



Optimisation des Réseaux d'Accès Mobiles pour les systèmes E-GPRS et B3G

Nicolas Dailly

► To cite this version:

Nicolas Dailly. Optimisation des Réseaux d'Accès Mobiles pour les systèmes E-GPRS et B3G. domain_other. Télécom ParisTech, 2007. English. NNT : . pastel-00002838

HAL Id: pastel-00002838

<https://pastel.hal.science/pastel-00002838>

Submitted on 28 Sep 2007

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

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

Thèse

présentée pour obtenir le grade de Docteur
de l'École Nationale Supérieure des Télécommunications

Spécialité : Informatique et Réseaux

Nicolas DAILLY

**Optimisation des Réseaux d'Accès Mobiles
pour les systèmes E-GPRS et B3G**

Soutenue le 22 juin 2007 devant le jury composé de :

Bijan Jabbari

Président

Xavier Lagrange

Rapporteurs

Sami Tabbane

Philippe Godlewski

Examineur

Thanh Luu Ha

Philippe Martins

Directeur de thèse

à Anne
à mes parents

Remerciements

Cette thèse n'aurait pu aboutir sans le soutien et les encouragements, au quotidien, des personnes qui m'ont accompagnées pendant ces quelques années.

Je tiens à remercier, en premier lieu, mon directeur de thèse, M. Philippe Martins, pour m'avoir proposé cette thèse et m'avoir guidé jusqu'à son aboutissement. Je le remercie de m'avoir donné toute liberté – de démarche et de moyens – pour mener mes travaux. Je lui suis reconnaissant pour la confiance, l'écoute et le soutien qu'il m'a témoigné tout au long de la réalisation de cette thèse.

Je souhaite également remercier le professeur Philippe Godlewski pour les échanges très enrichissants que j'ai pu avoir avec lui. Sa grande expérience, ses points de vue originaux et son sens critique m'ont permis d'élargir ma vision du domaine des réseaux.

Je remercie les professeurs Xavier Lagrange et Sami Tabbane d'avoir accepté la lourde charge d'être rapporteurs de cette thèse. Je remercie également le professeur Bijan Jabbari d'avoir accepté de présider le jury de cette thèse ainsi que M. Thanh Luu Ha, pour sa participation au jury.

Je remercie également les enseignants chercheurs du département INFRES, et plus particulièrement MM. Laurent Decreusefond et Nicolas Puech, qui m'ont, à plusieurs reprises, témoigné de leur soutien.

Je garderai un excellent souvenir de tous les doctorants et stagiaires qui se sont succédés en C234, et en particulier M. Axel Dumeur, M. Talal Ackar Diab et Melle Carle Lengoumbi. Les échanges que j'ai pu avoir avec eux ont contribué à une meilleure avancée de mes travaux.

La bonne humeur et l'ambiance qui règne au sein du département INFRES ont contribué à me laisser un excellent souvenir de mon passage au sein de l'ENST. Je remercie le personnel et les étudiants de l'école pour tout ce qu'ils m'ont apporté.

Pour compléter ces remerciements, je me dois de remercier mes amis – anciens de l'E-SIEE-Amiens - qui m'ont accompagné pendant ces quelques années sur Paris. Merci donc à Michael, Igor, Olivier et Benjamin pour toutes les activités que nous avons pu faire ensemble.

En dernier lieu, je tiens à adresser un grand merci à mes parents, pour avoir toujours cru en moi et m'avoir soutenu tout au long de mes études. Je remercie également Anne – dont la patience a souvent été mise à rude épreuve - pour le soutien qu'elle m'a apporté.

Table des matières

Introduction Générale.....	17
Chapitre I : Allocation dynamique de ressources sur l'interface Abis E-GPRS.....	19
1. Introduction.....	19
2. L'interface Abis.....	20
2.1. Architecture de l'interface Abis.....	20
2.2. Limitations du système existant.....	21
2.3. Une approche dynamique pour l'interface Abis.....	21
3. Etudes de modèles théoriques pour l'interface Abis dynamique.....	22
3.1. Modèle d'allocation de ressources.....	22
3.2. Résultats pour deux et quatre classes d'utilisateurs.....	23
3.3. Définition d'un modèle de trafic temps réel.....	27
4. Simulation des performances de l'interface Abis dynamique.....	35
4.1. Paramètres de simulation.....	35
4.2. Performances de l'interface Abis Dynamique à forte charge.....	39
4.3. Performances de l'interface Abis Dynamique à charge opérationnelle.....	43
4.4. Comparaison de différentes stratégies d'augmentation de ressources.....	44
4.5. Étude de la taille des piles à implémenter au niveau des BTS.....	46
5. Conclusions.....	49
Chapitre II : Handover pour le Transport de Données dans les Réseaux E-GPRS.....	51
1. Introduction.....	51
2. Définitions.....	52
2.1. Transfert inter-cellulaire à l'initiative du mobile ou contrôlé par le réseau.....	52
2.2. Qualité de service.....	53
3. Transfert de données dans un réseau GPRS.....	54
3.1. Pile protocolaire du plan utilisateur du système GPRS.....	54
3.2. Allocation de ressources sur l'interface radio : la couche MAC.....	56
3.3. Fiabilisation de la transmission sur l'interface radio : la couche RLC.....	56
3.4. Fiabilisation de la transmission dans le réseau d'accès : la couche LLC.....	61
3.5. Fiabilisation de la transmission dans le réseau coeur : le tunnel GTP.....	63
3.6. Fiabilisation de la transmission de bout en bout.....	63
3.7. Mise en oeuvre des mécanismes de fiabilisation.....	64
3.8. Le contexte PDP et la négociation des paramètres de QoS.....	67
4. Resélection et Handover dans les réseaux cellulaires.....	70
4.1. Différentes approches pour le transfert inter-cellulaire.....	70
4.2. Resélection et handover dans le réseau d'accès E-GPRS.....	75
4.3. Procédure détaillée de resélection dans le réseau d'accès GPRS.....	79
4.4. Procédure détaillée de Handover dans le réseau d'accès E-GPRS.....	82
5. Simulation des handovers dans le système GPRS.....	89

5.1. Aperçu de la structure du simulateur.....	89
5.2. Modélisation des équipements réseau.....	91
5.3. Modélisation de la pile protocolaire.....	92
5.4. Procédures implémentés dans le simulateur.....	93
5.5. Description et paramètres du système simulé.....	99
6. Performances du transfert inter-cellulaire dans le réseau GPRS.....	104
6.1. Transfert inter-cellulaire / intra-BSC.....	104
6.2. Resélection autonome et assistée, inter-cellulaire / intra-BSC.....	112
6.3. Transfert inter-cellulaire / inter-BSC / intra SGSN.....	116
6.4. Influence de la taille de la fenêtre d'émission RLC.....	122
6.5. Conclusions.....	125
7. Conclusion.....	125
Chapitre III : Handover entre Technologies d'Accès : Etude du cas GPRS/WIFI intégré.....	127
1. Introduction.....	127
2. Etude des performance du transfert inter-RAT.....	128
2.1. Introduction de la technologie WLAN dans les réseaux cellulaires.....	128
2.2. Caractéristiques des technologies d'accès GPRS et WIFI.....	129
2.3. Gestion de la resélection inter-RAT.....	130
2.4. Paramétrage des simulations.....	132
2.5. Transfert inter-RAT : WIFI vers GPRS.....	132
2.6. Transfert inter-RAT : GPRS vers WIFI.....	139
2.7. Conclusions sur le transfert inter-RAT GPRS/WIFI.....	144
3. Performances de la resélection pour des trafics « à flux continu ».....	144
3.1. Introduction.....	144
3.2. Paramètres des simulations.....	145
3.3. Resélection intra-BSC GPRS.....	146
3.4. Resélection inter-RAT WIFI/GPRS.....	149
3.5. Resélection inter-RAT GPRS/WIFI.....	151
3.6. Conclusions : impact de la resélection sur un trafic « Streaming ».....	154
4. Conclusion.....	155
Chapitre IV : Transport de Signalisation SIP à travers un réseau d'accès cellulaire.....	157
1. Introduction.....	157
2. Architecture IMS.....	158
3. Signalisation SIP et SDP.....	159
4. Architecture SigComp.....	161
5. Solutions de compression.....	162
5.1. Codage de Huffman.....	162
5.2. Compression LZ77.....	165
5.3. Compression LZ78 / LZW.....	166
5.4. Compression Deflate.....	169
6. Amélioration des performances des compresseurs.....	171

6.1. Conservation d'un contexte de compression.....	171
6.2. Utilisation d'un dictionnaire.....	171
6.3. EPIC.....	172
7. Performances des solutions de compression sur SIP.....	173
7.1. Compression sans mémoire, sans dictionnaire.....	174
7.2. Compression sans mémoire, avec dictionnaire.....	175
7.3. Compression avec mémoire.....	176
7.4. Compression Deflate combinée.....	178
7.5. Etapes d'une compression combinée Deflate + EPIC.....	180
7.6. Etapes d'une compression Deflate avec mémorisation d'un message.....	181
8. Conclusion.....	182
Conclusion Générale.....	183
1. Contexte de la thèse.....	183
2. Contributions.....	184
3. Perspectives.....	185
3.1. 3G LTE.....	185
3.2. Au delà de la 3G.....	186
Annexe A. Débits dans le système GSM/GPRS.....	189
Annexe B. MMPP et IPP.....	191
1. Présentation des MMPP.....	191
2. Présentation des IPP.....	192
Annexe C. Descriptif du simulateur pour l'étude de l'interface Abis.....	195
1. Objets qui composent le simulateur	195
1.1. Les classes du simulateur.....	195
1.2. Le noyau du simulateur.....	196
1.3. La récupération des statistiques.....	196
1.4. La génération de nombres aléatoires.....	197
1.5. La gestion des événements.....	197
1.6. La gestion des données.....	197
1.7. Les modèles d'erreur pour la transmission de données.....	198
1.8. Modélisation des interfaces Air et Abis.....	198
1.9. Modélisation des téléphones mobiles.....	199
1.10. Modélisation de la BTS.....	199
1.11. Modélisation du BSC.....	200
2. Descriptif du comportement des simulateurs.....	200
2.1. Architecture des simulateurs.....	200
2.2. La gestion des événements du simulateur.....	202
3. Configuration et utilisation du simulateur.....	207
3.1. Scénarios de simulation.....	207
3.2. Paramètres et résultats de simulation.....	208
3.3. Scripts de compilation et de lancement.....	209

Annexe D. Déroulement d'un échange de données au niveau RLC et LLC.....	211
1. Déroulement d'un échange de blocs au niveau RLC.....	211
2. Déroulement d'un échange de trames au niveau LLC.....	213
Annexe E. Le handover dans les réseaux radio-téléphoniques : GSM.....	215
Annexe F. Aperçu du fonctionnement du protocole TCP/IP.....	217
Annexe G. Solutions de mobilité dans le coeur de réseau cellulaire et au niveau IP.....	221
1. Handover inter-SGSN.....	221
2. Les solution de mobilité au niveau IP.....	224
2.1. Mobile IP.....	224
2.2. Cellular IP.....	227
Annexe H. Echanges SIP.....	231
1. Appel avorté (sans décrochage).....	231
2. Appel avec décrochage, puis raccrochage.....	233
Ressources Documentaires.....	237
Glossaire.....	243

Index des illustrations

Figure 2.1.1. Interface Abis.....	20
Figure 3.2.1.1. Automate décrivant les états du modèle à 2 classes, 24 slots Air et 30 canaux Abis	24
Figure 3.2.1.2. Probabilité de perte pour deux classes d'utilisateurs, à charge identique.....	25
Figure 3.2.2.1. Probabilité de perte pour quatre classes d'utilisateurs, à charge identique.....	25
Figure 3.2.3.1. Probabilité de perte des appels de classe 1, charges différenciées.....	26
Figure 3.2.3.2. Probabilité de perte des appels de classe 2, charges différenciées.....	27
Figure 3.3.1. Chaîne de Markov à N serveurs, sans file d'attente (M/M/U/0).....	28
Figure 3.3.2. Profil de trafic d'un utilisateur ayant une session en cours.....	28
Figure 3.3.3. Modélisation du système de trafic GPRS temps réel.....	29
Figure 3.3.4. Représentation du trafic IPP généré par un groupe d'utilisateurs.....	30
Figure 3.3.5. Taux de perte utilisateur et taux de perte paquet (pour différents taux d'activité).....	32
Figure 3.3.6. Taux de perte utilisateur et taux de perte paquet (pour différents niveaux de charge).	33
Figure 3.3.7. Evolution du taux de perte des utilisateurs en fonction de la charge du système.....	34
Figure 3.3.8. Taux de perte des appels en fonction de la charge du système.....	35
Figure 4.1.4.1. Session de trafic HTML.....	38
Figure 4.2.1.1. Taux de Transmission à forte charge [170, 20, 20].....	40
Figure 4.2.1.2. Temps de transmission à forte charge [170, 20, 20].....	40
Figure 4.2.2.1. Taux de Transmission à forte charge [140, 50, 20].....	42
Figure 4.2.2.2. Temps de transmission à forte charge [140, 50, 20].....	42
Figure 4.3.1. Taux de Transmission à faible charge.....	43
Figure 4.3.2. Temps de Transmission à faible charge.....	44
Figure 4.4.1 : Taux de transmission, sans buffer, interface Abis partagée.....	45
Figure 4.4.2 : Temps de transmission, sans buffer, interface Abis partagée.....	45
Figure 4.4.3 : Taux de transmission, avec buffer, interface Abis dédiée.....	46
Figure 4.4.4 : Temps de transmission, avec buffer, interface Abis dédiée.....	46
Figure 4.5.1. remplissage moyen des piles des BTS.....	47
Figure 4.5.2 : taux de transmission des datagrammes LLC.....	47
Figure 4.5.3 : Temps moyen de transmission des datagrammes LLC.....	48
Figure 2.2.1. Classification de différents services en fonction de leur sensibilité aux erreurs et aux délais (d'après [3GPP 22.105]).....	53
Figure 3.1.1. Couche protocolaire du plan utilisateur GPRS.....	55
Figure 3.7.2.1. Transmission sans erreur d'un paquet IP, sans fiabilisation au niveau LLC.....	65
Figure 3.7.2.2. Transmission sans erreur d'un paquet IP, avec fiabilisation au niveau LLC.....	65
Figure 3.7.2.3. Transmission avec perte d'un paquet IP, sans mécanisme de fiabilisation LLC.....	66
Figure 3.7.2.4. Transmission avec perte d'un paquet IP, avec mécanisme de fiabilisation LLC (cas favorable).....	67
Figure 3.7.2.5. Transmission avec perte d'un paquet IP, avec mécanisme de fiabilisation LLC (cas défavorable).....	67
Figure 3.8.1. Procédure d'activation du contexte PDP à l'initiative du mobile.....	69
Figure 3.8.2. Paramètres d'un contexte PDP actif	70
Figure 4.2.6.1. Différents modes de transfert inter-cellulaires GPRS en fonction du paramétrage du réseau.....	78
Figure 4.4.3.1. Phase de préparation du handover intra-BSS [3GPP 43.129].....	84
Figure 4.4.3.2. Phase d'exécution du Handover Intra-BSS [3GPP 43.129].....	85

Figure 4.4.3.3. Handover optimisé : intra-BSC / intra RA [3GPP 43.129].....	86
Figure 4.4.4.1. Phase de préparation du handover inter-BSS [3GPP 43.129].....	88
Figure 4.4.4.2. Phase d'exécution du handover inter-BSS [3GPP 43.129].....	88
Figure 5.1.1. Liste des packages du simulateur.....	90
Figure 5.2.1. Equipements du réseau qui ont été modélisés.....	91
Figure 5.3.1. Modélisation de la pile protocolaire.....	92
Figure 5.4.1.1. Procédure d'attachement au réseau.....	94
Figure 5.4.2.1. Procédure de détachement.....	95
Figure 5.4.3.1. Procédure de resélection intra-BSC.....	96
Figure 5.4.4.1. Procédure de resélection inter-BSC / intra SGSN.....	97
Figure 5.4.5.1. Procédure de Handover intra-BSC.....	98
Figure 5.4.6.1. Procédure de Handover inter-BSC / intra-SGSN.....	99
Figure 5.5.1.1. Trajectoire d'un mobile au cours d'une simulation.....	100
Figure 5.5.4.1. Profil de trafic HTTP.....	102
Figure 6.1.1. Durée de la procédure de transfert inter-cellulaire.....	105
Figure 6.1.2. Nombre de blocs RLC perdus au cours d'un transfert inter-cellulaire (différence émis/reçus).....	106
Figure 6.1.3. Nombre de blocs RLC perdus au cours d'un transfert inter-cellulaire (différence générés/transmis).....	107
Figure 6.1.4. Nombre moyen de blocs RLC transmis par mobiles.....	108
Figure 6.1.5. Temps de transmission des blocs RLC.....	109
Figure 6.1.6. Nombre de trames LLC perdues au cours d'un transfert inter-cellulaire.....	110
Figure 6.1.7. Temps de transmission des trames LLC.....	110
Figure 6.1.8. Nombre de paquets TCP perdus par handover.....	111
Figure 6.1.9. Temps de transmission des données générées par la couche application.....	112
Figure 6.2.1. Nombre de blocs RLC perdus au cours d'une resélection de cellule (différence émis/reçus).....	113
Figure 6.2.2. Nombre de blocs RLC perdus au cours d'une resélection de cellule (différence générés/transmis).....	114
Figure 6.2.3. Nombre de trames LLC perdus au cours d'une resélection de cellule.....	114
Figure 6.2.4. Temps moyen de transmission des trames RLC.....	115
Figure 6.2.5. Temps moyen de transmission des objets de la couche application.....	115
Figure 6.2.6. Nombre moyen de blocs RLC transmis par mobiles.....	116
Figure 6.3.1. Durée de la procédure de basculement.....	117
Figure 6.3.2. Durée de la procédure de transfert inter-cellulaire (hors temps de basculement).....	117
Figure 6.3.3. Nombre de blocs RLC perdus au cours d'un transfert inter-BSC (différence émis/reçus).....	118
Figure 6.3.4. Nombre de blocs RLC perdus au cours d'un transfert inter-BSC (différence générés/transmis).....	119
Figure 6.3.5. Nombre de trames LLC perdus au cours d'un transfert inter-BSC.....	119
Figure 6.3.6. Nombre de paquets IP perdus au cours d'un transfert inter-BSC.....	120
Figure 6.3.7. Temps de transmission des blocs RLC.....	121
Figure 6.3.8. Temps de transmission des éléments de données.....	121
Figure 6.4.1. Nombre moyen de bloc RLC perdus par basculement (différence émis/reçus).....	122
Figure 6.4.2. Nombre moyen de bloc RLC perdus par basculement (différence généré/transmis).....	123
Figure 6.4.3. Temps de transmission moyen des bloc RLC.....	124
Figure 6.4.4. Nombre moyen de trames LLC perdus par basculement.....	124
Figure 2.1.1. Interconnexion de points d'accès WLAN avec un réseau cellulaire.....	128

Figure 2.5.1.1. Nombre de trames R-LLC perdues au cours d'un transfert WIFI vers GPRS (différence emis/recus).....	133
Figure 2.5.1.2. Nombre de trames R-LLC perdues au cours d'un transfert WIFI vers GPRS (différence générés/transmis).....	134
Figure 2.5.1.3. Temps de transmission des trames R-LLC.....	134
Figure 2.5.1.4. Temps de transmission des objets au niveau application.....	135
Figure 2.5.1.5. Nombre moyen de paquets TCP transmis par mobile.....	136
Figure 2.5.2.1. Nombre moyen de paquets R-LLC perdus par mobile.....	137
Figure 2.5.2.2. Temps moyen de transmission des paquets R-LLC.....	137
Figure 2.5.2.3. Nombre moyen de paquets TCP transmis par mobile.....	138
Figure 2.5.2.4. Temps moyen de transmission des objets au niveau application.....	139
Figure 2.6.1. Nombre de blocs RLC perdus au cours d'un transfert GPRS vers WIFI (différence emis/recus).....	139
Figure 2.6.2. Nombre de blocs RLC perdus au cours d'un transfert GPRS vers WIFI (différence générés/transmis).....	140
Figure 2.6.3. Nombre de blocs R-LLC perdus au cours d'un transfert GPRS vers WIFI (différence émis/reçus).....	141
Figure 2.6.4. Nombre de blocs R-LLC perdus au cours d'un transfert GPRS vers WIFI (différence générés/transmis).....	141
Figure 2.6.5. Temps de transmission des trames R-LLC.....	142
Figure 2.6.6. Nombre de paquets TCP perdus au cours d'un transfert GPRS vers WIFI (différence émis/reçus).....	142
Figure 2.6.7. Nombre moyen de paquets TCP transmis par mobile.....	143
Figure 2.6.8. Temps de transmission des données générées par la couche application.....	143
Figure 3.3.1. Nombre moyen de blocs RLC perdues au cours d'une resélection (trafic streaming).....	146
Figure 3.3.2. Nombre moyen de trames R-LLC perdues au cours d'une resélection (trafic streaming).....	147
Figure 3.3.3. Nombre moyen d'objets perdus et transmis au cours d'une resélection (trafic streaming).....	147
Figure 3.3.4. Temps de transmission au niveau R-LLC et Application (trafic streaming).....	148
Figure 3.4.1. Nombre moyen de trames R-LLC perdues au cours d'une resélection (trafic streaming).....	149
Figure 3.4.2. Nombre moyen de d'objets perdus et transmis au cours d'une resélection (trafic streaming).....	150
Figure 3.4.3. Temps moyen de transmission des données (trafic streaming).....	151
Figure 3.5.1. Nombre moyen de bloc RLC perdus au cours d'une resélection (trafic streaming)...	152
Figure 3.5.2. Nombre moyen de trames R-LLC perdues au cours d'une resélection (trafic streaming).....	152
Figure 3.5.3. Nombre moyen de d'objets perdus et transmis au cours d'une resélection (trafic streaming).....	153
Figure 3.5.4. Temps moyen de transmission des données (trafic streaming).....	154
Figure 2.1. Architecture du réseau IMS (d'après [3GPP 23.002]).....	158
Figure 4.1. architecture de la couche SigComp (d'après [RFC 3320]).....	162
Figure 5.1.1. Arbre de Huffman	164
Figure 6.2.1. Principe de la compression avec dictionnaire.....	172
Figure 7.1. Echange SIP entre le terminal et le P-CSCF.....	173
Figure 7.1.1. Performances des compresseurs LZ77, LZW et Deflate (sans utilisation de dictionnaire).....	174

Figure 7.2.1. Performances des compresseurs LZ77 et Deflate (avec utilisation de dictionnaire) ..	175
Figure 7.3.1. Performances des compresseurs LZ77 et Deflate (avec utilisation de dictionnaire) ..	176
Figure 7.3.2. Performances des compresseurs LZ77 et Deflate (avec utilisation de dictionnaire) ..	177
Figure 7.4.1. Performance de compression de Deflate (sans dico)	178
Figure 7.4.2. Taux de compression de Deflate (sans dico)	179
Figure 7.4.3. Performance de compression de Deflate (avec dico)	179
Figure 7.4.4. Taux de compression de Deflate (avec dico)	180
Figure 7.5.1. Contribution des différentes solutions de compression (EPIC + Dico + Deflate)	181
Figure 7.6.1. Contribution des différentes solutions de compression (Dico + 1 message + Deflate)	181
Figure 3.1.1. Architecture de l'E-UTRAN [3GPP 36.300]	186
Figure 1.1. Chaîne de Markov à un seul serveur et de capacité 4 (M/M/1/4)	191
Figure 1.2. Modulation des taux d'arrivée et de départ des utilisateurs	191
Figure 1.3. Automate résultant : File MMPP/M/1/4 modulée	192
Figure 2.1. Automate de trafic IPP	192
Figure 2.2. Profil de trafic généré à l'aide d'une IPP	193
Figure 2.1.1. Positions des piles pour l'approche « micro-circuit »	201
Figure 2.1.2. Positions des piles pour l'approche « avec bufferisation »	201
Figure 2.2.1. Gestion des événements	202
Figure 1.1. Exemple de transmission au niveau RLC	211
Figure 2.1. Dialogue au niveau LLC entre deux Emetteurs / Récepteurs	213
Figure 1. Les différents types de handover GSM	215
Figure 1. Couche protocolaire du protocole TCP/IP	217
Figure 2. Exemple d'échange TCP	219
Figure 3. Exemple d'échange TCP (avec segmentation)	220
Figure 1.1. Phase de préparation du handover inter-SGSN [3GPP 43.129]	221
Figure 1.2. Phase d'exécution du handover inter-SGSN [3GPP 43.129]	223
Figure 2.1.2.1. Station mobile dans son réseau nominal	225
Figure 2.1.3.1. Solution « Mobile IP » avec Foreign Agent	226
Figure 2.1.4.1. Solution « Mobile IP » sans Foreign Agent	226
Figure 2.2.1.1. Exemple de topologie d'un réseau implémentant « Cellular IP »	228
Figure 2.2.2.1. Cellular IP : situation initiale	229
Figure 2.2.2.2. Cellular IP : situation intermédiaire	229
Figure 2.2.2.3. Cellular IP : situation finale	230

Index des tables

Tableau 4.1.1.1. Paramètres de la simulation.....	36
Tableau 4.1.2.1. Paramètres de trafic.....	37
Tableau 4.1.3.1. Paramétrage des mobiles.....	37
Tableau 4.1.4.1. Paramètres de trafic.....	38
Tableau 4.2.1.1: Les quatre configurations étudiées.....	39
Tableau 3.3.1.1. Taille des données transmises dans un bloc RLC (d'après [3GPP 45.003]).....	57
Tableau 4.1.5.1. Prise de décision de resélection, de cellule cible et de basculement.....	74
Tableau 4.1.5.2. Comparaison des différentes approches de transfert inter-cellulaire.....	74
Tableau 4.2.1.1. Evolutions de la normalisation 3GPP concernant le transfert inter-cellulaire GPRS	75
Tableau 5.5.1.1. Temps de transfert des données sur les différentes interfaces.....	100
Tableau 5.5.3.1. Taille des trames de données.....	101
Tableau 5.5.4.1. Paramètres du modèle de trafic HTTP.....	103
Tableau 3.2.1. Paramètres de simulation du trafic Streaming.....	145
Tableau 5.1.1. Fréquence d'apparition des différents caractères.....	163
Tableau 5.1.2. Etapes de construction d'un arbre de Huffman.....	164
Tableau 5.3.1. Exemple de codage LZW.....	167
Tableau 5.3.2. Exemple de décodage LZW.....	168
Tableau 5.4.2.1. Codes de Huffman statique dans Deflate.....	171
Tableau 7.1. Taille (en octets) des messages SIP.....	173
Tableau 1. Débits proposés par les systèmes GSM/GPRS/EDGE [GSM 05.01].....	190

Introduction Générale

Les réseaux de télécommunications ont subi de profondes mutations ces dernières années. Les technologies de communications électroniques tiennent désormais une place majeure dans l'organisation de nos activités. Jusqu'à la fin des années 90, les réseaux de télécommunications étaient spécialisés entre, d'un côté, les réseaux téléphoniques et, de l'autre, les réseaux de données. Les interconnexions entre ces deux types de réseaux étaient par ailleurs limitées.

L'une des évolutions majeures des réseaux de téléphonie a été le déploiement du système GSM. Ce dernier a permis d'offrir un service de téléphonie mobile performant et abordable. Les utilisateurs se sont habitués à pouvoir téléphoner de partout, sans subir d'interruption de leurs communications au cours de leurs déplacements. Parallèlement, les réseaux de données ont également subi d'importantes évolutions, comme en témoigne le succès du réseau Internet et des offres d'accès haut débit. Au fur et à mesure de l'augmentation des débits offerts, les utilisateurs ont adopté de nouveaux services. Au départ restreint à la consultation de pages texte et de services de messagerie, le réseau Internet permet désormais d'accéder à de nombreux contenus multimédia. Le développement des services de voix sur IP (VoIP) a amorcé un rapprochement entre le domaine des réseaux et celui de la téléphonie.

La prochaine étape de cette évolution consiste à permettre l'accès aux contenus multimédia à travers un terminal mobile. D'ores et déjà, tout abonné mobile peut accéder aux services de base de l'Internet : consultation de pages WAP, envoi et réception de MMS ou de mails. Ces services ne répondent cependant pas à tous les besoins des utilisateurs. Les nouveaux services comme le téléchargement de fichiers musicaux ou la diffusion de vidéos à la demande nécessitent d'améliorer la qualité de service offerte par les réseaux mobiles. L'augmentation des capacités de transmission, au niveau des sous-systèmes radio, passe par l'utilisation de techniques de modulation plus performantes, mais aussi par une optimisation des réseaux d'accès cellulaires. La mise en place de services « temps réel » nécessite de réduire le temps de transfert de la signalisation à travers les réseaux d'accès mobiles. Par ailleurs, les utilisateurs, habitués aux systèmes de téléphonie mobiles, souhaitent pouvoir bénéficier de la même liberté de déplacement. Des mécanismes performants de *handover* et de reselection doivent donc être implémentés pour assurer la continuité des services multimédia.

La technologie E-GPRS s'appuie sur l'architecture des réseaux d'accès GSM existants. Cependant, l'introduction de schémas de codage qui offrent des débits plus importants (jusqu'à 61,85kb/s/slot) nécessite de revoir la gestion des ressources sur l'interface Abis. La première partie de cette thèse étudie différents mécanismes d'allocation dyna-

mique de ressources sur cette interface. Ces mécanismes permettent le déploiement de la technologie E-GPRS tout en préservant la structure de l'interface Abis existante, qui s'appuie sur une structure de trame MIC.

La seconde partie de cette thèse analyse différentes approches de handover qui peuvent être mises en oeuvre pour assurer la mobilité dans les réseaux E-GPRS. Nous y formulons quelques propositions pour améliorer les performances du basculement et mettre en place un véritable handover. Certains de ces mécanismes ont été récemment introduits dans les normes sur le GERAN. Nous présentons les évolutions récentes de cette normalisation, puis exposons les résultats de nos simulations qui permettent de comparer les performances des différents mécanismes. Notre étude montre les gains de performances – tant au niveau des pertes que des délais – obtenus par la préservation des états de transmission au niveau RLC, lors du passage d'une cellule à une autre.

La troisième partie de cette thèse considère le problème des handover inter-systèmes. Nous y avons analysé le basculement entre deux technologies d'accès intégrées. D'une part, la technologie cellulaire E-GPRS et d'autre part, la technologie WIFI, aux débits plus importants. Nous avons analysé l'impact du passage d'une pile protocolaire à une autre, ainsi que de la rupture de débit. Nous avons proposé d'introduire une couche de convergence au niveau liaison de données afin de limiter l'impact du handover au niveau réseau d'accès. Cette troisième partie se focalise, dans un deuxième temps, sur l'analyse des mécanismes de handover à mettre en place pour le transfert de données en mode *Streaming*. Nous y analysons l'intérêt de l'activation de la couche de liaison de données dans le cas de transferts avec le protocole UDP.

La gestion des sessions multimédia au sein du réseau IMS repose sur la signalisation SIP. Cette signalisation, formatée sous forme de texte, nécessite d'être compressée avant transmission à travers le réseau d'accès. Cette compression vise à réduire le temps de transmission de la signalisation – à travers des *bearer* bas débit – et à économiser l'utilisation des ressources radio. Nous analysons, dans la quatrième partie de cette thèse, différentes approches de compression. Nous formulons des recommandations pour la mise en place de compresseurs performants qui tiennent compte de l'historique de transmission du mobile.

Les résultats présentés dans cette thèse doivent permettre à des opérateurs de réseaux et à des constructeurs d'équipements de déterminer les solutions les plus adaptées pour optimiser la qualité de service dans les réseaux d'accès. Ce choix est lié aux contraintes de qualité imposées par les services.

Chapitre I : Allocation dynamique de ressources sur l'interface Abis E-GPRS

1. Introduction

La technologie E-GPRS – Enhanced General Packet Radio Service – est conçue pour améliorer l'efficacité du transport de données en mode paquet sur l'interface Air du système GSM/GPRS. L'augmentation des débits possibles sur l'interface radio a des répercussions sur le transport de données sur l'interface Abis. Dans le système GSM, l'allocation des ressources sur l'Abis repose sur une association statique entre les ressources de l'interface Air et celles de l'Abis. Cette approche est adaptée pour un service de voix comme GSM, où les débits à la sortie des vocodeurs sont réguliers et limités. Elle n'est plus adaptée dans le cadre du développement des services de données en mode paquet – tels que dans E-GPRS – où l'utilisation des ressources radio est très sporadique. Par ailleurs, les schémas de modulation et de codage permettent d'atteindre des débits qui dépassent les capacités de transmission d'un canal de l'interface Abis, soit 16kbits/s. L'introduction de technologies telles que E-GPRS, qui supporte théoriquement des débits allant jusqu'à 61kbits/s par slot radio, doit donc s'accompagner d'une modification de la politique d'attribution des ressources sur l'interface Abis.

Ce chapitre se propose d'étudier les performances de deux approches d'allocation dynamique de ressources sur l'interface Abis. Elles permettent d'écouler du trafic à des débits dépassant 16kbits/s sans changer la structure de trame de l'interface Abis. Deux approches sont ici considérées. La première, appelée « approche micro-circuit », consiste à associer à chaque slot de l'interface Air, un ou plusieurs slots sur l'interface Abis. La seconde, consiste à dissocier la transmission sur les interfaces Air et Abis en ajoutant une mémoire tampon (on utilisera le terme *buffer* par la suite) au niveau des stations de bases (BTS). Cette solution sera, par la suite, appelée « approche avec bufferisation ». L'évaluation des performances de ces approches est réalisée par simulation.

Dans ce chapitre, nous présentons l'interface Abis telle qu'elle est spécifiée dans le cas GSM, puis nous proposons deux approches dynamiques qui permettent de faire évoluer cette interface. Nous établissons ensuite un modèle théorique permettant d'analyser le trafic engendré par des utilisateurs utilisant un nombre de ressource différent sur les interfaces Air et Abis. Nous présentons également un modèle pour l'analyse d'échanges temps réel sur un réseau GPRS. Enfin, après avoir présenté notre modèle de simulation, nous comparons différentes approches d'interface Abis dynamique et analysons différentes configurations qui permettent d'améliorer les performances de transmission.

2. L'interface Abis

2.1. Architecture de l'interface Abis

L'interface Abis relie les stations de bases (BTS – Base Transceiver Stations) à leurs contrôleurs (BSC – Base Station Controller). Cette interface, normalisée au début des années 90, utilise une liaison MIC comme support de transmission. Elle permet d'écouler à la fois de la signalisation et le trafic utilisateur. Il y a généralement plusieurs BTS reliées à chaque BSC et les trames MIC sont souvent partagées entre les différentes BTS. La figure 2.1.1 présente l'architecture de l'interface Abis.

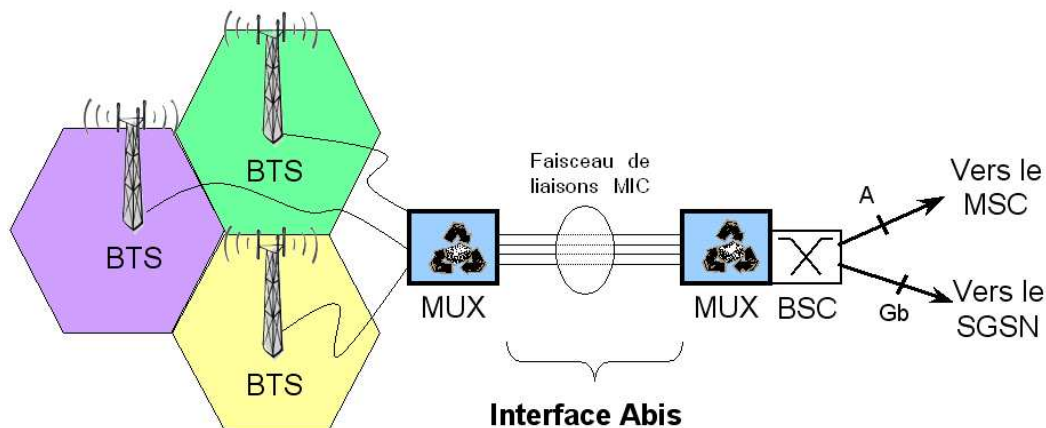


Figure 2.1.1. Interface Abis

Une trame MIC est une trame TDMA divisée en 32 canaux de 64 kbits/s (au niveau physique) [GSM 08.04]. Dans le système GSM, plusieurs canaux de trafic sont multiplexés sur un même slot de la trame MIC [GSM 08.20]. Typiquement, le canal MIC de 64kbits/s est divisé en 4 « sous canaux » (*substreams*) de 16 kbits/s. La norme [GSM 08.20] indique qu'il est possible de mettre en place des sous canaux de 8 kbits/s. Par contre, ce nombre de sous canaux est limité à 4. La trame MIC mise en place sur l'interface Abis est composée de 128 canaux à 16 kbits/s.

Une partie de ces canaux à 16kbits/s étant utilisée pour le dialogue entre les BTS et le BSC et pour le transport des informations de contrôle qui sont diffusées dans les cellules, le nombre de canaux utilisables pour transporter le trafic utilisateur est légèrement inférieur. Ce nombre dépend, du nombre de BTS reliées au BSC par ce faisceau, du nombre de porteuses et de circuit de trafic configuré dans les cellules, et du nombre de liaisons MIC mises en place dans le faisceau.

2.2. Limitations du système existant

Comme on peut le visualiser sur la figure 2.1.1, le trafic provenant de l'interface Air doit être multiplexé sur le faisceau de trames MIC. Dans les systèmes GSM et GPRS, la correspondance est simple. A chaque slot TDMA sur l'interface radio correspond un canal à 16kbits/s sur l'interface Abis. Cette association statique est possible tant que le débit par slot sur l'interface radio n'excède pas 16 kbits/s.

Dans le système GSM, le schéma de codage le plus élevé permet d'atteindre des débits de données de 14,4 kbits/s/slot (les schémas de modulation et codage, issus de [GSM 05.01] sont repris dans l'annexe A). En GPRS, la norme prévoit un débit maximum de 21,4 kbits/s/slot en utilisant le schéma de codage CS-4. Ce schéma n'offre cependant aucune protection des données transmises sur l'interface radio.

On a vu que sur l'interface Abis, le débit unitaire proposé s'élève au maximum à 16kbits/s. Dans la pratique il faut prévoir une marge supplémentaire pour la supervision de la liaison MIC. C'est pour cette raison que le CS-3 ne peut être transmis sur un canal de 16kbits/s en dépit d'un débit utile par slot radio de 15,6 kbits/s. La technologie EDGE autorise des débits allant jusqu'à 61,85kbits/s en utilisant le schéma de modulation / codage MCS-9. Le déploiement de EDGE a donc imposé la reconfiguration des interfaces Abis. La politique d'allocation des ressources sur cette interface a dû être adaptée en conséquence. Certains constructeurs ont adopté des solutions propriétaires [Kondra]. D'autres ont préféré préserver l'existant en conservant une structure de trames MIC [Håk06] et en adaptant la gestion des ressources en conséquence : c'est l'approche que nous nous proposons d'étudier ici.

