

UNIVERSITÉ DE MONTRÉAL

PLANIFICATION D'UN RÉSEAU DE QUATRIÈME GÉNÉRATION À PARTIR D'UN  
RÉSEAU DE TROISIÈME GÉNÉRATION

GERMINE SEIDE  
DÉPARTEMENT DE GÉNIE INFORMATIQUE ET GÉNIE LOGICIEL  
ÉCOLE POLYTECHNIQUE DE MONTRÉAL

MÉMOIRE PRÉSENTÉ EN VUE DE L'OBTENTION  
DU DIPLOME DE MAÎTRISE ÈS SCIENCES APPLIQUÉES  
(GÉNIE INFORMATIQUE)  
AOÛT 2011

UNIVERSITÉ DE MONTRÉAL

ÉCOLE POLYTECHNIQUE DE MONTRÉAL

Ce mémoire intitulé :

PLANIFICATION D'UN RÉSEAU DE QUATRIÈME GÉNÉRATION À PARTIR D'UN  
RÉSEAU DE TROISIÈME GÉNÉRATION

présenté par : SEIDE, Germine

en vue de l'obtention du diplôme de : Maîtrise ès Sciences Appliquées

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

Mme. BELLAÏCHE, Martine, Ph.D., présidente.

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

M. BEAUBRUN, Ronald, Ph.D., membre et codirecteur de recherche.

M. QUINTERO, Alejandro, Doct., membre.

*À ma famille...*

## REMERCIEMENTS

Mes remerciements vont en premier à mon directeur de recherche M. Samuel Pierre, professeur à l'École Polytechnique de Montréal et directeur du Laboratoire de Recherche en Réseautique et Informatique Mobile (LARIM). Je le remercie pour son soutien constant et pour ces nombreux conseils qui m'ont aidée, tout au long de ma recherche et mon intégration au Canada.

Je remercie également mon co-directeur M. Ronald Beaubrun, professeur à l'université de Laval à Québec, pour son encadrement, ses conseils et enfin, pour sa disponibilité tout au long de la préparation de ce mémoire.

Mes remerciements vont aussi à l'endroit des membres du jury, pour l'évaluation et la révision de ce mémoire, afin d'améliorer sa qualité.

Je n'occulte pas les membres du LARIM ; cette grande famille qui, de part le savoir faire, l'expérience et la disponibilité, crée en tout temps une atmosphère de travail plaisante, où la bonne camaraderie rime avec la fraternité.

Je remercie de tout cœur ma famille et mes amis qui m'ont toujours encouragée, conseillée et supportée moralement tout au long de cette maîtrise.

## RÉSUMÉ

Avec l'arrivée des technologies 3G, les réseaux de télécommunications ont connu une grande expansion. Ces réseaux ont permis l'intégration de nouveaux services et un débit adéquat, permettant ainsi aux opérateurs de répondre à la demande croissante des utilisateurs. Cette rapide évolution a porté les opérateurs à adapter leurs méthodes de planification aux nouvelles technologies qui, augmentent la complexité au niveau du réseau. Cette complexité devient plus importante quand ces réseaux regroupent plusieurs technologies d'accès différents en un réseau hétérogène, comme dans le cas des réseaux mobiles de prochaine génération ou réseaux 4G. La planification fait alors intervenir de nouveaux défis tels que : l'augmentation considérable des demandes de services, la compatibilité avec les réseaux actuels, la gestion de la mobilité intercellulaire des utilisateurs et l'offre d'une qualité de services les plus flexibles. Ainsi, pour créer un réseau flexible aux ajouts et aux retraits d'équipements, une bonne méthode de planification s'impose. C'est dans ce contexte que se situe ce mémoire, qui vise à faire la planification d'un réseau 4G à partir d'un réseau 3G existant.

De façon générale, le problème de planification fait intervenir plusieurs sous-problèmes avec chacun un niveau de complexité différent. Dans ce travail, le sous-problème qui est traité concerne l'affectation des cellules aux commutateurs. Ce problème consiste à déterminer un patron d'affectation qui permet de minimiser le coût d'investissement des équipements du réseau 4G, tout en maximisant l'utilisation faite des équipements du réseau 3G déjà en place. Ainsi, la solution proposée est un modèle mathématique dont l'expression prend la forme d'un problème de minimisation de fonction, assujetti à un ensemble de contraintes. Il s'agit d'une fonction de coût qui regroupe : l'affectation des cellules (eNode B) aux MME et aux SGW, et l'affectation des SGSN aux MME et aux SGW. Puisque les MME et SGW peuvent être rassemblés dans une seule passerelle, une entité nommée SGM a été défini. Ainsi, la fonction prend en compte les coûts des affectations des eNode B et des SGSN aux SGM. Ce modèle est sujet aux contraintes de capacités des SGM et aux contraintes d'unicité sur les affectations des eNode B et SGSN aux SGM.

Le modèle mathématique proposé est constitué des coûts de liaisons des équipements du réseau 4G, des coûts de liaisons inter-réseaux, des coûts de relèves horizontales (intra réseau 4G) et des coûts de relèves verticales (inter-réseau 3G-4G). Le problème étant prouvé NP-difficile, la performance du modèle sera évaluée au moyen d'une méthode heuristique basée sur la recherche taboue. Pour adapter l'heuristique au problème d'affectation dans

les réseaux 4G, des mouvements de réaffectation et de déplacement des nœuds eNode B et SGSN ont été définis. De même, un mécanisme de calcul de gain a été proposé, permettant d'évaluer l'apport de chaque mouvement sur le coût de la solution courante. Ainsi, les résultats numériques obtenus de l'implémentation de cette méthode, montrent que la méthode taboue accuse un écart moyen ne dépassant pas 30% par rapport à la solution optimale. Alors que pour certains réseaux, l'heuristique a été en mesure de trouver des résultats ayant un écart moyen ne dépassant pas 1% par rapport à la solution optimale trouvée dans les simulations.

## ABSTRACT

With the advent of 3G technologies, mobile networks have expanded greatly. These networks have enabled the integration of new services and an enough bandwidth, allowing operators to meet the growing demand of users. This rapid evolution has led the operators to adapt their planning approach that come with new challenges. Those challenges become more important when these networks are designed to support different radio access technologies within a heterogeneous mobile network, like 4G networks. In this case, planning those networks involves other challenges, such as the considerable increase in services requests, compatibility with existing networks, management of intercellular mobility of users and a good quality of offered services. Thus, in order to create a network that allows to add or to remove components, good planning approach is needed. It is in this context, this paper aims to address the problem that occurs when the planning of a 4G network is based on an existing 3G network.

The planning issue involves several sub-issue with a different level of complexity for each of them. This work mainly addresses the cell assignment problem regarding the 4G networks. Thus, the proposed solution is a mathematical model. This model has mainly two objectives: the assignment between 4G nodes, and the assignment between 3G and 4G nodes. Since the MME and SGW can be aggregated into a single gateway, an entity named SGM has been set. Thus, the model becomes a cost function involving assignments eNode B and SGSN to SGM. This model is subject to capacity constraints of SGM, and unique constraints on assignments eNode B and SGSN to SGM.

The proposed model includes: the link's costs of 4G-network equipment, the link's costs between 3G and 4G equipment, the horizontal handoff costs (intra 4G network) and the vertical handover costs (inter-3G-4G). The problem is NP-hard, a tabu search algorithm will be used. To adapt this heuristic, movements have been defined to reallocate and move nodes eNode B and SGSN in order to improve the cost of the current solution. The results of the implementation show a gap which is less then 30% between the TS results and left bound value. For others networks size, the gap is sometimes less then 1% compare to the left bound value.

## TABLE DES MATIÈRES

DÉDICACE . . . . .	iii
REMERCIEMENTS . . . . .	iv
ABSTRACT . . . . .	vii
TABLE DES MATIÈRES . . . . .	viii
LISTE DES TABLEAUX . . . . .	xi
LISTE DES FIGURES . . . . .	xiii
LISTE DES ANNEXES . . . . .	xv
LISTE DES SIGLES ET ABRÉVIATIONS . . . . .	xvi
CHAPITRE 1 INTRODUCTION . . . . .	1
1.1 Définitions et concepts de base . . . . .	1
1.2 Éléments de la problématique . . . . .	6
1.3 Objectifs de recherche . . . . .	8
1.4 Plan du mémoire . . . . .	8
CHAPITRE 2 ANALYSE DU PROBLÈME DE PLANIFICATION . . . . .	10
2.1 Caractéristiques des réseaux 3G/UMTS . . . . .	10
2.1.1 Réseau d'accès 3G/UMTS . . . . .	11
2.1.2 Réseau cœur 3G/UMTS . . . . .	11
2.2 Caractéristiques des réseaux 4G/LTE . . . . .	13
2.2.1 Réseau d'accès 4G/LTE . . . . .	13
2.2.2 Réseau cœur 4G/LTE . . . . .	14
2.3 Problème d'affectation . . . . .	16
2.3.1 Cas des réseaux 2G . . . . .	17
2.3.2 Cas des réseaux 3G . . . . .	19
2.3.3 Cas des réseaux 4G . . . . .	22
2.3.4 Cas des réseaux d'extension . . . . .	23
2.4 Méthodes de résolution basées sur des heuristiques . . . . .	25



2.4.1	Recuit simulé . . . . .	25
2.4.2	Recherche taboue . . . . .	25
2.4.3	Algorithmes mémétiques . . . . .	26
2.5	Analyse des travaux . . . . .	27
CHAPITRE 3 MODÉLISATION DU PROBLÈME D’AFFECTATION DANS LA PLA-		
NIFICATION D’UN RÉSEAU 4G . . . . .		29
3.1	Concepts de base . . . . .	29
3.1.1	Relève horizontale simple . . . . .	29
3.1.2	Relève horizontale complexe . . . . .	30
3.1.3	Relève verticale simple . . . . .	31
3.1.4	Relève verticale complexe . . . . .	31
3.2	Méthode d’analyse . . . . .	32
3.2.1	Suppositions au niveau de l’architecture . . . . .	33
3.2.2	Ensembles . . . . .	33
3.2.3	Variables . . . . .	34
3.3	Modèle mathématique pour une architecture sans couplage de nœuds . . . . .	36
3.3.1	Coût d’affectation . . . . .	36
3.3.2	Coût de la relève horizontale . . . . .	36
3.3.3	Coût de la relève verticale . . . . .	38
3.3.4	Contraintes . . . . .	40
3.4	Modèle mathématique pour une architecture avec couplage de nœuds . . . . .	41
3.4.1	Suppositions au niveau de l’architecture . . . . .	41
3.4.2	Ensembles . . . . .	42
3.4.3	Variables . . . . .	42
3.4.4	Coût d’affectation . . . . .	43
3.4.5	Coût de la relève horizontale . . . . .	44
3.4.6	Coût de la relève verticale . . . . .	45
3.4.7	Contraintes . . . . .	45
3.5	Analyse de la complexité du modèle mathématique . . . . .	47
CHAPITRE 4 ADAPTATION DE LA RECHERCHE TABOUE AU PROBLÈME DE		
PLANIFICATION DES RÉSEAUX 4G/LTE . . . . .		48
4.1	Adaptation de la recherche taboue aux réseaux 4G . . . . .	48
4.2	Construction des solutions initiales . . . . .	49
4.2.1	Solutions initiales pour l’architecture sans couplage de nœuds . . . . .	50
4.2.2	Solutions initiales pour l’architecture avec couplage de nœuds . . . . .	57

4.3	Mémoire à court terme . . . . .	63
4.3.1	Mouvements . . . . .	63
4.3.2	Calcul des gains . . . . .	64
4.3.3	Liste taboue . . . . .	76
4.3.4	Critère d'aspiration . . . . .	76
4.3.5	Fonction d'évaluation . . . . .	77
4.4	Mémoire à moyen terme . . . . .	77
4.4.1	Mouvements . . . . .	77
4.4.2	Mémoire à long terme . . . . .	80
4.5	Conclusion . . . . .	80
CHAPITRE 5 IMPLÉMENTATION ET ANALYSE DES RÉSULTATS . . . . .		82
5.1	Présentation des données utilisées . . . . .	82
5.1.1	Modélisation du trafic . . . . .	82
5.1.2	Formats des fichiers d'entrée . . . . .	84
5.1.3	Format du fichier de sortie . . . . .	86
5.1.4	Environnement matériel et logiciel . . . . .	87
5.2	Conception de l'application . . . . .	88
5.2.1	Diagramme de classes . . . . .	88
5.2.2	Diagramme d'états-transitions . . . . .	92
5.3	Évaluation de performance . . . . .	94
5.3.1	Volet 1 : présentation des tests préliminaires . . . . .	94
5.3.2	Volet 2 : Comportement général de l'algorithme . . . . .	106
5.3.3	Volet 3 : Comparaison des résultats avec une borne inférieure . . . . .	111
CHAPITRE 6 CONCLUSION . . . . .		117
6.1	Synthèse des travaux . . . . .	117
6.2	Limitations de la solution proposée . . . . .	118
6.3	Améliorations futures . . . . .	119
RÉFÉRENCES . . . . .		120
ANNEXES . . . . .		125

## LISTE DES TABLEAUX

Tableau 4.1	Coûts de liaisons entre les eNode B et les MME . . . . .	50
Tableau 4.2	Coûts de liaisons entre les eNode B et les SGW . . . . .	50
Tableau 4.3	Coûts de liaisons entre les SGSN et les MME . . . . .	50
Tableau 4.4	Coûts de liaisons entre les SGSN et les SGW . . . . .	50
Tableau 4.5	Affectation des eNode B aux MME et SGW . . . . .	51
Tableau 4.6	Affectation des SGSN aux MME et SGW . . . . .	51
Tableau 4.7	Affectation des eNode B aux MME pour l'algorithme de coût minimum	54
Tableau 4.8	Affectation des SGSN aux MME pour l'algorithme de coût minimum .	54
Tableau 4.9	Affectation des eNode B aux SGW pour l'algorithme de coût minimum	55
Tableau 4.10	Affectation des SGSN aux SGW pour l'algorithme de coût minimum .	55
Tableau 4.11	Coûts de liaisons des eNode B aux SGM . . . . .	57
Tableau 4.12	Coûts de liaisons des SGSN aux SGM . . . . .	57
Tableau 4.13	Affectation des eNode B aux SGM . . . . .	58
Tableau 4.14	Affectation des SGSN aux SGM . . . . .	58
Tableau 4.15	Affectation des eNode B aux SGM avec l'algorithme de coût minimum	61
Tableau 4.16	Affectation des SGSN aux SGM avec l'algorithme de coût minimum . .	61
Tableau 5.1	Exemple de fichier de données . . . . .	85
Tableau 5.2	Exemple de fichier de capacités . . . . .	86
Tableau 5.3	Exemple de fichier d'affectation du réseau 3G . . . . .	86
Tableau 5.4	Exemple d'un fichier de résultats . . . . .	87
Tableau 5.5	Réseaux de simulation . . . . .	94
Tableau 5.6	Tests utilisés pour le comportement général de la méthode . . . . .	106
Tableau 5.7	Écart par rapport à la borne inférieure pour la série 1 . . . . .	115
Tableau 5.8	Écart par rapport à la borne inférieure pour la série 2 . . . . .	115
Tableau 5.9	Écart par rapport à la borne inférieure pour la série 3 . . . . .	116
Tableau 5.10	Écart par rapport à la borne inférieure pour la série 4 . . . . .	116
Tableau 5.11	Écart par rapport à la borne inférieure pour la série 5 . . . . .	116
Tableau 5.12	Écart par rapport à la borne inférieure pour la série 6 . . . . .	116
Tableau 5.13	Écart par rapport à la borne inférieure pour la série 7 . . . . .	116
Tableau 5.14	Écart par rapport à la borne inférieure pour la série 8 . . . . .	116
Tableau A.1	Série 1 : Variation des eNode B avec 4 SGM . . . . .	125
Tableau A.2	Série 2 : Variation des eNode B avec 7 SGM . . . . .	125
Tableau A.3	Série 3 : Variation des SGSN avec 10 SGM . . . . .	126

Tableau A.4	Série 4 : Variation des SGSN avec 12 SGM . . . . .	126
Tableau A.5	Série 5 : Variation des SGM . . . . .	126
Tableau A.6	Série 6 : Variation des SGM . . . . .	126
Tableau A.7	Série 7 : Variation des Node B . . . . .	126
Tableau A.8	Série 8 : Variation de tous les nœuds . . . . .	127
Tableau B.1	Comparaison des terminologies des sous-systèmes radio des réseaux 4G et 3G . . . . .	128
Tableau B.2	Comparaison des terminologies des sous-systèmes radio des réseaux 4G et 3G (suite) . . . . .	129
Tableau B.3	Comparaison des terminologies du réseau d'accès des réseaux 4G et 3G	130
Tableau B.4	Comparaison des terminologies du réseau coeur des réseaux 4G et 3G	131
Tableau B.5	Autres terminologies des réseaux 4G et 3G . . . . .	132

## LISTE DES FIGURES

Figure 1.1	Types de relèves . . . . .	3
Figure 1.2	Architecture du réseau 3G/UMTS . . . . .	4
Figure 1.3	Architecture du réseau 3G/CDMA2000 . . . . .	5
Figure 1.4	Architecture du réseau 4G/WiMAX . . . . .	5
Figure 1.5	Architecture du réseau 4G/LTE . . . . .	6
Figure 1.6	Architecture typique d'un réseau 3G/UMTS étendu vers 4G/LTE . . . . .	7
Figure 2.1	Architecture du réseau d'accès de l'UMTS : UTRAN . . . . .	11
Figure 2.2	Architecture du réseau cœur de l'UMTS . . . . .	12
Figure 2.3	Architecture du réseau d'accès 4G . . . . .	14
Figure 2.4	Architecture EPC . . . . .	14
Figure 2.5	Exemple d'architecture 2G . . . . .	17
Figure 3.1	Relève simple via interface X2 du réseau LTE . . . . .	30
Figure 3.2	Relève horizontale complexe dans le réseau LTE . . . . .	30
Figure 3.3	Relève verticale entre les réseaux LTE et UMTS . . . . .	31
Figure 3.4	Relève verticale complexe entre les réseaux LTE et UMTS . . . . .	32
Figure 3.5	Exemple d'architecture d'interconnexion d'un réseau UMTS à un réseau LTE . . . . .	34
Figure 3.6	Exemple d'architecture d'interconnexion d'un réseau UMTS à un réseau LTE avec couplage de noeuds . . . . .	43
Figure 4.1	Topologie pour une architecture sans couplage de noeuds . . . . .	52
Figure 4.2	Topologie pour une architecture avec couplage de noeuds . . . . .	59
Figure 4.3	Calcul de gain impliquant un eNode B (sans couplage de noeuds) . . . . .	66
Figure 4.4	Calcul du gain impliquant un SGSN (sans couplage de noeuds) . . . . .	69
Figure 4.5	Calcul de gain impliquant un eNode B (avec couplage de noeuds) . . . . .	73
Figure 4.6	Calcul de gain impliquant un SGSN (avec couplage de noeuds) . . . . .	74
Figure 4.7	Algorithme Tabou . . . . .	81
Figure 5.1	Diagramme de classes de l'application . . . . .	92
Figure 5.2	Diagramme d'états-transitions de l'application . . . . .	93
Figure 5.3	Impact de la taille de la liste taboue (solutions initiales de moindre coût) . . . . .	96
Figure 5.4	Impact de la taille de la liste taboue (solutions initiales stochastiques) . . . . .	97
Figure 5.5	Comparaison des deux solutions initiales de la mémoire à court terme pour une liste taboue de taille 2 . . . . .	98

Figure 5.6	Comparaison des deux solutions initiales de la mémoire à court terme pour une liste taboue de taille 5 . . . . .	98
Figure 5.7	Comparaison des deux solutions initiales de la mémoire à court terme pour une liste taboue de taille 8 . . . . .	99
Figure 5.8	Topologie du réseau avec une liste taboue de taille 2 . . . . .	99
Figure 5.9	Topologie du réseau avec une liste taboue de taille 5 . . . . .	100
Figure 5.10	Topologie du réseau avec une liste taboue de taille 8 . . . . .	101
Figure 5.11	Impact du mécanisme de rappel (solutions initiales stochastiques) . . .	102
Figure 5.12	Impact du mécanisme de rappel (solutions initiales de moindre coût) .	102
Figure 5.13	Impact de la taille de la région d'intensification . . . . .	104
Figure 5.14	Impact du délai de déclenchement des mouvements de déplacement . .	104
Figure 5.15	Effet de la relance . . . . .	105
Figure 5.16	Réseau de 7 SGSN, 4 SGM et de 10 Node B . . . . .	107
Figure 5.17	Réseau de 12 SGSN, 7 SGM et de 40 Node B . . . . .	107
Figure 5.18	Réseau de 40 eNode B, 10 SGM et de 40 Node B . . . . .	108
Figure 5.19	Réseau de 40 eNode B, 12 SGM et de 40 Node B . . . . .	108
Figure 5.20	Réseau de 120 eNode B, 37 SGSN et de 16 SGM . . . . .	109
Figure 5.21	Réseau de 80 eNode B, 12 SGSN et de 80 Node B . . . . .	110
Figure 5.22	Réseau de 120 eNode B, 37 SGSN et de 120 Node B . . . . .	110
Figure 5.23	Exemple de temps moyen d'exécution de l'algorithme . . . . .	111

**LISTE DES ANNEXES**

Annexe A	COMPOSITION DES SÉRIES DE TESTS . . . . .	125
Annexe B	TABLEAU COMPARATIF DES TERMINOLOGIES 3G ET 4G . . .	128

## LISTE DES SIGLES ET ABRÉVIATIONS

<b>1G</b>	première génération
<b>2G</b>	deuxième génération
<b>3G</b>	troisième génération
<b>3GPP</b>	3G Partnership Project
<b>4G</b>	quatrième génération
<b>ASN-GW</b>	Access Service Network Gateway
<b>BS</b>	Base Station
<b>BSC</b>	Base Station Controller
<b>BTS</b>	Base Transceiver Station
<b>CDMA</b>	Code division multiple access
<b>CAC</b>	Call Admission Control
<b>CS-CN</b>	Circuit Switch-Core Network
<b>CSN</b>	Connectivity service network
<b>EDGE</b>	Enhanced Data for GSM Evolution
<b>eNode B</b>	E-UTRAN Node B
<b>EMM</b>	EPS Mobility Management
<b>EPC</b>	Evolved Packet Core Network
<b>EPS</b>	Evolved Packet System
<b>E-UTRAN</b>	Evolved UMTS Terrestrial Radio Access Network
<b>ePDG</b>	Evolved Packet Data Gateway
<b>FDMA</b>	Frequency-Division Multiple Access
<b>FIFO</b>	First In, First Out
<b>GPRS</b>	General Packet Radio Service
<b>GGSN</b>	Gateway GPRS Support Node
<b>GMSC</b>	Gateway Mobile Switching Centre
<b>GSM</b>	Global System for Mobile Communication
<b>HARQ</b>	Hybrid Automatic Repeat Request



<b>HLR</b>	Home Location Register
<b>HSS</b>	Home Subscriber Server
<b>HSDPA</b>	High Speed Downlink Packet Access
<b>HSUPA</b>	High-Speed Uplink Packet Access
<b>IEEE</b>	Institute of Electrical and Electronics Engineers
<b>IMS</b>	Internet Protocol Multimedia Subsystem
<b>IP</b>	Internet Protocol
<b>IPTV</b>	Internet Protocol Television
<b>IPV6</b>	Internet Protocol version 6
<b>Iu-cs</b>	Interface entre les RNC et les MSC
<b>Iu-ps</b>	Interface entre les RNC et les SGSN
<b>Iub</b>	Interface entre les Noeuds B et les RNC
<b>Iur</b>	Interface entre deux RNC différents
<b>LTE</b>	Long Term Evolution
<b>MAC</b>	Medium Access Control
<b>MIMO</b>	Multiple Input Multiple Output
<b>MME</b>	Mobility Management Entity
<b>MSC</b>	Mobile service Switching Center
<b>NAS</b>	Network Access Server
<b>OFDM</b>	Orthogonal Frequency Division Multiplexing
<b>PCRF</b>	Policy and Charging Rules Function
<b>PDN</b>	Packet Data Network
<b>PDN-GW</b>	Packet Data Network Gateway
<b>PEP</b>	Policy Enforcement Point
<b>PS-CN</b>	Packet Switch-Core Network
<b>PSTN</b>	Packet Switched Telephone Network
<b>QoS</b>	Quality of Service
<b>RMPG</b>	Réseau Mobile de Prochaine Génération
<b>RNC</b>	Radio Network Controller
<b>RRC</b>	Radio Resource Control

<b>RRM</b>	Radio Ressource Management
<b>RTPC</b>	Réseau Téléphonique Public Commuté
<b>SAE</b>	System Architecture Evolution
<b>SC-FDMA</b>	Single Carrier - Frequency Division Multiple Access
<b>SGSN</b>	Serving GPRS Support Node
<b>SGW</b>	Serving Gateway
<b>S1-U</b>	Interface entre eNodeB et S-GW (S1 User plan)
<b>S1-C</b>	Interface entre eNodeB et MME (S1 Control plan)
<b>S11</b>	Interface entre MME et S-GW
<b>TD-CDMA</b>	Time Division - CDMA
<b>TD-SCDMA</b>	Time Division Synchronous Code Division Multiple Access
<b>TDMA</b>	Time Division Multiple Access
<b>UE</b>	User Equipement
<b>UMTS</b>	Universal Mobile Telecommunications System
<b>UTRAN</b>	Universal Terrestrial Radio Access Network
<b>VLR</b>	Visitor Location Register
<b>VoIP</b>	Voix sur réseau IP
<b>W-CDMA</b>	Wideband Code Division Multiple Access Evaluation
<b>Wi-Fi</b>	Wireless Fidelity
<b>WiMAX</b>	Worldwide Interoperability for Microwave Access
<b>WLAN</b>	Wireless Local Area Network
<b>X2</b>	Interface entre les eNodeBs

# CHAPITRE 1

## INTRODUCTION

La planification d'un réseau mobile consiste à déterminer l'ensemble des composantes matérielles et logicielles de ces systèmes, les positionner, les interconnecter et les utiliser de façon optimale, en respectant, entre autres, une série de contraintes de qualité de service [50]. Ce processus qui peut être à la fois long et coûteux a lieu avant la mise en opération du réseau. Pour les réseaux de première génération (1G), de deuxième génération (2G) et de troisième génération (3G), une série de recherches ont été menées et visent à minimiser les coûts des équipements, tout en maintenant une communication de qualité et une capacité élevée [34], [23]. Toutefois, ces dernières années, les recherches portent surtout sur l'analyse des réseaux de quatrième génération (4G), dont l'objectif est d'offrir toute une gamme de services (l'accès rapide à l'Internet, le commerce électronique, la vidéoconférence, la télé-médecine, l'apprentissage à distance, etc.) ayant chacun ses caractéristiques et contraintes particulières [22], [33]. Quelques tentatives ont été faites pour proposer des modèles qui permettent de faire la planification de tels réseaux [18]. Ces modèles, dans l'ensemble, apportent des solutions au problème de planification pour les zones dépourvues de toute infrastructure [42], [48]. Mais, qu'en est-il si la planification de ces réseaux se réalise à partir d'un réseau existant ? Ainsi, ce mémoire traite du problème de planification des réseaux 4G à partir d'un réseau 3G existant. Dans ce contexte, la planification consiste à maximiser l'utilisation des équipements du réseau 3G déjà en place, tout en minimisant les coûts induits par l'ajout de ceux constituant le réseau 4G. Ce chapitre d'introduction définit d'abord les concepts de base des réseaux mobiles. Ensuite, les éléments de la problématique y seront présentés, suivi des objectifs de la recherche. Ce chapitre se termine par l'organisation de la suite du document.

### 1.1 Définitions et concepts de base

Un *réseau mobile* est un réseau de communication composé de cellules, généralement considérées de forme hexagonale. Ces cellules sont toutes juxtaposées l'une à l'autre afin d'assurer une meilleure couverture de la zone géographique considérée. Ces cellules peuvent être de tailles variables allant des picocellules aux cellules parapluie, comme décrit dans [50]. En se basant sur cette répartition cellulaire, les réseaux mobiles opèrent en mode infrastructure, où tous les échanges transitent par un point d'accès, la station de base, desservant chacune une cellule sur une couverture sans fil donnée. Plusieurs générations de réseaux

mobiles se sont défilées à travers le temps. Ce sont la 1G avec un mode de transmission analogique, la 2G qui marqua le passage à l'ère numérique, la 3G qui permet d'intégrer des services de voix et de données, et de nos jours, les réseaux de prochaine génération.

Un *Réseau Mobile de Prochaine Génération (RMPG)* est un réseau permettant l'intégration flexible et efficace des différentes technologies d'accès mobiles existantes, et facilitant leur évolution ainsi que leur intégration avec de nouvelles et futures technologies d'accès [17]. Dans ces réseaux, les stations de base sont de type multi-mode parce qu'elles intègrent de multiples interfaces radio leur permettant de communiquer avec les différents réseaux mobiles hétérogènes intégrant le RMPG. Les RMPG coïncident de près avec la 4ème génération de réseaux mobiles. Cette génération comporte des équipements pouvant permettre aux opérateurs de rationaliser leurs coûts. Dans la suite de ce document, le terme 4G sera utilisé pour désigner les RMPG.

Lorsqu'un utilisateur se déplace à l'intérieur du réseau, l'UE (User Equipment) se raccorde à une station de base en fonction de la puissance de son signal. Quand cette puissance atteint un seuil minimal, des opérations sont effectuées pour relayer la communication par une nouvelle cellule. Un tel mécanisme est connu sous le nom de *relève* [20]. La relève permet ainsi à un utilisateur en cours d'appel de maintenir sa connexion active et une qualité de communication suffisante durant ses déplacements à travers les différentes cellules du réseau. Les réseaux 4G comportent deux types de relèves : une relève horizontale ou intra-réseau, et une relève verticale ou inter-réseaux.

La *relève horizontale* s'effectue entre cellules de même type de technologie d'accès d'un réseau mobile homogène. Suivant que ces cellules sont desservies ou non par un même commutateur, la relève horizontale est dite simple ou complexe. Sur la figure 1.1, l'UE dans son parcours passe de la cellule  $C9$  à la cellule  $C10$ , toutes deux reliées au commutateur  $Com3$ . Dans ce cas, la relève est dite simple et n'entraîne que la mise à jour des paramètres de localisation du UE aux stations de base  $B9$  à  $B10$ . Quand l'UE communique avec les stations de base  $B5$  de la cellule  $C5$  et  $B8$  de la cellule  $C8$  desservies respectivement par les commutateurs  $Com2$  et  $Com4$ , la relève s'effectue avec changements de commutateurs et est dite complexe. Suite à cette relève,  $Com2$  transmet le profil de l'utilisateur ainsi que les informations concernant son nouvel emplacement au commutateur  $Com4$ . Ces informations seront ensuite enregistrées dans les bases de données prévues à cet effet.

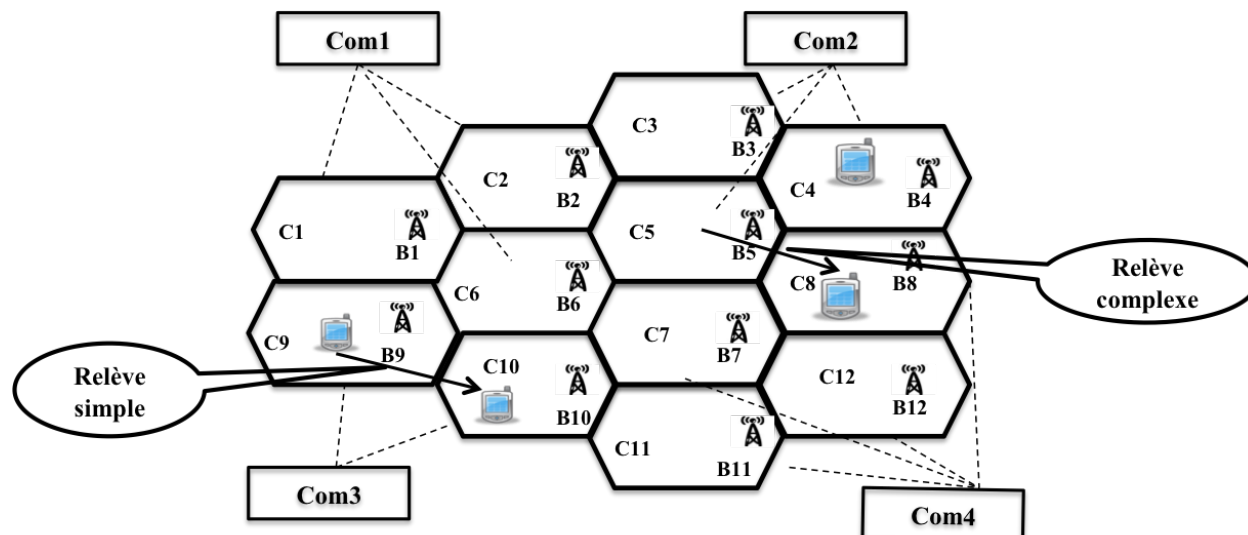


Figure 1.1 Types de relèves

Une *relève verticale* fait intervenir des cellules appartenant à des réseaux d'accès de technologies différentes tels que l'UMTS (Universal Mobile Telecommunications System), le WiMAX (Worldwide Interoperability for Microwave Access), la LTE (Long Term Evolution), le GSM (Global System for Mobile Communication) et le Wi-Fi (Wireless Fidelity) [36]. Ainsi, quand l'UE, dans son parcours, arrive à la frontière de sa cellule, le mécanisme de relève est déclenché par la BS (Base Station) qui contrôle cette cellule. Si la cellule cible partage le même commutateur d'interconnexion que la cellule courante, la relève verticale est dite simple et entraîne une mise à jour de la position du UE, un équilibrage du trafic, et l'allocation ou non de nouveaux canaux. Dans le cas contraire, la relève verticale est considérée comme complexe et les opérations pré-citées s'exécutent par l'intermédiaire de plusieurs commutateurs, ce qui rend cette relève encore plus coûteuse.

La *planification d'un réseau mobile 4G à partir d'un réseau mobile 3G* consiste à réorganiser le réseau 3G initialement établi et fonctionnel de manière à desservir un plus grand nombre d'utilisateurs, et par conséquent, à gérer un trafic plus volumineux. Cette réorganisation peut entraîner, soit l'ajout de nouveaux équipements 4G et le retrait de certains équipements 3G existants, soit la substitution de tous les équipements 3G existants. La planification de ce réseau étendu comprend plusieurs phases, dont le choix des architectures, l'évaluation de la demande de trafic, la conception topologique réalisée à partir des affectations des équipements des différents réseaux et l'analyse de performance. L'approche qui sera retenue dans ce mémoire tiendra compte de toutes ces phases, à l'exception de la phase d'évaluation de la

demande de trafic dont le résultat proviendra d'un travail déjà réalisé, comme le montrent [24] et [59] pour son approche séquentielle à la résolution du problème de planification. Mais avant, une présentation des architectures qui participent dans le réseau étendu sera faite afin de justifier le choix de celles retenues.

Chaque génération de réseaux mobiles vient avec plusieurs propositions d'architectures ; les plus étudiées sont présentées dans la suite de cette section. Ainsi, deux grandes technologies ont-elles dominé la troisième génération des réseaux mobiles. Ce sont : l'UMTS, représenté par la figure 1.2, et le CDMA2000, illustré à la figure 1.3 [61]. Ces deux réseaux possèdent plusieurs niveaux d'équipements. Les deux premiers niveaux constituent le sous-système radio et le troisième niveau correspond au sous-système réseau.

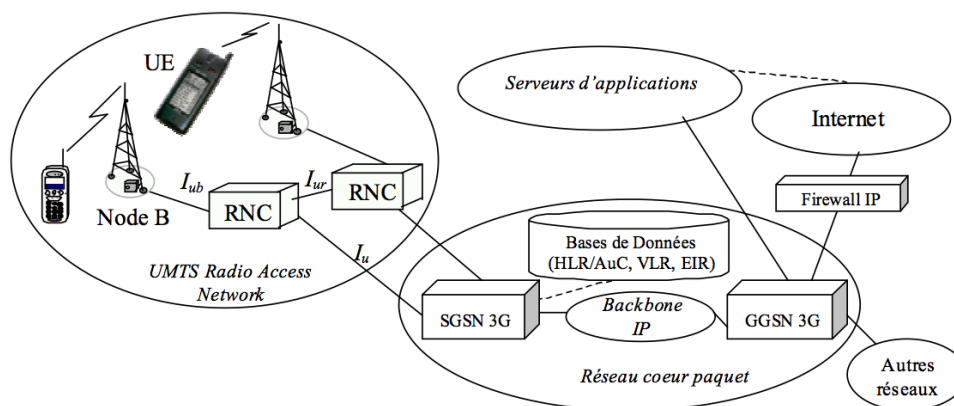


Figure 1.2 Architecture du réseau 3G/UMTS

Dans les réseaux 3G, l'interconnexion entre les sous-réseaux se fait au moyen du RNC (Radio Network Controller) dans l'UMTS et du BSC (Base Station Controller) dans le CDMA2000. Les nœuds RNC et BSC sont reliés chacun à deux routeurs du sous-système réseau. Les routeurs de l'UMTS sont le MSC (Mobile Switching Center) pour le domaine à commutation de circuits et le SGSN (Serving GPRS Support Node) pour le domaine à commutation de paquets. Le CDMA2000 comporte également pour son domaine à commutation de circuit le routeur MSC et un deuxième routeur pour la prise en charge du domaine à commutation de paquets, comme l'indique la figure 1.2. De ces architectures, l'UMTS est celle qui sera retenue dans la planification du réseau 4G.

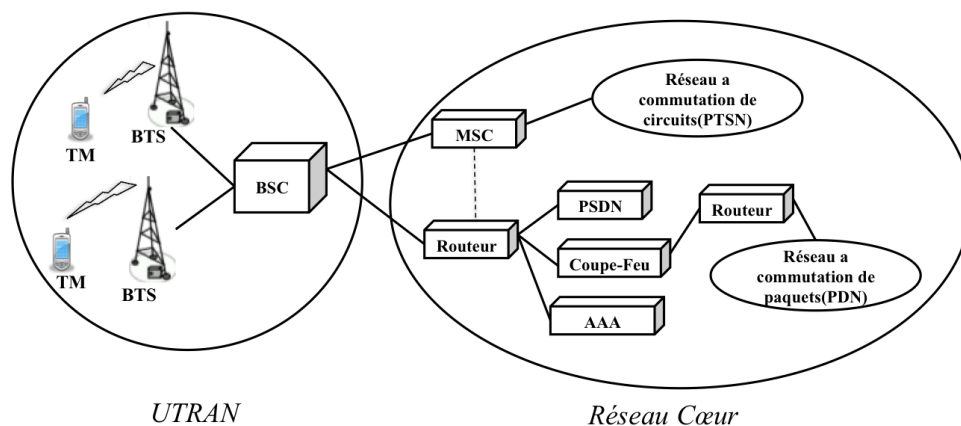


Figure 1.3 Architecture du réseau 3G/CDMA2000

Deux grandes technologies sont en phase de devenir leader en ce qui concerne l'offre de l'Internet mobile à haut débit prôné pour la quatrième génération [54]. Ce sont : le WiMAX mobile de la figure 1.4 qui fait référence à la norme IEEE 802.16, et la LTE de la figure 1.5 développée par le groupe 3GPP (3G Partnership Project). Ces deux technologies présentent, entre autres, une différence significative au niveau de leur architecture. En effet, le réseau LTE comporte deux niveaux d'équipements. Le premier est constitué uniquement d'eNode B (E-UTRAN Node B) et le deuxième comporte les nœuds MME (Mobility Management Entity) et le SGW (Serving Gateway). Le réseau WiMAX comprend trois niveaux dont celui des BS, des nœuds ASN-GW (Access Service Network Gateway) et d'un routeur desservant les autres nœuds du réseau cœur, comme présenté à la figure 1.5.

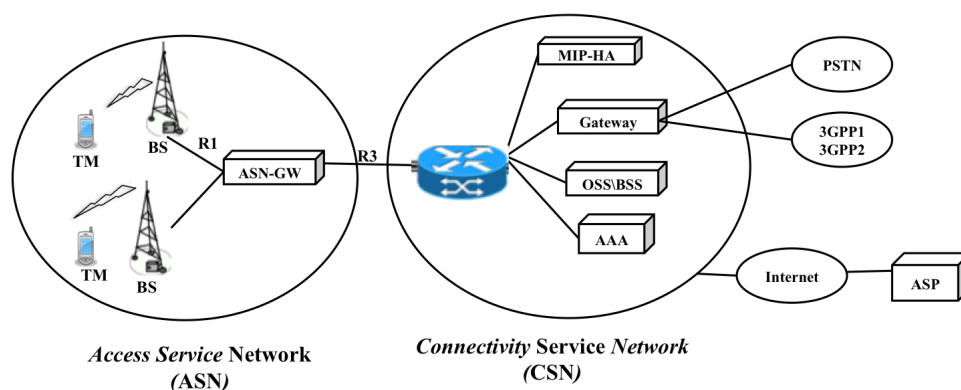


Figure 1.4 Architecture du réseau 4G/WiMAX

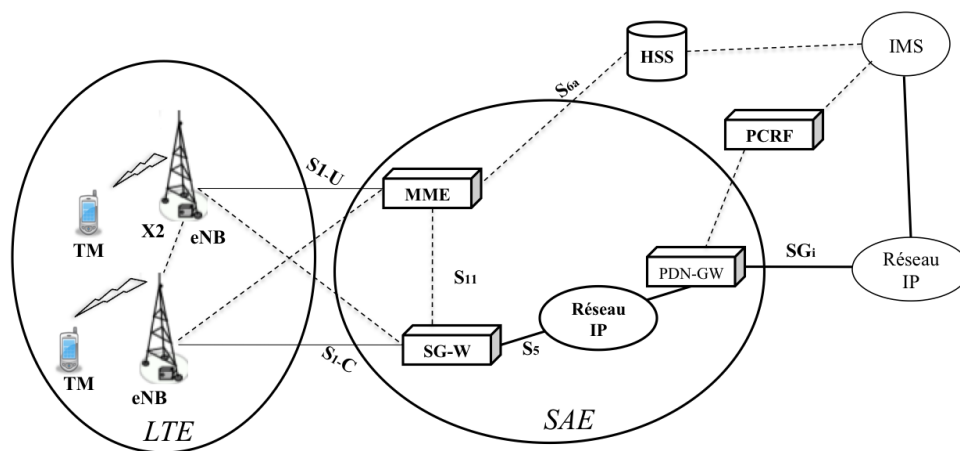


Figure 1.5 Architecture du réseau 4G/LTE

Dans le cadre de ce mémoire, la technologie LTE, référencée à la figure 1.5, sera considérée pour faire une extension du réseau UMTS. Ce choix est justifié par le fait que plusieurs entreprises en télécommunications, comme Cisco, Ericsson et Alcatel-Lucent se tournent de plus en plus vers cette technologie qui offre une variété d'options pour améliorer les capacités de leur réseau [58], [28].

## 1.2 Éléments de la problématique

La planification des réseaux mobiles est un processus itératif composé de plusieurs phases, présentant chacune un degré de complexité différent [52]. Dans le cadre de ce mémoire, la phase de la planification qui traite de l'affectation des nœuds du réseau est celle qui sera traitée. Elle consiste à déterminer, à partir des schémas d'affectation, la topologie d'interconnexion qui permet de réduire les coûts du réseau et le nombre d'opérations de mises à jour engendrées par les relèves. À cet effet, le problème d'affectation est divisé en deux sous-problèmes : l'affectation des nœuds du réseau 4G et l'affectation des nœuds du réseau 3G au réseau 4G. Chaque sous-problème s'apparente au problème d'affectation traité respectivement dans les réseaux de 2ème et de 3ème générations. Dans chacun des cas, les solutions proposées consistent à rapprocher le problème d'affectation, de certains problèmes très connus, comme le partitionnement des graphes et la localisation d'entrepôts [50]. Ainsi, pour le premier sous-problème, les cellules des réseaux 2G et 3G sont considérées comme les nœuds du graphe à partitionner et les arcs représentent les différents coûts de relève entre les cellules. Pour le deuxième sous-problème, les cellules représentent les usines, le coût de liaison leurs productions, et les commutateurs les entrepôts où la production des usines est stockée.



