télérecherche, la petite taille de la zone de localisation du centre-ville permet d'assurer un nombre peu élevé de diffusions du signal, alors que dans les zones urbaines et suburbaines, la densité de la population reste presque invariable durant différentes heures de la journée.

2.5.4 Planification basée sur le chevauchement des frontières

Cette méthode permet d'éviter la surcharge des canaux de communication causée par les mises à jour fréquentes lors du mouvement de va-et-vient des abonnés près de la frontière des zones de localisation (mouvement en zigzag). Cependant, le mouvement en zigzag n'est pas habituel pour les lieux urbains, qui sont plutôt caractérisés par les

déplacements des abonnés suivant les configurations des autoroutes qui les relient et les mouvements en boucle : départs des zones résidentielles vers les centres commerciaux et retours vers les résidences. Il est possible toutefois que les zones résidentielles et commerciales se trouvent proches des autoroutes qui les entourent. Il devient alors profitable de couvrir les zones aux alentours des autoroutes avec le chevauchement sur les frontières. Pour cela, on peut utiliser la configuration en forme d'anneau ou de secteurs. Ce modèle permet aussi de profiter de la réduction du nombre de mises à jour effectuées par les abonnés lors des mouvements circulaires dans le cas de la configuration en anneau ou des mouvements radiaux si la configuration en secteurs a été choisie.

2.5.5 Planification basée sur les zones temporelles

En observant le comportement des abonnés mobiles, on peut définir les zones temporelles qui sont caractérisées chacune par des conditions spécifiques. Certaines sont marquées par la mobilité et le trafic faibles comme les heures de nuit, certaines autres par la mobilité élevée et le trafic faible comme les heures matinales, d'autres enfin par le trafic élevé et la mobilité faible comme les heures de la fin d'avant-midi. La planification des zones de localisation peut tenir compte de ces variations, soit en s'ajustant au trafic d'une façon dynamique, soit en utilisant les tables de trafic fixées d'avance.

Par exemple, les intervalles de temps caractérisés par une mobilité élevée et le trafic faible permettent d'utiliser les zones de localisation de grande taille. Dans les intervalles de temps caractérisés par la mobilité ordinaire et le trafic élevé, le réseau peut changer le scénario de la configuration en réduisant la taille des zones de localisation et en augmentant leur nombre. Cette dernière configuration risque de provoquer la croissance du nombre de mises à jour. Pour l'éviter, on peut appliquer la stratégie suivante : n'augmenter le nombre de zones de localisation que lorsque la plupart des abonnés mobiles retournent dans leur zone de localisation d'origine, par exemple la nuit. Cette stratégie équivaut à ce que, durant toute la journée, le centre de la ville avec ses zones urbaines forme une seule zone de localisation, alors que la nuit le réseau est divisé en multiples zones de localisation.

2.5.6 Planification basée sur la nature de mobilité des abonnés

Cette stratégie peut être subdivisée en deux scénarios :

1. l'abonné définit sa propre zone de localisation ;
2. la planification se base sur le regroupement des abonnés.

Pour implanter la première stratégie, l'étendue géographique entière est divisée en plusieurs zones de localisation. À chaque abonné, on assigne un ensemble de zones de localisation selon ses préférences, ce qui forme ainsi son *domaine d'accès utilisé quotidiennement* (Daily Used Access Domain). Les mises à jour sont effectuées seulement lorsque l'abonné sort de ce domaine, ce qui réduit considérablement

l'encombrement des stations de base par les signaux de mise à jour. Cependant, tout changement dans les déplacements de l'abonné doit être signalé (déménagement, changement du lieu de travail, etc.). En ce qui concerne la télérecherche, on peut appliquer une des deux procédures suivantes :

1. le réseau collecte les statistiques concernant les déplacements de l'abonné. Cette procédure exige des mécanismes complexes de surveillance de chaque abonné par le réseau ;
2. chaque abonné collecte les informations sur ses propres déplacements et les fournit au réseau. Cette procédure exige une bonne fiabilité des données fournies par les abonnés au réseau.

Dans les deux cas, l'opérateur du réseau doit garantir la confidentialité des informations collectées pour protéger la vie privée des abonnés.

Pour implanter la stratégie basée sur le regroupement des abonnés, le réseau doit définir les domaines d'accès utilisés quotidiennement pour les groupes d'abonnés mobiles. Pour ce faire, on peut utiliser la Théorie du transport, selon laquelle l'étendue géographique est divisée en zones suivant certains critères liés aux limitations physiques (rivières, forêts, autoroutes) ou aux limitations logiques (zones résidentielles, industrielles et commerciales). Le réseau estime le nombre de mouvements effectués par les abonnés entre différentes zones. Les abonnés sont groupés selon les critères suivants :

1. degré de mobilité (ordinaire, élevée) ;

2. emplacement de leurs résidences et lieux de travail.

Ainsi, lors d'inscription, les opérateurs du réseau mobile questionnent les abonnés sur leurs lieux de résidence, de travail et leurs habitudes de déplacement. En utilisant le modèle de la théorie du transport, les abonnés sont ensuite assemblés en groupes si une zone de localisation donnée est utilisée quotidiennement par la majorité d'entre eux. Pour les abonnés avec mobilité élevée ou ceux qui ne peuvent pas être associés à aucun groupe, la zone de localisation couvre toute la surface de la ville.

L'utilisation de ce modèle permet de réduire considérablement le nombre de mises à jour. Cependant, en ce qui concerne la télérecherche, pour éviter la surcharge du réseau au centre-ville pendant les heures de bureau, on doit employer des algorithmes de télérecherche intelligents.

2.6 Localisation des unités mobiles

Afin de supporter un nombre croissant d'abonnés, le réseau mobile doit gérer efficacement la bande restreinte de fréquences en utilisant l'architecture cellulaire. Les stations de base constituent les points d'accès au réseau ou NAP (Network Access Point) pour les unités mobiles. Aussitôt qu'une unité franchit la limite d'une cellule, son point d'accès au réseau change. Pour permettre aux unités cellulaires de se déplacer librement sur le territoire du réseau mobile, il faut prévoir un bon mécanisme de localisation de chaque unité. À l'arrivée d'un nouvel appel, le réseau doit être capable de déterminer la

position d'une unité mobile en un temps acceptable sans encourir les coûts excessifs de communications et de calculs [16].

La recherche de la taille optimale d'une zone de localisation permet de réduire les coûts de mise à jour de la position de l'unité mobile et de télérecherche de l'unité. Cependant, les unités mobiles dont le déplacement s'effectue à proximité des frontières des zones de localisation peuvent engendrer des coûts excessifs à cause de leur mouvement entre les zones avoisinantes. De plus, la taille d'une zone de localisation dépend de la mobilité des unités mobiles, car les abonnés ont des caractéristiques de déplacement différentes, ce qui rend difficile la détermination de la taille optimale. Ainsi, il ne suffit pas de déterminer la taille et la configuration optimale, mais il faut aussi prévoir des schémas de mise à jour de la position des unités qui permettent de minimiser l'utilisation des ressources.

Trois schémas de mise à jour dynamique ont été proposés dans la littérature [4] : mise à jour basée sur le temps, mise à jour basée sur le mouvement et mise à jour basée sur la distance. Selon ces schémas, la mise à jour de localisation de l'unité mobile est effectuée selon le temps passé, le nombre de mouvements effectués ou la distance parcourue depuis la dernière mise à jour. En effet, on présume que la position de l'unité est connue à tout moment. Chaque unité mobile rapporte sa position dans le réseau selon le schéma décrit plus loin. Le réseau enregistre et maintient les informations pour chaque abonné afin de les rendre disponibles en tout temps.

La cellule centrale, pour une unité donnée, est une cellule dans laquelle se trouvait l'unité lors de la dernière mise à jour de sa position. Selon le schéma de mise à jour basée sur la distance parcourue, l'unité effectue une mise à jour une fois qu'elle franchit une certaine distance d à partir de sa cellule centrale. L'étendue géographique, incluant toutes les cellules à l'intérieur du rayon d autour de la cellule centrale, s'appelle zone de résidence de l'unité.

Pour déterminer si l'unité mobile se situe dans une cellule donnée, le réseau effectue les opérations suivantes :

1. envoie le signal de télérecherche dans la cellule cible et attend à l'intérieur du délai de garde ;
2. si la réponse est reçue avant l'expiration du délai de garde, l'unité est localisée dans la cellule de destination ;
3. si la réponse n'est pas reçue, l'unité ne se trouve pas dans la cellule de destination.

Cette procédure s'appelle *cycle de télérecherche*. Le délai maximal de télérecherche m est défini en nombre de cycles de télérecherche à effectuer avant de localiser une unité. À la réception d'un appel, le réseau divise la zone de résidence de l'unité en plusieurs régions et effectue la télérecherche de chaque région afin de localiser l'unité, tel que l'indique la Figure 2.3.

Chaque région contient un ou plusieurs anneaux de cellules désignées par A_j, où l'indice j indique l'ordre dans lequel la région sera scrutée lors de la localisation de l'unité mobile. Pour une distance d, le nombre d'anneaux composant la zone de résidence de l'unité est $(d + 1)$. Si le nombre de cycles de télérecherche n'est pas limité, la zone de résidence peut être divisée en $(d + 1)$ régions. Cependant, si le nombre de cycles de télérecherche est restreint par m, le nombre des régions ne peut pas dépasser ce maximum. Le nombre de régions est donc égal à $l = \min\{d+1, m\}$.

La zone de résidence est divisée conformément aux étapes suivantes :

1. Déterminer le nombre d'anneaux de chaque région $\eta = \left\lfloor \frac{d+1}{l} \right\rfloor$.

2. Assigner η anneaux à chaque région, à l'exception de la dernière ; chaque région A_j $(1 \le j \le l-1)$ contient les anneaux $r_{\eta(j-1)}$ à $r_{\eta j-1}$.

3. Assigner les anneaux restants à la région A_j.

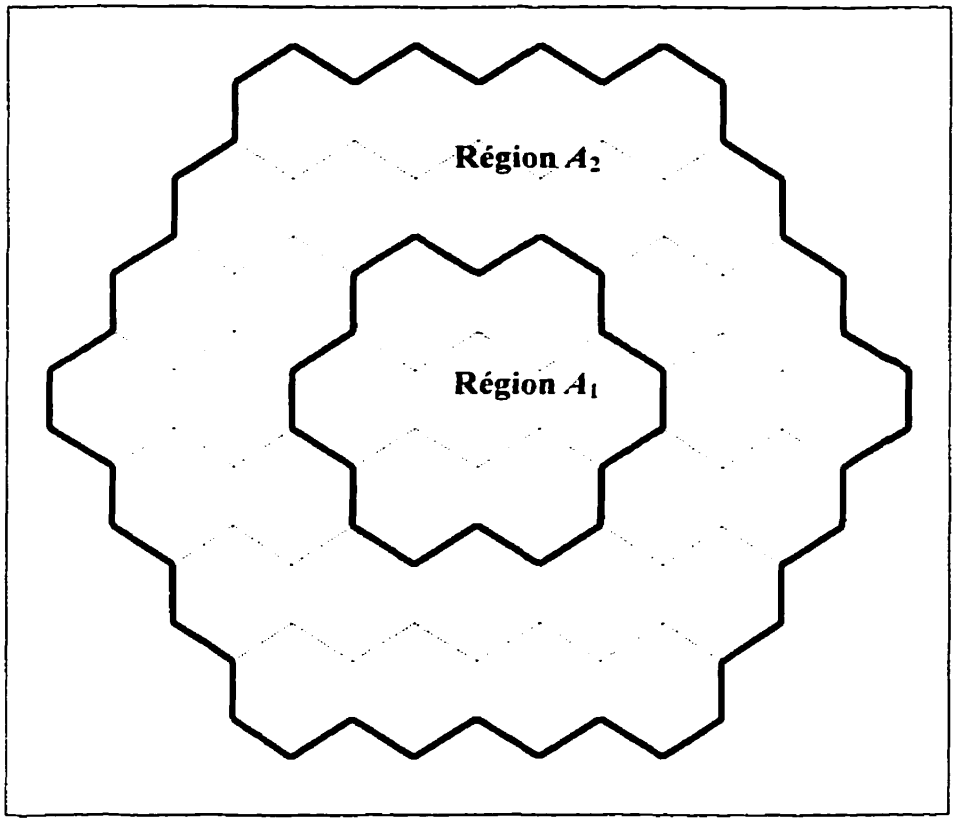


Figure 2.3 Subdivision de la zone de résidence en régions

Ce schéma est basé sur l'algorithme de *la plus courte distance en premier* ou **SDF** (Shortest **D**istance **F**irst), selon lequel les anneaux les plus proches du centre sont sondés en premier. Le processus de télérecherche s'arrête aussitôt que l'unité mobile est localisée.

Pour minimiser les coûts de télérecherche, on doit sonder en premier les régions où il est plus probable de trouver l'unité. On peut déterminer la distance optimale selon l'algorithme suivant :

- Déterminer la probabilité de distribution de la position de l'unité, à l'intérieur de la zone de résidence, en utilisant une chaîne de Markov ;
- Exprimer le coût total moyen en fonction de la distance, définir le délai de télérecherche maximal et déterminer la distance d optimale en utilisant un algorithme itératif.

Le modèle mathématique proposé dans [16] a permis d'évaluer la probabilité de localisation de l'unité mobile dans l'ensemble des cellules constituant la « zone de résidence », en tenant compte de la probabilité d'arrivée des appels. Suite à cette estimation, le coût total moyen, incluant les coûts de mise à jour et de télérecherche, a été exprimé en fonction de la taille de la zone de localisation d et du délai maximal de télérecherche m, exprimé en nombre de cycles de télérecherche à effectuer pour retrouver l'unité mobile. Un algorithme a été proposé afin de trouver la taille optimale de la zone de localisation. Les résultats de simulation ont permis de tirer les conclusions suivantes :

1. Lorsque le coût de la mise à jour est relativement bas, il est avantageux d'effectuer la mise à jour plus fréquemment afin d'éviter à payer un prix de télérecherche assez élevé. Par contre, si le coût de mise à jour est élevé, le coût de télérecherche devient relativement bas, il est donc plus profitable d'effectuer des mises à jour moins fréquemment.
2. En augmentant le délai de télérecherche, on peut réduire sensiblement le coût total de la gestion de localisation des unités mobiles.

3. La taille optimale de la zone de localisation varie avec la variation du nombre de cycles de télérecherche. Ceci permet de conclure que si l'algorithme utilisé pour déterminer la taille optimale ne tient pas compte de la contrainte de délai, le résultat obtenu risque d'être inadéquat.

Cette étude nous inspire dans la recherche d'une méthode de télérecherche permettant d'améliorer les performances du schéma de gestion de localisation des unités mobiles décrit dans ce chapitre. Le prochain chapitre passera en revue les stratégies de dépistage des abonnés mobiles, ce qui nous permettra de justifier nos choix et de nous situer clairement par rapport aux trois méthodes de mise à jour cités (temps, mouvement et distance).

CHAPITRE 3

STRATÉGIES DE DÉPISTAGE DES UNITÉS MOBILES

Dans les systèmes de communications mobiles, les abonnés entament et reçoivent les appels à l'aide de liaisons sans fil. Les unités mobiles se déplacent dans les zones définies par le système et qui correspondent aux localisations géographiquement délimitées. Quand un abonné entame un appel, l'infrastructure du réseau mobile doit effectuer de nombreuses tâches, incluant l'authentification de l'appelant, la recherche de l'appelé et l'acheminement de l'appel à la station de base qui dessert la zone géographique de l'appelé. Quand l'abonné A appelle l'abonné B, le problème de localisation consiste à rechercher la position de B dans un délai raisonnable, afin d'initialiser l'appel entre A et B. C'est ce qu'on appelle le *dépistage de l'abonné*. Dans ce chapitre, nous énonçons dans un premier temps les principes du dépistage des abonnés. Par la suite, nous passons en revue les stratégies de mise à jour de la position de l'unité mobile dans le réseau. Puis, nous présentons les mécanismes d'établissement de communication dans les réseaux mobiles. Nous complétons le chapitre par une revue des schémas existants de gestion de localisation.

3.1 Principes du dépistage

Les schémas de gestion de localisation des usagers mobiles dans un réseau sans fil effectuent deux opérations principales : la *mise à jour* de la position de l'unité mobile dans le réseau (update) et la *télérecherche* de l'abonné mobile (paging). Les deux opérations permettent au réseau de suivre le déplacement de l'usager afin de connaître sa position (approximative) en tout temps. Ce suivi de déplacement par le réseau s'appelle le *dépistage* (tracking) des abonnés.

Il existe différentes stratégies de dépistage des abonnés mobiles dans un réseau sans fil. Elles sont divisées en deux groupes : les stratégies passives et les stratégies actives. Les stratégies passives combinent l'enregistrement de la position de l'abonné dans le réseau lors des mises à jour et la télérecherche de l'abonné lors d'un appel compte tenu de sa dernière position enregistrée. Les stratégies actives essaient de prévoir le mouvement de l'abonné mobile selon le patron de déplacement sauvegardé dans son profil d'usager. Les deux types de stratégie peuvent être subdivisés en deux groupes : les stratégies basées sur l'utilisation des serveurs personnels, et les stratégies indépendantes du serveur personnel et permettant aux usagers d'avoir le numéro unique à vie sans tenir compte du lieu de son enregistrement dans le réseau.

Dans les systèmes utilisés actuellement, tels que GSM et IS-41, chaque abonné possède sa base de données personnelle HLR (**H**ome **L**ocation **R**egister) qui conserve sa position actuelle dans son profil d'usager. Quand l'abonné A appelle l'abonné B, l'infrastructure du réseau mobile envoie une requête à la base de données personnelle

(HRL) de l'abonné B afin de déterminer sa position et d'initialiser l'appel. L'inconvénient de ce système est la lenteur du processus de consultation de la base de données éloignée. Pour pallier le grand délai de recherche de l'abonné appelé, le réseau maintient un registre de position de visiteur VLR (**V**isitor **L**ocation **R**egister) dans chaque zone. Les VLR conservent les copies de profils des abonnés qui se trouvent actuellement dans les zones extérieures à leur zone personnelle. La recherche d'un abonné dans ce schéma HLR/VLR consiste à vérifier d'abord les registres VLR avant de consulter le HLR pour localiser l'appelé.

3.2 Stratégies de mise à jour

Les stratégies de mise à jour de la position de l'unité mobile dans le réseau peuvent être subdivisées en stratégies statiques et stratégies dynamiques [3]. Les stratégies statiques sont celles selon lesquelles le réseau mobile décide à quel moment l'unité mobile doit effectuer une mise à jour. Les stratégies dynamiques sont celles selon lesquelles l'usager décide du moment de la mise à jour.

3.2.1 Exemples de stratégies statiques

Parmi les stratégies statiques, on distingue : la mise à jour basée sur le concept des zones de localisation, la mise à jour basée sur le concept de zones de localisation chevauchantes, et la mise à jour basée sur le concept des cellules d'enregistrement.

1. Mise à jour basée sur le concept des zones de localisation

Selon cette stratégie, toutes les cellules du réseau sont combinées en groupes disjoints, appelés zones de localisation. L'unité mobile effectue une mise à jour de sa position seulement lorsqu'elle franchit la frontière d'une zone de localisation. Ainsi, la recherche de l'usager s'effectue à l'intérieur de la dernière zone de localisation rapportée.

2. Mise à jour basée sur le concept des zones de localisation chevauchantes

Cette stratégie est semblable à la précédente, à l'exception que les cellules sont combinées dans des groupes non disjoints. Ceci permet d'éviter la surcharge du réseau lors des mises à jour effectuées pendant le mouvement proche des frontières des zones de localisation.

3. Mise à jour basée sur le concept des centres de notification (*reporting center*)

Selon cette stratégie, un sous-ensemble de cellules est désigné comme étant des centres de notification. L'usager rapporte sa position dans le réseau seulement s'il entre dans un des centres de notification. La recherche de l'usager s'effectue uniquement dans les cellules faisant partie du voisinage du centre de notification. Le voisinage du centre de notification est un ensemble de cellules situées autour du centre que l'usager peut parcourir sans passer par un autre centre de notification.

Selon les trois stratégies statiques décrites, le réseau mobile décide à quel moment et à quel endroit les unités mobiles doivent effectuer une mise à jour. Par

conséquent, toutes les unités mobiles effectuent la mise à jour de leur position au même endroit. La première stratégie basée sur les zones de localisation est la plus simple stratégie de mise à jour statique. Cependant, lorsqu'une unité mobile se déplace à proximité de la frontière entre les zones de localisation, cette stratégie présente un inconvénient majeur, car l'unité mobile risque d'inonder le réseau de messages de mise à jour à chaque fois que la frontière entre les zones de localisation est franchie. La stratégie basée sur les zones de localisation chevauchantes permet de remédier à ce problème. Selon cette stratégie, cependant, l'unité mobile peut appartenir en même temps à plusieurs zones de localisation, ce qui nécessite une stratégie efficace d'affectation de zones de localisation aux unités mobiles. La stratégie basée sur le concept de centres de notification est très semblable à la stratégie basée sur les zones de localisation chevauchantes. On peut considérer la stratégie basée sur les zones de localisation chevauchantes comme un cas particulier de la stratégie basée sur les centres de notification où les cellules constituant la frontière de la zone de localisation deviennent des centres de notification.

3.2.2 Exemples de stratégies dynamiques

Parmi les stratégies dynamiques, on distingue : la mise à jour basée sur le temps écoulé depuis la dernière mise à jour, la mise à jour basée sur le nombre de mouvements effectués, et la mise à jour basée sur la distance parcourue.

1. Mise à jour basée sur le temps écoulé depuis la dernière mise à jour

Selon cette stratégie, l'unité mobile rapporte sa position seulement après l'écoulement d'un certain laps de temps T depuis sa dernière mise à jour. La recherche de l'usager s'effectue seulement dans l'ensemble de cellules que l'usager peut atteindre dans le temps T, à partir du lieu de sa dernière mise à jour.

2. Mise à jour basée sur le nombre de mouvements effectués

Selon cette stratégie, chaque usager mobile met à jour sa position dans le réseau seulement après avoir effectué un certain nombre de mouvements M entre les cellules. La recherche s'effectue dans l'ensemble des cellules que l'unité mobile peut atteindre en M mouvements depuis sa dernière mise à jour.

3. Mise à jour basée sur la distance parcourue

Selon cette stratégie, l'unité mobile effectue la mise à jour de sa position dans le réseau après avoir parcouru une certaine distance D depuis sa dernière mise à jour. La recherche de l'unité mobile s'effectue dans l'ensemble des cellules situées à la distance D du dernier centre de notification.

Selon les trois stratégies dynamiques décrites précédemment, l'unité mobile doit décider elle-même où et quand effectuer une mise à jour de sa position dans le réseau. En conséquence, les différentes unités mobiles peuvent effectuer une mise à jour à des endroits différents du réseau.

Le schéma de mise à jour basé sur le temps écoulé depuis la dernière mise à jour comporte deux désavantages majeurs :

1. Selon ce schéma, l'unité mobile est forcée de rapporter sa position dans le réseau, même si l'usager n'a effectué aucun mouvement depuis sa dernière mise à jour. Ceci a pour effet de gaspiller inutilement les ressources du réseau.
2. Compte tenu que la vitesse de déplacement de l'unité mobile peut varier dans le temps, il devient difficile de cerner l'ensemble des cellules qui peuvent être atteints en un laps de temps donné. Il faut alors un algorithme capable d'estimer l'étendue de cellules que l'unité mobile peut rejoindre en un intervalle de temps donné, ce qui a pour effet d'augmenter la complexité de la procédure de télérecherche.

Le schéma de mise à jour basé sur le nombre de mouvements effectué peut aussi engendrer une surcharge inutile du réseau dans le cas d'un mouvement répétitif entre deux zones avoisinantes ou d'un mouvement circulaire. En réalité, l'unité mobile ne change pas sa position effective dans le réseau, car elle revient toujours à son point de départ, mais elle est « forcée » d'aviser le réseau de son déplacement, créant ainsi un gaspillage de ressources.

Parmi tous les schémas dynamiques, le moins coûteux et le plus facile à gérer s'avère le schéma de mise à jour basé sur la distance parcourue. Selon ce schéma, l'unité mobile ne se rapporte qu'après avoir parcouru une certaine distance D depuis sa dernière mise à jour. Ainsi, si l'unité mobile, après avoir effectué des mouvements consécutifs, demeure à une distance inférieure à D, elle n'a pas besoin d'engager des ressources du réseau pour effectuer la mise à jour de sa position. En ce qui concerne la télérecherche,

sachant qu'on est certain de retrouver l'unité mobile dans une étendue de cellules de rayon D depuis sa dernière mise à jour, elle s'avère facile à gérer.