Un raisonnement rapide conduit à considérer le débit maximal que l'on peut faire passer sur l'interface radio et à mettre en place suffisamment de canaux sur l'interface Abis pour l'écouler. Cela conduit alors à surdimensionner l'interface Abis. C'est une stratégie relativement coûteuse pour l'opérateur qui a tout intérêt à minimiser le nombre de liaisons MIC qu'il doit mettre en place. L'optimisation de l'utilisation d'un faisceau MIC peut être réalisée en mutualisant les ressources du faisceau entre plusieurs stations de base. Ce mode de gestion des ressources peut conduire à refuser l'établissement de nouvelles sessions paquets. Une politique commune de contrôle pour l'établissement de ces sessions doit alors être mise en place.

2.3. Une approche dynamique pour l'interface Abis

Afin d'optimiser l'utilisation des ressources sur l'interface Abis, il faut s'interroger sur la possibilité de mettre en place un mécanisme d'allocation dynamique de ressources. Les systèmes GPRS et EDGE offrent des schémas de modulation et codage qui permettent de transmettre à des débits allant de 9,05 à 61,85 kbits/s/slot sur l'interface radio. Le principe de l'Abis dynamique consiste à associer à chaque slot sur l'interface Air, entre 1 et 4 canaux à 16kbits/s sur l'interface Abis, en fonction du schéma de modulation et codage utilisé par le mobile. Un circuit temporaire est alors réservé. Sa capa-

cité dépend du nombre de slots radio attribués au mobile, du schéma de modulation/codage utilisé et du nombre de canaux à 16kbits/s affectés à la transmission sur l'Abis. Cette approche sera appelée par la suite « approche micro-circuit ».

Cette approche rend cependant la politique d'allocation des ressources plus complexe et demande à l'opérateur d'être attentif à la manière dont il dimensionne l'interface Abis afin d'éviter les engorgements et d'écouler un maximum de trafic tout en satisfaisant aux besoins d'un maximum d'utilisateurs. De plus, il est sans doute possible d'améliorer les performances de la transmission en mutualisant l'utilisation des ressources de données entre plusieurs BTS.

Une seconde approche consiste à scinder la transmission en deux phases : transmission sur l'interface Air puis transmission sur l'interface Abis. Cette approche nécessite alors l'adjonction de piles (ou buffers) au niveau des BTS afin de permettre le stockage des trames en attente de transmission. C'est pourquoi cette approche sera dénommée par la suite « approche avec bufferisation ».

Cette étude vise à comparer les deux stratégies d'allocation dynamique de ressources - approche « micro-circuit » et approche « avec bufferisation ». Les principaux éléments étudiés sont les impacts sur les délais de transmission et sur les taux de données transmises et perdues. Une étude sur la taille des buffers à implémenter au niveau des BTS a également été menée. Tous ces aspects sont évalués par simulation et font l'objet de la partie 4.

3. Etudes de modèles théoriques pour l'interface Abis dynamique

3.1. Modèle d'allocation de ressources

Nous établissons ici, un modèle basé sur la théorie des files d'attente. Il permet de lier l'allocation de ressources sur l'interface Abis à celle sur l'interface Air.

Dans ce modèle, un mobile qui arrive dans le système demande à se voir attribuer 1 slot sur l'interface Air et de 1 à n canaux à 16kbit/s sur l'interface Abis. La capacité de transmission multislot des mobiles n'est pas considérée ici.

Différentes classes d'utilisateurs sont définies en fonction du nombre de canaux à 16 kbits/s utilisés sur l'interface Abis pour chaque slot utilisé sur l'interface Air. Un utilisateur qui utilise 1 slot sur l'interface Air et n canaux sur l'interface Abis appartient à la classe U_n .

Soit α_n le nombre d'utilisateurs de la classe U_n . On suppose que le taux d'arrivée des utilisateurs suit une loi exponentielle de paramètre λ_n . De même pour le temps de service qui suit une loi exponentielle de paramètre μ_n . On dispose de N_a slots sur l'interface Air et N_b canaux à 16 kbits/s sur l'interface Abis.

Nous considérons qu'un canal est alloué pendant tout le temps de la session de communication. On cherche à étudier la probabilité de perte de chaque classe d'utilisateurs en fonction de la charge du système.

Les contraintes de ce modèle sont alors les suivantes :

$$\begin{cases} \sum_{i=1}^n \alpha_i \leq N_a \\ \sum_{i=1}^n i \times \alpha_i \leq N_b \end{cases}$$

L'étude des différents états de ce système de Markov permet de calculer les probabilités stationnaires et les probabilités de blocage associées.

3.2. Résultats pour deux et quatre classes d'utilisateurs

3.2.1. Deux classes d'utilisateurs, charge par classe identique

Dans cet exemple, deux classes d'utilisateurs sont considérées. La première classe utilise un slot sur l'interface Air et un canal à 16kbts/s sur l'interface Abis tandis que la seconde classe utilise deux slots sur l'interface Air et deux canaux sur l'interface Abis. Il y a 24 slots disponibles sur l'interface Air et 30 canaux sur l'interface Abis. Pour des charges équivalentes pour les deux classes, le facteur limitant est donc principalement l'interface Abis.

Pour étudier ce système, on considère le graphe des états possibles et on détermine la probabilité d'être dans les états de blocage. Chaque état du système est représenté par le couple (α_1, α_2) où α_i est le nombre d'appels de classe i . Les états du système respectent alors les contraintes suivantes :

$$\begin{aligned} \alpha_1 + \alpha_2 &\leq 24 \\ \alpha_1 + 2 \times \alpha_2 &\leq 30 \end{aligned}$$

Le graphe des états est représenté sur la figure 3.2.1.1.

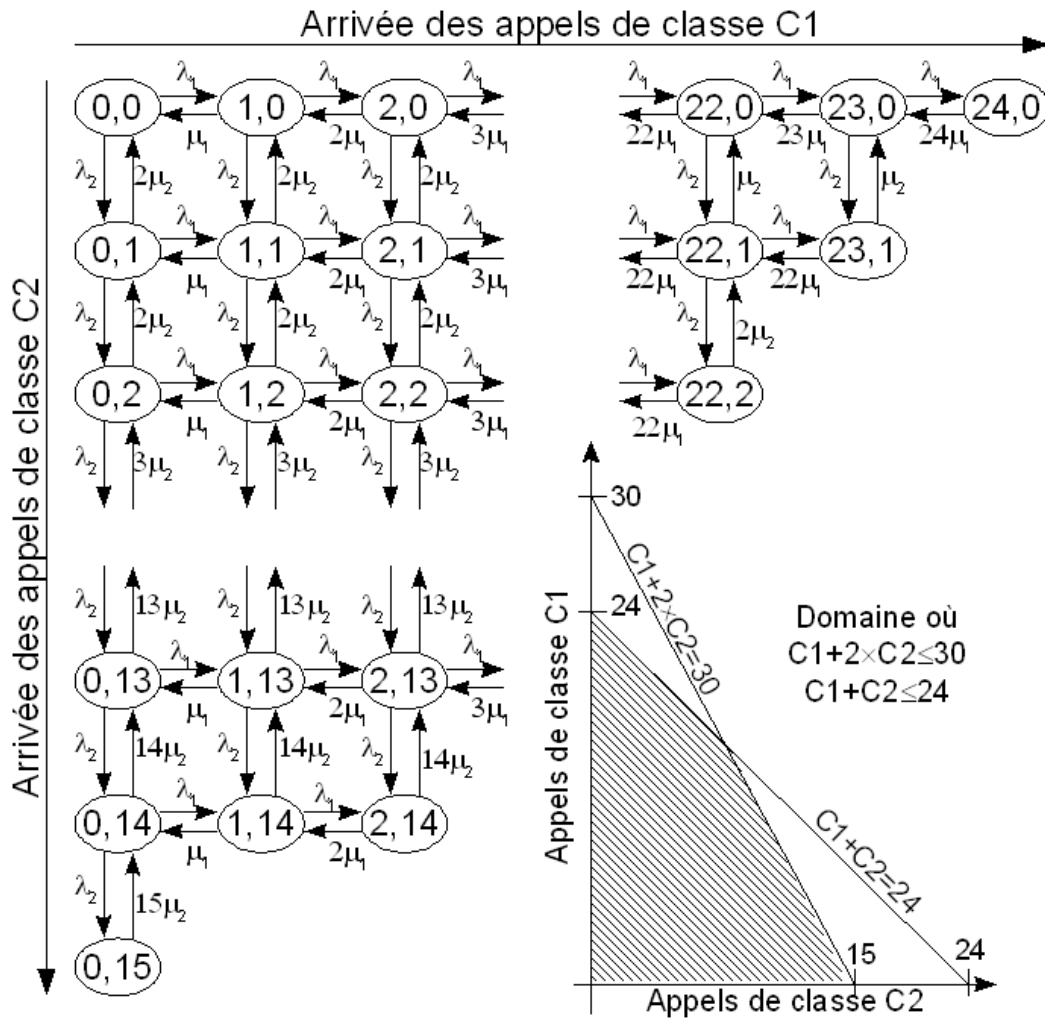


Figure 3.2.1.1. Automate décrivant les états du modèle à 2 classes, 24 slots Air et 30 canaux Abis

La figure 3.2.1.2 représente le taux de perte des appels de classe 1 et de classe 2 en fonction de la charge de trafic. Cette dernière est identique pour les deux classes : $\lambda_1/\mu_1 = \lambda_2/\mu_2$.

La courbe d'Erlang-B pour des appels de classe 1, à charge équivalente ($\lambda_1/\mu_1 + \lambda_2/\mu_2$), a également été tracée à titre d'illustration. Dans ce cas, le facteur limitant est exclusivement l'interface Air ($N_a < N_b$). Le nombre maximal de communications que l'on peut écouler est de 24 en simultané.

A charge faible, la courbe des appels de classe 1 offre des performances moins bonnes que ce qu'on obtient avec Erlang-B. A charge plus élevée, c'est la courbe des appels de classe 1 qui devient meilleure.

Les appels de classe 2 subissent des pertes bien plus importantes que les appels de classe 1. Pour servir un appel de classe 2, il faut que deux ressources soient disponibles sur l'interface Abis. Si deux ressources se libèrent mais qu'un appel de classe 1 arrive avant, l'appel de classe 2 qui suit sera rejeté et la ressource restante ne pourra être utilisée que par un appel de classe 1.

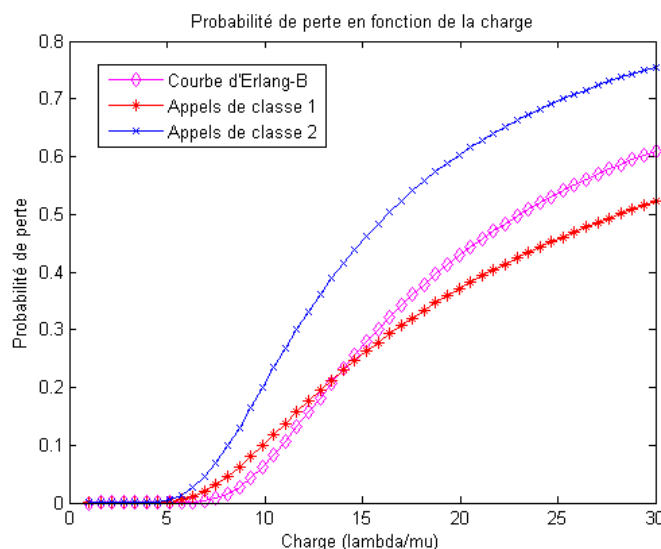


Figure 3.2.1.2. Probabilité de perte pour deux classes d'utilisateurs, à charge identique

3.2.2. Quatre classes d'utilisateurs, charge par classe identique

A titre d'illustration, la figure 3.2.2.1 présente les taux de pertes pour quatre classes d'utilisateurs utilisant entre 1 et 4 canaux sur l'interface Abis. Dans cet exemple, nous considérons une configuration à 8 slots sur l'interface Air et 16 canaux sur l'Abis. Le blocage peut donc provenir à la fois de l'interface Air et de l'interface Abis. La charge considérée est définie en abscisse. Elle est la même pour les quatre classes d'utilisateurs.

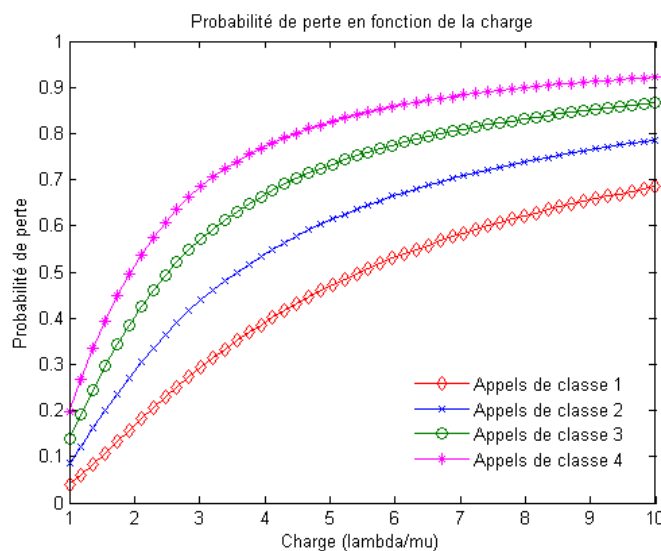


Figure 3.2.2.1. Probabilité de perte pour quatre classes d'utilisateurs, à charge identique

Une des limites de ce type de modélisation est qu'elle conduit à une augmentation rapide de la taille de l'espace d'état. L'augmentation du nombre de ressources ou l'augmentation du nombre de classes considérées se traduit par une augmentation importante de la complexité du modèle et du temps nécessaire à sa résolution. A titre d'exemple, pour $N_a=24$ slots et $N_b=30$ canaux, il faut considérer un graphe comportant 235 états pour modéliser le système à 2 classes. Pour 4 classes d'utilisateurs, le nombre d'états s'élève à 2683. Cela rend difficile le raffinement du modèle afin de prendre en compte des paramètres supplémentaires comme la capacité multislot des mobiles.

3.2.3. Deux classes d'utilisateurs, charges distinctes

On reprend ici un modèle à deux classes d'utilisateurs avec les mêmes paramètres que précédemment : $N_a=24$ slots et $N_b=30$ canaux. On fait varier cette fois ci indépendamment la charge des deux classes d'utilisateurs. On obtient alors les courbes de probabilité de perte pour les appels de classe 1 (figure 3.2.3.1) et pour ceux de classe 2 (figure 3.2.3.2).

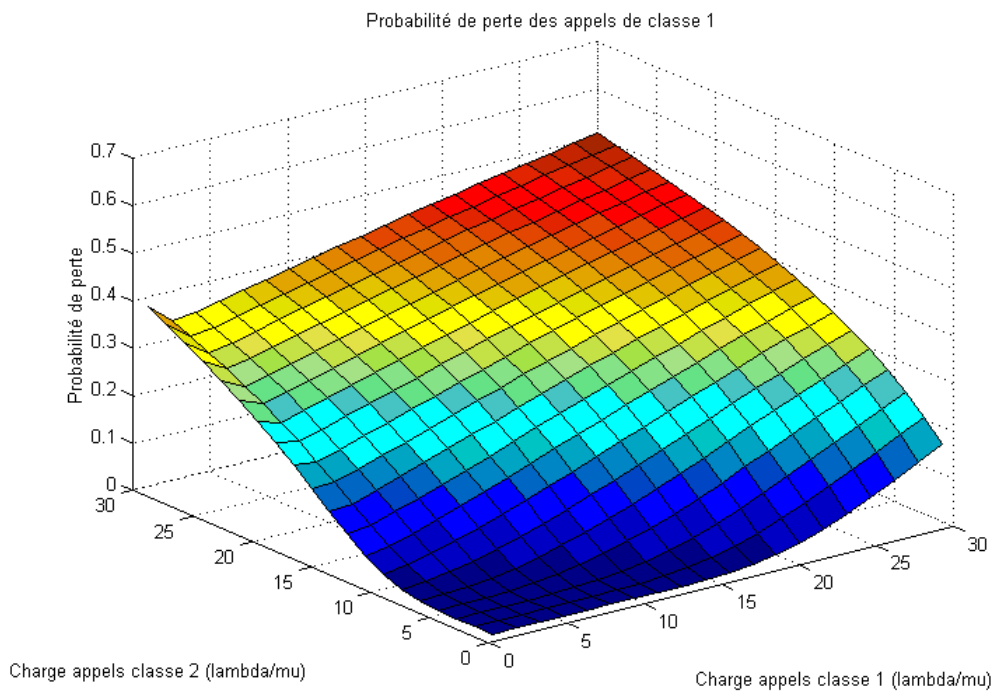


Figure 3.2.3.1. Probabilité de perte des appels de classe 1, charges différenciées

Si on reprend les mêmes paramètres, mais en fournissant 31 canaux sur l'interface Abis, on constate un profil de courbe assez différent pour un taux de charge faible des appels de classe 1. Dans le cas où uniquement 30 canaux sont disponibles (Cf. figure 3.2.3.1), quand la charge des appels de classe 2 est forte et que la charge des appels de classe 1 est très faible, il est peu probable qu'un appel de classe 1 trouve des ressources disponibles quand il arrive : sa probabilité de perte est alors un peu plus importante. Dans le cas où on met en place 31 canaux sur l'interface Abis, seuls 30 slots seront utilisés par des appels de classe 2, le slot restant ne pourra alors être utilisé que pour écouler des appels de classe 1. Le taux de pertes pour de très faibles charges d'appels de classe 1 est alors beaucoup plus faible. Choisir un nombre de canaux impair permet donc de favoriser les appels de classe 1 dans le cas du modèle à deux classes.

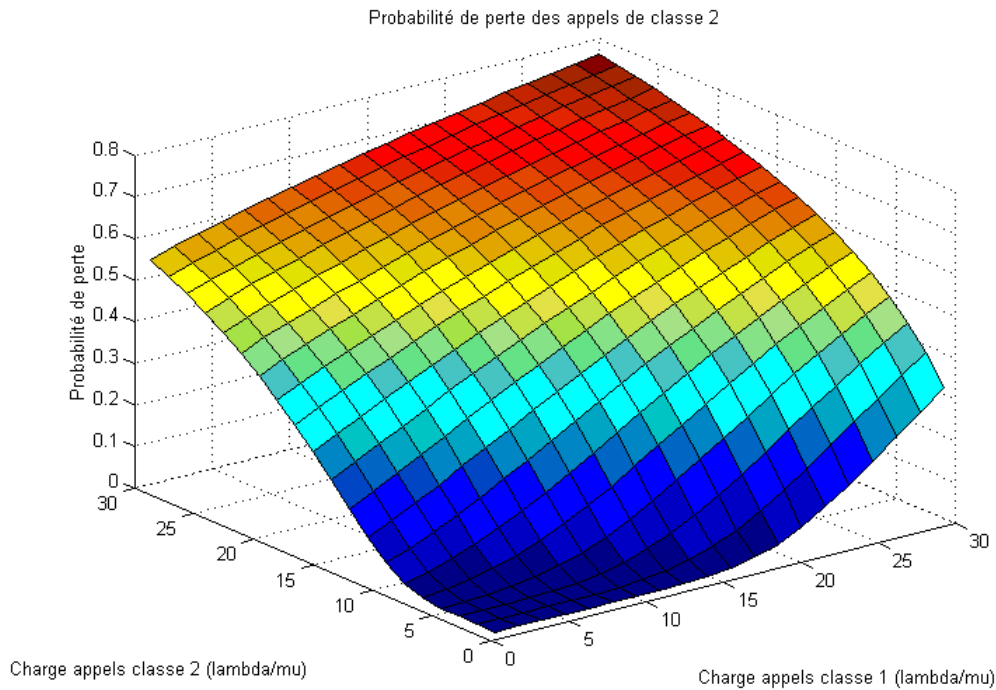


Figure 3.2.3.2. Probabilité de perte des appels de classe 2, charges différenciées

3.3. Définition d'un modèle de trafic temps réel

Description du modèle temps réel

On considère ici un système qui peut accueillir U utilisateurs et qui possède R ressources. Ces R ressources sont partagées entre les utilisateurs.

Les utilisateurs arrivent dans le système suivant un taux d'arrivée λ et ouvrent une session dont la durée suit une loi exponentielle de paramètre μ . Quand il y a U utilisateurs enregistrés dans le système, on arrête d'en accepter. Les utilisateurs sont alors rejetés et

ils ne peuvent pas ouvrir de nouvelles sessions. L'arrivée et le départ des utilisateurs peuvent donc être modélisés par un automate de type M/M/U/0, comme représenté sur la figure 3.3.1.

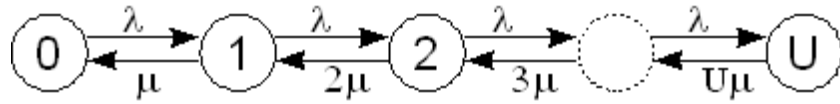


Figure 3.3.1. Chaîne de Markov à N serveurs, sans file d'attente (M/M/U/0)

Si on note X le nombre d'utilisateurs ayant une session en cours, on a [Ham05][Dec04] :

$$P(X=x) = \frac{\frac{\rho^x}{x!}}{\sum_{i=0}^U \frac{\rho^i}{i!}} ; \quad \rho = \frac{\lambda}{\mu}$$

Les utilisateurs ayant une session en cours alternent entre des phases d'inactivité – pendant lesquelles ils n'utilisent aucune ressource - et des phases d'activité - pendant lesquelles ils utilisent une des R ressources. La phase d'inactivité a une durée qui suit une loi exponentielle de paramètre α , la phase d'activité a une durée qui suit une loi exponentielle de paramètre β . Ce type de trafic suit donc un modèle de type IPP – Interrupted Poisson Process (Cf. Annexe B), comme représenté sur la figure 3.3.2. Les paquets ont un taux d'arrivée α et la durée moyenne d'émission vaut $1/\beta$.

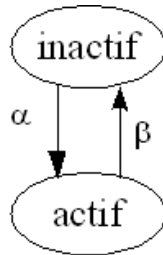


Figure 3.3.2. Profil de trafic d'un utilisateur ayant une session en cours

Le taux d'activité des utilisateurs est alors donné par la formule suivante :

$$\frac{\frac{1}{\beta}}{\frac{1}{\alpha} + \frac{1}{\beta}} = \frac{\alpha}{\alpha + \beta}$$

Application au système E-GPRS

Le modèle de trafic décrit précédemment vise à modéliser une session de transfert de données en mode paquet temps réel. Dans le système E-GPRS, les utilisateurs sont initialement détachés du système. Le mobile doit alors s'attacher au système, via une procédure « GPRS attach ». Au cours de cette procédure, le réseau contrôle s'il est à même d'accueillir le mobile. Pour cela, le réseau met en oeuvre une politique de contrôle d'admission (CAC – Call Admission Control). Le mobile peut alors se voir refuser l'accès au réseau. Une fois attaché au réseau, le mobile débute une session de communication en activant un contexte PDP. Au cours de sa session, le mobile alterne entre des périodes d'inactivité (mode « veille paquet ») et des période de transfert de données (mode « transfert paquet »). Une fois sa session terminée, le mobile peut quitter le réseau en effectuant une procédure « GPRS detach ». Comme dans le système GPRS, les utilisateurs peuvent donc être dans 3 états différents : « hors système (idle) », « attaché au système, mais sans générer de trafic (standby) » ou « attaché au système et générant du trafic sur la voie radio (ready) ».

Notre modèle se restreint au cas temps réel. Pour un mobile ayant une session en cours, si au moment de l'arrivée d'un paquet il n'y a aucune ressource disponible pour le transmettre sur l'interface radio, le paquet est perdu. Il n'y a donc aucune mise en attente des données au niveau du réseau d'accès. Tous ces points sont résumés sur la figure 3.3.3.

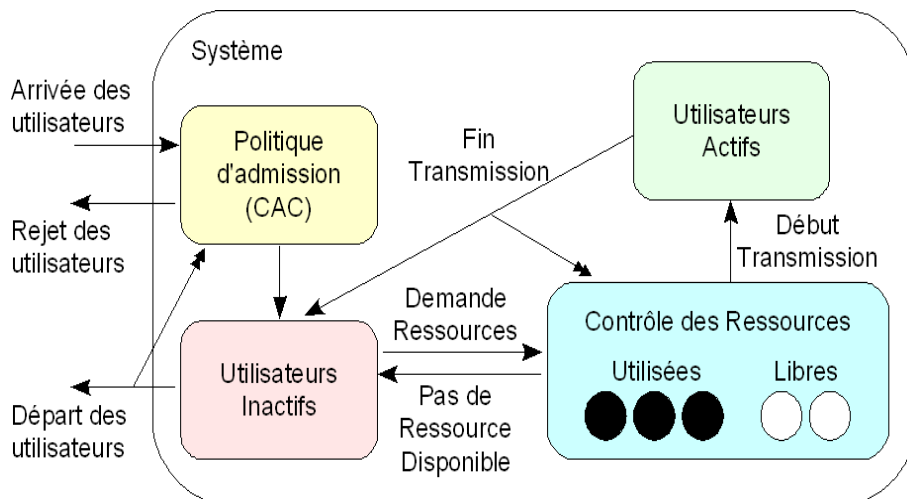


Figure 3.3.3. Modélisation du système de trafic GPRS temps réel

Contraintes sur le système

A un instant donné, X utilisateurs attachés au système peuvent vouloir utiliser simultanément Y ressources. Le nombre maximal d'utilisateurs attachés au système étant U et le nombre de ressources maximal étant R , les contraintes sur le système sont les suivantes :

$$Y \leq X \leq U \text{ et } Y \leq R.$$

Construction de l'automate

Chaque état du système est décrit par le couple de valeurs (X, Y) qui représente le nombre d'utilisateurs ayant une session ouverte et le nombre d'utilisateurs ayant des données en cours de transmission. L'espace d'état est l'ensemble des couples (X, Y) qui satisfait aux contraintes $Y \leq X \leq U$ et $Y \leq R$. L'arrivée et le départ des utilisateurs sont décrits par les paramètres λ et μ tandis que le trafic utilisateur est décrit par les paramètres α et β . La figure 3.3.4 fournit une représentation de l'automate correspondant à ce système.

Le générateur infinitésimal associé à cet automate permet d'étudier le taux de perte des utilisateurs et le taux d'appels courts rejetés.

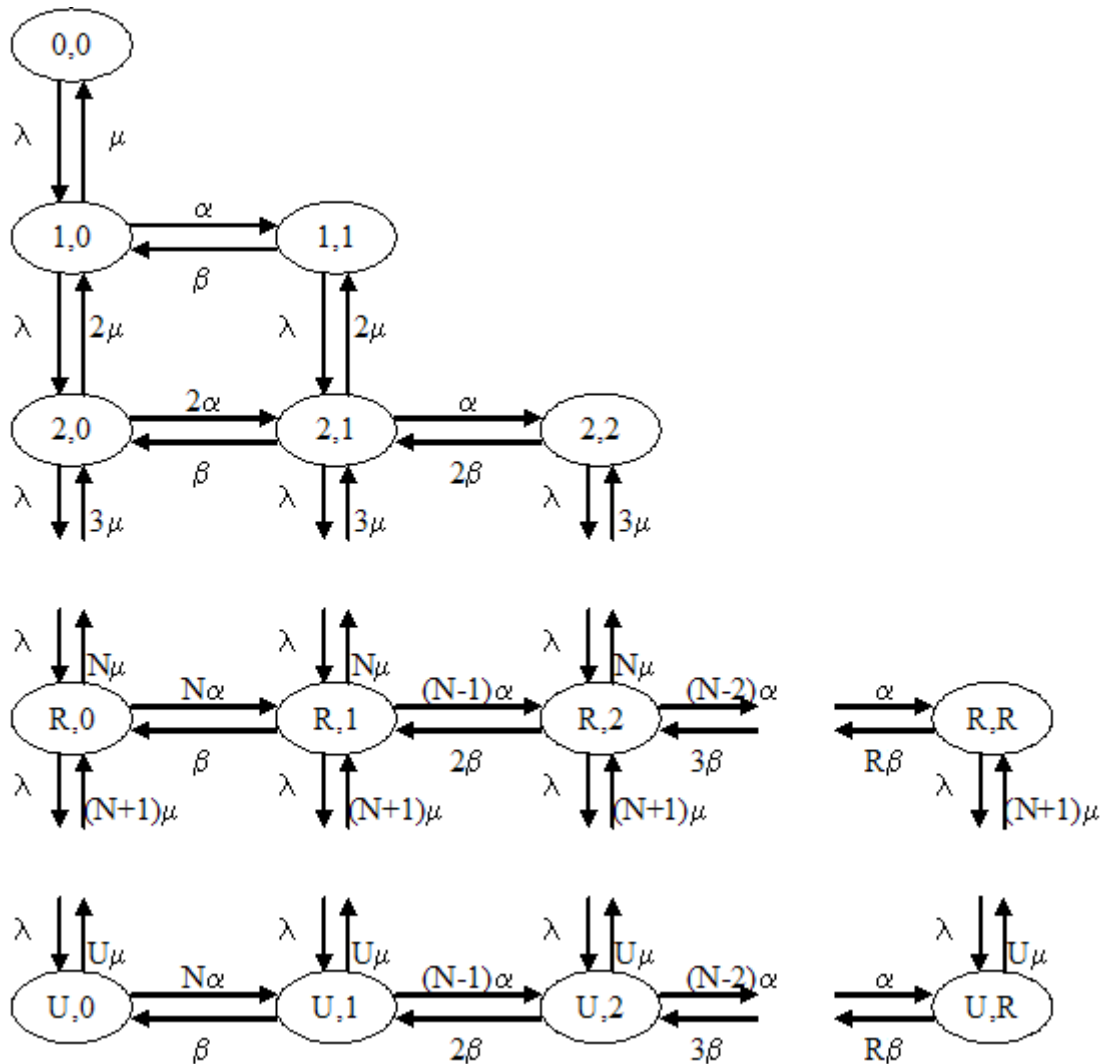


Figure 3.3.4. Représentation du trafic IPP généré par un groupe d'utilisateurs

Si on note X le nombre d'utilisateurs ayant une session en cours et Y le nombre d'utilisateurs, parmi les X , en train de transmettre, on a :

$$P(Y=y|X=x) = \frac{C_x^y \sigma^y}{\sum_{i=0}^R C_x^i \sigma^i} \quad ; \quad \sigma = \frac{\alpha}{\beta}$$

On retrouve cette formule dans la démonstration qui établit la formule d'Engset [Ham05]. C'est la probabilité d'avoir Y utilisateurs en cours d'appels parmi une population finie de X utilisateurs.

La probabilité d'être dans l'état (X, Y) est donc donnée par :

$$P(X=x, Y=y) = P(x, y) = \frac{\frac{\rho^x}{x!}}{\sum_{i=0}^U \frac{\rho^i}{i!}} \times \frac{C_x^y \sigma^y}{\sum_{i=0}^R C_x^i \sigma^i} \quad ; \quad \rho = \frac{\lambda}{\mu} \quad ; \quad \sigma = \frac{\alpha}{\beta}$$

La probabilité de perte d'un utilisateur entrant dans le système est donnée par la formule d'Erlang [Dec04].

$$P(\text{perte utilisateur}) = P(X=U) = \frac{\frac{\rho^U}{U!}}{\sum_{i=0}^U \frac{\rho^i}{i!}}$$

La probabilité de perte d'un paquet pour cause d'indisponibilité des ressources est donnée par la formule :

$$P(\text{perte paquet} | X=x) = \begin{cases} 0 & \text{si } x \leq R \\ \frac{(x-R) \alpha P(x, R)}{\sum_{i=0}^R (x-i) \alpha P(x, i)} & \text{si } x > R \end{cases}$$

Soit :

$$\begin{aligned} P(\text{perte paquet}) &= \sum_{j=0}^U P(\text{perte paquet} | X=j) \\ &= \sum_{j=R+1}^U \frac{(j-R) P(j, R)}{\sum_{i=0}^R (j-i) P(j, i)} \end{aligned}$$

Influence de la capacité d'accueil du système

Le but de cette première étude est de voir l'influence du nombre d'utilisateurs que peut accueillir le système sur, d'une part, le taux de rejet des utilisateurs et, d'autre part, sur le taux de rejet des communications pour les utilisateurs attachés au système.

Dans notre modèle, nous prenons 8 ressources ($R=8$). On fait varier la capacité d'accueil U du système, c'est à dire le nombre maximum d'utilisateurs par ressource. $U=\delta \times R$, δ variant entre 1 et 10. On impose une faible charge utilisateur au système, proportionnelle à U : $\lambda/\mu=0,5 \times U$.

Sur les figures 3.3.5, nous avons tracé le taux de perte utilisateur et le taux de perte paquet en fonction de la charge utilisateur dans le système. Le taux de perte paquet a été tracé pour trois taux d'activité utilisateur : 10%, 25% et 50%.

$$\alpha/(\alpha + \beta) = [0.1, 0.25, 0.5]$$

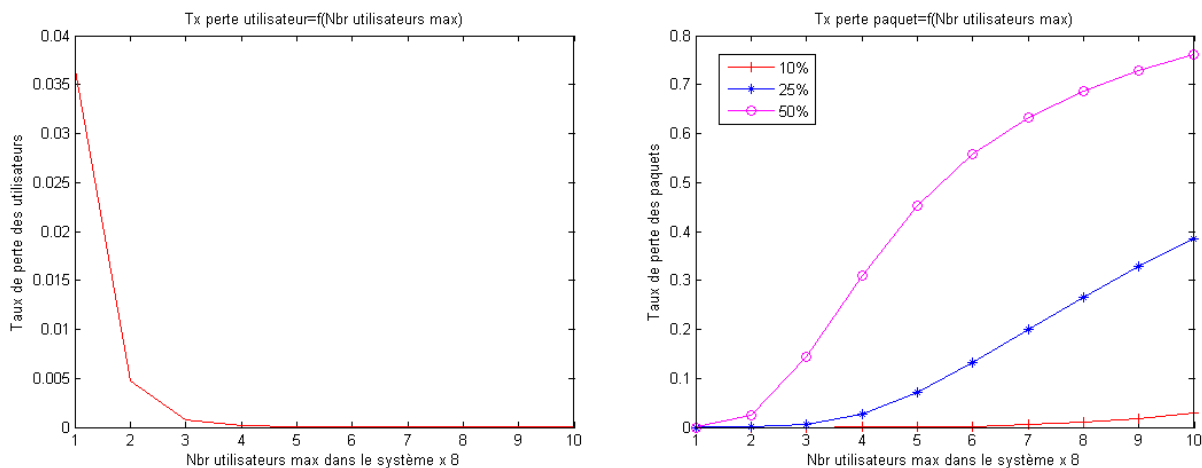


Figure 3.3.5. Taux de perte utilisateur et taux de perte paquet (pour différents taux d'activité)

La première courbe, permet de vérifier que le taux de perte des utilisateurs diminue sensiblement dès lors qu'on augmente la capacité d'accueil du système. Ce taux de perte est relativement faible. Il y a donc très peu d'utilisateurs perdus à cause de la politique d'admission.

Sur la seconde courbe, on visualise l'augmentation du taux de perte des paquets lorsque la proportion d'utilisateurs par slot augmente. Avec les paramètres que nous avons considérés, on constate que lorsque les utilisateurs sont peu actifs - taux d'activité de 10% et 25% - on peut accepter un nombre élevé d'utilisateurs dans le système sans que cela ait un impact sensible sur le nombre de paquets perdus. Si on se fixe un seuil de tolérance de 1% de pertes paquet, dans le cas d'un taux d'activité de 10%, on peut accepter jusqu'à 8 utilisateurs par ressource, soit 64 utilisateurs. Pour un taux d'activité de 25%, on peut en accepter 3, soit 24 utilisateurs.

On notera qu'il n'y a aucun rejet d'appel dû à l'indisponibilité des ressources lorsque le nombre d'utilisateurs dans le système est inférieur ou égal au nombre de ressources disponibles : tout appel entrant trouvera nécessairement une ressource dédiée.

Dans le cas où les utilisateurs sont très actifs, par contre, le taux de perte des paquets augmente très rapidement. Pour réduire les pertes de paquets, soit on augmente le nombre de ressources GPRS, soit on impose une politique d'admission plus drastique. Moins d'utilisateurs pourront alors établir une session, mais ceux qui ont une session en cours bénéficieront d'une qualité de service bien meilleure. Notre modèle permet donc d'adapter la politique d'admission en fonction des contraintes de qualité que l'on s'impose. A titre d'exemple, les figures 3.3.6 présentent le taux de perte utilisateur et le taux de perte paquet en fonction du nombre maximum d'utilisateurs acceptés par ressource (8 ressources) pour différents niveaux de charge utilisateur. Le taux d'activité des utilisateurs est de 25%.

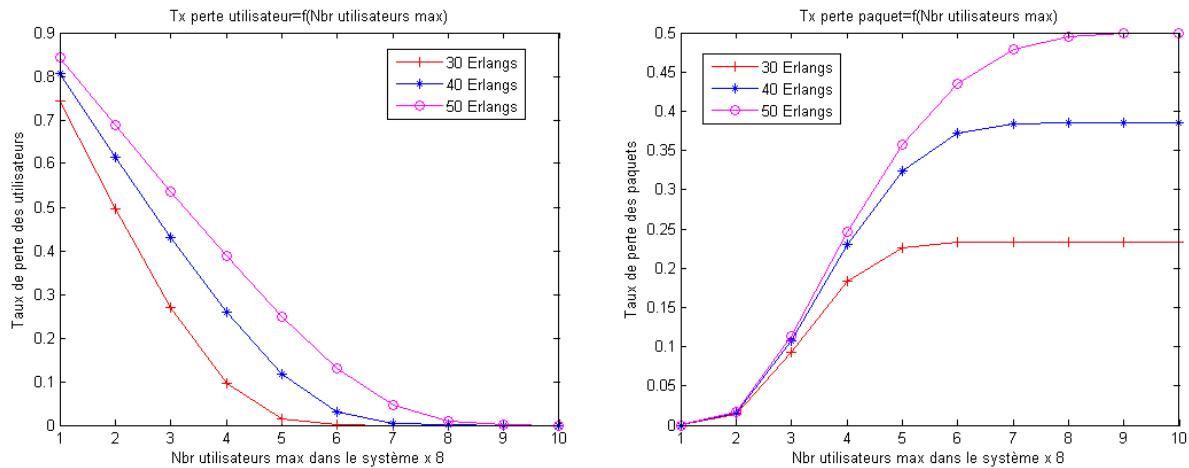


Figure 3.3.6. Taux de perte utilisateur et taux de perte paquet (pour différents niveaux de charge)

La charge globale utilisateur a ainsi une influence à la fois sur le taux de perte des utilisateurs et sur le taux de perte des paquets. La politique d'admission limite le nombre d'utilisateurs qui entrent dans le système. Les pertes sont alors réduites. Pour un faible taux d'utilisateurs admis par ressource, le système est toujours à saturation de sa capacité d'accueil. C'est pourquoi il y a peu de différences entre les trois courbes de perte paquets pour un faible nombre d'utilisateur admis. Par contre, quand le système peut accueillir un plus grand nombre d'utilisateurs, il sature moins fréquemment. Le nombre d'utilisateurs moyen dans le système est alors d'autant plus grand que la charge est élevée. On retrouve cette différence au niveau du nombre de paquets perdus. Pour des charges de 30 et 40 Erlangs, on constate d'ailleurs qu'au delà de 8 utilisateurs par ressource, le taux de perte des utilisateurs est négligeable. Tous les utilisateurs qui se présentent à l'entrée du système sont servis et le taux de perte des paquets est stable.