Le problème de partitionnement des graphes et celui de la localisation d'entrepôts ont été démontrés NP-difficiles [38], [27], [57]. Puisque le problème d'affectation peut se ramener soit au problème de partitionnement des graphes, soit au problème de la localisation d'entrepôts, il est donc considéré également comme un problème NP-difficile. Par conséquent, le problème ne peut pas être résolu avec les méthodes standards, comme les algorithmes à énumération exhaustive. En effet, pour  $n$  cellules et  $m$  commutateurs, il a été montré que ces algorithmes permettent d'explorer un nombre de  $m^n$  schémas d'affectations possibles [26], [56], [34]. De toutes ces combinaisons, choisir la meilleure qui permet de minimiser le coût du réseau serait trop long en termes de temps de calcul.

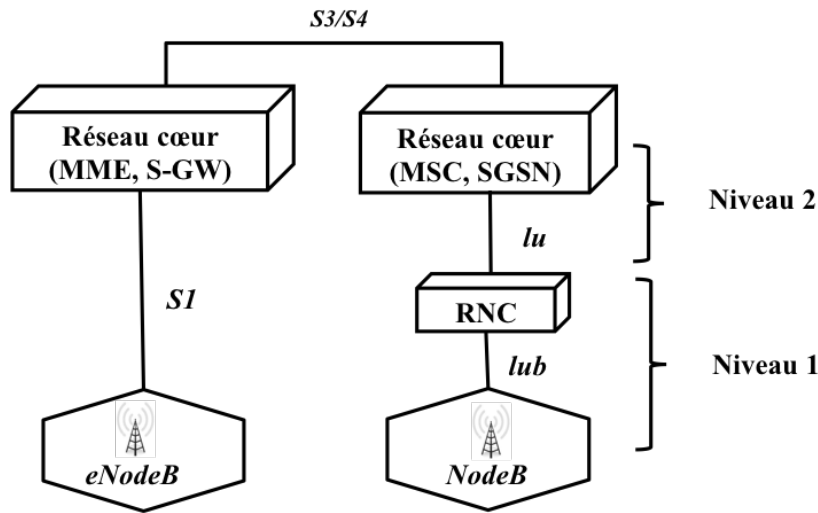


Figure 1.6 Architecture typique d'un réseau 3G/UMTS étendu vers 4G/LTE

De ces différents travaux, il en découle que le problème d'affectation est directement lié aux nombres d'équipements et aux niveaux d'emplacements de ses équipements dans le réseau. Ainsi, sur l'architecture de la figure 1.6, le réseau présente principalement deux niveaux d'équipements. Le premier niveau comporte les nœuds eNode B, Node B et RNC. Le deuxième niveau d'équipements comporte les MME et les S-GW du réseau cœur 4G/LTE, les SGSN et les MSC du réseau cœur 3G/UMTS. En se basant sur ce schéma, le problème dans le réseau étendu consiste à trouver une topologie d'interconnexion basée sur une méthode d'affectation optimale des eNode B et des SGSN aux MME et SGW. Ce réseau, avec ses deux niveaux d'équipements, se rapproche de l'architecture 2G. Mais, une grande différence se situe au niveau du nombre de nœuds constituant le 2ème niveau. En effet, le réseau 2G prend en compte l'affectation des Node B  $n$  vers un seul commutateur MSC  $m$ , ce qui représente  $m^n$  affectations. Le réseau étendu présenté à la figure 1.6 est composé de  $m$  MME

et de  $s$  SGW au niveau du réseau cœur 4G/LTE. Dans ce cas, le nombre de combinaisons d'affectations des eNode B  $e$  sera égal à  $(m + s)^e$ . Un rapprochement pourrait être fait avec le niveau 2 de l'UMTS, où le RNC est affecté à deux types de commutateurs différents, les MSC et les SGSN. Toutefois, cette affectation ne peut pas s'appliquer non plus, car le réseau 4G prend en compte les nœuds eNode B et SGSN appartenant chacun à des niveaux différents, de technologies différentes.

Toutes ces différences permettent de conclure que les modèles développés pour résoudre le problème d'affectation des cellules dans les réseaux 2G et 3G ne peuvent pas être utilisés pour approcher le même problème dans le cas de la planification d'un réseau 4G à partir d'un réseau 3G déjà établi. De plus, ce réseau étendu fait intervenir la gestion des relèves horizontales au niveau des cellules du réseau 4G et celle des relèves verticales entre les réseaux 3G et 4G. La relève horizontale se base sur le même principe que les générations précédentes, mais se différencie dans ce problème par les types d'équipements qui y sont impliqués. La relève verticale, quant à elle, fait intervenir les Node B et les RNC du réseau 3G, introduisant d'autres niveaux d'équipements et, par conséquent, des opérations de mises à jour supplémentaires. Indubitablement, il y aura une grande différence dans l'approche utilisée pour résoudre le problème d'affectation quand la planification du réseau 4G se fait à partir d'un réseau 3G existant.

### 1.3 Objectifs de recherche

L'objectif principal de ce mémoire est de trouver les schémas d'affectation entre les eNode B, les SGSN, les MME et les SGW qui permettent d'optimiser le coût de la planification du réseau 4G à partir d'un réseau 3G. Plus spécifiquement, ce mémoire vise à :

1. Formuler un modèle de programmation mathématique pour le problème d'affectation entre les eNode B, les SGSN, les MME et les SGW ;
2. Proposer une heuristique pour résoudre les instances de grande taille du problème ;
3. Valider le modèle mathématique à partir des résultats obtenus de l'implémentation.

### 1.4 Plan du mémoire

La suite du mémoire est organisée de la manière suivante. Le chapitre 2 présente les problèmes de planification et d'extension dans le cadre de la deuxième et de la troisième génération des réseaux mobiles. Les travaux traitant de ces différents problèmes sont catégorisés suivant qu'ils utilisent une approche de résolution globale ou séquentielle. Pour chaque

approche, les principaux modèles et algorithmes de planification proposés dans la littérature y sont décrits. Certains travaux qui abordent les enjeux de la migration des systèmes existants vers les réseaux 4G sont également analysés. Ainsi, ces travaux permettront d'avoir une vue d'ensemble sur les approches déjà utilisées dans le domaine, afin d'orienter le travail de recherche.

Le chapitre 3 présente les concepts de base, les ensembles et les variables devant servir à la modélisation du problème. Ensuite, sont énumérées les principales suppositions servant à l'élaboration d'une architecture regroupant les réseaux 3G et 4G. Ce chapitre se termine par la présentation du modèle proposé et l'analyse de sa complexité, en vue de trouver une méthode de résolution adéquate.

Le chapitre 4 fait une adaptation de la recherche taboue au problème de planification d'un réseau 4G à partir d'un réseau 3G existant. Pour ce faire, les différentes étapes de l'heuristique seront décrites. Ce sont : les étapes menant à la génération de la solution initiale et celles des mécanismes de mémoire à court, à moyen et à long terme.

Le chapitre 5 présente les différentes étapes de l'implémentation du modèle proposé. Cette implémentation est réalisée en langage Java et prend en entrée des fichiers de données illustrant différents types de réseaux de simulation. Ces fichiers de données permettent d'évaluer la performance et l'efficacité de la méthode proposée. La dernière section du chapitre est réservée à l'interprétation des résultats obtenus.

Le chapitre 6 constitue la conclusion du mémoire. Il fait un bilan du travail accompli et permet d'identifier de futures avenues de recherche.

## CHAPITRE 2

### ANALYSE DU PROBLÈME DE PLANIFICATION

La planification des réseaux mobiles présente beaucoup de défis, tant au niveau architecture, qu'au niveau d'évolutivité. En effet, une bonne connaissance des architectures permet aux planificateurs de mieux gérer les ressources en place, de faciliter l'évolution du réseau en intégrant des technologies plus performantes, qui leur permettent de fournir en même temps des services de bonne qualité. Ce chapitre passe alors en revue les travaux majeurs traitant des différents aspects du problème de planification des réseaux mobiles, tels qu'abordés dans la littérature. En premier lieu, une description des équipements des architectures participant à la planification du réseau sera faite. Cette description permettra de déceler les défis de recherche que les nouvelles technologies apportent au problème de planification. De ces défis, l'affectation des cellules aux commutateurs est celui qui sera présenté et étudié, telle qu'abordée dans les générations précédentes de réseaux mobiles. Pour chaque génération, les méthodes de résolution utilisées seront décrites. Enfin, une analyse comparative des différents travaux sera réalisée, en mettant en exergue les éléments de solution qu'ils apportent dans la résolution du problème de planification d'un réseau mobile 4G.

#### 2.1 Caractéristiques des réseaux 3G/UMTS

L'UMTS, depuis sa première version sortie en 1999, a été sujet à de nombreuses améliorations. En 2001, une interface réseau de type TD-SCDMA (Time Division Synchronous Code Division Multiple Access) a été ajoutée, offrant un meilleur débit par rapport au TD-CDMA (Time Division-CDMA) de la première version. En conséquence, dans le réseau cœur, la signalisation a été départagée de la transmission de données. En 2002, le support de l'IP (Internet Protocol) au niveau du réseau cœur, de même que le HSDPA (High-Speed Downlink Packet Access), ont été ajoutés [4]. En 2005, le débit en amont (*Uplink*) sera accru au moyen du mécanisme HSUPA (High-Speed Uplink Packet Access) [8]. Ces améliorations se rattachent plus précisément au niveau des équipements, de leur performance et des interfaces d'interconnexion, telles qu'illustrées dans les tableaux B.1 à B.5. Mais, dans l'ensemble, l'architecture des réseaux UMTS garde une structure inhérente aux réseaux mobiles, composée d'un réseau d'accès et d'un réseau cœur [61].

### 2.1.1 Réseau d'accès 3G/UMTS

L'UTRAN est le nom attribué au réseau d'accès de l'UMTS. Il réalise les transferts de trafic de données et de signalisation entre l'appareil mobile (UE) et le réseau cœur [2]. Il comprend principalement deux entités : le Node B et le RNC, représentées à la figure 2.1. Le Node B établit la connexion de l'utilisateur en transmettant des signaux radio et les flux de données entre l'interface radio et le RNC. Cette opération se réalise au moyen de l'interface *Iub* reliant ces deux nœuds. Les RNC, quant à eux, font la gestion des ressources radio et des phénomènes de relèves. Ils communiquent entre eux via l'interface *Iur* et sont reliés aux Node B par l'interface *Iub* [5], [6], [7]. Ils servent d'intermédiaire entre l'appareil mobile (UE) et le réseau cœur en transitant les informations de voix et de données, respectivement, au moyen des interfaces *Iu-cs* et *Iu-ps* de la figure 2.2.

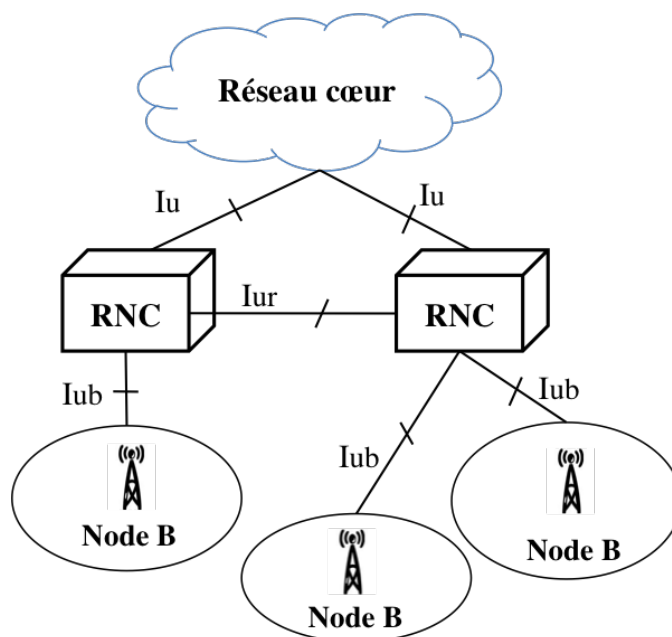


Figure 2.1 Architecture du réseau d'accès de l'UMTS : UTRAN

### 2.1.2 Réseau cœur 3G/UMTS

Le réseau cœur, représenté à la figure 2.2, assure suivant le service utilisé, la connexion des terminaux mobiles (UE) au PDN (Packet Data Network) ou au RTPC (Réseau Téléphonique Public Commuté). Dans [62], l'auteur présente une subdivision du réseau en deux

domaines : un domaine à commutation de paquets, le PS-CN (Packet Switch-Core Network) et un domaine à commutation de circuit, le CS-CN (Circuit Switch-Core Network). Le domaine à commutation de paquets comprend un SGSN (Serving GPRS Support Node) qui se charge du routage des paquets, de l'authentification et du cryptage des informations de l'utilisateur au moyen des données du HLR (Home Location Register). Il comprend également le GGSN (Gateway GPRS Support Node) utilisé comme passerelle pour la commutation de paquets avec les réseaux externes, tels que l'Internet, les LANs, les WANs, les réseaux GPRS, les réseaux ATM. C'est à ce niveau que les procédures de tarification sont établies. Le domaine à commutation de circuit consiste en un MSC (Mobile Service Switching Center) et un GMSC (Gateway Mobile Switching Center) [3]. Le MSC est responsable de la signalisation requise pour l'établissement, la fermeture et le maintien des connexions. Il est aussi chargé des fonctions radio telles que, le reroutage d'appels ainsi que l'allocation des canaux radio des appareils mobiles. Le GMSC met en forme, convertit les protocoles employés par le réseau mobile et interagit avec le HLR pour obtenir des informations de routage. Le HLR et le VLR (Visitor Location Register) sont des bases de données situées dans le système domiciliaire de l'utilisateur. Ces bases de données contiennent toutes les informations relatives à l'utilisateur [10]. Ces informations définissent le profil de ce dernier et consistent, entre autres, en un numéro de téléphone, une clé authentification, les services autorisés, les zones de roaming associées aux MSC et les paramètres de localisation du UE tout au long de son parcours.

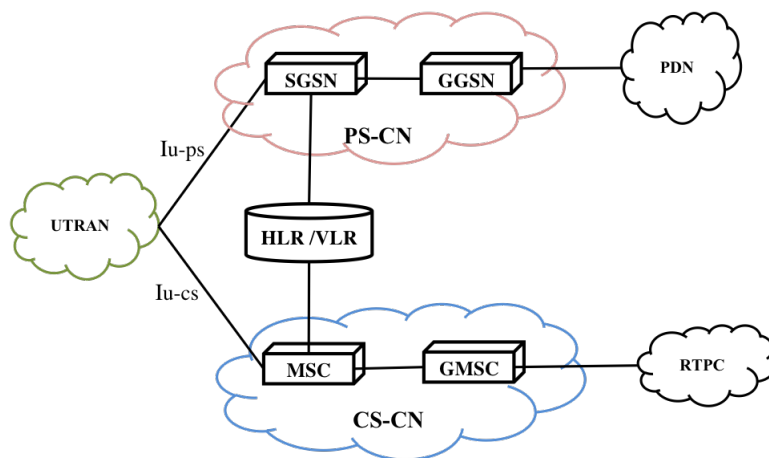


Figure 2.2 Architecture du réseau cœur de l'UMTS

## 2.2 Caractéristiques des réseaux 4G/LTE

L'évolution à long terme est l'équivalent français du terme anglais LTE. Elle désigne un projet réalisé par l'organisme de standardisation 3GPP œuvrant à rédiger des techniques qui permettront d'améliorer la norme UMTS des réseaux cellulaires 3G, vers la quatrième génération, pour faire face aux futures évolutions technologiques. Les buts poursuivis pour la LTE consistent en une amélioration de l'efficacité spectrale qui permettra le transfert des données à très haut débit, de l'ordre de 50 Mbps, avec une portée plus importante, un nombre d'appels par cellule plus élevé que dans l'UMTS et une latence plus faible, telles qu'illustrées dans les tableaux B.1 à B.5. La quatrième génération présente, pour l'amélioration des services, des plateformes multi-technologiques capables de supporter de nouvelles applications innovatrices. De même que ces précédentes, la 4G présente une architecture qui comporte un réseau d'accès : l'E-UTRAN et un réseau cœur véhiculant que des paquets de données [46]. Elle est dite pour cela *tout-IP*.

### 2.2.1 Réseau d'accès 4G/LTE

Le réseau d'accès LTE est constitué d'un nœud unique l'Evolved Node B ou eNode B, représenté à la figure 2.3. Il regroupe en une entité unique les fonctionnalités des nœuds Node B et RNC de l'UMTS. La principale fonction de l'eNode B est d'acheminer les flux de données de l'UE vers l'EPC (Evolved Packet Core Network) au moyen des fonctions comme le RRM (Radio Ressource Management) et le CAC (Call Admission Control). Cette opération est réalisée en utilisant l'interface *S1* qui relie l'E-UTRAN aux composantes de l'EPC. L'E-UTRAN dispose d'une nouvelle interface *X2* unique au réseau LTE. Cette interface a pour principal rôle de réaliser des échanges de données et de signaux de connexion entre différents eUTRAN. Présenté ainsi, la planification des réseaux d'accès devient très simple avec un nombre réduit de nœuds et d'interfaces. Cette simplicité entraîne une réduction des pertes de paquets qui peuvent subvenir en cas de relè, celle des coûts d'opération et une diminution du temps de latence dans le système.

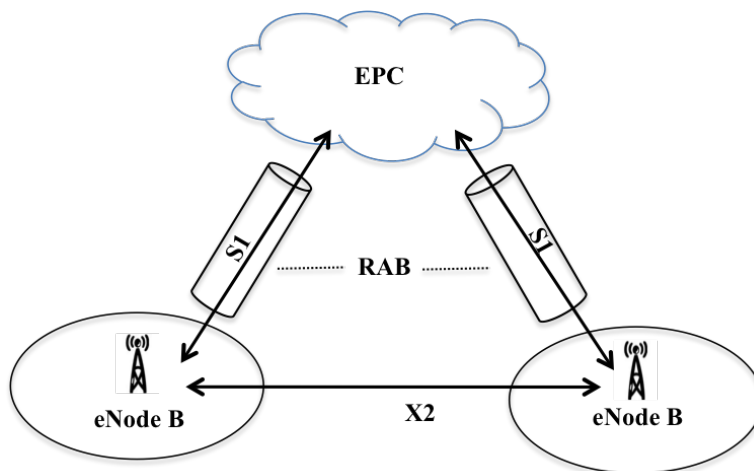


Figure 2.3 Architecture du réseau d'accès 4G

### 2.2.2 Réseau cœur 4G/LTE

Connu aussi sous le nom de SAE (System Architecture Evolution), l'EPC représente le réseau cœur de LTE. Il se compose d'équipements devant supporter la connectivité *tout-IP* entre les domaines multi-technologiques dans l'architecture 4G. Il assure la gestion des utilisateurs, la gestion de la mobilité, la gestion de la qualité de service et la gestion de la sécurité, au moyen des équipements tels que le MME, le SGW, PDN-GW (Packet Data Network Gateway) et le PCRF (Policy and Charging Rules Function), comme indiqué sur la figure 2.4.

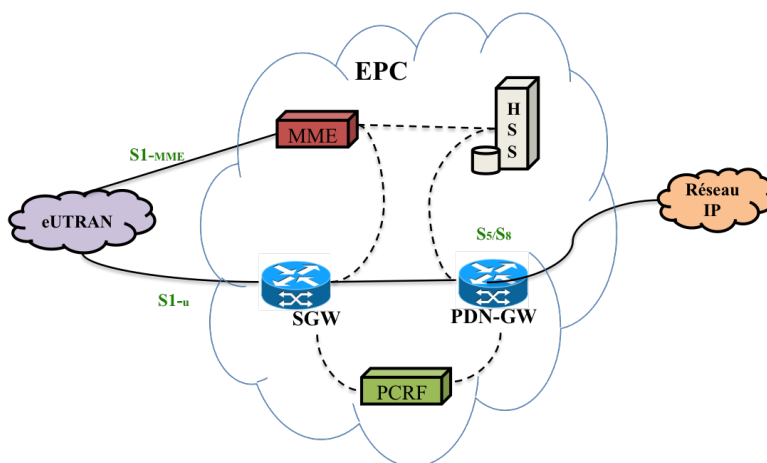


Figure 2.4 Architecture EPC



Le *MME* comporte les fonctionnalités de base de la signalisation dans la connexion du terminal mobile au réseau. Il fournit les informations nécessaires à l'identification de l'utilisateur au moment de son authentification dans le système, en se servant des informations provenant du HSS. En se servant des fonctions du plan de contrôle, il fait la gestion des sessions des utilisateurs authentifiés. Il est responsable des fonctions de gestion de la mobilité telles que la coordination de la signalisation pour les relèves inter-SGW, et négocie la qualité de service à offrir. Le MME est responsable de la diffusion des messages de paging quand l'UE est dans l'incapacité de recevoir les paquets qui lui sont destinés. Il fait la mise à jour des paramètres de localisation de l'UE se retrouvant dans une zone qui n'est pas prise en charge par le MME [11]. Il joue un rôle clé dans la relève entre les différentes technologies, en sélectionnant le nœud qui va mettre en place la porteuse, le *default bearer*, afin d'établir la communication entre les deux architectures.

Le *SGW* est défini pour gérer les "données utilisateur" et est impliqué dans le routage et la transmission de paquets de données entre les eUTRAN et le réseau cœur. L'échange des paquets est acheminé par le SGW au PDN-GW par l'interface *S5*. Le SGW est connecté à l'eUTRAN via l'interface *S1-U* qui sert de relai entre l'utilisateur et le EPC. Il opère comme une ancre locale qui sert pour la mobilité inter-eNode B et permet de faire la relève entre les systèmes mobiles de différentes générations, comme LTE et UMTS.

Le *P-GW* est le nœud qui relie l'utilisateur mobile aux autres réseaux PDN, tels que les réseaux IP, PSTN et non-3GPP. L'accès aux réseaux IP et PSTN se fait par l'intermédiaire de l'IMS. Le PDN Gateway agit comme un routeur par défaut par lequel transitent les requêtes de l'utilisateur. Il effectue l'allocation d'adresses IP pour chaque Terminal Mobile, le filtrage des paquets pour chaque usager, et comptabilise les octets échangés dans la session de ce dernier à des fins de facturation.

Le *HSS* se présente comme une version évoluée du HLR. Il permet de stocker des informations d'abonnement pouvant servir au contrôle des appels et à la gestion de session des utilisateurs réalisé par le MME. Il entrepose, pour l'identification des utilisateurs, la numérotation et le profil des services auxquels ils sont abonnés. En plus des données d'authentification des utilisateurs, il contient les informations de souscription pour les autres réseaux, comme le GSM, le GPRS, 3G, LTE et IMS.

Le *PCRF* est une entité qui exécute principalement deux grandes tâches. La première est de gérer la qualité de service que requiert le réseau, et alloue en conséquence les porteurs *bearer* appropriés. La deuxième tâche se rapporte principalement à la tarification.

En effet, le PCRF gère les politiques de facturation qui doivent être prises en compte par le PDN-GW et applicables en fonction des actions de l'utilisateur.

L'*IMS* est une architecture récemment appliquée dans les réseaux mobiles qui permettent aux opérateurs de télécommunications d'offrir des services sur IP à valeur ajoutée. Cette nouvelle architecture permet d'établir des sessions multimédia indépendamment du type d'accès à Internet utilisé. Cette architecture est aussi capable de supporter, sur un réseau tout IP dans une même session, des applications en temps réel telles que la voix et la vidéo ; et des applications non temps réel telles que le Push to Talk et la messagerie instantanée. L'*IMS* est utilisé aussi bien par les terminaux mobiles des réseaux GPRS et UMTS, que par les usagers fixes à large bande, comme xDSL, câble, etc. L'*IMS* présente une interface aux réseaux en mode circuit, comme le RTCP et le GSM, et fournit une interface normalisée basée sur le protocole SIP pour l'accès aux services.

En résumé, les réseaux 4G/LTE se distinguent des réseaux 3G/UMTS par trois grands aspects. Une nouvelle interface radio avec les technologies OFDM (Orthogonal Frequency Division Multiplexing) en *amont*, le SC-FDMA (Single Carrier - Frequency Division Multiple Access) en *uplink* et MIMO (Multiple Input Multiple Output), lui permettant de supporter des largeurs de bande allant de 1.4 à 20 MHz [14], [9]. Les réseaux UMTS utilisent, pour leur interface radio, le W-CDMA (Wideband Code Division Multiple Access) d'une largeur de bande allant jusqu'à 5 MHz [1], [13]. Au niveau de l'architecture, le réseau d'accès LTE est réduit à une entité unique, l'eNode B, tel que décrit dans [12]. Il remplit à la fois le rôle des Node B et des RNC de l'UMTS, ce qui apporte une grande réduction du délai d'accès et du nombre d'opérations dans le réseau. Les réseaux basés sur la technologie LTE offrent, pour les nouveaux services, une architecture *tout-IP* au moyen de l'*IMS*. Celle-ci remplace ainsi dans l'UMTS le domaine à commutation de circuits hérité du GSM et le domaine à commutation de paquets du GPRS.

### 2.3 Problème d'affectation

L'un des problèmes de la planification les plus étudiés dans la littérature est le problème d'affectation [25], [34], [53]. Ce dernier consiste à déterminer un patron d'affectation des cellules à des commutateurs dans le but de minimiser une fonction de coût, tout en respectant un certain nombre de contraintes. Dans les sections suivantes seront présentés les travaux réalisés pour traiter le problème dans le cas des réseaux 2G, 3G et 4G.

### 2.3.1 Cas des réseaux 2G

Deux niveaux d'équipements sont considérés dans les réseaux 2G. Le niveau 1 comporte les BTS (Base Transceiver Station) occupant chacune une cellule, alors que le niveau 2 est composé des commutateurs MSC, comme illustré à la figure 2.5. Dans ce contexte, résoudre le problème d'affectation revient à trouver un patron d'affectation des cellules aux commutateurs MSC. Plus particulièrement, en considérant un ensemble de  $n$  cellules et de  $m$  commutateurs, il faut déterminer parmi les couples d'affectation  $(n, m)$  avec  $n \in N$  et  $m \in M$ , laquelle permettra de minimiser une fonction de coût, composée du coût de liaison entre les BTS des cellules et les MSC, et du coût de relève entre deux cellules  $n$  et  $n'$  desservies par une même BTS.

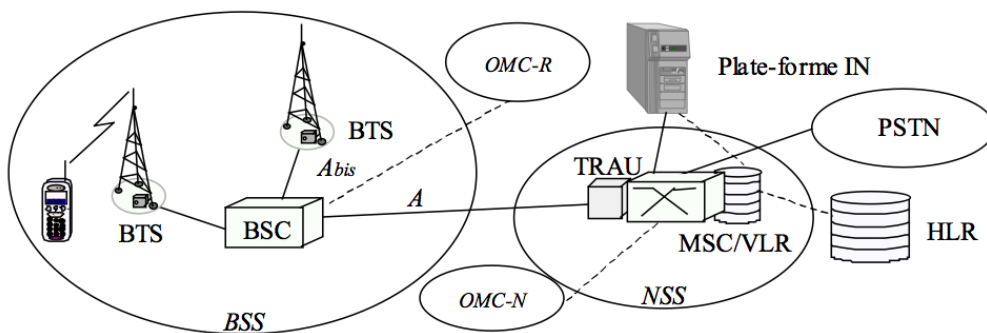


Figure 2.5 Exemple d'architecture 2G

Le modèle résultant du travail de *Houeto* [34] est une fonction quadratique qui traduit le coût des liaisons et le coût des relèves simples et complexes. La minimisation de la fonction est soumise à des contraintes, comme l'unicité et la capacité des nœuds. Dans ce modèle, une cellule sera affectée à un seul commutateur et le trafic provenant de la cellule ne doit pas dépasser la capacité du commutateur. Pour évaluer la performance de cette méthode, un algorithme de recherche taboue est utilisé, puisque le problème a été initialement prouvé NP-difficile [44].

Ce travail évoque les concepts de domiciliation simple et double, appliqués dans les réseaux 2G. La domiciliation simple présente une architecture où les cellules sont assignées à un et un seul commutateur. Ainsi, pour assigner  $n$  cellules à  $m$  MSC, le problème d'optimisation mathématique pour la domiciliation simple revient à minimiser :

$$f = \sum_{i=1}^n \sum_{k=1}^m c_{ik} x_{ik} + \sum_{i=1}^n \sum_{j=1, j \neq i}^n h_{ij} (1 - y_{ij}) \quad (2.1)$$

où

- $c_{ik} x_{ik}$  désigne le coût total de câblage du réseau ;
- $h_{ij} (1 - y_{ij})$  désigne le coût total de relève complexe du réseau ;

avec :

- $h_{ij}$  le coût réduit par unité de temps d'une relève complexe entre les cellules  $i$  et  $j$  ;
- $y_{ij}$  variable décisionnelle qui vaut 1 si les cellules  $i, j$  avec ( $i \neq j$ ) sont reliées au même commutateur  $k$ , et 0 sinon ;
- $c_{ik}$  le coût d'amortissement de la liaison entre les cellules  $i$  et le commutateur  $k$  ;
- $x_{ik}$  une variable décisionnelle qui vaut 1 si la cellule  $i$  est reliée au commutateur  $k$ , et 0 sinon.

La domiciliation double fait intervenir un deuxième commutateur pour chaque cellule du réseau. L'ajout de ce commutateur permet d'évaluer le réseau à un moment précis de la journée où le trafic subit une grande variation. Le premier peut être utilisé en matin et le deuxième (de plus grande capacité), peut être utilisé pour supporter le trafic en après midi. D'un commutateur à l'autre, les contraintes d'unicité et de capacité seront respectées. Dans ce cas, chaque cellule sera affectée à chaque commutateur à des intervalles de temps différents. Le problème d'optimisation mathématique pour la domiciliation double revient à minimiser :

$$f = \sum_{i=1}^n \sum_{k=1}^m c_{ik} w_{ik} + \sum_{i=1}^n \sum_{j=1, j \neq i}^n h_{ij} (1 - y_{ij}) + \sum_{i=1}^n \sum_{j=1, j \neq i}^n h'_{ij} (1 - y'_{ij}) \quad (2.2)$$

où

- $c_{ik} w_{ik}$  désigne le coût total de câblage du réseau ;
- $h'_{ij} (1 - y'_{ij})$  désigne le coût total de relève complexe du réseau ;

avec :

- $h'_{ij}$  le coût réduit par unité de temps d'une relève complexe entre les cellules  $i$  et  $j$  ;
- $y'_{ij}$  variable décisionnelle qui vaut 1 si les cellules  $i, j$  avec ( $i \neq j$ ) sont reliées au même commutateur  $k$ , et 0 sinon.

Les auteurs *Pierre et Houeto* [51] font une adaptation de la méthode de résolution utilisée par [34] au problème d'affectation pour les réseaux mobiles en général. Leur objectif est de déterminer un profil d'affectation qui minimisera à la fois les ressources affectées, les coûts des relèves et les coûts de câblage dans le réseau. Pour y parvenir, ils proposent un modèle mathématique dérivé de 2.1 et une méthode basée sur la métaheuristique de recherche taboue, pour obtenir des solutions acceptables en des temps de calcul raisonnables.

### 2.3.2 Cas des réseaux 3G

Les réseaux 3G présentent une architecture tout à fait différente des réseaux précédents, avec l'ajout de deux nouveaux équipements : le SGSN et le RNC, comme le montre la figure 1.2. Ces réseaux 3G véhiculent deux types de trafic : un trafic de voix et un trafic de données. Dans cette nouvelle architecture, le Node B acheminera les deux types de trafic. Les RNC ajoutés serviront de nœuds de liaison pour diriger le trafic de voix vers les MSC et le trafic de données vers les SGSN. Ces changements seront à la base d'une nouvelle formulation du problème d'affectation des cellules aux commutateurs. Cette section considère alors certains travaux qui ont été réalisés pour résoudre le problème d'affectation des réseaux 3G, composé de Node B  $i$ , de RNC  $j$ , de MSC  $l$ , et de SGSN  $k$  [24], [59].

Pour solutionner ce problème, *Diallo* [24] le divise en deux sous-affectations : une affectation des Node B  $i$  aux RNC  $j$  et l'affectation des RNC  $j$  aux MSC  $k$  et aux SGSN  $l$ . En considérant le cas de la domiciliation simple, l'auteur propose un modèle mathématique prenant en compte les coûts de liaisons entre les équipements du réseau et les coûts de relèves entre les cellules, puis une méthode de recherche taboue pour le résoudre. Cette fonction est soumise aux contraintes d'unicité des affectations, et aux contraintes de capacité en commutation de paquets et en commutation de circuit des RNC, des SGSN et des MSC. Ainsi, pour affecter  $i$  Node B à  $j$  RNC et  $j$  RNC à  $k$  MSC et  $l$  SGSN, le problème d'optimisation mathématique pour la domiciliation simple revient à minimiser une fonction regroupant le

coût des affectations de l'équation 2.3 et le coût des relèves de l'équation 2.4.

*Minimiser*( $f_1 + f_2$ )

$$f_1 = \sum_{i \in I} \sum_{j \in J} c_{ij} x_{ij} + \sum_{j \in J} \sum_{k \in K} c'_{jk} x'_{jk} + \sum_{j \in J} \sum_{l \in L} c''_{jl} x''_{jl} \quad (2.3)$$

$$f_2 = \sum_{i \in I} \sum_{i' \in I} \sum_{j \in J} \sum_{j' \in J} h_{ii'}^{msc} (1 - y_{ii'}) (1 - Y_{jj'}^{msc}) + \sum_{i \in I} \sum_{i' \in I} \sum_{j \in J} \sum_{j' \in J} h_{ii'}^{sgsn} (1 - y_{ii'}) (1 - Y_{jj'}^{sgsn}) \quad (2.4)$$

où

- $c_{ij} x_{ij}$ ,  $c'_{jk} x'_{jk}$  et  $c''_{jl} x''_{jl}$  désignent le coût de câblage, respectivement, des Node B au RNC, des RNC au MSC et des RNC au SGSN ;
- $h_{ii'}^{sgsn} (1 - y_{ii'})$  et  $h_{ii'}^{msc} (1 - y_{ii'}) (1 - Y_{jj'}^{msc})$  désignent le coût total des relèves impliquant respectivement un changement de SGSN et de MSC ;

avec

- $h_{ii'}^{sgsn}$  et  $h_{ii'}^{msc}$ , les coûts réduits par unité de temps des relèves complexes entre les Node B  $i$  et  $i'$ , impliquant respectivement un changement de SGSN et un changement de MSC ;
- $y_{ii'}$ , une variable décisionnelle qui vaut 1 si les Node B  $i, i'$  avec  $i \neq i'$  sont reliés au même RNC et 0 sinon ;
- $Y_{jj'}^{msc}$  et  $Y_{jj'}^{sgsn}$ , des variables décisionnelles qui valent 1 si les RNC  $j, j'$  avec  $j \neq j'$  sont reliées respectivement au même MSC et au même SGSN, et 0 sinon ;
- $c_{ij}$ , le coût d'amortissement de la liaison entre les Node B  $i$  et le RNC  $j$  ;
- $c'_{jk}$  et  $c_{jl}$ , les coûts d'amortissement des liaisons entre les RNC  $j$  et respectivement les MSC  $k$ , les SGSN  $l$  ;
- $x_{ij}$  une variable décisionnelle qui vaut 1 si le Node B  $i$  est relié au RNC  $j$  et 0 sinon ;
- $x'_{jk}$  et  $x''_{jl}$ , les variables décisionnelles qui valent 1 si le RNC  $j$  est relié respectivement au MSC  $k$ , et au SGSN  $l$ , et 0 sinon.

L'approche proposée par *St-Hilaire* [59] est une approche globale qui subdivise le problème en trois sous-problèmes. Pour cette approche, l'auteur formule un modèle mathématique qui regroupe la formulation faite de chacun des sous-problèmes pris séparément. Ensuite, une évaluation du modèle est réalisée au moyen de la recherche taboue. L'objectif principal de l'auteur consiste à sélectionner le nombre, l'emplacement, le type de nœuds du

réseau, et les interconnecter entre eux de manière à minimiser une fonction de coût. Cette fonction est composée de la somme des coûts de liaisons et d'interfaces, notée  $C_L(v)$ , et de celle des coûts d'installation des Node B, RNC, MSC et SGSN, notée  $C_N(x)$ . Le modèle de programmation mathématique qui en résulte est un problème d'optimisation formulé par les équations suivantes :

$$\text{Min}(C_L(v) + C_N(x))$$

$$C_L(v) = \sum_{i \in S_1} \sum_{j \in S_2} \sum_{m \in M_{12}} a_{12}^{ijm} v_{12}^{ijm} + \sum_{j \in S_2} \sum_{k \in S_3} \sum_{m \in M_{23}} a_{23}^{jkm} v_{23}^{jkm} + \sum_{j \in S_2} \sum_{l \in S_4} \sum_{m \in M_{24}} a_{24}^{jlm} v_{24}^{jlm} \quad (2.5)$$

$$C_N(x) = \sum_{t \in T_1} b_1^t \sum_{i \in S_1} x_1^{it} + \sum_{t \in T_2} b_2^t \sum_{j \in S_2} x_2^{jt} + \sum_{t \in T_3} b_3^t \sum_{k \in S_3} x_3^{kt} + \sum_{t \in T_4} b_4^t \sum_{l \in S_4} x_4^{lt} \quad (2.6)$$

où

- $a_{12}^{ijm} v_{12}^{ijm}$ ,  $a_{23}^{jkm} v_{23}^{jkm}$  et  $a_{24}^{jlm} v_{24}^{jlm}$  désignent le coût d'installation, respectivement, des Node B, des RNC et des SGSN.

avec

- $a_{12}^{ijm}$  représentant les coûts de liaisons et d'interfaces pour connecter un Node B installé à un site  $i \in S_1$ , à un RNC installé à un site  $j \in S_2$ , par une interface de type  $m \in M_{12}$  ;
- $a_{23}^{jkm}$  représentant les coûts de liaisons et d'interfaces pour connecter un RNC installé à un site  $j \in S_2$ , à un MSC installé à un site  $k \in S_3$ , par une interface de type  $m \in M_{23}$  ;
- $a_{24}^{jlm}$  représentant les coûts de liaisons et d'interfaces pour connecter un RNC installé à un site  $j \in S_2$ , à un SGSN installé à un site  $l \in S_4$ , par une interface de type  $m \in M_{24}$  ;
- $v_{12}^{ijm}$  représentant le nombre de liens de type  $m \in M_{12}$  pour connecter un Node B installé à un site  $i \in S_1$ , à un RNC installé à un site  $j \in S_2$  ;
- $v_{23}^{jkm}$  représentant le nombre de liens de type  $m \in M_{23}$  pour connecter un RNC installé à un site  $j \in S_2$ , à un MSC installé à un site  $k \in S_3$  ;
- $v_{24}^{jlm}$  représentant le nombre de liens de type  $m \in M_{24}$  pour connecter un RNC installé à un site  $j \in S_2$ , à un SGSN installé à un site  $l \in S_4$  ;
- $b_1^t$ ,  $b_2^t$ ,  $b_3^t$ , et  $b_4^t$  représentant respectivement, le coût d'installation d'un Node B de type  $t \in T_1$ , d'un RNC de type  $t \in T_2$ , d'un MSC de type  $t \in T_3$  et d'un SGSN de type  $t \in T_4$  ;
- $x_1^{it}$  une variable décisionnelle qui vaut 1 si le Node B de type  $t \in T_1$  est installé à un site  $i \in S_1$ , et 0 sinon ;
- $x_2^{jt}$  une variable décisionnelle qui vaut 1 si un RNC de type  $t \in T_2$  est installé à un site  $j \in S_2$ , et 0 sinon ;

- $x_3^{kt}$  une variable décisionnelle qui vaut 1 si un MSC de type  $t \in T_3$  est installé à un site  $k \in S_3$ , et 0 sinon ;
- $x_4^{lt}$  une variable décisionnelle qui vaut 1 si un SGSN de type  $t \in T_4$  est installé à un site  $k \in S_4$ , et 0 sinon.

### 2.3.3 Cas des réseaux 4G

Les réseaux de prochaine génération orientent la planification des réseaux cellulaires vers de nouvelles avenues de recherche. En effet, les tendances portent de plus en plus vers une intégration transparente des technologies sans fil existantes, comme les systèmes GSM, LAN, AdHoc en un environnement totalement hétérogène [37], [41]. Cette nouvelle vague de pensée distingue la 4ème génération des générations précédentes, où seul primait le besoin de développement de nouvelles normes et de nouveaux standards. Les systèmes 4G sont complètement orientés vers l'utilisateur final, en fournissant des services variés à haut débit et sans coupure à travers les réseaux. Toutefois, la migration des systèmes actuels vers la 4ème génération constitue un énorme défi. Dans la littérature, plusieurs travaux abordent ce problème en considérant plusieurs aspects [22], [41].

Les chercheurs *Beaubrun et al.* [22] élaborent les principaux facteurs qui doivent être pris en compte par les concepteurs des futurs réseaux mobiles. Ce sont : la couverture radio, l'architecture, l'allocation des ressources, l'itinérance globale et l'ingénierie de trafic. Chacun de ces facteurs traite d'un aspect particulier du problème de planification. Les chercheurs proposent dans ce cas une approche modulaire qui subdivise le problème de planification des réseaux de prochaine génération en des sous-problèmes plus faciles à résoudre. Les sous-problèmes liés à l'allocation des ressources et l'itinérance globale seront retenus pour analyse, parce qu'ils sont liés aux problèmes d'affectation des cellules. Une bonne allocation des ressources doit permettre au réseau d'assurer la continuité de la connexion de l'utilisateur en déplacement. Dans les réseaux de prochaine génération, cette mobilité implique un déplacement à travers des réseaux utilisant des technologies différentes, ce qui nécessite la gestion de différents types de trafic, avec des débits et des délais différents.

*Beaubrun et al.* proposent, à cet effet, une méthode d'optimisation des ressources du réseau basée sur l'utilisation faite de ses ressources. Ils considèrent les paramètres des différents types de trafic et le modèle de mobilité pour évaluer la quantité de ressources à allouer à chaque utilisateur suivant ses besoins. Ainsi, le système pourra réguler l'utilisation faite de la bande passante lors du passage d'un service gourmand en ressources (jeux vidéo,



streaming etc..) vers un autre service moins exigeant (SMS, courriel). Ce qui permet en outre de garantir une bonne qualité de service en termes de probabilité de blocage de nouveaux appels, et de temps de latence dû aux relèves. L'itinérance globale permet de gérer efficacement la mobilité globale de l'utilisateur dans ces systèmes multi-technologiques, tout en lui permettant d'accéder à ses services quelque soit sa position géographique. Une solution au problème d'itinérance globale des réseaux de prochaine génération a été proposée dans [21]. Les auteurs présentent une nouvelle passerelle intelligente appelée *WING* (*Wireless Networking Gateway*) qui facilite les échanges inter-systèmes et permet de convertir les formats de signaux et de messages d'un réseau à un autre. *WING* contrôle les appels de relève, assure une interopérabilité entre les sous-systèmes lors de l'itinérance globale, et effectue une réduction du trafic de signalisation au niveau des bases de données lors des mises à jour des paramètres de localisation du UE.