3.3 Mécanismes d'établissement de communications

Il existe quatre types de mécanismes d'établissement d'une communication dans un réseau mobile : diffusion sélective, services centraux, bases de données personnelles (home bases), et pointeurs d'avancement.

Selon la méthode de diffusion ordinaire, le message est envoyé à toutes les cellules du réseau, ce qui engage beaucoup de ressources et s'avère trop coûteux en utilisation de fréquences radio. Par contre, si l'ordinateur est susceptible de se trouver dans un ensemble restreint de cellules, la diffusion sélective dans cet ensemble peut être une méthode acceptable. Ainsi, presque toutes les méthodes emploient la diffusion sélective pour obtenir l'adresse courante de l'unité mobile appelée quand on ne connaît que la position approximative de l'unité recherchée dans le réseau. Par exemple, si l'on connaît l'adresse de la dernière cellule enregistrée, on peut effectuer une diffusion dans les cellules avoisinantes pour connaître l'emplacement exact de l'appelé.

La méthode du service central permet de maintenir l'adresse de chaque abonné mobile dans une base de données logiquement centralisée (physiquement, cette base de données peut être distribuée à travers les serveurs du réseau mobile). Chaque fois que l'unité mobile change d'adresse, elle envoie un message pour mettre à jour la base de données. Si la base de données est considérée comme logiquement centralisée, les

différentes techniques de réplication, de distribution et d'utilisation de l'antémémoire sont employées pour améliorer la disponibilité de l'information et le temps de réponse.

La méthode de la base de données personnelle est un cas particulier de la base de données centralisée distribuée, selon laquelle seulement un serveur contient l'information sur la position courante de l'ordinateur mobile dans le réseau. Ce serveur porte le nom de serveur personnel de l'abonné mobile. Cette méthode de distribution sans la réplication pose un problème de disponibilité de l'information, dans le cas où le serveur personnel d'un abonné mobile serait hors service au moment de l'appel.

La méthode de pointeurs d'avancement permet de sauvegarder la nouvelle adresse de l'abonné mobile dans son emplacement précédent lors de chaque mouvement. Chaque message envoyé à cet abonné suit l'enchaînement des pointeurs pour avancer vers la nouvelle localisation de l'abonné mobile. Pour éviter un routage excessif en suivant les pointeurs d'avancement, le réseau doit de temps en temps effectuer la mise à jour de la position de l'abonné mobile. Cette méthode est la plus rapide, mais elle comporte une faiblesse majeure liée au trajet des pointeurs en cas d'une défaillance dans un des nœuds de ce trajet.

3.4 Revue des schémas de gestion de localisation

Dans cette section, nous allons passer en revue les principaux schémas de gestion de localisation qu'on retrouve dans la littérature. Dans un premier temps, nous présenterons le schéma de base IS-41, puis le schéma de pointeurs d'avancement. Par la

suite, nous expliquerons un schéma basé sur un système d'adressage VIP (Virtual Internet Protocol) et un schéma hiérarchique. Nous compléterons cette revue par un survol du schéma HIPER qui est une amélioration du schéma hiérarchique, du schéma basé sur la notion d'*ensemble de travail* (*working set*), et d'une série d'autres schémas de types prédictif ou adaptatif.

3.4.1 Le schéma IS-41

Ce schéma se base sur l'utilisation du serveur personnel de localisation HLS (Home Location Server). Les abonnés mobiles sont associés intrinsèquement à une station de base et ils sont libres de se déplacer dans les zones desservies par d'autres stations de base. Lors de leur déplacement, les abonnés mobiles peuvent rester un certain temps dans les zones de localisation étrangères. Le serveur situé dans la zone de localisation personnelle de l'abonné mobile est mis à jour chaque fois que la position de l'abonné dans le réseau change. Chaque HLS est affecté à une région géographique regroupant plusieurs cellules. La mise à jour de la position de l'abonné mobile s'effectue comme indiqué à la Figure 3.1et intègre les six étapes suivantes :

1. Lorsque l'abonné mobile *am* quitte une zone de localisation pour une autre, il entre en communication avec la station de base *Act_BS* desservant sa cellule actuelle (flèche 1).
2. La station de base avise son serveur de localisation *Act_LS* de la présence de l'abonné mobile (flèche 2).

3. Le serveur de localisation retrouve l'information sur le serveur personnel de l'abonné *HLS*, dans sa base de données (flèche 3), et lui envoie les informations afin d'enregistrer la localisation actuelle de l'abonné (flèche 4).

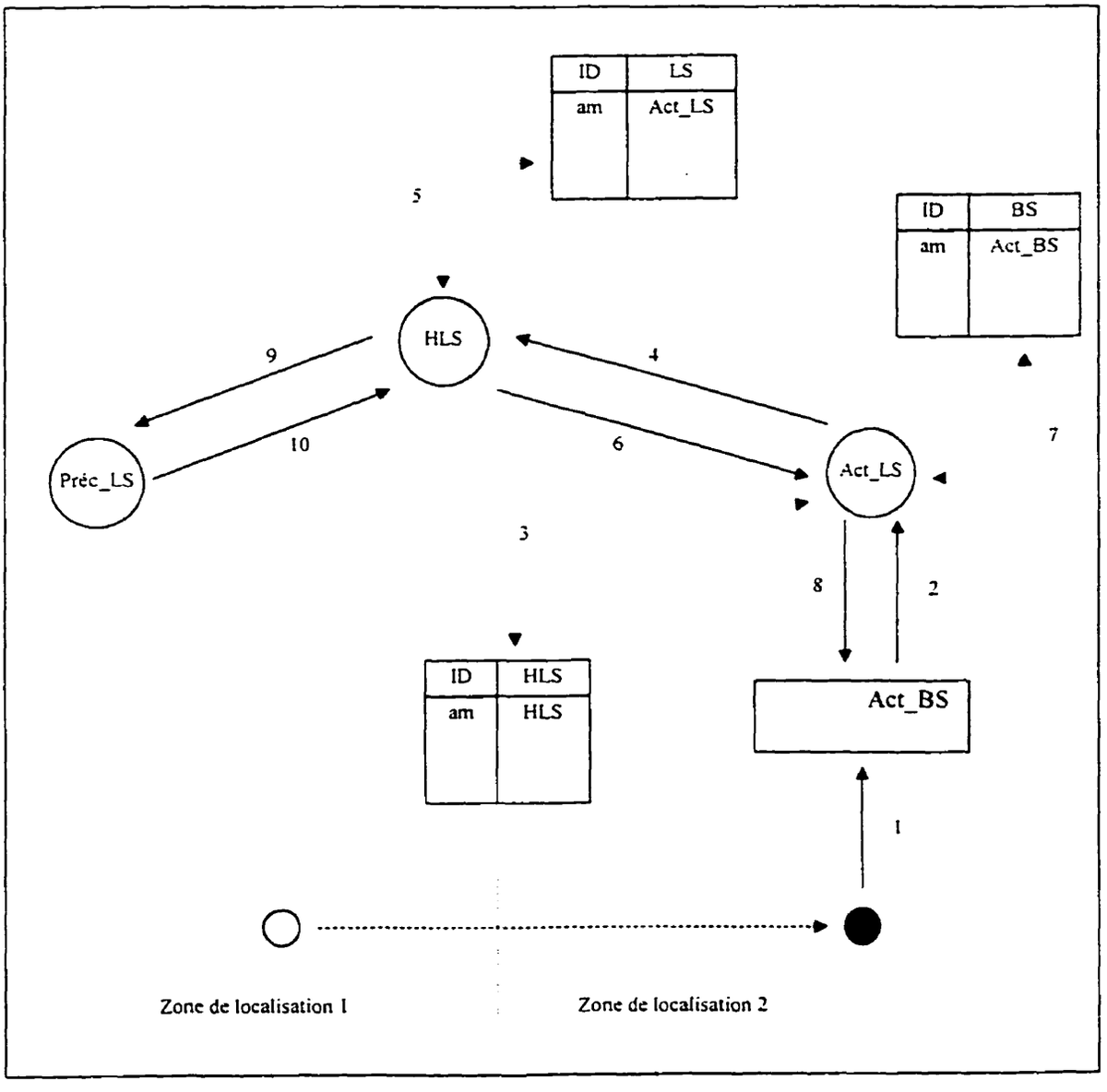


Figure 3.1 Mise à jour selon le schéma IS-41

4. Le serveur personnel recherche le profil de l'abonné dans sa base de données (flèche 5) et l'envoie au nouveau serveur de localisation (flèche 6).

5. Le HLS s'occupe aussi d'aviser le serveur de localisation précédent *Préc_LS* que l'abonné a quitté son territoire pour qu'il efface les informations concernant l'abonné mobile de sa base de registres (flèches 9 et 10).

6. Le nouveau serveur de localisation enregistre le profil de l'abonné mobile dans sa base de registres des visiteurs (flèche 7) et en avise la nouvelle station de base (flèche 8).

La recherche selon le schéma IS-41 s'effectue comme indiqué à la Figure 3.2 et intègre les six étapes suivantes :

1. Lorsque l'abonné mobile *am1* appelle un autre abonné mobile *dest*, il adresse une requête à la station de base qui dessert sa cellule actuelle *Act_BS* (flèche 1).

2. La station de base envoie la requête à son serveur de localisation *Act_LS* (flèche 2).

3. Le serveur de localisation retrouve l'information sur le serveur de localisation personnel de l'appelé *Dest_HLS* (flèche 3), et lui envoie la requête (flèche 4).

4. Le serveur personnel de la destination consulte à son tour sa base de registres pour trouver la plus récente adresse enregistrée de l'abonné mobile appelé (flèche 5). Il contacte ensuite le serveur de localisation dans la région géographique actuelle de l'appelé *Dest_LS* (flèche 6) qui effectue la recherche de

l'abonné mobile dans sa base de registre des visiteurs (flèche 7) et envoie l'information concernant la station de base la plus proche de l'abonné mobile appelé à *Dest_HLS* (flèche 8).

5. Le *Dest_HLS* fait parvenir cette information au serveur de localisation de l'appelant *Act_LS* (flèche 9).

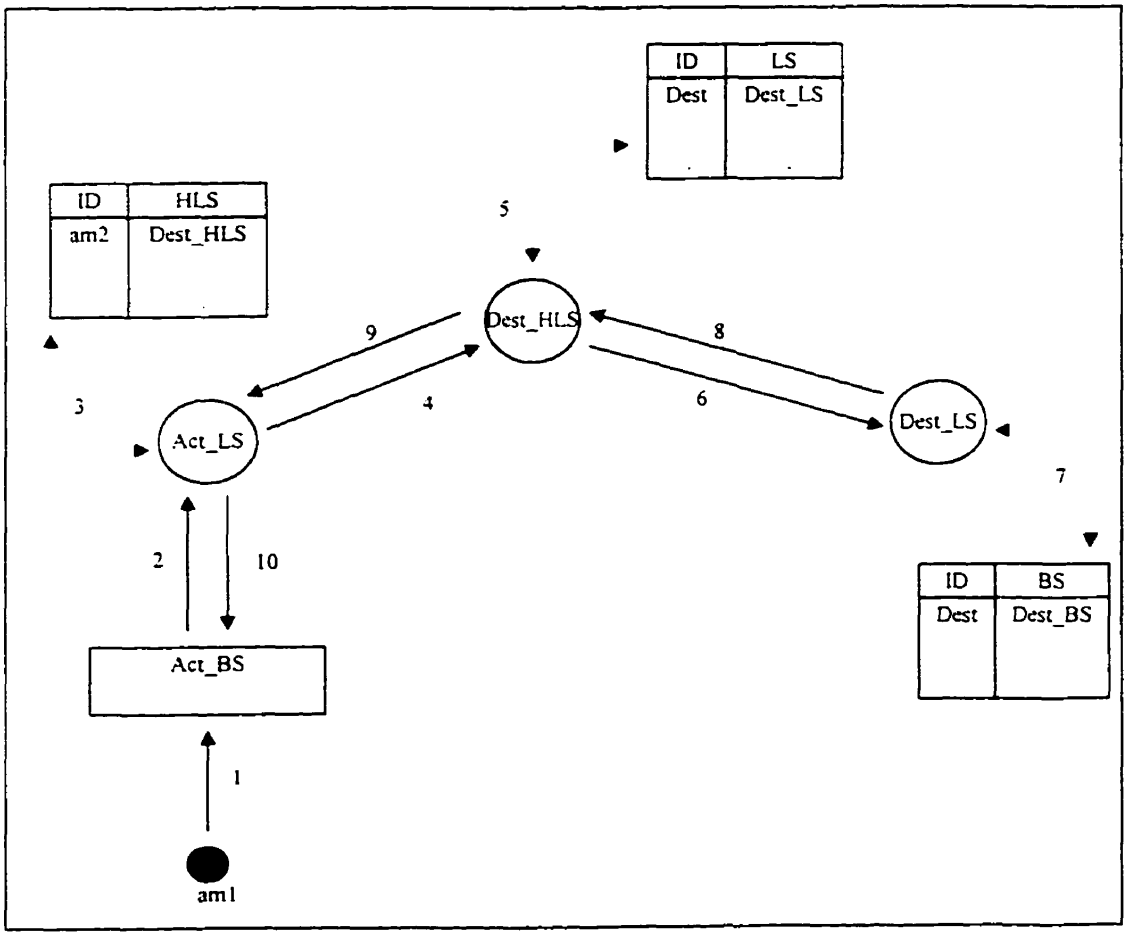


Figure 3.2 Recherche selon le schéma IS-41

6. Le serveur de localisation *Act_LS* avise la station de base actuelle de l'appelant *Act_BS* (flèche 10).

Les inconvénients de ce schéma sont au nombre de deux et s'énoncent comme suit :

1. Le processus de recherche doit suivre un long chemin passant par le HLS, même si les deux abonnés mobiles (appelé et appelant) se trouvent dans la même région géographique mais qui n'est pas la région géographique personnelle de l'appelé (le schéma utilisant le VLR permet de remédier à ce problème) ;
2. La mobilité accrue de l'abonné implique la surcharge des ressources de réseau, à cause de l'augmentation du nombre de mises à jour à effectuer dans les registres du serveur de localisation personnel.

3.4.2 Schéma de pointeurs d'avancement

Lors de son déplacement d'une région géographique à l'autre, l'abonné mobile laisse les pointeurs d'avancement menant à sa position actuelle. Ainsi, les mises à jour du serveur personnel de l'abonné mobile peuvent être moins fréquentes (après plusieurs changements de régions géographiques). Ainsi, la recherche de l'abonné mobile s'effectue comme indiqué à la Figure 3.3 et intègre les cinq étapes suivantes :

1. L'abonné appelant envoie la demande à sa station de base *am1_BS* (flèche 1).
2. La station de base contacte le serveur de localisation de sa région *am1_LS* (flèche 2).

3. Le serveur de localisation consulte sa base de données pour retrouver l'information sur le serveur de localisation personnel de l'appelé (flèche 3) et contacte le serveur de l'abonné mobile *Dest_HLS* afin de retrouver sa position la plus récemment enregistrée (flèche 4).

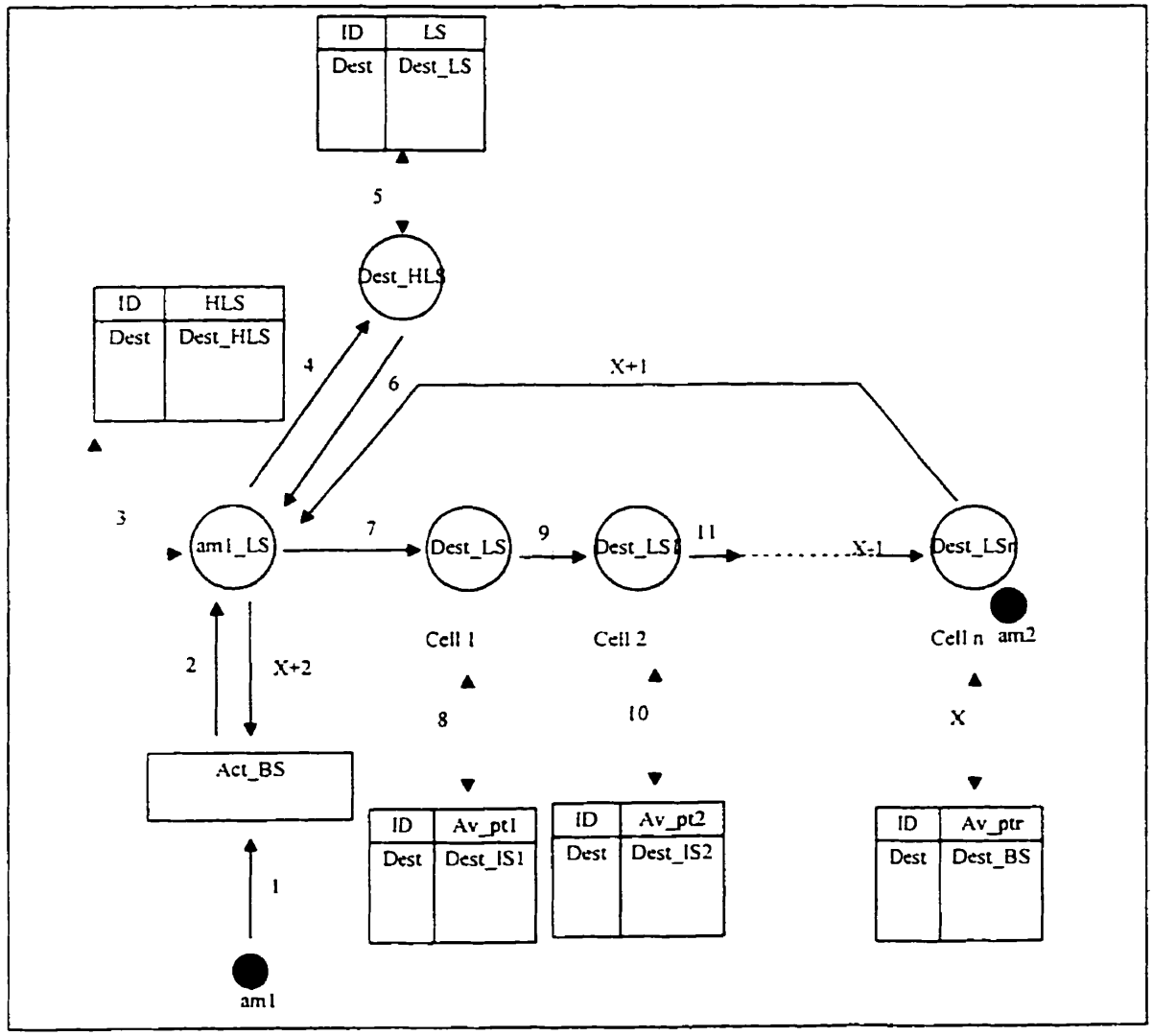


Figure 3.3 Schéma de pointeurs d'avancement

4. En recevant cette information, le serveur de localisation *Dest_HLS* consulte sa base de registres (flèche 5) et envoie l'information sur la dernière position enregistrée de l'appelé au serveur de localisation de l'appelant (flèche 6).
5. Suite à cette information, le serveur de localisation de l'appelant peut atteindre l'abonné mobile appelé grâce à la série de pointeurs d'avancement menant à sa position actuelle (flèches 7 à X+1) en établissant le lien direct entre l'abonné appelant et l'abonné appelé (flèche X+2).

Ce schéma comporte deux limitations majeures :

1. Effet de poursuite qui se produit lorsque l'avancement de l'abonné mobile appelé est plus rapide que le processus de recherche ;
2. Si l'abonné mobile appelé se déplace à la limite de la frontière de deux régions géographiques, des ressources considérables doivent être allouées à la mise à jour des pointeurs d'avancement, ce qui peut provoquer la détérioration du système et affecter lourdement le processus de recherche.

3.4.3 Schéma basé sur un système d'adressage VIP

Selon le schéma basé sur un système d'adressage VIP (Virtual Internet Protocol), à chaque usager mobile est associée une paire d'adresses <VN, PN>. L'adresse virtuelle est indiquée par VN, elle reste inchangée durant les mouvements de l'usager. L'adresse PN est acquise pendant son mouvement dans le réseau. Lorsque les deux valeurs sont identiques, l'unité mobile se trouve dans sa région personnelle et il est facile de la

localiser. Lorsque les deux sont différentes, le message est envoyé d'abord à l'adresse VN et de là, il est dirigé vers la destination.

Pour effectuer la mise à jour de la position de l'unité mobile, celle-ci, après avoir reçu l'adresse de transit PN, envoie à son réseau personnel un message de confirmation contenant les deux adresses VN et PN. En passant par les passerelles de support de mobilité MSG (**M**obile **S**upport **G**ateway), l'information de conversion d'adresse est conservée dans la mémoire cache des passerelles.

Pour effectuer la recherche de l'unité mobile, au moment de l'appel, l'appelant vérifie si sa mémoire cache contient l'information de conversion pour l'unité mobile appelée. Dans le cas d'une réponse positive, l'appelant envoie les données directement à l'appelé. Si cette information n'est pas disponible, l'appelant envoie les données au réseau personnel de l'appelé selon son adresse VIP. En cours d'acheminement de l'information, si une des passerelles intermédiaires contient l'information de conversion d'adresse de l'appelé, le message est directement acheminé selon l'adresse de transit. Cependant, si l'information d'attachement n'est pas disponible, le paquet est simplement détruit, ce qui constitue une faiblesse de la méthode de recherche.

3.4.4 Schéma hiérarchique

Le schéma hiérarchique se base sur le modèle du service central. Chaque base de données située à l'extrémité de la hiérarchie (sur une feuille) dessert une seule région et conserve les profils d'usagers situés dans cette région. Les bases de données des niveaux

supérieurs conservent les pointeurs vers les niveaux inférieurs. La base de données située à la racine de la hiérarchie conserve les pointeurs vers les profils de tous les usagers du réseau. Dans la pratique, la base de données à la racine peut être distribuée entre plusieurs serveurs, ce qui évite de garder les profils de tous les usagers sur un seul serveur. Ce choix de conception permet d'implanter le principe du numéro unique à vie.

L'algorithme de recherche du schéma hiérarchique intègre les deux étapes suivantes :

1. Quand l'usager am1 appelle l'usager am2, la recherche commence dans les niveaux inférieurs de la hiérarchie (BD_1) et monte aux niveaux supérieurs (BD_2) tant que l'usager am2 n'est pas retrouvé.
2. La requête est ensuite propagée du plus haut niveau contenant le pointeur vers le profil de l'usager am2 (BD_2) au plus bas niveau contenant son profil (BD_3). Le profil de l'usager am2 est appelé le profil actif.

La Figure 3.4 illustre le fonctionnement de cet algorithme en traitant le cas d'un modèle à deux niveaux hiérarchiques.

En ce qui a trait à la mise à jour, lorsque l'usager se déplace de la région 1 vers la région 2, la région 1 envoie le profil d'usager à la région 2 et efface sa propre copie. Les autres niveaux hiérarchiques de la base de données mettent à jour les pointeurs afin de s'ajuster à la nouvelle position de l'usager. Dans la pratique, le nombre de bases de données à mettre à jour est petit grâce à la mobilité restreinte de l'usager. Une

amélioration à ce schéma a été proposée dans [20] qui consiste à effectuer une réplication sélective du profil de l'usager dans des bases de données additionnelles.