Influence de la charge du système

Dans cette seconde partie, nous considérons que le nombre maximum d'utilisateurs dans le système U et la quantité de ressources disponible R sont fixe : on prend $R=5$ et $U=15$. On fait varier la charge des utilisateurs et leur taux d'activité : $\lambda/\mu=15\times\delta_1$ et $\alpha/(\alpha+\beta)=\delta_2$ avec $(\delta_1, \delta_2) \in [0,1 \dots 0,9]^2$.

Le taux de perte des utilisateurs entrant dans le système, représenté sur la figure 3.3.7 augmente naturellement avec la charge des utilisateurs et est indépendant de la charge de trafic.

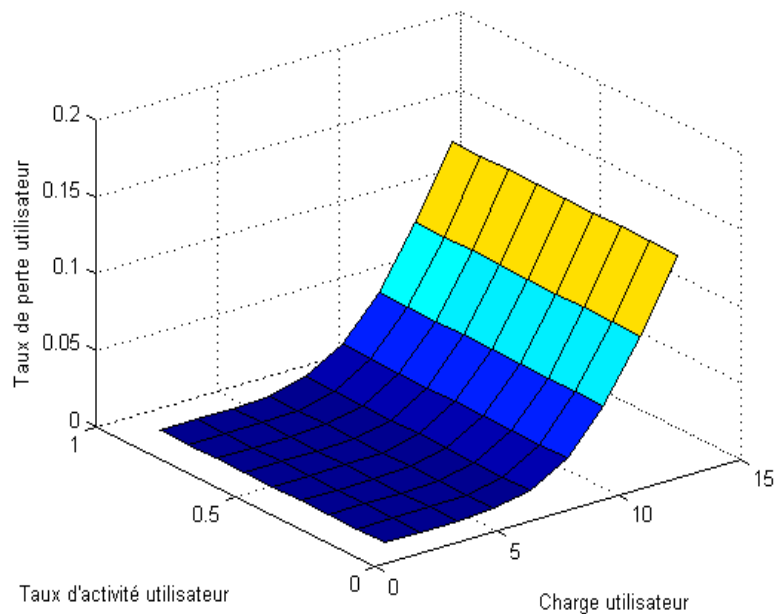


Figure 3.3.7. Evolution du taux de perte des utilisateurs en fonction de la charge du système

Le taux de perte des paquets, représenté sur la figure 3.3.8, dépend à la fois de la charge d'appels et de la charge utilisateur du système. En effet, plus il y a d'utilisateurs qui souhaitent entrer dans le système, plus le nombre moyen d'utilisateurs dans le système est élevé.

Grâce à ces courbes, on peut visualiser les zones tolérables en termes d'échec d'établissement de sessions et en termes de pertes de paquets pour différentes charges.

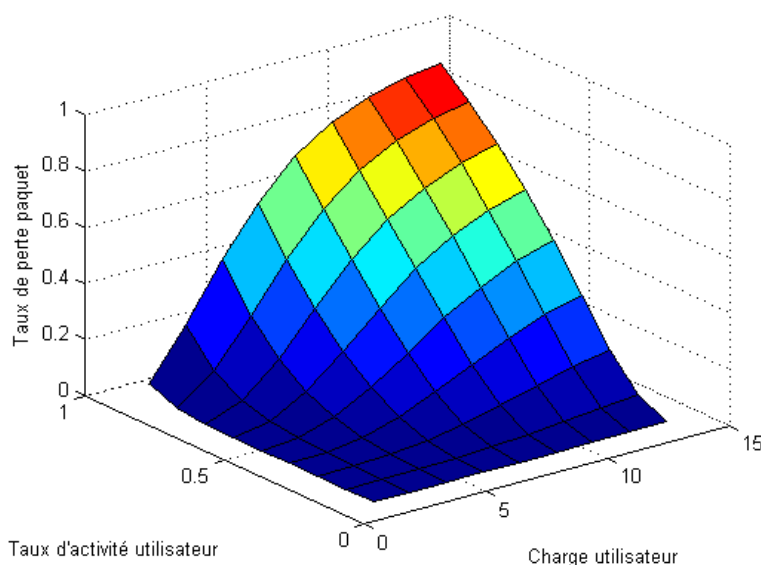


Figure 3.3.8. Taux de perte des appels en fonction de la charge du système

4. Simulation des performances de l'interface Abis dynamique

Pour évaluer les performances de l'interface Abis dynamique pour le système GSM/GPRS et E-GPRS, nous avons développé un simulateur qui modélise le réseau d'accès GSM/GPRS (BSS). Le descriptif de ce simulateur est fourni en annexe (Annexe C, paragraphes 1, 2 et 3). Les résultats et les conclusions des différentes simulations que nous avons effectuées sont présentés dans cette partie. Nous ne considérerons ici que l'étude de la transmission dans le sens descendant.

4.1. Paramètres de simulation

4.1.1. Configuration du réseau

Dans les simulations présentées dans cette partie, nous considérons un réseau de 10 stations de base (BTS). Les interfaces Air associées aux stations de base comportent 17 ressources dédiées au transport de voix, 2 ressources dites « mixtes », qui sont utilisées pour transporter des données mais peuvent être préemptées au besoin pour transporter du trafic vocal, et 2 ressources exclusivement utilisées pour transporter des données.

Dans le cas où une pile de transmission est implémentée au niveau des BTS, sa capacité est fixée à 4096 bits. Un mécanisme de contrôle de flux est alors mis en place entre la station de base et le BSC. Quand la pile de transmission est remplie, la transmission est interrompue.

Dans ces simulations, nous considérerons des interfaces Abis comportant trois types de ressources : voix, data et mixtes. Différentes répartitions de ces ressources sont étudiées. Nous comparons par ailleurs les performances du cas où chaque BTS possède son propre ensemble de ressource sur l'Abis et du cas où les ressources de l'Abis sont partagées entre plusieurs BTS.

Pour le transport de données sur l'interface Air, nous avons considéré un taux d'erreur bloc de 0.1% après codage.

Tous ces paramètres sont récapitulés dans le tableau 4.1.1.1 :

Paramètres	Valeur
Nombre de BTS	10
Nombre de ressources dédiées au trafic vocal	17
Nombre de ressources mixtes	2
Nombre de ressources dédiées au trafic data	2
Taille des buffers dans les BTS	4096 bits
Taux d'erreur bloc (après codage)	0,1%

Tableau 4.1.1.1. Paramètres de la simulation

4.1.2. Arrivées et départs des utilisateurs

Nous considérons que l'arrivée des utilisateurs s'effectue suivant un processus de Poisson. Un mobile reste en moyenne attaché au réseau pendant un temps exponentiel. Le temps de service prend en compte à la fois l'établissement et le relâchement des appels, l'ouverture ou la fermeture de sessions PDP et la mobilité des terminaux qui quittent les cellules alors que leur appel ou leur transfert de données n'est pas terminé.

Pour chaque cellule, nous considérons qu'en moyenne 5 appels sont établis par minute et que chaque appel a une durée moyenne de 2 minutes. Pour un nombre de ressources voix égal à 19 - ressource voix + ressources mixtes - cela représente un taux de perte des appels de 0,4%.

La durée moyenne d'une session de données est fixée à 5 minutes. Le taux d'arrivée des utilisateurs GPRS dépend de la simulation considérée.

Tous ces paramètres sont récapitulés dans le tableau 4.1.2.1 :

Paramètres	Valeur
Nombre d'appels vocal, par minute et par cellule	5
Durée moyenne des appels	2 min
Durée d'une session pour le transfert de données	5 min

Tableau 4.1.2.1. Paramètres de trafic

4.1.3. Profil des utilisateurs

Nous considérons des utilisateurs dont les mobiles sont capables d'utiliser 4 slots simultanément en voie descendante et un slot en voie montante (capacité multislots 4+1). Chaque utilisateur utilise l'un des schémas de codage suivant : MCS-2 (13kbits/s) MCS-4 (20kbits/s) ou MCS-7 (47 kbits/s). Le nombre de ressources nécessaires sur l'interface Abis pour transmettre un bloc radio varie suivant le schéma de modulation et codage sélectionné : 1 canal pour le codage MCS-2, 2 canaux pour le codage MCS-4 et 3 canaux pour le codage MCS-7.

Les proportions d'utilisateurs utilisant les différents schéma de codage sont réparties comme suit : 50% des utilisateurs utilisent le codage MCS-2, 30% le codage MCS-4 et 20% le codage MCS-7.

Tous ces paramètres sont récapitulés dans le tableau 4.1.3.1 :

Paramètres	Valeurs		
Capacité multislots des mobiles	4+1		
	Proportion	Schéma	Débit
Schémas de codage utilisés	50%	MCS-2	13 kbits/s
	30%	MCS-4	19,4 kbits/s
	20%	MCS-7	47,45 kbits/s

Tableau 4.1.3.1. Paramétrage des mobiles

4.1.4. Modèle de trafic utilisé

Le modèle de trafic paquet utilisé est celui défini par l'ETSI dans le document [ETSI TR 101 112]. Ce modèle correspond à la modélisation du comportement d'un utilisateur lors de la consultation d'un site web. L'utilisateur démarre une session de consultation. Pendant cette session, il va charger un certain nombre de pages HTML. Chaque page HTML va engendrer l'appel de plusieurs objets (images, contenu multimédia, feuilles de style CSS...). Le profil de trafic est présenté sur la figure 4.1.4.1. Les lois qui régissent la taille et les temps entre les appels des différentes pages et objets sont rappelées dans le tableau 4.1.4.1. Ces paramètres ont été choisis conformément au modèle [ETSI TR 101 112] et sont adaptés aux différents débits des 3 classes de mobiles choisis. Le temps entre deux sessions de consultation a été réduit de 5 à 1 minute.

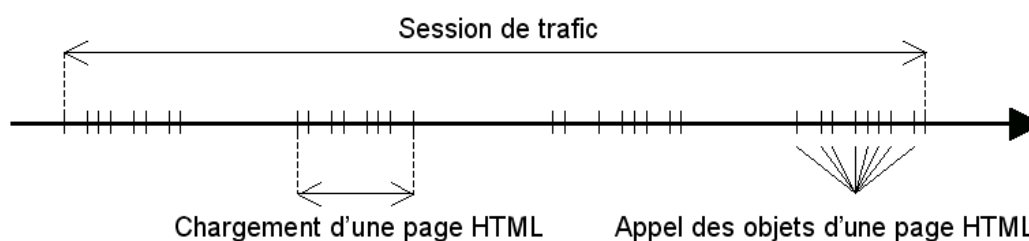


Figure 4.1.4.1. Session de trafic HTML

Paramètres de trafic	Loi	Valeur Moyenne		
		MCS-2	MCS-4	MCS-7
Temps inter session	Exponentielle	60 sec	60 sec	60 sec
Nombre de pages par session	Géométrique	5	5	5
Temps entre deux chargements de pages	Géométrique	5 sec	5 sec	5 sec
Nombre d'objets dans une page	Géométrique	25	25	25
Temps entre l'appel de deux objets	Géométrique	0,1 sec	0,0625 sec	0,0246 sec
Taille des objets (en octets)	Pareto Cut-Off	$\alpha=1,1$ $k=81,5$ $m=66\ 666$	$\alpha=1,1$ $k=81,5$ $m=66\ 666$	$\alpha=1,1$ $k=81,5$ $m=66\ 666$
Durée de validité d'un paquet IP	Valeur Constante	20 secondes	20 secondes	20 secondes

Tableau 4.1.4.1. Paramètres de trafic

4.2. Performances de l'interface Abis Dynamique à forte charge

4.2.1. Sans augmentation des capacités de transmission de l'interface Abis

Pour l'étude des performances à forte charge, nous considérons un nombre moyen de sessions de trafic paquet variant entre 0 et 15. Nous considérons une interface Abis qui possède 170 ressources vocales dédiées et 20 ressources utilisées pour le transport de données. L'Abis possède également 20 ressources dites mixtes qui sont utilisées pour écouler des communications vocales. Lorsqu'elles ne sont pas utilisées, ces ressources mixtes peuvent être utilisées pour transporter des données. Par la suite, nous représenteront l'organisation des canaux grâce au triplet [voix, mixtes, données]. Le premier chiffre du triplet correspond au nombre de ressources dédiées voix, le second au nombre de ressources mixtes et le dernier, au nombre de ressources dédiées au trafic de données. L'Abis considérée ici est donc représentée par le triplet [170, 20, 20].

Nous considérons ici les quatre types de configurations décrites dans le tableau 4.2.1.1. Dans les deux premières configurations, l'opérateur met en place les principes de l'Abis dynamique (Cf. §2.3), sans mise en place de buffer au niveau des BTS : c'est l'approche « micro-circuit ». Dans la première configuration, chaque BTS possède un nombre de ressources fixes sur l'interface Abis. Dans la seconde configuration, les ressources de l'interface Abis sont partagées entre les BTS en fonction de leurs besoins. Les autres configurations consistent à ajouter des piles au niveau des BTS : c'est l'approche « avec bufferisation ». Les ressources sur l'interface Abis sont alors, soit dédiées pour chaque BTS (troisième configuration étudiée) soit partagées entre les BTS (quatrième configuration).

	Abis dédiée	Abis partagée
Approche « micro-circuit »	Configuration 1	Configuration 2
Approche « avec bufferisation »	Configuration 3	Configuration 4

Tableau 4.2.1.1: Les quatre configurations étudiées

La figure 4.2.1.1 présente le taux de transmission des paquets IP (LLC-PDU) pour les 4 configurations et la figure 4.2.1.2 présente leur temps moyen de transmission. Les pertes sont dues à l'expiration de la date de validité des paquets IP.

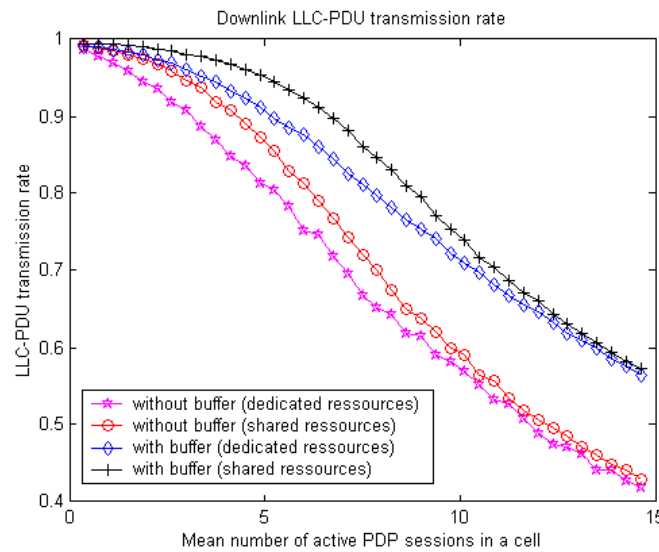


Figure 4.2.1.1. Taux de Transmission à forte charge [170, 20, 20]

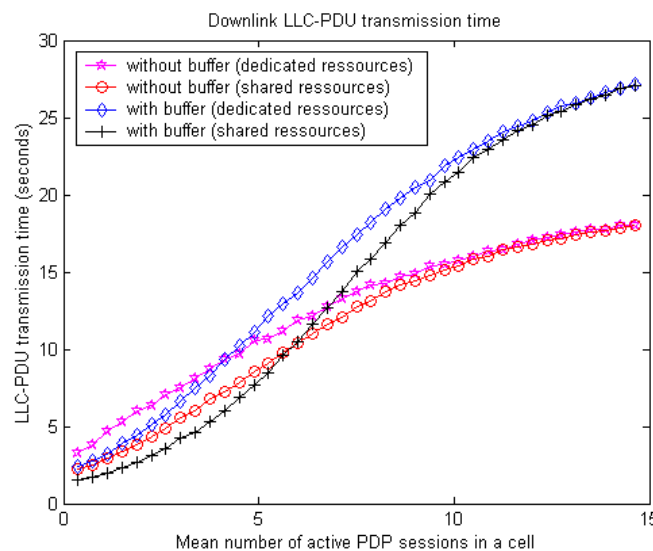


Figure 4.2.1.2. Temps de transmission à forte charge [170, 20, 20]

On constate tout d'abord que les configurations dont les ressources sur l'interface Abis sont partagées entre toutes les BTS présentent de meilleures performances par rapport aux configurations où chaque BTS possède son propre ensemble de ressources dédiées. Ce résultat s'explique assez simplement. Dans le cas où chaque BTS possède son propre ensemble de ressources, si l'une des BTS, à un instant donné, n'utilise pas toutes ses ressources, celles-ci ne peuvent être utilisées par d'autres BTS. Dans le cas où les ressources sont partagées, les ressources auxquelles une BTS a droit et qu'elle n'utilise pas peuvent être utilisées par d'autres BTS qui ont des besoins plus importants. Ce partage de ressources a donc pour effet d'augmenter le nombre moyen de ressources utilisées sur l'interface Abis.

On constate également qu'à très forte charge (plus de 10 contextes PDP actifs dans une cellule), le bénéfice du partage est très faible. En effet, dans ce cas, chaque BTS utilise quasiment à chaque instant sa part de ressources : il n'y a presque plus de ressources inutilisées redistribuées à d'autres BTS.

Le partage des ressources de l'interface Abis à très forte charge n'apporte qu'un très faible gain de performances. Il faut cependant noter que ce type de charge ne correspond pas aux configurations d'un réseau opérationnel. Un opérateur qui aurait besoin d'écouler autant de trafic devra donc nécessairement augmenter en conséquence le nombre de ressources data disponibles dans les cellules.

Si on compare les stratégies avec ou sans mise en place de piles au niveau des BTS, on peut constater que la stratégie « avec bufferisation » est meilleure, en terme de taux de transmission, que la stratégie « micro-circuit » (sans buffer). Néanmoins, pour des charges moyennes (moins de 5 contextes PDP actifs dans la cellule), le gain en terme de taux de transmission de la stratégie « avec bufferisation » n'est pas très significatif. Dans les simulations réalisées dans [Dai05], avec 100% de mobiles MCS4, la stratégie « sans bufferisation » se révèle même légèrement meilleure. A forte charge, la stratégie « avec bufferisation » est bien meilleure en terme de taux de transmission, mais ce gain de performance se traduit par une forte augmentation des délais de transmission. Cette stratégie n'est donc pas adaptée pour des trafics temps réel.

4.2.2. Augmentation des capacités de transmission de l'interface Abis

Pour augmenter les performances de la transmission, il faut augmenter les capacités de transmission de données sur l'Abis. En effet, il y a en général plus de canaux utilisés sur l'interface Abis que sur l'interface Air. Cette augmentation des capacités de l'interface Abis peut se faire de deux façons différentes : soit en augmentant le nombre de ressources dédiées data sur l'interface Abis, soit en augmentant la proportion de ressources mixtes (ressources voix qui, lorsqu'elles sont inutilisées, peuvent servir au transport de données).

Augmenter le nombre de ressources dédiées data est sans doute le choix le plus simple et le plus performant. Cependant, ce choix représente un coût assez important pour l'opérateur puisqu'il doit déployer de nouvelles liaisons. A contrario, l'augmentation de la part de ressources data préemptables ne nécessite pas d'augmenter les capacités de l'interface. Cette solution entraîne cependant une dynamique beaucoup plus importante pour la configuration de l'interface Abis. De plus, le gain de capacité n'est pas permanent mais dépend du nombre d'appels voix en cours dans la cellule : on obtient un gain de performance « en moyenne ». Pour des charges « opérationnelles » (moins de 4 utilisateurs actifs par cellule), des configurations [140, 50, 20] (soit 210 canaux) et [170, 20, 40] (soit 230 canaux) présentent des performances moyennes assez proches.

Les figures 4.2.2.1 et 4.2.2.2 présentent les taux et les délais de transmission à forte charge pour des configurations de l'interface Abis de type [140, 50, 20].

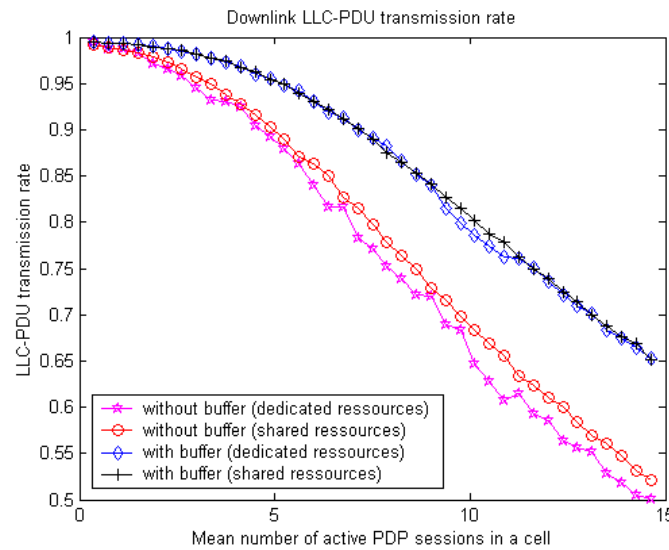


Figure 4.2.2.1. Taux de Transmission à forte charge [140, 50, 20]

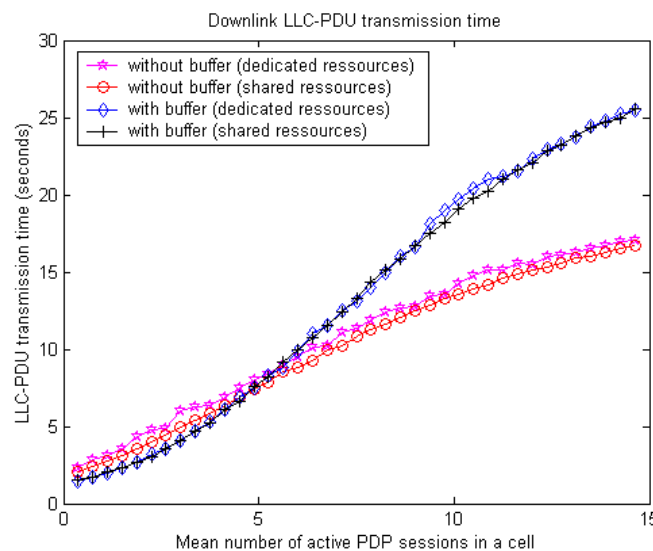


Figure 4.2.2.2. Temps de transmission à forte charge [140, 50, 20]

On constate alors que les stratégies avec bufferisation sont toujours plus performantes en terme de taux de transmission que les stratégies « micro-circuit ». En terme de temps de transmission la stratégie avec bufferisation n'est plus aussi pénalisante que dans le cas où les capacités de transmission de l'interface Abis n'avaient pas été augmentés (Cf. §4.2.1). A forte charge, la stratégie avec bufferisation génère toujours des temps de transmission importants. A charge opérationnelle, le temps de transmission de cette stratégie se révèle légèrement meilleur que le temps de transmission de l'approche sans bufferisation.

On peut également constater que le gain de performance induit par le partage des ressources de l'interface Abis entre toutes les BTS est très faible. Le gain de performance obtenu par l'augmentation de la proportion de ressources préemptibles sur l'interface Abis est donc prédominant par rapport au gain de transmission apporté par la mutualisation des ressources.

4.3. Performances de l'interface Abis Dynamique à charge opérationnelle

Cette partie a pour objectif d'étudier les performances de l'interface Abis dynamique pour des charges de trafic qui correspondent à celles que l'on pourrait rencontrer sur un réseau E-GPRS opérationnel. Tout en conservant les mêmes paramètres de simulation que précédemment, on se focalise sur des mesures pour un nombre moyen d'utilisateurs plus faible : de 0 à 4 par cellule.

Les figures 4.3.1 et 4.3.2 représentent les taux et les temps de transmission pour les deux stratégies – avec et sans buffer – et pour deux configurations de l'interface Abis : [170, 20, 20] et [170, 50, 20]. Les ressources étant partagées entre les différentes BTS.

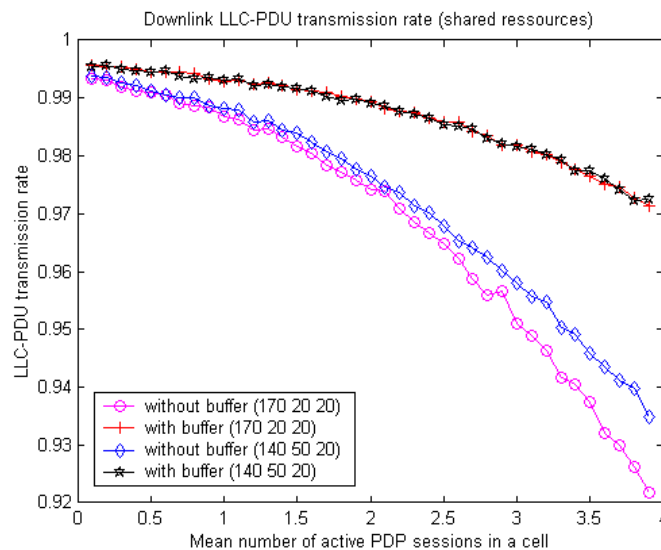


Figure 4.3.1. Taux de Transmission à faible charge

Si on considère les temps de transmission, il est globalement possible de faire les mêmes constatations que précédemment : la stratégie « avec bufferisation » offre de meilleures performances et l'augmentation du nombre de ressources de données disponibles n'apporte en moyenne aucune amélioration. On constate cependant une légère amélioration des temps de transmission dans la stratégie « sans bufferisation » lorsque l'on augmente le nombre de ressources data pouvant être préemptées.

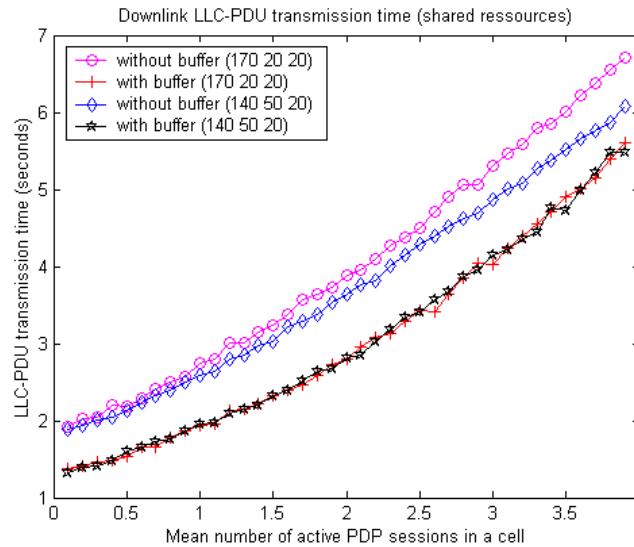


Figure 4.3.2. Temps de Transmission à faible charge

On constate que pour de telles charges, la stratégie « avec bufferisation » est toujours meilleure que la stratégie « sans bufferisation ». Dans le cas de la stratégie « avec bufferisation », augmenter le nombre de ressources sur l'interface Abis n'augmente que très faiblement les performances moyennes de la transmission. Ainsi, le gain de performance lorsque l'on augmente la part de ressources préemptables est insensible. Cela s'explique par le fait que globalement les ressources de l'interface Abis sont sous utilisées. Par conséquent, même sans augmenter le nombre de ressources allouées au transport de données, il y a généralement suffisamment de ressources sur l'interface Abis pour écouler le trafic.

4.4. Comparaison de différentes stratégies d'augmentation de ressources

On considère ici deux ensembles de simulations. Dans le premier ensemble, les ressources de l'interface Abis sont partagées entre les différents BTS et on utilise une stratégie « micro-circuit » (figures 4.4.1 et 4.4.2). Dans le second ensemble, chaque BTS possède son propre ensemble de ressources sur l'interface Abis et on utilise une stratégie « avec bufferisation » (figures 4.4.3 et 4.4.4).

Le but de ces simulations est de comparer les performances d'une configuration où on augmente la part de ressources data préemptables (par transformation de ressources voix dédiées) – configuration [140, 50, 20] – avec une configuration où l'on augmente simplement le nombre de ressources dédiées – configuration [170, 20, 40]. On compare ces deux configurations à la configuration de référence [170, 20, 20].

Les résultats montrent que les performances obtenues par les deux politiques d'augmentation des ressources sur les interfaces Air et Abis offrent des performances très proches. La stratégie qui consiste à augmenter la part de ressources préemptables est ce-

pendant plus intéressante sur un plan économique puisqu'elle ne nécessite pas d'augmenter le nombre de ressources sur l'interface Abis : l'opérateur n'est donc pas obligé de déployer de nouvelles trames MIC.

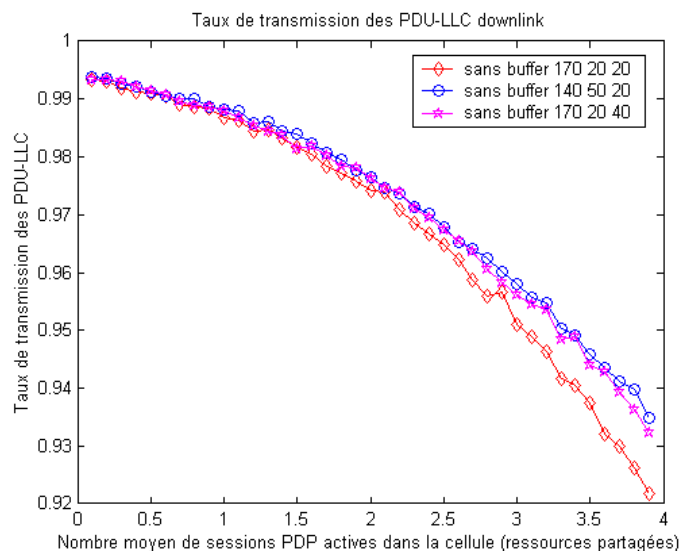


Figure 4.4.1 : Taux de transmission, sans buffer, interface Abis partagée

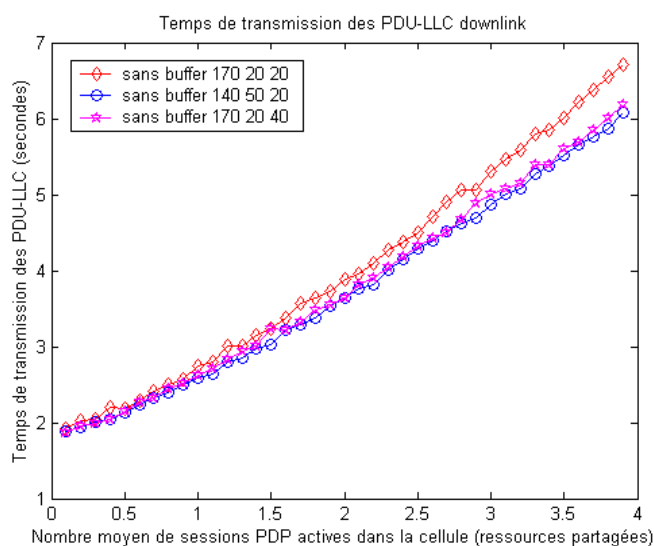


Figure 4.4.2 : Temps de transmission, sans buffer, interface Abis partagée

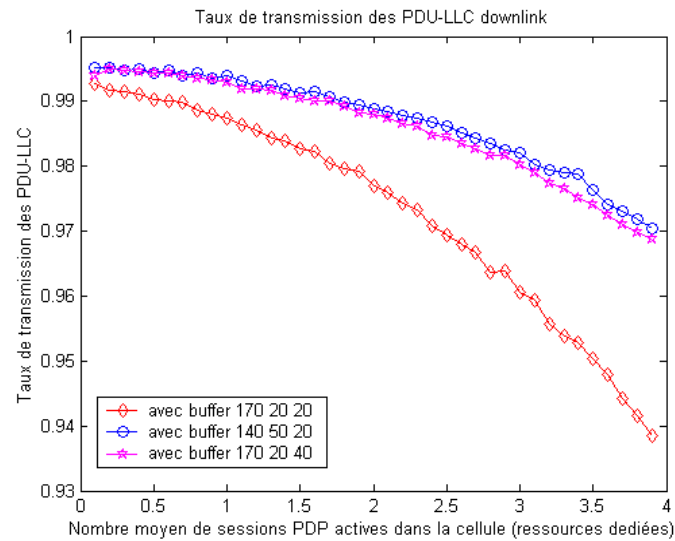


Figure 4.4.3 : Taux de transmission, avec buffer, interface Abis dédiée

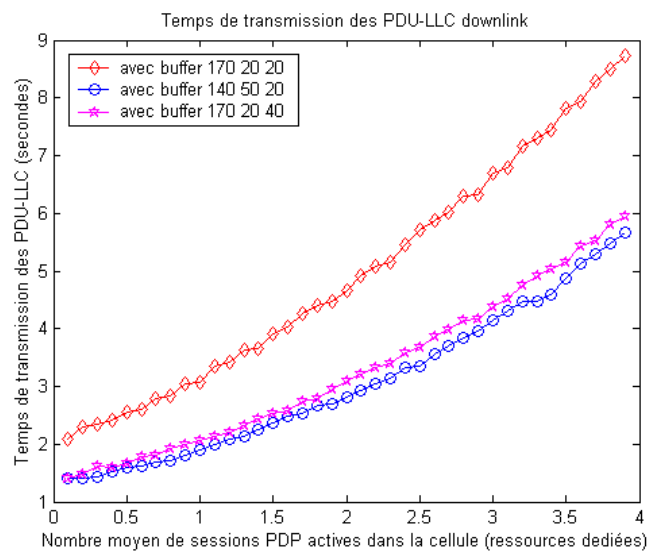


Figure 4.4.4 : Temps de transmission, avec buffer, interface Abis dédiée

4.5. Étude de la taille des piles à implémenter au niveau des BTS

Dans les simulations précédentes, pour l'approche « avec bufferisation », nous avons considéré que les piles au niveau des BTS avaient une capacité de 4096 bits. Dans cette partie, nous allons faire une série de simulations pour mesurer l'impact de la taille de la pile sur les performances de la transmission.

Pour cela, on considère une configuration $[190, 0, X]$ pour l'interface Abis où X , le nombre de ressources de données, varie entre 0 et 80. On se place à forte charge : 10 utilisateurs en moyenne ont une session PDP active dans la cellule. Trois tailles de piles, d'une capacité de 2048, 4096 et 6144 bits ont été étudiées. Les figures 4.5.1, 4.5.2 et 4.5.3 représentent respectivement la taille moyenne des piles, les taux et les temps de transmission.

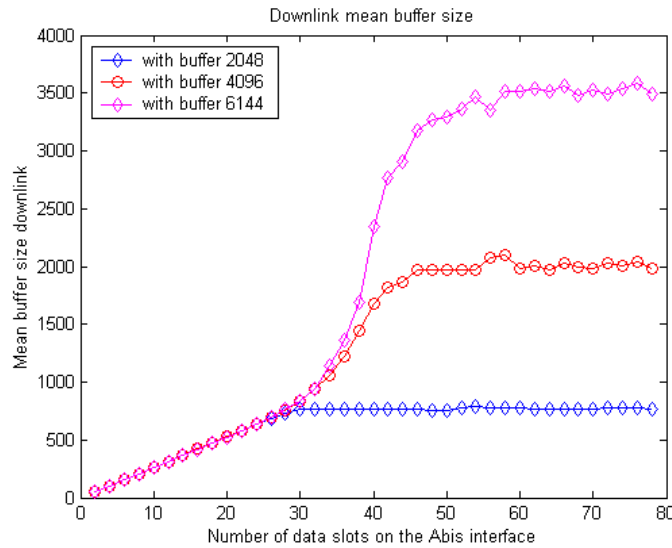


Figure 4.5.1. remplissage moyen des piles des BTS

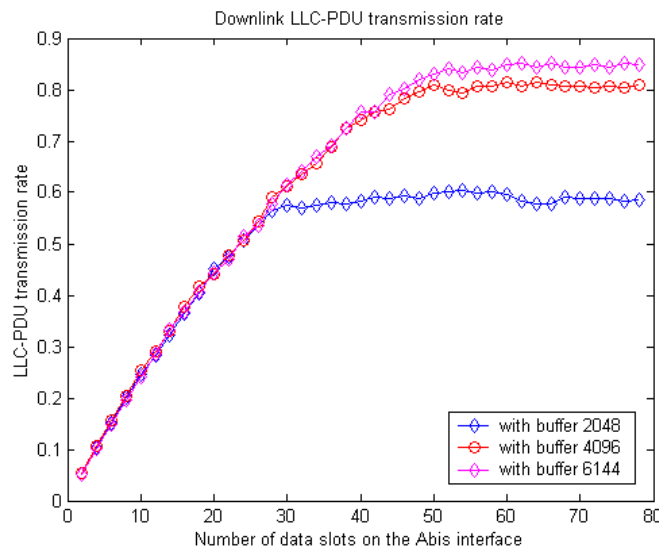


Figure 4.5.2 : taux de transmission des datagrammes LLC

Dans un premier temps, pour un nombre de canaux sur l'interface Abis compris entre 0 et 30, l'interface Abis n'est pas capable d'écouler le trafic en provenance de la BTS. Tout le trafic qui arrive au niveau des BTS est écoulé par les interfaces radio. La taille moyenne des piles n'augmente que très progressivement.

Entre 30 et 40 canaux, la taille moyenne des piles commence à augmenter fortement : le système est chargé. Dans ce cas, la quantité de données qui est écoulee sur l'interface Abis est à peu près identique à la quantité de données que l'interface Air est capable d'écouler.

Au delà de 40 canaux, l'interface Abis est capable d'écouler plus de trafic que l'interface radio. Les piles au niveau des BTS saturent : il y a congestion.

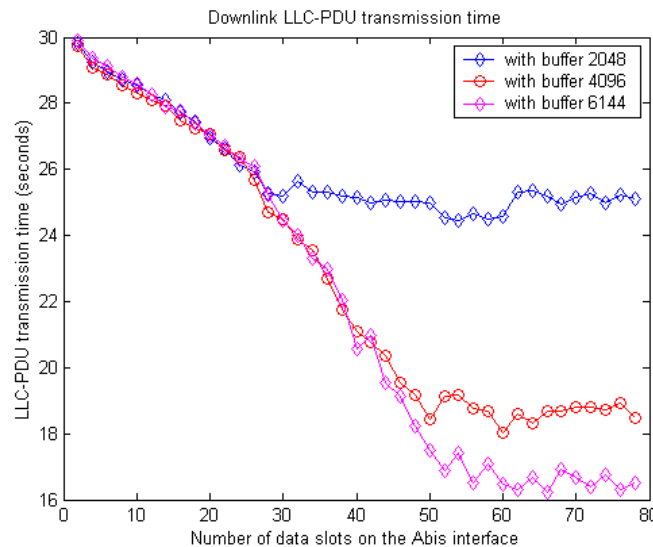


Figure 4.5.3 : Temps moyen de transmission des datagrammes LLC

Comme on peut le constater sur les figures 4.5.2 et 4.5.3, il n'est pas utile d'augmenter énormément les capacités des piles de transmission. Les performances des interfaces à 4096 et à 6144 bits sont très proches. La taille de la pile à implémenter dépend donc essentiellement du trafic que les interfaces Air et Abis sont capables d'écouler. Le stockage permet de réguler la transmission (et donc de faire face aux éventuelles variations de disponibilité des ressources) mais il est inutile de stocker des blocs qui ne pourront être transmis qu'au bout d'une trop longue période de temps. Plus que la taille des buffers, c'est l'équilibre entre les capacités de transmission des interfaces Air et Abis qui va permettre d'assurer les meilleures performances de transmission. Cet équilibre n'est pas facile à évaluer puisqu'il dépend des caractéristiques des mobiles qui sont en cours de communication dans le réseau (classe multislot et surtout schéma de codage utilisé).

5. Conclusions

La technologie E-GPRS a été normalisée afin de permettre l'augmentation des capacités de transmission de données des terminaux mobiles GSM/GPRS. Cette technologie nécessite de modifier l'interface Abis afin de supporter des débits variables et supérieurs à 16 kbits/s.