### 2.3.4 Cas des réseaux d'extension

Il existe très peu de travaux qui traitent de l'extension des réseaux mobiles. L'auteur *Chamberland* propose dans [23], une approche globale qui regroupe les trois sous-problèmes de la planification, pour aborder le problème d'extension. La méthode de résolution proposée comprend un modèle mathématique et une méthode d'énumération implicite. Le modèle commence par représenter le réseau existant. L'objectif de l'auteur est de déterminer le nombre, l'emplacement des nouveaux nœuds à ajouter, de sélectionner les nœuds existants à enlever de manière à minimiser une fonction de coût ( $C_L(v) + C_N(x)$ ) exprimée en fonction :

- du coût d'ajout des liens et interfaces des nouveaux nœuds, et du coût de retrait des liens et interfaces de certains nœuds existants.

$$\begin{aligned}
C_L(v) = & \sum_{i \in S_1} \sum_{j \in S_2} \sum_{m \in M_{12}} (a_{12}^{ijm} (v_{12}^{ijm} - \bar{v}_{12}^{ijm}) + A_{12}^{ijm} (v_{12}^{ijm} - \bar{v}_{12}^{ijm})^+) \\
& + \sum_{j \in S_2} \sum_{k \in S_3} \sum_{m \in M_{23}} (a_{23}^{jkm} (v_{23}^{jkm} - \bar{v}_{23}^{jkm}) + A_{23}^{jkm} (v_{23}^{jkm} - \bar{v}_{23}^{jkm})^+) \\
& + \sum_{j \in S_2} \sum_{l \in S_4} \sum_{m \in M_{24}} (a_{24}^{jlm} (v_{24}^{jlm} - \bar{v}_{24}^{jlm}) + A_{24}^{jlm} (v_{24}^{jlm} - \bar{v}_{24}^{jlm})^+) \quad (2.7)
\end{aligned}$$

- du coût d'installation et de connexion des nouveaux nœuds, et du coût de retrait de

certaines nœuds existants.

$$\begin{aligned}
C_N(x) = & \sum_{t \in T_1} (b_1^t (\sum_{i \in S_1} (x_1^{it} - \bar{x}_1^{it}))) + B_1^t (\sum_{i \in S_1} (\bar{x}_1^{it} - x_1^{it})^+) \\
& + \sum_{t \in T_2} (b_2^t (\sum_{j \in S_2} (x_2^{jt} - \bar{x}_2^{jt}))) + B_2^t (\sum_{i \in S_2} (\bar{x}_2^{it} - x_2^{it})^+) \\
& + \sum_{t \in T_3} (b_3^t (\sum_{k \in S_3} (x_3^{kt} - \bar{x}_3^{kt}))) + B_3^t (\sum_{i \in S_3} (\bar{x}_3^{it} - x_3^{it})^+) \\
& + \sum_{t \in T_4} (b_4^t (\sum_{l \in S_4} (x_4^{lt} - \bar{x}_4^{lt}))) + B_4^t (\sum_{i \in S_4} (\bar{x}_4^{it} - x_4^{it})^+) \quad (2.8)
\end{aligned}$$

avec

- $\bar{x}_1^{it}$  une variable décisionnelle qui vaut 1 si le Node B de type  $t \in T_1$  est installé à un site  $i \in S_1$  dans le réseau en place, et 0 sinon ;
- $\bar{v}_{12}^{ijm}$  représentant le nombre de liens de type  $m \in M_{12}$  pour connecter un Node B installé à un site  $i \in S_1$ , à un RNC installé à un site  $j \in S_2$ , dans le réseau en place ;
- $A_{12}^{ijm}$  ( $A_{23}^{jkm}$ ,  $A_{24}^{jlm}$ ) les coûts de retraits des liens et des interfaces de type  $m \in M_{12}$  ( $m \in M_{23}, m \in M_{24}$ ) installés entre les sites  $i \in S_1$  et  $j \in S_2$  ( $i \in S_2$  et  $j \in S_3$ ,  $i \in S_2$  et  $j \in S_4$ ) ;
- $B_1^t, B_2^t, B_3^t$ , et  $B_4^t$  représentant respectivement, le coût de retrait d'un Node B (RNC, MSC, SGSN) de type  $t \in T_1$  ( $t \in T_2, t \in T_3, t \in T_4$ ).

Ce modèle est sujet aux contraintes d'unicité des affectations des nœuds, de capacité des liens et des équipements. De même, les contraintes d'intégralité et de non négativité doivent être respectées. Pour évaluer la performance du modèle, l'auteur utilise l'algorithme Branch-and-bound qui prend en paramètres, le nombre de Node B, de RNC, de MSC et de SGSN, et les différents types de liens et interfaces.

L'évaluation à grande échelle du travail a été faite par *St-Hilaire* [60]. L'auteur se base sur un algorithme de recherche taboue semblable à [23], qui exécute des mouvements variés en fonction des types de nœuds, de liens et interfaces disponibles. Il calcule le meilleur coût de l'extension à l'ajout et/ou au retrait de certains nœuds.

## 2.4 Méthodes de résolution basées sur des heuristiques

Dans cette section, trois des principales heuristiques adaptées au problème d'affectation seront décrites. Ce sont : le recuit simulé, la recherche taboue et les algorithmes mémétiques [43], [51], [53].

### 2.4.1 Recuit simulé

Le recuit simulé est un algorithme de recherche locale basée sur la notion de voisinage entre les configurations. Chaque configuration  $S$  est obtenue en appliquant un ensemble de mouvements  $M(S)$  définis de façon aléatoire suivant le critère de Métropolis. De manière générale, un mouvement est automatiquement accepté s'il améliore le coût de la solution actuelle. Sinon, il sera appliqué selon une probabilité qui dépend d'une certaine température. Selon le critère de Métropolis, plus la température est élevée, plus il est possible d'accepter de mauvaises solutions [39]. Ainsi, en adaptant le recuit simulé au problème d'affectation, une amélioration de la solution sera toujours acceptée alors qu'une augmentation de la fonction de coût sera acceptée avec une certaine probabilité qui dépend de la température [43].

### 2.4.2 Recherche taboue

L'algorithme de recherche taboue consiste à améliorer itérativement une solution initiale afin d'aboutir à une solution finale respectant les contraintes de capacité et d'unicité des affectations aux commutateurs. Cette amélioration se réalise au moyen de mouvements qui permettent de passer d'une solution à une autre dans un espace de recherche prédéfini. Cet algorithme est basé sur un mécanisme de mémoire (liste taboue) qui exclut les mouvements déjà effectués et évite d'y revenir pendant un certain nombre d'itérations.

Pour résoudre le problème d'affectation des cellules aux commutateurs dans les réseaux mobiles, les auteurs dans [25], [34], [51] et [59] proposent une solution initiale qui affecte chaque Node B  $i$  au RNC  $j$  le plus proche. De même, chaque RNC  $j$  sera affecté simultanément aux MSC  $k$  et SGSN  $l$  les plus proches. L'algorithme tabou, dans le but d'améliorer la solution initiale, effectue des mouvements sur l'ensemble des nœuds. Quand il s'agit d'un mouvement de réaffectation, le Node B  $i$  sera réaffecté au RNC  $j'$ , ensuite, le RNC  $j$  sera réaffecté à un MSC  $k'$  et SGSN  $l'$  qui génèrent le plus faible gain. D'autres types de mouvements, comme le retrait et le changement du type d'un Node B  $i$ , d'un RNC  $j$ , d'un MSC  $k$  et d'un SGSN  $l$  déjà installés sont également considérés. L'algorithme sauvegarde chaque mouvement effectué dans une liste taboue pendant un nombre  $k_{max}$  itérations, ce qui représente le critère d'arrêt de l'algorithme. À chaque itération, une évaluation de la solution

permet de vérifier le respect des contraintes de capacité. En cas de non-respect, une pénalité est ajoutée au coût de la solution.

### 2.4.3 Algorithmes mémétiques

L'algorithme mémétique, contrairement aux différentes méthodes déjà étudiées, tend à faire évoluer, non pas une seule, mais plusieurs configurations (chromosomes) dont l'ensemble constitue une population. Les candidats qui participent à la reproduction sont choisis de façon aléatoire et les chromosomes sont mutés suivant une certaine probabilité. Ainsi, l'adaptation au problème d'affectation vise à trouver à partir d'une population initiale de chromosomes, la meilleure affectation qui permet de minimiser le coût du réseau, tout en respectant les contraintes de capacités des commutateurs et celles liées à l'unicité des affectations des cellules aux commutateurs. Les solutions obtenues du problème sont des chaînes de chromosomes. Chaque chaîne représente le schéma d'affectation recherché, où chaque case de la chaîne reçoit le numéro du commutateur auquel la cellule est affectée. La longueur de la chaîne est égale au nombre de cellules et restera inchangée, car toutes les cellules doivent être affectées. La valeur maximale d'un gène de ces chromosomes est égale au nombre maximal de commutateurs du réseau. Cet algorithme comporte des opérateurs génétiques de sélection, de croisement et de mutation œuvrant à faire varier les populations.

Les auteurs *Hedible et al.* [32], et *Suresh et al.* [55] proposent un modèle mathématique couplé de l'algorithme génétique pour résoudre le problème d'affectation des cellules aux commutateurs. Ce modèle mathématique inclut une fonction objective à minimiser qui comptabilise les coûts de liaisons et de relèves entre les nœuds. Cette fonction est soumise à des contraintes de capacité et d'unicité des affectations. Les auteurs définissent une population initiale, puis altère cette solution au moyen de deux types d'opérateurs génétiques : un opérateur de croisement et un opérateur de mutation. La solution obtenue est ensuite évaluée pour la vérification du respect des contraintes.

Les auteurs *Quintero et al.* [53] s'inspirent de l'approche utilisée par [32] à laquelle ils appliquent un algorithme de recherche locale. L'algorithme obtenu porte le nom d'algorithme mémétique. En effectuant des tests de comparaison avec d'autres heuristiques, comme la recherche taboue, les résultats montrent que la méthode proposée apporte une amélioration sur la fonction de coût obtenue par la recherche taboue.

## 2.5 Analyse des travaux

Ce chapitre présente principalement les deux approches utilisées pour traiter le problème d'affectation et d'extension dans la planification des réseaux mobiles. La première approche est dite globale parce qu'elle intègre tous les aspects du problème. C'est une approche qui est très fastidieuse et requiert beaucoup de temps d'implémentation. Toutefois, elle s'avère être très efficace dans la prise de décision du planificateur dans le cas d'une nouvelle implantation, pour prévoir une extension du système en place ou tout simplement dans la maintenance du réseau. Ces décisions se basent alors sur la cohérence et la préservation des interactions qui existent entre chaque sous-problème. L'auteur *St-Hilaire* présente dans [59] un cadre global de planification des réseaux mobiles. L'auteur a pu montrer l'efficacité de cette méthode, mais certaines limitations sont à signaler. En effet, l'auteur ne considère pas la notion de mobilité qui relève d'une grande importance dans les réseaux mobiles. Cette mobilité consiste même un champ d'expertise dans le domaine des télécommunications. De plus, avec l'avènement des réseaux de prochaine génération qui se proposent de regrouper divers environnements mobiles et incompatibles en une infrastructure unique [21], une approche globale doit nécessairement tenir compte de l'itinérance globale.

La seconde approche est dite séquentielle et permet de cibler un problème spécifique de la planification. Dans cette approche, chaque problème est traité séparément, facilitant ainsi la tâche du planificateur en l'aidant à détecter une panne précise, sans avoir à passer à travers les autres étapes de la planification. C'est dans ce contexte que se situe le travail réalisé par *Diallo* dans [25]. Dans ce travail, l'auteur traite directement du problème d'affectation des cellules, et définit les concepts de relève simple et de relève complexe liés à la mobilité. Ce travail ne fait pas une gestion de la mobilité à proprement parler. Il tient compte de la notion d'itinérance, en permettant aux opérateurs d'estimer dans la planification, le coût de la mise à jour des informations à la suite d'une relève. Ce travail présente également des résultats assez concluants, mais l'auteur ne présente aucune garantie dans la migration de ces réseaux, vers un réseau de prochaine génération.

Le problème lié à l'évolutivité des réseaux mobiles vers des réseaux de nouvelle génération est souvent posé quand l'opérateur désire augmenter le nombre de ses abonnés. L'évolution du réseau existant peut se réaliser, soit en étendue territoriale (milieux urbains, périurbains et ruraux), soit simplement en diversifiant les services offerts, soit les deux à la fois. Ce dernier cas est celui qui est considéré dans ce mémoire, et consiste essentiellement en une mise à jour du réseau, soit par l'ajout de nouveaux équipements, soit par le retrait de certains équipements déjà en place. Dans son approche de résolution, *Chamberland* [23] uti-

lise une approche globale de planification. Cependant, le travail ne reflète pas une migration vers un réseau de nouvelle génération. Les auteurs dans [37] ont tenté d'apporter une solution au problème de planification, dans l'évolutivité d'un réseau existant vers un réseau de prochaine génération. Ce travail ne présente qu'une architecture d'interconnexion de différentes technologies, et ne traite que de la performance de l'architecture.

Bien que plusieurs travaux aient été effectués sur la planification des réseaux mobiles [22]-[59], l'aspect du problème lié à l'évolutivité d'un réseau mobile existant dans un cadre multi-technologique laisse certaines avenues de recherche non encore explorées. Ainsi, ce travail consistera à planifier un réseau 4G/LTE à partir d'un réseau 3G/UMTS, déjà en place et fonctionnel. Cet aspect différencie ce mémoire des travaux qui ont fait l'objet d'analyse dans ce chapitre. Plus spécifiquement, l'aspect de la planification qui sera abordé dans ce travail est l'affectation des cellules aux commutateurs. Il consistera alors à affecter les nouveaux eNode B aux SGW et MME, et à affecter les nœuds existants SGSN de l'UMTS aux mêmes SGW et MME. Puisque les travaux des réseaux précédents ne peuvent pas s'adapter au problème de planification d'un réseau 4G à partir d'un réseau 3G existant, alors une nouvelle approche sera utilisée pour traiter ce problème dans le cadre de ce mémoire.

## CHAPITRE 3

### MODÉLISATION DU PROBLÈME D’AFFECTATION DANS LA PLANIFICATION D’UN RÉSEAU 4G

Faire évoluer un réseau existant vers un réseau 4G requiert une allocation des ressources les plus efficaces [21]. De ce fait, le problème d’affectation présente un grand défi et doit avoir une considération particulière dans la planification des réseaux mobiles. Ce problème a fait l’objet de nombreuses études dans la littérature, plus précisément pour les réseaux de deuxième (2G) et de troisième (3G) génération [35], [51]. Pour aborder le problème dans le cas des réseaux 4G, dans la suite de ce chapitre, seront définis certains concepts de base, utiles à la formulation du problème. Ensuite, l’architecture du réseau sera présentée, et permettra au moyen des ensembles décrivant les équipements, et des variables, d’élaborer le modèle mathématique proposé. Ce chapitre se termine par une analyse de la complexité du problème, dans le but de trouver une méthode de résolution adéquate.

#### 3.1 Concepts de base

Le problème d’affectation des cellules aux commutateurs consiste, de façon générale, à déterminer un patron d’affectation des cellules aux commutateurs dans le but de minimiser une fonction de coût quadratique, tout en respectant les contraintes de capacités de ces commutateurs. Dans la planification d’un réseau 4G réalisée à partir d’un réseau 3G existant, le problème d’affectation consiste à trouver un patron d’affectation entre les nœuds eNode B, SGSN, MME et SGW qui permet de minimiser cette fonction de coût, tout en respectant certaines contraintes. Il convient alors de considérer les affectations entre les nœuds du réseau 4G et les affectations entre les nœuds des réseaux 3G et 4G. De ce fait, deux types de relèves sont à considérer : une relève horizontale et une relève verticale qui peuvent être simples ou complexes. Ce mémoire tient compte uniquement de la relève horizontale inter-4G et de la relève verticale entre les réseaux 3G et 4G.

##### 3.1.1 Relève horizontale simple

Au niveau du réseau 4G, la relève horizontale simple est déclenchée au niveau des nœuds eNode B, reliés à un même MME et un même SGW. Le terminal mobile qui se trouve à la frontière de sa cellule courante envoie une requête de relève à l’eNode B  $e$  desservant cette cellule. Cette requête peut être interceptée directement par la cellule destination desservie par

un eNode B  $e'$  au moyen de l'interface  $X2$ , ou en passant par le MME et le SGW communs à  $e$  et  $e'$  au moyen de l'interface  $S1$  représentée à la figure 3.1 [15].

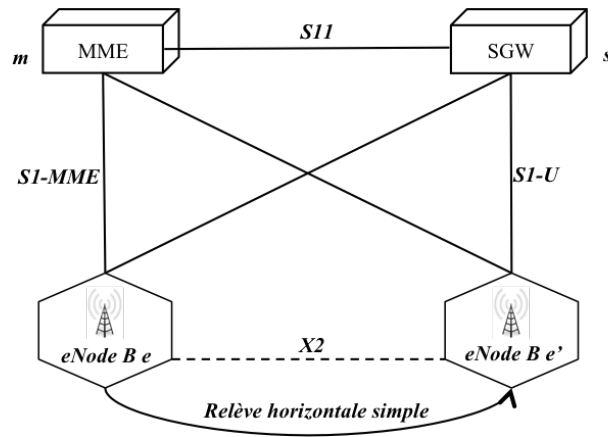


Figure 3.1 Relève simple via interface X2 du réseau LTE

### 3.1.2 Relève horizontale complexe

Dans cette relève, le transfert des informations d'un usager passant d'une cellule à une autre fait intervenir des eNode B différents, soient  $e, e'$ , eux mêmes reliés à des MME et des SGW différents, telle qu'illustrée à la figure 3.2. Ainsi, l'eNode B source  $e$  déclenche le mécanisme de relève en envoyant, au moyen de l'interface  $S1$ , une requête au MME qui lui est affecté. Le MME à son tour vérifie les informations reçues de la requête et les achemine à l'eNode B cible  $e'$  auquel elles sont destinées. Les opérations liées à la relève s'achèvent quand l'eNode B  $e$  reçoit la confirmation sur la reception des informations de l'eNode B  $e'$  [47].

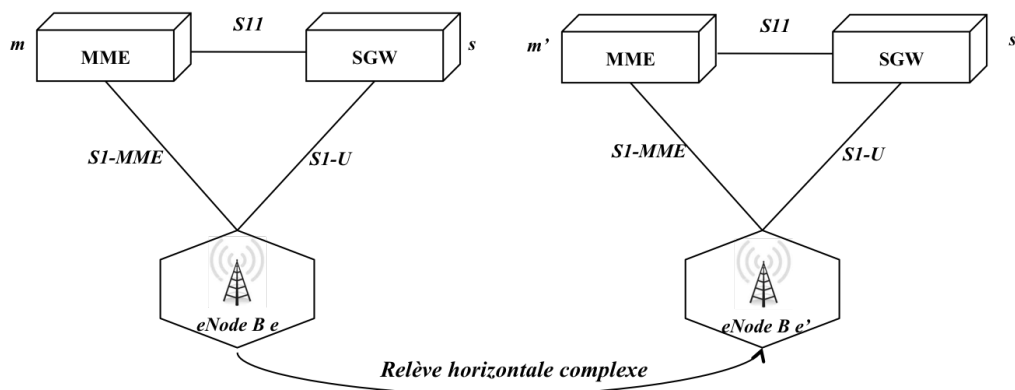


Figure 3.2 Relève horizontale complexe dans le réseau LTE



### 3.1.3 Relève verticale simple

La relève verticale fait intervenir les cellules appartenant à des technologies d'accès radio différentes [19]. Cette relève permet ainsi d'assurer la continuité des services quand le type d'accès utilisé n'est plus offert sur la couverture courante de l'utilisateur [16]. Étant donné que ce mémoire traite de la planification d'un réseau 4G à partir d'un réseau 3G, la relève verticale fera usage des interfaces  $Iub$  et  $Iu$  pour le réseau 3G basé UMTS, et des interfaces  $S1$  et  $S4$  pour le réseau 4G basé LTE, comme le montre la figure 3.3. Les principaux nœuds qui interviennent dans la connexion des deux réseaux sont : le SGSN du réseau UMTS, le MME et le SGW du réseau LTE. Ainsi, pour effectuer le transfert d'informations à travers le réseau, une requête est envoyée par l'eNode B source via l'interface  $S1$  au MME. Ce dernier, informe alors le SGW et le SGSN destination au moyen des interfaces  $S11$ ,  $S3$  et  $S4$  desservant la cellule où l'UE se dirige [20]. Ainsi, les échanges effectués lors de cette relève permettent de maintenir la session de l'utilisateur sans interruption pendant que ce dernier se déplace à travers les réseaux d'accès différents.

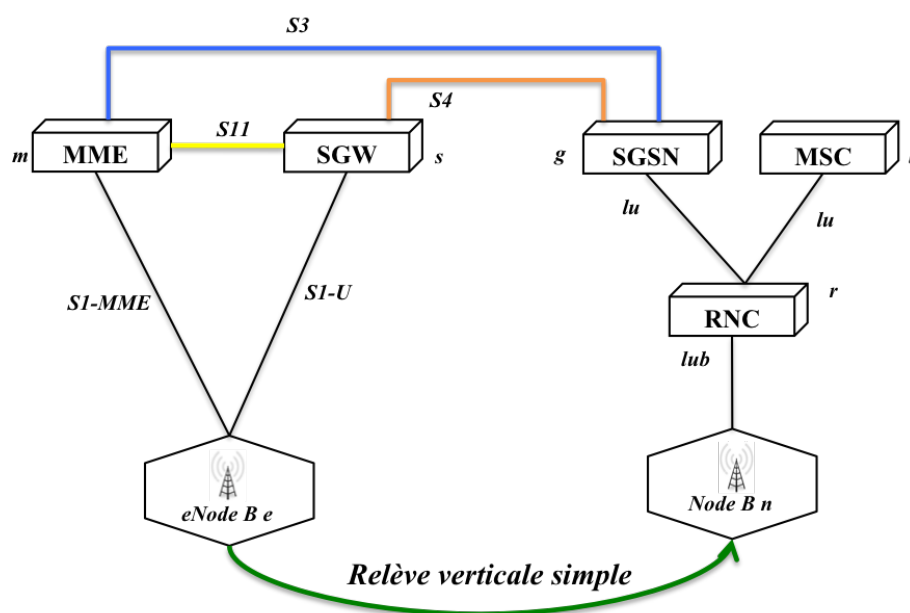


Figure 3.3 Relève verticale entre les réseaux LTE et UMTS

### 3.1.4 Relève verticale complexe

La relève verticale est dite complexe quand l'eNode B et le SGSN sont chacun liés à des MME et SGW différents, comme illustrée à la figure 3.4. Par conséquent, tout transfert

d'informations entre ces deux nœuds transite à travers plusieurs nœuds MME, SGW, SGSN et RNC intermédiaires, de technologies différentes, ce qui augmente le nombre d'opérations de mises à jour et, en même temps, le coût de la solution.

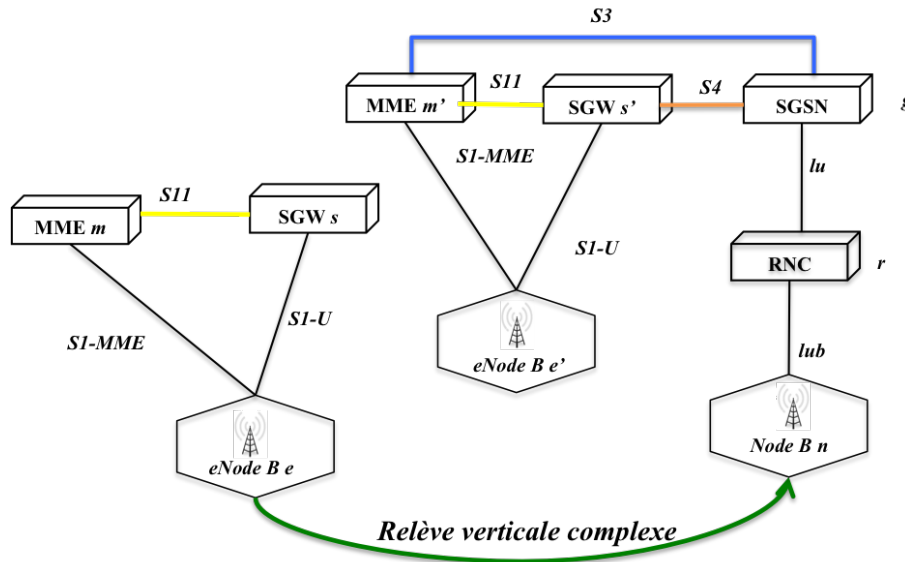


Figure 3.4 Relève verticale complexe entre les réseaux LTE et UMTS

### 3.2 Méthode d'analyse

Pour analyser le problème d'affectation dans la planification d'un réseau 4G à partir d'un réseau 3G existant, deux types d'approches seront considérées. Ce sont : une approche générale basée sur une architecture sans couplage de nœuds, et une approche simplifiée basée sur l'architecture avec couplage de nœuds. L'approche générale permet de calculer le coût d'affectation de chaque composante du réseau. Elle comporte : les coûts des infrastructures, des liaisons de contrôle, des liaisons physiques et des relèves. L'approche simplifiée prend en considération le trafic utile du réseau. Elle repose essentiellement sur les liens physiques existant entre les nœuds et se compose des coûts des infrastructures, des liaisons et des relèves. Le modèle qui résulte de l'analyse de ces deux approches est une fonction mathématique mettant en exergue les différents coûts considérés. Mais, avant de présenter ce modèle, les principales suppositions devant servir à exprimer la fonction de coût à minimiser, ainsi que les variables et notations, doivent être définies.

### 3.2.1 Suppositions au niveau de l'architecture

Pour modéliser le problème d'affectation dans la planification d'un réseau 4G/LTE à partir d'un réseau 3G/UMTS déjà établi, les suppositions suivantes sont à considérer :

- À la base, le réseau 3G/UMTS comporte des Node B, des RNC, des MSC et des SGSN déjà installés. Chaque Node B est affecté uniquement à un RNC à la fois et chaque RNC est connecté en même temps à un MSC et un SGSN ;
- Pour le déploiement du réseau 4G/LTE, les eNode B, les MME, les SGW, les PDN-GW et les HSS seront ajoutés au réseau 3G/UMTS ;
- Chaque nœud eNode B est connecté à un seul MME et à un seul SGW ;
- Un PDN-GW et un HSS peut desservir une grande étendue géographique. De ce fait tous les MME et SGW leur seront affectés pour une zone donnée et le coût de cette affectation devient par conséquent constante et ne sera pas pris en compte dans l'analyse ;
- L'échange inter-réseau implique que les réseaux 3G/UMTS et 4G/LTE soient interconnectés entre eux. Alors, chaque SGSN sera connecté à un et un seul SGW, et un seul MME ;
- Chaque MME, chaque SGW et chaque SGSN a une capacité bien déterminée ;
- Le terminal mobile est multimode. Il est par conséquent capable d'opérer avec les deux types de réseaux et peut supporter la relève verticale de façon transparente.

De plus, les informations suivantes sont considérées connues :

- La localisation des eNode B desservant les cellules du réseau ainsi que celle des MME et des SGW ;
- Le nombre maximum d'UE pouvant être desservi par chaque cellule et le débit minimum requis pour chaque utilisateur.

### 3.2.2 Ensembles

Les ensembles utilisés pour symboliser les composantes du réseau sont les suivants :

- $E = \{1, 2, 3, \dots, \alpha\}$  représentant l'ensemble des nœuds eNode B ;
- $M = \{1, 2, 3, \dots, \beta\}$  représentant l'ensemble des nœuds MME ;
- $S = \{1, 2, 3, \dots, \gamma\}$  représentant l'ensemble des nœuds SGW ;
- $N = \{1, 2, 3, \dots, \eta\}$  représentant l'ensemble des nœuds Node B ;
- $R = \{1, 2, 3, \dots, \zeta\}$  représentant l'ensemble des nœuds RNC ;
- $G = \{1, 2, 3, \dots, \kappa\}$  représentant l'ensemble des nœuds SGSN.

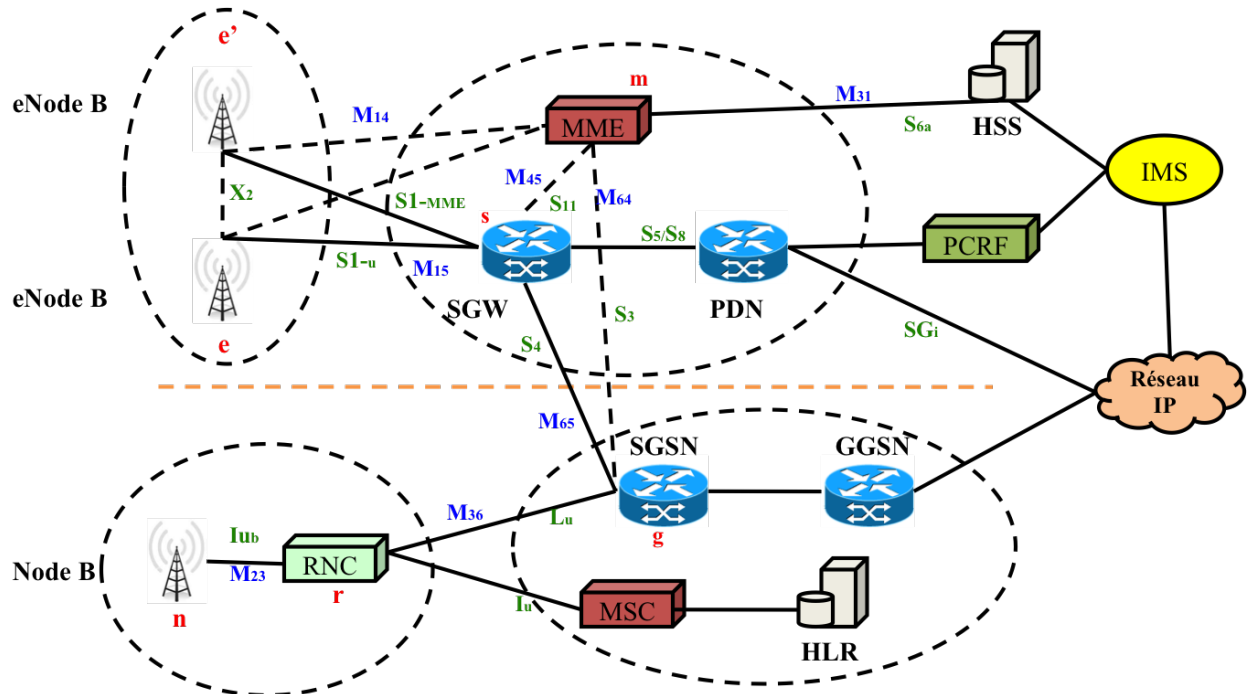


Figure 3.5 Exemple d'architecture d'interconnexion d'un réseau UMTS à un réseau LTE

La figure 3.5 montre l'architecture d'extension du réseau 3G/UMTS vers le réseau 4G/LTE. Sur cette figure, les nœuds sont identifiés par des indices allant de 1 à 6. Ainsi, le 1 représente les eNode B, le 2 et le 3 représentent respectivement les Node B et les RNC. Les indices 4 et 5 seront attribués respectivement aux MME et SGW, et le SGSN sera identifié par le numéro 6.

### 3.2.3 Variables

Les variables de décision utilisées dans la formulation mathématiques sont les suivantes :

- $x_{14}^{em}$  variable 0-1 tel que  $x_{14}^{em} = 1$  si et seulement si un eNode B  $e \in E$  est connecté à une MME  $m \in M$ , et 0 sinon ;
- $x_{15}^{es}$  variable 0-1 tel que  $x_{15}^{es} = 1$  si et seulement si un eNode B  $e \in E$  est connecté à un SGW  $s \in S$ , et 0 sinon ;

- $x_{65}^{gs}$  variable 0-1 tel que  $x_{65}^{gs} = 1$  si et seulement si un nœud SGSN  $g \in G$  est connecté à une entité SGW  $s \in S$ , et 0 sinon ;
- $x_{64}^{gm}$  variable 0-1 tel que  $x_{64}^{gm} = 1$  si et seulement si un SGSN  $g \in G$  est connecté à un MME  $m \in M$ , et 0 sinon.

Les variables de coûts regroupent les coûts de liaisons et les coûts de relèves et sont définies comme suit :

- $c_{14}^{em}$  qui représente le coût d'amortissement de la liaison entre l'eNode B  $e \in E$  et MME  $m \in M$  ;
- $c_{15}^{es}$  qui représente le coût d'amortissement de la liaison entre l'eNode B  $e \in E$  et SGW  $s \in S$  ;
- $c_{65}^{gs}$  qui représente le coût d'amortissement de la liaison entre le nœud SGSN  $g \in G$  et le SGW  $s \in S$  ;
- $c_{64}^{gm}$  qui représente le coût d'amortissement de la liaison entre le nœud SGSN  $g \in G$  et le MME  $m \in M$  ;
- $H_{14}^{ee'}$  le coût par unité de temps d'une relève simple entre deux eNode B  $e$  et  $e'$  impliquant un seul MME ;
- $H'_{14}{}^{ee'}$  le coût par unité de temps d'une relève complexe entre deux eNode B  $e$  et  $e'$  impliquant des MME différents ;
- $H_{15}^{ee'}$  le coût par unité de temps d'une relève simple entre deux eNode B  $e$  et  $e'$  impliquant un seul SGW ;
- $H'_{15}{}^{ee'}$  le coût par unité de temps d'une relève complexe entre deux eNode B  $e$  et  $e'$  impliquant des SGW différents ;
- $Hv_{64}^{en}$  le coût par unité de temps d'une relève verticale entre un Node B  $n$  et un eNode B  $e$  impliquant un SGSN et un MME ;
- $H'v_{64}{}^{en}$  le coût par unité de temps d'une relève verticale complexe entre un eNode B  $e$  et un NodeB  $n$  impliquant un SGSN mais un MME différent ;
- $Hv_{65}^{en}$  le coût par unité de temps d'une relève verticale entre un eNode B  $e$  et un NodeB  $n$  impliquant un SGSN et un SGW ;
- $H'v_{65}{}^{en}$  le coût par unité de temps d'une relève verticale complexe entre les Node B  $n$  et les eNode B  $e$  impliquant un SGSN mais un SGW différents.

Les paramètres de trafic décrivent la capacité de chaque équipement du réseau cœur. Ce sont :

- $w_1^m$  la capacité (bps) des passerelles MME ;
- $w_2^s$  la capacité (bps) des passerelles SGW ;
- $f_{14}^{em}$  le trafic de données supporté par le lien entre un eNode B  $e \in E$  et un MME  $m \in M$  ;
- $f_{15}^{es}$  le trafic de données supporté par le lien entre un eNode B  $e \in E$  et un SGW  $s \in S$  ;
- $f_{65}^{gs}$  le trafic de données générées lors de la relève verticale, supporté par le lien entre un SGSN  $g \in G$  et un SGW  $s \in S$  ;
- $f_{64}^{gm}$  le trafic de données générées lors de la relève verticale, supporté par le lien entre un SGSN  $g \in G$  et un MME  $m \in M$ .

### 3.3 Modèle mathématique pour une architecture sans couplage de nœuds

Le modèle est une fonction mathématique composée des coûts d'affectation, des coûts de relèves horizontale et verticale.

#### 3.3.1 Coût d'affectation

Le coût d'affectation comprend le coût d'affectation des eNode B aux MME et aux SGW, représenté respectivement par le premier et le deuxième termes de l'équation 3.1, et le coût d'affectation des SGSN aux MME et aux SGW, représenté respectivement par le troisième et le quatrième termes.

$$\sum_{e \in E} \sum_{m \in M} x_{14}^{em} c_{14}^{em} + \sum_{e \in E} \sum_{s \in S} x_{15}^{es} c_{15}^{es} + \sum_{g \in G} \sum_{s \in S} x_{65}^{gs} c_{65}^{gs} + \sum_{g \in G} \sum_{m \in M} x_{64}^{gm} c_{64}^{gm} \quad (3.1)$$

#### 3.3.2 Coût de la relève horizontale

Le coût de la relève horizontale est composé du coût de relève impliquant un MME et du coût de relève impliquant un SGW. Le coût de la relève impliquant un MME est exprimé en fonction des variables  $z_{14}^{ee'm}$  et  $y_{14}^{ee'}$  représentant le coût d'affectation des eNode B  $e$  et  $e'$  à

un MME  $m$ . Elles se définissent alors par :

$$z_{14}^{ee'm} = x_{14}^{em} \cdot x_{14}^{e'm} \quad \text{avec } e \text{ et } e' \in E \text{ et } m \in M \text{ et } e \neq e' \quad (3.2)$$

$z_{14}^{ee'm}$  sera égale à 1 si les eNode B  $e$  et  $e'$ , avec  $e \neq e'$ , sont tous deux connectés au même MME  $m$ , et 0 s'ils sont reliés à des MME différents. Alors,

$$y_{14}^{ee'} = \sum_{m \in M} z_{14}^{ee'm} \quad \text{avec } e, e' \in E \text{ et } e \neq e'. \quad (3.3)$$

$y_{14}^{ee'}$  vaut 1 si les eNode B  $e$  et  $e'$  sont tous deux connectés seulement à un seul et même MME parmi l'ensemble des MME, et à 0 sinon.

La relation 3.4 représente le coût par unité de temps de la relève horizontale incluant un MME et est composée de la sommation des coûts de relève complexe (premier terme) et simple (deuxième terme).

$$\sum_{e \in E} \sum_{e' \in E} H_{14}^{ee'} (1 - y_{14}^{ee'}) + \sum_{e \in E} \sum_{e' \in E} H_{14}^{ee'} y_{14}^{ee'} \quad (3.4)$$

Le coût de la relève impliquant un SGW est exprimé en fonction des variables  $z_{15}^{ee's}$  et  $y_{15}^{ee'}$  représentant le coût d'affectation des eNode B  $e$  et  $e'$  au SGW  $s \in S$ . Elles se définissent alors par :

$$z_{15}^{ee's} = x_{15}^{es} \cdot x_{15}^{e's} \quad \text{avec } e \text{ et } e' \in E \text{ et } s \in S \text{ et } e \neq e' \quad (3.5)$$

$z_{15}^{ee's}$  sera égale à 1 si les eNode B  $e$  et  $e'$ , avec  $e \neq e'$ , sont tous deux connectés au même SGW  $s$ , et 0 s'ils sont reliés à des SGW différents.

$$y_{15}^{ee'} = \sum_{s \in S} z_{15}^{ee's} \quad \text{avec } e, e' \in E \text{ et } e \neq e'. \quad (3.6)$$

$y_{15}^{ee'}$  vaut 1 si les eNode B  $e$  et  $e'$  sont tous deux connectés seulement à un seul et même SGW parmi l'ensemble des SGW, et 0 sinon.

Le coût par unité de temps de la relève horizontale incluant un SGW s'exprime

comme suit :

$$\sum_{e \in E} \sum_{e' \in E} H_{15}^{ee'} (1 - y_{15}^{ee'}) + \sum_{e \in E} \sum_{e' \in E} H_{15}^{ee'} y_{15}^{ee'} \quad (3.7)$$

Le coût total pour la relève horizontale est donné par la relation suivante :

$$\sum_{e \in E} \sum_{e' \in E} H_{14}^{ee'} y_{14}^{ee'} + \sum_{e \in E} \sum_{e' \in E} H_{14}^{ee'} (1 - y_{14}^{ee'}) + \sum_{e \in E} \sum_{e' \in E} H_{15}^{ee'} y_{15}^{ee'} + \sum_{e \in E} \sum_{e' \in E} H_{15}^{ee'} (1 - y_{15}^{ee'}) \quad (3.8)$$

En posant  $h_{14}^{ee'} = H_{14}^{ee'} - H_{14}^{ee'}$  et  $h_{15}^{ee'} = H_{15}^{ee'} - H_{15}^{ee'}$ , la relation 3.8 devient :

$$\sum_{e \in E} \sum_{e' \in E} h_{14}^{ee'} (1 - y_{14}^{ee'}) + \sum_{e \in E} \sum_{e' \in E} H_{14}^{ee'} + \sum_{e \in E} \sum_{e' \in E} h_{15}^{ee'} (1 - y_{15}^{ee'}) + \sum_{e \in E} \sum_{e' \in E} H_{15}^{ee'}$$

avec

$$\sum_{e \in E} \sum_{e' \in E} H_{14}^{ee'} = \text{constante}$$

et

$$\sum_{e \in E} \sum_{e' \in E} H_{15}^{ee'} = \text{constante}$$

La relation 3.8 s'exprime comme suit :

$$\sum_{e \in E} \sum_{e' \in E} h_{14}^{ee'} (1 - y_{14}^{ee'}) + \sum_{e \in E} \sum_{e' \in E} h_{15}^{ee'} (1 - y_{15}^{ee'}) \quad (3.9)$$

### 3.3.3 Coût de la relève verticale

Ce type de relève fait intervenir des composantes appartenant aux réseaux 3G/UMTS et 4G/LTE. Cette relève peut impliquer, soit un MME, soit un SGW. Pour comptabiliser le coût de la relève verticale, il faut que les deux conditions suivantes soient respectées :

1. l'eNode B  $e$  qui dessert la cellule de départ où se trouve l'UE doit être relié à un MME  $m$  et un SGW  $s$ , eux mêmes reliés à un SGSN  $g$ ;



2. le Node B  $n$  situé dans la cellule destination est relié à un RNC  $r$  qui, à son tour, est relié à un SGSN  $g \in G$  relié à un MME  $m$  et un SGW  $s$  et vice versa.

Pour exprimer le coût de la relève verticale impliquant un SGW, des variables de conditions définies en fonction des Node B et des RNC seront ajoutées.