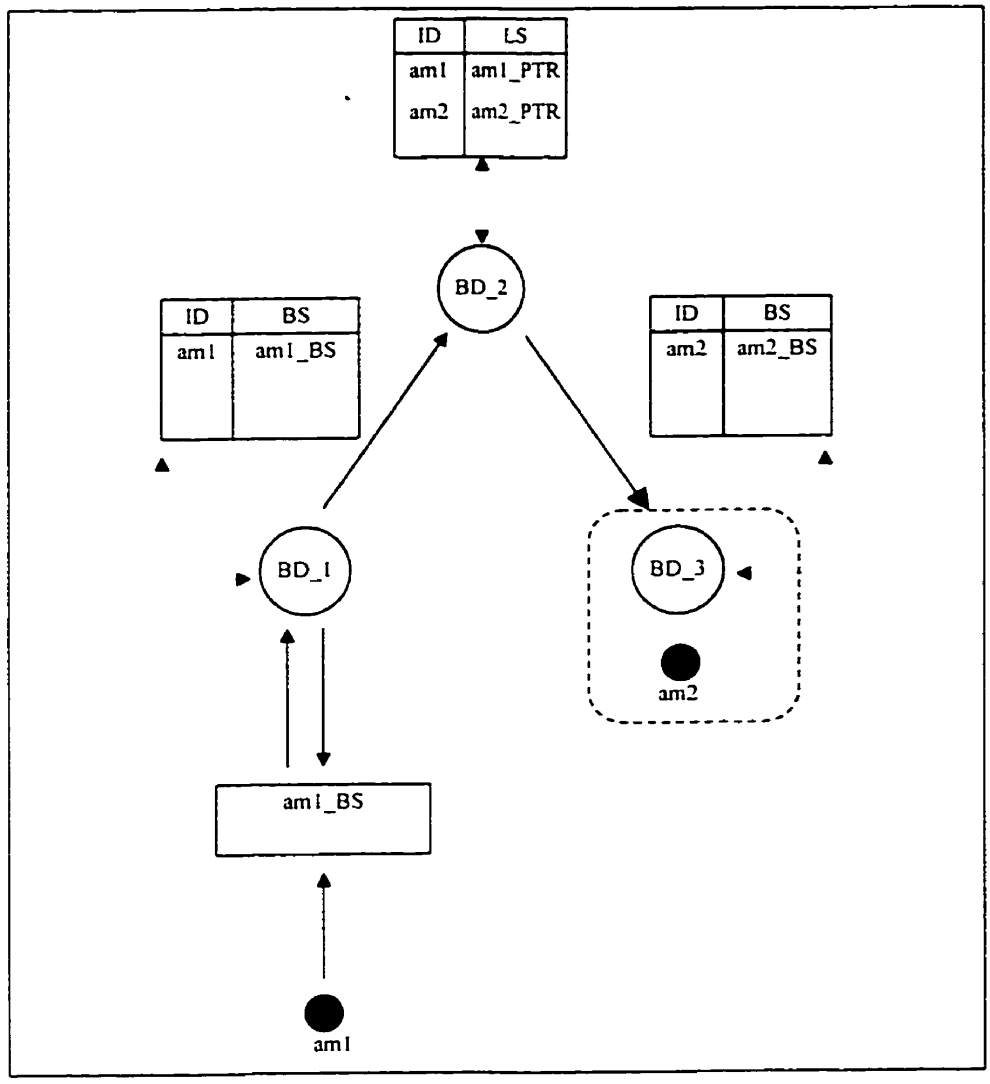


Figure 3.4 Recherche selon le schéma hiérarchique

3.4.5 Schéma HIPER

Considéré comme une amélioration du schéma hiérarchique précédemment décrit, le schéma HIPER est basé sur la réplication des profils hiérarchiques (**H**ierarchical **Profil**I**E** **R**eplication) [20]. Comme dans le schéma hiérarchique, il utilise le modèle du service central et une hiérarchie de bases de données dont les plus bas niveaux contiennent des profils d'utilisateurs et les niveaux supérieurs contiennent les pointeurs vers les niveaux inférieurs. De plus, pour diminuer le temps de recherche, les profils d'utilisateurs sont répliqués de façon sélective dans d'autres bases de données du même niveau. Ce schéma de réplication permet de réduire le temps de recherche dans les bases de données du réseau et diminuer le coût de mise à jour et de stockage de l'information. Le profil d'usager est répliqué dans certaines bases de données additionnelles si et seulement si le coût de réplication est inférieur au coût de la mise à jour de sa position causée par sa mobilité. Lors du déplacement de l'unité mobile, les bases de données de tous les niveaux de la hiérarchie qui sont affectées par son déplacement doivent être mises à jour pour maintenir intègres les informations de sa position.

Pour décider si le profil d'usager doit être répliqué dans une base de données, on tient compte du coût de communications dans le réseau. On évalue le coût de communication de réplication par rapport au coût de communication engagé pour les opérations de mise à jour en calculant le ratio du nombre d'appels par rapport à la mobilité (call/mobility ratio).

L'avantage d'utilisation de ce schéma consiste en la possibilité d'utiliser un seul numéro à vie. Le prix à payer est l'augmentation de l'espace de stockage pour la réplication des profils et l'augmentation du trafic du réseau causée par la mise à jour de localisation des unités mobiles dans plusieurs bases de données hiérarchiques.

3.4.6 Schéma basé sur la notion d'*ensemble de travail*

Un autre schéma de gestion de localisation utilise le concept d'*ensemble de travail* (*working set*) de chaque usager [36]. L'ensemble de travail d'un usager est un ensemble d'utilisateurs avec lesquels l'usager communique le plus souvent. Ce schéma permet de déterminer, parmi les interlocuteurs de l'usager faisant partie de son ensemble de travail, ceux qui doivent avoir en tout temps les informations à jour concernant sa localisation dans le réseau (le coût de la mise à jour est inférieur au coût de la recherche) et ceux qui doivent effectuer la recherche chaque fois qu'ils veulent communiquer avec l'usager. Chaque unité mobile prélève des statistiques et effectue la gestion dynamique de son ensemble de travail. Lorsque l'un des interlocuteurs diminue la fréquence de communication avec l'usager, l'unité mobile de l'usager lui envoie un message pour signaler que sa position ne sera plus mise à jour automatiquement. Malgré la charge supplémentaire du réseau causée par l'envoi du message d'invalidation, les avantages de ce schéma par rapport au routage triangulaire (toujours passer par la recherche) ou à la mise à jour statique (toujours envoyer la mise à jour) ont été démontrés dans [36] indépendamment du ratio de réception d'appels par rapport à la mobilité des unités mobiles.

3.4.7 Schéma de gestion de localisation adaptable

Selon ce schéma, le comportement de mobilité de l'usager dans le passé est pris en compte pour prédire ses comportements futurs [38]. En effet, le schéma utilise le fait que l'usager fréquente certaines régions plus souvent que les autres et que certaines régions sont visitées plus souvent par certains usagers plutôt que par d'autres. Un tel schéma utilise les attributs des autres schémas : HLR, tables des pointeurs d'avancement, VLR et le concept d'ensemble des régions les plus fréquemment visitées MFVR (**M**ost **F**requently **V**isited **R**egions).

L'algorithme de recherche intègre les cinq étapes suivantes :

1. L'unité mobile appelant contacte le serveur de localisation de sa région via sa station de base.
2. Le serveur de localisation vérifie d'abord sa base de VLR (**V**isitor **L**ocation **R**egister) pour savoir si l'unité mobile appelée ne se trouve pas dans sa zone. Si l'unité appelée est enregistrée dans le VLR, elle est localisée et la recherche s'arrête.
3. Dans le cas d'une réponse négative, le serveur de localisation contacte HLS de l'unité appelée pour connaître l'adresse de sa dernière position enregistrée. Cette adresse est comparée avec les valeurs enregistrées dans l'ensemble de MFVR. Si cette valeur fait partie d'une des régions MFVR de l'usager, toute cette région est vérifiée pour trouver l'usager appelé.

4. Si cette l'adresse enregistrée ne se trouve dans aucune des régions de l'ensemble MFVR, toutes les régions MFVR sont consultées simultanément. On utilise les pointeurs d'avancement qui peuvent mener à l'emplacement de l'unité mobile recherchée.

5. Si l'unité mobile appelée ne se trouve dans aucune région de l'ensemble MFVR, on contacte la dernière région enregistrée dans HLR et on suit les pointeurs d'avancement comme indiqué à la Figure 3.5.

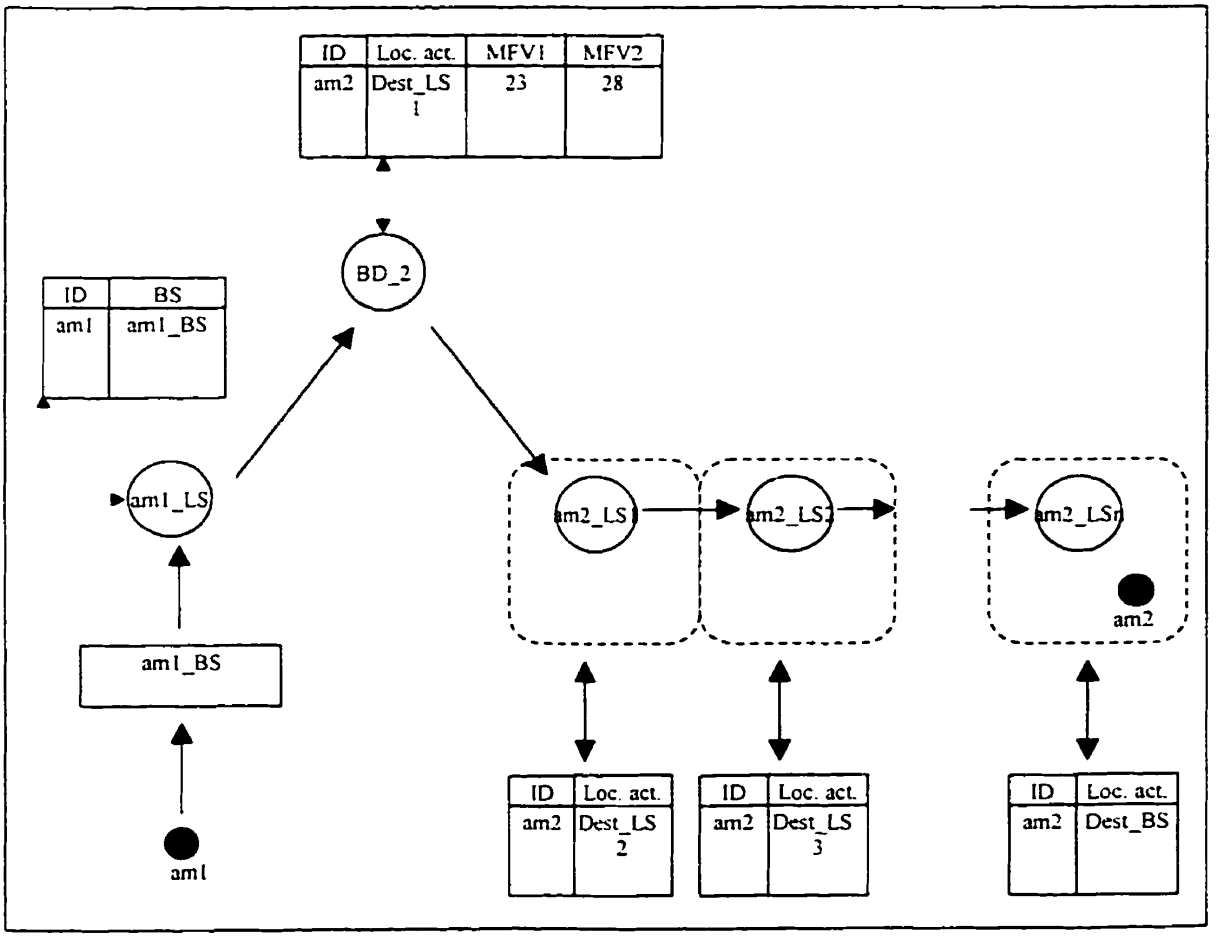


Figure 3.5 Recherche selon le schéma adaptable

La mise à jour s'effectue dans les intervalles de temps fixes. On peut utiliser des schémas de mise à jour basés par exemple sur la distance parcourue ou sur le nombre de mouvements effectués pour être le plus efficace possible.

La principale limitation de ce schéma réside dans le fait qu'il peut entraîner la gestion de gros volumes d'information et exige de conserver tout l'historique de l'usager, ce qui consomme beaucoup de temps et d'espace mémoire.

3.4.8 Schéma prédictif de gestion de localisation

Le schéma prédictif proposé dans [28] utilise les algorithmes de prédiction des mouvements de l'unité mobile. Ces algorithmes essaient de prédire les futurs déplacements de l'unité mobile en fonction des patrons de ses mouvements précédents. Ainsi, les services sont assignés à la nouvelle localisation de l'usager avant son déplacement et l'usager peut les recevoir immédiatement sans subir une détérioration de la qualité de services. Les algorithmes MMP (**M**obile **M**otion **P**rediction) se basent sur un certain degré de régularité des mouvements de l'usager. Les mouvements d'un usager sont tantôt réguliers tantôt chaotiques, mais la majorité des usagers suivent un certain patron de déplacement régulier (journalier, hebdomadaire, etc.).

Les algorithmes MMP réalisent la détection des patrons réguliers RDP (**R**egularity-**P**atron **D**etection) et la prédiction de mouvement MPA (**M**otion **P**rediction **A**lgorithm). L'algorithme RDP est utilisé pour détecter les modèles d'itinéraire IP (**I**tinerary **P**attern) de l'usager. Ces modèles sont ensuite enregistrés dans la base de

modèles d'itinéraire IPB (**I**tinerary **P**attern **B**ase). L'algorithme MPA utilise les informations de IPB et les informations de probabilité de mouvements aléatoires pour prédire le prochain déplacement de l'unité mobile.

On propose deux algorithmes de base dans RPD : le mouvement circulaire MC (**M**ovement **C**ircle) et le mouvement progressif MT (**M**ovement **T**rack). L'algorithme MC se base sur le modèle du circuit fermé et il est utilisé pour la prévision du comportement de l'usager à long terme. Le mouvement qui prévoit le retour de l'usager à son point de départ est circulaire du point de vue topologique. L'algorithme MT est utilisé pour les prédictions routinières. Pour évaluer la similitude d'un mouvement par rapport à un patron, on utilise trois schémas :

- Similitude d'états (state-matching) : indique le degré de similitude μ entre deux séquences d'états de la même longueur ;
- Similitude de vélocité (velocity-matching) : indique le degré de similitude temporelle η entre les deux séquences d'états de la même longueur ;
- Similitude de fréquence (frequency-matching) : indique le degré de similitude de fréquence ϕ entre les deux séquences d'états de la même longueur.

Indépendamment des déplacements antérieurs de l'usager, on peut dire que son patron de déplacement est composé de mouvements réguliers et de mouvements aléatoires. Les algorithmes de détection de régularité détectent et produisent les patrons

de déplacement MC et MT, qu'ils sauvegardent dans le IPB de l'usager. Les mouvements aléatoires sont aussi enregistrés pour l'analyse de probabilité.

L'algorithme de prédiction de mouvement prédit l'état de déplacement de l'usager et compare son pronostic avec l'état du déplacement réel. Si la prédiction s'avère exacte, la suite du modèle d'itinéraire IP, enregistrée dans le IPB de l'usager, est fournie à la sortie pour la prévision du mouvement ultérieur. Sinon, le mécanisme MPA est initialisé afin de générer les prédictions de mouvement. Le mécanisme recherche dans IPB le modèle d'itinéraire le plus proche du mouvement réel de l'abonné ou sélectionne l'état le plus probable en utilisant un processus Markovien.

Pour rechercher le modèle d'itinéraire le plus proche du mouvement réel, on utilise les trois méthodes de comparaison décrites auparavant : similitude d'états μ, similitude de vélocité η et similitude de fréquence ϕ. L'algorithme ressemble à un arbre de décision et fonctionne comme un filtre pour trouver la prédiction de mouvement la plus proche du mouvement réel. Il intègre les trois étapes suivantes :

1. On applique la méthode de comparaison basée sur la similitude d'états. Si l'algorithme trouve un seul et unique modèle de déplacement correspondant à l'itinéraire de l'unité mobile, ce modèle est retenu pour prédire les futurs déplacements de l'unité.

2. S'il existe plus d'un modèle correspondant, l'algorithme applique les comparaisons consécutives, basées sur la similitude de vélocité et sur la similitude de fréquences.

3. Si, par contre, aucun modèle ne correspond au déplacement de l'unité mobile, l'algorithme effectue une prédiction basée sur le mouvement aléatoire en tenant compte de certaines contraintes géographiques. Ainsi, pour prédire le prochain mouvement, on utilise le processus Markovien qui consiste en des mouvements aléatoires dans les huit directions possibles (nord, sud, est, ouest, nord-est, nord-ouest, sud-est et sud-ouest) ayant la même probabilité. Pour prédire le prochain mouvement de l'abonné mobile, le système peut également tenir compte des contraintes géographiques connues à priori telles que l'emplacement d'autoroutes, de ponts et de murs. Le schéma de prédiction de mouvements est illustré à la Figure 3.6.

3.4.9 Schéma basé sur la topologie

Selon le schéma basé sur la topologie des cellules [3], les cellules sont organisées en un graphe orienté où chaque cellule représente un nœud. Un arc entre deux nœuds existe si et seulement si les deux cellules correspondantes ont une frontière commune. À chaque moment, on associe à un usager un ensemble de cellules dans lesquelles il peut se trouver. Lorsque la zone de localisation de l'usager change, il envoie un message pour

mettre à jour sa nouvelle position dans le réseau. Ainsi, sa position approximative est connue à chaque moment.

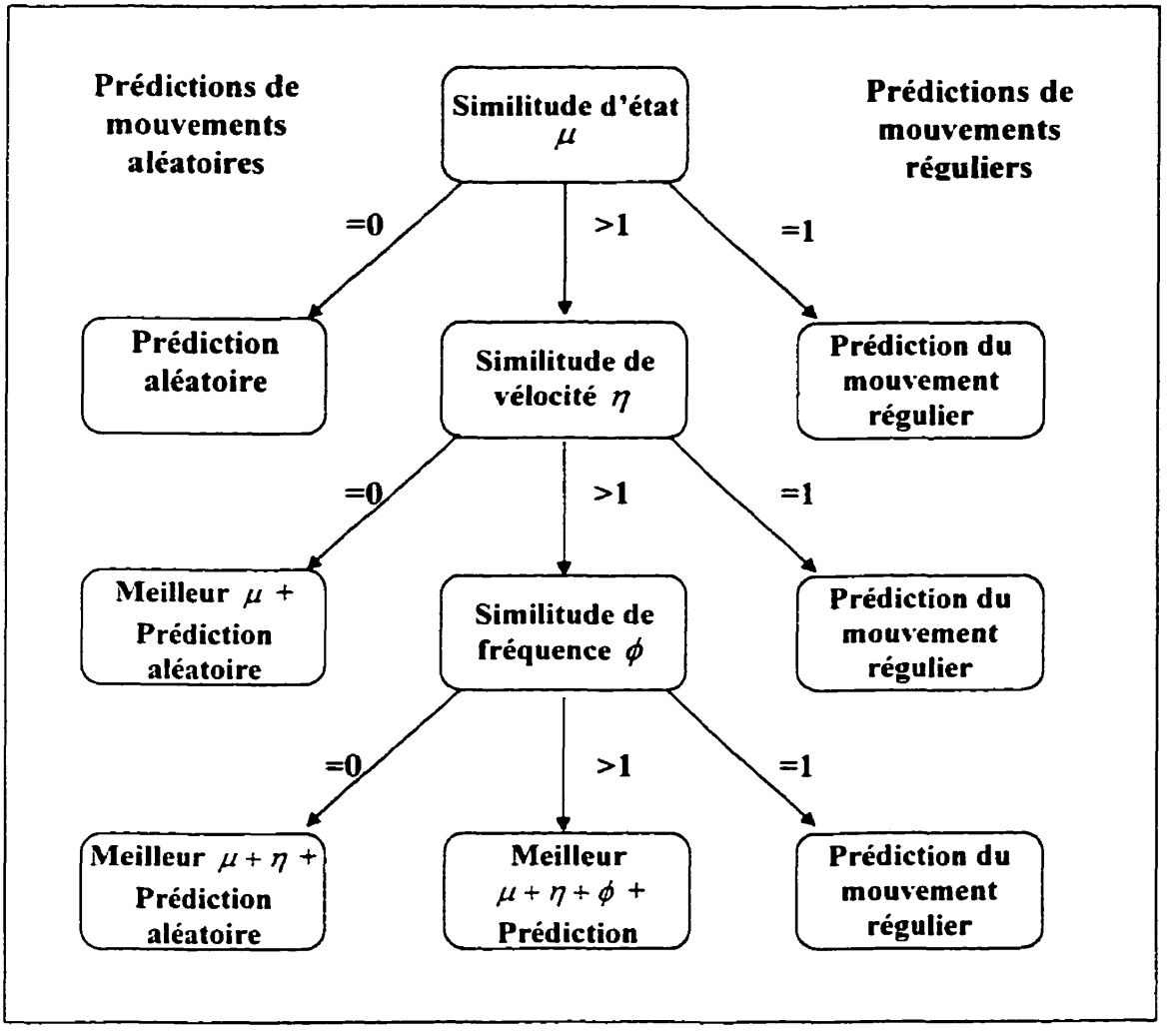


Figure 3.6 Schéma de prédiction de mouvements

La zone de localisation est définie de façon unique en fonction des trois facteurs suivants :

1. la cellule actuelle où se trouve l'usager en ce moment ;

2. la cellule où l'usager se trouvait antérieurement ;

3. la zone de localisation à laquelle appartient la cellule précédente de l'usager.

Selon cette définition, les stratégies suivantes peuvent être considérées comme stratégies basées sur la topologie : stratégie de la zone de localisation, stratégies des zones de localisation chevauchantes, stratégies de centres de notification, stratégies basées sur la distance parcourue. Par contre, les stratégies suivantes ne sont pas des stratégies basées sur la topologie : stratégies basées sur le temps écoulé, stratégies basées sur le nombre de mouvements effectués entre les cellules.

Le modèle mathématique utilisé pour mesurer les performances de différentes stratégies considère deux topologies : *ligne infinie* (*infinite line*) et *toile infinie* (*infinite mesh*). Dans la topologie ligne infinie, pour chaque cellule i, il existe deux cellules avoisinantes i-1 et i+1. Ainsi, l'unité mobile peut se déplacer dans une des deux cellules avoisinantes ou rester dans la cellule actuelle. Dans le cas d'un graphe toile infinie, chaque cellule (i,j) est entourée de cellules $(i \pm 1, j \pm 1)$, $(i \pm 1, j)$ et $(i, j \pm 1)$. Ainsi, l'unité mobile peut rester dans la cellule actuelle ou se déplacer dans une des huit cellules avoisinantes.

Pour faciliter l'analyse, on formule les quatre hypothèses suivantes :

1. Le temps est discret.
2. Le mouvement de chaque unité mobile est indépendant des autres unités mobiles.
3. Pour chaque unité, le modèle de déplacement est uniformément distribué comme suit : pour le graphe linéaire, la probabilité de mouvement dans la cellule i-1 est p, la

probabilité de mouvement dans la cellule i+1 est q, la probabilité de demeurer dans la cellule actuelle est 1-p-q. Dans le cas d'un graphe de mobilité en toile, l'unité mobile se déplace dans une des huit cellules avoisinantes conformément à la règle suivante : dans la direction de chaque axe, l'unité mobile se déplace suivant le graphe de mobilité linéaire avec les probabilités p_x et q_x pour l'axe X, p_y et q_y pour l'axe Y; les mouvements suivant l'axe X et Y sont indépendants.

4. On considère que les mises à jour et les télérecherches sont effectuées au début de chaque tranche de temps. Le déplacement s'effectue après toutes les opérations de mise à jour et de télérecherche associées à une cellule donnée. Tous les mouvements sont complétés à la fin de la tranche de temps.

Un modèle mathématique a été d'abord appliqué aux deux stratégies basées sur la topologie (stratégie de zones de localisation et stratégie de cellules d'enregistrement) afin d'estimer le coût total de la gestion de localisation des unités mobiles. Les mêmes estimations sont ensuite appliquées à la stratégie basée sur le temps écoulé, qui ne fait pas partie des stratégies basées sur la topologie. Les résultats sont comparés entre les trois types de stratégies de gestion de mobilité. Dans le cas du graphe en ligne infinie, la stratégie des zones de localisation s'avère plus avantageuse que la stratégie basée sur le temps, si l'unité mobile a une mobilité basse ($p + q$ diminue). La stratégie basée sur les cellules d'enregistrement s'avère plus avantageuse que la stratégie basée sur le temps lorsque les déplacements des unités mobiles sont aléatoires, c'est à dire que $|p-q|$ est petit.

En ce qui concerne la stratégie basée sur les zones de localisation, lorsque $p = q$ (le mouvement est très aléatoire, le déplacement dans les deux directions a la même probabilité), elle a un avantage par rapport à la stratégie basée sur les centres de notification. Par contre, lorsque $p \neq q$ (le mouvement dans une des directions est « privilégié »), c'est la stratégie basée sur les zones de localisation qui démontre un avantage considérable.

Dans le cas du graphe en toile infinie, la comparaison montre une fois de plus que la stratégie basée sur les zones de localisation est plus avantageuse que la stratégie basée sur le temps, lorsque les unités mobiles ont une mobilité basse. Entre la stratégie basée sur les centres de notification et celle basée sur le temps, encore une fois la stratégie basée sur le temps s'avère plus avantageuse lorsque l'unité mobile « choisit » une direction et son mouvement n'est pas aléatoire. Dans le cas contraire, la stratégie basée sur les centres de notification s'avère plus avantageuse.

De même, lorsqu'on compare les stratégies basées sur les zones de localisation et les centres de notification, si le mouvement de l'unité mobile est de tendance aléatoire ($p_x=q_x$ et $p_y=q_y$), la stratégie basée sur les centres de notification s'avère plus avantageuse. Si par contre, l'unité mobile « privilégie » une des directions, la stratégie basée sur les zones de localisation s'avère plus avantageuse.