Ce chapitre propose deux mécanismes d'allocation dynamique de ressources sur l'interface Abis. Ces mécanismes visent à réutiliser les interfaces du réseau d'accès existantes en préservant leur structure sous forme de trame MIC.

Les études théoriques qui ont été menées fournissent une analyse succincte du type de trafic engendré par les utilisateurs et soulignent quelques aspects à prendre en compte pour l'étude de l'interface Abis : profil des utilisateurs (classe multislot et schéma de modulation/codage utilisés), allocation conjointe de ressources sur les interfaces Air et Abis...

Le modèle de réseau d'accès GSM/GPRS qui a été implémentée dans notre simulateur est ensuite présenté. Nous détaillons les principaux paramètres pris en compte ainsi que le scénario de simulation qui nous sert de référence. Plusieurs types de configuration sont ainsi examinés en comparaison de ce modèle de référence.

Cette étude a permis d'analyser les performances des deux approches d'interface Abis que nous avons proposées. Nous avons mis en évidence différents paramètres de configuration qui permettent d'améliorer les performances de transmission.

Un opérateur qui souhaiterait mettre en place une interface Abis dynamique a intérêt à augmenter les capacités de transmission de la liaison en mutualisant les ressources disponibles entre plusieurs stations de base. Il peut également améliorer les capacités de transmission de l'interface Abis en augmentant le nombre de ressources disponibles pour la transmission de données. Cela peut se faire en augmentant le nombre de ressources de données dédiées ou le nombre de ressources mixtes (ressources vocales qui, inutilisées, peuvent servir à transporter des données). Dans le cas où l'opérateur augmente les capacités de transmission de l'interface Abis, il peut se révéler intéressant d'améliorer l'utilisation des ressources en dissociant la transmission sur l'interface Air de la transmission sur l'interface Abis. Cela nécessite cependant l'adjonction de piles de transmission au niveau des stations de base. La bonne évaluation de la taille des piles à mettre en place est alors un point critique afin d'éviter un engorgement de l'interface Air ou de l'Abis.

Cette étude avait pour objectif de permettre à un opérateur de déterminer la meilleure stratégie pour mettre en place une interface Abis dynamique et déployer la technologie E-GPRS sur son réseau.

Chapitre II : Handover pour le Transport de Données dans les Réseaux E-GPRS

1. Introduction

Les systèmes radio-mobiles ont été conçus pour assurer l'itinérance des utilisateurs sur un territoire à dimension nationale voire internationale. Avec les systèmes de téléphonie de seconde génération, les utilisateurs ont, par ailleurs, été habitués à bénéficier d'un service de mobilité leur permettant de changer de cellule en cours de communication sans subir d'interruption. Le développement des technologies pour la transmission de données nécessite de concevoir des mécanismes de transferts inter-cellulaires qui permettent d'assurer la continuité des transmissions, tout en satisfaisant à différentes contraintes de qualité de service.

Deux mécanismes permettent d'effectuer le transfert inter-cellulaire : la resélection – dans laquelle le mobile prend une part active au mécanisme de basculement – et le handover – dans laquelle le réseau dirige l'ensemble du processus. Les performances de ces deux approches – et de leurs variantes – dépendent fortement de la pile protocolaire et des mécanismes de transmission et de fiabilisation mis en place. Le but de cette partie est de présenter les mécanismes de segmentation, réassemblage et de fiabilisation qui interviennent au niveau du réseau d'accès GPRS (protocoles RLC et LLC) et de fournir une synthèse sur les récentes évolutions de la normalisation des procédures de handover. Nous nous attachons particulièrement à analyser l'impact du transfert inter-cellulaire sur la transmission et à étudier les modifications qui peuvent être apportées afin d'en améliorer les performances. Nous proposons en particulier un mécanisme qui permet de limiter les pertes de données au niveau des couches basses. Ce mécanisme consiste à préserver les états de transmission aux niveaux RLC et LLC au moment du basculement. Les performances des mécanismes de basculement que nous étudions sont évalués par simulation.

Cette partie débute par une présentation rapide des différentes approches pour le transfert inter-cellulaire dans un réseau radio-mobile. Une classification de différents trafics en fonction de leurs contraintes de qualité de service est également réalisée. Nous présentons ensuite les mécanismes de fiabilisation des données dans le réseau GPRS, et les interactions qui peuvent résulter de leur activation. Nous poursuivons par une description détaillée des différentes approches de resélection et de handover. Nous présentons finalement notre modèle de simulation avant d'introduire nos résultats et nos conclusions.

2. Définitions

2.1. Transfert inter-cellulaire à l'initiative du mobile ou contrôlé par le réseau

Dans un système radiomobile [Lag00], les utilisateurs se déplacent librement sur un territoire donné. Pour assurer la continuité du service, l'opérateur répartit donc des stations de base sur le territoire à couvrir. Au cours de son déplacement, un abonné va passer sous la couverture de différentes stations de bases. Lorsque le mobile est en veille – c'est à dire qu'il n'y a pas d'appels téléphoniques ou de session de transfert en cours – le changement de cellule n'a aucun impact pour l'utilisateur. Seul un échange ponctuel peut avoir lieu entre le mobile et le réseau pour maintenir la localisation du mobile et assurer la fonction d'itinérance. Lorsque l'utilisateur est actif – c'est à dire qu'il est en cours de communication téléphonique ou en cours de transfert de données – le changement de cellule nécessite le ré-établissement de la transmission dans la nouvelle cellule. Cette procédure est appelée transfert intercellulaire, soit en anglais *Handover* ou *Handoff*.

La décision de changement de cellule peut être à l'initiative du mobile – elle est alors appelée resélection - ou être commandée par le réseau. Pour prendre la décision du changement de cellule et choisir la cellule cible, le réseau doit avoir des informations sur la façon dont le mobile perçoit son environnement radio. Pour ce faire, il est nécessaire de maintenir une connexion avec le mobile afin d'échanger des informations de contrôle – et notamment des rapports de mesures - qui vont permettre la prise de décision. C'est pourquoi le changement de cellule à l'initiative du réseau n'a lieu, dans la plupart des systèmes, que lorsque le mobile est en communication.

La resélection de cellule, contrôlée par le mobile, a l'avantage d'être plus simple à mettre en oeuvre [Zha03]. Elle ne nécessite pas de système de contrôle complexe au niveau du réseau coeur. Ce type d'approche est souvent utilisé dans le cas des handovers inter-systèmes, et plus particulièrement quand les deux systèmes ne sont pas contrôlés par le même opérateur.

Le processus de handover, entièrement contrôlé par le réseau, est plus compliqué à mettre en oeuvre. Il offre cependant à l'opérateur la possibilité de contrôler plus finement le fonctionnement de son réseau et le service fourni à l'utilisateur. Le réseau peut préparer le handover en réservant des ressources pour accueillir le mobile dans la cellule cible. Le réseau peut également commencer à rediriger les données vers la cellule cible, ce qui permet de réduire les temps de coupure. Par ailleurs, ce type de handover permet au réseau de commander le changement de cellule pour des raisons d'administration : contrôle de la charge du réseau, répartition des utilisateurs dans les différentes cellules en fonction des services demandés...

2.2. Qualité de service

Tous les services offerts par les réseaux de données ne sont pas sensibles aux mêmes contraintes de qualité de service (QoS – Quality of Service). Par exemple, les services de transmission de données sont très sensibles aux pertes car il faut pouvoir assurer l'intégrité des données mais peu sensibles à la gigue et aux délais. Les services de phonie sont, par contre, beaucoup plus tolérants en terme de dégradation des données, mais imposent une régularité et des délais de transmission très stricts pour assurer la bonne qualité de la conversation.

Le handover entraîne une dégradation des paramètres de qualité de la transmission. Suivant l'approche adoptée, ce ne sont cependant pas les mêmes paramètres qui vont être impactés. Dans la plupart des approches, plus les pertes sont faibles, plus le coût est important en terme de délais, et inversement.

On peut effectuer une classification des services en fonction de leur tolérance aux différents paramètres de qualité de service. On distingue ainsi les services de téléphonie et de visiophonie, les services de streaming audio et vidéo, les services de transfert de fichier, les services de messagerie instantanée et de messages courts et les services d'échange de données temps réel (par exemple pour effectuer des jeux en réseaux). Tous ces services sont récapitulés sur la figure 2.2.1 et classifiés suivant leur tolérance aux pertes et aux délais.

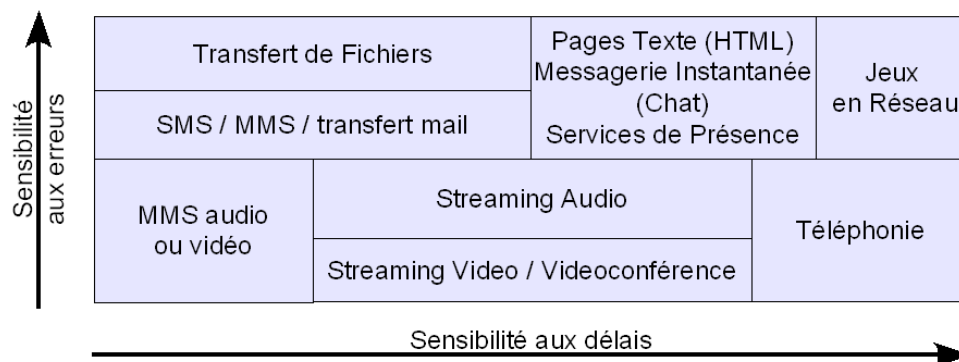


Figure 2.2.1. Classification de différents services en fonction de leur sensibilité aux erreurs et aux délais (d'après [3GPP 22.105])

Les services de téléphonie et de visiophonie sont assez tolérants en terme de pertes car l'utilisateur final ne perçoit pas forcément l'effet de la perte de quelques échantillons de parole ou d'image. S'il peut percevoir une dégradation de son service ou des micro-coupures, celles-ci sont suffisamment faibles pour qu'il puisse continuer à bénéficier de son service. Par contre, les services de téléphonie requièrent des délais de transmission assez courts et des débits réguliers afin que la communication soit perçue comme étant simultanée. L'ITU [ITU-G.114] recommande des délais de transmission inférieur à 150ms pour une bonne qualité de communication; et inférieur à 400ms pour une qualité acceptable. Ce service, requiert donc un handover pour lequel le temps de coupure de la trans-

mission est le plus court possible.

Les services de streaming - audio ou vidéo – permettent de transmettre des flux audio ou vidéo en léger différé par rapport au début de la transmission. Le terminal commence par charger en mémoire « cache » quelques secondes de flux avant de commencer la diffusion pour l'utilisateur. Le pré-chargement du flux rend ce service plus tolérant aux délais de transmission et à la gigue puisqu'il ne requiert pas d'interaction temps réel entre l'utilisateur et le serveur. Il nécessite cependant des débits de transmission suffisamment réguliers pour que le flux vidéo mis en cache ne se tarisse pas. Dans la pratique, il faut donc que le débit moyen de la transmission soit supérieur au débit de diffusion vers l'utilisateur. Ce service tolère donc un handover dont le temps de coupure et les pertes sont modérés.

Les services de transfert de fichiers sont beaucoup plus sensibles aux pertes que les services audio et vidéo. Toute perte ou erreur au cours de la transmission vient altérer l'intégrité des données transmises. Par contre, ces services sont peu sensibles aux délais de transmission et à la gigue. Seul le débit – et donc le temps de transfert - peut se révéler être une contrainte pour l'utilisateur, surtout si il est facturé à la durée. Ce service requiert donc un mécanisme de handover sans perte mais n'impose pas de contraintes particulières sur le temps de coupure de la transmission.

Les services de messageries instantanées et de messages courts sont des services de transfert de données courtes dont la délivrance peut être plus ou moins retardée. Les services de messageries instantanées tolèrent un délai de délivrance qui dépasse ceux imposés par les transmissions vocales : l'aspect « temps réel » est atténué par le fait qu'il faut laisser du temps à l'utilisateur de taper ses messages sur son clavier. Par ailleurs, la taille des messages transmis est suffisamment faible pour ne requérir que de très faibles débits. Ce service requiert donc un mécanisme de handover sans perte et dont les temps de coupure de la transmission sont modérés. Certains services d'échanges de données peuvent parfois requérir des délais de délivrance très courts. C'est le cas par exemple pour des messages d'envoi d'alertes – type « Push » – ou pour les jeux vidéos en réseau. Les déplacements et les actions des différents joueurs en réseau doivent être répercutées très rapidement aux autres joueurs afin d'assurer la jouabilité (ou « gameplay ») du jeu vidéo. Le mode de gestion des événements du jeu au niveau applicatif aura, dans ce cas particulier, un impact non négligeable sur les protocoles à mettre en place aux niveaux inférieurs et sur le choix de la stratégie de handover.

3. Transfert de données dans un réseau GPRS

3.1. Pile protocolaire du plan utilisateur du système GPRS

La pile protocolaire du plan utilisateur du système GPRS est représentée sur la figure 3.1.1 [3GPP 23.060].

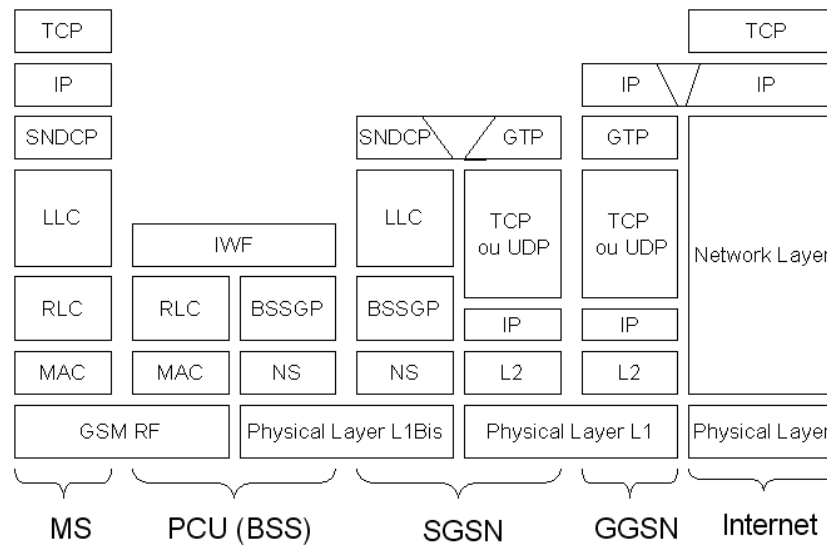


Figure 3.1.1. Couche protocolaire du plan utilisateur GPRS

La couche MAC [3GPP 44.060] permet de gérer le partage des ressources de l'interface radio entre les différents utilisateurs GPRS d'une cellule.

La couche RLC [3GPP 44.060] offre un service de fiabilisation de la transmission sur l'interface radio (entre le mobile et le BSC). C'est aussi cette couche qui s'occupe de la segmentation et du réassemblage des trames LLC. La taille des blocs dépend du schéma de codage utilisé par le mobile et le réseau. Cette couche peut être utilisée en mode acquitté ou non.

La couche LLC [3GPP 44.064] offre un service de fiabilisation de la transmission au sein du réseau d'accès (entre le mobile et le SGSN). Cette couche n'offre aucun service de segmentation. La taille maximale d'un LLC-SDU est de 1520 octets.

La couche SNDCP [3GPP 44.065] offre un service de multiplexage des différents protocoles de communication qu'elle dessert, un service de compression et décompression et un service de segmentation et réassemblage des PDP-PDU en LLC-PDU. C'est cette couche qui assure que les LLC-PDU ne dépasseront pas la taille de 1520 octets, quelque-soit le protocole utilisé dans le réseau auquel l'utilisateur se connecte.

Initialement, le système GPRS a été conçu pour assurer un service d'accès à différents types de réseaux de données en mode paquet (IP, ATM, X25...). Ce réseau de données porte le nom générique PDN – Packet Data Network – et le protocole qu'il implémente est le protocole PDP – Packet Data Protocol. La figure 3.1.1 ne reprend que la couche IP [RFC 791] qui est actuellement le protocole utilisé pour l'interconnexion avec le réseau Internet. Cette couche IP peut être associée à plusieurs protocoles de transmission, généralement UDP [RFC 768] ou TCP [RFC 793] (comme représenté sur la figure).

3.2. Allocation de ressources sur l'interface radio : la couche MAC

Le système GPRS offre un service de transport de données en mode paquet sur l'interface radio. Les ressources attribuées au système sont partagées dynamiquement entre les différents utilisateurs de la cellule. Quand un utilisateur souhaite transmettre des données sur l'interface radio, il doit demander au réseau l'ouverture d'une connexion radio. Il se voit alors attribuer un contexte de transmission appelé TBF – Temporary Block Flow [3GPP 44.060]. L'attribution des TBF se fait par l'intermédiaire des messages « Packet Downlink Assignment » pour la voie descendante, « Packet Uplink Assignment » pour la voie montante et « Packet Timeslot Reconfigure » pour l'attribution conjointe de ressources sur les voies montantes et descendantes. Ces messages contiennent l'identité du TBF : le TFI – Temporary Flow Identity. La fréquence attribuée à la transmission (fréquence fixe ou séquence de saut) ainsi que les slots sur lesquels le mobile va pouvoir émettre et recevoir des données. Cette attribution tient compte des capacités de transmission multislot du mobile.

Les ressources décrites par le TBF ne sont pas réservées pour le mobile mais partagées entre plusieurs utilisateurs. C'est le PCU – Packet Control Unit (parfois intégré au BSC, parfois au SGSN), qui décide des mobiles qui vont recevoir et émettre sur chacun des slots. Le mobile écoute tous les blocs transmis sur la voie descendante dans les slots qui lui sont attribués et ne garde que les blocs qui le concerne. Les trames LLC étant chiffrées avant transmission sur l'interface radio, un mobile n'a pas possibilité d'interpréter les informations utilisateur qui ne lui sont pas destinées. Dans chaque bloc est également transmis un numéro de TFI. Le mobile qui possède le TBF associé à ce TFI est alors autorisé à émettre un bloc sur le slot montant correspondant.

Au niveau RR – Radio Ressource – un mobile qui a au moins un TBF actif est dans le mode transfert paquet. Quand le mobile n'a pas de TBF ouvert, il est dans le mode veille paquet. Les états RR traduisent l'existence d'une connexion entre le mobile et le BSC au niveau de la couche RLC/MAC du sous système radio (BSS). Ils ne traduisent pas nécessairement l'existence d'une connexion en cours à des niveaux supérieurs (LLC, TCP/IP...).

3.3. Fiabilisation de la transmission sur l'interface radio : la couche RLC

3.3.1. *Segmentation et réassemblage des trames LLC*

La couche RLC fournit un service de segmentation et de réassemblage des trames LLC. La taille des blocs RLC qui sont générés dépend du schéma de codage utilisé sur l'interface radio.

La norme distingue les data blocs, qui sont le résultat de la segmentation des trames LLC et les radio blocs, qui sont les blocs de données qui sont réellement transmis sur l'interface radio. Un radio bloc est constitué d'un entête suivi par un ou deux data blocs.

Channel Coding Scheme	RLC data block size	
	octets	bits
CS-1	22	176
CS-2	32	256
CS-3	38	304
CS-4	52	416
MCS-1	22	176
MCS-2	28	224
MCS-3	37	296
MCS-4	44	352
MCS-5	56	448
MCS-6	74	592
MCS-7	2x56	2x448
MCS-8	2x68	2x544
MCS-9	2x74	2x592

Tableau 3.3.1.1. Taille des données transmises dans un bloc RLC (d'après [3GPP 45.003])

Les schémas de codage permettent des débits variants entre 9,05 kbits/s (CS-1 GPRS) et 61,85 bits/s (MCS-9 EGPRS) [3GPP 45.001] . Les schémas de codage CS – Coding Scheme – sont utilisés pour GPRS et les MCS – Modulation and Coding Scheme - sont utilisés dans EDGE. La taille du contenu des data blocs RLC transmis varie entre 176 et 572 bits. Le tableau 3.3.1.1 indique la taille des éléments de données transmis dans chaque bloc en fonction du schéma de codage utilisé. Il faut noter que les schémas de codage MCS-7, 8 et 9 permettent en réalité la transmission de deux blocs de données RLC, soit un maximum de 1284 bits. En cas de retransmission, l'émetteur peut choisir un schéma de codage des blocs radio plus contraignant afin d'augmenter la fiabilité de la transmission (cela peut par exemple être utilisé dans le cas où la qualité de la transmission se dégrade de façon importante).

Ces blocs radio sont ensuite transmis jusqu'à la station de base qui va porter la taille des radio blocs à une taille fixe de 456 bits pour des transmissions GMSK (schémas de codage CS et MSC 1 à 4) et à 1392 bits (soit 464 symboles) pour des transmissions 8-PSK (schéma de codage MCS 5 à 9) [3GPP 45.003]. Ces blocs permettent alors de former les bursts qui sont transmis sur l'interface radio.

3.3.2. *Fiabilisation de la transmission RLC*

Nous nous restreindrons ici à décrire le protocole RLC en mode acquitté. Le protocole de retransmission implémenté dans la couche RLC est un mécanisme d'acquittement sélectif (Ack/Nack) à fenêtre glissante.

Avant d'être transmis, chaque bloc radio de données est estampillé à l'aide d'un numéro appelé BSN – Block Sequence Number. Ce numéro est compris entre 0 et SNS-1 et évolue de façon incrémentale. SNS – Sequence Number Space – est la taille de la séquence de numérotation. SNS a pour valeur 128 en GPRS. En E-GPRS, le SNS est de taille variable dépendant du schéma de modulation/codage utilisé. Sa valeur maximale est de 2048 blocs. Par ailleurs, chaque bloc radio de contrôle est estampillé avec un RBSN – Reduced Block Sequence Number – qui peut prendre la valeur 0 ou 1.

Indicateurs sur l'état de la transmission :

L'émetteur et le récepteur maintiennent en permanence différents indicateurs sur l'état de la transmission. Au niveau de l'émetteur, le nombre de blocs en attente d'acquittement ne doit jamais excéder la taille de la fenêtre d'émission : WS - Windows Size. Pour le système GPRS; WS correspond à 64 blocs (SNS/2). Pour le système E-GPRS, sa taille varie entre 64 et 1024 blocs. Cette taille est définie au moment de l'ouverture du TBF et dépend du nombre de slots attribués à la transmission sur l'interface radio. Par exemple, un mobile E-GPRS ayant une capacités multislots 4+1 aura une fenêtre de transmission d'au maximum 192 blocs en voie montante et 512 blocs en voie descendante. La taille maximale de la fenêtre attribuable est fournie dans [3GPP 44.060].

Les indicateurs d'état de transmission côté émetteur sont V(S), V(CS), V(A) et V(B). V(S) est le BSN du prochain bloc à transmettre dans la séquence de blocs. V(A) est le BSN du plus ancien bloc transmis qui n'a pas été acquitté. V(B) est un vecteur de taille SNS qui indique l'état d'acquittement de chacun des blocs transmis (acquitté ou non acquitté). V(CS) est utilisé pour la transmission des blocs de contrôle et contient la valeur du prochain RBSN à transmettre.

Côté récepteur, les indicateurs de transmission sont V(R), V(Q) et V(N). V(R) est le BSN du prochain bloc qui suit le plus grand bloc reçu dans la séquence. V(Q) est le BSN du plus petit bloc non encore reçu. V(N) est un vecteur qui répertorie l'état de réception des blocs de la séquence : reçu ou non.

Le récepteur envoie régulièrement des acquittements à l'émetteur afin de lui indiquer les blocs à retransmettre ou lui permettre de poursuivre la transmission. La politique d'envoi des acquittements n'est pas normalisée et est donc du ressort du constructeur. Un

acquittement contient deux indicateurs : un SSN et un RBB. Le SSN - Starting Sequence Number - est le numéro du premier bloc de la séquence d'acquittement. Le RBB – Received Block Bitmap – est un vecteur (ou bitmap) contenant l'état de réception de WS blocs de la séquence : reçu ou non reçus.

Evolution des indicateurs d'état

$V(A)$ et $V(S)$ sont initialisés à 0 lors de l'ouverture du TBF. Chaque fois qu'un bloc doit être transmis, il est estampillé avec $V(S)$, puis $V(S)$ est incrémenté suivant la formule :

$$V(S) \leftarrow (V(S) + 1) \bmod SNS$$

Au niveau du récepteur, un bloc qui arrive est considéré valide si son BSN est compris entre $V(Q)$ et $V(Q) + WS$ (au modulo SNS près). Un bloc non valide est rejeté. Si le BSN du bloc a pour valeur $V(Q)$, $V(Q)$ prend la valeur BSN du plus petit bloc non encore reçu. Si le bloc est valide, il est marqué comme reçu au niveau du vecteur $V(N)$. Si son BSN est supérieur ou égal à $V(R)$, $V(R)$ prend pour valeur BSN+1.

$$V(R) \leftarrow (BSN + 1) \bmod SNS$$

Le récepteur génère un acquittement comme suit : Il affecte la valeur de $V(R)$ au SSN et indique, dans le RBB, l'état de réception des blocs allant de $V(R)-1$ à $V(R)-WS$ (au modulo SNS près). Ainsi, l'état de réception de tous les blocs de la séquence sont transmis à l'émetteur.

Lorsque l'émetteur reçoit un acquittement, il considère tous les bits du RBB à partir du SSN. L'émetteur vérifie alors que tous les BSN indiqués dans le RBB sont valides, c'est à dire compris dans la fenêtre d'émission. Soit l'intervalle suivant :

$$[V(A) \leq BSN < V(S)] \bmod SNS$$

L'émetteur enregistre ensuite l'état de réception des blocs valides en mettant à jour le vecteur $V(B)$.

Déroulement de la transmission

L'émetteur envoie les blocs RLC dans l'ordre de la séquence et incrémente $V(S)$. Cette progression s'arrête lorsqu'il n'y a plus de nouveaux blocs à transmettre (il n'y a plus de blocs segmentés, ni de trames LLC en attente de transmission) ou que la situation de blocage est atteinte : $V(S) = V(A) + WS$. Cette situation ne peut être levée qu'à la réception d'un acquittement. Tant qu'il n'aura pas reçu d'acquittement, l'émetteur va faire de la retransmission préventive en retransmettant les blocs marqués comme étant non acquittés dans le vecteur $V(B)$. L'émetteur retransmet en priorité les plus anciens blocs transmis qui n'ont pas encore été acquittés : il commence donc en général par $V(A)$. Notons ici que le réseau peut demander explicitement un acquittement au mobile et que le mobile peut indiquer au réseau qu'il se trouve dans un état de blocage.

A la réception d'un acquittement, l'émetteur met à jour la valeur de $V(A)$ et le vecteur $V(B)$. Si $V(A) \neq V(S)$, l'émetteur reprend la transmission à partir du plus ancien bloc transmis mais non acquitté (généralement $V(A)$) ; seuls les blocs non acquittés sont retransmis.

Un exemple de transmission au niveau RLC est fournis en annexe D.

Libération ou rupture des TBF

Les TBF sont ouverts par le réseau ou à la demande du mobile pour la transmission d'un nombre limité de blocs (défini au moment de l'ouverture du TBF, dans le message d'allocation de ressources). Suivant le déroulement de la transmission, le mobile ou le réseau peuvent demander à arrêter, prolonger ou modifier le TBF : la décision étant toujours, au final, prise par le PCU.

Pour les TBF downlink, le réseau indique au mobile qu'il souhaite mettre un terme au TBF en affectant la valeur « 1 » au champ FBI – Final Block Indicator. Le mobile envoie alors un acquittement et si aucune retransmission n'est nécessaire, le TBF est libéré.

Pour les TBF uplink, c'est le réseau qui attribue les ressources au mobile. Le mobile indique dans chaque bloc, le nombre de trames TDMA qui lui sont théoriquement nécessaires pour finir sa transmission. Le réseau peut prolonger le TBF au besoin (et en particulier s'il est nécessaire d'effectuer des retransmissions). Le réseau doit annoncer la fin du TBF en envoyant un acquittement ou le bit FAI – Final Ack Indicator – est positionné à 1.

Outre les conditions normales d'arrêt du TBF (parce que le mobile et le réseau n'ont plus rien à transmettre), il peut y avoir rupture du TBF lorsque les conditions radio sont trop mauvaises ou lorsque le mobile devient inaccessible. Des critères ont été définis pour permettre au réseau de constater la rupture d'un TBF.

Lorsque la fenêtre d'émission RLC/MAC au niveau du mobile passe dans une situation de blocage, la couche RLC doit démarrer le temporisateur T3182. A l'expiration de ce temporisateur - ayant une valeur par défaut de 5 secondes - le mobile doit libérer les TBF en cours et décrémenter le compteur N3102 (valeur maximale par défaut 4, valeur maximale possible 32) de PAN_DEC (valeur comprise entre 0 et 7). Lorsque le compteur N3102 passe à 0, le mobile doit procéder à une resélection de cellule. Le compteur N3102 est incrémenté de PAN_INC chaque fois que le mobile reçoit un acquittement qui permet d'élargir la fenêtre d'émission.

En cas d'allocation dynamique de ressources en voie montante, chaque fois que le réseau attribue des slots montants (via l'USF – Uplink State Flag) au mobile disposant d'un TBF déjà ouvert, le mobile doit redémarrer le temporisateur T3180. Si ce dernier vient à expirer (sa valeur par défaut étant de 5 secondes), le mobile doit considérer que le TBF s'est refermé. En cas d'allocation fixe, le mobile doit démarrer le temporisateur T3184 chaque fois qu'il reçoit un acquittement. Si ce temporisateur expire (valeur par défaut de 5 secondes), le mobile doit considérer que le TBF s'est refermé [3GPP 44.060].

3.4. Fiabilisation de la transmission dans le réseau d'accès : la couche LLC

La couche LLC [3GPP 44.064] peut être utilisée en mode acquitté ou non acquitté. C'est généralement ce dernier mode qui est utilisé, la fiabilisation de la transmission étant assuré de bout en bout par la couche TCP. La couche LLC n'offre qu'un service de fiabilisation et n'effectue aucune segmentation des SNDCP-PDU.

Le mécanisme de fiabilisation de la couche LLC est basé sur un système à fenêtre glissante. L'espace de numérotation comporte 512 valeurs (de 0 à 511) : la fenêtre d'anticipation comporte donc 256 trames. La taille du champ d'information ne peut excéder 1520 octets.

Classification des trames LLC

Il existe 4 types de trames LLC : I, UI, S et U. Les trames I, ou trames d'information, servent à transporter les données utilisateurs. Les trames UI – Unconfirmed Information, ou trames d'information non acquittées, servent à transmettre des informations sans acquittement ni vérification du séquençement. Les pertes de données ne sont pas détectées mais ces trames sont tout de même numérotées en séquence. Les trames S sont des trames de supervision. Elles servent à transporter des informations de contrôle et ne sont pas numérotées. Les trames U sont des trames non numérotées qui servent au transport d'informations supplémentaires.

Les trames I contiennent également des informations de supervision. C'est pourquoi elles sont parfois appelées « trames I+S ». Ce mode de contrôle de la transmission est appelé « piggy-backing ».

Les trames non numérotées (U) contiennent un bit P/F (Pool/Final). Si le bit P est positionné à 1, l'émetteur sollicite une réponse du récepteur. Le récepteur doit alors répondre dans une trame U dont le bit F est positionné à 1.

Les trames I et S contiennent un champ A, qui est positionné à 1 si l'émetteur souhaite que le récepteur envoie un acquittement à l'émetteur.

Indicateurs sur l'état de la transmission

Les trames I et UI sont numérotées par un index compris entre 0 à 511. L'émetteur et le récepteur doivent maintenir des variables qui leur permettent de connaître l'état de la transmission : numéro de la prochaine trame à envoyer, numéro de la prochaine trame attendue, statut d'acquittement et de réception des différentes trames.

Les trames d'information sont numérotées à l'aide du numéro de séquence N(S). Côté émetteur, V(S) indique le numéro de la prochaine trame à transmettre en séquence et V(A) est le numéro de la première trame d'information de la séquence d'émission qui n'a pas encore été acquittée. A tout moment, on a :

$$[V(A) \leq N(S) \leq V(S) \leq V(A) + 256] \bmod 512$$

Côté récepteur, la variable $V(R)$ indique le numéro de la trame en attente de réception. Dans les trames d'information et de supervision, le récepteur indique le numéro de la prochaine trame attendue par l'émetteur. Cet indicateur, appelé $N(R)$, sert donc au « piggy backing » puisqu'il indique que toutes les trames qui ont été envoyées précédemment à $N(R)$ ont été correctement reçues.

Les trames de supervision (S ou I+S) contiennent un bitmap d'acquittement (SACK) qui permet d'acquitter un ensemble de trames. Ce bitmap permet d'acquitter un maximum de 256 trames.

Les trames d'information UI sont numérotées à l'aide du numéro de séquence $N(U)$. L'émetteur maintient donc une variable $V(U)$ qui contient le numéro de la prochaine trame UI à transmettre et le récepteur maintient une variable $V(UR)$ qui contient le numéro de la prochaine trame UI que l'on devrait normalement recevoir (sous réserve qu'il n'y ait pas eu de pertes et que les trames soient remises en séquence).

Déroulement de la transmission

Quand une ou plusieurs trames doivent être transmises, l'ordre de priorité suivant doit être respecté :

- Les trames qui doivent être retransmises
- Les trames qui doivent être transmises pour la première fois
- Les trames d'acquittement

Dans chaque message envoyé au récepteur, l'émetteur indique s'il souhaite recevoir une trame d'acquittement (S ou I+S) : pour cela, il positionne le champ A à 1. Quand il s'agit d'une trame retransmise, l'émetteur demande systématiquement à recevoir une trame d'acquittement.

Pour chaque trame I envoyée, l'émetteur maintient un compteur sur le nombre de transmissions de la trame et un temporisateur T201. Lorsque le nombre de transmissions d'une trame atteint la valeur N200 (valeur 3 par défaut), l'émetteur doit effectuer une procédure de ré-établissement de la connexion. C'est lorsque le temporisateur T201 expire avant que la trame ne soit acquittée que l'émetteur doit retransmettre la trame. La valeur par défaut du timer T201 dépend du SAPI – Service Access Point Identifier – utilisé, c'est à dire de la couche qui va prendre en charge la trame LLC au niveau supérieur. Les SAPI qui correspondent au transfert de données utilisateur sont les SAPI 3 et 5 ; les valeurs par défaut de leur timer T201 sont respectivement de 5 et de 10 secondes.

Lorsque le récepteur détecte un trou dans la séquence en réception, il doit envoyer un bitmap d'acquittement à l'émetteur (trame S ou I+S). A la réception d'un acquittement, la couche LLC marque les trames correctement acquittées. Toutes les trames non acquittées qui ont été envoyées antérieurement à la dernière trame acquittée doivent être considérées comme perdues et placées en attente de retransmission.

Un exemple d'échange de trames au niveau LLC est fournis en annexe D.

3.5. Fiabilisation de la transmission dans le réseau coeur : le tunnel GTP

La transmission dans le réseau coeur est assurée par le protocole GTP [3GPP 29.060] : GPRS Tunelling Protocol. Ce protocole assure la transmission, entre le SGSN et le GGSN, des paquets IP en provenance des couches supérieures. Le protocole GTP opère au dessus d'un réseau de transport coeur de type IP.

Les premières versions de la norme (release 98 [3GPP 03.60]) offraient la possibilité à l'opérateur de choisir entre un réseau de transport de type UDP/IP – donc non fiabilisé – et un réseau de transport de type TCP/IP – fiabilisé.

Les versions suivantes de la norme (release 99 et suivantes [3GPP 23.060]) ne proposent plus qu'un réseau de transport de type IP/UDP lorsque l'utilisateur est relié à une interface radio GSM/EDGE (réseau d'accès GERAN). Il n'y a donc pas de fiabilisation de la transmission dans le réseau coeur lorsque l'abonné est connecté via GPRS. Par contre, lorsque l'utilisateur est connecté via une interface radio UMTS (réseau d'accès UTRAN), l'opérateur peut choisir le protocole utilisé dans son réseau de transport : UDP/IP ou TCP/IP.

3.6. Fiabilisation de la transmission de bout en bout

La fiabilisation de bout en bout de la transmission entre le mobile et le serveur auquel il est relié ne relève pas de la normalisation 3GPP. Les mécanismes mis en place pour assurer cette fiabilisation dépendent du type de réseau auquel l'utilisateur souhaite se connecter. Dans la majorité des cas, il s'agit d'un réseau de type IP ; le protocole de fiabilisation le plus répandu étant TCP.

On notera par ailleurs que le réseau de données auquel le mobile se connecte est généralement le réseau privé de son opérateur. Ce dernier met ensuite en place des passerelles vers l'internet. Pour optimiser les performances de son réseau, l'opérateur peut mettre en place des passerelles proxy qui vont venir diviser la connexion (Split TCP). La fiabilisation n'a alors plus lieu de bout en bout (mobile/serveur externe), mais entre le mobile et le proxy : qui est alors sous le contrôle de l'opérateur. Les protocoles mis en place dans le réseau opérateur restent, quoi qu'il en soit, de type IP, les protocoles de communications majoritairement utilisés de bout en bout, vu du mobile, restent donc TCP/IP ou TCP/UDP.

L'annexe F présente un aperçu du fonctionnement du protocole TCP/IP.

3.7. Mise en oeuvre des mécanismes de fiabilisation

Dans le système GPRS, il est possible d'implémenter des protocoles de fiabilisation aux niveaux RLC et LLC. L'acquittement au niveau RLC permet de fiabiliser la transmission sur l'interface radio, c'est à dire la liaison entre le mobile et le BSC, tandis que l'acquittement au niveau LLC fiabilise le transport de données au niveau du réseau d'accès, entre le mobile et le SGSN. L'activation de ces mécanismes de retransmission reste à l'appréciation des opérateurs.

L'utilisation du protocole TCP/IP sur Internet ajoute un troisième niveau de fiabilisation : de bout en bout, entre le mobile et le serveur. Le serveur auquel l'utilisateur se connecte n'étant pas forcément sous le contrôle de l'opérateur, celui-ci ne peut décider de l'activation d'un mécanisme de fiabilisation au dessus de la couche IP.

3.7.1. Analyse pratique

Le mécanisme de retransmission au niveau RLC/MAC permet de retransmettre la majorité des données erronées ou perdues lors de leur transmission sur le médium radio [Aji01].

Le mécanisme de retransmission au niveau LLC permet de fiabiliser la connexion entre le mobile et le SGSN. Cependant, quelques études, comme [Qix00] et [Pre02], mettent en évidence le fait que, dans le cas où le réseau GPRS est interconnecté avec un réseau de type TCP/IP, les mécanismes de retransmission au niveau LLC et au niveau TCP font souvent double emploi.

Les délais d'attente des acquittements peuvent conduire à ce que la couche TCP tente de réexpédier des paquets non acquittés par le mobile alors que la couche LLC est en train de les retransmettre. Ce conflit peut même parfois conduire à un résultat où la mise en place des acquittements au niveau LLC provoque une diminution des performances de la transmission. Il faut ici noter que le choix de ces délais est particulièrement délicat dans le sens où il n'est pas possible pour l'opérateur de définir le temporisateur de retransmission (RTO) du serveur TCP et que le temps de latence du réseau est assez important. Au niveau LLC, un temporisateur de retransmission (T201) trop court conduit à des retransmissions fréquentes au niveau LLC, une valeur d'attente trop grande entraîne des retransmissions importantes au niveau TCP et à un engorgement inutile du réseau.