Soient alors

$$x_{23}^{nr} = \begin{cases} 1 & \text{si le Nœud B } n \text{ est relié au RNC } r \text{ (} n \in N \text{ et } r \in R \text{)} \\ 0 & \text{sinon} \end{cases} \quad (3.10)$$

$$x_{36}^{rg} = \begin{cases} 1 & \text{si le RNC } r \text{ est relié au SGSN } g \text{ (} r \in R \text{ et } g \in G \text{)} \\ 0 & \text{sinon} \end{cases} \quad (3.11)$$

Ainsi, le coût de la relève verticale par unité de temps incluant un SGW s'exprime par la relation 3.12. Le premier terme représente le calcul du coût de la relève verticale simple et le deuxième, celui de la relève verticale complexe réalisée avec changement de SGW.

$$\begin{aligned} & \sum_{e \in E} \sum_{s \in S} \sum_{n \in N} \sum_{r \in R} \sum_{g \in G} H v_{65}^{en} (x_{15}^{es} x_{23}^{nr} x_{36}^{rg} x_{65}^{gs}) \\ & + \sum_{e \in E} \sum_{s \in S} \sum_{n \in N} \sum_{r \in R} \sum_{g \in G} H' v_{65}^{en} (x_{15}^{es} x_{23}^{nr} x_{36}^{rg}) (1 - x_{65}^{gs}) \end{aligned} \quad (3.12)$$

En considérant les relations 3.10 et 3.11, le coût de la relève verticale par unité de temps incluant un MME s'exprime par la relation 3.13, où le premier terme représente la relève verticale simple, et le deuxième la relève verticale complexe avec changement de MME.

$$\begin{aligned} & \sum_{e \in E} \sum_{m \in M} \sum_{n \in N} \sum_{r \in R} \sum_{g \in G} H v_{64}^{en} (x_{14}^{em} x_{23}^{nr} x_{36}^{rg} x_{64}^{gm}) \\ & + \sum_{e \in E} \sum_{m \in M} \sum_{n \in N} \sum_{r \in R} \sum_{g \in G} H' v_{64}^{en} (x_{14}^{em} x_{23}^{nr} x_{36}^{rg}) (1 - x_{64}^{gm}) \end{aligned} \quad (3.13)$$

Ainsi, le coût total de l'affectation des nœuds est représenté par la fonction  $F$  suivante dont les termes 1 à 6 représentent le coût des nœuds et des liaisons, les termes

7 et 8 expriment le coût des relèves simples et complexes inter-LTE et les termes 9 et 10 représentent le coût des relèves verticales.

$$\begin{aligned}
F = & \sum_{e \in E} \sum_{m \in M} x_{14}^{em} c_{14}^{em} + \sum_{e \in E} \sum_{s \in S} x_{15}^{es} c_{15}^{es} + \sum_{g \in G} \sum_{s \in S} x_{65}^{gs} c_{65}^{gs} + \sum_{g \in G} \sum_{m \in M} x_{64}^{gm} c_{64}^{gm} + \sum_{e \in E} \sum_{e' \in E} h_{14}^{ee'} (1 - y_{14}^{ee'}) \\
& + \sum_{e \in E} \sum_{e' \in E} h_{15}^{ee'} (1 - y_{15}^{ee'}) + \sum_{e \in E} \sum_{s \in S} \sum_{n \in N} \sum_{r \in R} \sum_{g \in G} (x_{65}^{es} x_{23}^{nr} x_{36}^{rg}) ((H v_{65}^{en} - H' v_{65}^{en}) x_{65}^{gs} + H' v_{65}^{en}) \\
& + \sum_{e \in E} \sum_{s \in S} \sum_{n \in N} \sum_{r \in R} \sum_{g \in G} (x_{64}^{es} x_{23}^{nr} x_{36}^{rg}) ((H v_{64}^{en} - H' v_{64}^{en}) x_{64}^{gs} + H' v_{64}^{en}) \quad (3.14)
\end{aligned}$$

### 3.3.4 Contraintes

Le modèle ainsi défini est sujet aux contraintes d'unicité des affectations des nœuds eNode B, SGSN, Node B et RNC, et aux contraintes sur le trafic vers les MME et les SGW. Dans ce cas :

Chaque nœud eNode B doit être affecté à un seul MME et un seul SGW, ce qui est traduit respectivement par les relations 3.15 et 3.16 suivantes :

$$\sum_{m \in M} x_{14}^{em} = 1 \quad \text{avec } (e \in E) \quad (3.15)$$

$$\sum_{s \in S} x_{15}^{es} = 1 \quad \text{avec } (e \in E) \quad (3.16)$$

Chaque nœud SGSN doit être affecté à un seul MME et un seul SGW, ce qui est traduit par les relations suivantes :

$$\sum_{m \in M} x_{64}^{gm} = 1 \quad \text{avec } (g \in G) \quad (3.17)$$

$$\sum_{s \in S} x_{65}^{gs} = 1 \quad \text{avec } (g \in G) \quad (3.18)$$

Chaque nœud Node B doit être affecté à un seul RNC, et chaque RNC à un seul SGSN, ce qui est traduit par les relations suivantes :

$$\sum_{r \in R} x_{23}^{nr} = 1 \quad \text{avec } (n \in N) \quad (3.19)$$

$$\sum_{g \in G} x_{36}^{rg} = 1 \quad \text{avec } (r \in R) \quad (3.20)$$

Différents types de trafic circulent entre le réseau d'accès et le réseau cœur des réseaux LTE. Ce sont plus particulièrement ceux générés par les données (voix, les données, le multimédia) et la signalisation. De ce fait, la quantité de trafic venant des eNode B et des SGSN ne doit pas dépasser la capacité des MME et celle des SGW.

$$\sum f_{14}^{em} . x_{14}^{em} + f_{15}^{gm} . x_{15}^{gm} \leq w_1^m \quad \text{avec } m \in M \quad (3.21)$$

$$\sum f_{15}^{es} . x_{15}^{es} + f_{65}^{gs} . x_{65}^{gs} \leq w_2^s \quad \text{avec } s \in S \quad (3.22)$$

En résumé, la résolution du problème revient à minimiser la fonction de coût  $F$  sous les contraintes 3.3, 3.6, 3.15 à 3.22.

### 3.4 Modèle mathématique pour une architecture avec couplage de nœuds

Dans les réseaux LTE, les liaisons entre certains équipements peuvent être logiques. De ce fait, plusieurs modes de couplage sont possibles entre les nœuds. Le couplage qui sera considéré dans le cadre de ce mémoire est un regroupement des nœuds MME et SGW. Ainsi, les nœuds MME et SGW seront représentés par une entité unique, appelée SGM. Pour élaborer le modèle avec les SGM, de nouvelles suppositions seront considérées.

#### 3.4.1 Suppositions au niveau de l'architecture

- Les suppositions concernant le réseau 3G sont les mêmes que dans la section 3.2.1 ;
- Le réseau 4G comprend les nœuds eNode B , MME et SGW ;
- Pour pouvoir effectuer le couplage des nœuds, le nombre de MME est supposé égal au nombre de SGW ;
- Les nœuds MME et SGW sont représentés par une entité unique appelée SGM ;
- Chaque nœud eNode B est relié à un et un seul nœud SGM ;
- Chaque SGSN du réseau UMTS est relié à un seul SGM afin d'assurer l'interconnexion entre les deux réseaux.

### 3.4.2 Ensembles

Les ensembles utilisés pour symboliser les composantes du réseau sont les suivants :

- $E = \{1, 2, 3, \dots, \alpha\}$  représentant l'ensemble des nœuds eNode B ;
- $Q = \{1, 2, 3, \dots, \sigma\}$  représentant l'ensemble des nœuds SGM ;
- $N = \{1, 2, 3, \dots, \eta\}$  représentant l'ensemble des nœuds Node B ;
- $R = \{1, 2, 3, \dots, \zeta\}$  représentant l'ensemble des nœuds RNC ;
- $G = \{1, 2, 3, \dots, \kappa\}$  représentant l'ensemble des nœuds SGSN.

### 3.4.3 Variables

L'élaboration du modèle prend en compte les variables de décision sur les eNode B et les SGSN, définies comme suit :

- $x_{17}^{eq}$  variable 0-1 tel que  $x_{17}^{eq} = 1$  si et seulement si un eNode B  $e \in E$  est connecté à un SGM  $q \in Q$ , et 0 sinon ;
- $x_{67}^{gq}$  variable 0-1 tel que  $x_{67}^{gq} = 1$  si et seulement si un nœud SGSN  $g \in G$  est connecté à un SGM  $q \in Q$ , et 0 sinon.

Les variables représentant les coûts de liaisons et les coûts de relèves s'expriment comme suit :

- $c_{17}^{eq}$  qui représente le coût d'amortissement de la liaison entre l'eNode B  $e \in E$  et un SGM  $q \in Q$  ;
- $c_{67}^{gq}$  qui représente le coût d'amortissement de la liaison entre un nœud SGM  $q \in Q$  et SGSN  $g \in G$  ;
- $Hq_{17}^{ee'}$  le coût par unité de temps d'une relève simple entre les eNode B  $e$  et  $e'$  impliquant un seul SGM ;
- $H'q_{17}^{ee'}$  le coût par unité de temps d'une relève complexe entre les eNode B  $e$  et  $e'$  impliquant des SGM différents ;
- $Hvq_{67}^{en}$  le coût par unité de temps d'une relève verticale entre les Node B  $n$  et les eNode B  $e$  impliquant un SGSN et un SGM ;
- $H'vq_{67}^{en}$  le coût par unité de temps d'une relève verticale complexe entre les Node B  $n$  et les eNode B  $e$  impliquant un SGSN et un SGM différents.

Les variables de trafic sont représentées par :

- $w_2^q$  la capacité des SGM ;

- $f_{17}^{eq}$  le trafic de données supporté par le lien entre un eNode B  $e \in E$  et un SGM  $q \in Q$  ;
- $f_{67}^{gq}$  le trafic de données généré lors de la relève verticale, supporté par le lien entre un SGSN  $g \in G$  et un SGM  $q \in Q$ .

Dans ce cas, la nouvelle architecture est représentée à la Figure 3.6.

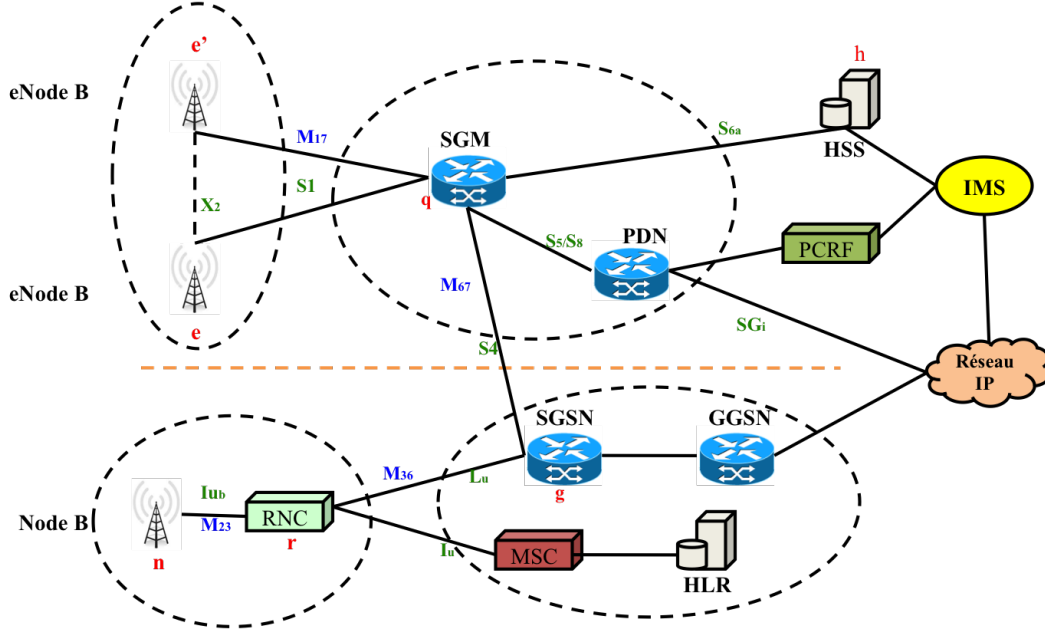


Figure 3.6 Exemple d'architecture d'interconnexion d'un réseau UMTS à un réseau LTE avec couplage de noeuds

### 3.4.4 Coût d'affectation

Pour effectuer le calcul du coût d'affectation des cellules, les liens qui seront considérés sont ceux à travers lesquels le plan de l'utilisateur transitera. Les liens dédiés à la signalisation, comme les interfaces  $X2$ ,  $S1$  et  $S11$ , ne seront pas pris en compte. Alors, le calcul comptabilisera : les coûts d'affectation des eNode B  $e$ , des SGSN  $g$  aux SGM  $q$ , comme le montrent respectivement les termes 1 et 2 de la relation 3.23.

$$\sum_{e \in E} \sum_{q \in Q} x_{17}^{eq} c_{17}^{eq} + \sum_{g \in G} \sum_{q \in Q} x_{67}^{gq} c_{67}^{gq} \quad (3.23)$$

### 3.4.5 Coût de la relève horizontale

Soient les variables  $z_{17}^{ee'q}$  et  $y_{17}^{ee'}$ , représentant le coût d'affectation des eNode B  $e$  et  $e'$  au SGM  $q$ . Elles se définissent alors par :

$$z_{17}^{ee'q} = x_{17}^{eq}.x_{17}^{e'q} \text{ avec } e \text{ et } e' \in E \text{ et } q \in Q \text{ et } e \neq e' \quad (3.24)$$

$z_{17}^{ee'q}$  sera égale à 1 si les eNode B  $e$  et  $e'$  avec  $e \neq e'$  sont tous deux connectés à un seul SGM, et 0 s'ils sont reliés à des SGM différents. Alors,

$$y_{17}^{ee'} = \sum_{q \in Q} z_{17}^{ee'q} \text{ avec } e, e' \in E \text{ et } e \neq e'. \quad (3.25)$$

$y_{17}^{ee'}$  vaut 1 si les eNode B  $e$  et  $e'$  sont tous deux connectés au même SGM, et 0 sinon.

Le coût de la relève horizontale par unité de temps incluant un SGM s'exprime comme suit :

$$\sum_{e \in E} \sum_{e' \in E} H_{17}^{ee'} (1 - y_{17}^{ee'}) + \sum_{e \in E} \sum_{e' \in E} H_{17}^{ee'} y_{17}^{ee'} \quad (3.26)$$

En posant  $hq_{17}^{ee'} = H'q_{17}^{ee'} - Hq_{17}^{ee'}$ , la relation 3.26 devient :

$$\sum_{e \in E} \sum_{e' \in E, e' \neq e} hq_{17}^{ee'} (1 - y_{17}^{ee'}) + \sum_{e \in E} \sum_{e' \in E, e' \neq e} H_{17}^{ee'}$$

avec

$$\sum_{e \in E} \sum_{e' \in E, e' \neq e} H_{17}^{ee'} = \text{constante}$$

La relation 3.26 est réduite à l'expression suivante :

$$\sum_{e \in E} \sum_{e' \in E, e' \neq e} hq_{17}^{ee'} (1 - y_{17}^{ee'}) \quad (3.27)$$

### 3.4.6 Coût de la relève verticale

Comme dans la section 3.3.3, la relève verticale fait intervenir des composantes appartenant aux réseaux UMTS et LTE. Toutefois, les conditions d'elligibilité des nœuds qui y participent sont différentes. En effet :

1. l'eNode B  $e \in E$  doit être relié à un SGM qui sera lui même relié à un SGSN ;
2. le Node B est relié à un RNC qui est, à son tour, relié à un SGSN relié à un SGM.

En considérant les relations 3.10 et 3.11, le coût de la relève verticale par unité de temps incluant le SGM s'exprime par la relation 3.28. Dans cette relation, le premier terme fait référence à la relève verticale simple et le deuxième à la relève verticale complexe, quand il y a changement de SGM.

$$\begin{aligned} & \sum_{e \in E} \sum_{q \in Q} \sum_{n \in N} \sum_{r \in R} \sum_{g \in G} H v q_{67}^{en} (x_{17}^{eq} x_{23}^{nr} x_{36}^{rg} x_{67}^{gq}) \\ & + \sum_{e \in E} \sum_{q \in Q} \sum_{n \in N} \sum_{r \in R} \sum_{g \in G} H' v q_{67}^{en} (x_{17}^{eq} x_{23}^{nr} x_{36}^{rg}) (1 - x_{67}^{gq}) \end{aligned} \quad (3.28)$$

Le coût total de l'affectation des nœuds aux commutateurs est une fonction  $F$  qui regroupe le coût des nœuds et des liaisons (1er et 2ème terme), le coût de la relève horizontale (3ème terme) et le coût de la relève verticale (4ème terme).

$$\begin{aligned} F = & \sum_{e \in E} \sum_{q \in Q} x_{17}^{eq} c_{17}^{eq} + \sum_{g \in G} \sum_{q \in Q} x_{67}^{gq} c_{67}^{gq} + \sum_{e \in E} \sum_{e' \in E} h q_{17}^{ee'} (1 - y_{17}^{ee'}) \\ & + \sum_{e \in E} \sum_{q \in Q} \sum_{n \in N} \sum_{r \in R} \sum_{g \in G} (x_{67}^{eq} x_{23}^{nr} x_{17}^{eq}) ((H v_{67}^{en} - H' v_{67}^{en}) x_{67}^{gq} + H' v_{67}^{en}) \end{aligned} \quad (3.29)$$

### 3.4.7 Contraintes

Certaines contraintes doivent s'appliquer afin de limiter l'étendue du problème et d'assurer une résolution plus pragmatique pouvant seoir à la réalité. Ainsi seront définies les contraintes sur les affectations des eNode B et des SGSN, de même que les contraintes sur le trafic convergeant vers les SGM.

Chaque eNode B doit être affecté à un et un seul SGM, ce qui se traduit par la relation 3.30 :

$$\sum_{q \in Q} x_{17}^{eq} = 1 \quad \text{avec } (e \in E) \quad (3.30)$$

Chaque nœud SGSN doit être affecté à un et un seul SGM, ce qui se traduit par la relation suivante :

$$\sum_{q \in Q} x_{67}^{gq} = 1 \quad \text{avec } (g \in G) \quad (3.31)$$

De même, chaque Node B doit être affecté à un et un seul RNC, et chaque RNC doit être affecté à un et un seul SGSN, ce qui se traduit par les relations suivantes :

$$\sum_{r \in R} x_{23}^{nr} = 1 \quad \text{avec } (n \in N) \quad (3.32)$$

$$\sum_{g \in G} x_{36}^{rg} = 1 \quad \text{avec } (r \in R) \quad (3.33)$$

La quantité de trafic venant des eNode B et des SGSN ne doit pas dépasser la capacité des SGM :

$$\sum f_{17}^{eq} \cdot x_{17}^{eq} + f_{67}^{gq} \cdot x_{67}^{gq} \leq w_2^q \quad \text{avec } q \in Q \quad (3.34)$$

Les contraintes liées à la linéarisation de la fonction sont définies par :

$$z_{17}^{ee'q} = x_{17}^{eq} \cdot x_{17}^{e'q} \quad \text{avec } e \text{ et } e' \in E \text{ et } q \in Q \text{ et } e \neq e' \quad (3.35)$$

$$y_{17}^{ee'} = \sum_{q \in Q} z_{17}^{ee'q} \quad \text{avec } e, e' \in E \text{ et } e \neq e'. \quad (3.36)$$

Ces deux contraintes ainsi définies ne sont pas linéaires. Pour résoudre le problème avec les méthodes traditionnelles de programmation linéaire, ces contraintes seront sujettes à des transformations. Ainsi, 3.35 et 3.36 seront remplacées par les contraintes suivantes :

$$z_{17}^{ee'q} \leq x_{17}^{eq} \quad (3.37)$$

$$z_{17}^{ee'q} \leq x_{17}^{e'q} \quad (3.38)$$

$$z_{17}^{ee'q} \geq x_{17}^{eq} + x_{17}^{e'q} - 1 \quad (3.39)$$

$$z_{17}^{ee'q} \geq 0 \quad (3.40)$$

En résumé, la résolution du problème revient à minimiser la fonction de coût  $F$  sous les contraintes 3.30 à 3.40.



### 3.5 Analyse de la complexité du modèle mathématique

L'analyse de la complexité du problème d'affectation dans la planification d'un réseau 4G à partir d'un réseau 3G existant est influencée par le nombre et les niveaux des équipements dans l'architecture. En effet, plus il existe des niveaux d'équipements et plus il existe des combinaisons d'affectations. Plus il existe des combinaisons et plus nombreuses sont les opérations de mises à jour en cas de relève, plus spécifiquement en cas de relève complexe. En effet, l'architecture résultante de l'affectation fait intervenir des équipements appartenant à des niveaux différents, de technologies différentes et par conséquent regroupe un ensemble de caractéristiques, plus diversifiés les uns les autres. Ainsi, l'analyse de la complexité du problème sera basée sur l'analyse faite de la complexité des deux réseaux impliqués dans l'architecture.

Les deux niveaux que présente le réseau 4G/LTE le rapprochent de l'architecture des réseaux 2G. Dans les travaux réalisés pour résoudre le problème d'affectation des réseaux 2G, les auteurs montrent l'équivalent de ce problème à celui du partitionnement des graphes [51], [53]. Par analogie, chaque cellule desservie par un eNode B dans le réseau 4G/LTE et par un Node B du réseau 3G/UMTS sera considérée comme un sommet du graphe. Les coûts des relèves horizontale et verticale entre chaque paire de nœuds représentent, en l'occurrence un arc reliant deux sommets du graphe. Le problème d'affectation dans le présent contexte devient donc un problème NP-difficile. Il faut donc exclure l'usage d'une méthode exacte.

Les méthodes exactes, comme l'algorithme à énumération exhaustive, sont de complexité exponentielle. Elles offrent une solution exacte, mais peuvent exploser avec la taille du problème. En effet, avec  $e$  eNode B,  $g$  SGSN,  $s$  SGW et  $m$  MME ou  $q$  SGM, le principe de résolution consisterait à effectuer un nombre de  $(m + s)^e$  et  $(m + s)^g$  ou de  $q^{(e+g)}$  combinaisons [40]. Trouver dans ce cas les schémas d'affectations qui permettront de réduire le coût tout en estimant la capacité de chacun des nœuds MME, SGW ou SGM, nécessiterait un temps de traitement important. Tel que défini, le problème d'affectation se présente alors comme un problème d'optimisation dont le but est de trouver une solution minimisant le coût des affectations et celui des relèves de manière à réduire le coût d'extension, assurer une meilleure couverture de la zone considérée, tout en respectant les contraintes de capacités des nœuds du réseau cœur. Cette caractéristique oriente vers le choix d'une heuristique qui offre en un temps raisonnable des résultats qui convergent vers l'optimum. De ces algorithmes, la recherche tabou sera utilisée.

## CHAPITRE 4

### ADAPTATION DE LA RECHERCHE TABOUE AU PROBLÈME DE PLANIFICATION DES RÉSEAUX 4G/LTE

Ce chapitre porte essentiellement sur l'adaptation de la recherche taboue au problème de planification dans les réseaux 4G. Ainsi, la prochaine section fera une description sommaire de l'heuristique, suivie des étapes d'adaptation aux réseaux mobiles 4G. Ensuite, dans les sections subséquentes, seront décrites les étapes menant à la génération de la solution initiale, pour finir par la description et l'adaptation des mécanismes de mémoire à court, à moyen et à long terme, utilisés pour améliorer les coûts des solutions initiales obtenues.

#### 4.1 Adaptation de la recherche taboue aux réseaux 4G

La recherche taboue est une recherche locale, dont le principe de fonctionnement repose essentiellement sur l'exploration de l'ensemble des voisins de la solution courante. Deux principaux paramètres sont à considérer dans cet algorithme : la liste taboue et la tenue de la solution. La liste taboue est une mémoire propre à l'algorithme, qui garde la trace des solutions déjà explorées afin de ne pas les reproduire. Cette mémoire permet d'exclure certains choix de mouvements, et par conséquent restreindre les voisinages de la solution du problème. La notion de tenue est la durée du statut tabou d'une solution. Elle est utilisée pour indiquer pendant combien d'itérations, le mouvement générant cette solution reste tabou [29].

L'adaptation de la recherche taboue au problème d'affectation dans la planification des réseaux 4G commence par la création d'une solution initiale. Cette solution est générée à partir des données décrivant les caractéristiques du réseau et fournies en paramètre au problème. Le résultat obtenu est une topologie présentant le mode d'affectation des eNode B et des SGSN aux composantes MME, SGW ou SGM. Puisque le réseau UMTS est préalablement établi, alors les premiers éléments qui seront affectés sont les nouveaux nœuds à ajouter au réseau UMTS. Pour ce faire, la solution initiale effectue l'affectation en partant du niveau d'équipements le plus bas de la hiérarchie, les eNode B, vers le niveau le plus haut composé des MME, des SGW ou des SGM. La deuxième affectation réalise l'interconnexion des deux réseaux. Alors, en se basant sur le principe d'affectation ascendante, les SGSN seront à leur tour affectés aux composantes MME, SGW ou SGM. Le résultat issu de la solution initiale

sera ensuite évalué et amélioré parce qu'il n'est pas optimal. Cette amélioration se fera au moyen de la recherche taboue qui s'exécute en appliquant séquentiellement trois mécanismes de mémoire : un mécanisme de mémoire à court terme, un mécanisme de mémoire à moyen terme et un mécanisme de mémoire à long terme. Dans les deux premiers mécanismes, l'algorithme effectue des mouvements à l'intérieur d'un ensemble de voisinage (espace de recherche) obtenu suite aux variations de la solution initiale. Pour permettre l'exploration de plus de solutions et augmenter les chances d'obtenir de bonnes solutions, cet ensemble sera dépourvu de toutes contraintes de capacités sur les composantes du réseau cœur : les MME, les SGW ou les SGM. Avec une telle approche, l'algorithme n'offre, plus précisément pour le mécanisme de mémoire à court terme, aucune garantie sur la faisabilité des solutions qui seront obtenues. De ce fait, d'autres types de mouvements seront appréhendés, pour le mécanisme de mémoire à moyen terme, afin de rétablir les contraintes de capacités et assurer une certaine faisabilité des solutions.

Pour évaluer la solution obtenue, la méthode génère une valeur numérique représentant le coût de la fonction objectif. Ce coût est le résultat de la sommation des coûts de liaisons de chaque affectation effectuée, et la sanction appliquée en cas de non respect des contraintes de capacités. L'algorithme dans son exécution, choisit à chaque étape, la solution ayant la meilleure évaluation. Ainsi, quand la méthode tombe-t-elle dans un optimum local, l'algorithme va choisir la solution voisine qui dégrade le moins la fonction objectif. Un optimum local est une valeur  $S$ , gardée sans aucune amélioration pendant  $k$  itérations pour tout élément  $S'$  du voisinage. Pour éviter de conserver cette valeur, la méthode sauvegarde pour chaque mouvement retenu (dit tabou) son inverse dans la liste taboue. Cette dernière gardera les  $k$  dernières solutions, afin d'éviter à la méthode d'y revenir et par conséquent, l'empêcher de cycler autour de l'optimum local. Ces valeurs seront donc gardées pendant un nombre  $K_{max}$  d'itérations, ou quand elle satisferont un certain critère d'aspiration. Tout au long de son exécution impliquant les mécanismes de mémoire à court et à moyen terme, la méthode garde une certaine trace "statistiques" des solutions explorées. En se basant sur ces valeurs, le mécanisme de la mémoire à long terme relancera la recherche en explorant d'autres voisinages pour mieux diversifier la recherche.

## 4.2 Construction des solutions initiales

Deux types d'algorithmes seront considérés pour construire les solutions initiales. Ce sont : un algorithme stochastique et un algorithme de moindre coût, tous deux construits en fonction des paramètres d'entrée du réseau. Ils comportent trois étapes qui consistent en : une affectation des eNode B aux équipements du réseau cœur 4G, une affectation des SGSN

aux équipements du réseau cœur 4G, puis, un calcul du coût pour les deux affectations. Bien que les étapes d'exécution soient les mêmes, les instructions des algorithmes diffèrent suivant l'architecture utilisée.

#### 4.2.1 Solutions initiales pour l'architecture sans couplage de nœuds

Les algorithmes reçoivent en entrée le nombre d'eNode B, de SGSN, de SGW et de MME ; les coûts de liaisons entre les eNode B et les MME du tableau 4.1 ; entre les eNode B et les SGW du tableau 4.2, de même que les coûts de liaisons entre les SGSN et les MME du tableau 4.3 et ceux entre les SGSN et SGW du tableau 4.4. Ces coûts de liaisons sont générés au moyen d'une application *Matlab* décrite en détails dans le chapitre suivant.

Tableau 4.1 Coûts de liaisons entre les eNode B et les MME

eNode B	MME		
	0	1	2
0	12	8	8
1	10	0	6
2	6	10	3
3	12	6	6
4	7	12	6
5	0	6	3
6	10	12	6
7	12	10	6
8	6	6	3
9	6	12	6

Tableau 4.2 Coûts de liaisons entre les eNode B et les SGW

eNode B	SGW		
	0	1	2
0	12	12	8
1	6	10	6
2	7	8	13
3	8	12	6
4	12	0	6
5	6	16	3
6	7	12	6
7	12	4	6
8	6	12	7
9	16	8	6

Tableau 4.3 Coûts de liaisons entre les SGSN et les MME

SGSN	MME		
	0	1	2
0	8	8	8
1	16	10	6
2	6	8	3
3	13	12	6
4	6	10	6

Tableau 4.4 Coûts de liaisons entre les SGSN et les SGW

SGSN	SGW		
	0	1	2
0	0	4	8
1	12	0	6
2	6	6	3
3	3	12	6
4	3	12	6

Dans le cas de la solution stochastique, chaque eNode B  $e$  et chaque SGSN  $g$  est affecté à un MME  $m$  et un SGW  $s$ , choisi de façon aléatoire dans la liste des nœuds candidats

$C(n)$  telle que :

$$C(n) \leq (C_{min} + \alpha(C_{max} - C_{min})) \quad (4.1)$$

Les nœuds candidats,  $C_{max}$ , représentent l'ensemble des SGW et des MME du réseau. Alors,  $C_{max}$  sera égale à  $|M|$  ou à  $|S|$ . Le premier nœud du réseau,  $C_{min}$ , sera égal à 0, et  $\alpha$  représente la graine aléatoire comprise dans les intervalles  $[0, |M|]$  et  $[0, |S|]$ , comme indiqué dans l'algorithme 1. Pour chaque affectation, l'algorithme renvoie un coût total composé de la sommation des coûts de liaison entre les eNode B et les SGW et MME, et celle des coûts de liaisons entre les SGSN et les SGW et MME auxquels ils sont affectés. L'algorithme s'arrête quand tous les eNode B et tous les SGSN sont affectés.

Tableau 4.5 Affectation des eNode B aux MME et SGW

eNode B	MME	SGW
0	2	0
1	0	1
2	1	2
3	0	1
4	1	2
5	0	1
6	1	0
7	2	2
8	1	0
9	2	1

Tableau 4.6 Affectation des SGSN aux MME et SGW

SGSN	MME	SGW
0	1	2
1	0	1
2	2	0
3	0	1
4	1	2

Pour illustrer les résultats issus de l'exécution de l'algorithme 1, un réseau comportant 10 eNode B, 5 SGSN, 3 MME et 3 SGW sera considéré. Cette exécution est réalisée avec comme unique contrainte, celle d'affecter chaque eNode B  $e$  et chaque SGSN  $g$  à un seul MME  $m$  et un seul SGW  $s$ . Les tableaux 4.5 et 4.6 montrent les résultats de la solution initiale. Chaque case de ces tableaux comporte l'indice du MME  $m$  et du SGW  $s$  auxquels l'eNode B  $e$  et le SGSN  $g$  sont affectés. Ainsi, les tableaux 4.5 et 4.6 indiquent, que les eNode B 1, 3 et 5 et les SGSN 1 et 3 sont affectés au MME 0. Les eNode B 2, 4, 6 et 8 et les SGSN

0 et 4 sont affectés au MME 1. Les eNode B 0, 7 et 9, et le SGSN 2 sont affectés au MME 2. De même, aux SGW 0, 1 et 2, les tableaux montrent les affectations respectives des eNode B 0, 6 et 8 et du SGSN 2, des eNode B 1, 3, 5, 9 et des SGSN 1, 3, des eNode B 2, 4, 7 et des SGSN 0, 4.

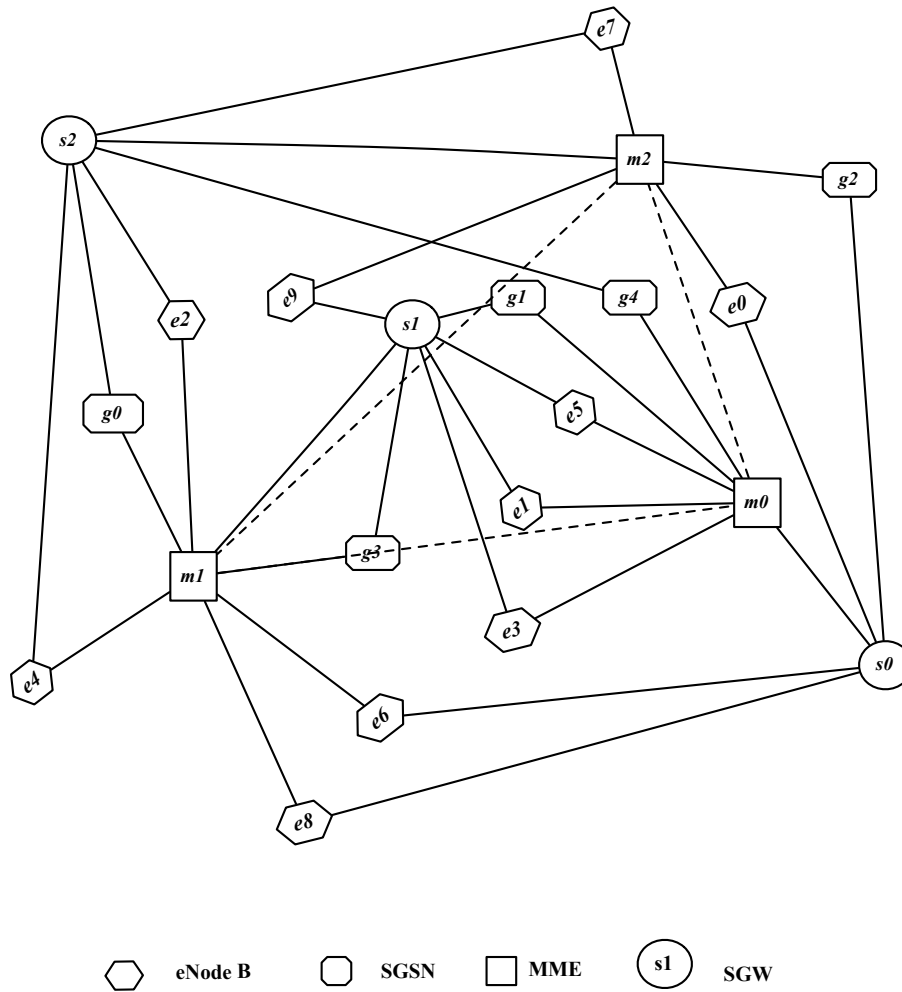


Figure 4.1 Topologie pour une architecture sans couplage de nœuds

La topologie de la solution obtenue est représentée à la figure 4.1, où l'affectation entre deux nœuds est représentée par un segment reliant ces deux nœuds. Ainsi, chaque eNode B  $e$  et SGSN  $g$  est relié au MME  $m$  et aux SGW  $s$  par des segments dont la longueur représente les coûts de liaison  $c_{em}$  ou  $c_{gm}$ . Ces coûts varient en fonction de la distance séparant les deux nœuds.

---

Algorithme 1 Pseudo code de la solution initiale stochastique pour l'architecture sans couplage de nœuds

**Lecture :**

- du nombre d'eNode B  $e$ , de MME  $m$ , de SGW  $s$ , de SGSN  $g$ ,
- des coûts de liaison  $TabCLeNB\_MME$ ,  $TabCLeNB\_SGW$ ,  $TabCL\_SGSN\_MME$  et  $TabCL\_SGSN\_SGW$

$$C_{min} = 0$$

$$C_{maxMME} = m, C_{maxSGW} = s$$

$$idMME = 0, idSGW = 0$$

$$affectationeNB\_MME = 0, affectationeNB\_SGW = 0$$

$$affectationSGSN\_MME = 0, affectationSGSN\_SGW = 0$$

$$CAffectation = 0$$

**Pour tout  $E[i]$  faire**

$$idMME = C_{min} + r.nextInt(C_{maxMME} - C_{min})$$

$$affectationeNB\_MME[i][idMME] = 1$$

$$CAffectation = +TabCLeNB\_MME[i][idMME]$$

$$idSGW = C_{min} + r.nextInt(C_{maxSGW} - C_{min})$$

$$affectationeNB\_SGW[i][idSGW] = 1$$

$$CAffectation = +TabCLeNB\_SGW[i][idSGW]$$

**Fin Pour**

Affecter l'eNode B  $i$  au MME  $idMME$  et au SGW  $idSGW$

**Pour tout  $G[j]$  faire**

$$idMME = C_{min} + r.nextInt(C_{maxMME} - C_{min})$$

$$affectationSGSN\_MME[j][idMME] = 1$$

$$CAffectation = +TabCL\_SGSN\_MME[j][idMME]$$

$$idSGW = C_{min} + r.nextInt(C_{maxSGW} - C_{min})$$

$$affectationSGSN\_SGW[j][idSGW] = 1$$

$$CAffectation = +TabCL\_SGSN\_SGW[j][idSGW]$$

**Fin Pour**

Affecter le SGSN  $j$  au MME  $idMME$  et au SGW  $idSGW$

---

L'algorithme initial de coût minimum affecte chaque eNode B  $e$  et chaque SGSN  $g$  au MME  $m$  et au SGW  $s$  de coût minimum. Cette solution ressemble à une solution gloutonne déterministe dans le sens qu'elle construit une solution progressive en faisant une suite de choix définitifs sans retour. Dans cet algorithme, les candidats représentent l'ensemble des noeuds, le critère de choix d'un élément est le coût minimum et l'algorithme s'arrête quand il n'y a plus de noeuds à affecter. Ainsi, chaque eNode B  $e$  et chaque SGSN  $g$  sera affecté à un MME  $m$  et un SGW  $s$  de coût de liaisons minimum, comme le montrent les tableaux 4.7 à 4.10.

Tableau 4.7 Affectation des eNode B aux MME pour l'algorithme de coût minimum

eNode B	MME 0	MME 1	MME 2
0	0	0	1
1	0	1	0
2	0	0	1
3	0	1	0
4	0	0	1
5	1	0	0
6	0	0	1
7	0	0	1
8	0	0	1
9	1	0	0

Tableau 4.8 Affectation des SGSN aux MME pour l'algorithme de coût minimum

SGSN	MME 0	MME 1	MME 2
0	1	0	0
1	0	0	1
2	0	0	1
3	0	0	1
4	1	0	0



Tableau 4.9 Affectation des eNode B aux SGW pour l'algorithme de coût minimum

eNode B	SGW 0	SGW 1	SGW 2
0	0	0	1
1	1	0	0
2	1	0	0
3	0	0	1
4	0	1	0
5	1	0	1
6	0	0	1
7	0	1	0
8	1	0	0
9	0	0	1

Tableau 4.10 Affectation des SGSN aux SGW pour l'algorithme de coût minimum

SGSN	SGW 0	SGW 1	SGW 2
0	1	0	0
1	0	1	0
2	0	0	1
3	1	0	0
4	1	0	0

Les paramètres du réseau une fois lus, l'algorithme 2 fait l'initialisation des coûts de liaisons des tableaux 4.1 à 4.4, et procède ensuite, à l'affectation des eNode B et des SGSN. Les tableaux 4.7, 4.8, 4.9, 4.10 montrent les résultats de la solution initiale obtenue. Dans ces tableaux, l'eNode B de la ligne  $i$  est affecté à un SGM de la colonne  $k$  si la case  $(i, k)$  reçoit la valeur 1, et 0 sinon. De même, un SGSN de la ligne  $j$  est affecté à un SGM de la colonne  $k$  si la case  $(j, k)$  reçoit la valeur 1, et 0 sinon. Ainsi, le tableau 4.7 montre qu'au MME 0 sont affectés les eNode B 5 et 9, et les SGSN 0 et 4. Au MME 1 sont affectés les eNode B 1 et 3. Enfin, le MME 2 reçoit les eNode B 0, 2, 4, 6, 7 et 8, et les SGSN 1, 2 et 3.

---

Algorithme 2 Pseudo code de la solution initiale de coût minimum pour l'architecture sans couplage de nœuds

**Lecture** : du nombre d'eNode B  $e$ , de MME  $m$ , de SGW  $s$ , de SGSN  $g$ ; des coûts de liaison  $\text{TabCLeNB\_MME}$ ,  $\text{TabCLeNB\_SGW}$ ,  $\text{TabCL\_SGSN\_MME}$  et  $\text{TabCL\_SGSN\_SGW}$

**Initialisation** :  $CL_{em} = CL_{es} = CL_{gm} = CL_{gs} = 0$

**Pour tout** eNode B  $e$  **faire**

$MeilleurC = +\infty$

$Meilleur_{MME} = 0$

**Pour tout** MME  $m$  **faire**

**Si**  $CL_{em} \leq MeilleurC$  **alors**

$MeilleurC := CL_{em}$

$Meilleur_{MME} := m$

**Fin Si**

**Fin Pour**

Affecter l'eNode B  $e$  au MME  $Meilleur_{MME}$

$MeilleurC = +\infty$

$Meilleur_{SGW} = 0$

**Pour tout** SGW  $s$  **faire**

**Si**  $CL_{es} \leq MeilleurC$  **alors**

$MeilleurC := CL_{es}$

$Meilleur_{SGW} := s$

**Fin Si**

**Fin Pour**

Affecter l'eNode B  $e$  au SGW  $Meilleur_{SGW}$

**Fin Pour**

**Pour tout** SGSN  $g$  **faire**

$MeilleurC = +\infty$

$Meilleur_{MME} = 0$

**Pour tout** MME  $m$  **faire**

**Si**  $CL_{gm} \leq MeilleurC$  **alors**

$MeilleurC := CL_{gm}$

$Meilleur_{MME} := m$

**Fin Si**

**Fin Pour**

Affecter le SGSN  $g$  au MME  $Meilleur_{MME}$

$MeilleurC = +\infty$

$Meilleur_{SGW} = 0$

**Pour tout** SGW  $s$  **faire**

**Si**  $CL_{gs} \leq MeilleurC$  **alors**

$MeilleurC := CL_{gs}$

$Meilleur_{SGW} := s$

**Fin Si**

**Fin Pour**

Affecter SGSN  $g$  au SGW  $Meilleur_{SGW}$

**Fin Pour**

---

### 4.2.2 Solutions initiales pour l'architecture avec couplage de nœuds

Les algorithmes aléatoire et de coût minimum seront représentés respectivement par les algorithmes 3 et 4. Ils reçoivent en entrée le nombre d'eNode B, de SGSN et de SGM; les coûts de liaisons entre les eNode B et les SGM du tableau 4.11, de même que les coûts de liaisons entre les SGSN et les SGM du tableau 4.12. Les coûts de liaisons ont été générés par une application *Matlab*, dont les explications se trouvent au chapitre 5. Un exemple de résultats de ces algorithmes sera présenté dans les sections suivantes pour un réseau comportant 10 eNode B, 5 SGSN et 3 SGM.

Tableau 4.11 Coûts de liaisons des eNode B aux SGM

eNode B	SGM		
	0	1	2
0	12	8	8
1	10	0	6
2	6	10	3
3	12	6	6
4	7	12	6
5	0	6	3
6	10	12	6
7	12	10	6
8	6	6	3
9	6	12	6

Tableau 4.12 Coûts de liaisons des SGSN aux SGM

SGSN	SGM		
	0	1	2
0	8	8	8
1	16	10	6
2	6	8	3
3	13	12	6
4	6	10	6

L'exécution de l'algorithme 3 affecte chaque eNode B  $e$  et chaque SGSN  $g$  à un SGM  $q$  choisi de façon aléatoire dans la liste des nœuds candidats  $C(n)$ , telle que décrite dans la relation 4.1. Les candidats représentent l'ensemble des nœuds SGM du réseau. Dans ce cas,  $C_{max}$  sera égale à  $|Q|$ . La valeur de  $C_{min}$  sera égale à 0 et  $\alpha$  sera compris dans l'intervalle  $[0, |Q|]$ . L'algorithme prend fin quand tous les eNode B et tous les SGSN sont affectés. Le coût

total des affectations est calculé en fonction de la sommation des coûts de liaisons entre les nœuds eNode B et SGM, et celle des coûts de liaisons entre les SGSN et les SGM auxquels ils sont affectés. Cette solution se réalise avec comme unique contrainte celle d'affecter chaque eNode B  $e$  et chaque SGSN  $g$  à un seul SGM  $q$ .