CHAPITRE 4

MODÈLE DE DÉPISTAGE SOUS CONTRAINTE DE DÉLAI

Ce chapitre propose un modèle de gestion de la mobilité des unités dans les systèmes cellulaires sujets à une contrainte de délai. Dans un premier temps, nous analysons le schéma de gestion de mobilité des unités sous contrainte de délai présenté par Ho et Akyildiz [16]. Par la suite, nous exposons l'algorithme que nous proposons pour le calcul des probabilités selon des équations exactes et approximatives. Puis, nous analysons les courbes de coût total pour différentes méthodes de regroupement des cellules dans les régions de télérecherche. Pour terminer, nous proposons un nouvel algorithme pour la gestion de la mobilité que nous comparons avec les algorithmes existants.

4.1 Description du modèle proposé par Ho et Akyildiz

Ho et Akyildiz [16] ont présenté un schéma de gestion de localisation des unités mobiles basé sur la distance parcourue, en association avec un schéma de télérecherche qui garantit un délai de recherche maximal fixé d'avance. Ils ont considéré deux modèles de mobilité des unités : modèle unidimensionnel (1D) et modèle bidimensionnel (2D). Dans le modèle unidimensionnel, l'espace géographique du réseau

est divisé en cellules de même taille, chacune possédant deux cellules avoisinantes. Dans le modèle bidimensionnel, l'espace est divisé en cellules hexagonales de même taille, chacune possédant six cellules avoisinantes. La Figure 4.1 illustre les deux modèles.

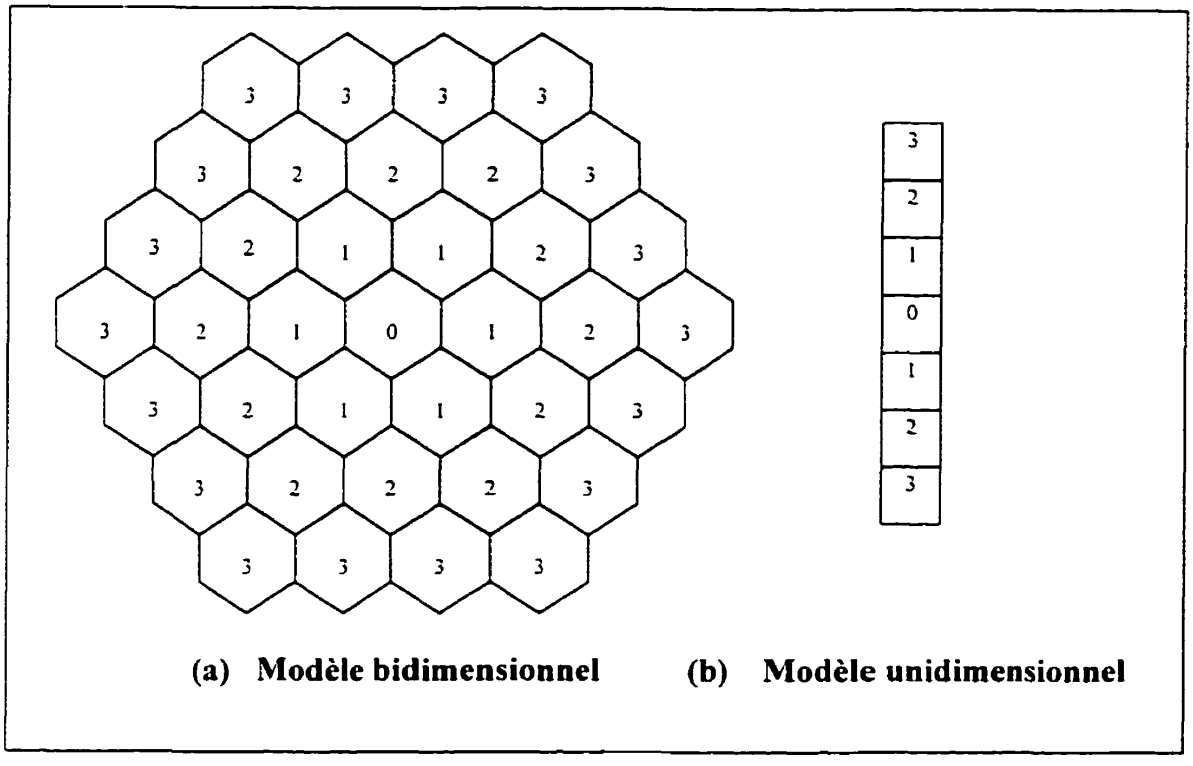


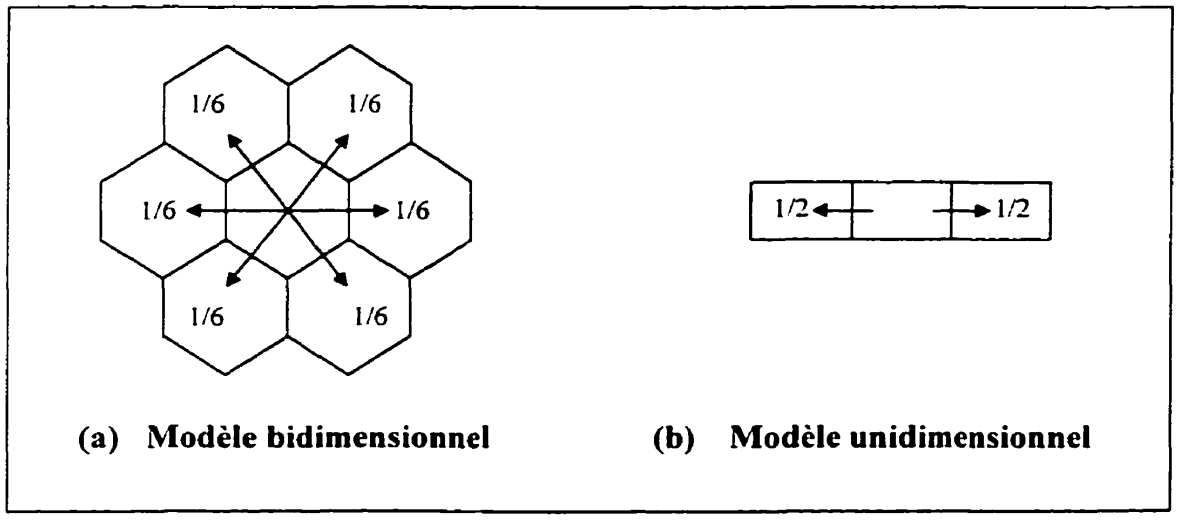
Figure 4.1 Modèles de mobilité des abonnés

Chaque cellule du réseau est entourée d'un anneau de cellules. Si on considère la cellule 0 comme centrale, les cellules portant le numéro 1 forment le premier anneau, les cellules portant le numéro 2 forment le deuxième anneau, ..., les cellules portant le numéro i forment l'$i$ème anneau autour de la cellule 0. La distance de chaque cellule à partir de la cellule 0 se calcule en termes de nombre d'anneaux qui la séparent de la cellule 0. Le nombre de cellules $g(d)$ qui se trouvent à la distance au plus d d'une cellule se définit comme suit :

$$g(d) = \begin{cases} 2d+1, & d = 0, 1, 2, \ldots \quad \text{pour le modèle 1D} \\ 3d(d+1)+1, & d = 0, 1, 2, \ldots \quad \text{pour le modèle 2D} \end{cases} \tag{4.1}$$

La mobilité des abonnés correspond au modèle de déplacement aléatoire discret qui peut être décrit comme suit :

- À chaque instant donné t, l'abonné se déplace dans une des cellules avoisinantes avec la probabilité q ou reste dans la cellule courante avec la probabilité $1 - q$;
- Si l'abonné décide de se déplacer dans la cellule avoisinante, la probabilité qu'il se déplace dans chacune des cellules avoisinantes est égale à ½ pour le schéma unidimensionnel (Figure 4.2 a) et ⅙ pour le schéma bidimensionnel (Figure 4.2 b).



(a) Modèle bidimensionnel **(b) Modèle unidimensionnel**

Figure 4.2 Probabilités de déplacement d'une unité mobile

Les appels entrants peuvent arriver à chaque instant donné t avec la probabilité c. Chaque unité mobile rapporte sa position dans le réseau selon un schéma qui sera décrit

plus loin. Le réseau enregistre et maintient les informations pour chaque abonné afin de les rendre disponibles en tout temps.

(i) Modèle unidimensionnel

On utilise une chaîne Markovienne pour représenter la mobilité de l'unité et l'arrivée des appels, tel qu'illustré à la Figure 4.3. Soit d la distance de mise à jour. Un état de la chaîne Markovienne i $(i \geq 0)$ est défini en fonction de la distance de la position actuelle de l'unité par rapport à sa cellule centrale : l'unité se trouve dans l'état i s'il réside à l'intérieur de l'anneau r_i. Les variables $a_{i,i+1}$ et $b_{i,i-1}$ représentent les probabilités que la distance entre l'unité et la cellule du centre augmente ou diminue respectivement.

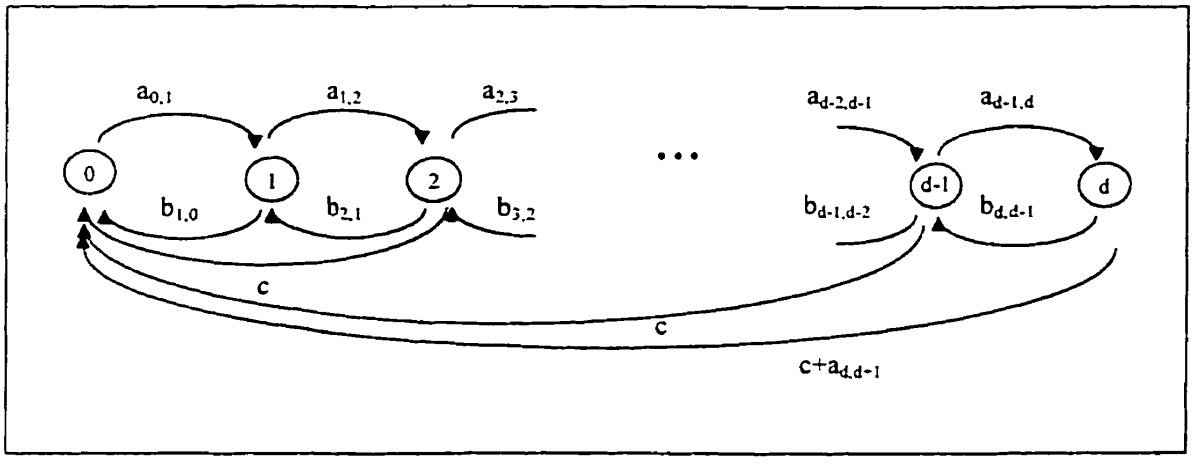


Figure 4.3 Modèle Markovien de mobilité des unités et d'arrivée des appels

Les transitions entre les états représentent les déplacements de l'unité hors de sa cellule courante. La transition d'un état quelconque vers l'état 0 représente l'arrivée d'un appel ou la mise à jour de localisation par l'unité après avoir franchi la distance d. À

l'arrivée d'un appel, le réseau détermine la position de l'unité en effectuant la télérecherche, ce qui rétablit le centre dans la cellule abritant l'unité recherchée. Également, selon le schéma de mise à jour utilisé, le centre est rétabli dans la cellule courante de l'unité lorsqu'elle parcourt la distance d depuis la dernière mise à jour. Les probabilités de transition de la chaîne de Markov se calculent comme suit :

$$a_{i,i+1} = \begin{cases} q, & \text{si } i = 0 \\ \dfrac{q}{2}, & \text{si } 1 \le i \le d \end{cases} \tag{4.2}$$

$$b_{i,i-1} = \frac{q}{2} \tag{4.3}$$

En supposant que $p_{i,d}(0 \le i \le d)$ représente la probabilité de l'état i pour la distance maximale d, pour $0 \le i \le d$, les équations d'équilibre d'états du modèle Markovien s'écrivent comme suit :

$$\begin{aligned} p_{0,d}a_{0,1} &= p_{1,d}b_{1,0} + p_{d,d}a_{d,d-1} + c\sum_{k=1}^{d} p_{k,d}, \\ p_{d,d}(a_{d,d-1} + b_{d,d-1} + c) &= p_{d-1,d}a_{d-1,d}, \\ p_{i,d}(a_{i,i+1} + b_{i,i-1} + c) &= p_{i-1,d}a_{i-1,i} + p_{i+1,d}b_{i+1,i} \end{aligned} \tag{4.4}$$

Les équations d'équilibre présentées dans (4.4) permettent d'obtenir des résultats exacts de calcul de probabilités d'états dans le cas de modèles unidimensionnel et bidimensionnel.

En utilisant une chaîne de Markov pour le modèle unidimensionnel, Ho et Akyildiz [16] ont obtenu les résultats suivants :

$$p_{d,d} = K_1 \frac{R_1 R_3 - R_2^2}{K_2 R_1 + K_3 R_2 + K_4 R_3 + 2R_1 R_3 - 2R_2^2} \tag{4.5}$$

pour $d > 2$

$$\begin{aligned} p_{0,d} &= \frac{R_1\alpha^2 - 2R_2\alpha + R_3}{2(R_2^2 - R_1 R_3)} R_{d-1} p_{d,d} \\ p_{1,d} &= \frac{R_1\alpha - R_2}{R_2^2 - R_1 R_3} R_{d-1} p_{d,d} \\ p_{2,d} &= \frac{R_2\alpha - R_3}{R_2^2 - R_1 R_3} R_{d-1} p_{d,d} \end{aligned} \tag{4.6}$$

pour $d > 2$

$$p_{i,d} = \frac{S_{i-2}(R_2\alpha - R_3) - S_{i-3}(R_1\alpha - R_2)}{R_2^2 - R_1 R_3} R_{d-1} p_{d,d} \tag{4.7}$$

pour $2 < i < d$, $d > 2$

où

$$\alpha = 2 + \frac{2c}{q} \tag{4.8}$$

$$S_i = \frac{e_1^{i+1} - e_2^{i+1}}{e_1 - e_2} \tag{4.9}$$

$$\begin{aligned} e_1 &= \frac{1}{2}(\alpha + \sqrt{\alpha^2 - 4}) \\ e_2 &= \frac{1}{2}(\alpha - \sqrt{\alpha^2 - 4}) \end{aligned} \tag{4.10}$$

$$\begin{aligned} R_i &= e_1^{d-i} - e_2^{d-i} \\ K_1 &= -2(\alpha - 2) \\ K_3 &= (\alpha^3 - 2\alpha)(e_1 - e_2) \\ K_3 &= (-2\alpha^2 + 2)(e_1 - e_2) \\ K_4 &= \alpha(e_1 - e_2) \end{aligned} \tag{4.11}$$

(ii) Modèle bidimensionnel

Pour obtenir une forme analytique fermée semblable à celle du modèle unidimensionnel, Ho et Akyildiz [16] ont utilisé les probabilités approximatives de transition d'états qui, dans le cas du modèle bidimensionnel, s'expriment comme suit :

$$a_{i,i-1} = \begin{cases} q & \text{si } i = 0 \\ \dfrac{q}{3} & \text{si } 1 \le i \le d \end{cases} \qquad (4.12)$$

$$b_{i,i-1} = \frac{q}{3}$$

En suivant les mêmes étapes que dans le cas du modèle unidimensionnel, ils ont obtenu pour $2 < i < d$:

$$\begin{aligned} p_{d,d} &= K_1 \frac{R_2^2 - R_1 R_3}{K_2 R_1 + K_3 R_2 + K_4 R_3 - 3R_1 R_3 + 3R_2^2}, \\ p_{0,d} &= \frac{R_1 \alpha^2 - 2R_2 \alpha + R_3}{3(R_2^2 - R_1 R_3)} R_{d-1} p_{d,d}, \\ p_{1,d} &= \frac{R_1 \alpha - R_2}{R_2^2 - R_1 R_3} R_{d-1} p_{d,d}, \\ p_{2,d} &= \frac{R_2 \alpha - R_3}{R_2^2 - R_1 R_3} R_{d-1} p_{d,d}, \\ p_{i,d} &= \frac{S_{i-2}(R_2 \alpha - R_3) - S_{i-3}(R_1 \alpha - R_2)}{R_2^2 - R_1 R_3} R_{d-1} p_{d,d}, \end{aligned} \qquad (4.13)$$

où e_1, e_2 et R_i sont définis comme dans le modèle unidimensionnel (voir équations (4.10) et (4.11)). Les autres coefficients sont définis comme suit :

$$\alpha = 2 + \frac{3c}{q}$$
$$K_1 = -3(\alpha - 2)$$
$$K_2 = (3\alpha - \alpha^2 - \alpha^3)(e_1 - e_2) \qquad (4.14)$$
$$K_3 = (2\alpha^2 + 2\alpha - 3)(e_1 - e_2)$$
$$K_4 = -(\alpha + 1)(e_1 - e_2)$$

Coûts de mise à jour et de télérecherche

On suppose que les coûts associés à la mise à jour et à la télérecherche sont U et V respectivement. Étant donné le seuil d, l'expression $C_u(d)$ représente le coût moyen de la mise à jour de localisation, qui peut être exprimée comme suit :

$$C_u(d) = p_{d,d} a_{d,d+1} U \qquad (4.15)$$

Le coût moyen de télérecherche dépend de deux paramètres : le seuil d et le délai maximal m. Pour un délai maximal égal à un cycle de télérecherche il peut être exprimé comme suit :

$$C_v(d,1) = cg(d)V \qquad (4.16)$$

où c désigne la probabilité d'arrivée des appels et $g(d)$ le nombre de cellules situées à la distance d de la cellule centrale.

Quand le délai maximal de télérecherche est supérieur à 1, la zone est divisée en régions constituées d'un ou de plusieurs anneaux de cellules, désignés par A_j. L'indice j indique l'ordre dans lequel la région sera scrutée lors de la localisation de l'unité mobile. Étant donné le nombre de cycles de télérecherche m et le seuil d, le nombre de régions

est égal à $l = \min(d+1, m)$. La probabilité que l'unité mobile se trouve à l'intérieur de l'anneau r_i est égale à la probabilité de l'état i, $p_{i,d}$. Ainsi, la probabilité que l'unité mobile se trouve dans la région A_j s'exprime comme suit :

$$\beta_{j,d} = \sum_{r_i \in A_j} p_{i,d} \tag{4.17}$$

Le nombre de cellules de la région A_j est $N(A_j)$. Selon la méthode de télérecherche proposée, le réseau commence à scruter les anneaux à partir du centre. Ainsi, le nombre de cellules interrogées avant la localisation de l'unité mobile est :

$$w_j = \sum_{k=1}^{j} N(A_k) \tag{4.18}$$

ce qui permet d'exprimer le coût de télérecherche comme suit :

$$C_v(d,m) = cV \sum_{i=1}^{l} \beta_{i,d} w_i \tag{4.19}$$

Ainsi le coût total de la mise à jour et de la télérecherche est :

$$C_T(d,m) = C_u(d) + C_v(d,m) \tag{4.20}$$

4.2 Algorithme de calcul des probabilités d'état

Pour calculer les probabilités de chaque anneau dans le cas du modèle unidimensionnel, nous proposons d'utiliser des équations analytiques fermées et des méthodes récursives dérivant des équations d'équilibre de la chaîne de Markov (4.4). Pour le modèle unidimensionnel, les deux méthodes donnent des résultats identiques.

Pour le modèle bidimensionnel, les équations analytiques fermées permettent d'obtenir des résultats approximatifs, alors que les méthodes récursives dérivant des équations (4.4) permettent d'obtenir des résultats exacts.

Pour obtenir les probabilités exactes de tous les états $p_{i,d}$ selon les équations d'équilibre (4.4), nous posons la probabilité de l'état non normalisée $p'_{d,d}$ égale à 1. Cet état sert à calculer de façon récursive les autres états non normalisés $p'_{i,d}$ dans l'ordre inverse pour $0 \le i \le d-1$. Une fois les $p'_{i,d}$ obtenus, nous divisons chacun d'entre eux par la somme $\sum_{i=0}^{d} p'_{i,d}$ pour normaliser et obtenir les probabilités $p_{i,d}$.

Si nous voulons utiliser les formules analytiques fermées pour calculer les probabilités approximatives $p_{i,d}$, il faut procéder par des régularisations et les asymptotes. Des résultats de simulations ont montré que, pour les valeurs de d assez grandes ($d >> 1$), le problème de calcul de $p_{i,d}$ est instable, i.e., à une croissance finie de l'argument peut correspondre une variation infiniment grande de la fonction due aux erreurs de calculs et au niveau de précision garanti par l'ordinateur. Ces irrégularités sont présentées au Tableau 4.1.

Tableau 4.1 Erreurs de calcul de $p_{i,d}$ provoquées par des irrégularités pour $d = 20$, c = 9%, q = 5%

i	$p_{i,d}$
0	67.61337696%
1	27.93055334%
2	3.84596385%
3	0.52957912%
4	0.07292165%
5	0.01004112%
6	0.00138264%
7	0.00019039%
8	0.00002622%
9	0.00000361%
10	0.00000050%
11	0.00000005%
12	-0.00000036%
13	-0.00000144%
14	-0.00001153%
15	-0.00009221%
16	-0.00073765%
17	-0.00590123%
18	-0.04720984%
19	-0.37767868%
20	-1.51071473%
Total	**98.0617%**

Cela peut conduire, entre autres, à l'apparition des singularités du type « 1/0 » lorsque la différence des nombres se trouve au dénominateur d'une fraction ou à l'indétermination du type « 0/0 » quand ces différences sont calculées au numérateur et au dénominateur d'une fraction. Des erreurs de calcul significatives peuvent aussi être provoquées par le débordement de l'espace mémoire occupé par des résultats à la suite desquels les valeurs obtenues deviennent aléatoires (fluctuations) et ne peuvent pas être prises en compte lors de calculs subséquents ou de l'interprétation.

Pour obtenir de bons résultats, il faut utiliser les méthodes appropriées de régularisation. Dans le cadre de ce mémoire, nous avons utilisé les techniques suivantes :

1. Réduction des multiplicateurs communs dans le numérateur et dénominateur pour éliminer les singularités du type 1/0 et les indéterminations du type 0/0.

2. Remplacement dans les expressions du type des équations (4.9) et (4.13) des valeurs du type R_i/R_j et S_i par des polynômes de la forme

$$\Sigma_i = 1 + \varepsilon + \varepsilon^2 + \ldots + \varepsilon^i, \quad i \geq 0 \tag{4.21}$$

avec la réduction et le groupement des termes semblables.