La couche LLC peut cependant avoir une utilité si le réseau PDN n'implémente pas de mécanisme de retransmission (par exemple un réseau basé sur le protocole IP/UDP) ou dans le cas spécifique du transfert inter-cellulaire (comme nous le montrerons plus tard).

3.7.2. Illustration des interactions entre deux mécanismes de fiabilisation

Nous présentons ici quelques interactions qui peuvent survenir lorsque les mécanismes de retransmission sont activés aux niveaux LLC et TCP. Nous avons choisi ces deux mécanismes à titre d'illustration, mais ce type d'interaction peut survenir chaque fois que deux mécanismes de retransmission sont utilisés en parallèle : TCP avec LLC, LLC avec RLC, TCP avec LLC et RLC, TCP de bout en bout avec TCP au niveau de l'interface SGSN-GGSN.

Les figures 3.7.2.1 et 3.7.2.2 présentent la transmission réussie d'un paquet IP dans un réseau de type GPRS/UMTS, avec et sans mécanisme de retransmission au niveau LLC. En terme d'échange de messages, l'activation de la couche LLC n'a pas d'impact particulier sur la voie descendante. Par contre, sur la voie montante, il est nécessaire de remonter des informations d'acquittement au niveau LLC, ce qui induit du trafic, et donc une charge supplémentaire.

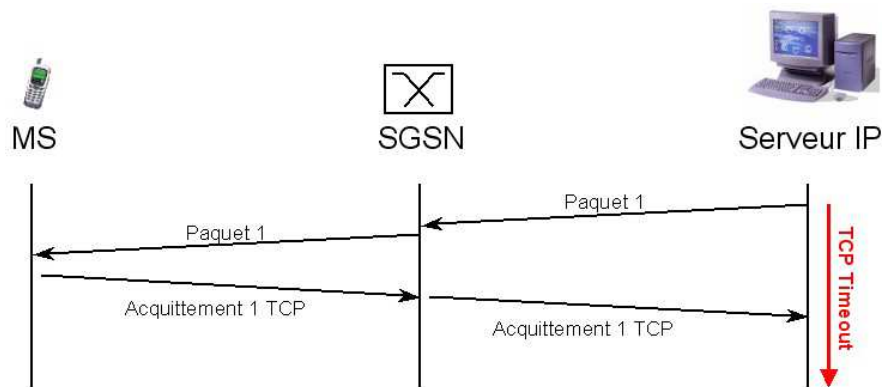


Figure 3.7.2.1. Transmission sans erreur d'un paquet IP, sans fiabilisation au niveau LLC

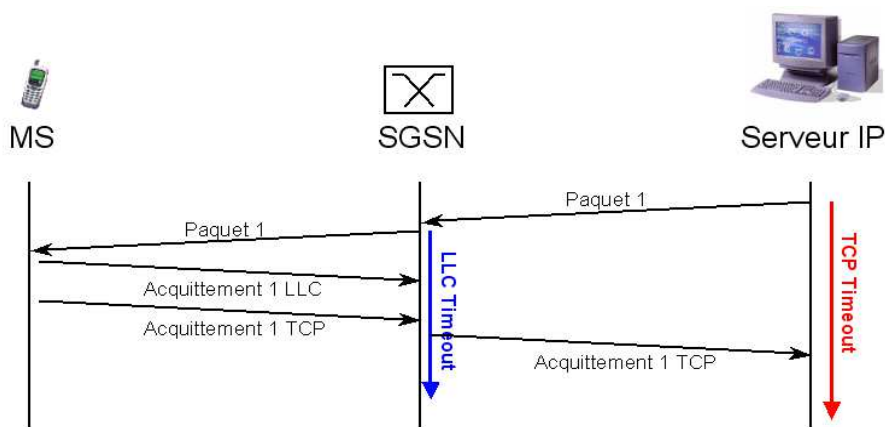


Figure 3.7.2.2. Transmission sans erreur d'un paquet IP, avec fiabilisation au niveau LLC

La figure 3.7.2.3 présente la transmission avec perte d'un paquet IP. Au bout d'un temps RTO, le serveur, n'ayant pas reçu d'acquittement, renvoie le paquet sur le réseau.

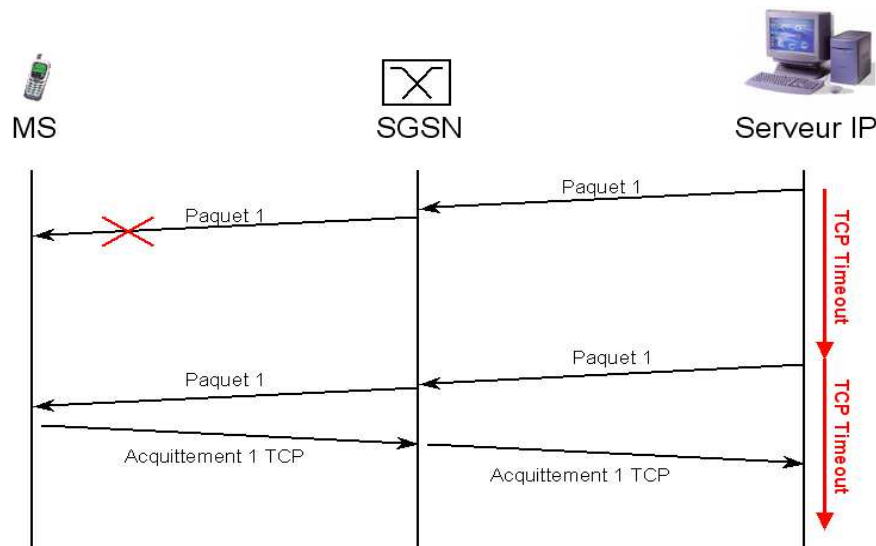


Figure 3.7.2.3. Transmission avec perte d'un paquet IP, sans mécanisme de fiabilisation LLC

La figure 3.7.2.4, présente le même scénario de transmission de paquet IP avec perte, mais avec mise en place du mécanisme de retransmission LLC. Le paquet TCP perdu est repris grâce au mécanisme de retransmission LLC. La reprise de l'erreur est alors plus rapide que s'il avait fallu attendre l'expiration du RTO. Au niveau TCP, le RTT – Round Trip Time – risque d'être sensiblement plus grand que dans le cas où il n'y a pas d'erreur de transmission. La mise en place du mécanisme de retransmission LLC peut donc induire une variation importante du RTT au niveau TCP. Dans la plupart des implémentations de TCP, le calcul du RTO tient heureusement compte de cette variance.

La figure 3.7.2.5 présente le cas de la perte d'un segment TCP dans le cas où l'interaction entre les couches LLC et TCP conduit à une duplication des retransmissions. On assiste ici à une perte de paquet IP qui est reprise au niveau LLC. Le paquet arrive au niveau du récepteur, puis est acquitté (aux niveaux LLC et TCP). Cependant, le RTO expire avant que l'acquittement TCP n'ait le temps d'arriver jusqu'au serveur. Le serveur IP renvoie donc le paquet IP. Ce dernier va être à nouveau transmis jusqu'au récepteur, qui générera un second acquittement LLC et un second acquittement TCP (non représentés sur la figure). Au lieu d'être transmis deux fois (et acquitté une fois) sur l'interface radio, le paquet est transmis donc trois fois (et acquitté deux fois).

Cet exemple illustre parfaitement le problème évoqué précédemment du choix du temporisateur T201 (timer LLC).

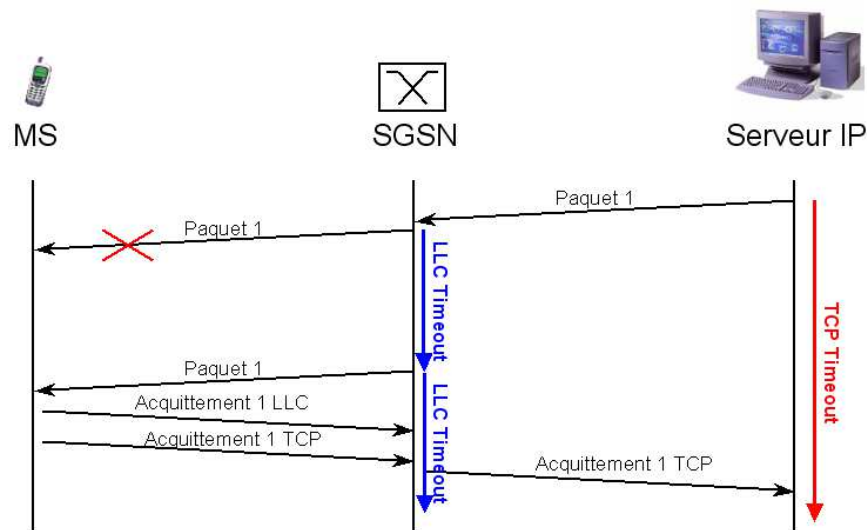


Figure 3.7.2.4. Transmission avec perte d'un paquet IP, avec mécanisme de fiabilisation LLC (cas favorable)

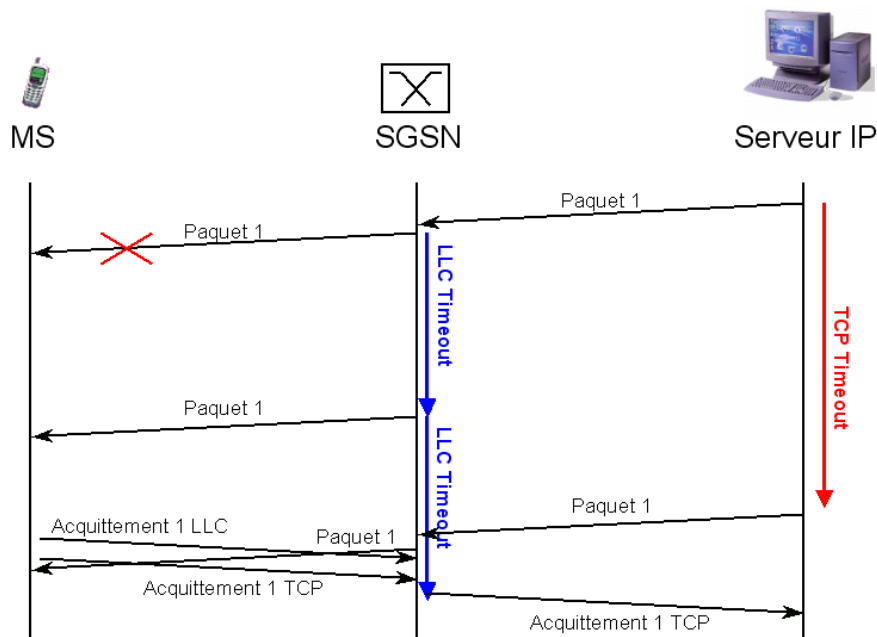


Figure 3.7.2.5. Transmission avec perte d'un paquet IP, avec mécanisme de fiabilisation LLC (cas défavorable)

3.8. Le contexte PDP et la négociation des paramètres de QoS

Pour pouvoir échanger des données sur un réseau PDN – Packet Data Network - externe, le mobile doit s'inscrire auprès d'un point d'accès en demandant la création d'un contexte PDP – Packet Data Protocol [3GPP 23.060]. Le contexte PDP contient l'ensemble des informations nécessaires au mobile pour communiquer sur le réseau PDP (et

en particulier l'adresse PDP du mobile). L'ouverture du PDP contexte entraîne également la « négociation » des paramètres de qualité de service associés au mobile [Dai03].

Les principales informations contenues dans le contexte PDP sont les suivantes :

- Le type de réseau utilisé (IP ou X25 par exemple)
- L'adresse PDP du terminal au sein du réseau (adresse IP sur les réseaux IP)
- Le nom du point d'accès au réseau ou APN – Access Point Name
- Le NSAPI – Network Service Access Point Identifier
- Le SAPI – Service Access Point Identifier
- L'adresse réseau du SGSN auquel est rattaché l'abonné
- Les paramètres de qualité de service (QoS)
- Les paramètres de fiabilisation de la transmission

Le SAPI [3GPP 44.064] permet d'identifier au niveau de la couche LLC le type de service qui est utilisé. Ce SAPI permet d'identifier les couches supérieures à la couche 3 qui devront réassembler et traiter les LLC-PDU. Dans le cas où la couche LLC est utilisée en mode acquitté, la valeur du SAPI détermine la valeur du temporisateur de retransmission T201.

Le NSAPI [3GPP 44.065] a pour but de différencier au sein du mobile les différentes sessions qui sont actives. Il permet d'identifier le contexte PDP et la couche SMDCP qui traite les LLC-PDU.

Les paramètres de qualité de service contiennent quand à eux les débits moyens et crêtes affectés à la communication ainsi que deux indicateurs de priorité : l'un pour la communication de bout en bout (classe de précedence), et l'autre sur l'interface radio (priorité radio).

Les paramètres de fiabilisation de la transmission indiquent si les mécanismes de retransmission sur l'interface radio (RLC), dans le sous système radio (LLC) et dans le réseau coeur (GTP) sont actifs ou non.

Les paramètres de qualité de service et de fiabilisation ne sont définis qu'entre le mobile et le GGSN. Ils ne traduisent pas la qualité de la transmission de bout en bout, mais ont tout de même un impact important sur la qualité de service.

Lorsque le mobile ou le réseau demandent l'ouverture d'un contexte PDP, ils doivent prendre en compte des paramètres qu'ils désirent pour la transmission de bout en bout pour le choix des paramètres qu'ils demandent dans le contexte PDP.

La procédure d'établissement du contexte PDP, à l'initiative du mobile, est reprise sur la figure 3.8.1 [3GPP 23.060]. Le mobile demande les paramètres qu'il souhaite associer au contexte. Si le SGSN ou le GGSN ne sont pas à même de fournir ces paramètres, la demande de contexte PDP est rejetée.

A tout moment, les différents équipements peuvent demander à modifier le contexte PDP en effectuant une procédure de modification du contexte PDP. Cela peut se révéler utile lorsque le mobile a besoin de négocier de nouveaux paramètres de transmission ou que le réseau n'est plus à même d'assurer la qualité de service demandée.

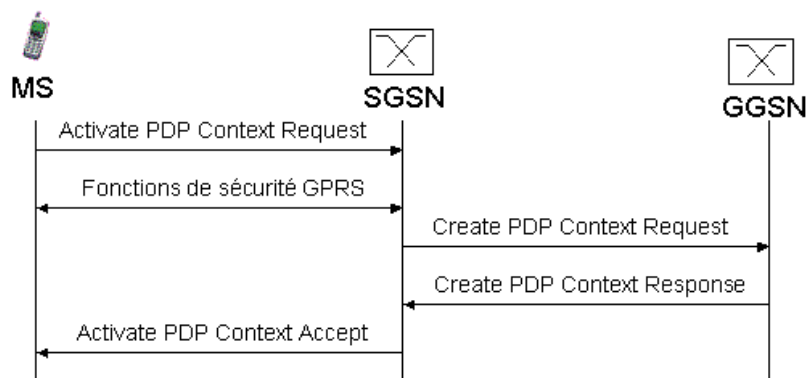


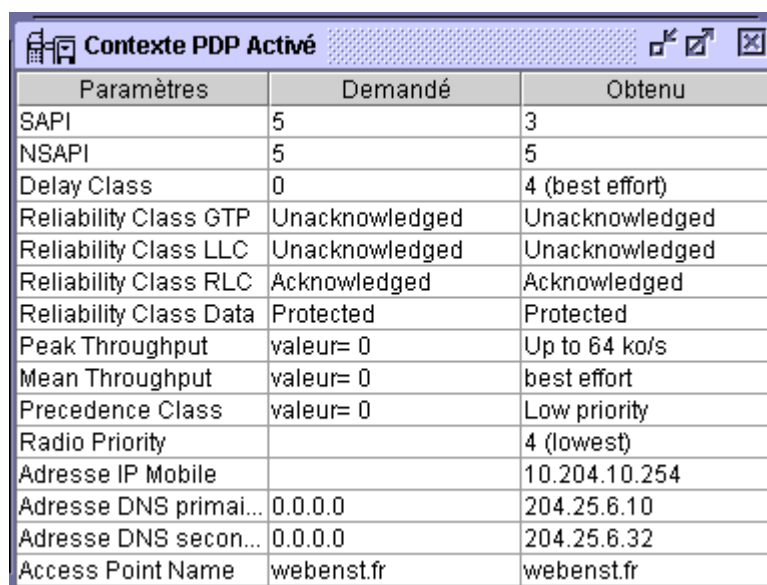
Figure 3.8.1. Procédure d'activation du contexte PDP à l'initiative du mobile

Etablissement d'un contexte PDP

Afin de fournir un exemple de contexte PDP issu d'un réseau opérateur, nous avons utilisé un mobile de trace Sagem OT 96, pour établir une communication modem vers le réseau Internet. Le mobile remonte vers le PC auquel il est relié les trames qui circulent sur l'interface radio. Grâce au logiciel VIGIE [Vigie][Dai03] – Visualisation et Interprétation de GSM/GPRS pour les Instituts et les Ecoles – ces trames sont décodées et leur contenu est affiché dans les différentes fenêtres de l'application. La figure 3.8.2 présente les paramètres d'activation d'un contexte PDP sur le réseau d'un opérateurs français (certaines informations permettant d'identifier l'opérateur ont été masquées).

Cette figure présente, dans la première colonne, les paramètres demandés par le mobile et, dans la seconde colonne, les paramètres attribués par le réseau. On peut constater que le réseau modifie le SAPI demandé par le mobile. Le mobile laisse les paramètres de qualité de service à l'appréciation du réseau en mettant leur valeur à 0. En réponse, le réseau leur affecte les valeurs qu'il est capable d'assurer : faible priorité, débit moyen offert pour le mieux, et débit crête de 64 ko/s (débit qui est bien supérieur au débit que l'on peut atteindre avec le mobile GPRS à notre disposition) [3GPP 24.008]. Compte tenu de ces paramètres, le réseau affecte au mobile la plus faible priorité radio : 4 [3GPP 44.060].

Au niveau de la fiabilisation, le mobile demande à ce que la transmission soit en mode acquitté au niveau radio (RLC), mais non acquitté dans le réseau d'accès (LLC) et dans le réseau coeur (GTP). Les données doivent être protégées au niveau LLC [3GPP 23.060].



Paramètres	Demandé	Obtenu
SAPI	5	3
NSAPI	5	5
Delay Class	0	4 (best effort)
Reliability Class GTP	Unacknowledged	Unacknowledged
Reliability Class LLC	Unacknowledged	Unacknowledged
Reliability Class RLC	Acknowledged	Acknowledged
Reliability Class Data	Protected	Protected
Peak Throughput	valeur= 0	Up to 64 ko/s
Mean Throughput	valeur= 0	best effort
Precedence Class	valeur= 0	Low priority
Radio Priority		4 (lowest)
Adresse IP Mobile		10.204.10.254
Adresse DNS primai...	0.0.0.0	204.25.6.10
Adresse DNS secon...	0.0.0.0	204.25.6.32
Access Point Name	webenst.fr	webenst.fr

Figure 3.8.2. Paramètres d'un contexte PDP actif

Les paramètres nécessaires à la communication apparaissent également : le nom du point d'accès au réseau (APN – Access Point Name), l'adresse IP du mobile sur le réseau Internet et les adresses des DNS primaires et secondaires, utilisés pour la résolution des URL. A noter que les adresses IP qui apparaissent sont des adresses privées. Le mobile n'est donc pas relié directement à internet mais accède au réseau privé de son opérateur.

4. Resélection et Handover dans les réseaux cellulaires

4.1. Différentes approches pour le transfert inter-cellulaire

4.1.1. Critères de déclenchement et choix d'une cellule cible

De nombreux facteurs peuvent motiver le déclenchement d'un handover. Ce dernier peut être déclenché sur des critères radio. C'est le cas lorsque les conditions de transmission se dégradent fortement, voire quand la connexion avec la cellule courante est totalement perdue. Ces critères peuvent également être utilisés pour sélectionner une cellule qui offre une qualité de transmission sensiblement plus importante.

L'opérateur peut déclencher des handovers pour des raisons de gestion du réseau. Par exemple pour faire du déport de charge en faisant migrer des mobiles d'une cellule chargée vers une cellule qui l'est moins, ou pour reconfigurer son réseau.

Un changement de cellule peut également être décidé afin d'obtenir une meilleure qualité de service (en terme de débit, de temps de latence, de priorité, d'étendue de couverture...). L'utilisateur peut choisir de changer de système pour des raisons de sécurité, afin d'effectuer des transactions sensibles sur des réseaux auxquels il a confiance. Cela peut, par exemple, être le cas d'un utilisateur qui basculerait d'un point d'accès WIFI à un point d'accès UMTS pour effectuer des transactions bancaires. L'utilisateur peut également basculer afin de bénéficier de services offerts non disponibles sur son système actuel. Il peut ainsi, par exemple, basculer d'un réseau GSM à un réseau UMTS afin de bénéficier du service de visiophonie. Un autre critère important pour l'utilisateur est le coût de connexion. Un utilisateur peut ainsi demander à basculer d'un réseau GSM vers un point d'accès DECT domestique lorsqu'il arrive à son domicile.

Les facteurs qui permettent de juger de la qualité de la transmission sont basés sur des mesures effectuées au niveau de la couche physique : comparaison des niveaux d'émission et de réception des signaux (RXLEV), de la qualité du signal (RXQUAL) et du taux d'erreur bit (BER). Les couches supérieures peuvent également être amenées à ré-initialiser leurs transmissions si elles constatent des taux d'erreur, des délais et des re-transmissions trop importants. C'est le cas par exemple pour la couche RLC/MAC du système GPRS où le TBF doit être réinitialisé quand la fenêtre de transmission est bloquée pendant une période de temps qui excède le temporisateur T3182 (valeur par défaut de 5 secondes) [3GPP 44.060].

Conjointement à la prise de décision de handover, le mobile ou le réseau doivent choisir vers quelle cellule ou système le mobile va basculer. Les mêmes types de critères que pour la prise de décision du handover entrent alors en jeu dans le choix de la cellule cible.

4.1.2. Resélection et Handover dans un réseau de données

Dans le cadre des réseaux radio-mobiles téléphoniques [Lag00][Mou92], la procédure de handover consiste à commuter une communication d'une cellule à l'autre en minimisant le temps de coupure. Dans le cas des systèmes GSM et UMTS [3GPP 23.009], le handover est systématiquement à l'initiative du réseau. Ce dernier réserve les circuits nécessaires au rétablissement de la communication dans la cellule cible avant de déclencher le basculement. Le contrôle de la connexion est facilité par le fait que la liaison entre le mobile et le réseau est permanente. Il est ainsi possible de remonter périodiquement des rapports de mesures sur la qualité de la liaison et sur les niveaux de puissance reçue. Un canal de contrôle [3GPP 44.003] est d'ailleurs prévu à cet effet (SACCH).

Dans un transfert de données en mode paquet, la connexion avec le réseau n'est pas maintenue de façon permanente. Chaque fois que le terminal a des données à transmettre, des ressources lui sont temporairement affectées. Le contrôle de la qualité de la liaison radio ne peut donc se faire que très sporadiquement. Il n'y a d'ailleurs pas de ressources réservées pour remonter des mesures. Cette opération, quand elle est mise en place, occupe donc une partie de la bande passante montante. Pour effectuer le transfert intercellulaire dans un réseau de données, l'approche la plus courante consiste donc à

laisser le mobile prendre lui même la décision de basculement : c'est l'approche par re-sélection.

L'approche par resélection offre une plus grande autonomie au terminal et est plus simple à mettre en oeuvre du point de vue des procédures. Il n'est pas nécessaire de préparer le réseau pour le basculement. Le mobile s'attache à une nouvelle cellule, sans même prévenir l'ancienne, et demande le rétablissement de la transmission dans la nouvelle cellule.

De façon analogue à ce qui est fait dans le système GSM [Lag00], on peut distinguer dans le réseau GPRS les transferts inter-cellulaire/intra-BSC, inter-BSC/intra-SGSN et inter-SGSN. Les solutions adoptées pour réaliser le basculement sont sensiblement différentes suivant le niveau de basculement considéré. Les basculements qui ont lieu au sein d'un même réseau d'accès (GERAN ou UTRAN) sans changement de SGSN mettent en jeu des créations et basculements de contexte au niveau RLC. Les basculements qui impliquent un changement de SGSN nécessitent la reconfiguration de la transmission dans le réseau coeur. Une procédure, dite de relocalisation [3GPP 29.060], permet alors de transférer le tunnel GTP d'un SGSN à l'autre. Lorsque le terminal re-sélectionne un autre réseau, le processus de basculement de la transmission doit se faire au niveau des protocoles de transport IP. On peut par exemple citer le cas d'un utilisateur ayant un terminal GPRS/WIFI et qui, arrivé dans son entreprise, quitterait le réseau GPRS de son opérateur pour s'attacher au réseau local.

4.1.3. Différentes approches pour la resélection

La resélection est un processus de changement de cellule dans lequel le mobile doit effectuer lui même le rétablissement de la transmission dans la cellule cible. En effet, contrairement à ce qui est fait dans le cadre d'un handover, le réseau ne prépare pas l'arrivée du mobile dans la cellule cible. Il est possible de distinguer trois types de resélection, suivant le degré d'implication du réseau dans la procédure : la resélection autonome, la resélection commandée et la resélection assistée [3GPP 44.060].

La resélection autonome est forcément à l'initiative du mobile. C'est ce dernier qui prend la décision de resélection et choisit la cellule vers laquelle il va basculer (cellule cible). Le mobile stoppe alors ses activités dans la cellule courante et bascule vers la cellule cible. Il doit s'attacher à la nouvelle cellule et réserver des ressources avant que la connexion avec le réseau ne soit rétablie. Cette procédure entraîne une suspension de la transmission qui est relativement longue et les pertes de données peuvent être assez conséquentes. A aucun moment l'ancienne cellule n'est mise au courant par le mobile du départ de ce dernier. Les ressources dans l'ancienne cellule sont libérées lors de la reconfiguration du réseau, lorsque le mobile s'attache à la nouvelle cellule, ou sur des critères qui permettent de déclarer la liaison défailante (expiration d'un temporisateur pendant lequel le mobile n'a donné aucun signe d'activité ou par expiration du nombre de tentatives de transmission dans la cellule).

Dans le cas des procédures de resélection commandée ou assistée par le réseau, la décision de resélection et le choix de la cellule cible peut être pris par le mobile ou par le réseau. Si c'est le mobile qui prend la décision, il contacte le réseau pour lui signifier sa

décision. C'est alors le réseau qui prend la direction des opérations et commande au mobile de changer de cellule. Le réseau est donc systématiquement mis au courant de la procédure de basculement. Le choix de la cellule cible peut être décidé par le mobile ou par le réseau.

Dans le cas de la resélection commandée par le réseau, le mobile peut choisir une ou plusieurs cellules cibles et les indiquer au réseau, ou laisser totale liberté de choix à ce dernier. Si c'est le réseau qui choisit la cellule cible, celle-ci sera indiquée dans le message de commande. Si, le message de commande de resélection ne comporte pas de cellule cible, le choix de cette dernière revient au mobile. Une fois la commande envoyée, la procédure se déroule de la même manière que dans le cas de la resélection autonome.

La resélection assistée par le réseau vise à aider le mobile à effectuer la resélection. Le mobile ne peut choisir la cellule cible que si c'est lui qui prend la décision de resélection. Il indique alors la cellule cible qu'il a choisie – ou une liste de cellules cibles – dans le message qu'il envoie au réseau pour lui signifier sa décision. Une fois la cellule cible choisie, le réseau transmet au mobile tout ou partie des informations système dont il a besoin pour s'attacher à la nouvelle cellule.

Les tableaux présentés dans la partie 4.1.5 récapitulent les principales caractéristiques de ces trois processus de resélection.

4.1.4. Le handover

Dans le cas du handover, c'est le réseau qui contrôle toute la procédure de basculement de cellule. Une fois que le réseau a pris la décision de handover, il contacte les équipements chargés du contrôle de la cellule cible pour y réserver des ressources en vue de l'accueil du mobile. Le réseau envoie ensuite une commande de handover au mobile qui bascule directement sur les ressources qui lui ont été réservées. Il est ainsi possible d'éviter la longue phase de réservation de ressources, par le mobile, sur la cellule cible. Le temps de coupure de la transmission est alors fortement réduit.

En cas de rupture brutale de la connexion avec la cellule d'attachement, seule la procédure de resélection autonome est possible. On peut citer, pour exemple, le cas évoqué dans [Xia04] par le groupe de travail 802.21. Un utilisateur regarde un film sur un ordinateur portable en étant relié à un réseau local 802.3. Pour se déplacer, l'utilisateur débranche le câble qui le relie au réseau ethernet. Pour pouvoir continuer la diffusion du film, l'ordinateur doit alors effectuer une resélection pour rétablir sa connexion avec un réseau sans fil de type WLAN.

Le développement des systèmes CDMA et des terminaux intégrant plusieurs émetteurs/récepteurs permet le développement de techniques de soft-handover. Dans ce type de handover, le réseau commence par étendre la diffusion de la communication dans la cellule cible. Pendant cette phase, le terminal est alors attaché à plusieurs cellules. Ensuite, le réseau stoppe la transmission dans la cellule initiale et le mobile continue sa communication dans la nouvelle cellule. Ce type de handover permet donc un transfert inter-cellulaire sans coupure de la communication.

4.1.5. Récapitulatif des caractéristiques des procédures de resélection et de handover

Le tableau 4.1.5.1 indique, pour chacune des procédures évoquées, quels sont les équipements à l'origine de la décision de resélection, du choix de la cellule cible et du déclenchement du basculement. La quantité d'informations envoyée au mobile est également indiquée.

Le tableau 4.1.5.2 fournit une synthèse des caractéristiques des approches de handover et de resélection décrits dans la partie 4.1.

	Décision de Resélection	Choix Cellule Cible	Déclenchement Basculement	Informations envoyées au mobile
Resélection autonome	Mobile	Mobile	Mobile	aucune
Resélection commandée	Mobile ou Réseau	Mobile ou Réseau	Réseau	aucune
Resélection assistée	Mobile ou Réseau	Mobile ou Réseau	Réseau	Tout ou partie des informations système
Handover	Réseau	Réseau	Réseau	Informations système + ressources réservées

Tableau 4.1.5.1. Prise de décision de resélection, de cellule cible et de basculement

	Degré d'autonomie du terminal	Degré de Contrôle du réseau	Temps de coupure	Pertes	Complexité de la procédure
Resélection autonome	+++	+	long	importantes	+
Resélection commandée	+++	+	long	importantes	++
Resélection Assistée	++	++	moyen	moyennes	+++
Handover	+	+++	court	faibles	+++

Tableau 4.1.5.2. Comparaison des différentes approches de transfert inter-cellulaire

4.2. Resélection et handover dans le réseau d'accès E-GPRS

4.2.1. Evolutions de la normalisation E-GPRS

La procédure adoptée pour effectuer la resélection de cellule ou le handover est fortement liée à la configuration du terminal et du réseau. En effet, les normes ont fortement évolué au fil des versions successives. Le tableau 4.2.1.1 résume l'évolution de la normalisation du 3GPP concernant le transfert inter-cellulaire pour le réseau GPRS.

	Release 97, 98, et 99	Release 4 et 5	Release 6
Resélection autonome	Obligatoire	Obligatoire	Obligatoire
Resélection commandée	Obligatoire	Obligatoire	Obligatoire
Resélection assistée	Non Spécifié	Optionel	Optionel
Handover	Non Spécifié	Non Spécifié	Optionel

Tableau 4.2.1.1. Evolutions de la normalisation 3GPP concernant le transfert inter-cellulaire GPRS

Les premières versions de la norme – Release 97 à 99 - ne prévoient aucun mécanisme de handover ou de resélection assistée. Une fois la resélection décidée par le mobile ou commandée par le réseau, le mobile doit se débrouiller seul pour effectuer la resélection. Il doit réserver les ressources nécessaires au rétablissement de la transmission, récupérer les informations système de la cellule cible. Par ailleurs, s'il change de zone de routage, il doit effectuer une mise à jour de zone de routage. S'il était en cours de transmission dans l'ancienne cellule (état GMM ready) le mobile effectuer une procédure de mise à jour de cellule.

Les version 4 et 5 de la norme introduisent la procédure de resélection assistée dans laquelle le réseau prépare la resélection en envoyant au mobile des informations de configuration de la cellule cible. Cette procédure reste cependant optionnelle. Elle nécessite que le réseau ait accès à ces informations et soit à même de les envoyer au mobile. Par ailleurs, si c'est le mobile qui est à l'origine de la décision de resélection, celui ci doit informer le réseau de son intention de basculer afin que ce dernier commence à envoyer les informations de configuration de la cellule cible.

La version 6 de la norme, dont les travaux de normalisation viennent de se terminer, introduit le handover pour la transmission de données en mode paquet. Dans ce cas, le réseau transmet toutes les informations nécessaires au basculement sur la nouvelle cellule et réserve un TBF afin de permettre au mobile de reprendre immédiatement sa transmission. Cette procédure est bien entendu optionnelle, compte tenu qu'elle nécessite des terminaux et un réseau qui permettent la réalisation de cette procédure.

4.2.2. *Prise de décision de la resélection en E-GPRS*

Dans le système GPRS, la resélection de cellule peut être réalisée à l'initiative du mobile ou être commandée par le réseau. L'équipement qui contrôle le basculement de cellule est défini par le paramètre NCO - NETWORK_CONTROL_ORDER [3GPP 45.008]. Trois valeurs peuvent être associées à ce paramètre.

Dans le cas NC-0, c'est le mobile qui prend la décision de resélection. Il décide, de façon autonome, de l'instant de basculement. Dans le cas NC-1, le mobile prend lui même la décision de resélection mais remonte tout de même des mesures vers le réseau. Dans le cas NC-2, c'est le réseau qui décide de la resélection de cellule sur la base des rapports de mesure qui lui sont remontés par le mobile. On notera cependant que dans le cas NC-2, le mobile est autorisé à effectuer une resélection autonome si le lien descendant vient à être rompu ou que le critère de qualité radio C1 devient négatif.

Le paramètre NCO est diffusé dans les messages SI13 et SI2quat du canal BCCH, dans le message PSI5 du canal PBCCH et dans le message PSI13 du canal PACCH. Ce paramètre est donc le même pour tous les mobiles de la cellule. Par défaut, chaque mobile adopte le critère NCO diffusé sur la voie balise. Le réseau peut cependant commander individuellement à chaque mobile de basculer sur un autre critère [3GPP 44.060]. Pour cela, le réseau doit envoyer une commande « Measurements Reports » qui contient, entre autre, le critère NCO à utiliser et la périodicité des remontées de mesures.

Dans le réseau GPRS, il n'existe pas de canal spécifique pour effectuer la remontée des mesures. Celles-ci s'effectuent donc au sein du canal de trafic. Pour économiser la bande passante montante, on a donc tout intérêt à ne pas remonter systématiquement des mesures sur le réseau mais à commander la remontée de mesures de manière individuelle.

4.2.3. *Resélection autonome ou commandée en E-GPRS*

Dans les premières versions de la norme – Release 97, 98 et 99 – il n'existe que deux alternatives. La resélection est soit autonome, soit commandée par le réseau. Dans les deux cas, c'est le mobile qui effectue la resélection de cellule. Seule change l'entité qui prend la décision : le mobile si il se trouve dans les modes NC-0 et NC-1, le réseau si le mobile se trouve dans le mode NC-2. Le réseau commande alors la resélection au mobile par l'intermédiaire d'un message « PACKET CELL CHANGE ORDER » [3GPP 44.060].

L'approche de resélection autonome ne permet pas d'optimiser la procédure de resélection en envoyant par avance au mobile les informations dont il a besoin pour s'attacher à la cellule cible. Par ailleurs, la resélection commandée – qui ne peut être réalisée que lorsque le mobile est dans le mode NC-2 - nécessite l'envoi régulier de rapports de mesures, ce qui utilise une partie de la bande passante montante aux dépends du trafic utilisateur. La resélection assistée permet de résoudre en partie ces deux problèmes.

4.2.4. Resélection assistée en E-GPRS

La resélection assistée a été introduite dans version 4 de la norme. Elle consiste, pour le réseau, à envoyer au mobile tout ou partie des informations système de la cellule cible dont il a besoin pour effectuer la resélection. Cela permet au mobile de gagner du temps au moment de son arrivée dans la cellule cible, ce qui réduit sensiblement le temps de coupure. Si le mobile opère en mode NC-2, le réseau envoie les informations systèmes puis commande la resélection. Par contre, si le mobile opère en mode NC-0 ou NC-1, c'est lui qui est à l'origine de la décision de resélection. Il faut donc que ce dernier notifie cette décision au réseau afin que les informations systèmes lui soient envoyées. C'est pour cela que le paramètre CCN – Cell Change Notification – a été introduit [3GPP 44.060].

Le paramètre CCN est diffusé sur la voie balise de la cellule courante. S'il est inactif ou absent, le mobile doit procéder à une resélection autonome. Si le paramètre CCN est actif et que la cellule cible le permet, le mobile peut déclencher une procédure de resélection assistée.

Si le mobile opère en mode NC-0 ou NC-1 et que la cellule cible permet d'effectuer une resélection assistée (CCN actif), le mobile doit notifier sa décision au réseau. Celui-ci prend alors la main en envoyant un message au mobile lui indiquant que sa demande est en cours de traitement. Le réseau envoie alors au mobile les informations de configuration de la cellule cible (s'il les possède) puis commande la resélection de cellule. Dans ce cas, la resélection n'est donc plus autonome, mais décidée par le mobile et commandée par le réseau.

Le réseau peut répondre à la demande de resélection du mobile en lui commandant de passer en mode NC-2. Cela permet alors au réseau de prendre la main et de décider lui-même de la cellule à resélectionner et du moment de resélection. Cette possibilité revêt un intérêt certain puisqu'il permet au réseau de contrôler le processus de resélection sans pour autant obliger le mobile à remonter périodiquement des mesures. La remontée de mesure n'est activée qu'au moment où le mobile estime qu'il serait utile de procéder à une resélection. Cette dernière possibilité peut également permettre au réseau d'effectuer une procédure de handover.

4.2.5. Handover en E-GPRS

La procédure de handover a été introduite dans la version 6 de la norme [3GPP 44.060][3GPP 44.160]. Elle consiste pour le réseau à envoyer au mobile les informations de configuration de la cellule cible et, parallèlement, à réserver des ressources dans la cellule cible afin d'accueillir le mobile. Une fois ces tâches accomplies, le réseau envoie une commande de handover qui contient, outre l'identité de la cellule cible, le descriptif de la ressource qui a été réservée (fréquence, séquence de saut, slots...). Cela évitant au mobile d'avoir à effectuer une réservation de TBF auprès de la cellule cible.

4.2.6. Synthèse sur la resélection et le handover dans E-GPRS

La figure 4.2.6.1 résume les différents modes de transfert inter cellulaire en fonction des capacités du mobile et du réseau (support ou non CCN) et du paramétrage radio (mode de contrôle de la resélection, activation du CCN, support de la cellule cible). Un code couleur permet de visualiser les différentes évolutions de la norme.