Tableau 4.13 Affectation des eNode B aux SGM

eNode B	SGM
0	0
1	2
2	1
3	0
4	2
5	1
6	0
7	1
8	2
9	0

Tableau 4.14 Affectation des SGSN aux SGM

SGSN	SGM
0	2
1	1
2	2
3	0
4	1

Les tableaux 4.13 et 4.14 montrent les résultats de la solution initiale quand il y a couplage des nœuds MME et SGW. Chaque case de ces tableaux comporte l'indice du SGM  $q$  auquel l'eNode B  $e$  ou le SGSN  $g$  est affecté. Ainsi, les eNode B : 0, 3, 6, 9 et le SGSN 3 sont affectés au SGM 0, les eNode B : 2, 5, 7 et les SGSN : 1, 4 sont affectés au SGM 1, alors que les eNode B : 1, 4, 8 et les SGSN : 0, 2 sont affectés au SGM 2. La topologie de la solution obtenue est représentée à la figure 4.2, où chaque eNode B  $e$  et SGSN  $g$  est relié au SGM  $q$  suivant leur coût de liaison. Ce coût varie suivant la distance séparant les nœuds.

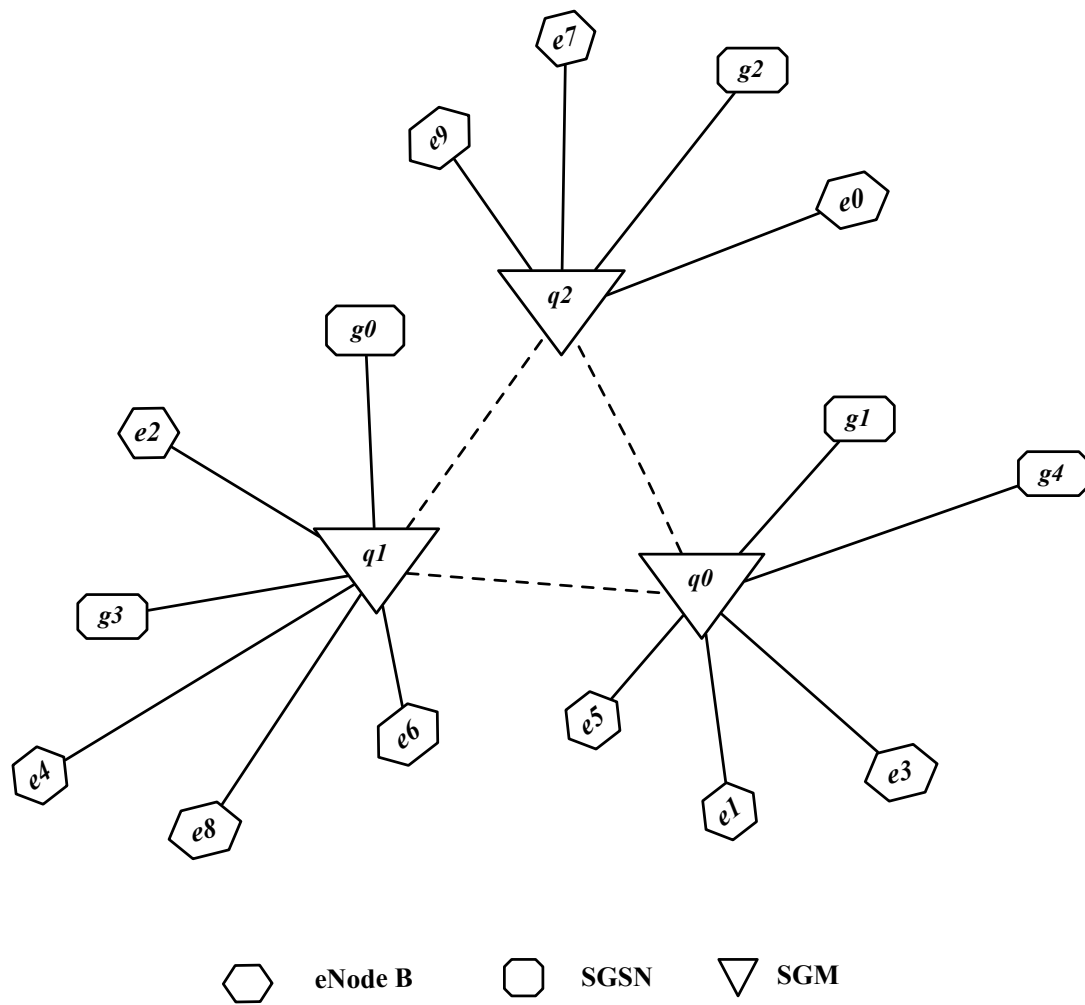


Figure 4.2 Topologie pour une architecture avec couplage de nœuds

---

Algorithme 3 Pseudo code de la solution initiale stochastique pour l'architecture sans couplage de nœuds

**Lecture** : du nombre d'eNode B  $e$ , de MME  $m$ , de SGW  $s$ , de SGSN  $g$ , des coûts de liaison  $TabCLeNB\_SGM$  et  $TabCL\_SGSN\_SGM$

$C_{min} = 0$

$C_{maxSGM} = q$

$idSGM = 0$

$af\ fectationeNB\_SGM = 0, af\ fectationSGSN\_SGM = 0$

$CAf\ fectation = 0$

**Pour tout**  $E[i]$  **faire**

$idSGM = C_{min} + r.nextInt(C_{maxSGM} - C_{min})$

$af\ fectationeNB\_SGM[i][idSGM] = 1$

$CAf\ fectation = +TabCLeNB\_SGM[i][idSGM]$

**Fin Pour**

Affecter le l'eNode B  $i$  au SGM  $idSGM$

**Pour tout**  $G[j]$  **faire**

$idSGM = C_{min} + r.nextInt(C_{maxSGM} - C_{min})$

$af\ fectationSGSN\_SGM[j][idSGM] = 1$

$CAf\ fectation = +TabCLeNB\_SGM[j][idSGM]$

**Fin Pour**

Affecter le SGSN  $j$  au SGM  $idSGM$

---

L'algorithme de coût minimum, tel que décrit dans l'algorithme 4 pour l'architecture avec couplage de nœuds, affecte chaque eNode B  $e$  et chaque SGSN  $g$  à un SGM  $q$  de coût de liaison minimum. Les résultats obtenus sont représentés dans les tableaux 4.15 et 4.16, et sont soumis seulement aux contraintes d'unicité qui permettent d'affecter chaque eNode B  $e$  et chaque SGSN  $g$  à un seul SGM  $q$ .

Tableau 4.15 Affectation des eNode B aux SGM avec l'algorithme de coût minimum

eNode B	SGM 0	SGM 1	SGM 2
0	1	0	0
1	0	1	0
2	0	0	1
3	0	1	0
4	0	0	1
5	1	0	0
6	0	0	1
7	0	0	1
8	0	0	1
9	1	0	0

Tableau 4.16 Affectation des SGSN aux SGM avec l'algorithme de coût minimum

eNode B	SGM 0	SGM 1	SGM 2
0	1	0	0
1	0	0	1
2	0	0	1
3	0	0	1
4	1	0	0

Les tableaux 4.15 et 4.16 montrent les résultats obtenus de la solution initiale. Dans ces tableaux, un eNode B à la ligne  $i$  est affecté à un SGM de la colonne  $k$ , si la case  $(i, k)$  reçoit la valeur 1 et 0 sinon. Il en est de même pour les SGSN et les SGM. Ainsi, les tableaux 4.15 et 4.16 montrent qu'au SGM 0 sont affectés les eNode B 0, 5, 9, et les SGSN 0, 4. Au SGM 1 sont affecté les eNode B 1, 3. Enfin au SGM 2 sont affectés les eNode B 2, 4, 6, 7, 8 et les SGSN 1, 2, 3.

---

Algorithme 4 Pseudo code de la solution initiale de coût minimum avec couplage de nœuds

**Lecture** : du nombre d'eNode B  $e$ , de SGM  $q$ , de SGSN  $g$ ; des coûts de liaison TabCLeNB\_SGM et TabCL\_SGSN\_SGM

**Initialisation** :  $CL_{eq} = CL_{gq} = 0$

**Pour tout** SGM  $q$  faire

$MeilleurC = +\infty$

$Meilleur_{eNodeB} = 0$

**Pour tout** eNode B  $e$  faire

**Si**  $CL_{eq} \leq MeilleurC$  **alors**

$MeilleurC := CL_{eq}$

$Meilleur_{eNodeB} := e$

**Fin Si**

**Fin Pour**

Affecter l'eNode B  $Meilleur_{eNodeB}$  au SGM  $q$

$MeilleurC = +\infty$

$Meilleur_{SGSN} = 0$

**Pour tout** SGSN  $g$  faire

**Si**  $CL_{gq} \leq MeilleurC$  **alors**

$MeilleurC := CL_{gq}$

$Meilleur_{SGSN} := g$

**Fin Si**

**Fin Pour**

Affecter le SGSN B  $Meilleur_{SGSN}$  au SGM  $q$

**Fin Pour**

---



### 4.3 Mémoire à court terme

La mémoire à court terme ou tabou de base est le premier mécanisme déclenché à l'exécution de l'algorithme de recherche taboue décrit dans la figure 4.7. À partir de la solution initiale générée, la mémoire à court terme exécute un ensemble de mouvements. Ces mouvements permettent de générer de nouvelles solutions devant améliorer la solution de départ. Un certain nombre de ces solutions sont gardées en mémoire (Liste Taboue), à des fins d'utilisation lors de l'application des mécanismes à moyen et à long terme. Dans la suite de cette section seront décrites les différentes caractéristiques de la mémoire à court terme. Ce sont : les types de mouvements, les gains générés à l'application de ces mouvements, la liste taboue, le critère d'aspiration qui permet d'annuler le caractère tabou d'un mouvement et en dernier lieu, la fonction qui permet d'évaluer la solution trouvée.

#### 4.3.1 Mouvements

Soit  $s \in S$ , une solution courante. Soit  $N(s)$  l'ensemble des solutions voisines de  $s$ , obtenues en faisant varier  $s$  au moyen de mouvements. Pour la mémoire à court terme, les mouvements consistent à faire la réaffectation des nœuds eNode B  $e$ , et SGSN  $g$  aux équipements du réseau cœur. Ces mouvements de réaffectation diffèrent, suivant que l'architecture considère, ou non un couplage de nœuds.

Dans l'architecture sans couplage de nœuds, plusieurs types de mouvements de réaffectation peuvent être élaborés. Ainsi, pour passer de la solution initiale fournie par les algorithmes 1 et 2 à une nouvelle solution, quatre types de mouvements sont utilisés. Ils consistent en une :

- réaffectation d'un eNode B  $e$  à un MME  $m$ , noté  $M_1(e, m)$  ;
- réaffectation d'un eNode B  $e$  à un SGW  $s$ , noté  $M_2(e, s)$  ;
- réaffectation d'un SGSN  $g$  à un MME  $m$ , noté  $M_3(g, m)$  ;
- réaffectation d'un SGSN  $g$  à un SGW  $s$ , annotée  $M_4(g, s)$ .

Une telle variété de mouvements fait accroître l'ensemble des solutions possibles de l'algorithme. Pour limiter le choix des solutions et respecter les schémas des relèves complexes des figures 3.2 et 3.4, les mouvements seront regroupés comme dans [25]. Ainsi  $M_1(e, m)$  et  $M_2(e, s)$  constitueront un seul mouvement  $M_1(e, s, m)$ . De même,  $M_3(e, m)$  et  $M_4(e, s)$  se regroupent en un mouvement  $M_2(g, s, m)$ . Dans chacun des cas, un changement d'eNode B

ou de SGSN entraînera nécessairement un changement du MME et du SGW d'attache. En résumé, les deux types de mouvements qui seront considérés pour l'architecture sans couplage de nœuds sont les suivants :

- réaffectation d'un eNode B  $e$  à un MME  $m$  et un SGW  $g$ , noté  $M_1(e, m, s)$  ;
- réaffectation d'un SGSN  $g$  à un MME  $m$  et un SGW  $g$ , noté  $M_2(g, m, s)$ .

Dans l'architecture avec couplage de nœuds, toute modification de la solution initiale fournie par les algorithmes 3 et 4 sera faite au moyen de deux mouvements fondamentaux qui consistent en une :

- réaffectation d'un eNode B  $e$  à un SGM  $q$ , noté  $M_1(e, q)$  ;
- réaffectation d'un SGSN  $g$  à un SGM  $q$ , noté  $M_2(g, q)$ .

Dans la planification d'un réseau 4G/LTE à partir d'un réseau 3G/UMTS, tous les équipements du réseau UMTS sont déjà positionnés de manière à équilibrer la répartition de la charge du trafic qui y circule. L'ajout de nouveaux équipements permettra de migrer ou de transiter une partie de cette charge afin d'augmenter la performance du réseau. Les mouvements de réaffectation pour chacun des nœuds seront donc réalisés successivement pour générer l'ensemble des solutions voisines de  $s$ , représenté par  $N(s)$ . Chacun de ces mouvements s'accompagne d'un certain gain généré par rapport à la solution courante  $s$ .

### 4.3.2 Calcul des gains

Le calcul de gain introduit dans ce mémoire permet de déterminer le choix du nœud candidat parmi les eNode B  $e$  et les SGSN  $g$ . De ce fait, seront définis deux types de gains  $G_1$  et  $G_2$ , associés respectivement aux mouvements  $M_1$  et  $M_2$ . Le calcul de ces gains diffère d'un nœud à l'autre et entraîne des équipements différents, suivant que dans l'architecture il y a, ou non couplage de nœuds.

Soit le mouvement  $M_1(e, m, s)$  qui implique la réaffectation d'un eNode B  $e$  à un MME  $m$  et un SGW  $s$ . Le gain  $G_1$  généré dans une architecture sans couplage de nœuds sera égal à la différence entre, la sommation des coûts de relève de l'eNode B  $e$  et tous les autres eNode B  $e'$  reliés au MME  $m'$  et SGW  $s'$  de son mouvement initial, et de la sommation des coûts de relève de l'eNode B  $e$  et tous les autres eNode B  $e'$  reliés aux nouveaux MME  $m$  et

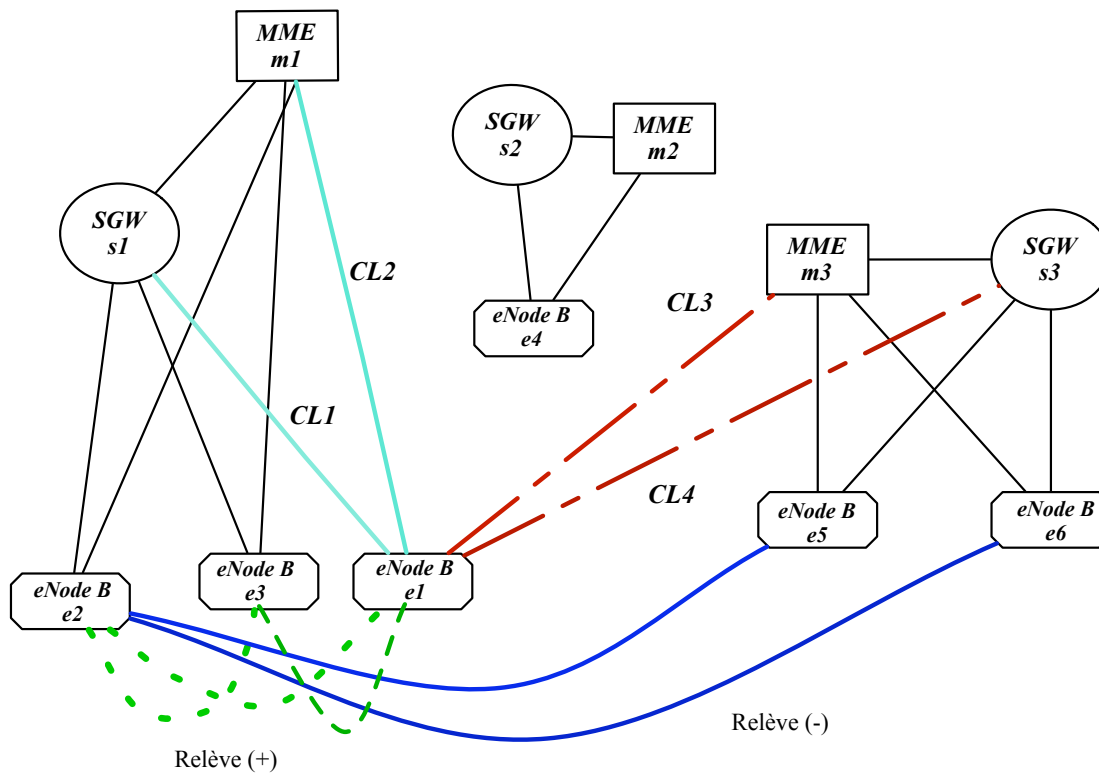
SGW  $s$ . Cette relation s'exprime par :

$$G_1(e, m, s) = \begin{cases} \sum_{e, e' \in E} \sum_{m, m' \in M} \sum_{s, s' \in S} (R(e, e') + R(e', e))(X_{em'} X_{es'} - X_{em} X_{es}) \\ \quad + CL_{em} + CL_{es} - CL_{em'} - CL_{es'} & \text{pour } m \neq m' \\ & \text{et } s \neq s' \\ 0 & \text{sinon.} \end{cases}$$

La fonction de gain, telle que définie, fait intervenir plusieurs éléments qui sont :

- $R(e, e')$  le coût total de la relève entre les eNode B  $e$  et  $e'$  ;
- $X_{em}$  une variable booléenne de valeur 1 si l'eNode B  $e$  est relié au MME  $m$ , et 0 sinon ;
- $X_{es}$  une variable booléenne de valeur 1 si l'eNode B  $e$  est relié au SGW  $s$ , et 0 sinon ;
- $m$  et  $s$  qui représentent respectivement le MME et le SGW d'attache de l'eNode B  $e$  ;
- $m'$  et  $s'$  qui représentent respectivement le MME et le SGW d'attache de l'eNode B  $e'$  ;
- $CL_{em}$  qui représente le coût de liaison entre l'eNode B  $e$  et le MME  $m$ .

La figure 4.3 fait une illustration du calcul de gain, pour le mouvement effectué d'un eNode B  $e1$  vers un MME  $m3$  et un SGW  $s3$ , noté  $M_1(e1, m3, s3)$ .



$$G1(e1, m3, s3) = \text{relève}(e1, e2) + \text{relève}(e1, e3) - \text{relève}(e1, e5) - \text{relève}(e1, e6) + CL1 + CL2 - CL3 - CL4$$

Figure 4.3 Calcul de gain impliquant un eNode B (sans couplage de nœuds)

---

Algorithme 5 Génération de gain impliquant un eNode B (sans couplage de nœuds)

**Entrée** : Nombre d'eNode B  $e$ , de MME  $m$  et de SGW  $s$

**Initialisation** : Tableaux d'affectation, tableaux de coût de liaison, tableaux de coût de relève

**Pour tout** eNode B  $e$  **faire**

Déterminer le MME  $m'$  et le SGW  $s'$  d'attache de l'eNode B dans la solution courante avant l'application du mouvement  $M_1(e, m, s)$

Déterminer  $V$  l'ensemble de voisinage de l'eNode B  $e$

**Pour tout** eNode B  $e'$  **faire**

**Si**  $e'$  est affecté au MME  $m'$  et au SGW  $s'$  **alors**

$V = \{e'\}$

$S_1 =$  Sommation des coûts de relève avec les voisins  $e'$  de  $e$

**Fin Si**

**Fin Pour**

Déterminer les eNode B affectés au nouveau MME  $m$  et au nouveau SGW  $s$

**Pour tout** eNode B  $e''$  **faire**

**Si**  $e''$  est affecté au MME  $m$  et au SGW  $s$  **alors**

$V = \{e''\}$

$S_2 =$  Sommation des coûts de relève avec les voisins  $e''$  de  $e$

**Fin Si**

**Fin Pour**

$G(e, m, s) = S_1 + S_2 + CL_{em} + CL_{es} - CL_{em'} - CL_{es'}$

**Fin Pour**

---

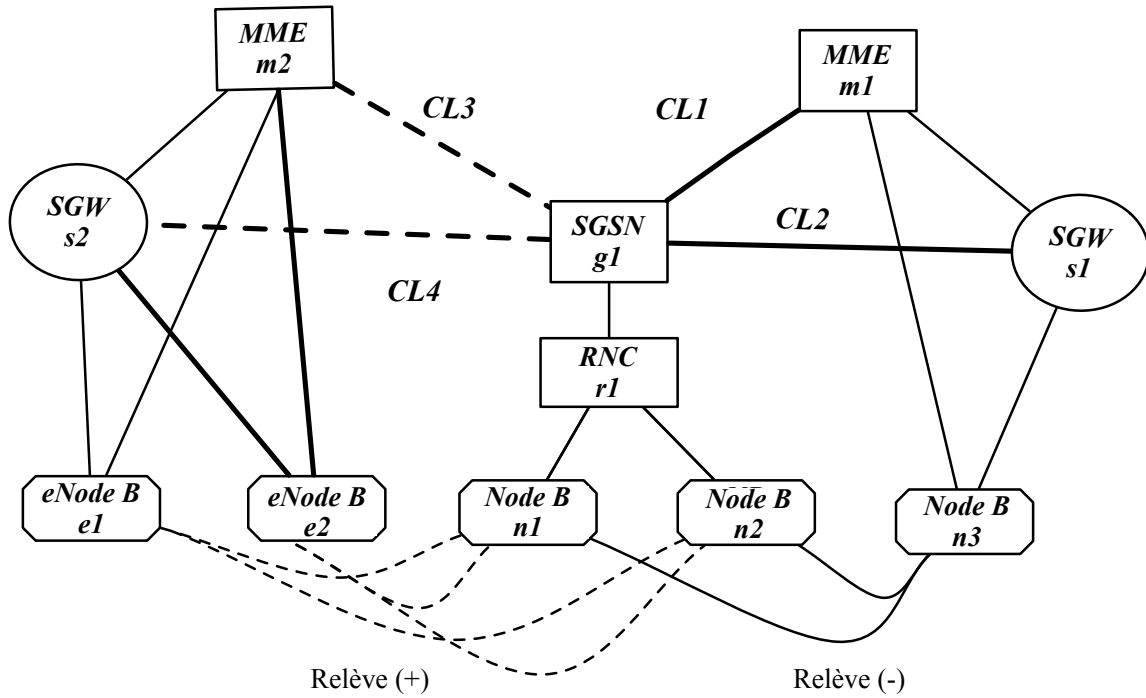
Le calcul du gain devient plus complexe quand le mouvement implique des nœuds appartenant à des réseaux différents : 3G/UMTS, 4G/LTE. Un mouvement de réaffectation d'un SGSN  $g$  à un MME  $m$  et un SGW  $s$  fait intervenir deux autres nœuds, les Node B  $n$  et les RNC  $r$  qui appartiennent respectivement aux niveaux 1 et 2 du réseau 3G/UMTS. Ce type de mouvement fait intervenir le coût des relèves verticales. Ainsi, la réaffectation d'un SGSN  $g$  à un MME  $m$  et un SGW  $s$  génère un gain  $G_2(g, m, s)$  égale à la différence entre la sommation des coûts de relève verticale du SGSN  $g$  et tous les eNode B  $e$  reliés au MME  $m'$  et au SGW  $s'$  du mouvement initial, et la sommation des coûts de relève verticale du SGSN  $g$  et tous les eNode B  $e$  reliés aux nouveaux MME  $m$  et SGW  $s$ . Puisque ces relèves se passent au niveau des Node B et eNode B, alors, le calcul fera intervenir les coûts de relève entre ces deux nœuds. Le calcul du gain est donc représenté par l'expression suivante :

$$G_2(g, m, s) = \begin{cases} \sum_{e \in E} \sum_{m \in M} \sum_{s \in S} (R(e, n) + R(n, e)) Y_{nr} Y_{rg} (X_{gm'} X_{gs'} - X_{gm} X_{gs}) \\ \quad + CL_{gm} + CL_{gs} - CL_{gm'} - CL_{gs'} & \text{pour } m \neq m' \\ & \text{et } s \neq s' \\ 0 & \text{sinon.} \end{cases}$$

Avec

- $R(e, n)$  le coût total de la relève verticale entre l'eNode B  $e$  et le Node B  $n$  ;
- $X_{gm}$  variable booléenne de valeur 1 si le SGSN  $g$  est relié au MME  $m$  et 0 sinon ;
- $X_{gs}$  variable booléenne de valeur 1 si le SGSN  $g$  est relié au SGW  $s$  et 0 sinon ;
- $Y_{nr}$  variable booléenne de valeur 1 si le Node B  $n$  est relié au RNC  $r$  et 0 sinon ;
- $Y_{rg}$  variable booléenne de valeur 1 si le RNC  $r$  est relié au SGSN  $g$  et 0 sinon ;
- $m$  et  $s$  représentent respectivement le MME et le SGW d'attache du SGSN  $g$  ;
- $m'$  et  $s'$  représentent respectivement le MME et le SGW d'attache du SGSN  $g'$  ;
- $CL_{gm}$  représente le coût de liaison entre SGSN  $g$  et le MME  $m$

Une évaluation du gain dans un mouvement  $M_2(g, m_2, s_2)$ , d'un SGSN  $g$  vers un MME  $m_2$  et un SGW  $s_2$ , est faite dans l'exemple de la figure 4.4.



$$\begin{aligned}
 G_2(g, m_2, s_2) = & \sum \text{releve}(e1, n1) + \sum \text{releve}(e1, n2) + \sum \text{releve}(e2, n1) \\
 & + \sum \text{releve}(e2, n2) - \sum \text{releve}(e3, n1) - \sum \text{releve}(e3, n2) \\
 & + CL_1 + CL_2 - CL_3 - CL_4
 \end{aligned}$$

Figure 4.4 Calcul du gain impliquant un SGSN (sans couplage de nœuds)

La solution finale issue de l'application des deux mouvements  $M_1(e, m, s)$  et  $M_2(g, m, s)$  est notée  $f'$  et est donnée par la formule suivante :

$$f' = f(S) + G_1(e, m, s) + G_2(g, m, s)$$

où  $f(S)$  représente le coût de la fonction courante  $S$ ,  $G_1(e, m, s)$ , le gain impliquant un eNode B et  $G_2(g, m, s)$ , le gain impliquant un SGSN.

---

Algorithme 6 Calcul de gain impliquant un SGSN (sans couplage de nœuds)

**Entrée** : Nombre d'eNode B  $e$ , de MME  $m$ , de SGW  $s$  de Node B  $n$  et de SGSN  $g$

**Initialisation** : Tableaux d'affectation, tableaux de coût de liaison, tableaux de coût de relève, tableau d'affectation des Node B au SGSN

**Pour tout** eNode B  $e$  **faire**

Déterminer le MME  $m$  et le SGW  $s$  d'attache dans la solution courante avant l'application du mouvement  $G_2(g, m, s)$

Déterminer  $V_n$  l'ensemble des Node B voisins de l'eNode B  $e$

**Pour tout** SGSN  $g$  **faire**

**Si**  $g$  est affecté au MME  $m'$  et le SGW  $s'$  **alors**

**Pour tout** Node B  $n$  **faire**

parcourir le tableau d'affectation des Node B au SGSN

**Si**  $n$  est affecté au SGSN  $g$  **alors**

$V_n = \{n\}$

$S_1 =$  Sommation des coûts de relève avec les voisins  $e$  de  $g$

**Fin Si**

**Fin Pour**

**Fin Si**

**Fin Pour**

Déterminer les SGSN affectés au nouveau MME  $m$  et le SGW  $s$

**Pour tout** SGSN  $g''$  **faire**

**Si**  $g''$  est affecté au SGM  $q$  **alors**

**Pour tout** Node B  $n'$  **faire**

parcourir le tableau d'affectation des Node B au SGSN

**Si**  $n'$  est affecté au SGSN  $g''$  **alors**

$V_n = \{n'\}$

$S_2 =$  Sommation des coûts de relève avec les voisins  $g''$  de  $g$

**Fin Si**

**Fin Pour**

**Fin Si**

**Fin Pour**

Calcul le gain  $G(g, m, s) = S_1 + S_2 + CL_{gm} + CL_{gs} - CL_{gm'} - CL_{gs'}$

**Fin Pour**

---



Dans l'architecture avec couplage de nœuds, le gain généré dans un mouvement impliquant un eNode B  $e$  est représenté par  $G_1(e, q)$ , et par  $G_2(g, q)$  celui généré par les SGSN. Ainsi, la fonction de gain d'un mouvement  $M_1(e, q)$  impliquant un eNode B  $e$  sera représentée par la relation suivante :

$$G_1(e, q) = \begin{cases} \sum_{e, e' \in E} \sum_{q, q' \in Q} (R(e, e') + R(e', e))(X_{eq'} - X_{eq}) \\ + CL_{eq} - CL_{eq'} \\ 0 \end{cases} \quad \begin{array}{l} \text{pour } q \neq q' \\ \text{sinon.} \end{array}$$

La fonction de gain fait intervenir les éléments comme :

- $X_{eq}$  variable booléenne de valeur 1 si l'eNode B  $e$  est relié au SGM  $q$  et 0 sinon ;
- $q$  représente le SGM d'attache de l'eNode B  $e$  ;
- $q'$  représente le SGM d'attache de l'eNode B  $e'$  ;
- $CL_{eq}$  représente le coût de liaison entre l'eNode B  $e$  et le SGM  $q$  .

De même, la fonction de gain d'un mouvement  $M_2(g, q)$  impliquant un SGSN  $g$  s'exprime comme suite :

$$G_2(g, q) = \begin{cases} \sum_{e \in E} \sum_{n \in N} \sum_{r \in R} \sum_{g \in G} \sum_{q, q' \in Q} (R(e, n) + R(n, e))Y_{nr}Y_{rg}(X_{gq'} - X_{gq}) \\ + CL_{gq} - CL_{gq'} \\ 0 \end{cases} \quad \begin{array}{l} \text{pour } q \neq q' \\ \text{sinon.} \end{array}$$

avec

- $X_{gq}$  variable booléenne de valeur 1 si le SGSN  $g$  est relié au SGM  $q$  ;
- $CL_{gq}$  représente le coût de liaison entre SGSN  $g$  et le SGM  $q$ .

La solution finale issue de l'application des deux mouvements  $M_1(e, q)$  et  $M_2(g, q)$  est notée  $f'$ , et est donnée par la formule suivante :

$$f' = f(S) + G_1(e, q) + G_2(g, q)$$

Avec  $f(S)$  le coût de la fonction courante  $S$ ,  $G_1(e, q)$ , le gain impliquant un eNode B et  $G_2(g, q)$ , le gain impliquant un SGSN.

---

Algorithme 7 Génération de gain impliquant un eNode B (avec couplage de nœuds)

**Entrée** : Nombre d'eNode B  $e$ , de SGM  $q$  et de SGSN  $g$

**Initialisation** : Tableaux d'affectation, tableaux de coût de liaison, tableaux de coût de relève

**Pour tout** eNode B  $e$  **faire**

Déterminer le SGM  $q'$  d'attache de l'eNode B dans la solution courante avant l'application du mouvement  $G(e, q)$

Déterminer  $V$  l'ensemble de voisinage de l'eNode B  $e$

**Pour tout** eNode B  $e'$  **faire**

**Si**  $e'$  est affecté au SGM  $q'$  **alors**

$V = \{e'\}$

$S_1 =$  Sommation des coûts de relève avec les voisins  $e'$  de  $e$

**Fin Si**

**Fin Pour**

Déterminer les eNode B affectés au nouveau SGM  $q$

**Pour tout** eNode B  $e''$  **faire**

**Si**  $e''$  est affecté au SGM  $q$  **alors**

$V = \{e''\}$

$S_2 =$  Sommation des coûts de relève avec les voisins  $e''$  de  $e$

**Fin Si**

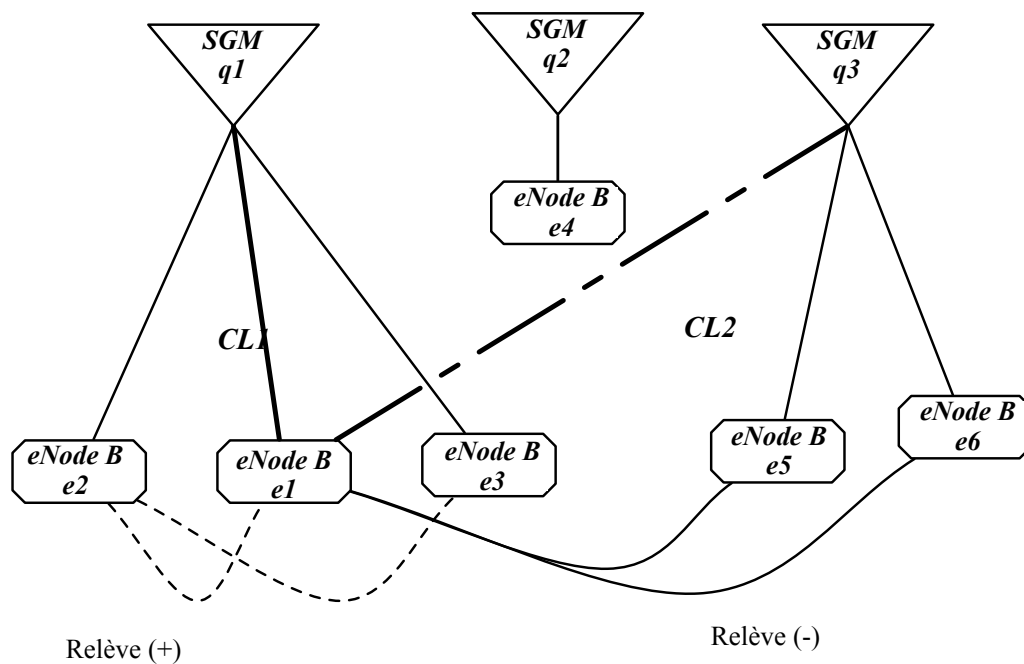
**Fin Pour**

$G(e, q) = S_1 + S_2 + CL_{eq} - CL_{eq'}$

**Fin Pour**

---

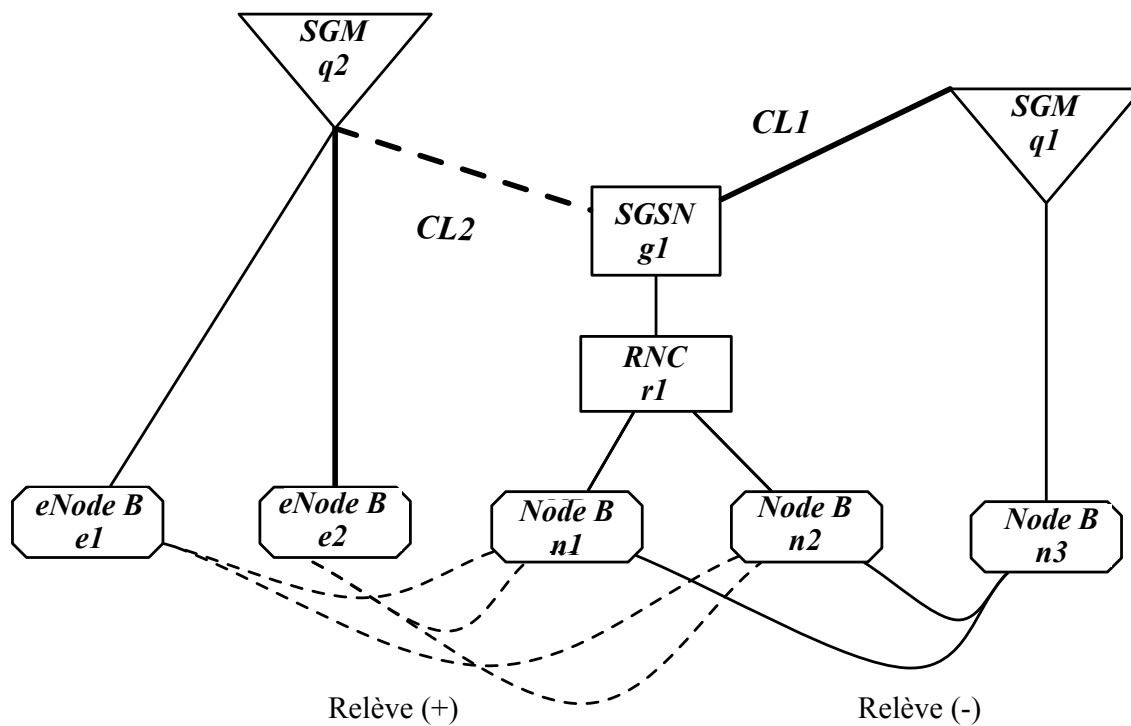
La figure 4.5 fait une illustration du calcul de gain pour le mouvement effectué d'un eNode B 1 vers un SGM q3, noté  $M_1(e1, q3)$ .



$$G1(e1, q3) = \text{releve}(e1, e2) + \text{releve}(e1, e3) - \text{releve}(e1, e5) - \text{releve}(e1, e6) + CL1 - CL2$$

Figure 4.5 Calcul de gain impliquant un eNode B (avec couplage de nœuds)

Une évaluation du gain dans un mouvement  $M_1(g, q_2)$  d'un SGSN  $g$  vers un SGM  $q_2$  est faite dans l'exemple de la figure 4.6.



$$G2(g1, q2) = \text{releve}(e1, n1) + \text{releve}(e1, n2) + \text{releve}(e2, n1) \\ + \text{releve}(e2, n2) - \text{releve}(e3, n1) - \text{releve}(e3, n2) + CL_1 - CL_2$$

Figure 4.6 Calcul de gain impliquant un SGSN (avec couplage de nœuds)

---

Algorithme 8 Génération de gain impliquant un SGSN (avec couplage de nœuds)

**Entrée** : Nombre d'eNode B  $e$ , de SGM  $q$  de Node B  $n$  et de SGSN  $g$

**Initialisation** : Tableau d'affectation des SGSN au SGM, tableaux de coût de liaison, tableaux de coût de relève, tableau d'affectation des Node B au SGSN

**Pour tout** eNode B  $e$  **faire**

Déterminer le SGM  $q'$  d'attache dans la solution courante avant l'application du mouvement  $G(g, q)$

Déterminer  $V$  l'ensemble de voisinage de l'eNode B  $e$

**Pour tout** SGSN  $g$  **faire**

**Si**  $g$  est affecté au SGM  $q'$  **alors**

$V = \{g\}$

**Pour tout** Node B  $n$  **faire**

parcourir le tableau d'affectation des Node B au SGSN

**Si**  $n$  est affecté au SGSN  $g$  **alors**

$S_1 =$  Sommation des coûts de relève avec les voisins  $e$  de  $g$

**Fin Si**

**Fin Pour**

**Fin Si**

**Fin Pour**

Déterminer les SGSN affectés au nouveau SGM  $q$

**Pour tout** SGSN  $g''$  **faire**

**Si**  $g''$  est affecté au SGM  $q$  **alors**

$V = \{g''\}$

**Pour tout** Node B  $n'$  **faire**

parcourir le tableau d'affectation des Node B au SGSN

**Si**  $n'$  est affecté au SGSN  $g''$  **alors**

$S_2 =$  Sommation des coûts de relève avec les voisins  $g''$  de  $g$

**Fin Si**

**Fin Pour**

**Fin Si**

**Fin Pour**

$G(e, q) = S_1 + S_2 + CL_{gq} - CL_{gq'}$

**Fin Pour**

---

### 4.3.3 Liste taboue

La recherche taboue utilise une mémoire explicite qui conserve les informations plus ou moins complètes des recherches déjà effectuées. Les éléments de la liste sont des couples ou des triplets de nœuds affectés. Chaque élément identifie un mouvement impliquant, soit un eNode B, soit un SGSN. Ainsi, pour chacun des mouvements dits tabou, le mouvement inverse sera gardé dans cette liste. Puisque ces deux mouvements seront appliqués séparément, une seule liste taboue,  $LT$ , sera implémentée.

Dans l'exploration des solutions voisines de la solution courante, certaines solutions peuvent orienter la recherche vers des espaces trop éloignés, avec peu de chance d'y revenir. Pour éviter un tel scénario, la recherche sera effectuée pendant un nombre  $K_{max}$  d'itérations, fixé au cours de l'implémentation. Lorsque l'exploration s'éloignera des solutions réalisables, un mécanisme de rappel sera utilisé pour rediriger l'exploration vers de nouvelles solutions réalisables. Pour ce faire, l'algorithme applique une pénalité aux gains des mouvements menant à toute solution non réalisable. Le rappel sera déclenché après un nombre  $NRESPECT$  qui cumule le nombre de solutions consécutives non réalisables. Ce mécanisme de rappel sera désactivé à la première solution faisable rencontrée lors de l'exploration du voisinage. La pénalité est une valeur numérique qui est appliquée au gain des mouvements qui essaient d'affecter un eNode B ou un SGSN aux équipements du réseau cœur (MME, SGW ou SGM) ayant déjà une capacité résiduelle négative.

La recherche taboue, lors de l'exploration de l'espace de solutions, peut tomber sur un optimum local qui n'améliore pas la solution courante. Si après un nombre donné d'itérations, un mouvement déjà tabou permet d'améliorer la solution courante, un critère d'aspiration sera utilisé. Ainsi, lors de l'exploration de l'espace de recherche, la méthode vérifiera toujours si le mouvement qu'elle vient d'effectuer est tabou ou non. Un mouvement tabou, dont l'évaluation du coût est inférieure à celle de la meilleure solution connue, perd son critère tabou.

### 4.3.4 Critère d'aspiration

Le critère d'aspiration consiste à accepter une solution dont le coût est inférieur à celui de la meilleure solution jusque-là trouvée par l'algorithme, même si cette solution

est taboue. Ainsi, il permet à l’algorithme, d’annuler temporairement le critère tabou du mouvement à la base de la solution trouvée, afin de le rendre disponible.

#### 4.3.5 Fonction d’évaluation

À partir d’une configuration donnée, la fonction d’évaluation renseigne sur le respect ou non des contraintes de capacité des équipements du réseau cœur (MME, SGW ou SGM). Ainsi, à chaque mouvement réalisé, la fonction calcule la capacité résiduelle de chacun de ses équipements, en faisant la différence entre la capacité initiale de l’équipement et celle des nœuds participant dans l’affectation. Dans le cas où la capacité résiduelle est négative, la fonction retourne également la pénalité qui sera appliquée.

### 4.4 Mémoire à moyen terme

Le mécanisme de mémoire à moyen terme consiste à visiter, périodiquement les zones de l’espace de recherche qui semblent particulièrement être prometteuses. Ces zones de recherche sont déterminées à partir des résultats obtenus dans la mémoire à court terme. En effet, lors de son exécution, l’algorithme 4.7 sauvegarde à chaque itération les meilleures solutions trouvées de la mémoire à court terme. Le mécanisme d’intensification, pour s’exécuter, va choisir parmi ces solutions celle ayant le plus faible gain. Pour poursuivre la recherche, différents types de mouvements sont exécutés et un critère d’arrêt est défini. De même, une liste de type FIFO (First In, First Out) mémorisant les dernières meilleures solutions est créée. Cette liste, de taille  $ILLT$ , contient les informations en rapport à la topologie de la solution, son coût et le tableau de gain généré par le mouvement à l’origine de cette solution. Toutes ces informations permettent de restaurer au besoin le contexte de la recherche.

#### 4.4.1 Mouvements

Pour explorer le voisinage des solutions d’élites, de nouveaux mouvements sont définis pour la mémoire à moyen terme. Ils consistent en une permutation et un déplacement. Le mouvement de permutation permet d’améliorer la solution courante en diminuant le coût qui lui est associé. Le mouvement de déplacement, en l’occurrence, consiste à faire des choix de mouvements qui permettent de rétablir les contraintes de capacités non respectées lors du mouvement de permutation. Ces deux mouvements s’effectuent entre les nœuds eNode B et SGSN, de deux réseaux différents et donc présentent des combinaisons variés suivant l’approche utilisée.

L'architecture sans couplage de nœuds présente un mouvement de :

- permutation des eNode B  $e_1$  et  $e_2$ , noté  $m_1(e_1, e_2)$  ;
- permutation d'un SGSN  $g$  et d'un eNode B  $e$ , noté  $m_2(e, g)$  ;
- déplacement d'un eNode B  $e$  à un MME  $m$  et un SGW  $s$  noté  $m_3(e, m, s)$  ;
- déplacement d'un SGSN  $g$  à un MME  $m$  et un SGW  $s$  noté  $m_4(g, m, s)$ .