3. Remplacement des valeurs du type R_i/R_j et Si $(i, j >> 1)$ par leurs expressions asymptotiques du type

$$\Sigma_\infty = 1 + \varepsilon + \varepsilon^2 + \ldots + \varepsilon^i + \ldots = (1-\varepsilon)^{-1}, \qquad \varepsilon \to 0, \quad d \to \infty \tag{4.22}$$

En utilisant l'équation (4.21) ainsi que l'expression suivante :

$$1 - \varepsilon^i = (1-\varepsilon)(1 + \varepsilon + \varepsilon^2 + \ldots + \varepsilon^{i-1}) = (1-\varepsilon)\Sigma_{i-1} \tag{4.23}$$

nous pouvons écrire pour $i \geq 0$:

$$R_i = e_1^{d-i} - e_2^{d-i} = e_1^{d-i}\left(1 - \varepsilon^{d-i}\right) = e_1^{d-i}(1-\varepsilon)\Sigma_{d-i-1} \tag{4.24}$$

$$\frac{R_i}{R_{i+1}} = \frac{e_1^{d-i} - e_2^{d-i}}{e_1^{d-i-1} - e_2^{d-i-1}} = e_1 \frac{1-\varepsilon^{d-i}}{1-\varepsilon^{d-i-1}} = e_1 \frac{\Sigma_{d-i-1}}{\Sigma_{d-i-2}} \tag{4.25}$$

$$S_i = \frac{e_1^{i+1} - e_2^{i+1}}{e_1 - e_2} = e_1^i \frac{1-\varepsilon^{i+1}}{1-\varepsilon} = e_1^i (1 + \varepsilon + \varepsilon^2 + \ldots + \varepsilon^i) = e_1^i \Sigma_i \tag{4.26}$$

où $\varepsilon = e_2 / e_1$

En particulier, pour i = 1, 2, 3 et d - 1, nous obtenons les expressions suivantes :

$$R_1 \Big/ R_2 = \frac{e_1 \Sigma_{d-2}}{\Sigma_{d-3}} \tag{4.27}$$

$$R_3 \Big/ R_2 = \frac{e_1^{-1} \Sigma_{d-4}}{\Sigma_{d-3}} \tag{4.28}$$

$$R_{d-1} = e_1 (1 - \varepsilon) \tag{4.29}$$

En utilisant les équations (4.27) à (4.29), il est facile d'obtenir l'expression suivante :

$$R_1 R_3 / R_2^2 = \Sigma_{d-2} \Sigma_{d-4} / \Sigma_{d-3}^2 = \left(\Sigma_{d-3} + \varepsilon^{d-2}\right)\left(\Sigma_{d-3} - \varepsilon^{d-3}\right) / \Sigma_{d-3}^2, \tag{4.30}$$

ce qui implique que

$$\begin{aligned} R_2^2 - R_1 R_3 &= e_1^{2d-4}(1-\varepsilon)^2(\Sigma_{d-3}^2 - \Sigma_{d-2}\Sigma_{d-4}) = e_1^{2d-4}(1-\varepsilon)^2\left[\Sigma_{d-3}^2 - (\Sigma_{d-3} + \varepsilon^{d-2})(\Sigma_{d-3} - \varepsilon^{d-3})\right] = \\ & e_1^{2d-4}(1-\varepsilon)^2\left[\Sigma_{d-3}\varepsilon^{d-3} - \Sigma_{d-3}\varepsilon^{d-2} + \varepsilon^{2d-5}\right] = e_1^{2d-4}(1-\varepsilon)^2\varepsilon^{d-3}\Sigma_{d-3}\left(1 - \varepsilon + \frac{\varepsilon^{d-2}}{\Sigma_{d-3}}\right) \end{aligned} \tag{4.31}$$

et par la suite

$$\left(R_2^2 - R_1 R_3\right)/\left(R_2 R_{d-1}\right) = e_1^{d-3}\varepsilon^{d-3}\left(1 - \varepsilon + \frac{\varepsilon^{d-2}}{\Sigma_{d-3}}\right) = e_2^{d-3}\left(1 - \varepsilon + \frac{\varepsilon^{d-2}}{\Sigma_{d-3}}\right) \tag{4.32}$$

Nous introduisons maintenant les notations suivantes :

$$A_0 = 1/3(\alpha^2 R_1 / R_2 - 2\alpha + R_3 / R_2) = 1/3(\alpha^2 e_1 \Sigma_{d-2} / \Sigma_{d-3} - 2\alpha + \frac{\Sigma_{d-4}}{e_1 \Sigma_{d-3}}) \tag{4.33}$$

$$A_1 = (R_1\alpha - R_2)/R_2 = \alpha e_1 \Sigma_{d-2} / \Sigma_{d-3} - 1 \tag{4.34}$$

$$A_2 = (R_2\alpha - R_3)/R_2 = \alpha - \frac{\Sigma_{d-4}}{e_1 \Sigma_{d-3}} \tag{4.35}$$

$$B_1 = R_1 \Big/ R_2 R_{d-1} = \Sigma_{d-2} \Big/ (1-\varepsilon)\Sigma_{d-3} \tag{4.36}$$

$$B_2 = R_{d-1}^{-1} = \frac{1}{e_1(1-\varepsilon)} \tag{4.37}$$

$$B_3 = R_3 \Big/ R_2 R_{d-1} = \frac{\Sigma_{d-4}}{e_1^2(1-\varepsilon)\Sigma_{d-3}} \tag{4.38}$$

$$W = (R_2^2 - R_1 R_3)/(R_2 R_{d-1}) \tag{4.39}$$

En utilisant les équations (4.13), (4.14) et (4.30) ainsi que les notations des équations (4.33) à (4.39), nous pouvons obtenir pour calculer $p_{i,d}$ les expressions finales suivantes :

$$p_{0,d} = \frac{A_0}{W} p_{d,d} \tag{4.40}$$

$$p_{1,d} = \frac{A_1}{W} p_{d,d} \tag{4.41}$$

$$p_{2,d} = \frac{A_2}{W} p_{d,d} \tag{4.42}$$

$$p_{d,d} = K_1 W / \left(K_2 B_1 + K_3 B_2 + K_4 B_3 + 3W\right) \tag{4.43}$$

$$p_{i,d} = (S_{i-2} A_2 - S_{i-3} A_1) p_{d,d} / W = e_1^{i-2} (\Sigma_{i-2} A_2 - e_1^{-1} \Sigma_{i-3} A_1) p_{d,d} / W, \tag{4.44}$$

pour $i = 2, 3, \ldots, d-1$.

Les expressions obtenues ci-haut servent de base à l'algorithme de calcul de $p_{i,d}$.

Pour calculer la valeur $p_{i,d}$ (i=0, 1, ..., d) pour les valeurs de d assez grandes ($d >>> 1$), nous utilisons les expressions asymptotiques suivantes :

$$R_1 / R_2 \approx e_1 \tag{4.45}$$

$$R_3 / R_2 \approx e_1^{-1} \tag{4.46}$$

$$W \approx e_2^{d-3} (1-\varepsilon)(1 + 0(\varepsilon^{d-2})), \quad d \to \infty, \quad \varepsilon \to 0 \tag{4.47}$$

$$A_1 \approx \alpha e_1 - 1 \tag{4.48}$$

$$A_2 \approx \alpha - 1/e_1 \tag{4.49}$$

$$B_1 \approx (1-\varepsilon)^{-1} \tag{4.50}$$

$$B_2 \approx e_1^{-1} (1-\varepsilon)^{-1} \tag{4.51}$$

$$B_3 \approx e_1^{-2} (1-\varepsilon)^{-1} (1 + 0(\varepsilon^{d-3})) \tag{4.52}$$

En utilisant les expressions (4.45) à (4.52), nous pouvons transformer les expressions (4.43) et (4.44) comme suit :

$$p_{i,d} \approx e_2^{i-2} A_2 p_{d,d} / W, \quad 3 \le i \le d-1 \tag{4.53}$$

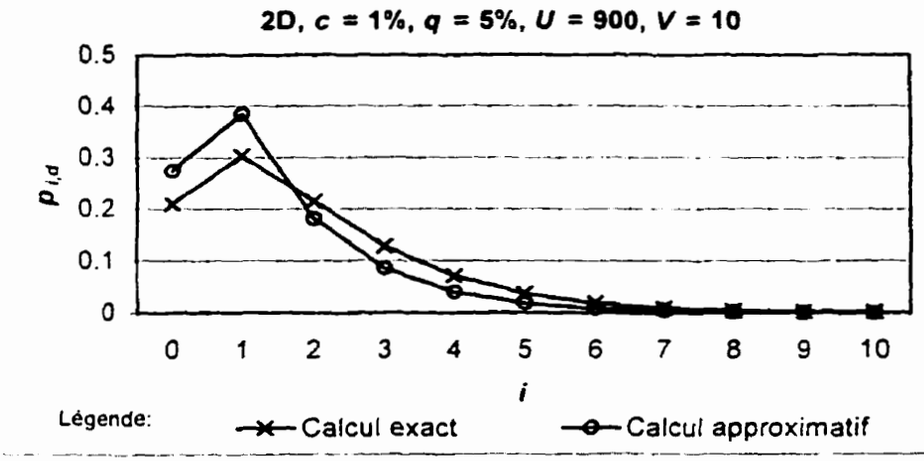
$$p_{d,d} \approx \frac{K_1(1-\varepsilon)^2 e_2^{d-3}}{K_2 + K_3/e_1 + K_4/e_1^2} \tag{4.54}$$

Les formules analytiques fermées donnent des erreurs de calcul de probabilités $p_{t,d}$ pouvant atteindre 60% par rapport aux données exactes et fausser l'interprétation pour toutes les valeurs de c et de q, ce qui est illustré à la Figure 4.4.

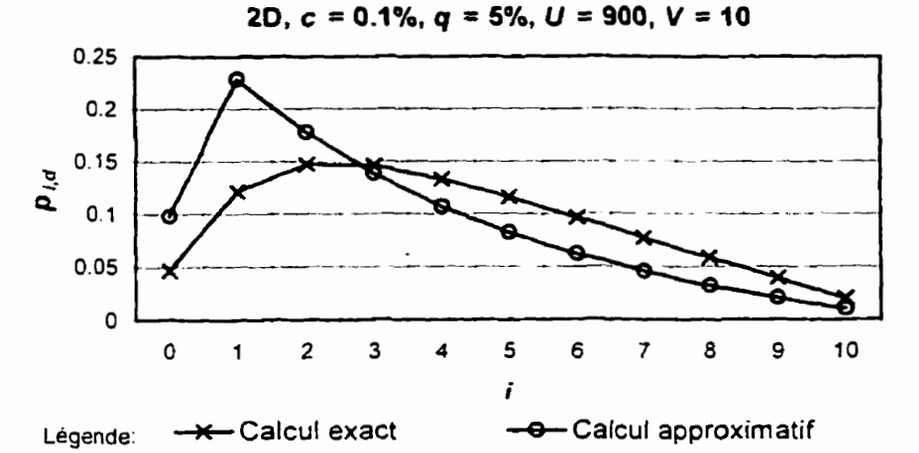
Pour des valeurs de $c << q$, l'erreur est plus importante ce qui est illustré à la Figure 4.4 (a). Elle diminue lorsque c croît, comme illustré à la Figure 4.4 (b) et (c). L'erreur de calcul du coût total peut atteindre 42% par rapport au calcul exact.

4.3 Analyse de la courbe de coût total

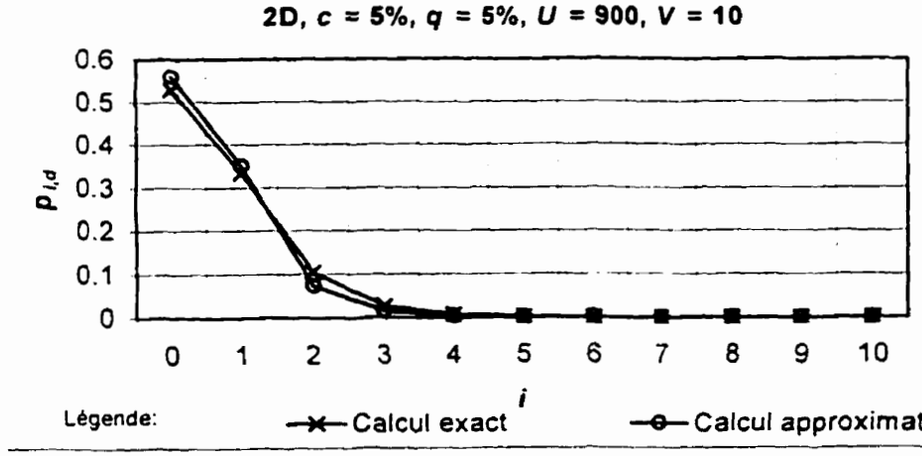
La fonction de coût total C_T est définie sur un ensemble N quelconque des nombres entiers positifs ou nuls. Elle permet de calculer le coût total de mise à jour et de télérecherche des unités mobiles dans un réseau sans fil. La fonction C_T a comme paramètres c, q, V, U et r, où r est un vecteur qui caractérise la méthode de regroupement de cellules en régions de télérecherche. Chaque composant de ce vecteur est défini par le nombre d'anneaux appartenant à la région de télérecherche correspondante. Cette fonction est bornée inférieurement car le coût ne peut être une valeur négative, $C_T \geq 0$. Une des méthodes de regroupement de cellules en régions de télérecherche consiste à affecter un seul anneau à chaque région de télérecherche. Dans ce cas, le nombre de cycles de télérecherche est égal à $d + 1$ (cas illimité).



(a)



(b)



(c)

Figure 4.4 Distribution de probabilités selon le calcul exact et approximatif

Les coûts associés à cette méthode de regroupement de cellules sont les plus faibles, mais le temps de recherche est le plus élevé.

La Figure 4.5 présente les résultats de simulation effectués dans le but d'étudier le comportement de la courbe de coût total pour cette méthode de regroupement. Nous remarquons que cette courbe peut avoir trois configurations différentes. À la Figure 4.5(a), la courbe atteint son minimum au point de départ, puis elle croît et atteint une valeur stable dans la limite de précision garantie par l'ordinateur. La Figure 4.5 (b) illustre le deuxième type de comportement de la courbe qui décroît jusqu'à son minimum, ensuite elle croît et atteint une valeur stable. La Figure 4.5 (c) illustre le troisième type de comportement de la courbe qui décroît pour atteindre son minimum, puis reste inchangée.

Ainsi, la recherche d'un minimum pour ce modèle de regroupement ne pose pas de problème. Cependant, ce modèle de regroupement des cellules n'est pas réaliste car il présuppose un délai de recherche illimité.

Une autre méthode de regroupement de cellules dans les régions de télérecherche consiste à former une seule région contenant tous les anneaux de la zone de localisation. Dans ce cas, la recherche de l'unité mobile s'effectue en un seul cycle de télérecherche, $m = 1$.

Le coût total associé à cette méthode sera le plus élevé, mais le temps de recherche le plus court : un seul cycle de télérecherche. La courbe de coût total illustrée à la Figure 4.6 contient un seul minimum.

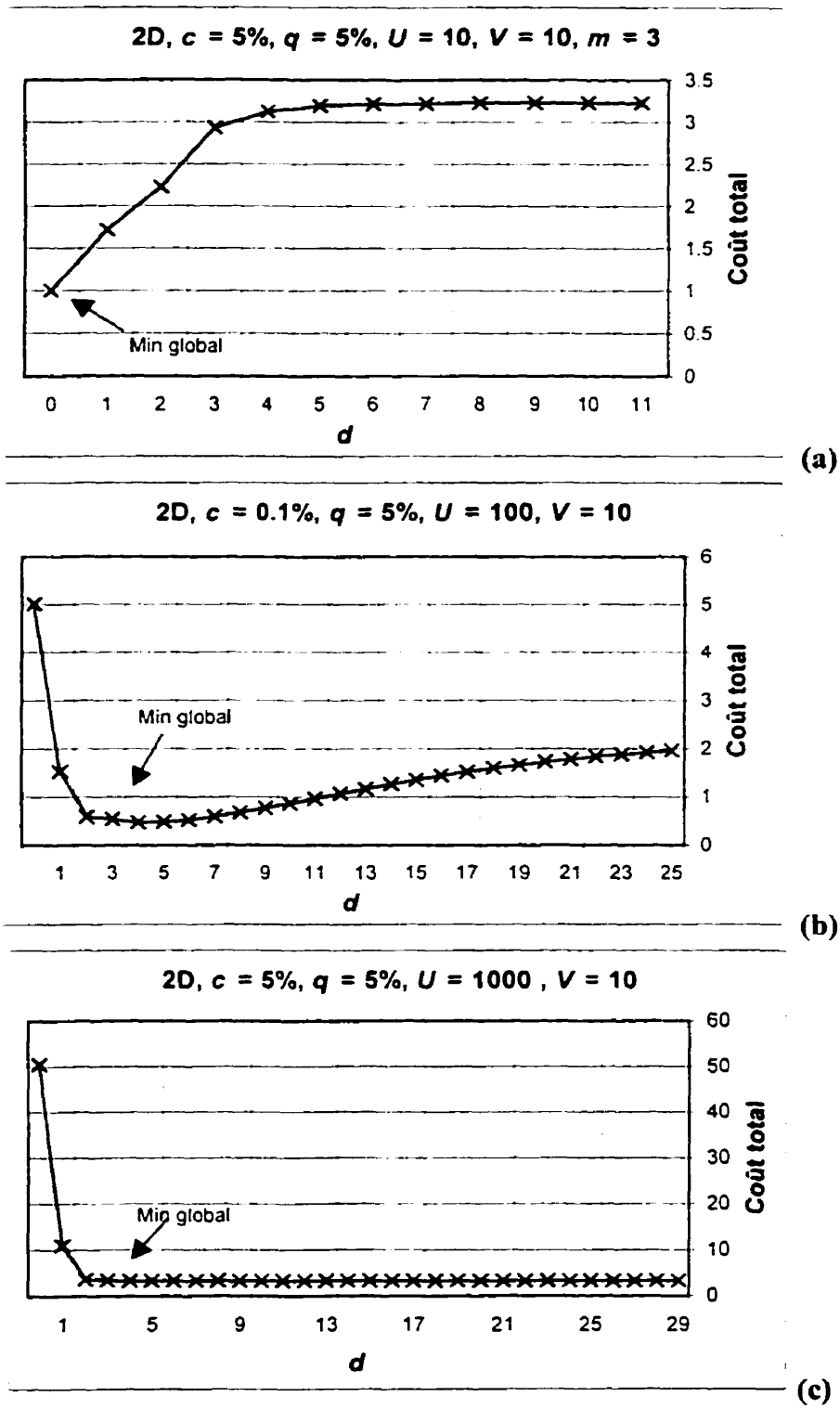


Figure 4.5 Courbes de coût total pour le cas illimité

Dans certains cas, elle descend graduellement vers son minimum et remonte graduellement après; dans d'autres cas, elle a son minimum au point de départ et croît graduellement par la suite.

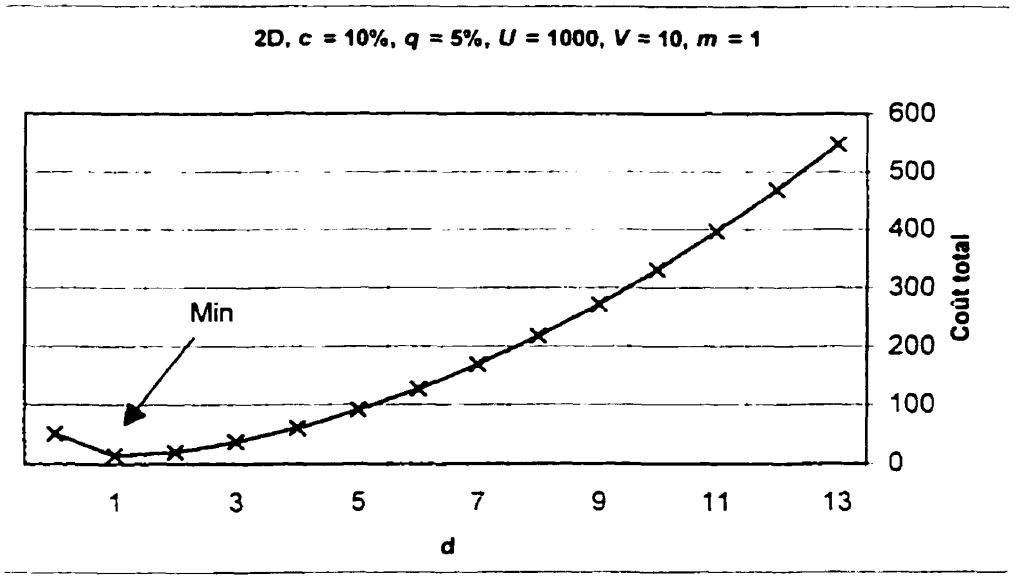


Figure 4.6 Courbes de coût total pour m = 1

Ho et Akyildiz [16] ont proposé une autre méthode décrite dans le chapitre 2 pour regrouper les cellules en régions de télérecherche. La Figure 4.7 illustre le comportement de la courbe de coût total obtenue à l'aide de cette méthode de regroupement.

On peut constater le comportement en échelle et non monotone de cette courbe, ce qui est illustré sur la Figure 4.7 (a). Ce type de comportement est occasionné par la méthode de regroupement de cellules en régions de télérecherche. Dans les rares cas, la courbe de coût total de cette méthode de regroupement peut approcher la valeur optimale, alors que dans la majorité des cas elle s'éloigne de l'optimum, ce qui provoque

une forte augmentation du coût total. Ce comportement engendre aussi l'existence de plusieurs minima locaux très prononcés et rend difficile la recherche d'un minimum global, d'autant plus que la disposition des minima locaux et du minimum global peut varier. Dans certains cas, le minimum global peut être précédé d'un ou de plusieurs minima locaux, ce qui est illustré à la Figure 4.7 (b). Dans d'autres, le minimum global peut être suivi d'un ou de plusieurs minima locaux, ce qui est illustré à la Figure 4.7 (c)

La recherche d'un minimum global de cette courbe nécessite l'utilisation de méthodes compliquées d'optimisation tels que le recuit simulé (*simulated annealing*) ou une recherche exhaustive [16]. Les résultats de simulation ont démontré que, pour toute valeur des paramètres c, q, U et V et pour chaque d, il existe un regroupement optimal qui permet de minimiser les coûts de gestion des unités mobiles dans un réseau cellulaire. La méthode de regroupement est présentée à la section suivante.

4.4 Algorithme de gestion de mobilité proposé

Dans cette section, nous proposons, en premier lieu, la formulation du problème d'optimisation. Par la suite, nous décrivons l'algorithme proposé pour optimiser les coûts de gestion de la mobilité des unités dans un réseau cellulaire.

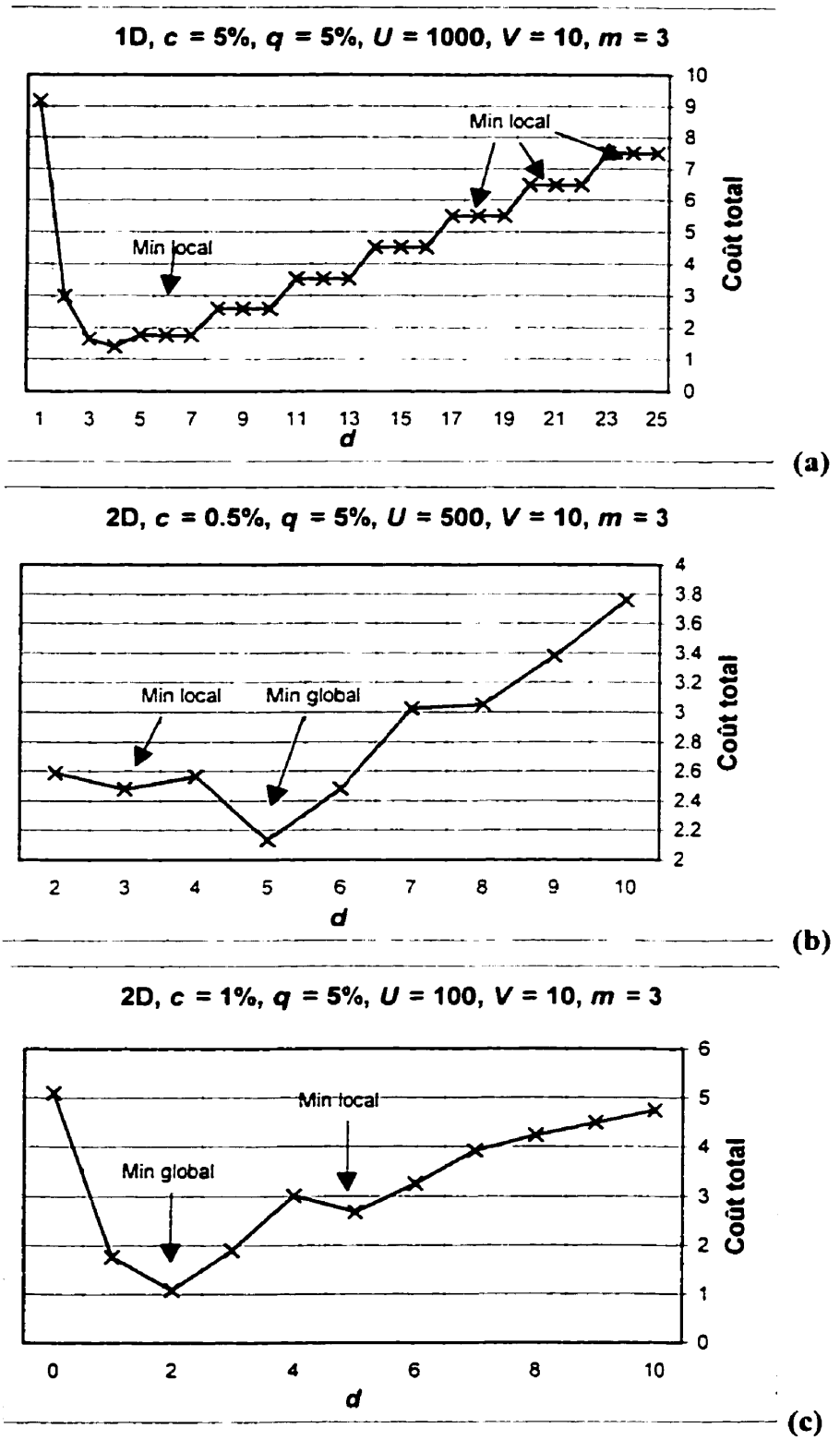


Figure 4.7 Courbes de coût total, méthode de Ho et Akyildiz

4.4.1 Énoncé du problème

Si nous fixons les paramètres c, q, U et V de la fonction, nous obtenons le problème suivant :

$$\min C_T(d) \quad par\ choix\ de\ d \in N \tag{4.55}$$

Ce problème a été traité par Ho et Akyildiz [16] où ils ont fixé a priori la méthode de regroupement de cellules en régions de télérecherche. Les résultats de simulation ont montré que la méthode de regroupement de cellules dans les régions de télérecherche utilisée par ces chercheurs ne s'avère pas optimale. Nous proposons ici une formulation plus appropriée du problème d'optimisation de la fonction de coût comme suit :

$$\min C_{T0}(d, r(d,m)) \quad par\ choix\ de\ \ d \in N\ et\ r \in R, \tag{4.56}$$

Pour chaque itération de la recherche de d optimal, nous effectuons un cycle intérieur de recherche du regroupement optimal. Le but est de créer un algorithme efficace qui assure la convergence monotone vers le cas du délai illimité. Ainsi, la recherche de la distance optimale d est reliée à la recherche de regroupement optimal des cellules dans les régions de télérecherche. Pour chaque d il existe un regroupement optimal permettant de minimiser les coûts associés à la gestion de mobilité. La recherche du regroupement optimal pour chaque $d \in N$ permet d'obtenir une fonction de coût n'ayant qu'un seul minimum et d'éviter le problème d'existence de minima locaux rencontrés par Ho et Akyildiz.