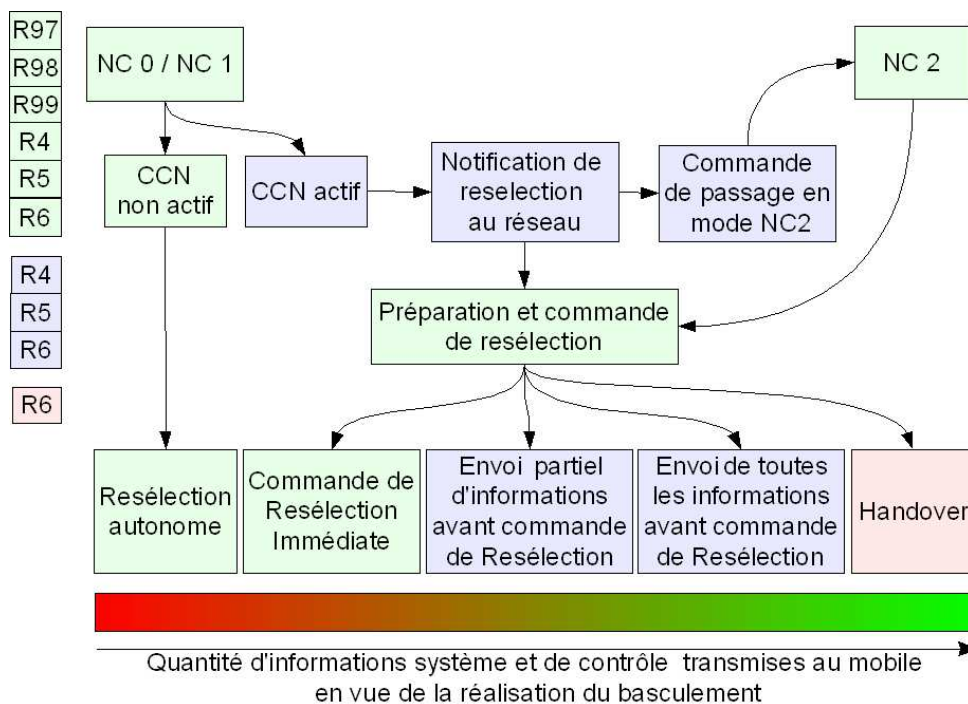


Figure 4.2.6.1. Différents modes de transfert inter-cellulaires GPRS en fonction du paramétrage du réseau

Considérons un mobile (Release 6) qui est initialement en monde NC 0. Si le CCN n'est pas actif dans la cellule, le mobile effectue une resélection autonome. Il n'a aucune information sur la cellule cible et doit se débrouiller seul pour récupérer les informations qui lui sont nécessaires pour effectuer le basculement. Si le CCN est actif (et qu'il est possible de faire de la resélection assistée sur la cellule cible choisie par le mobile), le mobile indique au réseau qu'il souhaite changer de cellule. Le réseau prend alors la main. Plusieurs possibilités s'offrent à lui. Il peut commander immédiatement le basculement de cellule : c'est de la resélection commandée. S'il a accès aux informations de configuration de la cellule cible, le BSC peut en envoyer une partie, ou la totalité au mobile avant de commander le basculement. C'est de la resélection assistée. S'il envoie la totalité des informations systèmes, le BSC peut également réserver des ressources dans la cellule cible et commander un handover. Le réseau peut enfin commander le passage en mode NC-2. Cela permet au réseau de prendre le contrôle de la liaison et vient suspendre, du même coup, la procédure de basculement initiée par le mobile. Le réseau peut alors, par la suite, décider de procéder à un basculement (commandé, assisté,

ou par handover).

4.3. Procédure détaillée de resélection dans le réseau d'accès GPRS

4.3.1. Déclenchement et préparation de la resélection

La décision de resélection est prise en fonction de la valeur du paramètre NCO - soit par le mobile, soit par le réseau - conformément aux critères définis dans [3GPP 45.008]. Si c'est le réseau qui prend la décision de resélection, celui-ci envoie une commande de resélection au mobile : « PACKET CELL CHANGE ORDER » [3GPP 44.060][3GPP 44.160].

Lorsqu'une resélection de cellule est décidée par le mobile ou commandée par le réseau, le mobile doit continuer ses opérations sur la cellule courante jusqu'à ce qu'il ait acquis un certain nombre d'informations sur la cellule cible. La façon dont ces informations vont être récupérées va dépendre du mode de resélection : autonome ou assisté par le réseau.

Dans les premières versions (Release 99 et antérieures) de la norme, la resélection est forcément autonome. Dans les versions suivantes (Release 4 et suivantes) c'est le paramètre CCN qui va définir le mode de resélection. Si le paramètre CCN est inactif ou s'il n'est pas indiqué, le mobile doit procéder à une resélection autonome. Si le paramètre CCN est actif, il faut encore que la cellule cible choisie permette d'effectuer la resélection assistée. La cellule en question doit alors apparaître dans la liste des cellules qui supportent le CCN (paramètre CCN_SUPPORTED). Cette liste est diffusée, soit dans le message SI 2quat [3GPP 44.018] si le canal PBCCH n'est pas implémenté, soit dans le message PSI 3. Les messages « PACKET CELL CHANGE ORDER » ou « PACKET MEASUREMENT ORDER » peuvent également contenir le paramètre CCN_SUPPORTED. Si le CCN de la cellule courante est actif mais que la liste des cellules voisines qui supportent le CCN n'est pas indiquée, le mobile doit supposer que toutes les cellules voisines supportent la resélection assistée.

4.3.2. Procédure de resélection autonome

Dans le cas de la resélection autonome [3GPP 44.060], le mobile doit se débrouiller seul pour effectuer la resélection. Le mobile doit alors récupérer les informations de configuration de la cellule cible. Il doit, pour cela, décoder les canaux BCCH et PBCCH de la cellule cible. Pour ce faire, il peut suspendre son activité sur la cellule courante

Quand le mobile a récupéré toutes les informations de configuration de la cellule voisine, il doit immédiatement cesser toutes ses activités sur la cellule courante et basculer sur la cellule voisine. Tous les TBF en cours sont alors abandonnés.

Arrivé dans la nouvelle cellule, le mobile doit demander l'ouverture d'un TBF pour rétablir sa transmission. Il doit également effectuer une procédure de mise à jour de cellule pour signifier son changement de cellule.

4.3.3. Procédure de resélection assistée par le réseau

La procédure de resélection assistée par le réseau [3GPP 44.060] doit être déclenchée par le mobile lorsque la cellule courante supporte le mode CCN et que la cellule cible choisie est éligible à ce mode (Cf. paramètre CCN_SUPPORTED). Lorsque les critères radio sont trop défavorables (critère radio C1 devenu négatif), le mobile est autorisé à effectuer une resélection autonome. Il n'est en effet pas possible de maintenir suffisamment longtemps la communication dans l'ancienne cellule afin de procéder à une resélection assistée.

Le mobile qui veut procéder à une resélection assistée par le réseau va commencer par prévenir le réseau de son intention de changer de cellule. Il envoie pour cela un message « PACKET CELL CHANGE NOTIFICATION ». Ce message contient l'identité de la cellule cible, identifiée grâce à l'index ARFCN de sa voie balise et de son BSIC. Ce message doit également contenir des rapports de mesure sur la cellule choisie et sur les six meilleures voisines.

Si au bout du temporisateur T3210 (valeur par défaut 0,3s) le mobile n'a pas reçu de réponse du réseau (messages « PACKET NEIGHBOUR CELL DATA », « PACKET CELL CHANGE CONTINUE », « PACKET CELL CHANGE ORDER » ou « PS HANDOVER COMMAND ») il doit renvoyer un message « PACKET CELL CHANGE NOTIFICATION ». Si le temporisateur T3208 expire (valeur par défaut 0,98s), ou si le critère C1 devient négatif, le mobile doit procéder à une resélection autonome.

A la réception du message « PACKET CELL CHANGE NOTIFICATION », plusieurs options s'offrent au réseau.

- Le réseau peut demander au mobile de faire une resélection autonome en envoyant un message « PACKET CELL CHANGE CONTINUE ». Dans ce cas, le mobile doit resélectionner de façon autonome la cellule qu'il avait indiqué dans le message « PACKET CELL CHANGE NOTIFICATION » initial.
- Le réseau peut commencer à diffuser les informations de configuration de la cellule cible, nécessaires à la resélection. Ces informations sont transmises dans une série de messages « PACKET NEIGHBOUR CELL DATA ». Le réseau envoie ensuite un message « PACKET CELL CHANGE CONTINUE » pour inviter le mobile à continuer sa resélection de façon autonome.
- Le réseau peut commencer à diffuser les informations de configuration de la cellule cible nécessaires à la resélection puis envoyer un message « PS HANDOVER COMMAND », indiquant au mobile sur quelle ressource il doit basculer. Il s'agit alors d'un handover contrôlé par le réseau.

- Le réseau peut également envoyer un message « PACKET MEASUREMENT ORDER », indiquant au mobile qu'il doit basculer dans le mode NC-2. La procédure de resélection est alors abandonnée. C'est le réseau qui reprend le contrôle de la transmission et commande éventuellement au mobile de faire un handover.

Si la procédure de resélection est commandée par le réseau (mode NC-2), celui-ci peut, pour assister le mobile, envoyer des informations de configuration des cellules voisines dans des messages « PACKET NEIGHBOUR CELL DATA » avant d'envoyer la commande « PACKET CELL CHANGE ORDER ».

Une fois que le mobile a reçu le message « PACKET CELL CHANGE CONTINUE », le mobile doit reprendre le contrôle de la procédure de resélection. S'il lui manque des informations nécessaires au basculement, il doit les récupérer en décodant la voie balise de la cellule cible. Il peut pour cela suspendre l'écoute des canaux de la cellule courante. Une fois qu'il a obtenu toutes les informations nécessaires à la resélection, le mobile doit cesser immédiatement toutes ses activités dans la cellule courante et basculer vers la cellule cible. Dans cette dernière, le mobile doit effectuer une procédure pour ouvrir un TBF afin de rétablir la transmission.

4.3.4. Procédure de resélection commandée par le réseau

La resélection peut être commandée par le réseau lorsque celui-ci opère en mode NC-2 [3GPP 44.060]. Le réseau décide alors de la cellule vers laquelle le mobile va basculer. Il peut envoyer des informations au mobile sur la cellule voisine avant de déclencher la resélection (tout comme dans le cas de la procédure de resélection assistée par le réseau). Une fois reçu l'ordre de basculement (« PACKET CELL CHANGE ORDER »), le mobile effectue la procédure de resélection de cellule.

4.3.5. Contraintes de temps pour la procédure de resélection

En cas de resélection autonome, aucune contrainte de temps ne semble avoir été définie. Le mobile resélectionne la cellule cible et a tout le temps de le faire.

En cas de resélection commandée par le réseau, à la réception du message « PACKET CELL CHANGE ORDER », le mobile doit stopper les temporisateurs associés à la couche RLC/MAC et démarrer le temporisateur T3174 (ayant une valeur par défaut de 15 secondes). Si ce temporisateur expire avant que la procédure de resélection ait été complétée, le mobile doit démarrer le temporisateur T3176 (valeur par défaut : 5 secondes dans la version 99 [3GPP 04.60] de la norme, 15 secondes dans la version 6 [3GPP 44.060]), sélectionner l'ancienne cellule et envoyer un message « PACKET CELL CHANGE FAILURE ».

4.4. Procédure détaillée de Handover dans le réseau d'accès E-GPRS

Cette partie présente la procédure radio de handover, puis introduit les différentes procédures qui permettent la reconfiguration du réseau d'accès dans le cas des handovers intra-cellulaires, intra et inter-BSC. Le cas du handover inter-SGSN et les solutions de mobilité inter-réseau font l'objet de l'annexe G.

4.4.1. Procédure radio

Les mécanismes de handover ont été introduits dans la release 6 de la norme [3GPP 44.060][3GPP 44.160][3GPP 43.129]. Leur implémentation est optionnelle (tant du côté mobile que du côté réseau).

Si le mobile est dans le mode NC2, la procédure de handover peut être déclenchée par le réseau. Quand le mobile travaille en mode NC0 ou NC1, la procédure de handover peut être initiée suite à la réception d'un message « PACKET CELL CHANGE NOTIFICATION » envoyé par le mobile. Le réseau peut alors demander au mobile de basculer dans le mode NC2 via un message « PACKET MEASUREMENT ORDER ».

Une fois la décision de handover prise, le réseau doit envoyer les informations de configuration de la cellule cible au mobile. Cela est fait via des messages « PACKET NEIGHBOUR CELL DATA », dans lesquels sont encapsulés les messages « System Information » de la cellule cible. Une fois les informations de configuration transmises au mobile, le réseau peut lui envoyer la commande de handover : « PACKET HANDOVER COMMAND ».

Le message de commande de handover contient le descriptif des ressources attribuées au mobile dans la cellule cible. Cette allocation contient forcément un TBF montant qui va permettre au mobile d'envoyer le message « PS HANDOVER ACCESS ». Ces messages permettent au réseau de détecter l'arrivée du mobile dans la cellule cible.

Le message de commande de handover indique également si le mobile doit maintenir ses états de transmission RLC/MAC ou s'il doit créer une nouvelle machine à état (dans ce cas, les blocs RLC en cours de transmission dans l'ancienne cellule sont perdus). Compte tenu de l'absence d'interface entre deux BSC et de la difficulté que représente la synchronisation de deux automates distants, il est actuellement difficilement envisageable de maintenir l'état de la transmission au niveau RLC/MAC dans le cas d'un handover inter-BSC.

Pendant la phase de handover, le réseau doit ignorer toute nouvelle demande d'ouverture de TBF en provenance du mobile. Ceci permet d'éviter de générer des pertes en initialisant de nouvelles transmissions.

A la réception de la commande de handover, le mobile doit envoyer un acquittement au réseau si ce dernier le demande (via le champ RRBP). Le mobile doit ensuite suspendre toute activité dans la cellule courante puis basculer vers la cellule cible et y rétablir sa

transmission en envoyant quatre fois le message « PS HANDOVER ACCESS » sur les ressources montantes qui lui ont été réservées. Au moment de l'envoi du premier message « PS HANDOVER ACCESS », le mobile doit par ailleurs démarrer le temporisateur T3216 (valeur par défaut 1 seconde). Si ce timer expire avant réception des informations de synchronisation envoyées par le réseau (message « PACKET PHYSICAL INFORMATION »), le mobile doit considérer que le handover a échoué. Il doit retourner dans son ancienne cellule et envoyer un message « PACKET CELL CHANGE FAILURE » contenant la cause de l'échec.

Quand le mobile reçoit le message « PACKET PHYSICAL INFORMATION », il doit considérer que le handover a réussi et que tous les TBF de son ancienne cellule ont été libérés. Les états de transmission RLC/MAC doivent être conservés ou réinitialisés, conformément aux directives contenues dans le message de commande de handover. Le mobile doit alors rétablir la transmission et effectuer les procédures GMM nécessaires à sa localisation.

Pendant le déroulement du basculement, tous les temporisateurs associés à la transmission RLC/MAC continuent de s'écouler tout au long de la procédure. Si les temporisateurs T3180, T3190 ou T3192, liés à un TBF de l'ancienne cellule expirent, le mobile doit considérer que ces TBF ont été relâchés : ces TBF ne pourront alors pas être poursuivis dans la nouvelle cellule.

4.4.2. Le handover intra-cellulaire

Le handover intra-cellulaire permet de reconfigurer les ressources attribuées à un mobile dans une cellule. Ce type de handover a toujours existé dans GPRS. Cela est réalisé très simplement via les messages qui permettent de reconfigurer les ressources attribuées à un mobile : « PACKET TIMESLOT RECONFIGURE ».

4.4.3. Le handover intra BSS

Dans la norme, le BSS – Base Station Subsystem – est défini comme étant composé d'un contrôleur de station de base (BSC) et d'un ensemble de BTS. Les termes « intra-BSS » et « intra-BSC » sont donc ici synonymes.

Deux procédures de handover intra-BSS ont été définies. La procédure générale est applicable à tout handover ayant lieu au sein du même BSS. Elle n'entraîne donc pas de changement de SGSN. La procédure optimisée s'applique lorsque le handover n'entraîne pas de changement de BSC, ni de zone de routage : le handover peut alors être contrôlé localement au niveau du BSC.

Phase de préparation du Handover

La phase de préparation de handover (Cf. figure 4.4.3.1) débute avec la prise de décision du BSC de déclencher un handover ①. Le BSC contacte alors le SGSN ② qui détermine le type de handover dont il s'agit (intra BSC, inter-BSC, inter-SGSN...). Le SGSN répond par un message dans lequel il attribue un nouveau P-TMSI si la cellule cible se trouve dans une autre zone de routage ③. Le BSC ④ réserve alors des ressources dans la cellule cible et crée le contexte associé à la nouvelle transmission (contexte dénommé dans la norme et sur la figure 4.4.3.1 « Target BSS to Source BSS Transparent Container »). Le BSC prévient alors le SGSN (5) – via un message « PS Handover Request Acknowledge » - qu'il est prêt pour effectuer le handover. Le SGSN peut alors dupliquer les trames LLC vers le BSS (1) : un datagramme à destination de l'ancienne cellule et un pour la nouvelle.

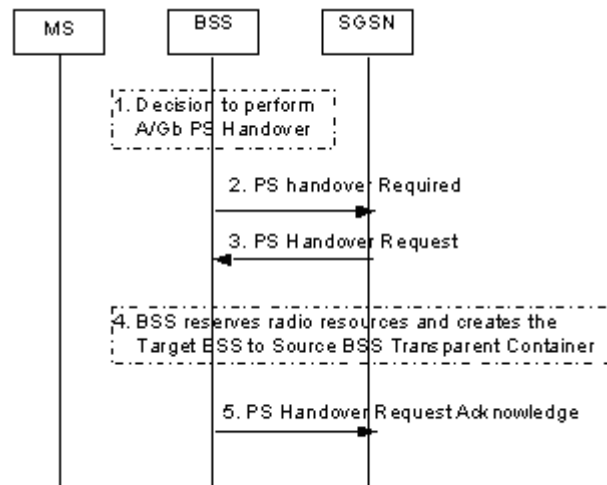


Figure 4.4.3.1. Phase de préparation du handover intra-BSS [3GPP 43.129]

Phase d'exécution du Handover

La phase d'exécution du handover est représentée sur la figure 4.4.3.2. Si le BSC reçoit des données du SGSN à destination de la nouvelle cellule, il les transmet sans se préoccuper du fait que le mobile y est présent ou non (transmission « en aveugle ») ①. Le SGSN déclenche ensuite le handover en envoyant un message « PS Handover Required Acknowledge » au BSC ②. A ce stade, le SGSN peut suspendre la transmission de tous les contextes PDP associés au mobile, il peut également attendre que les piles de transmission du BSS soient vides avant de déclencher le handover.

On remarquera que le constructeur est libre d'implémenter différents comportements au niveau du SGSN. Ce dernier peut continuer ou non la transmission associée au contexte PDP. En cas de continuation, il peut dupliquer la transmission des trames. En cas de

suspension, il peut attendre que les piles de transmission du BSS soient vides avant de déclencher le handover. On notera également que la duplication des trames par le SGSN n'est pas utile dans le cas où le BSC est capable de maintenir un contexte de transmission unique, au niveau RLC, pour la cellule d'origine et la cellule cible.

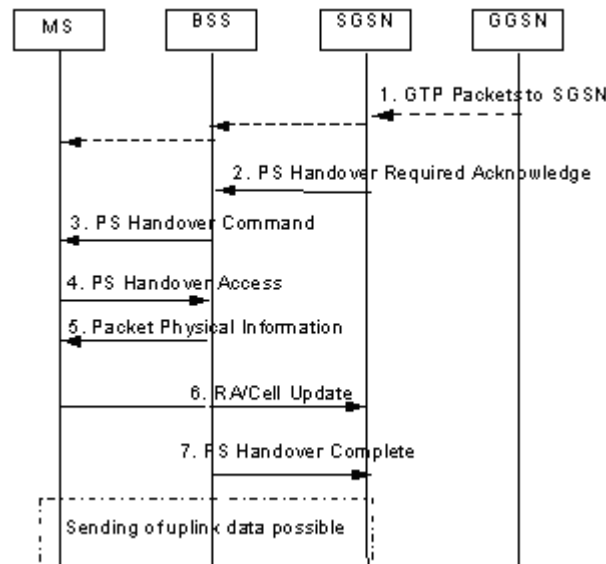


Figure 4.4.3.2. Phase d'exécution du Handover Intra-BSS
[3GPP 43.129]

A la réception du message ②, le BSC interrompt les flux uplink dont les trames doivent être délivrées en séquence. Les flux uplink qui n'ont pas cette contrainte de séquençement peuvent être maintenus. Le BSC envoie ensuite la commande de handover au mobile ③. Le BSC ayant dû, au préalable, transmettre au mobile les informations de configuration de la cellule cible qui sont nécessaires à l'exécution du handover (Cf. 4.4.1). Le BSC peut ensuite continuer sa transmission jusqu'à ce qu'il n'ai plus de trames LLC à transmettre.

A la réception de la commande de handover ③, le mobile doit stopper toutes ses activités dans la cellule courante. Cependant d'après la norme [3GPP 44.060], le mobile peut quand même avoir à acquitter le message de handover avant de procéder au basculement, ce n'est donc que lorsque ce message a été acquitté que le mobile peut réellement cesser toute activité dans la cellule courante.

Suivant la classe de qualité de service associée au flux de données, le mobile peut alors stocker ou supprimer les données qui deviennent éligibles à la transmission (la suppression pouvant se révéler nécessaire pour assurer certains trafics temps réels). A noter ici que suivant le contenu de la commande de handover, les états de transmission au niveau RLC devront être préservés : il serait alors peu cohérent de préserver ces états tout en supprimant volontairement des données par ailleurs.

Le mobile bascule ensuite vers la cellule et les ressources qui lui ont été attribuées dans la cellule cible (ces ressources sont indiquées dans le message de handover). Le mobile envoie ensuite un message d'accès au canal qui permet au réseau de détecter l'arrivée du mobile dans la nouvelle cellule ④. Ce message correspond en réalité à 4 burst d'accès.

Le réseau envoie ensuite au mobile les informations d'avance en temps qui vont lui permettre de se synchroniser avec le réseau ⑤.

Il faut noter que les phases ④ et ⑤ ne sont pas nécessaires si les cellules sources et cibles sont synchronisées entre elles. Dans ce cas, les informations de synchronisation avec la nouvelle cellule sont transmises dans la commande de handover.

Après s'être synchronisé avec le réseau, le mobile peut rétablir les transmissions pour lesquels des TBF ont été réservés. Il doit également mettre à jour sa localisation ⑥ (mise à jour de cellule ou de zone de routage). A la réception, dans la nouvelle cellule, des premiers blocs RLC/MAC correct, le BSC indique l'achèvement du handover au SGSN ⑦.

Version optimisée du handover pour le cas intra-BSC / intra RA

L'implémentation de cette version optimisée du handover intra BSS (Figure 4.4.3.3) est optionnelle. Elle ne peut s'appliquer qu'au cas où le mobile ne change ni de BSC, ni de zone de routage. Elle conduit à une simplification du dialogue entre le BSC et le SGSN qui n'est prévenu du changement de cellule qu'une fois le handover réalisé.

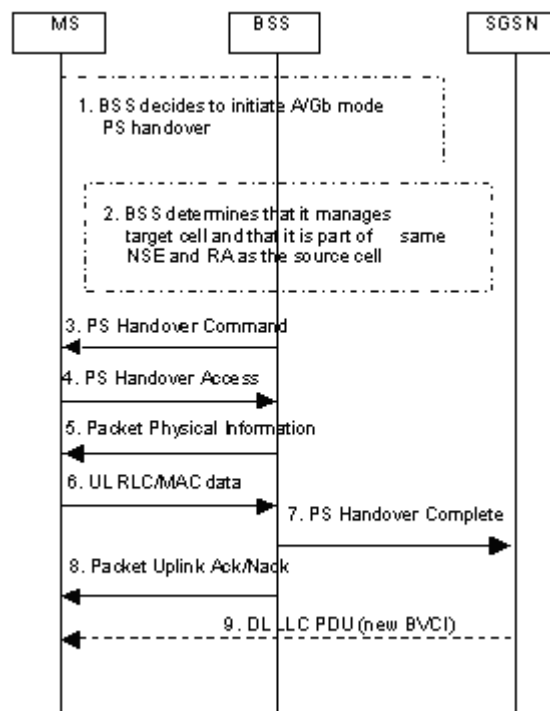


Figure 4.4.3.3. Handover optimisé : intra-BSC / intra RA [3GPP 43.129]

Après avoir décidé du déclenchement du handover ① et constaté qu'il était à même de le prendre lui-même en charge ②, le BSC réserve des ressources pour le mobile dans la cellule cible (qui est sous son contrôle). Le BSC envoie ensuite la commande de handover au mobile ③. Les mêmes options que dans le cas « non optimisé » peuvent être retenues concernant la suspension de la transmission et le stockage des données. La station mobile bascule alors vers la cellule cible et indique son accession au canal ④. Le réseau envoie au mobile alors les informations d'avance en temps et de contrôle de puissance ⑤. Le mobile rétablit sa transmission en envoyant des données ⑥. Il n'est pas nécessaire ici d'effectuer une mise à jour de zone de routage. Le BSC informe ensuite le SGSN qu'il vient de procéder à un handover intra-BSC ⑦. Le BSC indique également dans ce message quelle est la cellule cible. Le BSC envoie également un acquittement au mobile afin de lui indiquer où en est la transmission ⑧. Le SGSN envoie alors les trames LLC à destination de la nouvelle cellule, identifiée par le BVCI – BSSGP Virtual Connection Identifier.

4.4.4. Handover inter-BSS / Intra-SGSN

Tout comme le handover intra-BSS, le handover inter-BSS est constitué d'une phase de préparation du handover (qui correspond à des échanges de signalisation entre les différentes entités du réseau en vue de préparer l'accueil du mobile dans la nouvelle cellule et d'assurer le basculement de la communication) et une phase d'exécution (qui sert à déclencher le changement de cellule et effectuer le basculement).

Phase de préparation du Handover

La phase de préparation du handover inter-BSS, représentée sur la figure 4.4.4.1, est assez semblable à celle du handover intra-BSS. La seule différence réside dans le fait que le SGSN va contacter le BSC cible pour lui demander de préparer l'accueil du mobile ③ (le BSC source et le BSC cible étant cette fois différents). Le BSC cible réserve alors des ressources dans la cellule cible, puis crée un contexte associé au mobile, contexte décrit dans le « Target BSS to Source BSS Transparent Container » ④. Ce contexte est alors transmis au SGSN ⑤.

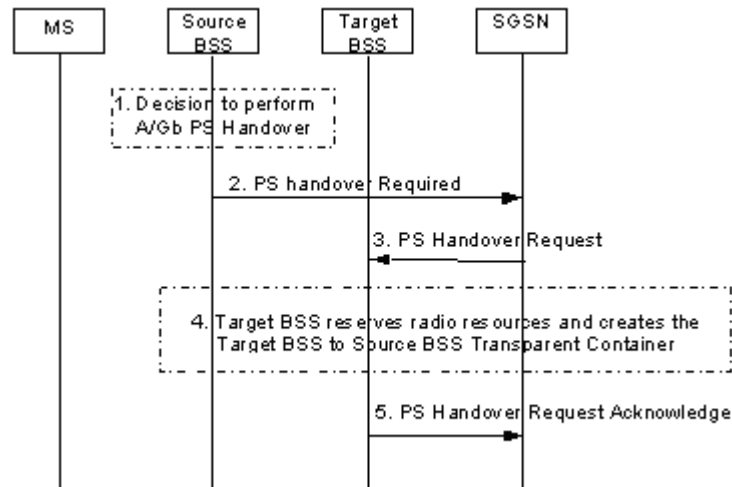


Figure 4.4.4.1. Phase de préparation du handover inter-BSS [3GPP 43.129]

Phase d'exécution du Handover

La phase d'exécution du handover est fournie sur la figure 4.4.4.2. Après la phase de préparation, et avant de commander l'exécution du handover, le SGSN a la possibilité de suspendre la transmission et éventuellement attendre que les buffers du BSS source soient vides. Il peut également dupliquer la transmission vers les deux BSS.

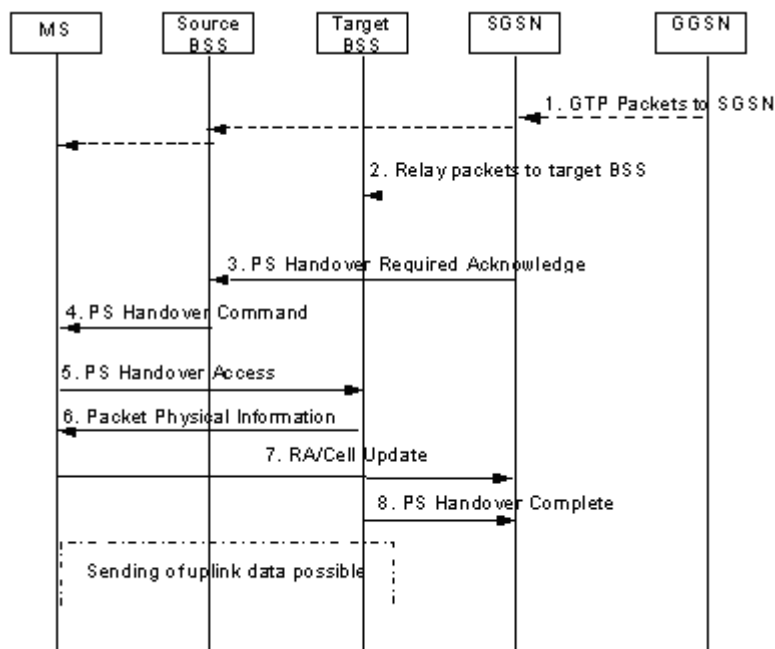


Figure 4.4.4.2: Phase d'exécution du handover inter-BSS [3GPP 43.129]

Le SGSN indique au BSC source que le BSC cible est prêt à accueillir le mobile. Il transmet pour cela un message « PS Handover Required Acknowledge » qui contient le descriptif du contexte associé au mobile dans le BSC cible (le « Target BSS to Source BSS Transparent Container ») ③. La procédure suit ensuite les mêmes principes que ceux du handover intra-BSS (Cf. §4.4.3).

5. Simulation des handovers dans le système GPRS

Un simulateur de réseaux cellulaires de type GPRS a été implémenté afin d'évaluer les performances des handovers. Cette partie se propose de présenter le fonctionnement du simulateur. Cette présentation débute par un rapide aperçu de la structure du simulateur. Nous présentons ensuite les équipements et les interfaces qui ont été modélisés, la pile protocolaire et les procédures implémentées. Enfin, nous terminons par une présentation des paramètres de configuration par défaut qui ont été choisis.

5.1. Aperçu de la structure du simulateur

Ce simulateur a été écrit en Java, un langage orienté objet. Les objets qui ont été réalisés dans le cadre de ce simulateur peuvent être classés en différents groupes, appelés « packages ». La liste des groupes est représentée sur la figure 5.1.1. Ils permettent de se faire une idée sur la façon dont est structuré le simulateur.

Deux groupes rassemblent les équipements : ceux côté réseau - package « equipments » - et les mobiles - package « mobiles ». Quand un mobile est attaché au réseau, il possède dans chaque équipement un contexte sur l'état de la transmission. Ces contextes sont contenus dans le package « contextes ». Des interfaces, issus du package « interfaces », permettent de relier les différents équipements entre eux. Les éléments qui circulent sur les interfaces sont appelés messages. Ils sont contenus dans le package « messages ».

Les différentes couches de la pile protocolaire sont modélisées grâce aux objets contenus dans le package « couchetransport ». Les données qui sont traitées par ces couches sont modélisées grâce aux objets de la couche « donnees ». On notera que les packages « couchetransport » et « donnees » sont structurés en sous packages qui permettent de séparer les différentes couches. Par exemple, le sous package « couchetransport.rlc » contient les objets qui permettent de modéliser le comportement de la couche RLC et le sous package « donnees.rlc » contient les objets qui permettent de modéliser les blocs RLC.

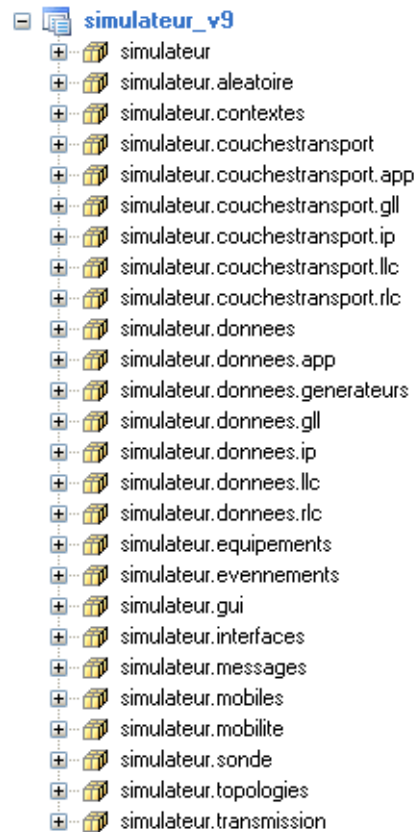


Figure 5.1.1. Liste des packages du simulateur

Le package « mobilite » contient les différents modèles de mobilité qui sont utilisés pour calculer les déplacements des mobiles. Le package « transmission » permet de fournir les modèles d'erreurs qui pourront être utilisés sur le canal radio ou sur les différentes interfaces.

Le package « evenements » permet de gérer la pile des événements déclenchés dans le simulateur. Le package « aleatoire » est utilisé pour générer des variables aléatoires.

Le package « gui » permet de fournir une interface graphique minimaliste pour le simulateur (plan du réseau et bouton de mise en pause). Le package « sonde » est utilisé pour le calcul et la récupération des statistiques de la simulation.

Enfin, le package « topologies » contient les différentes configurations de réseau que l'utilisateur du simulateur peut utiliser ou construire. Le coeur du simulateur est géré par la classe Noyau qui permet de lancer les simulations.

5.2. Modélisation des équipements réseau

La liste des équipements du réseau GSM/GPRS qui ont été implémentés est représentée sur la figure 5.2.1. Aux deux extrémités du réseau, on trouve le mobile et le serveur. Ils gèrent tous les deux la génération des données : en voie montante pour le mobile, en voie descendante pour le réseau. Les autres équipements assurent le transfert des données sur les différentes interfaces. Ils assurent le routage des données et implémentent les piles protocolaires nécessaires à l'exécution et la fiabilisation de la transmission. Certaines procédures sont implémentées afin de gérer l'attachement du mobile, son détachement et les handovers.

Un point d'accès WLAN a été implémenté afin de mener des études sur le handover inter-systèmes. Ces études font l'objet du chapitre III.

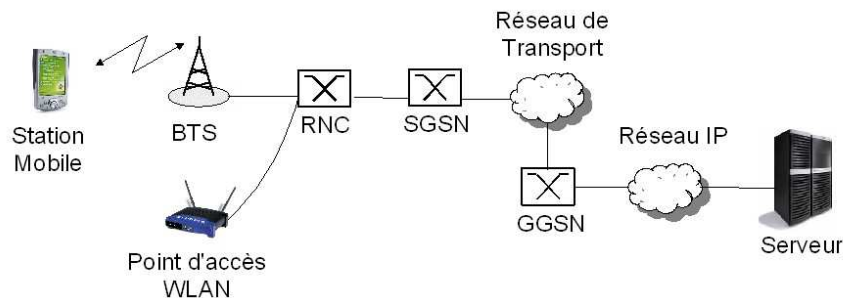


Figure 5.2.1. Equipements du réseau qui ont été modélisés

Les différentes interfaces du réseau coeur (NSS) ont été modélisées par des liaisons sans contraintes de capacité. La durée de transmission sur chacune des interfaces doit être définie au moment de la création de la topologie du réseau. Le temps d'émission des données dépend du débit sur l'interface.

L'interface Abis et l'interface Air ont été modélisées comme dans le chapitre I, suivant l'approche d'interface Abis dynamique « avec bufferisation ». A cet effet, un buffer de 20 blocs RLC montants et 20 blocs RLC descendant a été mis en place au niveau des stations de base. Le nombre de canaux à 16kbits sur l'interface Abis et le nombre de slots sur l'interface Air doivent être définis au moment de la création de la topologie du réseau.

L'interface Air WIFI a été modélisée comme étant une interface « haut débit » qui permet la transmission d'une trame LLC chaque milliseconde.

5.3. Modélisation de la pile protocolaire

La pile protocolaire implémentée est représentée sur la figure 5.3.1. Deux interfaces radio ont été modélisées : une pour GPRS (RLC et MAC-GPRS) et une pour le WLAN (MAC-WIFI). Les stations mobiles et les contrôleurs de stations de base implémentent bien évidemment les deux piles. Les stations de base n'apparaissent pas sur cette pile. Elles n'implémentent pas de mécanisme de fiabilisation mais servent plutôt de relais entre l'interface filaire qui les relie à leur contrôleur et l'interface Air qui les relie au mobile.

Le protocole RLC a été implémenté dans le cas du GPRS conformément au descriptif de la partie 3.3 . Cette couche [3GPP 44.060] effectue la segmentation et le réassemblage des datagrammes LLC en blocs RLC dont la taille dépend du schéma de codage utilisé sur l'interface radio.

Deux couches LLC ont été définies. Celle qui est localisée dans le SGSN est notée S-LLC (SGSN-LLC). Elle correspond à la couche LLC du système GPRS [3GPP 44.064], décrite dans la partie 3.4. Une autre est située au niveau du BSC. Elle est notée R-LLC (Radio-LLC). Ces deux couches alternatives ont la même fonctionnalité : assurer la fiabilisation du transfert au niveau trame sur l'interface radio. L'intérêt de localiser la couche LLC au niveau du BSC sera mis en évidence par la suite. En mode non acquitté, ces couches ne servent que de relais. Elles sont transparentes pour la transmission.

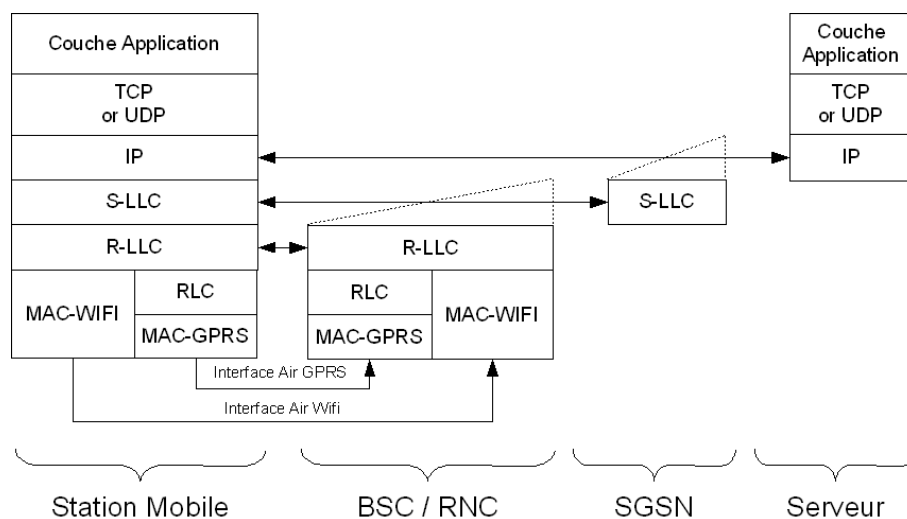


Figure 5.3.1. Modélisation de la pile protocolaire

En mode acquitté, le mécanisme de retransmission implémenté au niveau LLC est un mécanisme à fenêtre glissante et à retransmission sélective. Il n'y a pas de mécanisme de retransmission préventive. Le temps de retransmission est effectué à échéance d'un timer. La taille de la fenêtre et la valeur du timer de retransmission sont des paramètres de notre simulation. Leur choix sera justifié par la suite.