Dans l'architecture avec couplage de nœuds, sera considéré un mouvement de :

- permutation des eNode B  $e_1$  et  $e_2$ , noté  $m_1(e_1, e_2)$  ;
- permutation d'un SGSN  $g$  et d'un eNode B  $e$ , noté  $m_2(e, g)$  ;
- déplacement d'un eNode B  $e$  à un SGM  $q$ , noté  $m_3(e, q)$  ;
- déplacement d'un SGSN B  $g$  à un SGM  $q$ , noté  $m_4(g, q)$ .

*La permutation* fait intervenir séparément deux eNode B ou deux SGSN. Ce mouvement se réalise en deux étapes qui consistent : à choisir les deux premiers nœuds en s'appuyant sur l'estimation des gains et ensuite, à les affecter. Tel qu'il est défini, ce mouvement peut se diviser en deux mouvements d'affectation consécutifs. Cependant, contrairement à la mémoire à court terme, entre l'affectation du premier nœud et l'affectation du deuxième, le tableau de gains n'est pas mis à jour. Ainsi, dans la première étape, l'algorithme parcourt le tableau de gain de la solution d'élite retenue et sélectionne les deux nœuds ayant le plus faible gain. Il est à remarquer qu'après le déplacement du premier nœud, le deuxième préalablement choisi, n'est plus forcément le meilleur à déplacer. À la deuxième étape, chacun de ces nœuds est affecté aux équipements du réseau cœur, les MME, et les SGW dans l'architecture sans couplage de nœuds, ou les SGM, dans l'architecture avec couplage de nœuds. Après l'application des deux mouvements, le gain est ensuite calculé. En se basant sur les gains obtenus des opérations précédentes, les autres choix de mouvements qui seront effectués seront libres des contraintes de capacités. Ces choix s'avèrent moyennant suffisants pour guider la recherche. Les deux mouvements de permutation seront effectués de façon consécutive. La liste taboue *ILLT1* va donc contenir l'inverse des deux mouvements  $m_1$  et  $m_2$  et aura, par conséquent, une taille de deux fois celle du mécanisme de la mémoire à court terme. Un mouvement de permutation sera considéré tabou, si au moins un de ses sous-mouvements l'est. Le critère d'aspiration est le même que dans la mémoire à court terme.

*Le déplacement* est un mouvement qui s'applique quand il existe un nombre consécutif de solutions non faisables, générées lors du mouvement de permutation. En effet, la



permutation qui s'applique sur des solutions faisables ne tient pas compte des contraintes de capacités des équipements du réseau cœur (MME, SGW ou SGM). Le choix des mouvements s'appuyait uniquement sur l'estimation des gains et permettait d'obtenir de bonnes solutions pas nécessairement faisables. Les mouvements de déplacement effectués permettent de restaurer les contraintes de capacités et, en même temps, de diminuer les pénalités appliquées à la solution. Les étapes de ce mouvement sont définies suivant que l'architecture comporte ou non un couplage de nœuds.

Quand il n'existe pas de couplage de nœuds, les mouvements de déplacement  $m_3(e, m, s)$  et  $m_4(g, m, s)$ , consistent à :

- déterminer le MME  $m'$  et SGW  $s'$  de capacité résiduelle minimale ;
- trouver l'eNode B  $e'$  ou le SGSN  $g'$ , qui génère le volume de trafic minimal ;
- affecter ces nœuds  $e'$  ou  $g'$  au MME  $m$  et SGW  $s$  de capacité résiduelle suffisante qui permettent d'obtenir le gain minimal.

Avec une architecture présentant un couplage de nœuds, les mouvements de déplacement  $m_3(e, q)$  et  $m_4(g, q)$  consistent à :

- déterminer le SGM  $q'$  de capacité résiduelle minimale ;
- trouver l'eNode B  $e'$  ou le SGSN  $g'$ , qui génère le volume de trafic minimal ;
- affecter ces nœuds  $e'$  ou  $g'$  au SGM  $q$  de capacité résiduelle suffisante qui permet d'obtenir le gain minimal.

Le déplacement, en utilisant les tableaux de gains pour le choix des mouvements, permet en même temps de respecter les contraintes de capacités. Pour ce faire, un paramètre *nirespect* qui compte le nombre de solutions non faisables trouvées, est utilisé. Le mouvement de déplacement s'active quand *nirespect* atteint le seuil fixé dans l'implémentation et le demeure tant que les solutions trouvées ne sont pas faisables. Pour ce mouvement, une liste taboue *ILT2* de même taille que *ILT1* sera définie. Elle comporte l'inverse des mouvements  $m_3$  et  $m_4$ . Aucun critère d'aspiration n'est défini pour ce mouvement.

#### 4.4.2 Mémoire à long terme

La diversification ou mémoire à long terme est une technique qui permet de diriger la recherche vers des régions inexplorées. Elle dispose d'un tableau de statistiques de dimension  $n \times m$  avec  $n$ , le nombre total de nœuds (eNode B, SGSN) et  $m$  le nombre d'équipements du réseau cœur (MME, SGW ou SGM). Dans ce tableau est cumulé le nombre de fois un nœud  $n$  est relié à un élément  $m$ . La technique de diversification utilisée ici est la diversification par relance. Elle consiste à sélectionner dans les statistiques générées lors de l'exécution des mécanismes de mémoire à court et à moyen terme, une nouvelle solution de départ de l'algorithme. Cette solution est par conséquent très différente que celles utilisées pour les deux autres mécanismes. Elle permet ainsi à l'algorithme de mieux diversifier la recherche pour un nombre de relances déterminé au moyen d'un paramètre  $nbstart$  fixé pendant l'implémentation. Chaque relance permet d'effectuer une nouvelle recherche qui prend en compte les mécanismes de mémoire à court terme et à moyen terme.

#### 4.5 Conclusion

Ce chapitre présente deux adaptations qui peuvent être faites de la recherche taboue, au problème de planification d'un réseau 4G à partir d'un réseau 3G déjà en place. Ces adaptations diffèrent suivant que l'architecture entraîne ou non, un couplage des nœuds MME et SGW. Ainsi, il convient de souligner que la grande différence de ces deux approches se situent principalement au niveau des types de mouvements, des gains générés et de l'espace de voisinage. Toutefois, au niveau de l'application des trois mécanismes de mémoire de la recherche taboue, les étapes sont de quelque peu différentes pour ne pas dire presque identiques. Alors, l'algorithme de recherche avec tabou présenté à la figure 4.7, peut facilement s'adapter aux deux approches. Dans ce cas, l'implémentation va se porter sur le choix de certains critères, comme : le nombre de mouvements à effectuer et les tableaux de gains générés, tous deux tributaires du nombre et du type de nœuds utilisés. Tous ces éléments portent à croire que l'approche utilisant un couplage de nœuds, en simplifiant le problème, va permettre de réduire : la somme de trafics circulant dans le réseau, le nombre d'opérations de mises à jour qu'entraînent les relèves complexes et également le coût de la solution. Elle sera, par conséquent, celle retenue pour implémentation.

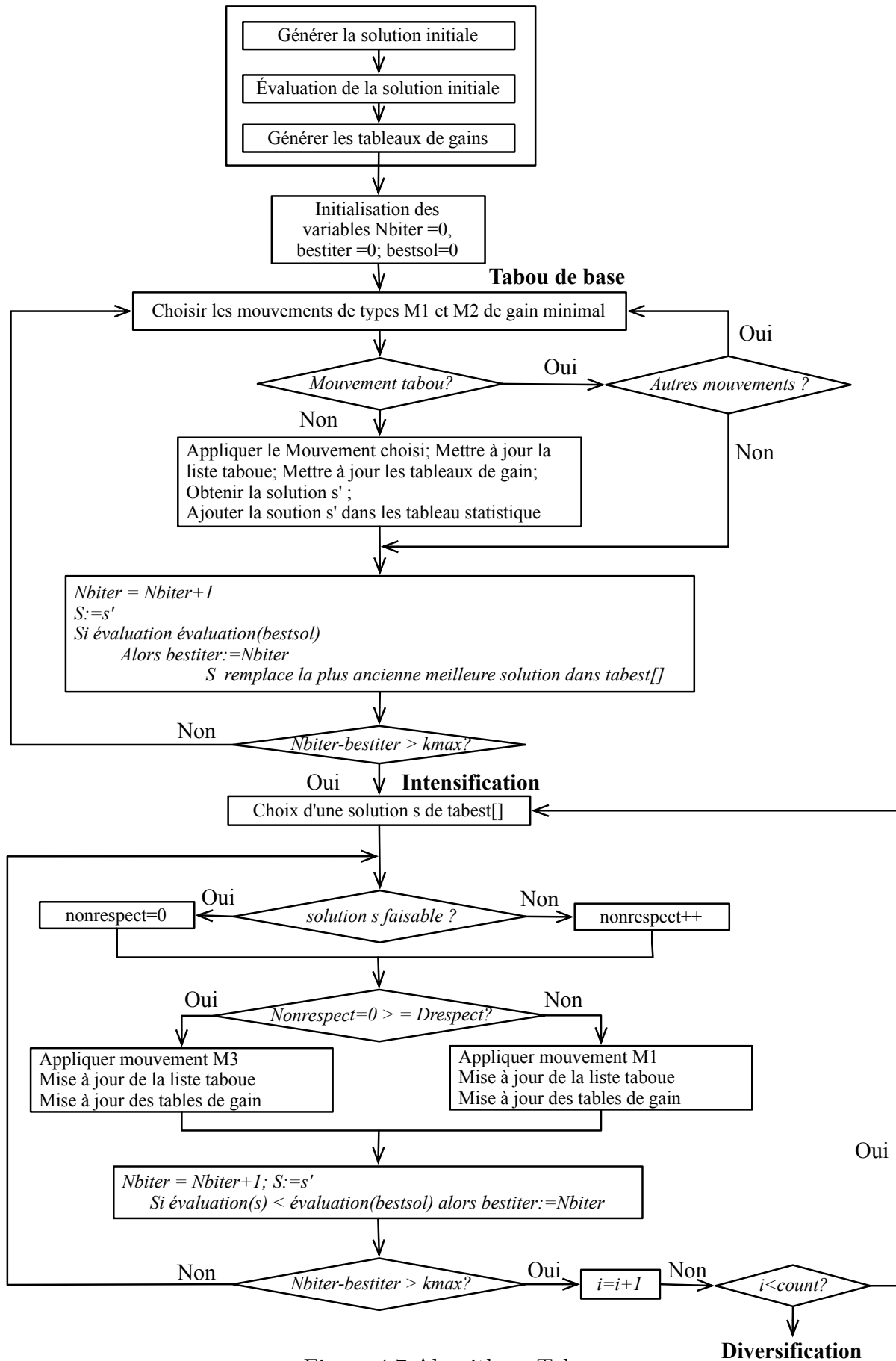


Figure 4.7 Algorithme Tabou

## CHAPITRE 5

### IMPLÉMENTATION ET ANALYSE DES RÉSULTATS

En regard aux objectifs du modèle proposé, ce chapitre présente les étapes d'implémentation d'une application pouvant servir à la planification d'un réseau 4G/LTE à partir d'un réseau 3G/UMTS existant. Cette application est un programme informatique exécutant les différentes étapes de l'algorithme de recherche taboue (RT). Elle repose sur des classes et des méthodes, décrivant les fonctionnalités des trois mécanismes de mémoire propres à l'algorithme. Cette application est constituée d'un ensemble de codes exécutables qui, en utilisant les paramètres clés à la RT, permettent d'évaluer la performance de la méthode de résolution proposée. Ainsi, dans la suite de ce chapitre seront présentés : la méthode utilisée pour modéliser le trafic généré par les différents équipements du réseau, les formats de fichiers utilisés en entrée et en sortie du programme. De même, les classes et les méthodes ayant servi dans l'implémentation seront décrites pour ensuite discuter des différents résultats qui permettront de montrer l'efficacité de la méthode proposée.

#### 5.1 Présentation des données utilisées

Dans cette section sont décrits : la méthode de modélisation du trafic du réseau, les formats des fichiers d'entrée et du fichier de sortie de l'application, de même que l'environnement matériel et logiciel utilisé pour l'application.

##### 5.1.1 Modélisation du trafic

Le programme de simulation utilisé pour la modélisation du trafic est une application Matlab qui s'inspire de [24] et [34], respectivement pour les réseaux 3G et 2G. En conséquence, plusieurs fonctions doivent être modifiées pour introduire le trafic du réseau 4G/LTE. Ainsi, en considérant l'architecture avec couplage des nœuds MME et SGW en une entité unique, le SGM, les trafics qui seront considérés sont : un trafic entre les eNode B et les SGM, au niveau du réseau 4G, ensuite, un trafic entre les SGSN et les SGM entre les réseaux 3G et 4G.

Pour modéliser ce trafic, les coûts de liaisons entre les équipements seront considérés. Pour le réseau 4G/LTE, le coût de liaison entre les cellules et les SGM sera proportionnel à la

distance les séparant. Pour réaliser l'interconnexion du réseau 3G/UMTS avec le réseau LTE *tout-IP*, et par souci de compatibilité, seul le trafic de données provenant du réseau 3G/UMTS sera considéré. Ainsi, entre un SGSN et un SGM, le coût de liaison sera proportionnel à la distance les séparant.

Pour modéliser le trafic en commutation de paquets dans le réseau étendu, ce travail considère que le taux d'appels en trafic de données,  $f_i$ , provenant des nœuds eNode B et Node B<sup>1</sup>, suit une loi gamma de moyenne et de variance égales à l'unité. De plus, pour tenir compte des temps de séjour des paquets à l'intérieur des cellules ou temps de service, ce travail considère, comme dans [24], que ces temps de service sont distribués selon une loi exponentielle de paramètre 1. En conséquence, pour un nœud (eNode B ou Node B)  $i$  situé dans une cellule  $j$  ayant  $x$  voisins, l'intervalle  $[0, 1]$  est divisé en  $x + 1$  sous intervalles en choisissant  $x$  nombres aléatoires uniformément distribués entre 0 et 1. À la fin de la période de service dans la cellule  $j$ , l'appel peut être, soit transféré au  $i^{\text{ème}}$  voisin, pour  $i = 1, \dots, x$ , avec une probabilité de relève  $r_{ij}$  égale à la longueur du  $i^{\text{ème}}$  intervalle, soit terminé avec une probabilité égale à la longueur du  $x + 1^{\text{ème}}$  intervalle. Pour trouver alors les volumes d'appels et les taux de relèves cohérents, les cellules sont considérées comme des files d'attente de type  $M/M/1$  formant un réseau de Jackson [30], [45]. Les taux d'arrivées de paquets  $\alpha_i$  dans les cellules à l'équilibre sont obtenus en résolvant le système suivant :

$$f_i = \alpha_i - \sum_{j=1}^k \alpha_j r_{ij} \text{ avec } i = 1, 2, 3, \dots, k$$

où

- $k$  représente le nombre total de cellules du réseau ;
- $r_{ij}$  représente la probabilité de relève entre  $i$  et  $j$  ;
- $f_i$  les taux d'appels en trafic de paquets provenant des cellules  $i$ .

L'interconnexion des réseaux 3G et 4G présente de nouvelles considérations au niveau du trafic échangé entre les eNode B et les Node B. En effet, puisque les eNode B sont de plus grande capacité que les Node B, alors ce travail considère que ces derniers reçoivent un volume de trafic pouvant seoir à leur capacité. Sera donc choisi comme volume d'appel d'un eNode B  $i$  et d'un Node B  $n$ , la longueur moyenne de la file d'attente de chaque nœud, correspondant au type de trafic. Par conséquent, les taux de relèves horizontale  $h_{ij}$  et verticale  $h_{in}$  seront définis par :

---

1. Node B générant des trafics vers les SGSN

$$h_{ij} = f_i \cdot r_{ij}$$

$$hv_{in} = f_i \cdot r_{in} + f_i \cdot r_{ni}$$

où

- $r_{in}$  représente la probabilité de relève entre une cellule  $i$ , desservie par un eNode B, et une cellule  $n$ , desservie par un Node B ;
- $r_{ni}$  représente la probabilité de relève entre une cellule  $n$ , desservie par un Node B, et une cellule  $i$ , desservie par un eNode B.

Dans le réseau cœur 4G, les SGM sont tous de même capacité. De même, dans le réseau cœur 3G, les SGSN seront tous de même capacité. Cette capacité est calculée en introduisant un paramètre  $k$ , uniformément réparti entre 10 et 50. Ainsi, il est possible d'assurer un surplus global de 10 à 50% de la capacité des SGSN, par rapport au volume de trafic provenant des Node B et des RNC, et ensuite, de la capacité des SGM, par rapport au volume de trafic des eNode B et des SGSN. Ces capacités sont identifiées par  $Cap_g$  et  $Cap_q$  respectivement pour les SGSN et les SGM, et sont définies par les relations suivantes :

$$Cap_g = \frac{1}{g} \left(1 + \frac{k}{100}\right) \sum_{i=1}^n f_i$$

$$Cap_q = \frac{1}{q} \left(1 + \frac{k}{100}\right) \sum_{i=1}^e f_i + \sum_{i=1}^g Cap_g$$

### 5.1.2 Formats des fichiers d'entrée

Les données passées en paramètre au programme sont fournies au moyen de trois types de fichiers générés par un programme *Matlab*. Ces fichiers sont identifiés chacun, par un des réseaux de simulation illustrés dans le tableau 5.5 et d'une extension. Les fichiers d'extension ".data" et ".capa" regroupent les spécifications pour le réseau 4G, et le fichier d'extension ".aff" comporte celles des réseaux 3G.

Le *fichier de données* comporte les informations sur le nombre d'équipements, les coûts de liaisons et de relèves comme indiqué au tableau 5.1. Ainsi, la première ligne renseigne sur le nombre d'eNode B, de SGSN, de SGM et de Node B. Le reste du fichier comporte des matrices représentant les coûts de liaisons et les coûts de relèves présentés dans l'ordre suivant :

- La première matrice est de taille  $exq$  et représente les coûts des liaisons entre les eNode B et les SGM ;
- La deuxième renseigne sur les coûts de liaisons entre les SGSN et les SGM, et est de taille  $gxq$  ;
- La troisième, de taille  $exe$ , est la matrice de coûts de relèves entre les eNode B ;
- Les deux matrices suivantes représentent les coûts de relèves verticales entre les eNode et les Node B et les coûts de relèves verticales entre les Node B et les eNode B.

Tableau 5.1 Exemple de fichier de données

5	2	2	5		
15.8745	12.0000				
10.3923	6.0000				
6.0000	0.0000				
12.0000	10.3923				
6.0000	6.0000				
12.0000	8.4853				
6.0000	0.0000				
0.0000	0.1640	0.0000	0.6544	0.0000	
0.8703	0.0000	0.0113	0.8484	0.2862	
0.0000	0.3974	0.0000	0.0000	0.0367	
0.9503	0.1341	0.0000	0.0000	0.3878	
0.0000	1.2904	0.7626	0.0257	0.0000	
4.3222	0.6525	0.0000	0.1174	0.0000	
0.9140	3.8521	0.4107	0.3046	0.2206	
0.0000	0.1935	4.9723	0.0000	0.6830	
0.1814	0.3591	0.0000	3.7624	0.7619	
0.0000	0.4354	0.5782	0.3364	4.1221	
3.4546	1.0878	0.0000	0.7894	0.0000	
0.2357	3.2703	0.3616	0.6097	0.4338	
0.0000	0.2427	4.2710	0.0000	1.0262	
1.1242	0.4264	0.0000	4.0247	0.3693	
0.0000	1.6290	1.4012	0.0389	5.3387	

Le *fichier de capacités* comporte trois tableaux. Le premier et le deuxième renseignent sur la quantité de paquets générée respectivement par chaque eNode B et chaque SGSN.

Le dernier tableau, de son côté, contient la capacité des nœuds SGM, comme le montre le tableau 5.2.

Tableau 5.2 Exemple de fichier de capacités

1.8597	2.1155	1.4562	1.5799	5.5566
26.9159	26.9159			
150.6148	150.6148			

Le fichier d'affectation du réseau 3G comporte les schémas d'affectation résultant de l'implémentation du réseau 3G existant. Ce fichier est représenté par une matrice binaire de taille  $nxg$ , où une case  $(n, g)$  prend la valeur 1 si un Node B  $n$  est affecté à un SGSN  $g$ , et 0 sinon. Cette matrice est obtenue en parcourant la table d'affectation des Node B aux RNC et celle des RNC aux SGSN, et est utilisée lors du calcul des coûts de relèves verticales entre les deux réseaux.

Tableau 5.3 Exemple de fichier d'affectation du réseau 3G

0	1
1	0
0	1
0	1
1	0

### 5.1.3 Format du fichier de sortie

Le fichier de sortie du programme d'extension ".res", représenté par le tableau 5.4, indique :

- Le type de réseau de simulation utilisé, avec le nombre  $e$  d'eNode B,  $g$  de SGSN,  $q$  de SGM et  $n$  de Node B ;
- La durée et le coût de la solution initiale obtenue ;
- Le schéma d'affectation de la solution initiale ;
- Le meilleur coût de la solution obtenue après l'application des mécanismes de mémoire ;



- Le respect ou non des contraintes de capacité du SGM ;
- Le schéma d'affectation des eNode B et des SGSN de la solution finale.

Tableau 5.4 Exemple d'un fichier de résultats

```

Réseau de simulation : 5 eNode B, 2 SGSN, 2 SGM, 5 Node B

***** PARAMÈTRE(S) DE LA SIMULATION*****
Durée totale de la simulation : 0.0050s
Taille de la liste taboue : 5
Nb. maximum d'itérations sans solution : 20
Mécanisme de mémoire à moyen terme : DÉSACTIVÉ
Mécanisme de mémoire à long terme : DÉSACTIVÉ

***** TOPOLOGIE INITIALE *****
eNode B 0, SGM : 0
eNode B 1, SGM : 0
eNode B 2, SGM : 1
eNode B 3, SGM : 0
eNode B 4, SGM : 0

SGSN 0, SGM : 0
SGSN 1, SGM : 1

Le coût de la meilleure solution obtenue est : 45.93006
Contraintes respectées?(1='OUI', 0='NON') : 0

***** MEILLEURE TOPOLOGIE OBTENUE *****
eNode B, 0 SGM : 0
eNode B, 1 SGM : 0
eNode B, 2 SGM : 1
eNode B, 3 SGM : 0
eNode B, 4 SGM : 0

SGSN 0, SGM : 0
SGSN 1, SGM : 1

```

#### 5.1.4 Environnement matériel et logiciel

L'implémentation de l'algorithme a été effectuée en langage Java, selon une approche orientée objet. La plateforme utilisée est la version 6.8 de NetBeans IDE. Toutes les expérimentations ont été effectuées sur une machine MacBook Pro Intel Core 2 Duo. Le

système d'exploitation est la version 10.5.8 de Mac OS X, avec un processeur d'une vitesse de 2.8 GHz et d'une taille mémoire de 4 GB, pour une fréquence de 1067 Mhz DDR3. La génération des fichiers de trafic et de capacité des équipements pour le réseau sera réalisée au moyen d'un programme Matlab, qui utilise une fonction aléatoire servant à modéliser la demande en trafic des équipements du réseau.

## 5.2 Conception de l'application

La phase de conception de l'outil de planification est réalisée au moyen du langage de modélisation unifié (UML) [31], [49]. Elle se compose principalement d'un diagramme de classes et d'un diagramme d'états transitions.

### 5.2.1 Diagramme de classes

Le diagramme de classes est utilisé pour capturer la structure statique de l'outil de planification proposé. Il identifie la structure des classes et les associations qui existent entre elles, comme le montre la figure 5.1. Chacune des classes comporte, les attributs et les opérations de l'objet qu'elle représente. Entre les classes sont définis soit une relation d'héritage, soit une association non symétrique, l'agrégation. Par exemple, les classes *SolGain* et *Mouvement* héritent respectivement des classes *Solution* et *ListeTaboue* (spécification), alors qu'il existe une agrégation entre les classes *Données*, *Intensification*, *Diversification* et la classe principale qui est *Problème*. Cette relation traduit l'idée que toute action sur une de ces classes entraîne nécessairement une action sur la classe *Problème*.

La notion de package *3G/UMTS* utilisée est un ensemble de classes qui permettent de gérer les affectations au niveau du réseau 3G. Ce package génère d'abord les affectations entre les Node B et les RNC, ensuite, celles des RNC aux SGSN et MSC. La principale fonctionnalité de ce package est de pouvoir générer en sortie, un fichier où sont définis les schémas d'affectation des Node B aux SGSN.

"*Diversification.java*" implémente le mécanisme de la mémoire à long terme de l'application. Cette classe comprend une méthode principale *compte()* qui permet de sauvegarder les statistiques des solutions obtenues, tout au long de l'application des mémoires à court et à moyen terme. Ces statistiques serviront de solutions initiales au redémarrage de l'application, dont le nombre est fixé au moyen d'un attribut de relance *nbstart*.

"*Données.java*" comporte les informations relatives aux réseaux de simulation. Cette classe renseigne sur la taille du réseau au moyen d'attributs, comme *nbeNB*, *nbSGSN*, *nbSGM*

et  $nbNB$ . Elle indique les coûts de liaisons entre les équipements de niveaux différents en utilisant les attributs  $TabCoutLENB\_SGM$  et  $TabCoutLSGSN\_SGM$ . Les coûts de relève horizontale entre deux eNode B sont représentés par  $TabCoutReleveENB\_ENB$ . Les coûts de relève verticale entre un eNode B et un Node B et vice versa, sont représentés par  $TabCoutReleveENB\_NB$  et  $TabCoutReleveNB\_ENB$ . Les résultats de l'affectation du réseau UMTS sont résumés dans  $TabAffectNB\_SGSN$ . Les attributs  $TabCapSGSN$ ,  $TabCapSGM$  et  $TabCapENB$  sont utilisés pour indiquer la capacité des SGSN et des SGM, de même que le trafic provenant de chaque eNode B. Cette classe comprend les méthodes suivantes :

- $lectureFic()$  qui permet de faire la lecture des coûts de liaisons ou coût de câblage, les coûts de relèves horizontales et verticales du fichier de données passé en paramètre ;
- $lectureFicCapacite()$  qui permet de lire les valeurs des capacités des SGSN et des SGM, et le volume de trafic des eNode B à partir du fichier de capacité qui lui est fourni ;
- $lectureFicAffectation3G()$  qui permet de lire le résultat des affectations effectuées dans le réseau 3G à l'aide du fichier qui lui est fourni ;
- $evaluation()$  qui permet d'évaluer la solution résultante de l'affectation des équipements. Pour ce faire, elle utilise une variable qui indique si les contraintes de capacités sont respectées. Si oui, la valeur objective de la solution se calcule en fonction des coûts de liaisons et de relèves. Dans le cas contraire, elle applique à la valeur objective de la solution une pénalité. Cette dernière augmente à mesure que les affectations aux SGM saturés se poursuivent.

"*Gain.java*" a pour principale fonction de générer les tables de gains,  $tabGainNoeud\_SGM$ , à chaque affectation réalisée entre les eNode B, les SGSN et un SGM. Cette classe comprend les méthodes suivantes :

- $genererGain()$ , utilise les données du problème et la solution courante pour calculer le gain résultant de l'affectation d'un eNode B, d'un SGSN à un SGM. Ce tableau permettra par la suite de réaliser le prochain mouvement de réaffectation des nœuds eNode B et SGSN, en choisissant la plus petite valeur de gain du tableau ;
- $tabGainMAJ()$  fait la mise à jour des gains après chaque mouvement ;
- $getCoutReleve()$  calcule les coûts des relèves horizontales et verticales, suivant le type de nœud qui participe au mouvement.

"*Intensification.java*" implémente le mécanisme de mémoire à moyen terme de l'algorithme. Elle utilise un ensemble de variables propres à la mémoire, comme la liste taboue  $ILT$  des mouvements de types  $m_1$  et  $m_2$  et la table  $bestSol$ , qui contient les meilleures solu-

tions obtenues. La topologie de chaque solution est accessible au moyen des attributs *gain* et *sol*. Elle possède les méthodes :

- *ajouter()* qui ajoute les meilleures solutions rencontrées dans la table *bestSol* ;
- *mvt-permutation()* qui détermine les mouvements de type  $m_1$  ;
- *mvt-deplacer()* qui détermine les mouvements de type  $m_2$  ;
- *intensifie()* qui exécute les étapes de l'intensification, en appliquant les mouvements appropriés, en évaluant le coût de la solution obtenue, en testant le respect des contraintes de capacités et finalement, en générant les statistiques.

"*ListeTaboue.java*" implémente les listes taboues utilisées dans l'algorithme. Dans chaque liste est sauvegardé l'inverse des mouvements dits tabous, afin d'empêcher à la recherche d'y revenir pendant un nombre d'itérations. À chaque fois qu'un élément est inséré dans la liste, l'attribut *compte* est incrémenté tant que la taille n'est pas atteinte. Ainsi, la taille de la liste taboue permet de limiter les mouvements qui peuvent être sauvegardés dans la liste. Ses méthodes sont :

- *insérer()*, pour ajouter un élément dans la liste taboue ;
- *appartient()*, pour vérifier si un élément est déjà dans la liste.

"*Mouvement.java*" détermine le mouvement (eNode, SGM) ou (SGSN, SGM) à effectuer. Elle comporte une méthode principale, qui vérifie uniquement l'égalité de deux mouvements.

"*Nœud.java*" permet de distinguer les types de nœuds du réseau. Elle utilise deux attributs *nœudID* et *type*. L'attribut *nœudID* prend des valeurs comprises entre 0 et le nombre total de nœuds ( $eNodeB + SGSN$ ). L'attribut *type* associe le type eNode B aux  $e$  premiers numéros, et le type SGSN aux numéros allant de  $(totalNoeud - e)$ .

"*Problème.java*" exécute, en premier, le mécanisme de mémoire à court terme ou tabou de base. Cette classe fait le choix des mouvements à effectuer et génère pour chacun d'eux les solutions et les gains appropriés. La classe "*Problème.java*" fait appel, ensuite, au mécanisme de mémoire à moyen terme, en lui transmettant les meilleures solutions obtenues précédemment. Au mécanisme de mémoire à long terme, elle transmet les statistiques des nœuds visités tout au long de l'exécution des deux mécanismes de mémoire précédents. Elle est une classe globale, en ce sens qu'elle agrège les objets utilisés aux autres classes du diagramme telles que : *Données*, *Solution*, *Gain*, *ListeTaboue*, *Intensification*, *Diversification*. Cette classe regroupe les méthodes suivantes :

- *choixmvt()* qui détermine et applique le prochain mouvement à réaliser pour le mécanisme de mémoire à court terme. Ainsi, en tenant compte de la taille de la liste taboue et du gain minimum, elle choisit entre les mouvements  $M_1(e, q)$  et  $M_2(g, q)$  celui qui améliore la solution courante ;
- *Cmtaboue()*, qui exécute les composantes des mémoires à court et à moyen terme ;
- *RechercheTaboue()* qui lance la méthode de RT. Cette méthode applique, au moyen de la méthode *Cmtaboue()*, le mécanisme de mémoire à court terme, puis, passe les résultats obtenus en paramètres au mécanisme de mémoire à moyen terme. Les résultats obtenus de ces deux mécanismes sont ensuite utilisés par le mécanisme de mémoire à long terme afin de raffiner la solution jusque là obtenue.

”*SolGain.java*” est une classe qui renseigne sur l’état des solutions et des gains générés qui doivent être utilisés par le mécanisme de mémoire à moyen terme. Avec les attributs : *sol*, *gain* et *obj*, cette classe permet de sauvegarder au moyen de la méthode *set()*, la topologie de la solution courante pour intensifier la recherche.

”*Solution.java*” génère la solution initiale du problème. Cette solution se présente sous la forme d’un tableau qui comporte les patrons d’affectation des eNode B et des SGSN aux SGM. Pour chaque solution, elle calcule le coût et fait la vérification des contraintes de capacité sur les SGM. Toutes ses opérations sont réalisées en utilisant les méthodes :

- *Initialise()* qui affecte chaque eNode B et chaque SGSN à un SGM, dont l’indice est sélectionné, soit de façon aléatoire entre 0 et  $q$ , soit suivant le coût de liaison minimum ;
- *InitialiseDiv()* qui génère des solutions initiales pour chaque redémarrage de l’application pour le mécanisme de mémoire à long terme. Cette solution est calculée en affectant les nœuds (eNode B et SGSN) au SGM de faible coût ;
- *vérifierContraintes()* qui vérifie le respect des contraintes de capacité des SGM ;
- *FonctionObjectif()* qui évalue le coût de la solution courante et calcule, au moyen de la méthode *vérifierContraintes()*, la pénalité à appliquer quand les capacités des SGM sont dépassées.

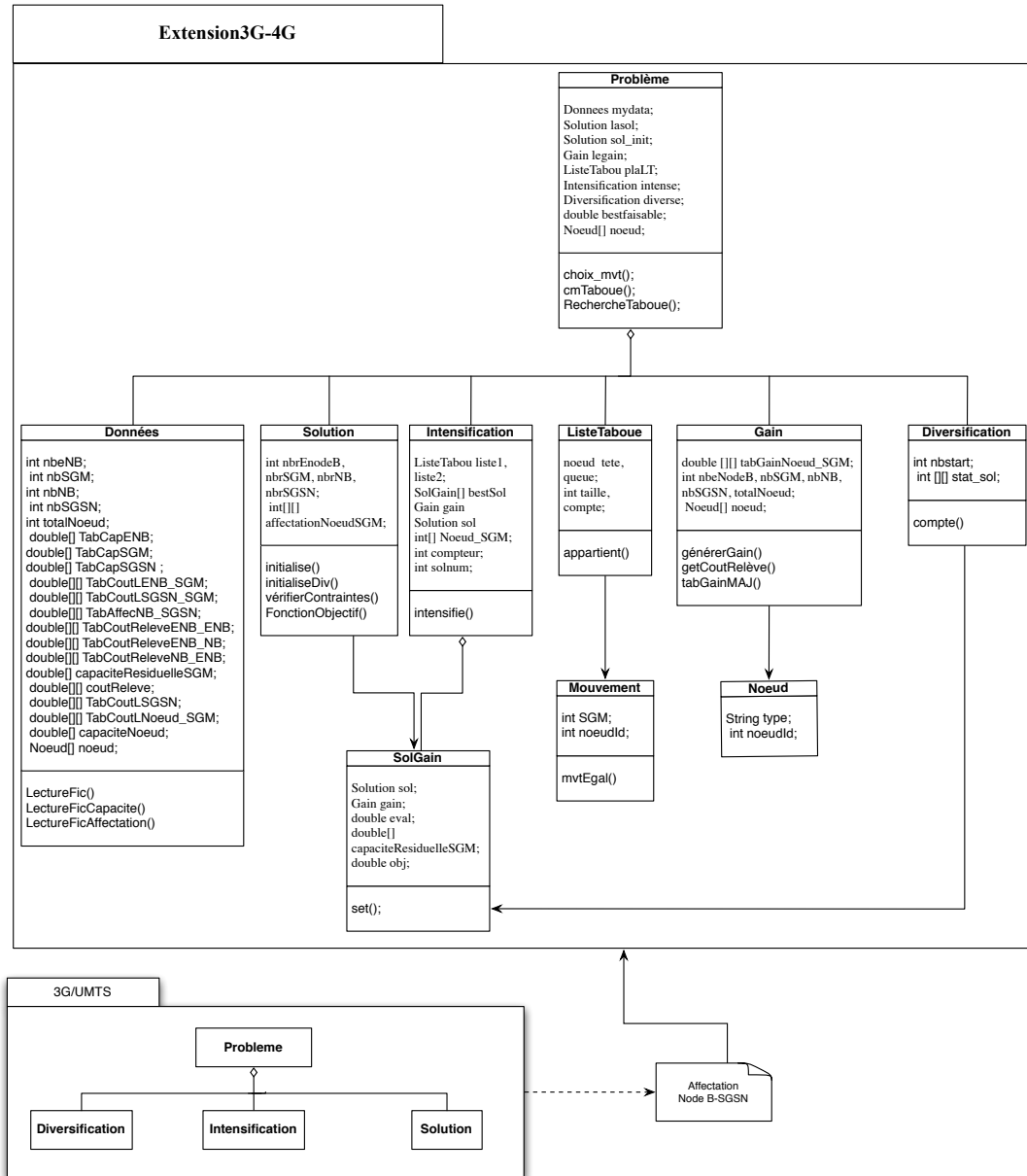


Figure 5.1 Diagramme de classes de l'application

## 5.2.2 Diagramme d'états-transitions

Le diagramme d'états-transitions, illustré à la figure 5.2, est utilisé pour exprimer le comportement dynamique des objets. Il permet de décrire les changements d'états du programme au travers des trois mécanismes de mémoire. Un état est caractérisé par un des mécanismes de mémoire : court, moyen et long terme. Une transition représente le passage instantané d'un état vers un autre et est déclenchée suivant la valeur des paramètres *MMT*

et  $MLT$ . Le mécanisme de mémoire à court terme s'exécute en premier. Il est lancé automatiquement après la lecture des fichiers d'entrées, illustrés par les tableaux 5.1, 5.2 et 5.3, avec  $MMT=MLT=0$ . Après l'exécution du mécanisme de mémoire à court terme, le programme génère un fichier de résultats, comme indiqué au tableau 5.4. Ces résultats servent d'entrée au mécanisme de mémoire à moyen terme, quand  $MMT=1$  et  $MLT=0$ , ou transite vers le mécanisme de mémoire à long terme, quand  $MMT=0$  et  $MLT=1$ . Les trois mécanismes de mémoire s'exécutent avec  $MMT=MLT=1$ .

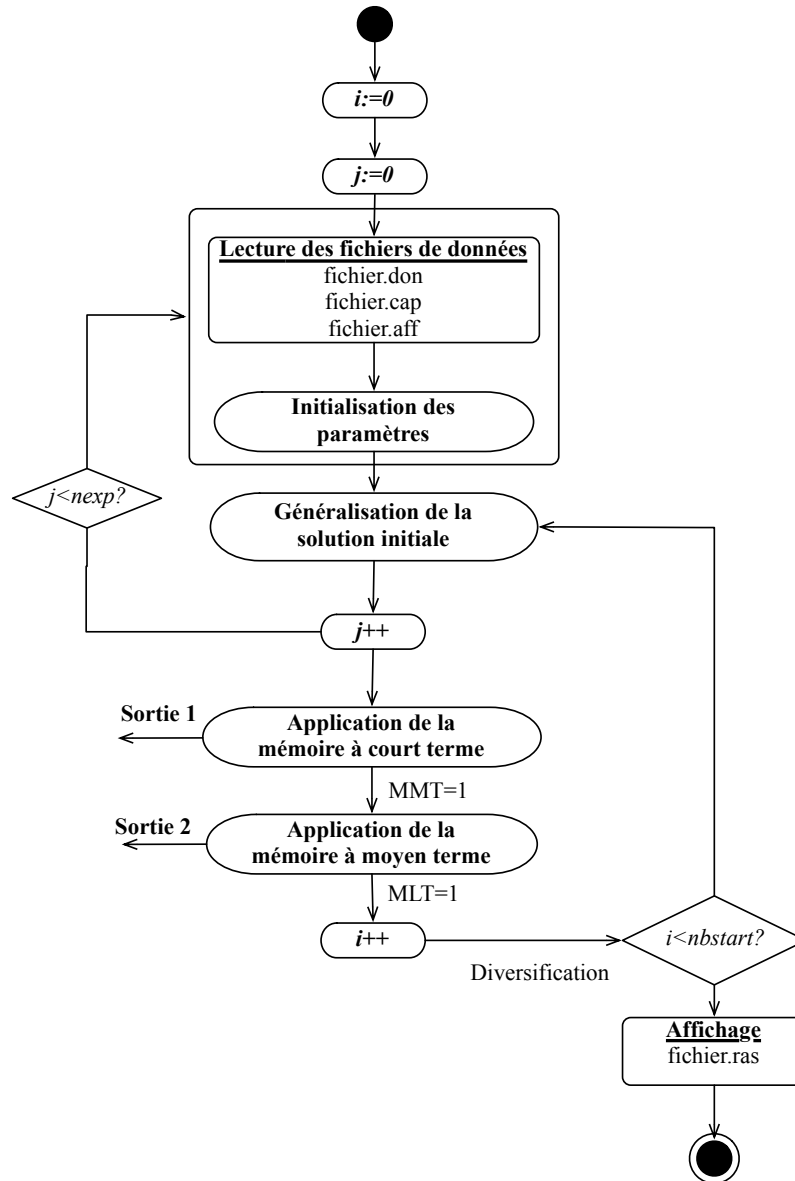


Figure 5.2 Diagramme d'états-transitions de l'application

### 5.3 Évaluation de performance

L'évaluation de la méthode proposée repose sur un ensemble de tests faisant intervenir les différents équipements du réseau. À chaque test, une variation des types d'équipements et des paramètres propres à l'algorithme RT permettra de montrer la flexibilité et l'évolutivité de la méthode. L'évaluation va porter sur 3 principaux volets. Le premier volet réalise des tests préliminaires sur chaque mécanisme de mémoire pris séparément. Le deuxième volet analyse le comportement général de la méthode. Le troisième volet consiste à comparer les résultats obtenus du deuxième volet à une borne inférieure.

Pour réaliser les tests, plusieurs exemples de réseaux de simulation, comme l'indique le tableau 5.5, seront considérés. Pour les réseaux 1 et 2, le nombre d'eNode B et de Node B varie entre 5 et 10, le nombre de SGSN entre 2 et 7 et le nombre de SGM entre 2 et 4. Dans les réseaux 3 à 8, le nombre d'eNode B et de Node B croît par palier de 20, et varie entre 20 et 120. Le nombre de SGSN augmente par palier de 5 et varie entre 2 et 37, alors que le nombre de SGM croît par palier de 2, pour une variation allant de 2 à 16.

Tableau 5.5 Réseaux de simulation

Réseaux	eNode B	SGSN	SGM	Node B	Nombre de tests
1	5	2	2	5	10
2	10	7	4	10	10
3	20	12	6	20	10
4	40	17	8	40	10
5	60	22	10	60	10
6	80	27	12	80	10
7	100	32	14	100	10
8	120	37	16	120	10

#### 5.3.1 Volet 1 : présentation des tests préliminaires

Les tests préliminaires sont réalisés dans le but d'aléser l'algorithme. Ils consistent, pour chaque réseau de simulation, à attribuer différentes valeurs à certains paramètres caractérisant la méthode. Ces paramètres diffèrent d'un mécanisme de mémoire à un autre. Ce sont : la taille de la liste taboue et le délai du mécanisme de rappel, pour le mécanisme de mémoire à court terme; la taille de la région d'intensification et le délai de déclenchement des mouvements de réaffectation, pour le mécanisme de mémoire à moyen terme et en



dernier, le nombre de redémarrages de l'algorithme, pour le mécanisme de mémoire à long terme. Les tests se feront un paramètre à la fois pour chacun des mécanismes de mémoire. À chaque paramètre seront affectées trois valeurs différentes. Pour chaque valeur, l'algorithme s'exécutera pour un certain nombre de cas de tests, comme indiqué au tableau 5.5. À chaque test effectué, la valeur qui sera retenue est celle qui apporte une meilleure amélioration de la solution.