L'algorithme proposé se base sur la recherche d'un regroupement optimal permettant d'atteindre un minimum global pour chaque d et m donnés. Ainsi, le problème de minimisation de la fonction de coût selon la nouvelle formulation se transforme en un problème de minimisation de la fonction C_T selon deux paramètres : le scalaire d et le vecteur r.

Il est évident que le cas du délai illimité correspond aux coûts de gestion de mobilité les plus faibles. Dans la réalité, certains contraintes de délai doivent être imposées. Il s'agit donc de trouver un algorithme efficace qui doit assurer la convergence monotone de la fonction de coût vers le cas illimité lorsque le délai de télérecherche augmente. Les simulations numériques effectuées démontrent que l'algorithme proposé dans ce travail répond à cette condition.

4.4.2 Description de l'algorithme proposé

L'algorithme proposé est composé de deux cycles. Le cycle extérieur recherche le d optimal auquel correspond le coût total minimal. Pour chaque itération du cycle extérieur l'algorithme effectue une optimisation sur l'ensemble des vecteurs $r \in R$. Comme la fonction de coût total est définie sur l'ensemble des nombres entiers naturels, ce problème ne peut être solutionné à l'aide des méthodes de gradient. La méthode la plus appropriée dans ce cas s'avère la sélection. Il est donc important de limiter le nombre d'itérations du cycle intérieur. Une des méthodes de réduction du nombre

d'itérations consiste à choisir seulement des combinaisons appropriées de regroupement de cellules en régions de télérecherche.

Grâce aux résultats numériques obtenus suite aux simulations effectuées, nous avons sélectionné une quantité limitée de combinaisons appropriées de regroupements. L'idée proposée consiste à effectuer la sélection parmi les différents regroupements sur les 5 dernières colonnes du vecteur r, considérant que les composants précédents n'ont pas d'impact sur la recherche de l'optimum. Pour un délai maximal de télérecherche m supérieur à 5, les premiers regroupements incluent un anneau à la fois. Par exemple, pour un délai de télérecherche $m = 7$ cycles et pour $d = 20$, le vecteur initial a la forme suivante :

0 1 2 3 4 5 20

Ainsi, les 6 premières régions de télérecherche sont constituées d'un anneau chacune, les anneaux 6 à 20 constituent le dernier regroupement. L'algorithme obtient l'optimum en modifiant la configuration des 5 dernières régions de télérecherche et en laissant les deux premières inchangées. Ainsi, le vecteur r peut prendre des formes suivantes :

0 1 2 3 4 6 20
0 1 2 3 5 6 20
0 1 2 4 5 6 20
0 1 2 3 4 7 20
0 1 2 3 5 7 20
...

Le vecteur initial et toutes ses variantes peuvent être obtenus grâce à la génération d'une matrice composée de nombres à bases différentes (2, 3, 4 etc.) comme suit :

```
0    0    0    1
0    0    1    0
...
1    1    1    1
0    0    0    2
0    0    2    0
0    0    2    1
...
```

Ensuite, cette matrice est transformée pour obtenir la matrice suivante :

```
0    1    2    4
0    1    3    4
...
1    3    5    7
0    1    2    6
0    1    5    6
0    1    5    7
...
```

Cette matrice sert de base pour tester des regroupements différents. Un programme spécial est conçu pour générer la matrice. La matrice résultante s'enregistre dans un fichier que l'algorithme utilise pour trouver l'optimum. Pour des valeurs de délai m inférieur à 5, le programme génère des matrices appropriées. La taille de la matrice à 4 colonnes est d'environs 1800 lignes, ce qui inclut les matrices allant de la base 2 jusqu'à la base 13. Les autres matrices à 3, 2 et 1 colonne ont des tailles de 455, 91 et 13 lignes respectivement. Lors de la recherche de l'optimum, on fixe le délai maximal de télérecherche m. Dans certains cas, le d optimal peut être inférieur à ce délai. Pour cela, à

chaque itération, une matrice appropriée peut être appelée pour calculer le regroupement optimal.

La réduction du nombre d'itérations dans le cas de deux modèles peut être obtenue grâce à l'application de la *méthode de division de l'intervalle* [45] dont voici les principales étapes :

Étape 1. Rechercher la distance optimale pour le cas illimité d^*[1].

Étape 2. Si la distance optimale d^* est telle que $0 \leq d^* \leq m-1$, cette distance est la distance optimale recherchée,

sinon,

(i) on effectue la division de l'intervalle $[m-1, d^*]$ pour trouver deux points situés à peu près au milieu d_1 et d_2;

(ii) on évalue la valeur de la fonction de coût total en ces deux points;

(iii) si $C_T(d_1) < C_T(d_2)$, alors on applique le même algorithme sur l'intervalle $[m-1, d_1]$;

sinon, on l'applique sur l'intervalle $[d_2, d^*]$.

---

[1] Lorsque la fonction de coût total du cas illimité atteint son minimum à l'intervalle de la partie stable, nous prenons pour d^* la valeur minimale de d dans cet intervalle.

Ainsi, la recherche de la distance optimale pour C_{70} s'effectue en quelques itérations en commençant à partir de d^*. Une telle modification réduit le problème d'optimisation à quelques itérations du cycle extérieur et diminue considérablement le nombre d'itérations du cycle intérieur.

La Figure 4.8 illustre le comportement de la courbe de coût total obtenue suite à l'application de cette méthode en comparaison avec d'autres méthodes décrites ci-haut. Les exemples présentés précédemment montrent que la courbe de coût total dans notre cas contient un seul minimum. Elle décroît graduellement vers son minimum pour croître par la suite.

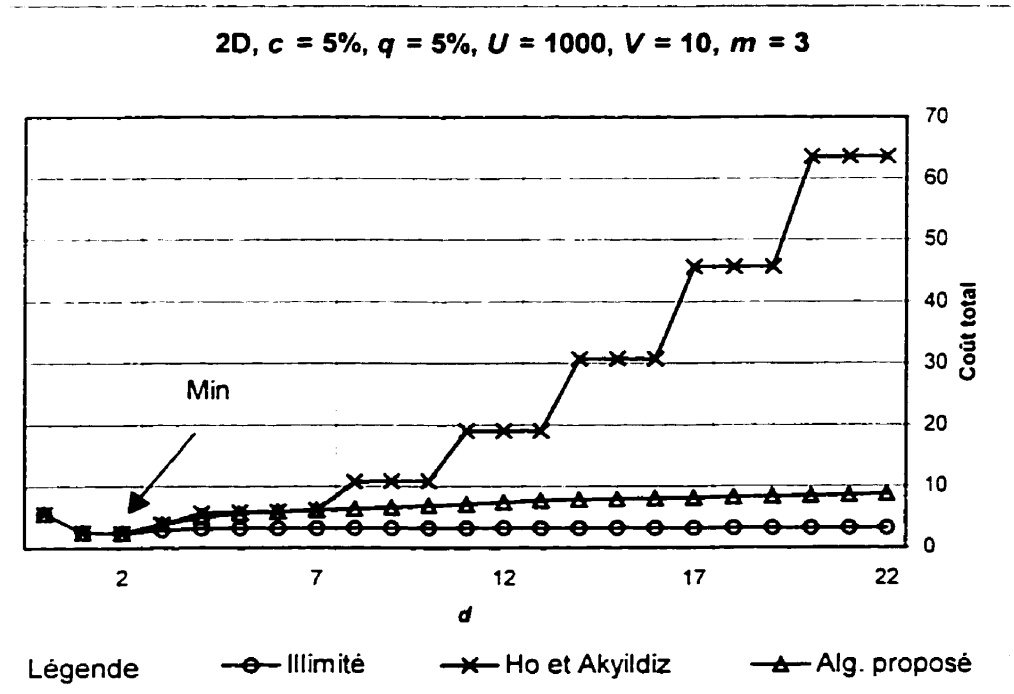


Figure 4.8 Courbes de coût total pour m = 3

Lorsque la courbe atteint son minimum au point de départ, elle croît graduellement par la suite. Les courbes de coût total ont été créées pour les valeurs typiques de paramètres c, q, U, V et m. La comparaison de ces courbes montre que la courbe de coût total obtenue suite à l'application de la méthode de regroupement proposée se trouve plus proche de la courbe du cas illimité tout en assurant un coût sensiblement moindre que la courbe obtenue suite à l'application de la méthode de Ho et Akyildiz.

Les résultats des simulations effectuées ont montré que :

1. l'optimisation du vecteur dans chaque itération permet d'obtenir une fonction de coût qui descend graduellement vers son minimum ;
2. après l'atteinte du minimum, la croissance de la fonction est moins rapide, mais plus proche de la fonction de coût total du cas illimité ;
3. à chaque délai m, l'algorithme peut garantir le coût optimal car la descente est graduelle sans minima locaux ;
4. l'algorithme garantit la solution du problème de minimisation en un temps raisonnable de calculs de la valeur de la fonction.

CHAPITRE 5

MISE EN ŒUVRE ET ANALYSE DES RÉSULTATS

Dans le but d'évaluer la performance et l'efficacité des algorithmes proposés dans ce mémoire, nous avons soumis notre implantation à une série de tests. Dans un premier temps, nous procédons à la mise en œuvre de notre algorithme sur des exemples concrets afin d'illustrer son fonctionnement. Puis, nous présentons les résultats numériques des simulations effectuées pour les deux modèles de mobilité : modèle unidimensionnel et modèle bidimensionnel. Par la suite, nous comparons l'algorithme proposé avec l'algorithme développé par Ho et Akyildiz [16]. Nous terminons le chapitre par une synthèse des résultats.

5.1 Mise en œuvre de l'algorithme

La section suivante illustre le fonctionnement de l'algorithme proposé pour les modèles unidimensionnel et bidimensionnel. Suite aux plusieurs tests effectués avec des paramètres différents, nous avons choisi des exemples qui permettent d'illustrer le fonctionnement de l'algorithme d'optimisation où les paramètre choisis représentent les cas les plus « compliqués » en terme de nombre d'itération des cycles extérieurs et intérieurs.

5.1.1 Modèle unidimensionnel

Posons c = 3%, q = 5%, U = 1000 et V = 10. Les valeurs de m prises pour les exemples qui suivent sont 3, 5 et 7. Pour le cas illimité, la distance optimale $d_u^* = 31$ est trouvée après 33 évaluations de la fonction $C_T(d_u^*)$. La valeur de la fonction à ce point est $C_T(d_u^*) = 0.780$. Ces données sont valides pour les valeurs de m étudiées.

(i) m = 3

- La fonction C_{T0} est évaluée au point $d_u^* = 31$ et est égale à 1.3561
- On divise l'intervalle [2,31] en deux pour trouver deux points du milieu d_1 = 16 et d_2 = 17
- On évalue la fonction C_{T0} aux deux points :

$$C_{T0}(d_1) = 1.2851$$
$$C_{T0}(d_2) = 1.2898$$

- Comme $C_{T0}(d_2) > C_{T0}(d_1)$, on divise l'intervalle [2,16] en deux pour trouver deux points du milieu d_1 = 9 et d_2 = 10
- On évalue la fonction C_{T0} aux deux points :

$$C_{T0}(d_1) = 1.1938$$
$$C_{T0}(d_2) = 1.2137$$

- Comme $C_{T0}(d_2) > C_{T0}(d_1)$, on divise l'intervalle [2,9] en deux pour trouver deux points du milieu d_1 = 5 et d_2 = 6

- On évalue la fonction C_{70} aux deux points :

$$C_{70}(d_1) = 1.1430$$
$$C_{70}(d_2) = 1.1129$$

- Comme $C_{70}(d_2) < C_{70}(d_1)$, on divise l'intervalle [6,9] en deux pour trouver deux points du milieu $d_1 = 7$ et $d_2 = 8$

- Après l'évaluation de la fonction $C_{70}(d_1) = 1.1279$, nous obtenons le minimum de la fonction dans le point $d^* = 6$:

$$C_{70}(d^*) = 1.1129$$

- Les résultats sont trouvés après 8 cycles intérieurs de 91 itérations chacun.

(ii) m = 5

- La fonction C_{70} est évaluée au point $d_u^* = 31$ et est égale à 0.8796

- On divise l'intervalle [4,31] en deux pour trouver deux points du milieu $d_1 = 17$ et $d_2 = 18$

- On évalue la fonction C_{70} aux deux points :

$$C_{70}(d_1) = 0.8564$$
$$C_{70}(d_2) = 0.8580$$

- Comme $C_{70}(d_2) > C_{70}(d_1)$, on divise l'intervalle [4,17] en deux pour trouver deux points du milieu $d_1 = 10$ et $d_2 = 11$

- On évalue la fonction C_{70} aux deux points :

$C_{70}(d_1) = 0.8269$
$C_{70}(d_2) = 0.8313$

- Comme $C_{70}(d_2) > C_{70}(d_1)$, on divise l'intervalle [4,10] en deux pour trouver deux points du milieu $d_1 = 7$ et $d_2 = 8$

- On évalue la fonction C_{70} aux deux points :

$C_{70}(d_1) = 0.8244$
$C_{70}(d_2) = 0.8211$

- Comme $C_{70}(d_2) > C_{70}(d_1)$, on divise l'intervalle [8,10] en deux pour trouver le seul point du milieu $d = 9$

- On évalue la fonction C_{70} à ce point :

$C_{70}(d_1) = 0.8231$

- Le minimum de la fonction $C_{70}(d^*) = 0.8211$ est trouvé au point $d^* = 8$

- Les résultats sont trouvés après 8 cycles intérieurs de 1800 itérations chacun.

(iii) m = 7

- La fonction C_{70} est évaluée au point $d_u^* = 31$ et est égale à 0.7922

- On divise l'intervalle [6,31] en deux pour trouver deux points du milieu $d_1 = 18$ et $d_2 = 19$

- On évalue la fonction C_{70} aux deux points :

$$C_{70}(d_1) = 0.7895$$
$$C_{70}(d_2) = 0.7897$$

- Comme $C_{70}(d_2) > C_{70}(d_1)$, on divise l'intervalle [6,18] en deux pour trouver deux points du milieu $d_1 = 12$ et $d_2 = 13$

- On évalue la fonction C_{70} aux deux points :

$$C_{70}(d_1) = 0.7861$$
$$C_{70}(d_2) = 0.7867$$

- Comme $C_{70}(d_2) > C_{70}(d_1)$, on divise l'intervalle [6,12] en deux pour trouver deux points du milieu $d_1 = 9$ et $d_2 = 10$

- On évalue la fonction C_{70} aux deux points :

$$C_{70}(d_1) = 0.7857$$
$$C_{70}(d_2) = 0.7854$$

- Comme $C_{70}(d_2) > C_{70}(d_1)$, on divise l'intervalle [10,12] en deux pour trouver le seul point du milieu $d = 11$

- On évalue la fonction C_{70} à ce point :

$$C_{70}(d) = 0.7856$$

- Le minimum de la fonction $C_{70}(d^*) = 0.7854$ est trouvé au point $d^* = 10$

- Les résultats sont trouvés après 8 cycles intérieurs de 1800 itérations chacun.

5.1.2 Modèle bidimensionnel

Posons maintenant c = 0.5%, q = 10%, U = 1000 et V = 10. Les valeurs de m prises pour ces exemples sont 3 et 5. Pour le cas illimité, la distance optimale $d_u^* = 8$ est trouvée après 10 évaluations de la fonction $C_T(d_u^*)$. La valeur de la fonction à ce point est $C_T(d_u^*) = 3.2791$. Ces données sont valides pour les valeurs de m étudiées.

(i) m = 3

- La fonction C_{T0} est évaluée au point $d_u^* = 8$ et est égale à 4.5067
- On divise l'intervalle [2,8] en deux pour trouver deux points du milieu $d_1 = 5$ et $d_2 = 6$
- On évalue la fonction C_{T0} aux deux points :

$$C_{T0}(d_1) = 4.5117$$
$$C_{T0}(d_2) = 4.1261$$

- Comme $C_{T0}(d_2) < C_{T0}(d_1)$, nous divisons l'intervalle [6,8] en deux pour trouver un seul point du milieu $d = 7$, auquel nous évaluons la fonction C_{T0} :

$$C_{T0}(d_2) = 4.2383$$

- Le minimum de la fonction $C_{T0}(d^*) = 4.1261$ est trouvé au point $d^* = 6$
- Les résultats sont trouvés après 4 cycles intérieurs de 91 itérations chacun.

(ii) m = 5

- La fonction C_{70} est évaluée dans le point $d_u^* = 8$ et est égale à 3.7531
- On divise l'intervalle [4,8] en deux pour trouver deux points du milieu $d_1 = 6$ et $d_2 = 7$
- On évalue la fonction C_{70} aux deux points :

$$C_{70}(d_1) = 3.7163$$
$$C_{70}(d_2) = 3.6428$$

- Le minimum de la fonction $C_{70}(d^*) = 3.6428$ est trouvé au point $d^* = 7$
- Les résultats sont trouvés après 3 cycles intérieurs de 1800 itérations chacun.

Tout compte fait, ces exemples montrent que l'algorithme proposé permet de résoudre le problème de recherche de la distance optimale d^* en calculant les valeurs de la fonction de coût pour un ensemble de points relativement petit.

5.2 Résultats numériques

En premier lieu, nous présentons des résultats numériques pour les deux modèles unidimensionnel et bidimensionnel en utilisant des paramètres typiques. Pour le modèle bidimensionnel, nous avons utilisé les probabilités obtenues à l'aide des méthodes exactes décrites au chapitre 4. La Figure 5.1 montre le coût total moyen pour le modèle unidimensionnel lorsque la probabilité de réception d'appels c varie de 0.1% à 10%; la probabilité de mouvement q est fixée à 5%, le coût de mise à jour U à 100 et le coût de

télérecherche V à 1. La Figure 5.2 montre les résultats de coût pour le modèle bidimensionnel.

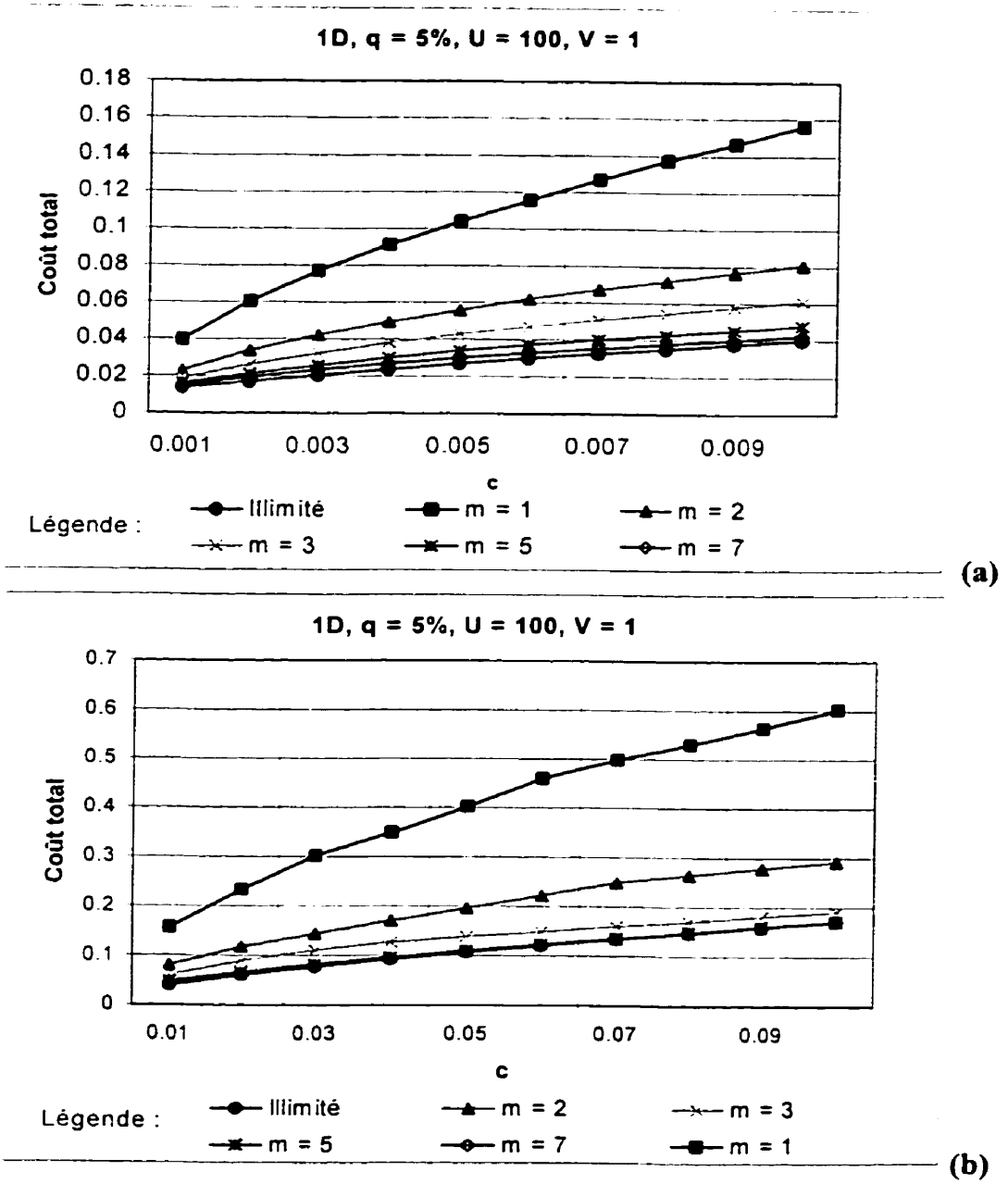
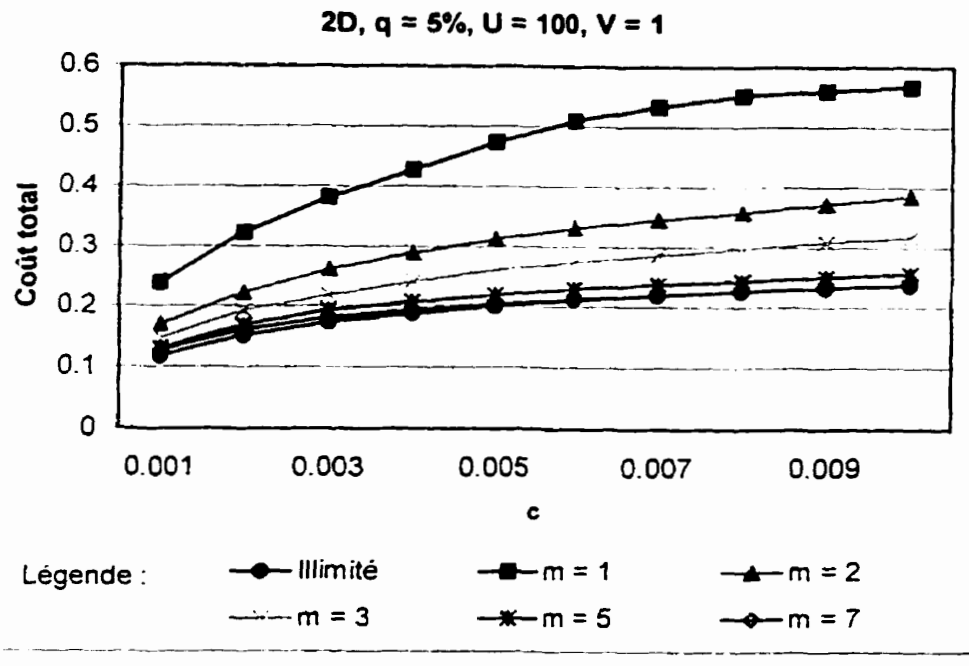
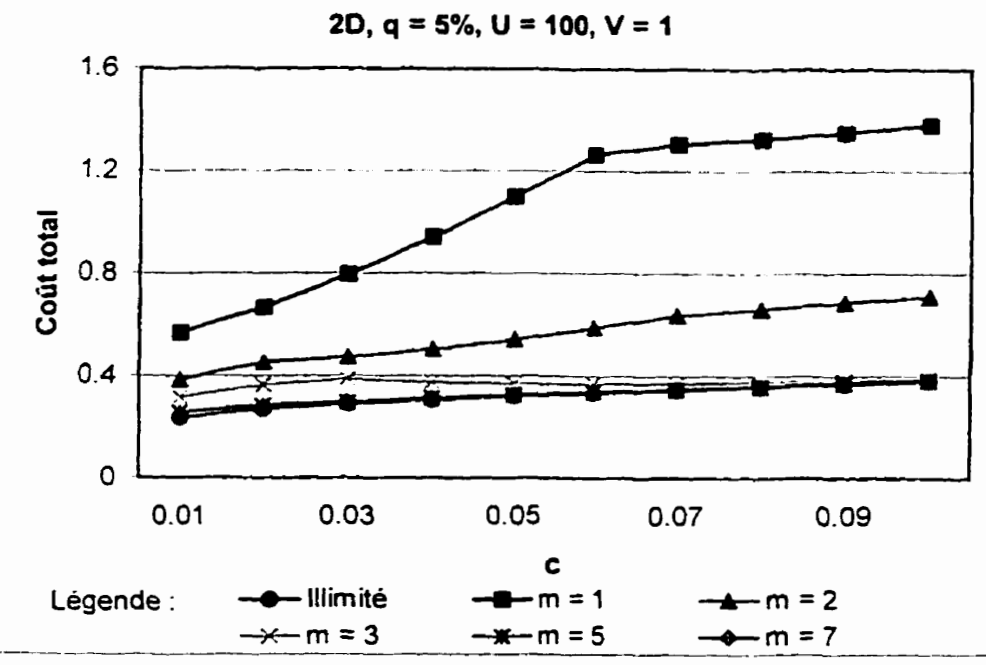