Les couches UDP/IP et TCP/IP effectuent la segmentation en trames des données qui proviennent de la couche application. La couche UDP permet un transport de données non fiable à travers le réseau tandis que TCP assure le transport des données en mode acquitté.

Dans la réalité, UDP ne fait pas de segmentation. En GPRS, c'est la couche de convergence SDCP [3GPP 44.065] qui segmente les paquets IP qui font plus de 1520 octets (Cf. §3.1).

Un modèle simplifié de la couche TCP a été implémenté. Seul le mécanisme de slow start a été implémenté. La taille de la fenêtre d'émission est initialisée à « 2 » trames TCP. Chaque fois qu'une trame non dupliquée est acquittée, on incrémente de « 1 » la taille de la fenêtre d'émission. Lorsque qu'un temporisateur de retransmission associé à un paquet expire, la taille de la fenêtre de retransmission est réinitialisée.

Le temps avant ré-émission d'une trame non acquittée est appelé RTO – Retransmission Time Out. Il est calculé en fonction du RTT - Round Trip Time - qui est le temps écoulé entre l'émission d'un segment et son acquittement. Le paramètre SRTT - Smooth RTT - permet d'obtenir une valeur lissée du RTT. Il est recalculé, à chaque acquittement reçu, suivant la formule [RFC 793] :

$$SRTT = SRTT \times \alpha + (1 - \alpha) \times RTT$$

avec α un facteur de lissage que nous avons fixé à 0,8. Le RTO est alors calculé suivant la formule suivante :

$$RTO = \min(RTO_{max}, \max(RTO_{min}, SRTT \times \beta))$$

Nous avons fixé la valeur du RTO_{min} à une seconde et celle du, RTO_{max} à 60 secondes. Le facteur β permet de prendre en compte la variance du délai de transmission. Nous avons fixé sa valeur à 1,3.

La couche « application » est chargée de générer du trafic. Dans notre modèle, elle gère les différents générateurs de données qui sont associés au mobile. Le type de trafic généré est défini au moment du paramétrage de la simulation.

5.4. Procédures implémentés dans le simulateur

Afin de simuler le comportement du mobile dans le réseau, plusieurs procédures essentielles à notre étude ont dû être implémentées : attachement et détachement du mobile, resélection intra et inter-BSC, handover intra et inter-BSC. Le détail de ces procédures est fourni ici. Elles correspondent à des versions simplifiées des procédures réelles. Tous les échanges de messages, comme les éventuelles phases d'authentification et de mise à jour de localisation n'apparaissent pas. Pour l'étude des pertes et des temps de coupure, il faut particulièrement prêter attention aux instants de suspension et de rétablissement des transmissions, ainsi qu'aux phases de libération des contextes associés aux mobiles.

5.4.1. Procédure d'attachement

La procédure d'attachement, présentée sur la figure 5.4.1.1, est déclenchée par un mobile lors de son arrivée dans le réseau. Le mobile commence par envoyer un message de demande d'attachement à la station de base, message qui est relayé au BSC ①②. A ce stade, la transmission est inactive. Le BSC crée alors un contexte associé à ce mobile puis relaie la demande d'attachement au SGSN ③. Tous les équipement intermédiaires, SGSN, GGSN et Serveur, font de même ④. Par ailleurs, le serveur active le générateur de trafic associé au mobile, ce qui active également la transmission vers le mobile. Le serveur envoie un message de confirmation d'attachement sur le chemin retour ⑤. Les équipements intermédiaire relaient ce message tout en activant la transmission en voie montante et descendante ⑥⑦⑧. A la réception de la confirmation d'attachement, le mobile active la transmission de données en voie montante ⑨. La transmission duplex est alors établie ⑩.

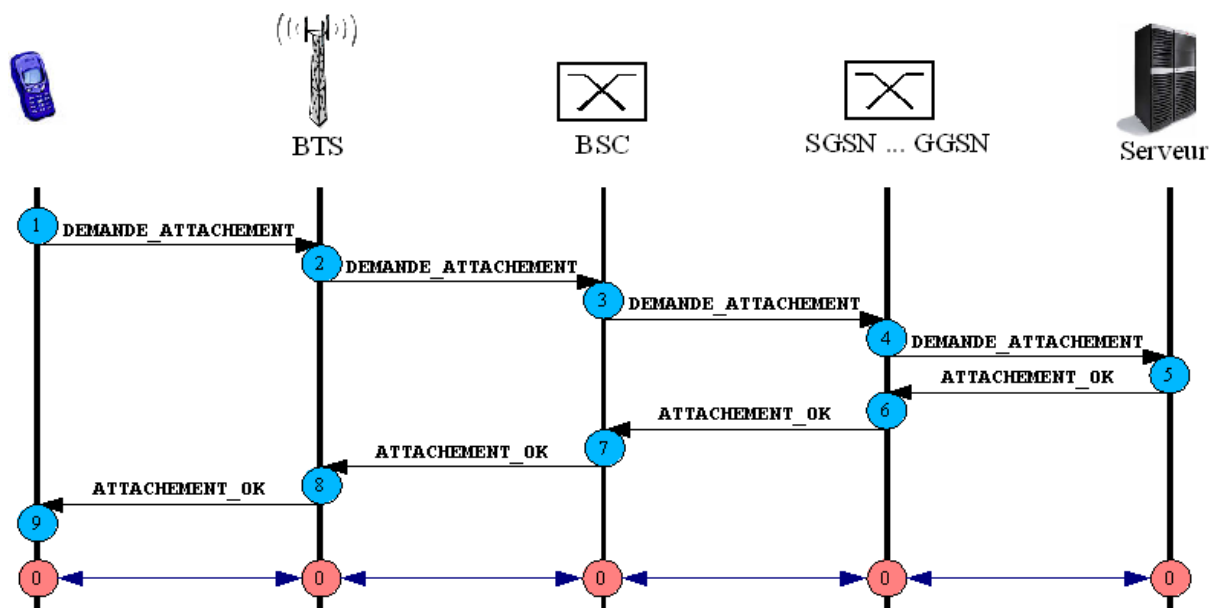


Figure 5.4.1.1. Procédure d'attachement au réseau

5.4.2. Procédure de détachement

La procédure de détachement – présentée sur la figure 5.4.2.1 - s'effectue de manière analogue à la procédure d'attachement. Initialement, le mobile est attaché au réseau ①. Le mobile peut alors décider de déclencher le détachement.

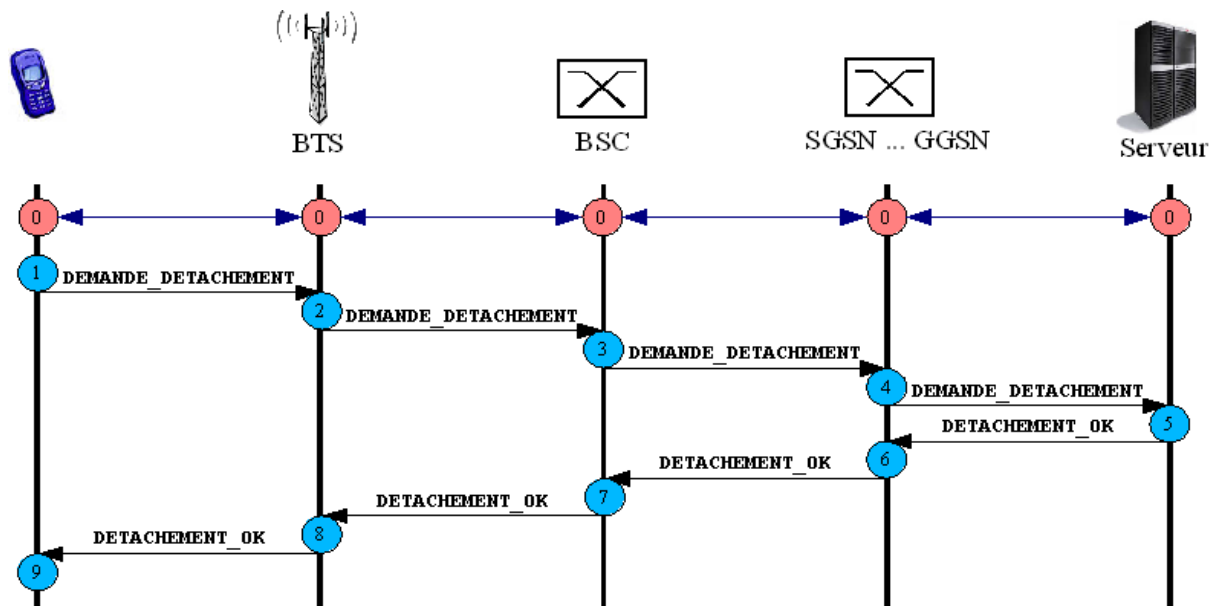


Figure 5.4.2.1. Procédure de détachement

Avant de déclencher le détachement, on vérifie qu'une autre procédure n'est pas en cours (par exemple, un handover ou une resélection). Une fois cette vérification effectuée, le détachement peut avoir lieu. Dans le simulateur, la procédure peut être déclenchée immédiatement ou après vérification que tous les équipements ont terminé leur transmission vers le mobile. Si des données sont encore en cours de transmission, le détachement est alors reporté à une date ultérieure. L'intérêt de cette vérification est de s'assurer que les pertes mesurées sont dues aux erreurs de transmission ou aux autres procédures – comme par exemple les handovers - et non à un transfert qui n'aurait pas abouti avant le détachement du mobile.

Une fois la procédure de détachement décidée, le mobile suspend la transmission en voie montante, puis envoie un message de détachement à la station de base ①, qui est relayé jusqu'au BSC ②. Les équipements intermédiaires – BSC, SGSN, GGSN – suspendent également leur transmission vers le mobile et relaient la demande de détachement ③④. Le serveur désactive alors la transmission en voie descendante, détruit le contexte associé au mobile, et envoie un message de confirmation de détachement au GGSN ⑤. Les équipements intermédiaires – GGSN, SGSN et BSC - détruisent le contexte associé au mobile puis relaient le message ⑥⑦⑧. A la réception du message de confirmation de détachement, le mobile se retire du réseau ⑨.

5.4.3. Procédure de resélection intra-BSC

La procédure de resélection intra-BSC est représentée sur la figure 5.4.3.1. Le mobile est initialement attaché à cellule n°1 ①. Lorsqu'il décide de sa resélection, le mobile suspend ses activités sur la cellule courante et récupère les informations de configuration de la station de base n°2. Une fois le paramétrage de la cellule récupéré, le mobile

demande l'attachement à la cellule n°2 ①. La station de base relaie alors le message jusqu'au BSC ②.

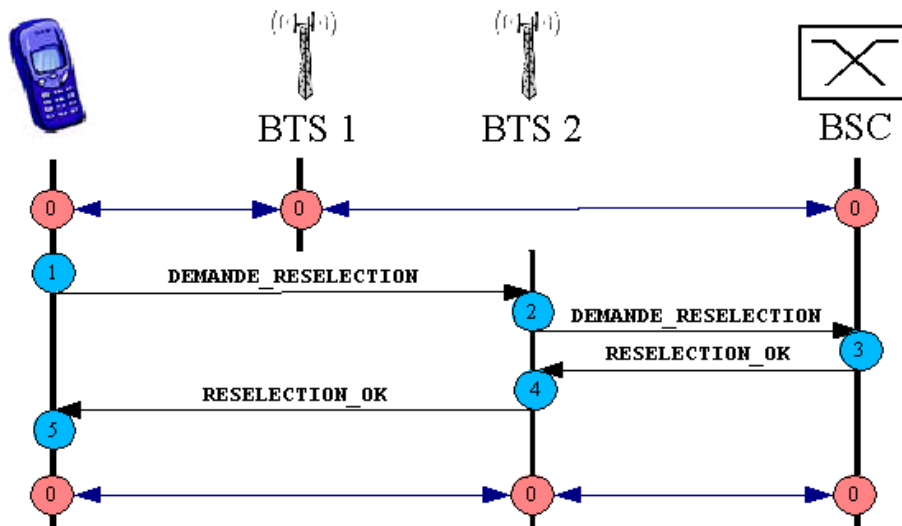


Figure 5.4.3.1. Procédure de resélection intra-BSC

Ce dernier détermine alors si la cellule d'origine du mobile est sous son contrôle. Si c'est le cas, le basculement est intra-BSC. Le BSC enregistre alors la nouvelle localisation du mobile, envoie un message d'acquiescement de mise à jour de localisation et bascule la transmission vers la nouvelle cellule ③. La station de base relaie alors le message vers la station de base n°2 ④. A la réception de l'acquiescement, le mobile rétablit la transmission montante ⑤. La transmission est alors totalement rétablie.

5.4.4. Procédure de resélection inter-BSC

La procédure de resélection inter-BSC – décrite sur la figure 5.4.4.1 - débute comme la procédure intra-BSC ①②. A la réception de la demande de resélection du mobile ②, le BSC détecte que la cellule d'origine du mobile n'est pas sous son contrôle. Le BSC contacte alors le SGSN pour demander à ce que la communication soit transférée vers lui : il y a alors une demande de basculement – ou de « relocalisation » - qui est transmise au SGSN. A la réception de cette demande, le SGSN commute la transmission vers le nouveau BSC et lui envoie un message d'acquiescement de basculement ③. Il informe ensuite l'ancien BSC du basculement. Ce dernier supprime alors le contexte associé au mobile ④'. A la réception du message d'acquiescement du basculement, le nouveau BSC envoie un message d'acquiescement au mobile ④. Ce dernier réactive alors la transmission montante ⑤. La transmission est alors totalement rétablie.

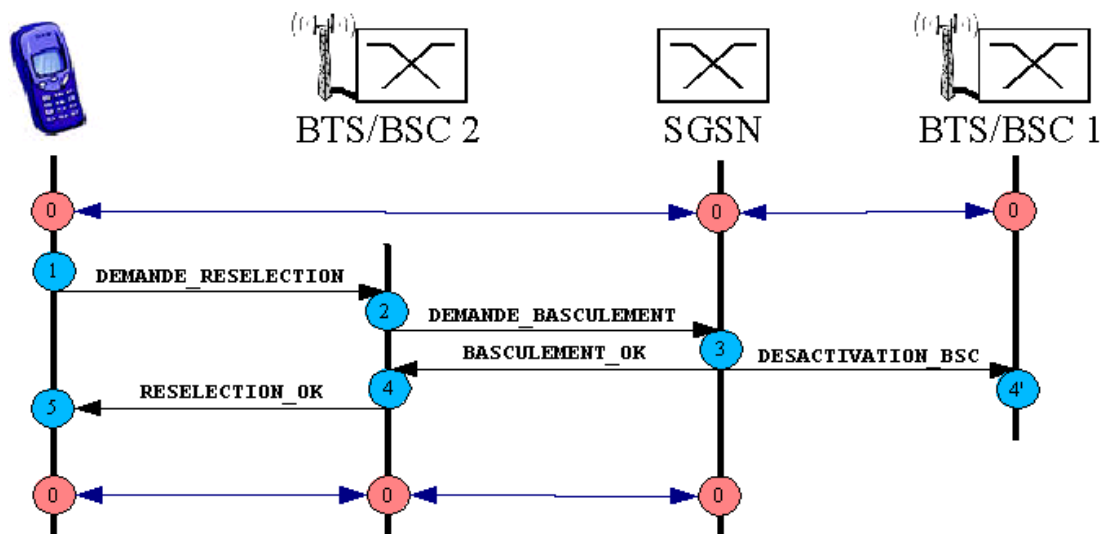


Figure 5.4.4.1. Procédure de resélection inter-BSC / intra SGSN

5.4.5. Procédure de handover intra-BSC

La procédure de handover – présentée sur la figure 5.4.1.1 – est déclenchée par le réseau. Le mobile est initialement attaché à la BTS n°1 ①. Il remonte de façon périodique des rapports de mesures qui permettent au BSC d'évaluer la qualité du lien radio ①. Les rapports de mesures sont relayés, sans être interprétés, par la station de base ②. A la réception d'un rapport de mesures, le BSC évalue les différents paramètres de qualité de la liaison qu'il possède et décide de l'opportunité de transférer le mobile dans une autre cellule. Il peut alors décider de déclencher un handover.

Une fois que le BSC a pris la décision de déclencher un handover pour un mobile donné, il commence par regarder si la cellule cible choisie est sous son contrôle. Si c'est le cas, il s'agit d'un handover intra-BSC. Le BSC réserve alors des ressources sur la cellule cible, suspend la transmission de données, et envoie un message de commande de handover à destination du mobile ③. Ce message est relayé de façon transparente par la station de base ④. A la réception de ce message, le mobile suspend sa transmission montante et bascule vers la cellule cible. Une fois synchronisé avec cette dernière, le mobile envoie un message qui va permettre au réseau de détecter le basculement ⑤ et reprend sa transmission montante. A la réception de ce message, le BSC rétablit la transmission descendante vers la nouvelle cellule ⑦.

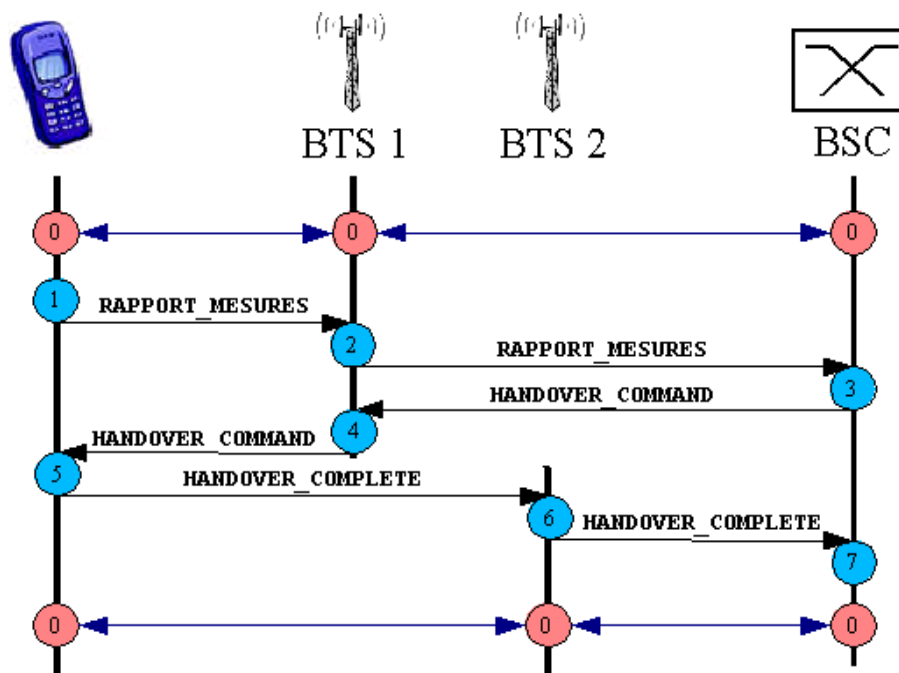


Figure 5.4.5.1. Procédure de Handover intra-BSC

5.4.6. Procédure de handover inter-BSC

La procédure de handover inter-BSC – décrite sur la figure 5.4.6.1 – débute de la même façon que la procédure de handover intra-BSC ①. Lorsque le BSC prend la décision de handover ②, il constate que la cellule cible choisie n'est pas sous le contrôle du même BSC. Il contacte donc le SGSN pour demander le basculement de la connexion vers le BSC cible. A la réception du message de demande de basculement, le SGSN contacte le BSC cible ③ afin de commander la création d'un contexte associé au mobile et la réservation de ressources radio. Une fois la réservation de ressources effectuée, le BSC cible envoie un message d'acquittement au SGSN ④. Le SGSN bascule alors la transmission des données vers le BSC cible. Il envoie ensuite un message au BSC pour lui signifier que le BSC cible est prêt à accueillir le mobile ⑤. A la réception de ce message, le BSC suspend la liaison descendante et envoie un message de commande de handover au mobile ⑥. A la réception de ce message, le mobile bascule vers la cellule cible et envoie un message au nouveau BSC ⑦. Ce dernier détecte alors la présence du mobile et active la transmission descendante. A ce stade ⑧, la transmission est rétablie. Le BSC informe le SGSN que la phase de handover est terminée. Le SGSN se charge alors de relayer l'information au BSC d'origine afin que ce dernier supprime le contexte associé au mobile ⑨⑩.

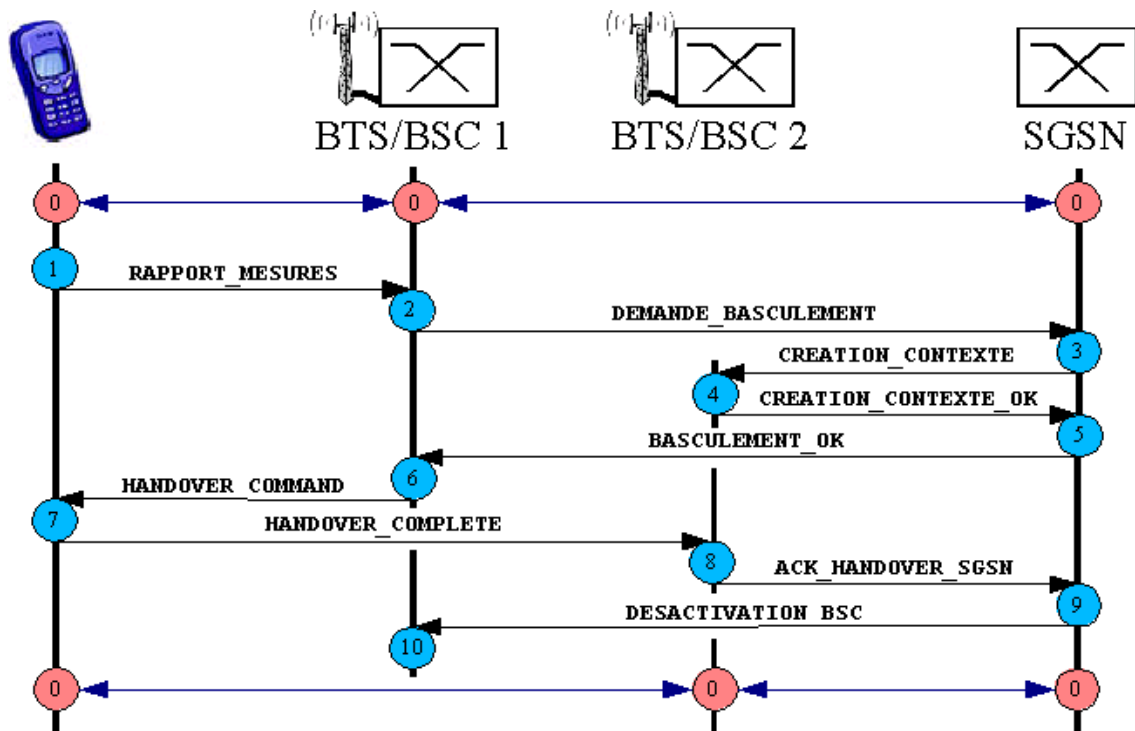


Figure 5.4.6.1. Procédure de Handover inter-BSC / intra-SGSN

5.4.7. Resélection commandée et assistée

Nous n'avons pas implémenté ici de procédure spécifique pour la resélection commandée ou assistée. Ces procédures restent fondamentalement les mêmes que la procédure de resélection simple, à la différence près que l'ordre de déclenchement de la procédure est envoyé par réseau. Toutefois, dans le cas de la resélection assistée, le temps de récupération des informations système sera réduit, voire nul. Il faut donc dans ce cas considérer un temps de coupure de la transmission plus réduit.

5.5. Description et paramètres du système simulé

Nous nous proposons ici de présenter les paramètres de simulation par défaut qui ont été choisis. Les simulations qui sont étudiées par la suite dérivent tous de ce modèle de référence.

5.5.1. Configuration du réseau

Nous considérerons un réseau à deux cellules. Ces deux cellules pourront être reliées au

même BSC ou à des BSC différents suivant le type de handover étudié (intra ou inter-BSC). Le délai de propagation des données entre les différents équipements est donné dans le tableau 5.5.1.1. A ce temps de transfert, il faut ajouter le temps d'émission des données. Celui ci dépend du débit des différentes interfaces (lui aussi rappelé dans le tableau 5.5.1.1).

Interface	Temps Transfert	Débit
Serveur $\leftrightarrow$ GGSN	50 ms	500 kbits/s
GGSN $\leftrightarrow$ SGSN	75 ms	500 kbits/s
SGSN $\leftrightarrow$ BSC (1 seul BSC)	100 ms	500 kbits/s
SGSN $\leftrightarrow$ BSC (2 BSC)	100 ms	300 kbits/s

Tableau 5.5.1.1. Temps de transfert des données sur les différentes interfaces

La trajectoire du mobile au cours de la simulation suit la schématique décrite sur la figure 5.5.1.1.

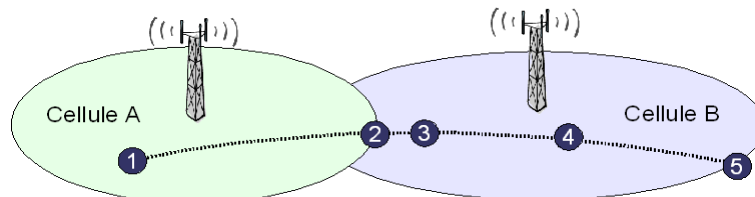


Figure 5.5.1.1. Trajectoire d'un mobile au cours d'une simulation

Le mobile commence par s'inscrire dans la cellule A en effectuant une procédure d'attachement ❶. Le mobile se déplace alors vers la seconde cellule. A la frontière des deux cellules ❷, le transfert inter-cellulaire est décidé et la procédure de basculement débute. Au point ❸, la procédure de basculement est terminée, la communication est rétablie. A l'étape ❹, le mobile et le serveur cessent de générer du trafic, le mobile continue alors de transmettre les données restantes. A l'étape ❺, le mobile quitte le réseau après avoir effectué une procédure de détachement.

Typiquement, dans le réseau considéré, le mobile reste entre 60 et 90 secondes dans la cellule A puis bascule dans la cellule B. Le générateur stoppe alors au bout de 1 minute et 30 secondes. Le mobile se détache ensuite au bout de 5 minutes (sauf s'il n'a pas totalement terminé la transmission de ses données).

La première cellule GPRS est configurée avec 4 slots dédiés au trafic de données GPRS et la seconde avec 6 slots. L'interface Abis possède 10 canaux à 16 kbits. Chaque BTS possède un buffer dont la capacité est de 20 blocs RLC en voie montante, et autant en voie descendante.

5.5.2. Gestion des utilisateurs

On considère deux profils d'utilisateurs. Ils ont tous deux une capacité multislot « 4+1 » : ils peuvent recevoir sur 4 slots et émettre sur 1 slot. Ces deux profils n'utilisent cependant pas le même schéma de codage. Le premier groupe d'utilisateurs utilise un schéma de codage offrant un débit de 13kbits/s (comme MCS-2) et le second groupe, un schéma de codage offrant un débit de 20kbits/s. On considère un taux d'arrivée de un mobile par minute pour chacun de ces deux groupes. Par ailleurs, pour éviter la surcharge du réseau, on limite à 20 le nombre de mobiles dans le réseau.

La condition d'arrêt du simulateur repose sur le nombre de mobiles que l'on accueille dans le réseau (sachant que chaque mobile effectue un handover). Quand on a atteint le nombre de mobiles introduit dans le réseau – 10000 par groupe - on stoppe le générateur de mobiles. Une fois que tous les mobiles se sont détachés, la simulation se termine.

5.5.3. Taille des données

Dans la configuration par défaut, les trames sont acquittées au niveau TCP/IP, non acquittées au niveaux LLC (S-LLC ou R-LLC), acquittées au niveau RLC. La taille utile des paquets et de leurs en-têtes sont fournis dans le tableau 5.5.3.1.

Type de Données	Champ de données utile	Taille de l'en-tête
Paquet TCP/IP ou UDP/IP	11500 bits au maximum	40 bits
Trame S-LLC	Taille paquet IP	40 bits
Trame R-LLC	Taille trame S-LLC	40 bits
Bloc RLC	Dépend du schéma de codage	40 bits

Tableau 5.5.3.1. Taille des trames de données

La taille maximale du champ de données utile d'un bloc RLC est calculée suivant la formule :

$$\text{Taille Bloc RLC} = \frac{\text{Débit Codage (bits/s)} \times 20\text{ms}}{1000} - \text{Taille de l'En-Tête}$$

La taille des trames d'acquiescement est égale à la taille de leurs en-têtes. La taille des messages de contrôles (qui sont utilisés dans le cadre des différentes procédures) dépend de l'interface sur lequel il est transmis : 120 bits sur l'interface Radio/Abis, 300 bits sur l'interface Gb (entre le BSC et le GGSN), 800 bits sur l'interface Gn et dans le réseau

internet (entre le SGSN, le GGSN et le serveur web).

5.5.4. Générateurs de trafics

Trois types de générateurs de données ont été utilisés : un générateur dit « persistant », un générateur de trafic de type HTTP et un générateur à flux continu. Sauf indication contraire, c'est le générateur de trafic persistant qui est utilisé dans la plupart des simulations.

Générateur de trafic « HTTP »

Le générateur de trafic HTTP est décrit dans [ETSI TR 101 112]. Ce modèle, assez complexe, a été défini dans le cadre des études qui ont été menées en vue de la normalisation de l'UMTS. Ce modèle n'est pas basé sur des mesures réelles et les résultats qu'il produit sont difficiles à étudier de manière analytique [Klem01].

Ce modèle vise à reproduire le comportement d'un utilisateur sur un réseau mobile. L'utilisateur ouvre et ferme des sessions. Au cours de sa session, l'utilisateur va consulter des pages HTML (ou WAP). L'affichage de ces pages requiert le téléchargement des contenus multimédia qu'elles contiennent : images, frames, feuilles de style, musiques, vidéos... Le profil de trafic obtenu ressemble alors à celui de la figure 5.5.4.1.

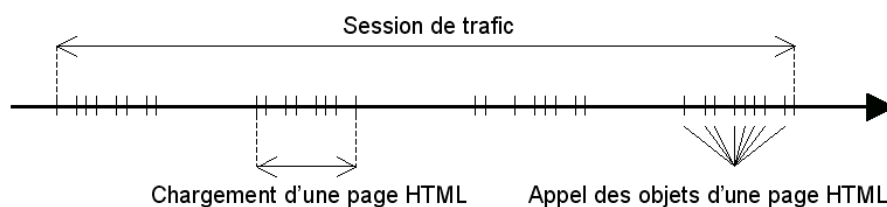


Figure 5.5.4.1. Profil de trafic HTTP

Les sessions arrivent dans le système en suivant un processus de Poisson. Le nombre de pages appelées au cours d'une session, le temps qui s'écoule entre deux appels de pages (ou temps de consultation de la page), le nombre d'objets par page et le temps qui s'écoule entre deux appels d'objets suivent une loi géométrique. Enfin, la taille des objets d'une page suit une loi de Pareto tronquée. Les paramètres de ces lois, tels qu'ils sont définis dans [ETSI TR 101 112], sont rappelés dans le tableau 5.5.4.1.

Les paramètres de la loi de Pareto tronquée (ou Cut Off) conduisent à une taille moyenne des paquets de 480 octets. Les paramètres que l'on peut faire varier sont le temps d'inter-arrivé des sessions et le temps qui sépare deux chargements d'objets.

Paramètres	Loi	Valeurs
Temps entre deux sessions	Exponentielle	Non précisé
Nombre de pages chargées par session	Géométrique	Valeur moyenne = 5
Temps de consultation d'une page	Géométrique	Valeur moyenne = 412s
Nombre d'objets par page	Géométrique	Valeur Moyenne = 25
Temps entre deux chargements d'objets	Géométrique	Valeur Moyenne < 1s
Taille des objets	Pareto Cut-Off	K=81,5 ; $\alpha=1,1$; m=66 666 octets

Tableau 5.5.4.1. Paramètres du modèle de trafic HTTP

Notons N_p le nombre de pages par session, T_p le temps de consultation d'une page, N_o le nombre d'objets par page, T_o le temps qui s'écoule entre deux chargements d'objets et S la taille d'un objet (480 octets). Exprimons D_c le débit nécessaire au chargement d'une page et D_s le débit moyen tout au long d'une session.

$$D_c = \frac{N_o S}{(N_o - 1) T_o}$$

$$D_s = \frac{N_p N_o S}{(N_p - 1) T_p + N_p (N_o - 1) T_o}$$

D_c est la valeur fournie dans la norme. C'est le débit instantané au moment du chargement. Cependant, le trafic D_s engendré par le mobile est bien moindre. Pour obtenir des charges de trafic plus réalistes, il faut absolument réduire le temps de consultation d'une page. En effet, il est peu probable que quelqu'un mette 412 secondes pour analyser une page HTML, qui plus est une page WAP.

Générateur de trafic « Persistant »

Le générateur de trafic « Persistant » vise à modéliser un transfert important de données, sans contrainte de temps réel, comme cela peut être le cas lorsque l'on fait du trafic de type FTP. On considère ici une couche application qui a toujours un ensemble de données (ou objet) à transmettre. La taille des objets considérés suit une loi de Pareto tronquée de mêmes paramètres que pour le trafic HTTP ($K=81,5$, $\alpha=1,1$, $m=66\,666$ octets). Cette couche n'entraîne pas d'engorgement de la couche application puisque les données sont générées au fur et à mesure de leur transmission.

Générateur de trafic à flux continu

Pour le générateur de trafic à débit constant, on génère périodiquement, à intervalle fixe, un nouvel objet. La taille de l'objet suit la même loi de Pareto tronquée que les générateurs précédents. Ce type de générateur vise à simuler un trafic en flux continu (Streaming) qui permet de modéliser, par exemple, des trafics vocaux ou du transfert de données en streaming, qu'il soit vocal ou vidéo.

6. Performances du transfert inter-cellulaire dans le réseau GPRS

Cette partie étudie les performances de différentes approches de resélection et de handover qui peuvent être mises en oeuvre pour réaliser un transfert inter-cellulaire dans un réseau GPRS. Après un rapide rappel des stratégies étudiées, nous analysons les résultats de différentes séries de simulations. Les résultats nous permettent de souligner les avantages et inconvénients de chaque approche de transfert inter-cellulaire.

Tout d'abord, nous évaluons les performances du transfert inter-cellulaire / intra-BSC. Nous y évaluons en particulier les gains de performance apportés par le maintien des contextes de transmission au niveau RLC. Nous évaluons ensuite l'influence du temps de basculement et de récupération des informations systèmes sur la procédure de resélection. Cette partie permet d'évaluer les gains de performances apportés par la resélection assistée, où le temps nécessaire au rétablissement de la transmission est plus faible. La partie suivante est consacrée à l'évaluation des performances du handover inter-BSC / intra-SSSN. Enfin, la dernière partie analyse l'influence de la taille des buffers de transmission, implémentés au niveau de la station de base, sur les performances des procédures de basculement.

6.1. Transfert inter-cellulaire / intra-BSC

Dans cette partie, nous considérons deux cellules reliées au même BSC. C'est le modèle de trafic « persistant » (Cf. 5.5.4) qui est ici considéré. On fait varier le temps de basculement entre 0 et 5 secondes. En cas de resélection, le mobile met 8 secondes pour récupérer les informations système et procéder à une réservation de ressources. Ce choix a été fait en considérant la périodicité minimale de diffusion de certaines informations système : une fois toutes les 32 trames à 51 ($32 \times 51 \times 4,62\text{ms} = 7,54\text{s}$) [3GPP 45.002].

Pour le handover et la resélection, deux approches ont été analysées. Dans la première approche, le changement de cellule entraîne la perte du contexte RLC associé à la transmission. Le TBF est réinitialisé et quelques blocs RLC sont perdus. Dans la seconde approche, on maintient les états de transmission au niveau RLC. Les blocs RLC perdus lors de la procédure de basculement sont retransmis au moment de la restauration de la transmission dans la nouvelle cellule.

Les résultats des simulations sont fournis pour les sens montant (uplink) et descendant (downlink). Ils dépendent de la durée de basculement.

Analyse des temps de basculement et de la durée des procédures

Les figures 6.1.1 présentent la durée de la procédure de transfert inter-cellulaire. La première figure présente la durée globale de la procédure. La différence de temps entre les procédures de handover et de resélection est essentiellement due aux 8 secondes nécessaires au mobile pour récupérer les informations systèmes de la cellule cible en cas de resélection. Cette courbe traduit surtout le temps de coupure de la transmission. Dans la seconde figure, le temps de basculement et de récupération des informations système a été soustrait. Il ne reste plus alors que le temps d'échange de signalisation nécessaire à la réalisation des procédures. On note alors que les procédures de resélection sont beaucoup plus rapides compte tenu du fait qu'elle sont plus simples du point de vue de l'échange de signalisation.

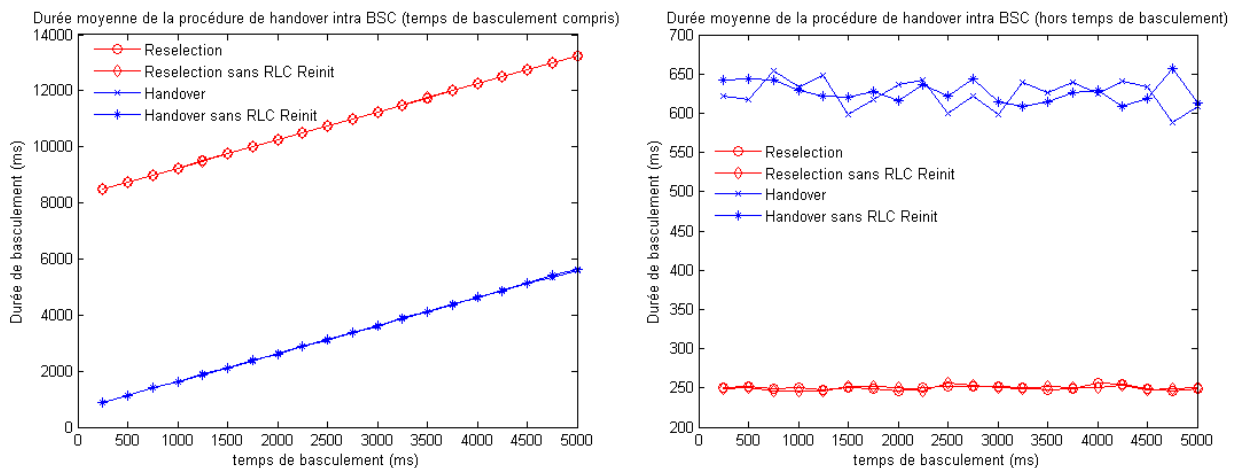


Figure 6.1.1. Durée de la procédure de transfert inter-cellulaire

Pertes aux niveaux MAC et RLC

Les figures 6.1.2 et 6.1.3 présentent les pertes de bloc au niveau RLC/MAC.

Les figures 6.1.2 représentent la différence entre le nombre de blocs émis et le nombre de blocs reçus, ce qui correspond aux pertes au niveau MAC. Sur le lien montant, il y a très peu de pertes. En cas de resélection, seul le bloc en cours de transmission sur l'interface Air au moment du basculement peut être perdu. A noter que dans le cas réel, il est probable que le mobile termine la transmission du bloc courant avant de décider du basculement. Les blocs RLC déjà parvenus à la station de base, quoi qu'il arrive, sont transmis jusqu'au BSC (qui peut éventuellement les ignorer). Lorsque le mobile reçoit l'ordre de handover, il suspend sa transmission montante avant de basculer. Aucun bloc RLC n'est alors perdu.