Dans les premières expériences, les tests permettront de déterminer le comportement des composantes du mécanisme de mémoire à court terme. La première composante qui sera présentée est la taille de la liste taboue. Les tests réalisés permettront alors de montrer l'effet de la variation de cette liste taboue sur le mécanisme de mémoire à court terme, quand les deux solutions initiales trouvées sont utilisées. Pour ce faire, dans chacune des solutions, la liste taboue va recevoir les mouvements inverses des affectations, des eNodeB aux SGM, et, des SGSN aux SGM. Cette liste est représentée à l'implémentation par la variable *LT*, et reçoit les valeurs 2, 5 et 8. Ces valeurs représentent le nombre de mouvements qui doivent être interdits à la méthode, dans le but d'améliorer la qualité de la solution obtenue. Pour chacune de ces valeurs, le mécanisme de mémoire à court terme est exécuté en désactivant les deux autres mécanismes de mémoire, soit alors  $MMT = MLT = 0$ . Pour chaque exécution, une moyenne des coûts des solutions obtenues sur l'ensemble des fichiers de tests est calculée. Les résultats recueillis sont illustrés aux figures 5.3 et 5.4.

Ainsi, la figure 5.3 décrit l'effet de la taille de liste taboue sur le mécanisme de mémoire à court terme, quand la solution initiale utilisée est l'algorithme de moindre coût. Des exécutions effectuées, l'algorithme affiche dans l'ensemble de meilleurs résultats pour les listes taboues de taille 5 et 8. Cela s'explique par le fait qu'une taille plus grande permet d'explorer plus efficacement l'espace de recherche, en l'interdisant de revenir sur un grand nombre de solutions déjà explorées. Cependant, pour le réseau de simulation 4, ses solutions se dégradent quand la taille augmente à 8. Il en découle qu'une taille plus grande de la liste taboue permet à la méthode d'explorer de nouvelles solutions qui n'améliorent pas pour autant la solution courante. Dans ce cas, la méthode va orienter la recherche vers de nouvelles zones plus prometteuses, ce qui augmente en même temps le coût de la solution.

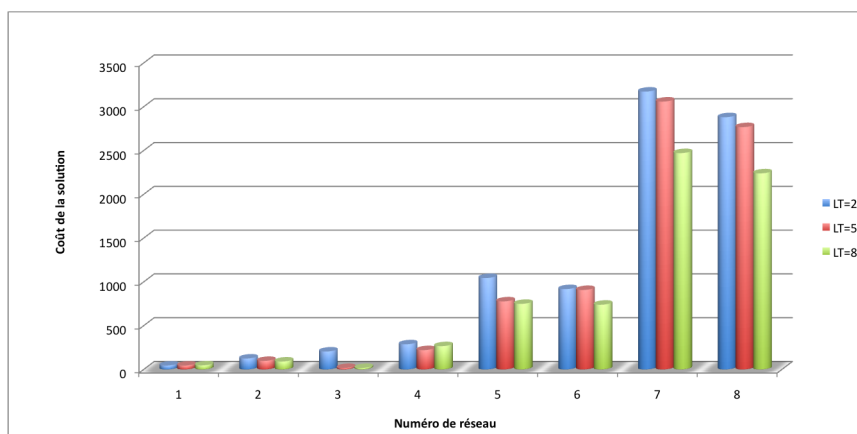


Figure 5.3 Impact de la taille de la liste taboue (solutions initiales de moindre coût)

La figure 5.4 illustre les résultats issus des exécutions du mécanisme de mémoire à court terme, suite à une solution initiale générée par l'algorithme stochastique. Pour l'ensemble des réseaux de simulation, l'application présente des résultats qui varient en fonction de la taille de la liste taboue considérée. Ainsi, pour les valeurs 2, 5 et 8 de la liste taboue, il est à remarquer que le coût de la solution s'améliore à mesure que la taille de la liste taboue augmente. De même, la figure 5.4 montre une progression des résultats en fonction du nombre de nœuds qui constitue les réseaux, sauf pour le réseau 3. En effet, le coût obtenu pour le réseau 3 est de l'ordre de 2300 unités qui dépasse de loin, les coûts obtenus des réseaux 2 et 4. Une explication serait le choix aléatoire des nœuds voisins lors des mouvements d'affectations, ce qui laisse entrevoir que l'amélioration du coût de la solution dépend indubitablement, de l'éventail de choix du voisinage offert par la méthode aléatoire.

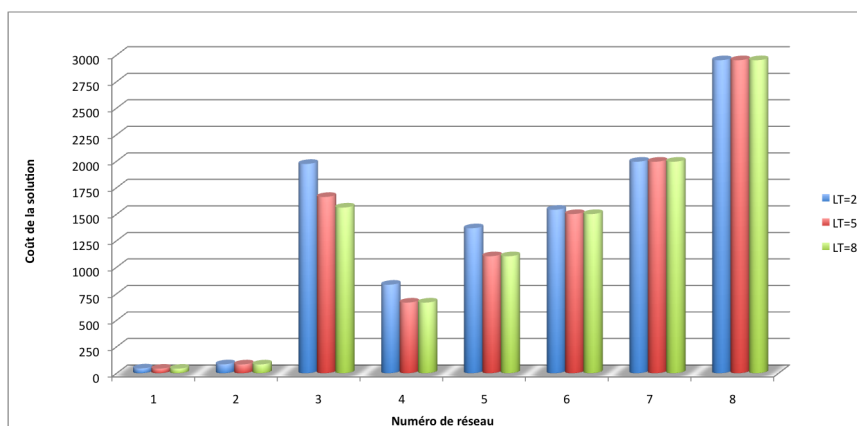


Figure 5.4 Impact de la taille de la liste taboue (solutions initiales stochastiques)

Les graphes des figures 5.5, 5.6, 5.7 font une comparaison des résultats du mécanisme de mémoire à court terme, issus des deux solutions initiales, pour des listes taboues de tailles différentes. Ainsi, la figure 5.5 compare les résultats obtenus avec une liste taboue de taille 2, la figure 5.6 compare les résultats obtenus avec une taille 5 de la liste taboue, et enfin, la figure 5.7 fait la comparaison des résultats pour une liste taboue de taille 8. En considérant ces figures, deux principales remarques peuvent être portées.

1. La première remarque porte sur la variation du coût de la solution. En effet, en prenant en exemple le réseau 3, le coût de la solution varie de 2000 à 1500 unités, de la figure 5.5 à la figure 5.7, pour les tailles 2 et 8 de la liste taboue ;
2. Sur l'ensemble des réseaux considérés, les coûts obtenus par le mécanisme de mémoire à court terme avec une solution initiale stochastique sont meilleurs comparativement à l'algorithme de moindre coût. Les résultats obtenus de ce dernier s'améliorent avec une variation de la taille de la liste taboue. En effet, la solution initiale obtenue avec l'algorithme de moindre coût est déterministe, et reste la même pour chaque variation de la liste taboue. Afin d'améliorer cette solution, l'algorithme va devoir effectuer plus de recherches autour des solutions, dont certaines déjà explorées, ce qui augmente le coût de la solution. Avec une solution initiale stochastique la méthode présente un comportement tout à fait différent. En effet, cette méthode utilise une graine aléatoire qui fait varier l'espace de recherche à chaque exécution de l'algorithme, et permet ainsi, d'aboutir très vite à de meilleures solutions.

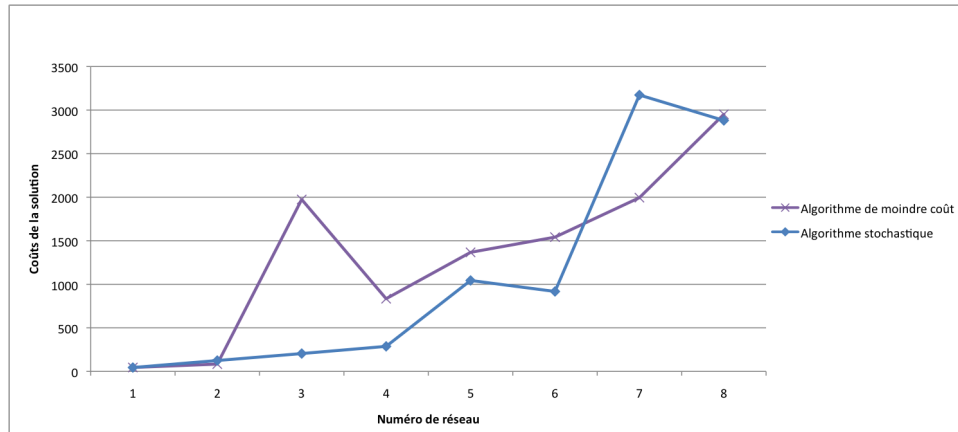


Figure 5.5 Comparaison des deux solutions initiales de la mémoire à court terme pour une liste taboue de taille 2

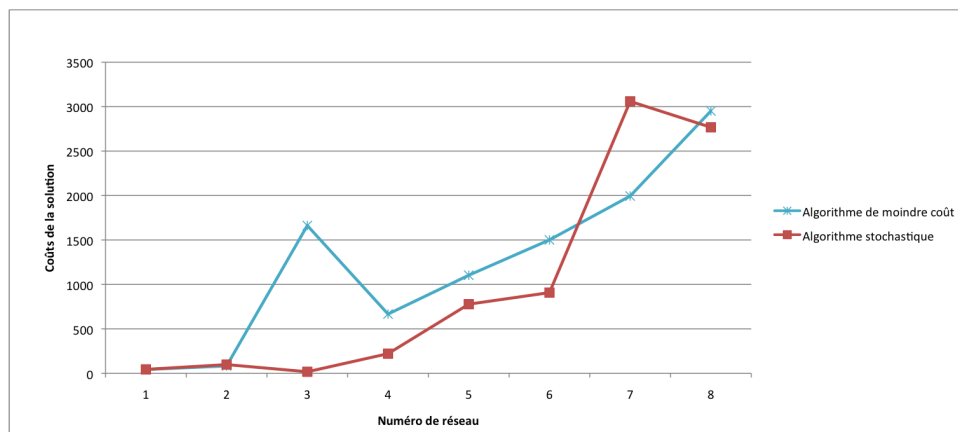


Figure 5.6 Comparaison des deux solutions initiales de la mémoire à court terme pour une liste taboue de taille 5

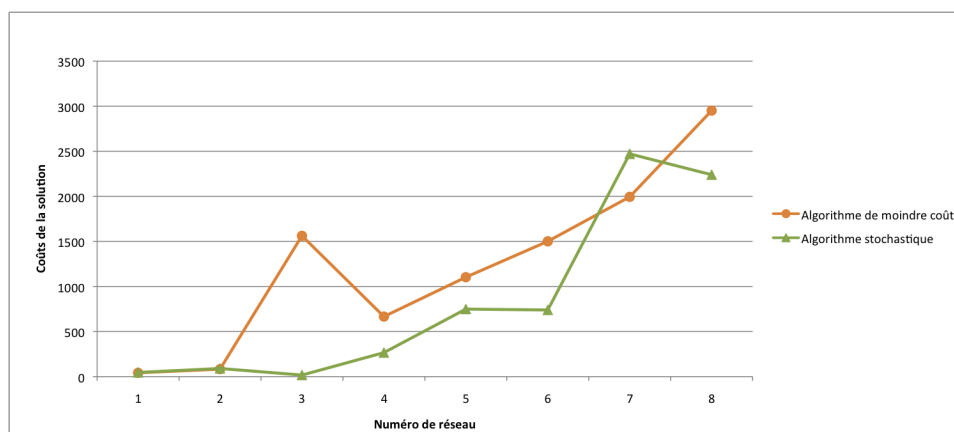


Figure 5.7 Comparaison des deux solutions initiales de la mémoire à court terme pour une liste taboue de taille 8

Pour illustrer les résultats précédents, les figures 5.8 à 5.10 font une représentation graphique de la topologie du réseau obtenue, pour chaque variation de la liste taboue. Sur ces figures, le réseau de simulation choisi comprend : 5 eNode B, 2 SGSN, 2 SGM et de 5 Node B. Les eNode B sont identifiés par des losanges, les SGSN par des carrés, les SGM par des triangles et les Node B par des cercles.

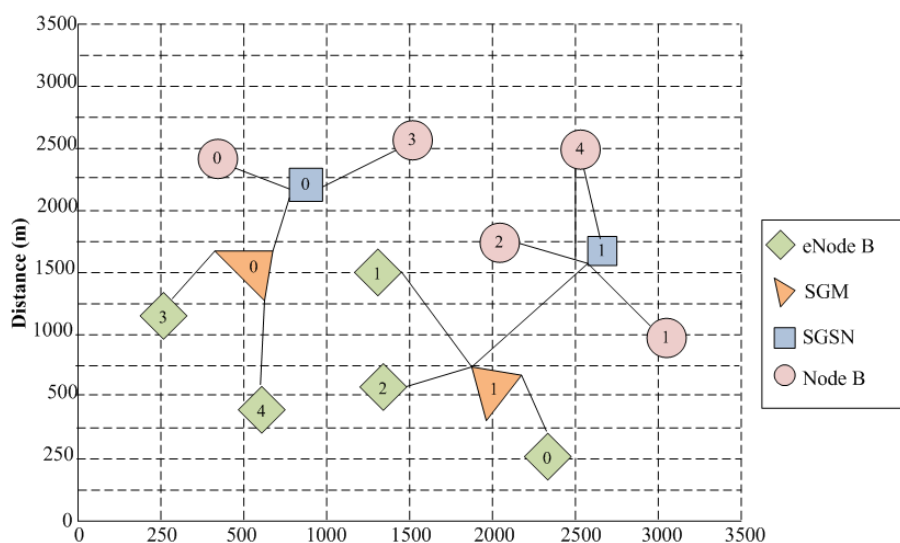


Figure 5.8 Topologie du réseau avec une liste taboue de taille 2

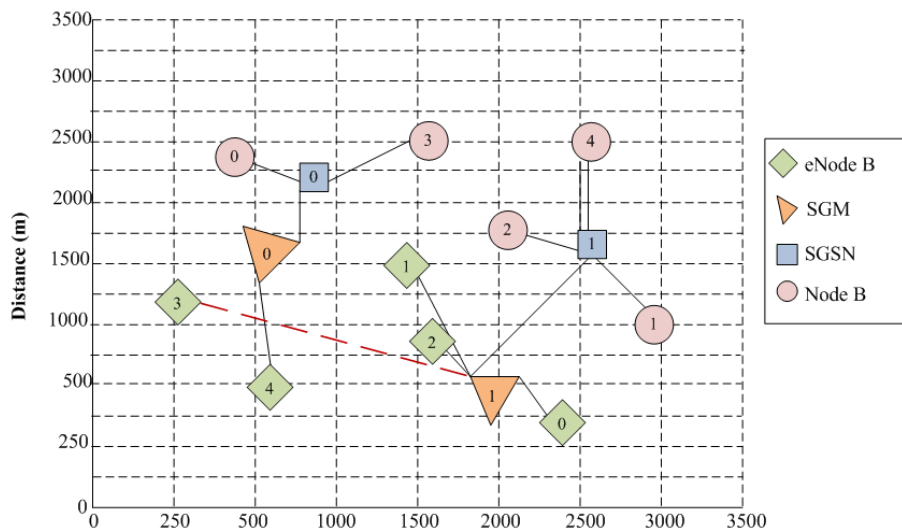


Figure 5.9 Topologie du réseau avec une liste taboue de taille 5

Ainsi, la figure 5.8 présente la topologie d'interconnexion obtenue pour une liste taboue de taille 2. La figure 5.9 présente, pour le même réseau de simulation, une nouvelle topologie réalisée au moyen des mouvements effectués, lorsque la liste taboue prend la valeur 5. En effet, l'eNode B 3 est passé du SGM 0 au SGM 1. Ce mouvement a permis d'améliorer le coût de la solution qui passe de 79.951216 unités à 78.748217 unités. Une augmentation à 8 de la taille de la liste permet d'avoir une nouvelle topologie, illustrée à la figure 5.10, et un meilleur coût de l'ordre de 77.948127 unités.

Il est à remarquer que les SGSN n'interviennent pas dans ces opérations. En effet, avec 2 SGM et 2 SGSN, les choix des mouvements de réaffectation sont très limités. Les Node B, quant à eux, ont été initialement affectés aux SGSN lors de la planification du réseau 3G. Seuls les résultats issus de cette planification sont considérés dans le cadre de ce mémoire.

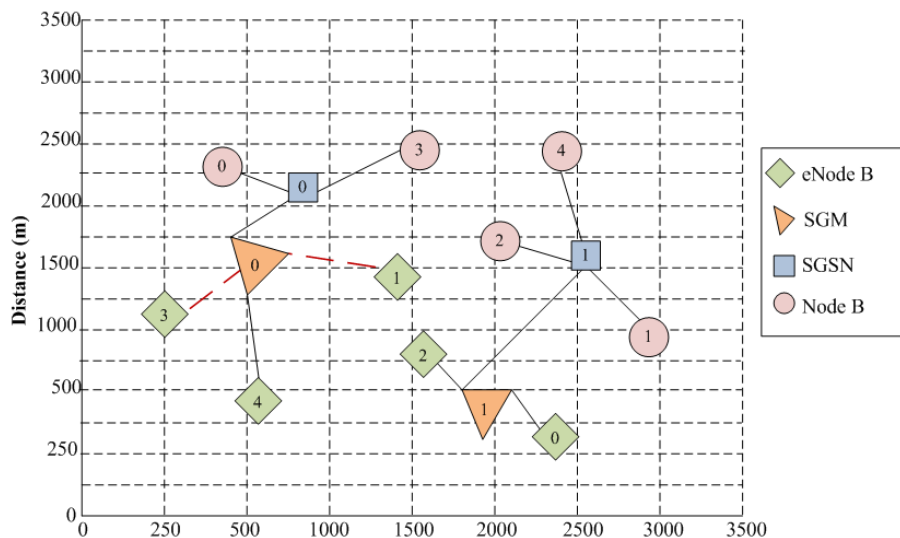


Figure 5.10 Topologie du réseau avec une liste taboue de taille 8

La deuxième composante présentée pour le mécanisme de mémoire à court terme est un mécanisme de rappel. Ce paramètre est appelé lorsqu'il s'écoule un certain temps depuis la dernière solution faisable. À cet effet, la variable *nrespect* est utilisée à l'implémentation. Elle permet de comptabiliser le nombre de solutions non faisables consécutives obtenues lors des différentes itérations. Quand *nrespect* atteint un certain seuil, fixé à l'implémentation, le mécanisme de rappel s'active, et les gains générés par ses mouvements sont sanctionnés. Cette sanction est appliquée de manière à interdire à la méthode de recourir à ces solutions dans les prochaines itérations. Ces valeurs seuils choisies sont 2, 5 et 8, pour accentuer la recherche dans des zones pas trop éloignées des zones prometteuses, et pour éviter, en même temps, d'omettre certaines solutions prometteuses. Les figures 5.11 et 5.12 illustrent les résultats obtenus de l'exécution respective des algorithmes stochastique et de moindre coût.

Avec la solution initiale stochastique, la figure 5.11 présente une grande amélioration du coût de la solution, en acceptant deux solutions non faisables consécutives, sur l'ensemble des réseaux choisis. Cependant, il est à noter que pour les réseaux 4 et 6, les valeurs 5 et 8 du *nrespect* n'ont aucun effet sur le mécanisme de mémoire à court terme. Cela signifierait, que seulement 2 solutions non faisables leur suffisent pour relancer la recherche.

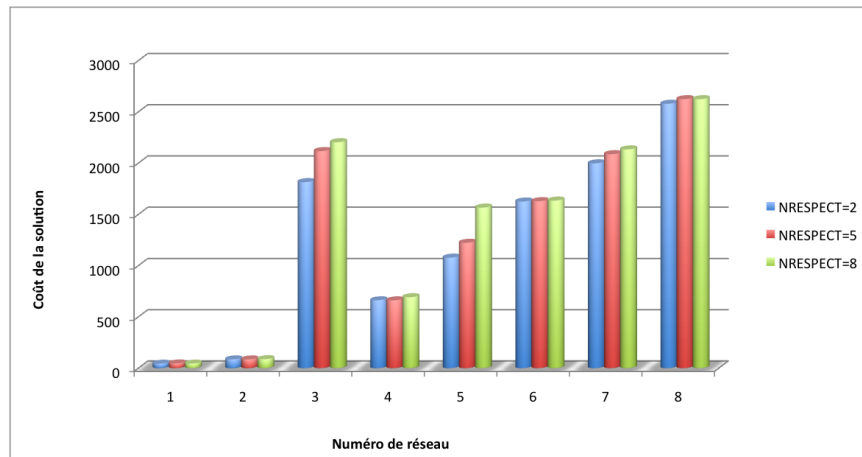


Figure 5.11 Impact du mécanisme de rappel (solutions initiales stochastiques)

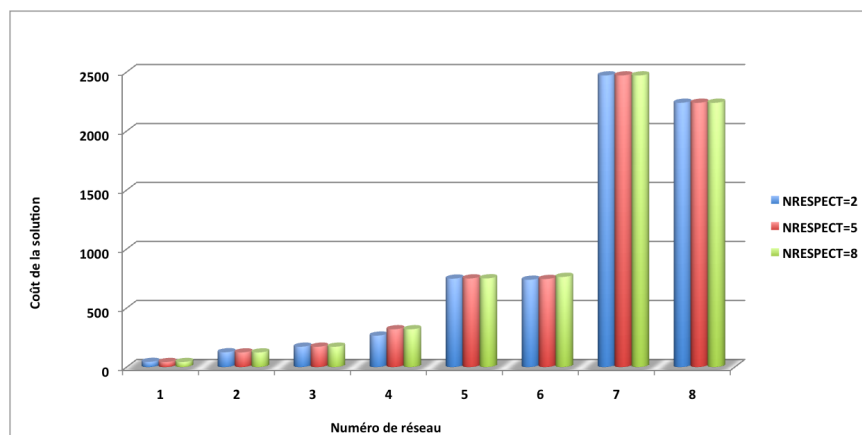


Figure 5.12 Impact du mécanisme de rappel (solutions initiales de moindre coût)

Contrairement à la figure 5.11, la figure 5.12 présente une variation minimale du coût de la solution, quand le nombre de solutions non faisables augmentent. En effet, des réseaux 1 à 4 de la figure 5.12, les résultats sont meilleurs quand le mécanisme de rappel est déclenché après deux solutions consécutives non faisables. Les réseaux 5 à 8 montrent que, pour 5 et 8 nombres consécutifs de solutions non faisables, le coût de la solution ne change pas. Il est donc possible de conclure que, plus le nombre de solutions non faisables augmentent, plus l'algorithme s'éloigne des zones prometteuses et plus coûteuse devient la recherche dans ces voisinages.



Le mécanisme de mémoire à court terme a été utilisé pour améliorer les solutions initiales obtenues au lancement de l'algorithme. Dans le but d'explorer un éventail de solutions, l'exécution de ce mécanisme était libre de toute contrainte de capacité sur les SGM. Cette approche donnait lieu à un nombre de solutions non faisables. Pour permettre à la méthode de rétablir les contraintes et d'améliorer les résultats obtenus, le mécanisme de mémoire à moyen terme sera utilisé. Ce mécanisme ne tiendra compte que des solutions issues de l'algorithme stochastique, puisque ce dernier renvoie de meilleures solutions, comparé à l'algorithme de moindre coût.

Le mécanisme de mémoire à moyen terme se base essentiellement sur les  $k$  meilleures solutions générées par le mécanisme de mémoire à court terme. Ce mécanisme permet d'intensifier la recherche autour de ces solutions, en utilisant deux types de mouvements : un mouvement de permutation et un mouvement de déplacement. La permutation est le mouvement qui s'applique automatiquement quand le mécanisme est activé. Ce mouvement consiste à permuter deux eNode B dans un premier temps, puis un eNode B et un SGSN. Le mouvement de déplacement est celui qui sera utilisé pour rétablir les contraintes de capacités. Ce mouvement est déclenché après un nombre *inrespect* de solutions consécutives non faisables. Ainsi, pour montrer le comportement du mécanisme de mémoire à moyen terme, deux principales composantes seront utilisées : la taille de la région d'intensification et le délai de déclenchement des mouvements de déplacement. L'influence de la variation de ces composantes sera évaluée en leur attribuant différentes valeurs. Pour chaque valeur, les tests seront effectués en activant seulement le mécanisme de mémoire à moyen terme, ce qui signifie que la variable MMT prend la valeur 1.

La région d'intensification fait référence au nombre de meilleures solutions retenues du mécanisme de mémoire à court terme. Ces solutions constitueront les zones où seront orientées les nouvelles recherches. Pour mieux tester l'influence de la variation de la région d'intensification sur l'algorithme, les tailles 2, 5 et 8 lui seront attribuées. Les résultats obtenus montrent une grande amélioration du coût de la solution qui passe de 3000 unités à 1600 unités. Sur l'ensemble des réseaux de simulation, comme illustrés à la figure 5.13, il en découle qu'une taille plus grande de cette région permet d'améliorer la solution trouvée, surtout pour les réseaux de grande taille. Pour les réseaux de petite taille l'effet est moins marquant. Ce qui signifie que les mouvements de réaffectation effectués par le mécanisme de mémoire à court terme laissent peu de choix de mouvements au mécanisme de mémoire à moyen terme. Un tel comportement influence également le résultat obtenu pour le mécanisme de rappel appliqué à ces réseaux. En effet, pour les 3 valeurs du paramètre *nirespect*, le coût de la solution des

réseaux 1 à 3 ne varient pas, comme indiqué sur la figure 5.14. Ce qui s'explique par le fait que l'espace de recherche aux alentours de certaines solutions de la région d'intensification est pauvre en termes de meilleures solutions. Pour les réseaux 4 et 8, il est à constater qu'un délai de déclenchement de 3 solutions consécutives non faisables permet d'avoir une meilleure estimation de la solution.

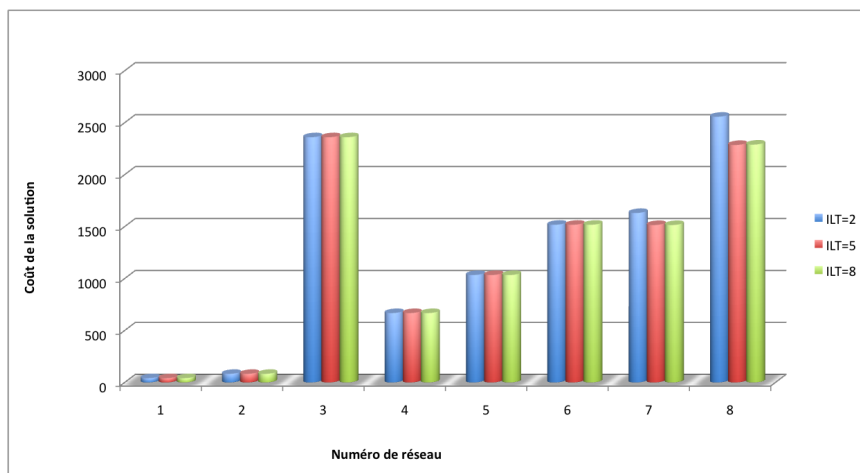


Figure 5.13 Impact de la taille de la région d'intensification

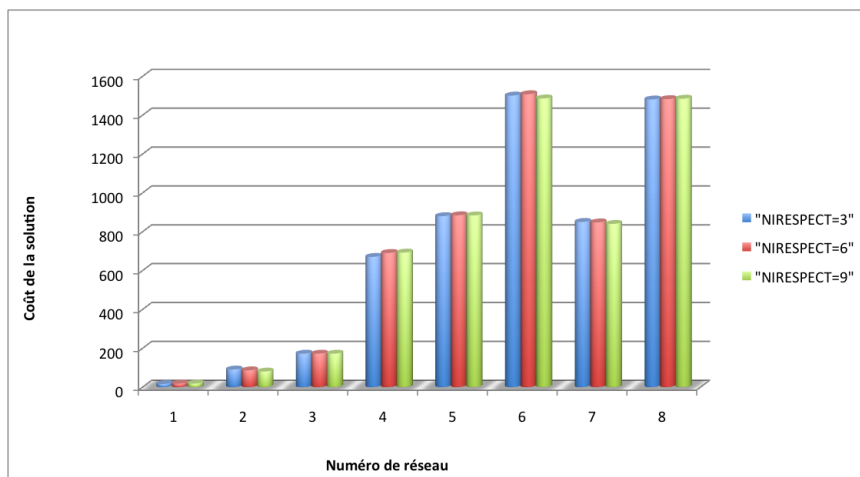


Figure 5.14 Impact du délai de déclenchement des mouvements de déplacement

Cette dernière section des tests préliminaires permet d'évaluer le comportement du mécanisme de mémoire à long terme. Ce mécanisme utilise les statistiques générées, lors des mécanismes de mémoire à court et à moyen terme. L'exploration des voisinages des solutions issues des statistiques permet ainsi à l'algorithme de mieux diversifier la recherche, en visitant des zones non encore explorées. Pour ce faire, ce mécanisme va redémarrer l'algorithme pour un nombre  $nbstart$ , fixé à l'implémentation. À chaque relance, l'algorithme utilise une solution de départ tirée de ces statistiques. Ces relances sont effectuées sans activation du mécanisme de mémoire à moyen terme, c'est-à-dire que la variable MLT reçoit la valeur 1.

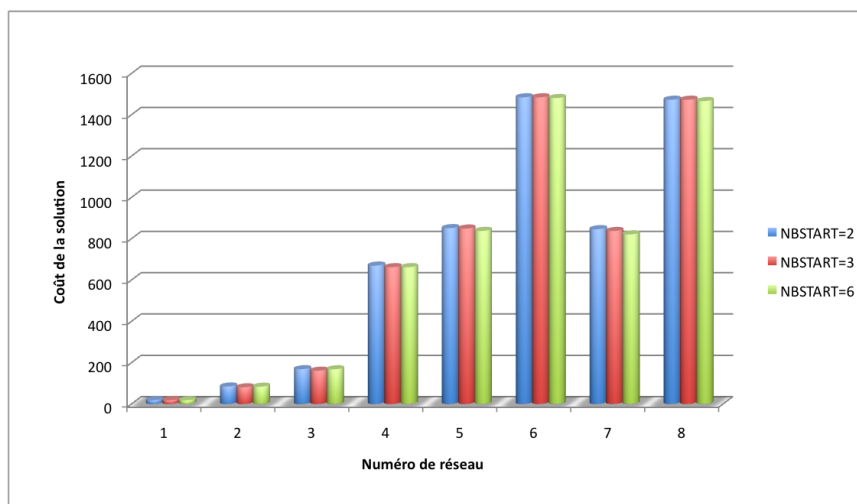


Figure 5.15 Effet de la relance

La figure 5.15 indique les résultats obtenus pour la mémoire à long terme. Ainsi, pour un nombre de redémarrage  $nbstart$  égale à 6, la méthode présente de meilleurs résultats. Ces améliorations sont plus marquées dans le cas des réseaux 3, 7 et 8. Il est donc possible de conclure qu'à chaque redémarrage, la solution initiale construite à partir des statistiques est assez différente des solutions déjà explorées par l'algorithme. Dans ce cas, les zones de recherche deviennent très variées, ce qui augmente la chance de rencontrer de meilleures solutions.

### 5.3.2 Volet 2 : Comportement général de l'algorithme

Les tests préliminaires réalisés dans le volet 1 ont permis de fixer les paramètres de l'algorithme de recherche taboue. Ainsi, le nombre d'itérations a été fixé à 50, le mécanisme de rappel à 2 pour une sanction maximale de 10. Pour ce qui est de la liste taboue, elle prend la valeur 5 pour les réseaux de petite taille et 8 pour les réseaux de grande taille. De nouveaux réseaux de simulation seront générés pour étudier le comportement général et démontrer la validité de la méthode proposée. Ainsi, le tableau 5.6 décrit à travers les séries 1 à 7, une variation de chacun des nœuds pris séparément, et la série 8, une variation simultanée des eNode B, des SGSN, des SGM et des Node B. Chaque série contient un nombre de 10 tests. La composition de chacune des séries est représentée à l'annexe A du document. Pour chaque série, le programme sera exécuté avec une combinaison des mémoires à court et à moyen terme, celle des mémoires à court et à long terme, et enfin une combinaison des trois mécanismes (court, moyen et long terme). À ce stade de l'implémentation, aucun optimum n'est connu. De ce fait, les tests auront pour but, de montrer l'amélioration apportée par l'intensification et la diversification, par rapport à la solution trouvée pour le tabou de base, et ensuite, de représenter le pourcentage de solutions faisables trouvées par chaque mécanisme de mémoire pris séparément.

Tableau 5.6 Tests utilisés pour le comportement général de la méthode

Séries	eNode B	SGSN	SGM	Node B	Nombre de tests
1	variable (10-140)	7	4	10	10
2	variable (40-160)	12	7	10	10
3	40	variable (12-37)	10	40	10
4	40	variable (14-37)	12	40	10
5	120	37	16	variable (130-160)	10
6	80	12	variable (4-7)	80	10
7	120	37	variable (9-17)	120	10
8	variable (8-150)	variable (4-60)	variable (2-12)	variable (8-150)	10

Dans la série 1, le nombre d'eNode B varie de 10 à 140, pour un nombre fixe de 7 SGSN, 4 SGM et 10 Node B, comme illustré au tableau A.1. En effectuant les combinaisons sur les trois mécanismes de mémoire, les résultats à la figure 5.16 révèlent que les deux mécanismes de mémoire, à moyen et à long terme, présentent une amélioration moyenne de la solution de moins de 10%, par rapport au mécanisme de mémoire à long terme. En analysant les courbes obtenues, il est à souligner que, pour une variation de 0 à 25 du nombre d'eNode, le mécanisme de mémoire à moyen terme (MMT) ne présente aucune amélioration. En effet,

les mouvements font intervenir, soit un eNode B, soit un SGSN. Alors, un pourcentage d'amélioration nulle s'explique par le fait que les mouvements impliquant les eNode B n'apportent pas de meilleurs gains, donc ne sont pas retenus. Le mécanisme de la mémoire à long terme (MLT) en l'occurrence, en redémarrant l'algorithme autorise des mouvements qui ont donné lieu à des solutions de meilleure qualité. En gardant le même nombre d'eNode B, pour un nombre de 12 SGSN, de 7 SGM et de 40 Node B, la série 2 présente une légère amélioration de la solution pour les deux mécanismes de mémoire, comme le montre la figure 5.17.

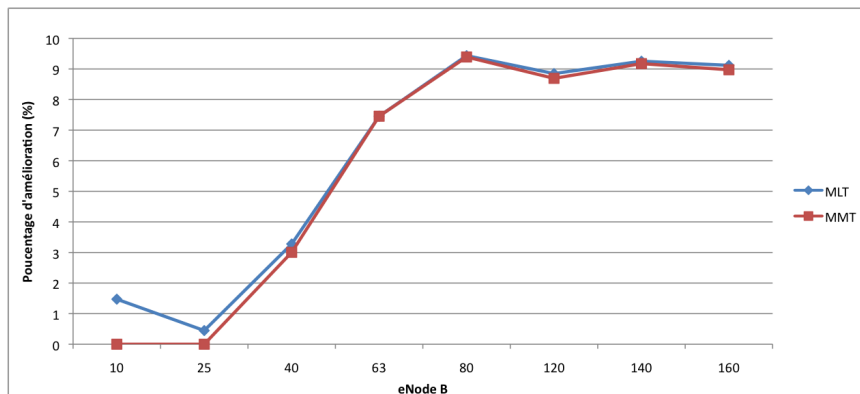


Figure 5.16 Réseau de 7 SGSN, 4 SGM et de 10 Node B

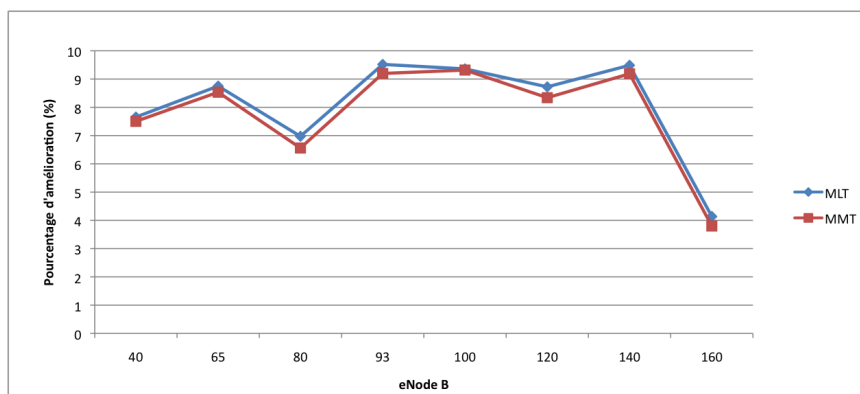


Figure 5.17 Réseau de 12 SGSN, 7 SGM et de 40 Node B

Dans les séries 3 et 4, le nombre de SGSN varie de 12 à 37, pour un nombre fixe de 40 eNode B, de 10 ou 12 SGM, et de 40 Node B, comme illustrées aux tableaux A.2 et A.4. Les figures 5.18 et 5.19 montrent une amélioration du coût de la solution pour les mécanismes de mémoire à moyen et à long terme, quand le nombre de SGSN varie. Les résultats obtenus de ces simulations présentent un pourcentage d'amélioration moindre que

ceux obtenus avec les eNode B. Ces résultats montrent, dans ce cas, que les mouvements impliquant les SGSN offrent de meilleurs gains, et sont par conséquent priorités par rapport aux mouvements impliquant les eNode B. De même, entre les deux mécanismes de mémoire, le taux d'amélioration est très faible d'un mécanisme de mémoire à un autre. En effet, sur les deux figures, la courbe de la mémoire à long terme, pour certains réseaux, ne présente pas de grande différence à celle de la mémoire à moyen terme. Pour d'autres réseaux, comme ceux ayant un nombre de 25 et de 32 SGSN, les deux courbes sont presque confondues. Ces dernières remarques renseignent sur le fait que le mécanisme de mémoire à moyen terme, en s'exécutant, à explorer presque toutes les solutions possibles, laissant ainsi que très peu de choix au mécanisme de mémoire à long terme.

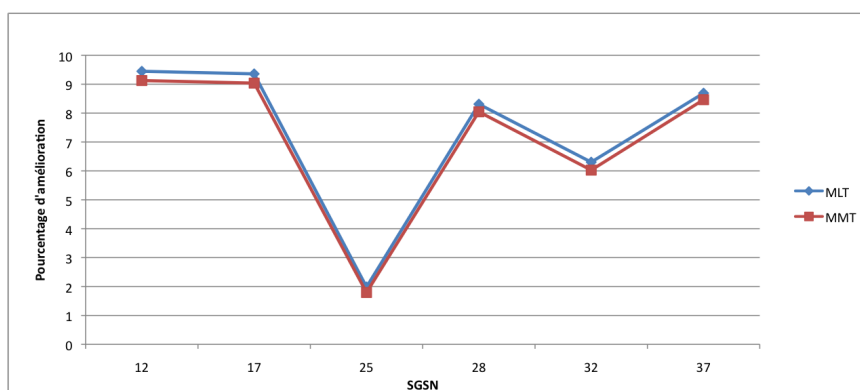


Figure 5.18 Réseau de 40 eNode B, 10 SGM et de 40 Node B

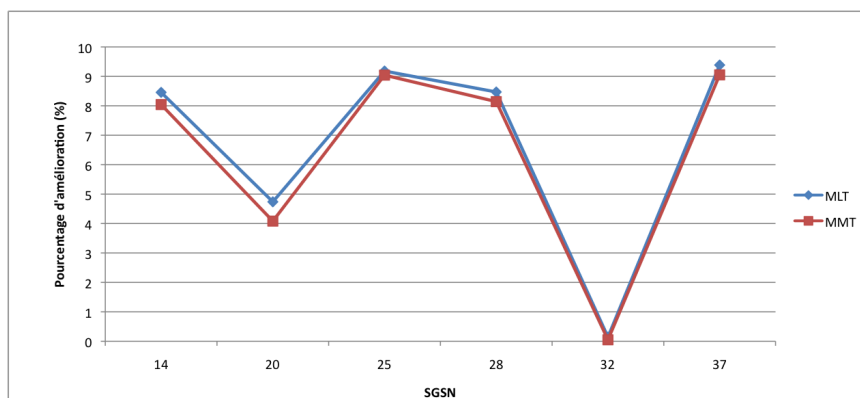


Figure 5.19 Réseau de 40 eNode B, 12 SGM et de 40 Node B

Dans la série 5, illustrée au tableau A.5, le nombre de Node B varie de 130 à 160, pour un nombre fixe de 120 eNode B, de 37 SGSN et de 16 SGM. En se basant sur les résultats précédents, l'évaluation de la méthode faite avec les Node B prendra en compte le nombre de SGSN qui offre la meilleure possibilité d'améliorer la solution. La figure 5.20 montre que, pour les deux mémoires, les résultats convergent vers les valeurs obtenues pour les SGSN. Ces résultats sont évidents, compte tenu du fait que les Node B ne participent pas directement à l'affectation qui est faite vers les SGM.

Les séries 6 et 7 présentent une variation du nombre de SGM allant de 4 à 17, alors que les autres nœuds restent fixes, illustrées aux tableaux A.6 et A.7. Les résultats obtenus sur les figures 5.21 et 5.22 montrent que la diversification permet d'améliorer les solutions de façon significative, pour un nombre de SGM supérieur à 4, alors que l'intensification ne commence qu'à partir d'un nombre de 5 SGM. Pour les différents réseaux de simulation, une augmentation du nombre de SGM entraîne également une augmentation du taux d'amélioration de la solution.