Figure 5.1 Coût total moyen en fonction de la probabilité de réception d'appels pour le modèle unidimensionnel



(a)

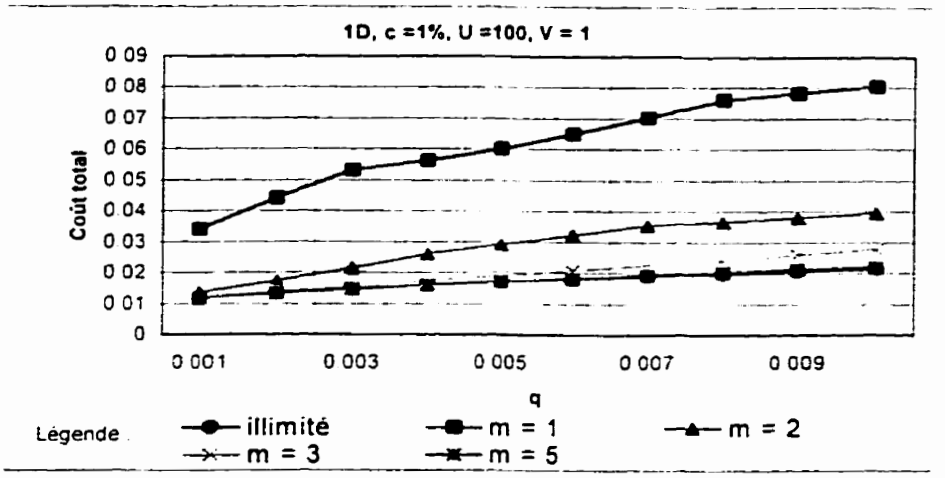


(b)

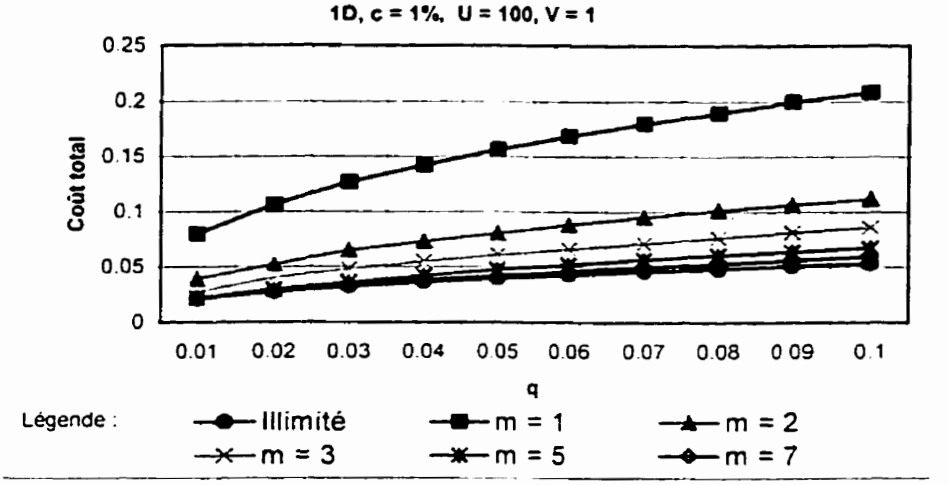
Figure 5.2 Coût total moyen en fonction de la probabilité de réception d'appels pour le modèle bidimensionnel

On peut remarquer que le coût total moyen croît lorsque la probabilité de réception d'appels c augmente. Par contre, le coût total décroît lorsque le délai de télérecherche maximal m augmente. Il est aussi important de constater que, pour toutes les valeurs de probabilité de réception d'appels c de 0.1% à 10%, le délai maximal $m = 7$ cycles de télérecherche fournit des résultats identiques ou très proches des résultats du délai illimité pour les deux modèles. Cela signifie que le délai maximal $m = 7$ cycles est suffisant pour obtenir le coût total minimum ou très proche du minimum.

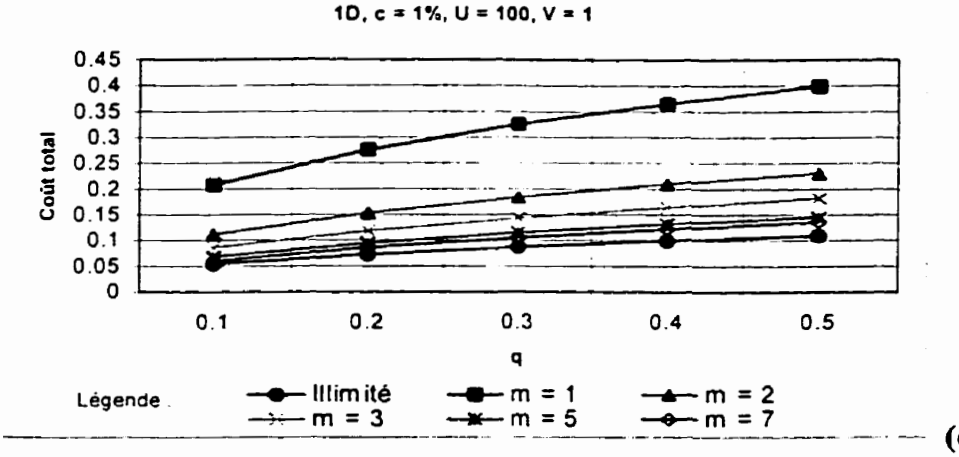
La Figure 5.3 illustre le comportement du coût total selon le modèle unidimensionnel. La probabilité de mouvement q varie de 0.1% jusqu'à 50%. La probabilité de réception d'appels c est fixée à 10%, les coûts de mise à jour et de télérecherche sont 100 et 1 respectivement. Nous présentons des résultats pour $m = 1, 2, 3, 5$ et 7. On peut constater que l'augmentation du délai maximal de télérecherche jusqu'à 7 cycles donne des résultats très proches du coût total optimal obtenu dans le cas illimité. La Figure 5.4 illustre les mêmes résultats pour le modèle bidimensionnel. Nous pouvons remarquer que lorsque $m = 7$, comme pour le cas unidimensionnel, le coût total est très proche du coût total optimal obtenu dans le cas illimité. Cependant, le délai maximal 5 donne déjà des résultats très proches de l'optimal pour $1\% \leq q \leq 5\%$. Dans les deux cas, nous constatons que le coût total moyen croît avec l'augmentation de la probabilité de mouvement q. Le coût le plus élevé est atteint lorsque le délai maximal est de 1 cycle de télérecherche. Le coût diminue rapidement lorsque le délai maximal de télérecherche augmente.



(a)

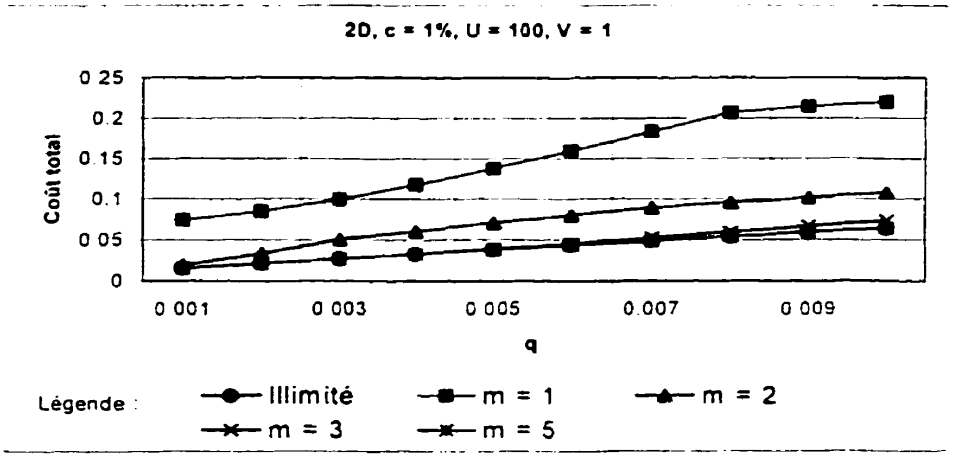


(b)

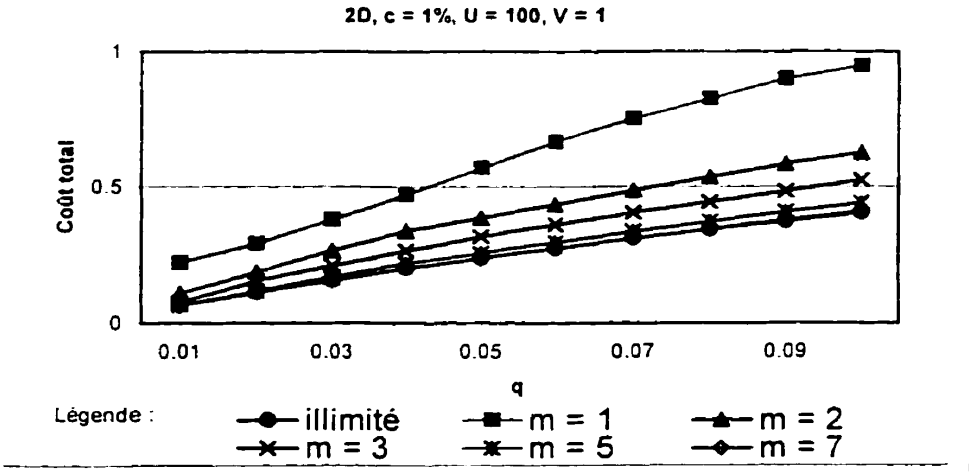


(c)

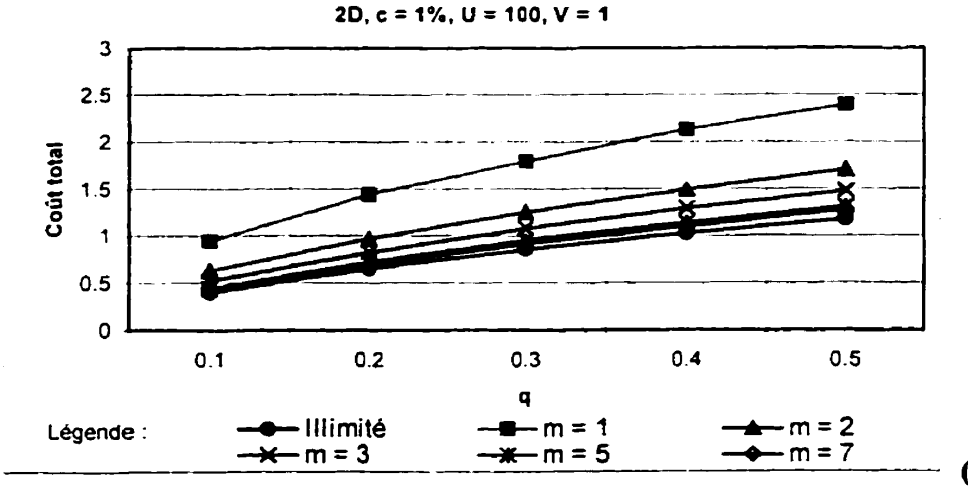
Figure 5.3 Coût total moyen en fonction de la probabilité de mouvement pour le modèle unidimensionnel



(a)



(b)



(c)

Figure 5.4 Coût total moyen en fonction de la probabilité de mouvement pour le modèle bidimensionnel

Le Tableau 5.1 présente les valeurs de distance optimale et de coût total associées au modèle unidimensionnel lorsque le coût de télérecherche V est fixé à 10 et le coût de mise à jour U varie de 1 à 1000. Les taux de réception d'appel c et de mouvement q sont fixés respectivement à 1% et 5%.

Tableau 5.1 Distance optimale et coût total du modèle unidimensionnel

	$m = 1$		$m = 2$		$m = 3$		$m = 5$		$m = 7$		$m = 9$		Illimité	
U	d^*	C_T	d^*	C_T	d^*	C_T	d^*	C_T	d^*	C_T	d^*	C_T	d^*	C_T
1	0	0.150	0	0.150	0	0.150	0	0.150	0	0.150	0	0.150	0	0.150
2	0	0.200	0	0.200	0	0.200	0	0.200	0	0.200	0	0.200	0	0.200
3	0	0.250	1	0.225	1	0.225	1	0.225	1	0.225	1	0.225	1	0.225
4	0	0.300	1	0.236	1	0.236	1	0.236	1	0.236	1	0.236	1	0.236
5	0	0.350	1	0.248	1	0.248	1	0.248	1	0.248	1	0.248	1	0.248
6	1	0.368	1	0.259	1	0.259	1	0.259	1	0.259	1	0.259	1	0.259
7	1	0.380	1	0.270	1	0.270	1	0.270	1	0.270	1	0.270	1	0.270
8	1	0.391	1	0.282	1	0.282	1	0.282	1	0.282	1	0.282	1	0.282
9	1	0.402	1	0.293	2	0.291	2	0.291	2	0.291	2	0.291	2	0.291
10	1	0.414	1	0.305	2	0.296	2	0.296	2	0.296	2	0.296	2	0.296
20	1	0.527	1	0.418	2	0.339	3	0.338	3	0.338	3	0.338	3	0.338
30	2	0.630	2	0.464	2	0.382	3	0.357	3	0.357	3	0.357	3	0.357
40	2	0.673	3	0.486	3	0.415	4	0.371	4	0.371	4	0.371	4	0.371
50	2	0.716	3	0.506	3	0.435	4	0.381	4	0.381	4	0.381	4	0.381
60	2	0.760	3	0.526	3	0.454	4	0.391	5	0.386	5	0.386	5	0.386
70	2	0.803	3	0.545	3	0.474	4	0.400	6	0.391	6	0.391	6	0.391
80	2	0.846	3	0.565	3	0.494	5	0.406	6	0.394	6	0.394	6	0.394
90	3	0.878	4	0.579	4	0.505	5	0.411	6	0.396	7	0.396	7	0.396
100	3	0.897	4	0.589	4	0.514	5	0.416	6	0.399	7	0.397	7	0.397
200	3	1.095	5	0.676	6	0.548	7	0.443	9	0.412	9	0.403	12	0.401
300	4	1.193	6	0.724	7	0.565	8	0.455	9	0.416	11	0.405	17	0.402
400	4	1.290	7	0.746	7	0.579	8	0.462	10	0.418	12	0.406	23	0.402
500	5	1.351	7	0.760	8	0.587	9	0.467	11	0.420	12	0.407	30	0.402
600	5	1.401	7	0.774	8	0.594	9	0.471	11	0.421	13	0.407	30	0.402
700	5	1.451	8	0.786	8	0.602	9	0.475	11	0.422	13	0.407	30	0.402
800	5	1.501	8	0.794	9	0.606	11	0.477	12	0.423	14	0.408	30	0.402
900	6	1.537	8	0.801	9	0.610	11	0.478	13	0.423	15	0.408	30	0.402
1000	6	1.563	8	0.809	10	0.613	12	0.479	13	0.424	15	0.408	30	0.402

Les résultats présentés confirment que le coût total et la distance optimale augmentent lorsque le coût de mise à jour augmente. Ainsi, lorsque le coût de mise à jour est bas, il est plus rentable d'effectuer les mises à jour plus fréquemment pour éviter

de payer le coût de télérecherche excédentaires. Lorsque le coût de télérecherche est bas comparativement au coût de mise à jour, il devient plus rentable d'effectuer les mises à jour moins fréquemment.

Le Tableau 5.2 présente les résultats similaires du modèle bidimensionnel.

Tableau 5.2 Distance optimale et coût total pour le modèle unidimensionnel

	m = 1		*m* = 2		*m* = 3		*m* = 5		*m* = 7		*Illimité*	
U	d^*	C_T	d^*	C_T	d^*	C_T	d^*	C_T	d^*	C_T	d^*	C_T
1	0	0.150	0	0.150	0	0.150	0	0.150	0	0.150	0	0.150
2	0	0.200	0	0.200	0	0.200	0	0.200	0	0.200	0	0.200
3	0	0.250	0	0.250	0	0.250	0	0.250	0	0.250	0	0.250
4	0	0.300	0	0.300	0	0.300	0	0.300	0	0.300	0	0.300
5	0	0.350	0	0.350	0	0.350	0	0.350	0	0.350	0	0.350
6	0	0.400	0	0.400	0	0.400	0	0.400	0	0.400	0	0.400
7	0	0.450	0	0.450	0	0.450	0	0.450	0	0.450	0	0.450
8	0	0.500	0	0.500	0	0.500	0	0.500	0	0.500	0	0.500
9	0	0.550	1	0.542	1	0.542	1	0.542	1	0.542	1	0.542
10	0	0.600	1	0.555	1	0.555	1	0.555	1	0.555	1	0.555
20	1	0.968	1	0.689	1	0.689	1	0.689	1	0.689	1	0.689
30	1	1.102	1	0.823	2	0.822	2	0.822	2	0.822	2	0.822
40	1	1.236	1	0.957	2	0.860	2	0.860	2	0.860	2	0.860
50	1	1.370	1	1.091	2	0.897	2	0.897	2	0.897	2	0.897
60	1	1.504	2	1.144	2	0.935	2	0.935	2	0.935	2	0.935
70	1	1.638	2	1.182	2	0.973	2	0.973	2	0.973	2	0.973
80	1	1.771	2	1.219	2	1.011	2	1.011	2	1.011	2	1.011
90	1	1.905	2	1.257	2	1.048	2	1.048	2	1.048	2	1.048
100	1	2.039	2	1.295	2	1.086	2	1.086	2	1.086	2	1.086
200	2	2.655	2	1.672	2	1.464	2	1.464	2	1.464	2	1.464
300	2	3.032	2	2.050	2	1.841	2	1.841	2	1.841	2	1.841
400	2	3.410	2	2.427	2	2.218	4	2.025	4	2.025	4	2.025
500	2	3.787	2	2.804	3	2.544	4	2.138	4	2.138	4	2.138
600	2	4.164	2	3.182	4	2.712	4	2.251	5	2.204	5	2.204
700	2	4.542	3	3.469	4	2.825	4	2.364	5	2.260	5	2.260
800	2	4.919	4	3.620	4	2.938	5	2.447	5	2.315	5	2.315
900	2	5.297	4	3.733	4	3.051	5	2.503	6	2.346	6	2.346
1000	2	5.674	4	3.846	4	3.164	5	2.559	6	2.374	6	2.374

Comme le montrent les résultats des tableaux 5.1 et 5.2, dans la plage des paramètres sélectionnés, le délai maximal de télérecherche $m = 7$ cycles de télérecherche

du modèle unidimensionnel offre des coûts très proches des coûts optimaux du cas illimité. Avec une légère détérioration de résultats, nous pouvons arrêter notre choix sur le délai maximal de 5 cycles. La différence entre le coût optimal et le coût proche de l'optimum pour $m = 7$ ne dépasse pas 5.5%, tandis que pour $m = 5$ elle ne dépasse pas 19% pour ce modèle. Le délai maximal de 9 cycles de télérecherche permet d'obtenir des résultats encore plus proches de l'optimum mais la différence des coûts entre $m = 7$ et $m = 9$ ne justifie pas cette augmentation du délai. En ce qui concerne le modèle bidimensionnel, le délai maximal $m = 7$ cycles de télérecherche donne des résultats comparables au cas illimité. Le délai $m = 5$ cycles de télérecherche offre aussi de très bonnes performances. La détérioration ne dépasse pas 7.8% dans le pire des cas.

5.3 Comparaison avec l'algorithme de Ho et Akyildiz

Le Tableau 5.3 illustre les résultats obtenus à l'aide de l'algorithme de Ho et Akyildiz [16] en comparaison avec ceux obtenus à l'aide de l'algorithme proposé pour des valeurs de m égales à 2 et 3 cycles de télérecherche pour le modèle unidimensionnel. On peut constater les différences de résultats obtenus à l'aide des deux algorithmes. Dans les calculs de coût pour la plage de U allant de 1 à 6, une erreur a été commise par Ho et Akyildiz [16], ce qui est facile à vérifier à l'aide des calculs simples pour $d = 0$ et $d = 1$. Pour les valeurs de U allant de 7 à 80 inclusivement et à partir de 200 jusqu'à 400 inclusivement, avec un délai de télérecherche $m = 3$, nos résultats sont identiques aux résultats obtenus par Ho et Akyildiz. Cependant, pour les valeurs de U allant de 90 à 100 inclusivement et à partir de 500 jusqu'à 1000 inclusivement, leur algorithme ne leur a

pas permis d'obtenir la distance d^* optimale réelle, ce qui a conduit à l'obtention de coûts totaux moyens surélevés. Des écarts similaires existent aussi pour le délai de télérecherche $m = 2$ cycles. Dans les deux cas, la différence entre le coût optimal et le coût obtenu à l'aide de l'algorithme de Ho et Akyildiz peut atteindre 8 % et plus.

Tableau 5.3 Analyse comparative de résultats pour le modèle unidimensionnel

	m = 2 H&A*		m = 2		m = 3 H&A*		m = 3		m = 5		m = 7	
U	C_T	d^*	C_T	d^*	C_T	d^*	C_T	d^*	C_T	d^*	C_T	d^*
1	0.125	0	0.150	0	0.125	0	0.150	0	0.150	0	0.150	0
2	0.150	0	0.200	0	0.150	0	0.200	0	0.200	0	0.200	0
3	0.175	0	0.225	1	0.175	0	0.225	1	0.225	1	0.225	1
4	0.200	0	0.236	1	0.200	0	0.236	1	0.236	1	0.236	1
5	0.225	0	0.248	1	0.225	0	0.248	1	0.248	1	0.248	1
6	0.250	0	0.259	1	0.250	0	0.259	1	0.259	1	0.259	1
7	0.270	1	0.270	1	0.270	1	0.270	1	0.270	1	0.270	1
8	0.282	1	0.282	1	0.282	1	0.282	1	0.282	1	0.282	1
9	0.293	1	0.293	1	0.291	2	0.291	2	0.291	2	0.291	2
10	0.305	1	0.305	1	0.296	2	0.296	2	0.296	2	0.296	2
20	0.418	1	0.418	1	0.339	2	0.339	2	0.338	3	0.338	3
30	0.465	2	0.464	2	0.382	2	0.382	2	0.357	3	0.357	3
40	0.486	3	0.486	3	0.415	3	0.415	3	0.371	4	0.371	4
50	0.506	3	0.506	3	0.435	3	0.435	3	0.381	4	0.381	4
60	0.526	3	0.526	3	0.454	3	0.454	3	0.391	4	0.386	5
70	0.545	3	0.545	3	0.474	3	0.474	3	0.400	4	0.391	6
80	0.565	3	0.565	3	0.494	3	0.494	3	0.406	5	0.394	6
90	0.579	4	0.579	4	0.510	5	0.505	4	0.411	5	0.396	6
100	0.589	4	0.589	4	0.515	5	0.514	4	0.416	5	0.399	6
200	0.686	4	0.676	5	0.548	6	0.548	6	0.443	7	0.412	9
300	0.724	6	0.724	6	0.565	7	0.565	7	0.455	8	0.416	9
400	0.750	6	0.746	7	0.579	7	0.579	7	0.462	8	0.418	10
500	0.776	6	0.760	7	0.593	7	0.587	8	0.467	9	0.420	11
600	0.803	6	0.774	7	0.607	7	0.594	8	0.471	9	0.421	11
700	0.829	6	0.786	8	0.621	7	0.602	8	0.475	9	0.422	11
800	0.855	6	0.794	8	0.635	7	0.606	9	0.477	11	0.423	12
900	0.868	8	0.801	8	0.649	7	0.610	9	0.478	11	0.423	13
1000	0.876	8	0.809	8	0.663	7	0.613	10	0.479	12	0.424	13

* Ho et Akyildiz

Le Tableau 5.4 présente les résultats du modèle bidimensionnel. Pour les valeurs de U allant de 1 à 20 inclusivement et à partir de 600 jusqu'à 1000 inclusivement, avec un délai de télérecherche $m = 3$, nos résultats sont identiques aux résultats obtenus par Ho et Akyildiz.