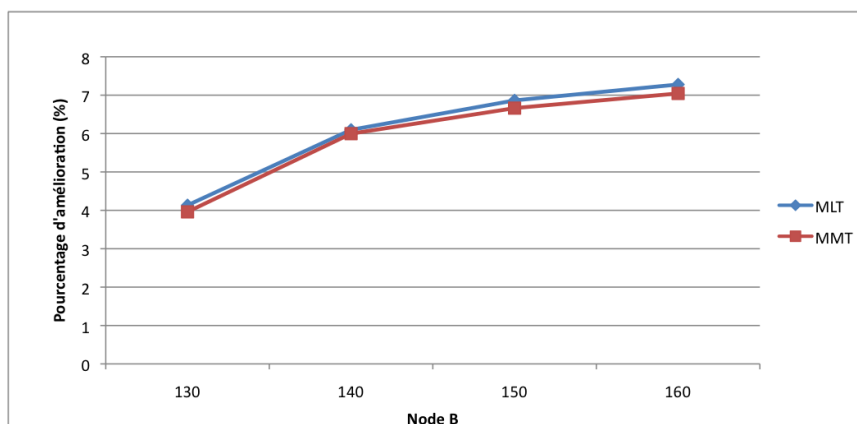


Figure 5.20 Réseau de 120 eNode B, 37 SGSN et de 16 SGM

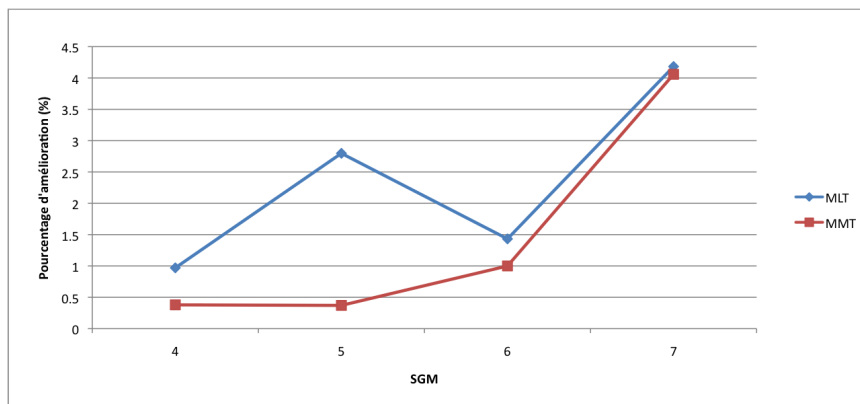


Figure 5.21 Réseau de 80 eNode B, 12 SGSN et de 80 Node B

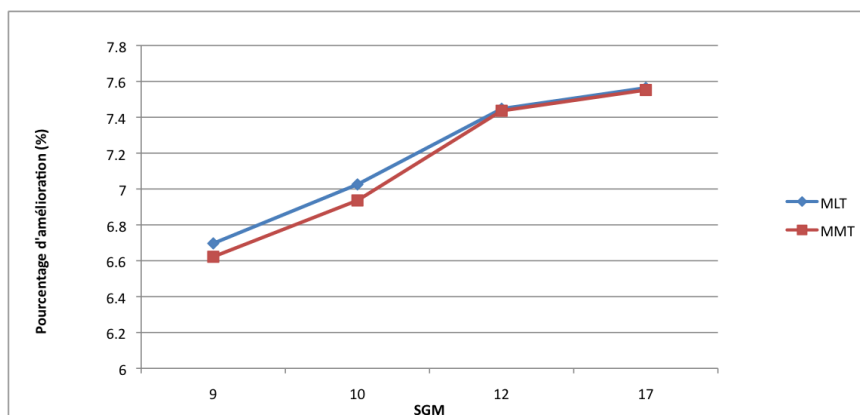


Figure 5.22 Réseau de 120 eNode B, 37 SGSN et de 120 Node B

À partir de ces graphes, il appert que les nœuds ayant une incidence directe sur le coût de la solution sont les eNode B et les SGM. En effet, avec une variation simultanée de ces deux nœuds, les figures 5.16 et 5.21 révèle que le pourcentage d'amélioration pour les deux mécanismes de mémoire demeure stable en fonction de la taille du réseau considérée. Ils se situent dans l'ensemble en dessous de 70% pour les réseaux de grande taille avec un nombre de SGM supérieur à 4 et de 40% pour les réseaux de petite taille ayant un nombre de SGM inférieure à 4. Ainsi, de meilleures solutions sont obtenues à mesure que le nombre de SGM augmente dans le réseau, permettant ainsi à l'intensification de raffiner les choix de mouvements d'affectation effectués, et à la diversification de ramener la recherche vers des zones non encore explorées. Tous ces facteurs augmentent par conséquent les chances d'améliorer la solution obtenue, lors de l'application de la mémoire à court terme. Des deux



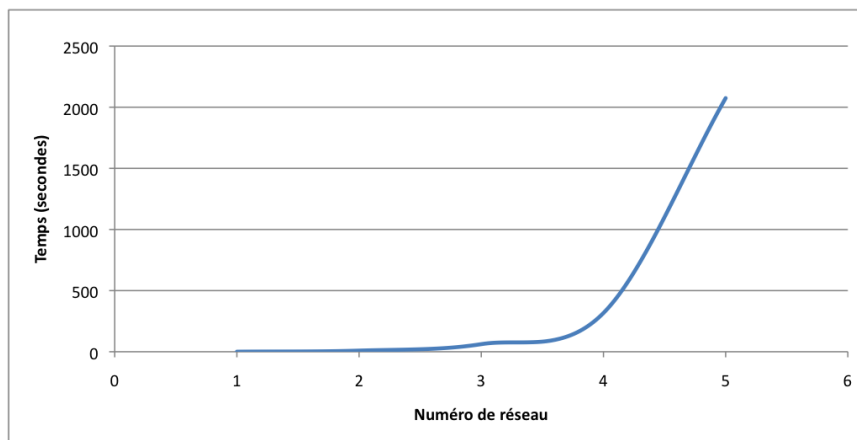


Figure 5.23 Exemple de temps moyen d'exécution de l'algorithme

mécanismes, à moyen et à long terme, comparés à travers les graphes des figures 5.16 à 5.22, le mécanisme de mémoire à long terme est celui qui performe le mieux dans l'amélioration de la solution. En effet, les courbes d'amélioration du mécanisme de mémoire à long terme surpassent, dans la plupart des réseaux de simulation considérés, celles du mécanisme de mémoire à moyen terme avec un écart allant de 0.5% à 2.5%. Les quelques figures où ces courbes se rejoignent, s'expliquent par le fait que les nœuds considérés dans les mouvements d'affectation, devant améliorer la solution sont, soit trop proches de la meilleure solution, soit peu nombreux, réduisant ainsi les zones prometteuses de recherche. Pour le reste, en considérant le même réseau de simulation, il est à constater que le temps d'exécution de l'algorithme croît en fonction du nombre de nœuds utilisés, comme indiqué sur la figure 5.23.

### 5.3.3 Volet 3 : Comparaison des résultats avec une borne inférieure

Pour exhiber la performance du modèle proposé, les résultats obtenus dans la recherche taboue de la section précédente seront comparés à une borne inférieure. À cet effet, cette section commence par faire un rappel du modèle proposé, en introduisant les contraintes linéarisées. Ensuite, les étapes de l'élaboration de la borne seront présentées pour conclure par la méthode d'implémentation et l'interprétation des résultats obtenus.

Soit un réseau composé de  $e$  eNode B, de  $g$  SGSN, de  $q$  SGM et de  $n$  Node B. Les variables de décision, de trafic et de coût définies dans le chapitre précédent ont conduit à l'élaboration d'un modèle, pour la résolution du problème d'affectation dans la planification

d'un réseau 4G. Le modèle consiste à minimiser une fonction de coût exprimée comme suite :

$$F = \sum_{e \in E} \sum_{q \in Q} x_{17}^{eq} c_{17}^{eq} + \sum_{g \in G} \sum_{q \in Q} x_{67}^{gq} c_{67}^{gq} + \sum_{e \in E} \sum_{e' \in E} h_{17}^{ee'} (1 - y_{17}^{ee'}) \\ + \sum_{e \in E} \sum_{q \in Q} \sum_{n \in N} \sum_{r \in R} \sum_{g \in G} (x_{17}^{eq} x_{23}^{nr} x_{36}^{rg}) ((H v_{67}^{en} - H' v_{67}^{en}) x_{67}^{gq} + H' v_{67}^{en}) \quad (5.1)$$

Cette fonction regroupe la sommation des coûts de liaison des eNode B et des SGSN au SGM, représentée respectivement par le premier et le deuxième terme de la fonction  $F$ . Le troisième et le quatrième terme constituent, respectivement, la sommation des coûts de relève horizontale entre les eNode B et la sommation des coûts de relève verticale entre les eNode B et les Node B, entraînant chacun un changement de SGM. Ce modèle est sujet aux contraintes suivantes :

$$x_{17}^{eq} = 0 \text{ ou } 1 \text{ avec } (e \in E) \text{ et } (q \in Q) \quad (5.2)$$

$$x_{67}^{gq} = 0 \text{ ou } 1 \text{ avec } (g \in G) \text{ et } (q \in Q) \quad (5.3)$$

$$x_{23}^{nr} = 0 \text{ ou } 1 \text{ avec } (n \in N) \text{ et } (r \in R) \quad (5.4)$$

$$x_{36}^{rg} = 0 \text{ ou } 1 \text{ avec } (r \in R) \text{ et } (g \in G) \quad (5.5)$$

$$\sum_{q \in Q} x_{17}^{eq} = 1 \quad \text{avec } (e \in E) \quad (5.6)$$

$$\sum_{q \in Q} x_{67}^{gq} = 1 \quad \text{avec } (g \in G) \quad (5.7)$$

$$\sum_{r \in R} x_{23}^{nr} = 1 \quad \text{avec } (n \in N) \quad (5.8)$$

$$\sum_{g \in G} x_{36}^{rg} = 1 \quad \text{avec } (r \in R) \quad (5.9)$$

$$\sum f_{17}^{eq} \cdot x_{17}^{eq} + f_{67}^{gq} \cdot x_{67}^{gq} \leq w_2^q \text{ avec } q \in Q \quad (5.10)$$

$$\sum f_{23}^{nr} \cdot x_{23}^{nr} \leq w_3^r \text{ avec } r \in R \quad (5.11)$$

$$\sum f_{36}^{rg} \cdot x_{36}^{rg} \leq w_4^g \text{ avec } g \in G \quad (5.12)$$

$$z_{17}^{ee'q} = x_{17}^{eq} \cdot x_{17}^{e'q} \text{ avec } e \text{ et } e' \in E \text{ et } q \in Q \text{ et } e \neq e' \quad (5.13)$$

$$y_{17}^{ee'} = \sum_{q \in Q} z_{17}^{ee'q} \text{ avec } e, e' \in E \text{ et } e \neq e'. \quad (5.14)$$

$$z_{17}^{ee'q} \leq x_{17}^{eq} \quad (5.15)$$

$$z_{17}^{ee'q} \leq x_{17}^{e'q} \quad (5.16)$$

$$z_{17}^{ee'q} \geq x_{17}^{eq} + x_{17}^{e'q} - 1 \quad (5.17)$$

$$z_{17}^{ee'q} \geq 0 \quad (5.18)$$

En utilisant les contraintes 5.13, 5.14, l'équation 5.1 devient :

$$\begin{aligned} F = & \sum_{e \in E} \sum_{q \in Q} x_{17}^{eq} c_{17}^{eq} + \sum_{g \in G} \sum_{q \in Q} x_{67}^{gq} c_{67}^{gq} + \sum_{e \in E} \sum_{e' \in E} hq_{17}^{ee'} (1 - \sum_{q \in Q} x_{17}^{eq} x_{17}^{e'q}) \\ & + \sum_{e \in E} \sum_{q \in Q} \sum_{n \in N} \sum_{r \in R} \sum_{g \in G} (x_{17}^{eq} x_{23}^{nr} x_{36}^{rg}) ((Hv_{67}^{en} - H'v_{67}^{en}) x_{67}^{gq} + H'v_{67}^{en}) x_{17}^{eq} \quad (5.19) \end{aligned}$$

En se basant sur l'équation 5.19, l'expression de la borne inférieure sera composée de deux principaux termes. Le premier terme noté, *LB1*, fait la sommation des valeurs minimales, parmi des coûts de liaisons entre un eNodeB  $e$  et un SGSN  $g$  et tous les SGM du réseau. Cette expression s'exprime comme suite :

$$LB1 = \sum_{e \in E} \min(c_{17}^{eq}) + \sum_{e \in E} \min(c_{67}^{gq}) \quad (5.20)$$

Le deuxième terme est noté *LB2*, et contiendra l'évaluation faite du coût des deux types de relèves : la relève horizontale entre les eNode B et la relève verticale entre les eNode B et les Node B. Alors, en considérant un nombre  $k$  total de nœuds du réseau, composé de la somme d'eNode B et de la somme des SGSN, il est à supposer qu'un SGM ne peut pas prendre en charge toutes les cellules desservies par ces nœuds. Dans ce cas, un ensemble  $K$  total de nœuds de ce SGM peut être divisé en des sous-partitions contenant, soit des sous-ensembles d'eNode B, soit des sous-ensembles composés d'eNode B et de SGSN.

Soient  $P$  et  $Q$ , deux exemples de partitions de l'ensemble des  $e$  eNode B. Avec  $P$  et  $Q$ , le nombre d'eNode B de chacune des partitions, le nombre total du coût de relève horizontale impliquant un SGM  $q$ , est donné par  $R = 2PQ$ . Déterminer le nombre minimal de relèves horizontales à considérer pour ces deux partitions d'eNode B, revient à résoudre la relation suivante

$$\min R$$

$$\text{avec } P + Q = e, P \geq 1, Q \geq 1$$

Le facteur 2 de  $R$  s'explique par le fait qu'entre deux eNode B  $e$  et  $e'$ , la relève horizontale est comptabilisée dans les deux sens ( $e- > e'$ ) et ( $e'- > e$ ) et que le coût de la relève est le même dans chaque sens.

En considérant  $P$  et  $L$ , deux exemples de partition de l'ensemble des  $k$  nœuds, où  $P$  et  $L$  désignant respectivement le nombre d'eNode B et le nombre de SGSN desservie par un SGM  $q$ , le nombre total de coût de relève verticale impliquant ce SGM est donné par  $R' = PL + LP$ . L'expression à résoudre, pour la relève verticale est :

$$\min R'$$

$$\text{avec } P + L = K, P \geq 1, L \geq 1$$

Dans  $R'$ , la relève verticale est aussi comptabilisée dans les deux sens ( $e- > g$ ) et ( $g- > e$ ), mais le coût diffère suivant que les paquets proviennent d'un eNode B ou d'un SGSN, d'où la double sommation  $PL + LP$ . Ainsi, trouver le nombre minimal de relèves à considérer pour un SGM, revient à résoudre la relation suivante :

$$\min R + R'$$

$$\text{avec } P + L = K, P \geq 1, L \geq 1$$

Dans ce cas, le problème aura comme solution, les partitions  $(1, k-1)$  et  $(k-1, 1)$ , qui engendrent le moins de coût de relèves. Alors, la borne inférieure pour le nombre de relèves sera égale à  $2(k-1)$  et s'exprime en utilisant les coûts de liaison représentés par les variables  $C_{eNB}$  et  $C_{SGSN}$ . La matrice des coûts de la relève horizontale est identifiée par  $H$  et les matrices de la relève verticale seront identifiées respectivement par les variables  $H_v$  et  $H'_v$ . Soit alors  $h_T$ , la partie triangulaire supérieure de la matrice  $H + H^T$ , avec  $H^T$  la transposée de  $H$ , puisque les coûts de relève entre deux eNode B  $e$  et  $e'$  sont comptabilisés dans les deux sens. Dans le cas des SGSN, la valeur minimale de chaque matrice sera considérée. Alors, pour prendre en compte le coût des relèves dans la borne inférieure, il faut considérer au moins  $(e-1)$  coûts de relèves horizontales de la matrice  $h_T$  et  $(g-1)$  coûts de relèves verticales, pour les matrices  $H_v$  et  $H'_v$ . De ce fait,  $LB2$  sera exprimée comme suit :

$$LB2 = \sum_{p=1}^{k-1} \sum_{q=p+1}^k I_{K-} h_T(p, q) \cdot h_T(p, q) + \sum_{e \in E} \min(Hv_{67}^{qq}) + \sum_{e \in E} \min(Hv'_{67}^{qq}) \quad (5.21)$$

où  $N_-^h$  désigne l'ensemble des (n-1) valeurs minimales de la matrice triangulaire  $h_T^h$  et  $I_{N_-}$ , la fonction indicatrice des ensembles  $N_-$

$$LB = \sum_{e \in E} \min(c_{17}^{eq}) + \sum_{e \in E} \min(c_{67}^{gq}) + \sum_{p=1}^{k-1} \sum_{q=p+1}^k I_{K_-} h_T(p, q) \cdot h_T(p, q) + \sum_{e \in E} \min(Hv_{67}^{gq}) + \sum_{e \in E} \min(Hv'_{67}^{gq}) \quad (5.22)$$

L'implémentation de la borne inférieure est faite au moyen d'un programme réalisé en *Matlab*, tiré de [24]. Le programme reçoit en entrée le modèle, tel que décrit dans 5.19, mais libre des contraintes de capacités élaborées dans 5.10, 5.12 et 5.12. Ainsi pour chaque réseau de simulation du tableau 5.6, le programme fait la lecture des fichiers de données décrivant les matrices les coûts de liaisons des eNode B au SGM, celles des coûts de liaisons des SGSN au SGM, ainsi que les coûts des relèves horizontale et verticale. La valeur obtenue de la borne sera ensuite comparée aux résultats obtenus de la recherche taboue du volet 2, pour déterminer l'écart moyen existant entre ces deux valeurs.

Ainsi, les tableaux 5.7 à 5.14 montrent que les solutions obtenues par la recherche taboue sont assez proches de la borne inférieure. Dans le cas de la variation des eNode B, les tableaux 5.7 et 5.8 présentent un rapprochement de la borne à mesure que le nombre d'eNode B augmente. Dans ces deux tableaux, la borne présente un écart ne dépassant pas 25% des solutions obtenues de la recherche taboue. De même, les tableaux 5.9 et 5.10 montrent le même comportement pour les SGSN. Pour certains réseaux comme indiqués dans les tableaux 5.9 à 5.12, l'écart est compris entre 17% et 26% sur l'ensemble des réseaux de simulation considérés. Toutefois, dans le cas des tableaux 5.8 et 5.13 les écarts tombent même en dessous de 1%.

Tableau 5.7 Écart par rapport à la borne inférieure pour la série 1

eNode B	10	25	40	63	80	120	140	160
Écart (%)	24.6256	23.8733	20.0696	18.4292	10.3127	14.7053	7.751	9.7606

Tableau 5.8 Écart par rapport à la borne inférieure pour la série 2

eNode B	40	65	80	93	100	120	140	160
Écart (%)	21.8378	23.1038	12.6167	8.0445	15.9576	0.12311	19.644	8.6314

Tableau 5.9 Écart par rapport à la borne inférieure pour la série 3

SGSN	12	17	25	28	32	37
Écart (%)	24.7135	18.7975	22.4023	17.335	19.5673	28.1408

Tableau 5.10 Écart par rapport à la borne inférieure pour la série 4

SGSN	14	20	25	28	32	37
Écart (%)	12.3666	10.235	5.9239	7.3302	8.6157	4.9952

Tableau 5.11 Écart par rapport à la borne inférieure pour la série 5

SGM	4	5	6	7
Écart (%)	26.1241	10.8262	7.1686	2.8012

Tableau 5.12 Écart par rapport à la borne inférieure pour la série 6

SGM	9	10	12	17
Écart (%)	17.0356	19.8935	8.0741	11.2723

Tableau 5.13 Écart par rapport à la borne inférieure pour la série 7

Node B	130	140	150	160
Écart (%)	14.7068	22.2115	18.8474	0.0546

Tableau 5.14 Écart par rapport à la borne inférieure pour la série 8

Réseau	1	2	3	4	5
Écart (%)	4.1039	4.9658	3.8475	2.5633	11.6936

## CHAPITRE 6

### CONCLUSION

Ce chapitre de conclusion fait une synthèse de la démarche utilisée dans ce mémoire, pour tenter d'apporter une solution aux problèmes liés à la planification d'un réseau de quatrième génération. Pour ce faire, les différentes étapes de la solution proposée ayant conduit à l'implémentation seront décrites, suivies des limitations du travail. Ce chapitre se termine par l'énumération de quelques propositions pour des recherches futures.

#### 6.1 Synthèse des travaux

Le but principal de ce mémoire a été de résoudre le problème d'affectation des cellules, dans le cadre de la planification d'un réseau mobile 4G à partir d'un réseau mobile 3G existant. Pour ce faire, différents travaux ayant approché le même problème dans les réseaux précédents ont été considérés [17]-[59]. Ces travaux sont divisés suivant qu'ils utilisent une approche de résolution globale ou séquentielle. Ainsi, l'analyse des travaux pour les réseaux 2G démontre que le problème d'affectation consiste à trouver des schémas d'affectation entre, un nombre de  $n$  cellules et de  $m$  commutateurs, en tenant compte des contraintes de capacités de ces derniers, et de l'unicité des affectations des cellules à ces commutateurs. Avec les réseaux 3G, deux types de trafic : la voix et les données, sont considérés. Pour ces réseaux, les travaux distinguent deux niveaux d'affectation : le *niveau 1* qui traite du problème d'affectation des Node B (cellules) aux contrôleurs RNC, et le *niveau 2* où les RNC sont affectés en même temps aux MSC et aux SGSN. Dans ce mémoire, le réseau utilisé prend en compte deux technologies différentes : celle de la 3G et celle de la 4G. Le modèle utilisé permet alors d'affecter les eNode B (cellules) et les SGSN en même temps, aux MME et aux SGW. Telles que présentées, ces affectations présentent une grande similitude avec le *niveau 2* des réseaux 3G. Mais, elles se démarquent par l'ajout de nouveaux équipements et le type de trafic considéré.

Pour résoudre le problème, une modélisation faite à partir des formules mathématiques a été proposée. Ce modèle prend en compte, les affectations des eNode B du réseau 4G et celles des SGSN du réseau 3G, aux équipements du réseau cœur 4G, les MME et les SG-W. Ce modèle, tout en minimisant le coût total de l'architecture obtenue des affectations, devrait respecter plusieurs contraintes telles que : les contraintes de capacités des MME et des SG-W et les contraintes d'unicité des affectations des eNode B et des SGSN à ces MME et

SGW. L'approche utilisée pour implémenter ce modèle est basée sur une heuristique, compte tenu du fait que, pour des réseaux de grande taille, le problème est classé NP-difficile. Cette heuristique commence par générer une solution initiale du problème. Cette solution est ensuite utilisée par l'algorithme de recherche taboue qui, au moyen des mécanismes de mémoire à court, à moyen et à long terme, a permis d'améliorer la solution initialement trouvée et d'arriver à une solution de moindre coût. Tout au long de son exécution, l'algorithme effectue une série de mouvements de réaffectation et de déplacements qui permettent, soit d'améliorer le coût de la solution courante, soit de rétablir la faisabilité des solutions obtenues. Chacun de ces mouvements s'accompagne d'un mécanisme de gain, calculé en fonction des coûts des relèves horizontale et verticale. Un mouvement est choisi s'il entraîne le meilleur gain sur le coût de la solution.

L'évaluation de la performance de la recherche taboue est réalisée à travers plusieurs tests. Pour chaque test, le programme reçoit en entrée les fichiers de données renseignant sur les caractéristiques du réseau, les fichiers de capacités qui traduisent la quantité de trafic supportée par chaque nœud et les fichiers d'affectation du réseau 3G. Les premiers tests ont servi à calibrer l'algorithme, en attribuant différentes valeurs à certains paramètres clés de la recherche taboue, comme la taille de la liste taboue et les mécanismes de rappel. Ainsi, pour les grands réseaux de simulation, l'algorithme affiche de meilleurs résultats à mesure que la taille de la liste taboue augmente, alors que pour les petits réseaux, de l'ordre d'une cinquantaine de nœuds, une taille de 5 suffit amplement. D'autres tests ont permis de montrer le comportement général de l'algorithme, quand interviennent les trois mécanismes de mémoire : à court, à moyen et à long terme. Les résultats obtenus ont montré qu'avec les mécanismes de mémoire à moyen et à long terme, la méthode proposée affiche de meilleurs résultats que le mécanisme de mémoire à court terme. Ces résultats sont ensuite comparés à une borne inférieure, générée en relaxant toutes les contraintes du modèle. Ces comparaisons montrent un écart des coûts de la recherche taboue, en moyenne, de moins de 30% pour les grands réseaux de simulation et moins de 1% pour certains réseaux.

## 6.2 Limitations de la solution proposée

Une première limitation se rapporte aux types d'équipements considérés. En effet, la formule mathématique proposée ne fait état que de certains équipements du réseau cœur 4G, les MME et les SGW. Ce choix est retenu en fonction de la grande fonctionnalité de ces équipements, par lesquelles transite tout le trafic en provenance et vers le réseau d'accès. Ce choix limite la solution proposée dans le cas où, les PDN GW et les PCRF pourraient influencer l'acheminement du trafic dans le réseau. Avec une telle hypothèse, leurs contraintes



devraient être intégrées lors de la formulation du modèle.

Une deuxième limitation se situe au niveau de l'implémentation. En effet, la première étape de l'implémentation consistait à attribuer des valeurs à certains paramètres liés à la recherche taboue tels que : la taille de la liste taboue, le délai de déclenchement du mécanisme de rappel pour un nombre de solutions non faisables données, etc.. Bien que dans l'ensemble, les valeurs retenues pour chaque paramètre ont permis d'obtenir de bons résultats, elles ne sont pas forcément les meilleures d'un problème à l'autre.

Une dernière limitation concerne le modèle implémenté. En effet, des deux modèles proposés, celui avec couplage de nœuds a été implémenté. Ce modèle présente une simplification du problème, car les équipements MME et SGW sont considérés comme une entité unique, émulant ainsi les fonctionnalités de chaque nœud pris séparément. Toutefois, une implémentation qui prendrait en compte le modèle sans couplage de nœud devrait considérer d'autres caractéristiques du réseau, tant au niveau du modèle qu'au niveau de l'implémentation.

### 6.3 Améliorations futures

Bien que les résultats obtenus soient en général très concluants, quelques points peuvent être approfondis afin de les améliorer. À cet effet, quelques pistes intéressantes seront présentées dans le paragraphe suivant.

Dû au fait que le modèle avec couplage des nœuds est celui qui a été retenu dans ce mémoire, l'implémentation utilise une liste taboue pour les deux types de mouvements considérés. Ainsi, pour mieux faire ressortir la différence entre l'influence des mouvements impliquant un eNode B et ceux impliquant un SGSN sur la qualité de la solution, deux listes taboues différentes peuvent être considérées. Une continuité du travail peut permettre l'implémentation du modèle sans couplage de nœuds. Ce modèle entraînera les concepts de domiciliation simple et double. Une domiciliation fait référence au nombre de MME et SGW, auxquels les eNode B et les SGSN sont reliés. Suivant la taille du trafic dans le réseau, les affectations seront faites de façon alternée, à un moment précis de la journée. Dans le cas où les eNode B et les SGSN sont reliés à un seul MME et SGW, la domiciliation est dite simple. Dans le cas contraire, elle est dite double.

## RÉFÉRENCES

- [1] 23.101 (2009). *General Universal Mobile Telecommunications System (UMTS) architecture*, 9.0.0 édition.
- [2] 23.110 (2009). *Universal Mobile Telecommunications System (UMTS) access stratum; Services and functions*, 9.0.0 édition.
- [3] 23.205 (2010). *Bearer-independent circuit-switched core network; Stage 2*, 9.1.0 édition.
- [4] 25.308 (2010). *High Speed Downlink Packet Access (HSDPA); Overall description; Stage 2*, 9.4.0 édition.
- [5] 25.410 (2009). *UTRAN Iu interface : General aspects and principles*, 9.0.0 édition.
- [6] 25.420 (2010). *UTRAN Iur interface general aspects and principles*, 9.1.0 édition.
- [7] 25.426 (2009). *UTRAN Iur and Iub interface data transport & transport signalling for DCH data streams*, 9.0.0 édition.
- [8] 25.950 (2005). *UTRA High Speed Downlink Packet Access (HSDPA)*, 4.0.1 édition.
- [9] 25.996 (2009). *Spacial channel model for Multiple Input Multiple Output (MIMO) simulations*, 9.0.0 édition.
- [10] 29.016 (2009). *General Packet Radio Service (GPRS); Serving GPRS Support Node (SGSN) - Visitors Location Register (VLR); Gs interface network service specification*, 9.0.0 édition.
- [11] 29.118 (2010). *Mobility Management Entity (MME) and Visitor Location Register (VLR) SGs interface specification*, 9.4.0 édition.
- [12] 36.323 (2010). *Evolved Universal Terrestrial Radio Access (E-UTRA); Packet Data Convergence Protocol (PDCP) specification*, 9.0.0 édition.
- [13] 36.800 (2009). *Universal Terrestrial Radio Access (UTRA) and Evolved Universal Terrestrial Radio Access (E-UTRA); Extended UMTS / LTE 800 Work Item Technical Report*, 9.0.0 édition.
- [14] 37.976 (2010). *Measurements of radiated performance for MIMO and multi-antenna reception for HSPA and LTE terminals*, 1.1.0 édition.
- [15] 3GPP TS 23.401 (2010). *General Packet Radio Service (GPRS) enhancements for Evolved Universal Terrestrial Radio Access Network (E-UTRAN) access*, 9.7.0 édition.
- [16] ABONDO, C. (2005). *Gestion de la Qualité de Service dans les systèmes mobiles de prochaine génération*. Thèse de doctorat, École Polytechnique de Montréal.

- [17] ALI, B. *ET AL.* (2008). *Gestion des ressources et de la qualité de service dans un réseau mobile hétérogène de prochaine génération*. Mémoire de maîtrise, École Polytechnique de Montréal.
- [18] AMZALLAG, D. LIVSCHITZ, M. et NAOR, J. RAZ, D. (2005). Cell planning of 4g cellular networks : algorithmic techniques and results. *2005 6th IEE International Conference on 3G and Beyond*. 1–5.
- [19] ANDREI, V., POPOVICI, E., FRATU, O. et HALUNGA, S. (2009). The architecture of a software module, supporting vertical handover in heterogenous networks. *Proc. of International Conference on Science ETAI Conference*. 26–29.
- [20] BAJZIK, L., HORVATH, P., KOROSSY, L. et VULKAN, C. (2007). Impact of intra-lte handover with forwarding on the user connections. *Mobile and Wireless Communications Summit, 2007. 16th IST*. IEEE, 1–5.
- [21] BEAUBRUN, R., PIERRE, S. et CONAN, J. (2005). An approach for managing global mobility and roaming in the next-generation wireless systems. vol. 28, 571–581.
- [22] BEAUBRUN, R., PIERRE, S. et CONAN, J. (2005). Methodologie de planification des futurs reseaux mobiles. *Canadian Conference on Electrical and Computer Engineering, 2005*. 1161–1164.
- [23] CHAMBERLAND, S. (2004). An efficient heuristic for the expansion problem of cellular wireless networks. *Computers and Operations Research*, 31, 1769–1791.
- [24] DIALLO, M. (2004). *Affectation des cellules aux commutateurs dans les réseaux mobiles de troisième génération*. Mémoire de maîtrise, École Polytechnique de Montréal.
- [25] DIALLO, M., PIERRE, S. et BEAUBRUN, R. (2010). A tabu search approach for assigning node bs to switches in umts networks. *Wireless Communications, IEEE Transactions on*, 9, 1350 –1359.
- [26] FIDUCCIA, C. et MATTHEYSES, R. (1988). A linear-time heuristic for improving network partitions. *Papers on Twenty-five years of electronic design automation*. ACM, 241–247.
- [27] GAREY, M. et JOHNSON, D. (1979). *Computers and Intractability : A Guide to the Theory of NP-completeness*. WH Freeman & Co. New York, NY, USA.
- [28] GHOSH, A., RATASUK, R., MONDAL, B., MANGALVEDHE, N. et THOMAS, T. (2010). LTE-advanced : next-generation wireless broadband technology [Invited Paper]. *Wireless Communications, IEEE*, 17, 10–22.
- [29] GLOVER, F. (1989). *Tabu search 1*.

- [30] HARRISON, P. et PATEL, N. (1992). *Performance Modelling of Communication Networks and Computer Architectures (International Computer S.* Addison-Wesley Longman Publishing Co., Inc.
- [31] HASSAN, G. (2006). *Designing concurrent, distributed, and real-time applications with UML.* Addison-Wesley Professional.
- [32] HEDIBLE, C. et PIERRE, S. (2000). Genetic algorithm for the assignment of cells to switches in personal communication networks. *Electrical and Computer Engineering, 2000 Canadian Conference on.* IEEE, vol. 2, 1077–1081.
- [33] HOSSAIN, E. (2008). *Heterogeneous Wireless Access Networks : Architectures and Protocols.* Springer Verlag.
- [34] HOUETO, O. E. F. (1999). *Affectation de cellules a des commutateurs dans les reseaux de communications personnelles.* Mémoire de maîtrise, Ecole Polytechnique, Montreal, Canada.
- [35] HURLEY, S. (2002). Planning effective cellular mobile radio networks. *IEEE transactions on vehicular technology*, 51, 243–253.
- [36] HWANG, Y. et PARK, A. (2008). Vertical handover platform over applying the open API for WLAN and 3G LTE systems. *Vehicular Technology Conference, 2008. VTC 2008-Fall. IEEE 68th.* IEEE, 1–5.
- [37] JAMALIPOUR, A., MIRCHANDANI, V. et KIBRIA, M. (2005). Dimensioning of an enhanced 4g/b3g infrastructure for voice traffic. *Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, 2005. PIMRC 2005. IEEE 16th International Symposium on.* IEEE, vol. 3, 2003–2007.
- [38] KERNIGHAN, B. et LIN, S. (1970). An efficient heuristic procedure for partitioning graphs. *Bell System Technical Journal*, 49, 291–307.
- [39] KIRKPATRICK, S. (1984). Optimization by simulated annealing : Quantitative studies. *Journal of Statistical Physics*, 34, 975–986.
- [40] LEFEBVRE, M. (2003). *Cours et exercices de probabilités appliquées : incluant les notions de base de statistique.* Presses inter Polytechnique.
- [41] MAKAYA, C. et PIERRE, S. (2008). An analytical framework for performance evaluation of ipv6-based mobility management protocols. *Wireless Communications, IEEE Transactions on*, 7, 972 –983.
- [42] MANOLAKIS, K., IBING, A. et JUNGNICHEL, V. (2008). Performance evaluation of a 3gpp lte terminal receiver. *Wireless Conference, 2008. EW 2008. 14th European.* 1–5.

- [43] MENON, S. et GUPTA, R. (2004). Assigning cells to switches in cellular networks by incorporating a pricing mechanism into simulated annealing. *Systems, Man, and Cybernetics, Part B : Cybernetics, IEEE Transactions on*, 34, 558–565.
- [44] MERCHANT, A. et SENGUPTA, B. (1994). Multiway graph partitioning with applications to PCS networks. *INFOCOM'94. Networking for Global Communications., 13th Proceedings IEEE*. IEEE, 593–600.
- [45] MOLLOY, M. (1989). *Fundamentals of performance modeling*. Macmillan Pub. Co.
- [46] MONTILLA BRAVO, A., MORENO, J. et SOTO, I. (2004). Advanced positioning and location based services in 4g mobile-ip radio access networks. *Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, 2004. PIMRC 2004. 15th IEEE International Symposium on*. vol. 2, 1085 – 1089 Vol.2.
- [47] MYUNG, H. (2008). Technical Overview of 3GPP LTE. *Polytechnic University of New York*.
- [48] OLSSON, M., SULTANA, S., ROMMER, S., FRID, L. et MULLIGAN, C. (2009). *System architecture evolution (SAE) and the evolved packet core. Driving the mobile broadband revolution*. Elsevier Ltd.
- [49] PENDER, T., MCSHEFFREY, E., VARVERIS, L. et BOOKS24X7, I. (2003). *UML bible*. Wiley.
- [50] PIERRE, S. (2003). *Réseaux et systèmes informatiques mobiles : Fondements, architectures et applications*. Presses inter Polytechnique.
- [51] PIERRE, S. et HOUETO, F. (2002). A tabu search approach for assigning cells to switches in cellular mobile networks. *Computer Communications*, 25, 464–477.
- [52] PILIOURAS, T. C. M. (2004). *Network design : management and technical perspectives*. CRC Press, seconde édition.
- [53] QUINTERO, A. et PIERRE, S. (2002). A memetic algorithm for assigning cells to switches in cellular mobile networks. *IEEE communications letters*, 6, 484–486.
- [54] RAO, G. et RADHAMANI, G. (2008). *WiMAX : a wireless technology revolution*. CRC Press.
- [55] SAKTHIVEL, S. et SURESH, R. (2006). A Genetic Algorithm Approach for Assigning Mobile Base Stations to Switches in Cellular Mobile Networks. *International Journal of Soft Computing*, 1, 166–169.
- [56] SANCHIS, L. (1989). Multiple-way network partitioning. *Computers, IEEE Transactions on*, 38, 62–81.

- [57] SKORIN-KAPOV, J. (1990). Tabu search applied to the quadratic assignment problem. *ORSA Journal on computing*, 2, 33–45.
- [58] SPIEGEL, C., BERKMANN, J., BAI, Z., SCHOLAND, T., DREWES, C., BRUCK, G., GUNZELMANN, B. et JUNG, P. (2008). Mimo schemes in ultra lte, a comparison. *Proceedings of the IEEE Vehicular Technology Conference*.
- [59] ST-HILAIRE, M. (2006). *Planification globale des réseaux mobiles de troisième génération*. Thèse de doctorat, École Polytechnique de Montréal.
- [60] ST-HILAIRE, M., CHAMBERLAND, S. et PIERRE, S. (2006). Global expansion model for mobile networks. *Communications Letters, IEEE*, 10.
- [61] TABBANE, S. (2000). *Handbook of mobile radio networks*. Artech House.
- [62] TANENBAUM, A. (2002). *Computer Networks*. Prentice-Hall International, Inc., quatrième édition.

## ANNEXE A

## COMPOSITION DES SÉRIES DE TESTS

Tableau A.1 Série 1 : Variation des eNode B avec 4 SGM

Réseau	eNode B	SGSN	SGM	Node B	Nombre de tests
1	10	7	4	10	10
2	25	7	4	10	10
3	40	7	4	10	10
4	60	7	4	10	10
5	80	7	4	10	10
6	100	7	4	10	10
7	120	7	4	10	10
8	140	7	4	10	10

Tableau A.2 Série 2 : Variation des eNode B avec 7 SGM

Réseau	eNode B	SGSN	SGM	Node B	Nombre de tests
1	40	12	7	40	10
2	65	12	7	40	10
3	80	12	7	40	10
4	93	12	7	40	10
5	100	12	7	40	10
6	120	12	7	40	10
7	140	12	7	40	10
8	160	12	7	40	10

Tableau A.3 Série 3 : Variation des SGSN avec 10 SGM

Réseau	eNode B	SGSN	SGM	Node B	Nombre de tests
1	40	12	10	40	10
2	40	17	10	40	10
3	40	25	10	40	10
4	40	28	10	40	10
5	40	32	10	40	10
6	40	37	10	40	10

Tableau A.4 Série 4 : Variation des SGSN avec 12 SGM

Réseau	eNode B	SGSN	SGM	Node B	Nombre de tests
1	40	14	12	40	10
2	40	20	12	40	10
3	40	25	12	40	10
4	40	28	12	40	10
5	40	32	12	40	10
6	40	37	12	40	10

Tableau A.5 Série 5 : Variation des SGM

Réseau	eNode B	SGSN	SGM	Node B	Nombre de tests
1	80	12	4	80	10
2	80	12	5	80	10
3	80	12	6	80	10
4	80	12	7	80	10

Tableau A.6 Série 6 : Variation des SGM

Réseau	eNode B	SGSN	SGM	Node B	Nombre de tests
1	120	37	9	120	10
2	120	37	10	120	10
3	120	37	12	120	10
4	120	37	17	120	10

Tableau A.7 Série 7 : Variation des Node B

Réseau	eNode B	SGSN	SGM	Node B	Nombre de tests
1	120	37	16	130	10
2	120	37	16	140	10
3	120	37	16	150	10
4	120	37	16	160	10



Tableau A.8 Série 8 : Variation de tous les nœuds

Réseau	eNode B	SGSN	SGM	Node B	Nombre de tests
1	8	4	2	8	10
2	20	12	6	20	10
3	50	28	10	20	10
4	100	30	11	100	10
5	150	37	12	150	10

## ANNEXE B

## TABLEAU COMPARATIF DES TERMINOLOGIES 3G ET 4G

Tableau B.1 Comparaison des terminologies des sous-systèmes radio des réseaux 4G et 3G

Termes du LTE	Définition	Équivalence dans l'UMTS
OFDMA	Orthogonal Frequency Division Multiple Access, physical Layer of LTE Downlink	WCDMA
SC-FDMA	Single Carrier Frequency Division Multiple Access, physical layer of LTE Uplink	WCDMA
Subcarrier	A single 15 kHz radio channel	Radio channel
Symbol	A single 66.67 $\mu$ s time period	Chip (0.26 $\mu$ s)
Resource Element	The smallest unit of radio resources, one subcarrier for one symbol	n/a
Resource Block	The smallest block of resources that can be allocated, 12 subcarriers for 7 symbols (84 resource elements)	n/a
Slot	7 consecutive symbols	Slot
Subframe	2 consecutive timeslots	n/a
Frame	10 consecutive subframes, the basic transmission interval	Frame
Synchronization Signal	Periodic signal for synchronizing with and identifying cells	Primary and Secondary Sync Channels (P-SCH & S-SCH)
Reference Signal	Periodic signal for transmission quality measurements	Common Pilot Channel (CPICH)

Tableau B.2 Comparaison des terminologies des sous-systèmes radio des réseaux 4G et 3G (suite)

Termes du LTE	Définition	Équivalence dans l'UMTS
PDCCH	Physical Downlink Control Channel	High Speed – Shared Control Channel (HS-SCCH) [for HSPA+] or Dedicated Physical Control Channel (DPCCH) [for a R99 channel]
PCFICH	Physical Control Format Indicator Channel	NA
PHICH	Physical Hybrid ARQ Indication Channel	E-DCH HARQ Indication Channel (E-HICH) [for HSPA+] or NA [for a R99 channel]
PRACH	Physical Random Access Channel	Physical Random Access Channel (PRACH)
PUSCH	Physical Uplink Shared Channel	E-DCH Dedicated Physical Data Channel (E-DPDCH) [for HSPA+] or Dedicated Physical Data Channel (DPCCH) [for a R99 channel]
PUCCH Phys- cal	Uplink Control Channel	E-DCH Dedicated Physical Control Channel (E-DPCCH) [for HSPA+] or Dedicated Physical Control Channel (DPCCH) [for a R99 channel]

Tableau B.3 Comparaison des terminologies du réseau d'accès des réseaux 4G et 3G

Termes du LTE	Définition	Équivalence dans l'UMTS
eUTRAN	Evolved Universal Terrestrial Radio Access Network	UTRAN
eNode B	Evolved Node B	Node B
Physical Layer Cell	ID Unique cell identifier Scrambling Code	
UE User Equipment	UE	
X2	eNode B <-> eNode B interface	Iub and Iur
S1	eNode B <-> core network interface	Iu
LTE-Uu	LTE air interface	Uu
Attach	A configured signaling path between the UE and the eNode B	Attach
Radio Bearer	A configured and assigned radio resource	Radio Bearer

Tableau B.4 Comparaison des terminologies du réseau coeur des réseaux 4G et 3G

Termes du LTE	Définition	Équivalence dans l'UMTS
LTE Term Meaning and Usage UMTS Equivalent EPC	Evolved Packet Core	Packet Switched Core Network (PS-CN)
MME	Mobility Management Entity	Serving GPRS Support Node (SGSN)
S-GW	Serving Gateway	Serving GPRS Support Node (SGSN)
P-GW	Packet Data Network Gateway	Gateway GPRS Support Node (GGSN)
HSS	Home Subscriber System	Home Location Register (HLR)
PCRF	Policy Charging Rule Function	PCRF
GTP	GPRS Tunneling Protocol	GTP
S1 Bearer	A configured traffic path between the eNode B and the S-GW	Iu Bearer
S5/S8 Bearer	A configured traffic path between the S-GW and the PDN-GW	Gn/Gp Bearer
EPS Bearer Service	A configured end-to-end traffic path between the UE and the PDN-GW ( <i>RadioBearer + S1Bearer + S5/S8Bearer</i> )	PDP Context

Tableau B.5 Autres terminologies des réseaux 4G et 3G

Termes du LTE	Définition	Équivalence dans l'UMTS
UE	User Equipment (the mobile device)	UE
IMSI	International Mobile Subscriber Identity [Mobile Country Code (MCC), Mobile Network Code (MNC) and Mobile Identification Number (MIN)]	IMSI
IMEI	International Mobile Equipment Identity	IMEI
Downlink (DL)	Transmissions from the network to the mobile	Downlink (DL)
Uplink (UL)	Transmissions from the mobile to the network	Uplink (UL)
Ciphering	Over-the-air privacy	Ciphering
Attach	Initial registration process	Attach
MIB, SIB	Master Information Block and System Information Block	MIB, SIB
DCI	Downlink Control Information	High Speed – Shared Control Channel (HS- SCCH)
UCI	Uplink Control Information	E-DCH – Absolute Grant Channel (E- AGCH) and E-DCH – Relative Grant Channel (E-RGCH)
C-RNTI	Cell Radio Network Temporary Identifier	High Speed – RNTI (H-RNTI)
CQI	Channel Quality Indicator	CQI
HARQ	Hybrid ARQ	HARQ
Handover	Redirection of traffic from one base station to another	Handover
Measurement Control events A1, A2, A3, A4, A5, B1, B2	Thresholds for cell selection and handover	Measurement Control e1a, e1b, e1c, e1d, e1j