Tableau 5.4 Analyse comparative de résultats pour le modèle bidimensionnel

	$m = 2$ H&A*		$m = 2$		$m = 3$ H&A*		$m = 3$ H&A**		$m = 3$		$m = 5$		$m = 7$	
U	C_T	d^*	C_T	d^*	C_T	d^*	C_T	d^*	C_T	d^*	C_T	d^*	C_T	d^*
1	0.150	0	0.150	0	0.150	0	0.150	0	0.150	0	0.150	0	0.150	0
2	0.200	0	0.200	0	0.200	0	0.200	0	0.200	0	0.200	0	0.200	0
3	0.250	0	0.250	0	0.250	0	0.250	0	0.250	0	0.250	0	0.250	0
4	0.300	0	0.300	0	0.300	0	0.300	0	0.300	0	0.300	0	0.300	0
5	0.350	0	0.350	0	0.350	0	0.350	0	0.350	0	0.350	0	0.350	0
6	0.400	0	0.400	0	0.400	0	0.400	0	0.400	0	0.400	0	0.400	0
7	0.450	0	0.450	0	0.450	0	0.450	0	0.450	0	0.450	0	0.450	0
8	0.500	0	0.500	0	0.500	0	0.500	0	0.500	0	0.500	0	0.500	0
9	0.542	1	0.542	1	0.542	1	0.550	0	0.542	1	0.542	1	0.542	1
10	0.555	1	0.555	1	0.555	1	0.600	0	0.555	1	0.555	1	0.555	1
20	0.689	1	0.689	1	0.689	1	1.100	0	0.689	1	0.689	1	0.689	1
30	0.823	1	0.823	1	0.823	1	1.600	0	0.822	2	0.822	2	0.822	2
40	0.957	1	0.957	1	0.957	1	2.100	0	0.860	2	0.860	2	0.860	2
50	1.091	1	1.091	1	1.074	2	1.074	2	0.897	2	0.897	2	0.897	2
60	1.225	1	1.144	2	1.126	2	1.126	2	0.935	2	0.935	2	0.935	2
70	1.359	1	1.182	2	1.178	2	1.178	2	0.973	2	0.973	2	0.973	2
80	1.493	1	1.219	2	1.231	2	1.231	2	1.011	2	1.011	2	1.011	2
90	1.614	2	1.257	2	1.283	2	1.283	2	1.048	2	1.048	2	1.048	2
100	1.651	2	1.295	2	1.335	2	1.335	2	1.086	2	1.086	2	1.086	2
200	2.029	2	1.672	2	1.858	2	1.858	2	1.464	2	1.464	2	1.464	2
300	2.406	2	2.050	2	2.372	3	2.381	2	1.841	2	1.841	2	1.841	2
400	2.762	3	2.427	2	2.608	3	2.608	3	2.218	2	2.025	4	2.025	4
500	2.998	3	2.804	2	2.843	3	2.843	3	2.544	3	2.138	4	2.138	4
600	3.233	3	3.182	2	2.955	5	3.079	3	2.712	4	2.251	4	2.204	5
700	3.469	3	3.469	3	3.011	5	3.011	5	2.825	4	2.364	4	2.260	5
800	3.704	3	3.620	4	3.066	5	3.066	5	2.938	4	2.447	5	2.315	5
900	3.940	3	3.733	4	3.122	5	3.122	5	3.051	4	2.503	5	2.346	6
1000	4.133	5	3.846	4	3.177	5	3.177	5	3.164	4	2.559	5	2.374	6

* Ho et Akyildiz, formules exactes; ** Ho et Akyildiz, formules approximatives.

Cependant, pour les valeurs de U allant de 30 à 500 inclusivement, leur algorithme ne leur a pas permis d'obtenir la distance d^* optimale réelle dans tous les cas, ce qui a conduit à l'obtention de coûts totaux moyens surélevés.

Dans certains cas, malgré la correspondance entre les valeurs de d^* optimal pour les deux algorithmes, les coûts obtenus par Ho et Akyildiz restent surélevés. Cela s'explique par le regroupement non optimal de cellules dans les régions de télérecherche. Des écarts similaires existent aussi pour un délai de télérecherche $m = 2$ cycles. Dans les deux cas, la différence entre le coût optimal et le coût obtenu à l'aide de l'algorithme de Ho et Akyildiz peut atteindre 29 %.

Nous observons un écart encore plus important lorsqu'on compare les coûts obtenus par Ho et Akyildiz pour le délai maximal de télérecherche qu'ils recommandent ($m = 3$) avec les résultats obtenus par l'application de l'algorithme proposé pour $m = 5$ et $m = 7$. Dans ces cas, les différences de coûts peuvent atteindre 33% et 34% respectivement.

Dans le cas du modèle bidimensionnel, pour trouver la distance proche de l'optimum Ho et Akyildiz [16] ont utilisé des expressions analytiques approximatives, décrites dans le chapitre 4 par les équations (4.9), (4.10), (4.13) et (4.14). Nous présentons également ces résultats au Tableau 5.4. On peut constater que la distance $d^{*'}$ obtenue ainsi correspond dans la majorité des cas à la distance optimale d^*. Dans certains cas, la valeur de $d^{*'}$ peut différer légèrement de d^*. Cependant, dans ces cas, on

peut rencontrer des situations où le coût total moyen approximatif C_T' à la distance $d^{*\prime}$ est nettement supérieur au coût total moyen C_T à la distance d^*. Par exemple, pour la valeur de $U = 40$, la distance optimale approximative $d^{*\prime}$ est nulle et le coût total moyen à cette distance est égal à 2.100, tandis que la distance optimale obtenue à l'aide des formules exactes d^* est 1 et le coût total moyen à cette distance est 0.957. Cette erreur d'estimation de la distance optimale conduit à une différence de coût total moyen de plus de 120%. Si on compare ce résultat avec le résultat obtenu à l'aide de notre algorithme qui donne une distance optimale d^* égale à 2 et un coût total moyen égal à 0.860, nous obtenons une différence du coût total moyen de plus de 140%. Ces résultats comparatifs invalident l'utilisation d'expressions analytiques approximatives pour trouver le d^* optimal. En effet, les exemples présentés montrent que l'utilisation des formules fermées peut conduire à une augmentation critique des coûts, ce que même Ho et Akyildiz ont reconnu, et en même temps n'apporte aucune compensation pour la conception à l'algorithme de recherche de la distance optimale d^*.

5.4 Synthèse des résultats

Les résultats numériques obtenus dans ce chapitre montrent que :

- Une réduction significative du coût total moyen C_T peut être obtenue en augmentant le nombre maximal de cycles de télérecherche. Dans certains cas, cette augmentation permet d'atteindre le coût total moyen minimal qui correspond au cas illimité.

- Les équations approximatives de calcul des probabilités donnent des résultats qui divergent fortement des résultats obtenus à l'aide des calculs exacts. L'algorithme élaboré pour le calcul des probabilités utilise la récursion; il est donc beaucoup plus facile et efficace que l'algorithme basé sur les équations approximatives. Ainsi, même si le coût de calcul est important voire critique, notre algorithme basé sur les calculs exacts est plus efficace, précis et performant que celui basé sur les équations approximatives.

Lorsque l'opérateur du système cellulaire n'a pas de données statistiques exactes, il peut prendre les données moyennes statistiques de l'industrie et effectuer le calcul de l'optimum selon l'algorithme proposé. L'écart entre les données moyennes de l'industrie et les données réelles de l'opérateur selon l'algorithme proposé est moindre que selon l'algorithme exposé dans [16] comme le montre la Figure 5.5.

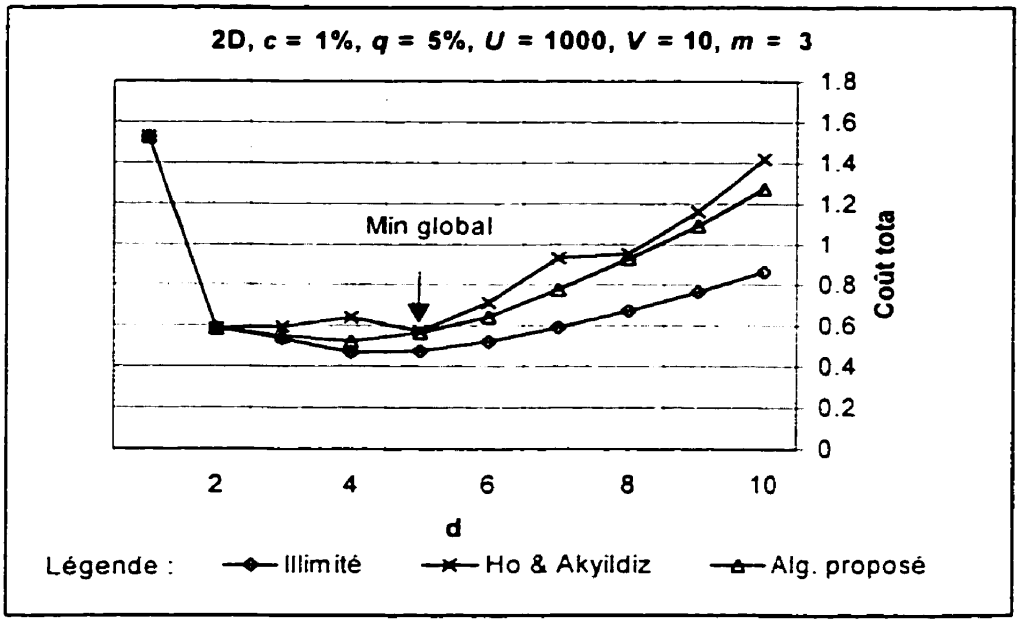


Figure 5.5 Comparaison avec l'algorithme de Ho et Akyildiz

- L'analyse des formules présentées au chapitre 4 permet de conclure que la fonction de coût total est homogène par rapport aux paramètres c, q, U et V, ce qui signifie qu'elle dépend des ratios c/q et U/V. En utilisant cette particularité de la fonction, nous pouvons généraliser les résultats présentés aux Tableau 5.3 et Tableau 5.4 sur un ensemble plus grand de valeurs c, q, U et V, en exprimant la fonction de coûts C_T sous la forme suivante : $C_T = c\,V\,f(c/q, U/V, d, r)$.

CHAPITRE 6

CONCLUSION

6.1 Synthèse des travaux et principales contributions

Dans ce mémoire, nous avons élaboré un algorithme permettant de minimiser les coûts associés à la gestion de la mobilité des abonnés dans les réseaux de communications mobiles. L'algorithme proposé permet de déterminer la taille optimale d'une zone de localisation et de trouver le modèle optimal de regroupement de cellules en régions de télérecherche. Ceci garantit l'atteinte du minimum global de la fonction de coût total tout en respectant la contrainte de délai préétablie et en tenant compte des probabilités moyennes de réception des appels c, de mouvement q, de coûts de mise à jour U et de télérecherche V. Grâce à l'intégration dans l'algorithme d'un cycle intérieur d'optimisation du regroupement des cellules en région de télérecherche, nous avons réussi à éviter le problème d'apparition éventuelle de minima locaux de la fonction de coût total qui est de nature discrète. Cet algorithme permet donc d'éviter le problème d'évaluation de la fonction dans un grand nombre de points, ce qui le rend utilisable sur des ordinateurs ayant une puissance de calcul limitée. Cela a été possible grâce à

l'application de la méthode de « division de l'intervalle » et la réduction du nombre de regroupements de cellules étudiés.

Les principales contributions et conclusions de ce mémoire s'énoncent comme suit :

- Nous avons réalisé des simulations ayant pour but d'étudier des régularités de comportement de la fonction de coût total selon des paramètres c, q, U et V, ainsi que des méthodes de regroupement de cellules en régions de télérecherche.

- Nous avons proposé une stratégie efficace de regroupement de cellules en régions de télérecherche qui correspond aux critères existants d'optimisation des systèmes de communications mobiles. Cela permet d'obtenir des économies significatives et de fournir une qualité de service satisfaisante aux abonnés.

- Nous avons élaboré des méthodes numériques de résolution du problème de gestion de la mobilité et conçu un algorithme permettant de minimiser les coûts et les ressources (radiofréquences) associés à la gestion des abonnés mobiles dans les systèmes cellulaires. Sur les exemples modélisés, l'algorithme proposé s'est montré pratiquement peu sensible aux erreurs d'estimation statistique des paramètres c et q.

- Nous avons effectué l'analyse des résultats obtenus et nous avons proposé des recommandations pour des applications pratiques. Entre autres, il a été montré que, dans la majorité des cas, la limitation du délai de télérecherche maximal à la valeur

m = 5 pour le modèle bidimensionnel et m = 7 pour le modèle unidimensionnel permet d'obtenir des résultats proches de l'optimum absolu (cas illimité).

6.2 Limitations du mémoire

Comme dans tout ouvrage de recherche accompli, dans le travail présenté il y a toujours une place à l'amélioration. Il apparaît, somme toute, que nous pouvons optimiser la performance et accroître l'efficacité de l'algorithme de minimisation de la fonction du coût total en étudiant séparément les fonctions de coût de mise à jour et de télérecherche afin de connaître les régularités de leur comportement.

En outre, notre méthode est adaptée à la nature discrète de la fonction de coût total. Bien que cette fonction ait des caractéristiques d'une fonction unimodale, étant discrète nous n'avons pas pu utiliser des méthodes d'optimisation applicables aux fonctions unimodales.

Nous avons conçu un algorithme qui évalue la fonction de coût dans un ensemble restreint de points. Néanmoins, il reste que le nombre d'itérations du cycle intérieur demeure encore relativement élevé. La rapidité de traitement des ordinateurs actuels permet d'effectuer ces calculs en quelques millisecondes. Cependant, il y a encore lieu d'améliorer cet algorithme pour pourvoir l'utiliser dans les systèmes de gestion de mobilité dynamiques qui sont implantés sur des ordinateurs portatifs fonctionnant en mode autonome.

L'étude de la fonction de coût total a montré que cette fonction est homogène par rapport aux paramètres c, q, U et V. Cependant, nous n'avons pas généralisé les résultats à toutes les valeurs de ces paramètres.

6.3 Indication de recherches futures

Il convient de mentionner, malgré toutes les recherches effectuées et les méthodes proposées, que le problème demeure encore un problème ouvert et d'actualité. Les recherches futures devraient être orientées vers l'étude du comportement des fonctions de coûts de mise à jour et de télérecherche séparément afin de mieux déceler les mécanismes de leur comportement permettant de simplifier et d'optimiser l'algorithme de minimisation de la fonction de coût total.

Il faudrait également envisager d'approximer la fonction de coût total, qui est une fonction discrète, par une fonction convexe définie sur un continuum. Bien que le comportement de la fonction de coût total ressemble à celui d'une fonction unimodale, elle ne peut pas pour autant être considérée comme telle. Il est impossible donc de lui appliquer des algorithmes de minimisation existant pour des fonctions unimodales. L'approximation de la fonction de coût par une fonction convexe aurait permis d'utiliser des algorithmes d'optimisation efficaces applicables aux fonctions unimodales. De même, on peut généraliser les résultats obtenus sur tout l'ensemble de valeurs des paramètres c, q, U et V pour réduire le nombre de cas étudiés et élargir considérablement le champ d'application des résultats obtenus.

Enfin, il convient de trouver les moyens de simplifier l'algorithme d'optimisation pour pouvoir l'exécuter sur des ordinateurs portatifs dotés de batteries à puissance limitée afin de l'utiliser dans les schémas dynamiques de gestion de mobilité.

BIBLIOGRAPHIE

1. ARAKI, K. (1968). "Fundamental problems of nation-wide mobile radio telephone system", *Rev. Electrical Commun. Lab. (Japan), 16*, pp. 357-373.

2. BRENT, R.D. (1973). *Algorithms for Minimization without Derivatives*, Prentice-Hall.

3. BAR-NOY, A., KESSLER, I. et NAHGSHINEH, M. (1996). "Topology-based tracking strategies for personal communication networks", *Mobile Network and Applications*, vol. 1, no 1, pp. 49-56.

4. BAR-NOY, A., KESSELER, I. et SIDI, M. (1995). "Mobile Users : To Update or not to Update?", *Wireless Networks*, vol. 1, pp. 175-186.

5. BADRINATH, B.R., IMIELINSKI, T. et VIRMANI, A. (Décembre 1992). "Locating Strategies for Personal Communication Network", *In Proc. Workshop Networking Personal Commun. Appl.*

6. COX, D.C., REUDINK, D.O. (1973). "Increasing channel occupancy in large-scale mobile radio systems : dynamic channel reassignment", *IEEE Trans. Veh. Tech.* 22, pp. 218-222.

7. COX, D.C. (Avril 1995). "Wireless Personal Communications: What is it?," *IEEE Personal Communications*, vol. 2, pp.20-35.

8. EIA/TIA (1991). "Cellular Radio-Telecommunications Intersystem Operations", *Tech. Rep. IS-41 Revision B, EIA/TIA.*

9. ENGEL, J.S. et PETRITSKY, M.M. (1973). "Statistically-optimum dynamic server assignment in systems with interfering servers". *IEEE Trans. Veh. Tech.* 22. pp. 203-209.

10. FORMAN, G.H. et ZAHORJAN, J. (Avril 1994). "The Challenges of Mobile Computing", *IEEE Computer*, pp. 38-48.

11. GALLAGHER, M.D. et RANDALL, S.A. (1997). *Mobile Telecommunications Networking With IS-41*, McGraw-Hill, New York.

12. GARG, V.K., SNEED, E.L. et GOODING, W. E. (Juin 1997). "Subscriber Data Management in Personal Communications Services Networks," *IEEE Personal Communication*, vol. 4, pp. 33-39.

13. GAVISH, B. et SRIDHAR, S. (1995). "Economic aspects of configuring cellular networks", *Wireless Networks*, vol. 1, no 1, pp.115-128.

14. GHAI, R. et SINGH, S. (Mai 1994). "A Protocol for Seamless in a Picocellular Network", *Proceedings IEEE ICC'94*, pp. 192-196.

15. HO, J.S.M. et AKYILDIZ, I.F. (Octobre 1997). "Dynamic Hierarchical Database Architecture for Location Management in PCS Networks," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 5, no. 5, pp. 646-660.

16. HO, J.S.M. et AKYILDIZ, I.F. (1995). "Mobile User Location Update and Paging Under Delay Constraint," *Wireless Networks*, vol. 1, no. 4, pp. 413-425.

17. IMIELINSKI, T. et BADRINATH, B.R. (1992) "Mobile Wireless Computing : Solutions and Challenges in Data Management", *Rutgers University Computer Science Department Tech. Report.*

18. JAIN, R. et LIN, Y.B. (1995). "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.

19. JAIN, R., LIN, Y.B., LO, C. et MOHAN, S. (Octobre 1994). "A Caching Strategy to Reduce Network Impacts of PCS," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 12, no. 8, pp. 1434-1444.

20. JANNIK, J., LAM, D., SHIVAKUMAR, N., WIDOM, J. et COX, D.C. (1997). "Efficient and Flexible Location Management Techniques for Wireless Communication Systems", *Wireless Networks* vol. 3, no 3, pp. 361-374.

21. JORDAN, S. et SCHWABE, E.J. (1996). "Worst-case performance of cellular channel assignement policies", *Wireless Network*, vol.2, no 2, pp. 265-275.

22. KATZELA, I. et NAGHSHINEH, M., (Juin 1996). "Channel Assignment Schemes for Cellular Mobile Telecommunication Systems: A Comprehensive Survey," *IEEE Personal Communications*, vol. 3, pp. 10-31.

23. KHRISNA, P., VAIDYA, N.H. et PRADHAN, D.K., (1994). "Forwarding Pointers for Efficient Location Management in Distributed Mobile Environments", *Computer Science Technical Report 94-061*, Texas A&M University, College Station.

24. LIN, Y.B. (1997). "Reducing Location Update Cost in a PCS Network," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 5, no. 1, pp. 26-33.

25. LIN, Y.B. (1994). "Determining the User Locations for Personal Communication Service Networks," *IEEE Trans. Veh. Technol.*, vol. 43, pp. 466-473.

26. LINNARTZ, J.-P. (1995). "On the Performance of Packet-Switched Cellular Networks for Wireless Data Communications", *Wireless Networks*, vol. 1, no 1, pp. 129-138.

27. LIU, G.Y. et MAGUIRE, G.Q., (1995). "A Predictive Mobility Management Scheme for Supporting Wireless Mobile Computing", *Walkstation Project Technical Report.*

28. MARKOULIDAKIS, J.G., LYBEROPOULOS, G.L., TSIRKAS, D.F. et SYKAS, E.D. (1995). "Evaluation of Location Area Planning Scenarios in

Future Mobile Telecommunication Systems," *Wireless Networks*, vol. 1, pp. 17-29.

29. MARKOULIDAKIS, J.G., LYBEROPOULOS, G.L., TSIRKAS, D.F. et SYKAS, E.D. (Août 1997). "Mobility Modeling in Third-Generation Mobile Telecommunications Systems," *IEEE Personal Communications*, vol. 4, pp. 41-56.

30. MITRANI, I. (1987). "Modeling of Computer and Communication System", *Cambridge University Press*.

31. MODARRESSI, A.R. et SKOOG, A.R. (Juillet 1990). "Signaling System No. 7: A Tutorial," *IEEE Communications Magazine*.

32. MOHAN, S. et JAIN, R. (1994). "Two User Location Strategies for Personal communications services," *IEEE Personal Communications Magazine*, premiere issue, pp. 42-50.

33. MOULY, M. et PAUTET, M.B. (1992). *The GSM System for Mobile Communications*, Palaiseau, France.

34. NOERPEL, A. et LIN, Y.B. (Décembre 1997). "Handover Management for a PCS Network," *IEEE Personal Communications*, vol. 4, pp. 18-24.

35. PANDYA, R. (Juin 1997). "Numbers and Identities for Emerging Wireless/PCS Networks", *IEEE Personal Communications*, vol. 4, pp. 8-14.

36. RAJAGOPALAN, S. et BADRINATH, B.R. (1995). "An Adaptive Location Management Strategy for Mobile IP", *In Proceedings of First ACM Mobicom 95.*

37. RAJU, J.V.C., KUMAR, V. et DATTA, A. (1997). "An adaptive Location Management Algorithm for Mobile Networking", *IEEE 0742-1303*, pp. 133-140.

38. RAMJEE, R., TOWSLEY, D. et NAGARAJAN, R. (1997). "An Optimal Call Admission Control in Cellular Networks", *Wireless Networks*, vol. 3, no. 3, pp. 29-41.

39. ROSE, C. et YATES, R., (1995). "Minimizing the Average Cost of Paging Under Delay Constraints", *Wireless Networks*, vol. 1, no. 2, pp.211-219.

40. ROSS S. M. (1983). *Stochastic Process,* New York, Wiley.

41. SAFA, H. , PIERRE, S. et CONAN, J. (Juillet 1999). "A New Model for Reducing Location Update Cost in a Wireless Network", *'Wireless 99' the Eleventh Annual International Conference on Wireless Communications*, Calgary, Canada, pp. 39-47.

42. SCHULTE, H. et CORNELL, W. (1960). "Multi-area mobile telephone system", *IRE Trans. Veh. Commun.* 9 pp. 49-53.

43. SIDI, M. et STAROBINSKI, D. (1997). "New call blocking versus handoff blocking in cellular network", *Wireless Network*, vol. 3, no.3, pp. 15-27.

44. TABBANE, S. (1997). *Réseaux Mobiles*, Editions HERMES, Paris.

45. VASILIEV, F.P. (1980). *Chislennye metody reshenia ekstremal'nyh zadach (en russe)*, Édition Nauka.

46. WANG, J. Z. (Août 1993). "A Fully Distributed Location Registration Strategy for Universal Personal Communication Systems," *IEEE J. Selected Areas Commun.* vol. 11, pp. 850-860.

47. WONG, D. et LIM, T.J. (Décembre 1997). "Soft Handoffs in CDMA Mobile Systems," *IEEE Personal Communications*, vol. 4, pp. 6-17.