Les résultats pour le sens descendant sont plus significatifs. En cas de handover, le réseau suspend la transmission descendante : aucun bloc RLC n'est alors perdu. Par contre, en cas de resélection, le réseau ne détecte pas immédiatement le départ du mobile. Le réseau continue donc à émettre des blocs RLC dans l'attente de recevoir des acquittements. Quand la couche RLC détecte un état de blocage, le temporisateur T3182 (valeur par défaut de 5 seconde) est déclenché. A son expiration, la couche RLC est réinitialisée et le compteur N3102 (valeur par défaut 4) est décrémenté. Ce n'est que lorsque le compteur N3102 atteint 0 que le réseau considère que le mobile n'est plus dans la cellule [3GPP 44.060]. Dans le cas de notre simulateur, la transmission continue tant que le mobile n'a pas été détecté dans la nouvelle cellule. Cela peut donc prendre bien plus de 5 secondes. Le nombre de blocs transmis et perdus est donc plus faible dans la réalité. Comme nous le verrons par la suite, cela ne porte cependant pas à conséquence sur la validité de nos résultats.

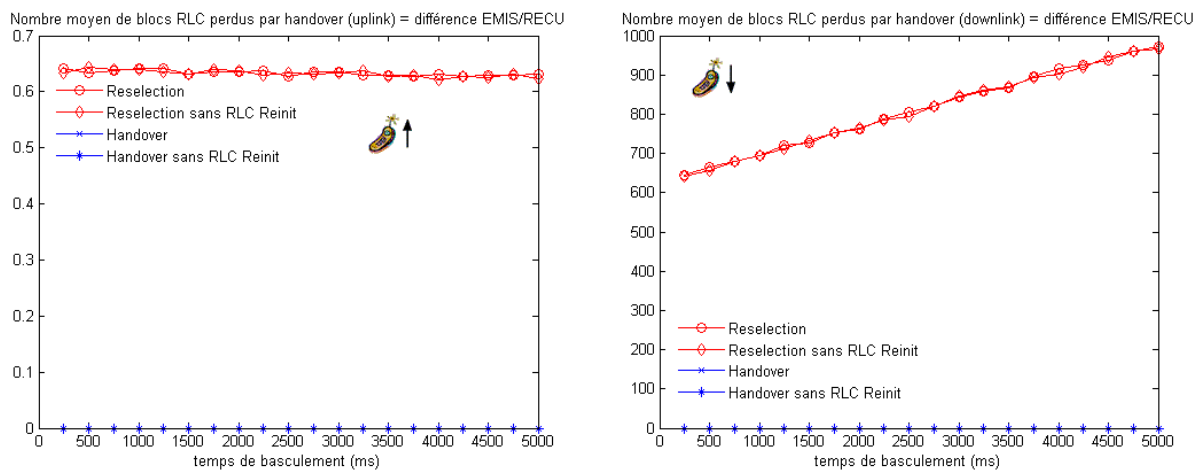


Figure 6.1.2. Nombre de blocs RLC perdus au cours d'un transfert inter-cellulaire (différence émis/reçus)

Les figures 6.1.3 représentent la différence entre le nombre de blocs RLC générés et le nombre de blocs RLC correctement transmis. Une trame LLC prise en charge par la couche RLC est segmentée avant transmission. Les blocs générés sont alors mis en attente. En cas de changement de cellule, la transmission est interrompue. Si la couche RLC n'est pas réinitialisée, la transmission est reprise dans la cellule cible et aucune perte n'est à déplorer. Par contre, si la couche RLC est réinitialisée, les blocs de la fenêtre de transmission sont perdus ainsi que les blocs segmentés mais non encore transmis. Dans le sens montant, entre 5 et 6 blocs RLC sont perdus, que l'approche de basculement retenue soit la resélection ou le handover. Dans le sens descendant, seul une dizaine de blocs sont perdus dans le cas du handover et une cinquantaine dans le cas de la resélection. Si l'on rapproche ces résultats de la figure 6.1.1, on note que les blocs perdus en cas de resélection sont ceux de la fenêtre de retransmission (dont la taille est fixée à 64 blocs dans le cas de notre simulateur) ; un peu moins en moyenne car les couches supérieures n'ont pas forcément suffisamment de données à transmettre pour remplir la fenêtre d'émission. Ce nombre est quasiment indépendant de la durée pendant laquelle la transmission est interrompue puisqu'il faut moins d'une demi seconde pour transmettre 64 blocs sur l'interface radio. Les imprécisions de notre modèle mises en

évidence au niveau de la figure 6.1.1 n'ont donc pas d'impact notable sur le volume réel des pertes. Dans le cas du handover, il n'y a aucune perte au niveau de la transmission puisque celle-ci est interrompue avant de procéder au basculement. La dizaine de blocs perdus en moyenne correspond donc aux blocs RLC, issus de trames LLC segmentées, mais qui n'ont pas encore été transférés sur l'interface radio. Pour limiter ces pertes, et dans le cas où les conditions radio le permettent, il serait envisageable d'attendre que la transmission de ces blocs soit terminée avant que le réseau n'envoie l'ordre de handover. Cette option est évoquée dans la norme. Elle reste du ressort du constructeur qui doit gérer convenablement la procédure de handover et refuser les demandes d'ouverture de nouveaux TBF qui peuvent avoir lieu pendant cette période.

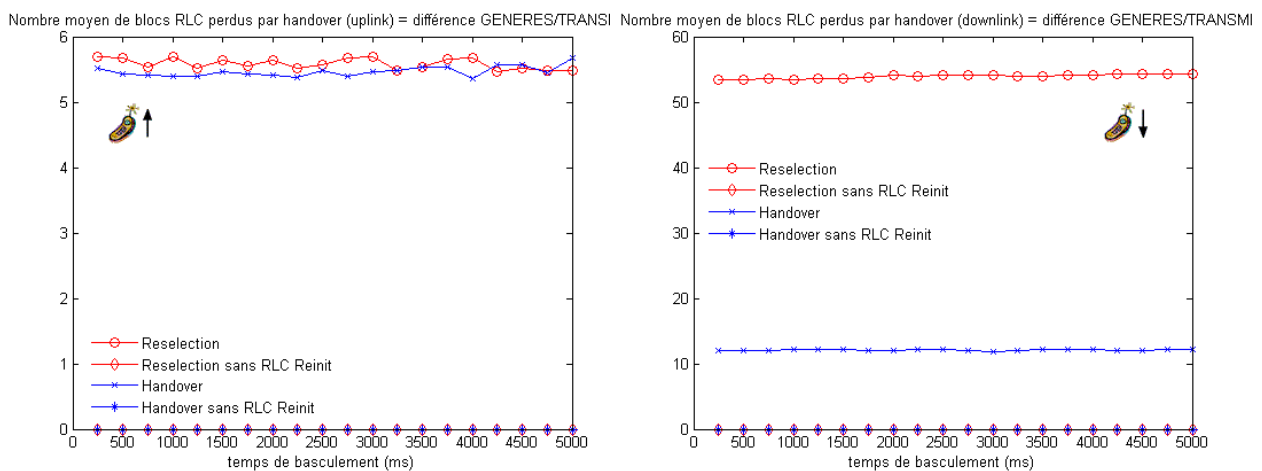


Figure 6.1.3. Nombre de blocs RLC perdus au cours d'un transfert inter-cellulaire (différence générés/transmis)

En cas de handover, c'est le réseau qui indique si le mobile doit ou non maintenir ses états de transmission RLC/MAC. Si ceux-ci doivent être maintenus, la norme [3GPP 44.060] précise que les temporisateurs associés à la couche RLC doivent continuer de s'écouler pendant la phase de basculement : il faut donc absolument que ce basculement s'effectue en moins de 5 secondes pour que cette stratégie soit efficace.

En cas de resélection, la norme n'offre pas la possibilité de maintenir les états RLC/MAC. Compte tenu de la durée nécessaire au mobile pour récupérer les informations système de la cellule cible, il n'est pas envisageable de maintenir les états RLC/MAC tout en poursuivant l'écoulement des temporisateurs associés. Une solution possible serait alors de figer les états RLC/MAC et les temporisateurs associés, le temps de procéder à la resélection. Pour cela, il faut que le réseau soit informé du début de la procédure. Cela ne peut être fait que dans le cas de la resélection assistée par le réseau. Dans cette procédure, le mobile informe préalablement le réseau de son intention de procéder à une resélection et le réseau acquitte cette information en envoyant un message qui déclenche le basculement.

Blocs RLC transmis au cours de la simulation

Les figures 6.1.4 présentent le nombre de blocs RLC transmis au cours de la simulation. On peut constater que dans le cas du handover, un plus grand nombre de blocs RLC sont transmis. En effet, dans ce cas, le temps de suspension de la transmission est plus court que dans le cas de la resélection. Cela se constate également par une légère décroissance du nombre de blocs transmis lorsque le temps de basculement augmente.

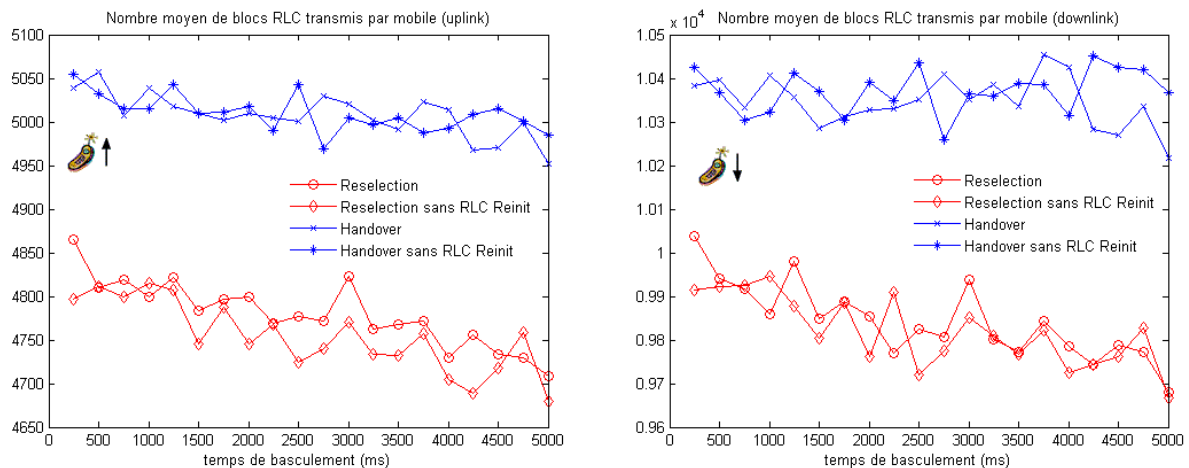


Figure 6.1.4. Nombre moyen de blocs RLC transmis par mobiles

Temps de transmission au niveau RLC

Les figures 6.1.5 présentent les temps moyens de transmission des blocs RLC. Comme on peut le constater, les performances en terme de temps de transmission sont très proches, quelle que soit la stratégie choisie. Seule la stratégie de resélection, sans réinitialisation de la couche RLC, présente des performances moindres. Si l'on se concentre sur le sens descendant, on constate que la stratégie qui présente les meilleures performances est la resélection simple. D'une part, les blocs perdus ne sont pas retransmis et, d'autre part, pendant le temps de basculement, le mobile ne génère aucun trafic. Le réseau est moins chargé et les transmissions sont plus rapides.

La resélection sans réinitialisation de la couche RLC engendre des délais de transmission importants. Quand le mobile bascule, les blocs perdus doivent être retransmis. La charge subie par le réseau au moment de la reprise de la transmission est alors à son maximum. Il faut retransmettre les blocs perdus et éventuellement les trames issues des retransmissions aux niveaux supérieurs (mécanisme de retransmission TCP dans notre cas). Par ailleurs, les blocs RLC délivrés après le basculement subissent un retard au moins égal au temps de basculement, ce qui vient fortement dégrader le temps moyen de transmission.

Dans le cas du handover, on devrait avoir la même différenciation entre les deux stratégies – avec ou sans réinitialisation – que dans le cas de la resélection. Ces différences sont cependant nettement moins marquées du fait que peu de blocs sont perdus au cours du handover. Leur retransmission n'engendre pas un trafic supplémentaire sensible et le temps de basculement étant très court, il n'influe pas sur le délai moyen de transmission des blocs.

On notera que les temps de transmission obtenus avec le simulateur semblent correspondre aux mesures effectuées par Ericsson et évoquées dans [Håk06]. Dans cet article, le RTT au niveau RLC dans le sous système radio est d'environ 150ms (temps de traitement – reaction time - par le BSC compris).

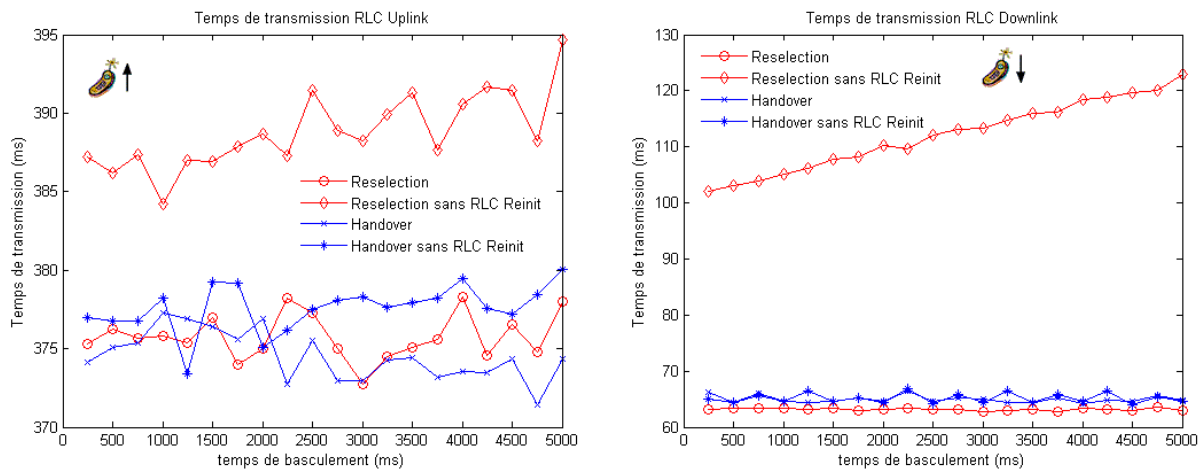


Figure 6.1.5. Temps de transmission des blocs RLC

Pertes au niveau LLC

Les figures 6.1.6 présentent le nombre de trames perdues au niveau LLC au cours d'un handover. Ces courbes sont à mettre en regard des figures 6.1.3, qui mesurent les pertes au niveau RLC. On peut noter que, dans le sens montant, moins d'une trame en moyenne est perdue. Si au moment du basculement, il n'y avait aucune trame en cours de transmission, aucun bloc n'a été perdu et, par conséquent, aucune trame LLC. Cela suppose également que lorsqu'une trame LLC est en cours de transmission sur l'interface radio et qu'un basculement de cellule se produit, beaucoup plus de 6 blocs RLC peuvent être perdus. C'est le cas par exemple si le basculement se produit alors que la trame LLC vient à peine d'être segmentée par la couche RLC.

Dans le sens descendant, on observe le même profil de pertes au niveau LLC qu'au niveau RLC. La perte de 12 blocs en moyenne en cas de handover entraîne une perte d'un peu moins d'une trame en moyenne au niveau LLC. La perte d'un peu moins de 55 blocs au niveau RLC entraîne la perte de 5 à 6 trames en moyenne au niveau LLC.

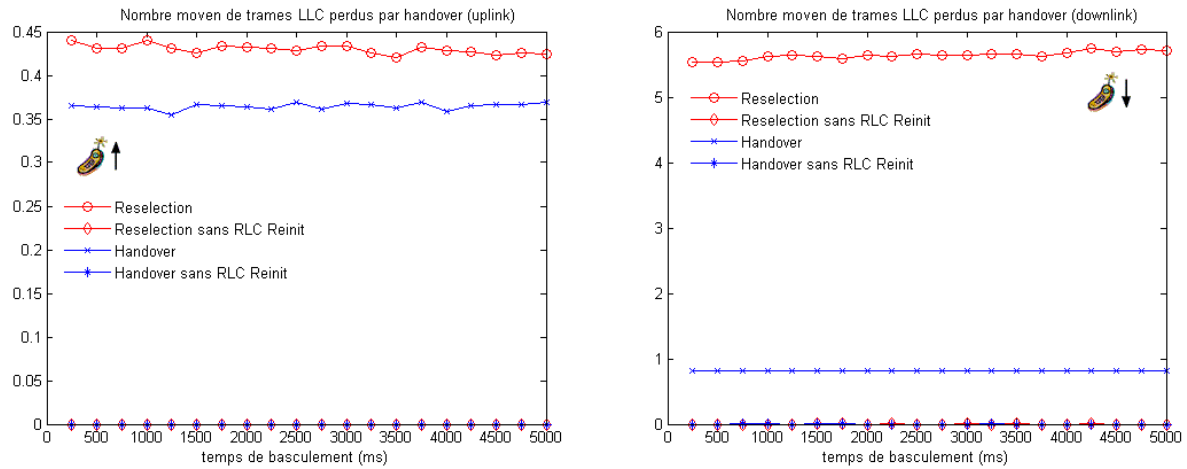


Figure 6.1.6. Nombre de trames LLC perdues au cours d'un transfert inter-cellulaire

Temps de transmission au niveau LLC

Les figures 6.1.7 présentent le temps de transmission des trames au niveau LLC. Ces figures mettent bien en évidence le gain de performance obtenu dans le cas d'un handover, où le temps de basculement est plus faible. Le délais de transmission au niveau LLC pour les stratégies de resélection souffre du retard de délivrance induit par la suspension temporaire – mais sensible – de la transmission. Dans le cas où la couche RLC n'est pas réinitialisée, le nombre de trames dont la délivrance est retardée est plus important et la charge subie au moment de la reprise de la communication est plus élevée, d'où des performances plus mauvaises. A noter que dans ce cas, le nombre de trames retardées, et donc qui viennent impacter les statistiques, sont plus nombreuses du fait qu'il n'y a aucune perte. Les trames LLC qui sont perdues dans le cas où on réinitialise la couche RLC n'ont aucun impact sur les délais de transmission.

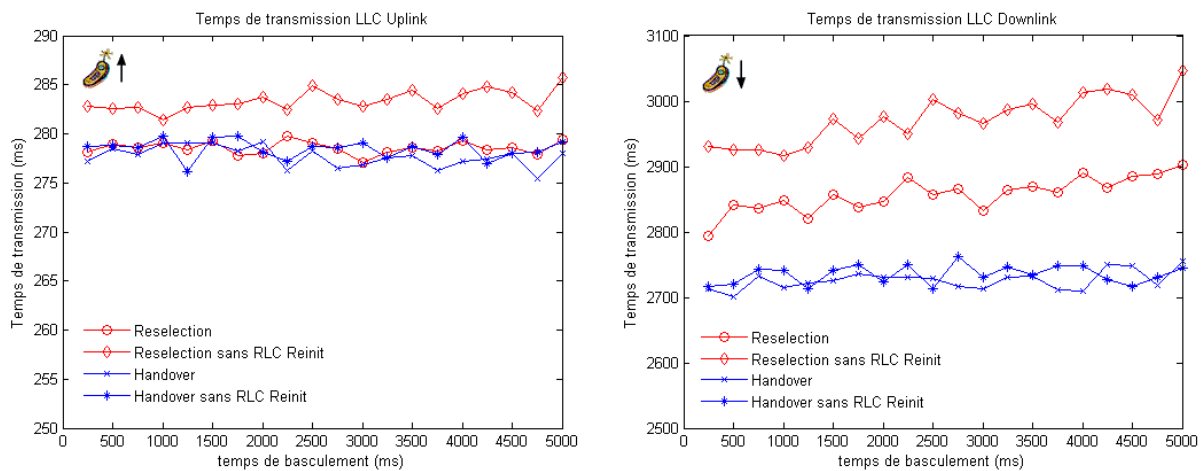


Figure 6.1.7. Temps de transmission des trames LLC

Pertes au niveau TCP

Les figures 6.1.8 montrent le nombre de paquets TCP perdus par handover. Elles découlent directement des résultats présentés sur la figure 6.1.6 relatifs aux pertes au niveau LLC. Les pertes présentées ici ne concernent que les paquets TCP, et non les acquittements. C'est pourquoi le nombre de paquets perdu est légèrement plus faible que le nombre de trames LLC perdues (ces dernières pouvant contenir un paquet TCP ou un acquittement).

Par ailleurs, est présenté ici la différence entre les paquets TCP émis et ceux reçus. Nous n'avons pas présenté la différence entre le nombre de paquets générés et le nombre de paquets transmis : dans notre simulateur, nous considérons un mécanisme de retransmission TCP persistant, les pertes sont donc nulles.

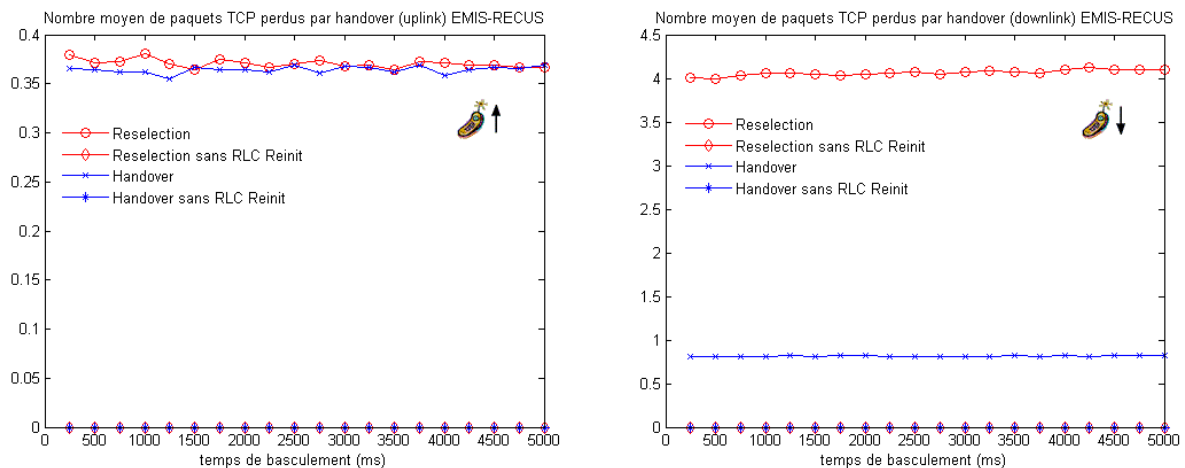


Figure 6.1.8. Nombre de paquets TCP perdus par handover

Temps de transmission au niveau « Application »

Les figures 6.1.9 présentent le temps de transmission des objets générés par la couche application. Au niveau LLC (Cf. figure 6.1.2), nous avons vu que la stratégie de re-sélection présentait un léger avantage en terme de temps de transmission par rapport à la stratégie de re-sélection avec conservation des états RLC. Cet avantage est ici perdu puisque les trames LLC perdues dans le cas de la re-sélection devront être retransmises grâce au mécanisme de retransmission TCP. Ceci induit donc un délai supplémentaire pour la transmission des objets de la couche application. Bien que ces délais soient importants, ils sont cohérent au regard des conditions particulières de l'instant d'observation – au moment d'un changement de cellule – et de la charge du réseau.

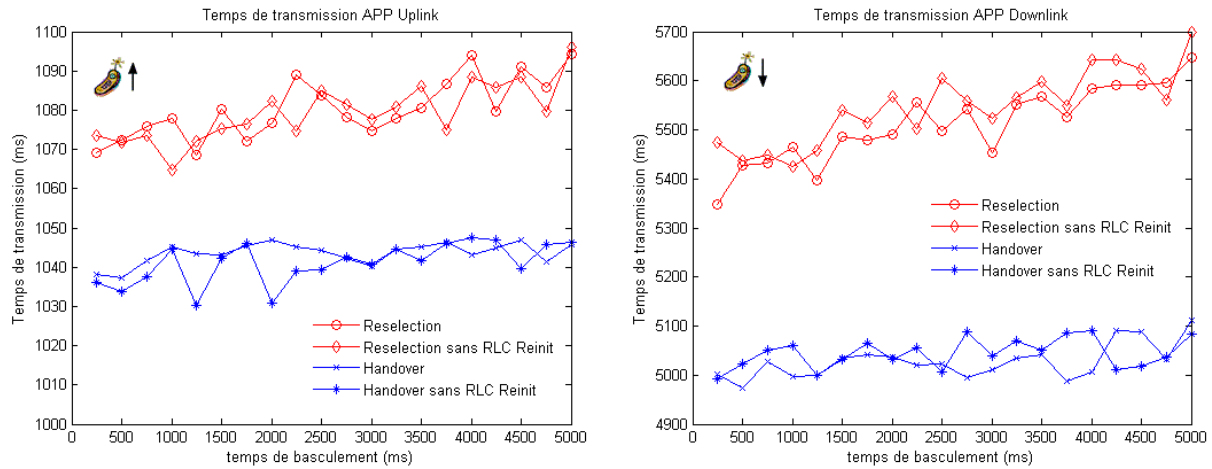


Figure 6.1.9. Temps de transmission des données générées par la couche application

Conclusion

Dans cette partie, nous avons analysé différentes approches pour la réalisation du basculement intra-BSC. La stratégie de basculement par handover présente les meilleures performances, que ce soit en terme de temps de coupure que de pertes. Nous avons montré que le maintien des états de transmission au niveau RLC permet d'assurer un basculement sans pertes. Cela se paye cependant par une légère augmentation des délais de transmission, une fois la transmission rétablie.

6.2. Resélection autonome et assistée, inter-cellulaire / intra-BSC

Dans la partie 6.1, nous avons comparé les deux approches de transfert inter-cellulaire, par handover et par resélection. Pour la resélection, nous avons considéré une resélection autonome, où le mobile doit récupérer la totalité des informations systèmes de la cellule cible avant de pouvoir rétablir la communication. Dans cette partie, nous allons analyser les performances de la resélection assistée par le réseau, afin d'en mesurer les avantages.

Pour cela, nous considérons la même configuration de réseau que dans la partie 6.1. Cette fois, nous considérons deux valeurs pour le temps de basculement - 2 et 5 secondes – et nous faisons varier le temps de resélection entre 0 et 10 secondes.

Quelle que soit la stratégie adoptée pour la resélection, le mobile devra forcément changer de cellule, c'est à dire se synchroniser avec elle, procéder à une mise à jour de localisation (Cell Update), puis à la réservation d'un TBF. Ces étapes prennent raisonnablement 2 secondes. Suivant la stratégie adoptée – et surtout suivant la quantité d'informations que le mobile a acquis sur la cellule cible avant de procéder au basculement – le mobile met plus ou moins de temps pour récupérer les informations système. Ce temps

de récupération des informations système manquantes a alors un impact sur les performances de la procédure de resélection. Ce temps est directement lié à la périodicité de diffusion des informations système dans la cellule cible.

Pour l'interprétation de ces courbes, un faible temps de récupération des informations système correspond à une procédure de resélection assistée par le réseau. Ce dernier transmet en effet préalablement toutes les informations système nécessaires au mobile. Les temps de récupération plus élevés correspondent au cas où le réseau n'a envoyé aucune – ou une partie seulement – des informations systèmes. Le mobile doit alors attendre au pire la périodicité minimale de diffusion de ces informations (7,54s [3GPP 45.002]). Le temps d'attente moyen augmentant avec le nombre de message d'information à récupérer.

Impact sur les pertes de données

Les figures 6.2.1 présentent le nombre de blocs MAC perdus au cours d'une resélection en fonction du temps nécessaire à la récupération des informations système. Cette quantité correspond à la différence entre le nombre de blocs émis et le nombre de blocs reçus. Dans le sens montant, les pertes présentent le même profil, quelque soit le temps de coupure. Par contre, dans le sens descendant, la quantité de blocs RLC perdus augmente en fonction du temps nécessaire au basculement.

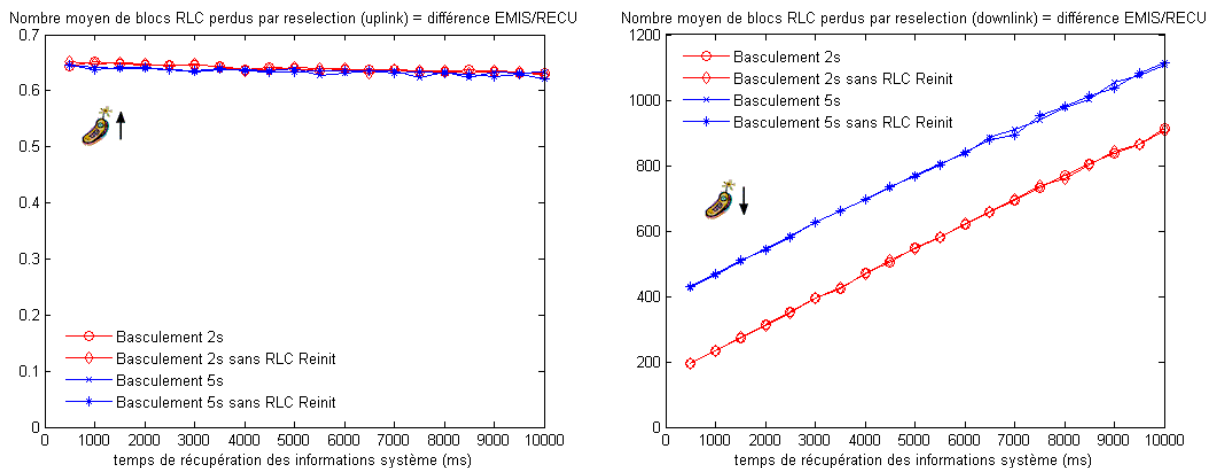


Figure 6.2.1. Nombre de blocs RLC perdus au cours d'une resélection de cellule (différence émis/reçus)

Les figures 6.2.2 présentent les pertes de blocs RLC dues au basculement inter-cellulaire (différence entre les blocs générés et ceux réellement transmis). On se rend compte ici que ces pertes sont quasiment indépendantes de la durée de basculement. Dans les deux cas, on perd les blocs contenus dans la fenêtre d'émission et ceux, issus de la segmentation des trames LLC, qui n'ont pas été transmis. A noter tout de même une légère augmentation du nombre de blocs perdus en voie descendante. En effet, si la fenêtre d'émission n'est pas bloquée et qu'une nouvelle trame LLC arrive pendant la phase de basculement, celle-ci sera alors segmentée et donc perdue.

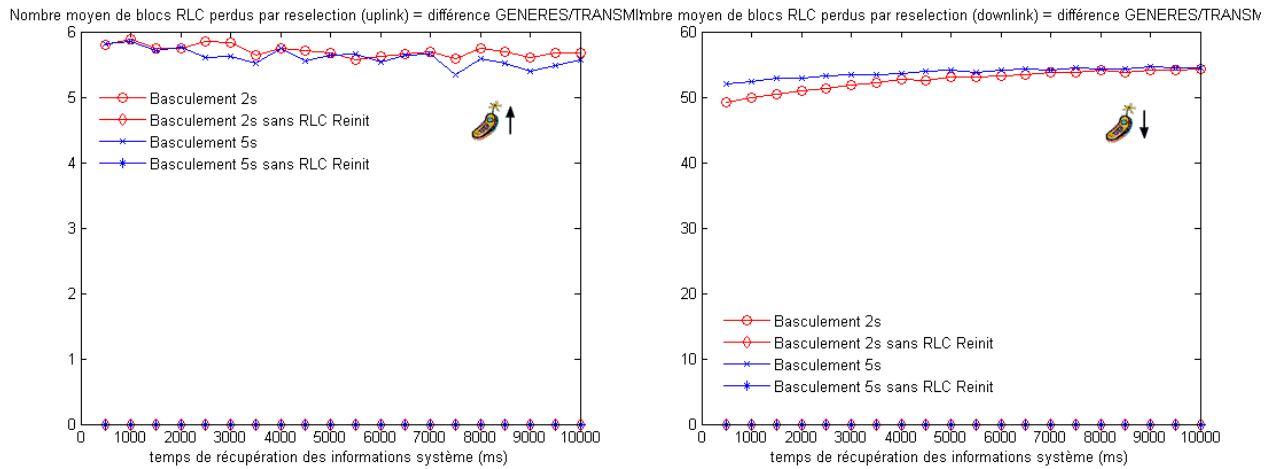


Figure 6.2.2. Nombre de blocs RLC perdus au cours d'une resélection de cellule (différence générés/transmis)

De ces résultats découlent les figures 6.2.3 qui présentent une légère croissance au niveau LLC des trames perdues pour le sens montant.

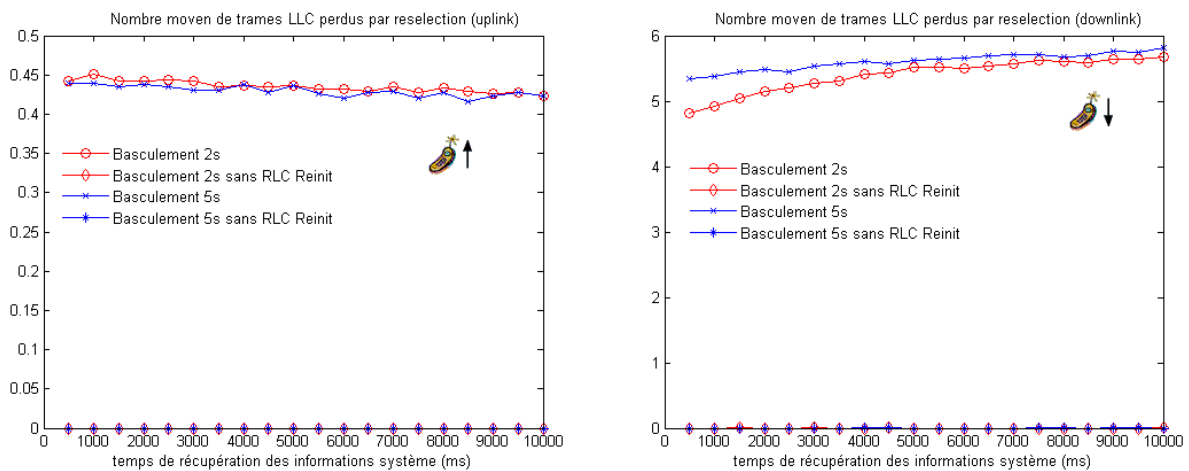


Figure 6.2.3. Nombre de trames LLC perdus au cours d'une resélection de cellule

Influence sur les délais de transmission

Si le temps de coupure a peu d'impact sur les pertes, il n'en va pas de même pour les délais de transmission. Les figures 6.2.4 présentent l'augmentation du délai de transmission moyen au niveau RLC/MAC. On constate tout d'abord que ce temps de transmission est à peu près stable si on réinitialise les états de transmission au niveau RLC. Les blocs non transmis sont alors perdus et n'entrent donc pas dans les statistiques des délais de transmission. Par contre, dans le cas où les états de la couche RLC sont préservés, le temps de transmission moyen augmente proportionnellement au temps de coupure.

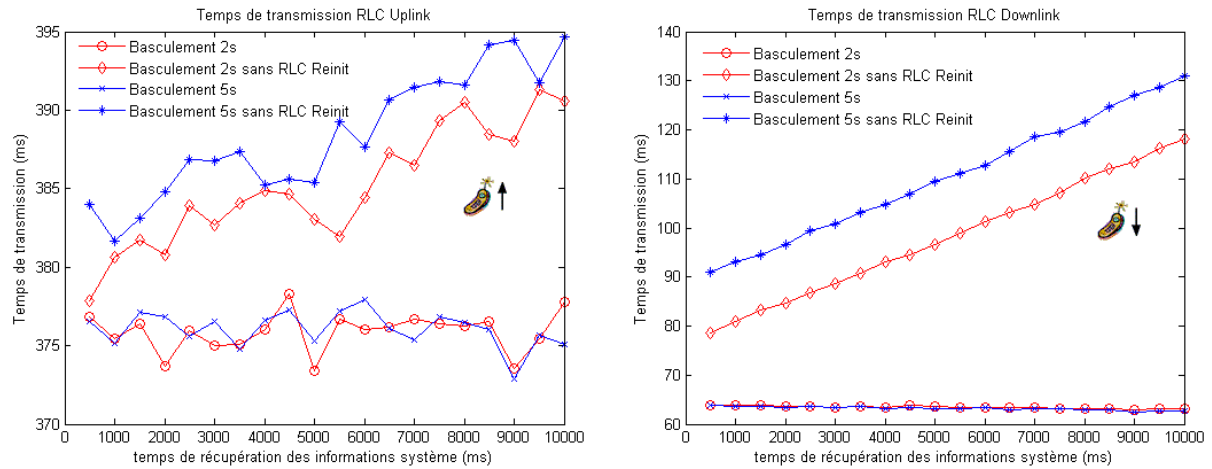


Figure 6.2.4. Temps moyen de transmission des trames RLC

Les délais de transmission au niveau applicatif, présentés sur les figures 6.2.5, ne permettent pas de mettre en évidence une différence majeure entre les deux stratégies (avec ou sans réinitialisation de la couche RLC). Les pertes engendrées par la réinitialisation des états de transmission au niveau RLC devant être corrigées par la couche TCP. Par contre, on observe une nette augmentation du temps moyen de transmission des objets générés par la couche application.

A noter que dans tous les cas, ces temps sont supérieurs à ceux obtenus avec un basculement par handover (comme étudié sur la figure 6.1.9).

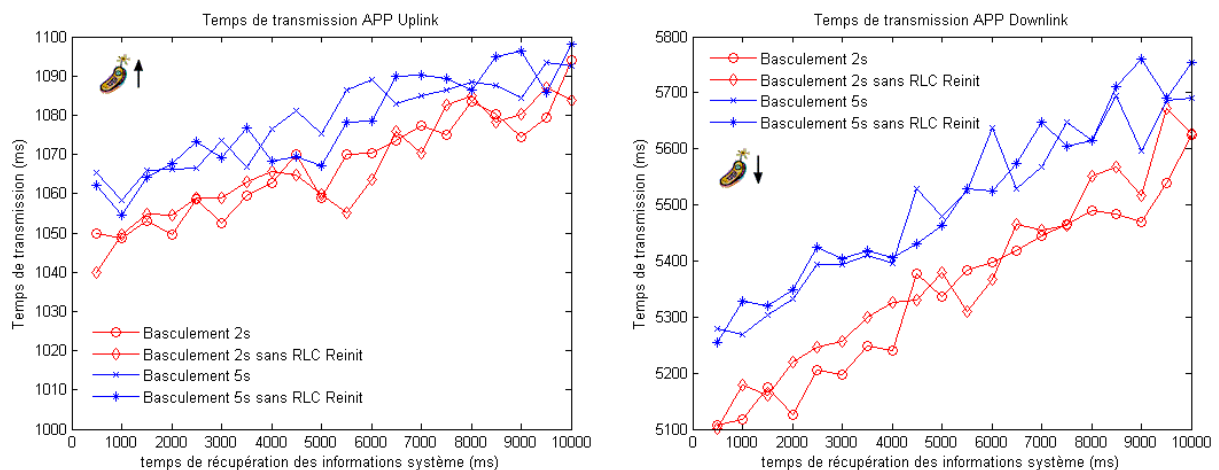


Figure 6.2.5. Temps moyen de transmission des objets de la couche application

Influence sur le débit

En observant, sur les figures 6.2.6, le nombre de blocs RLC transmis par mobiles au

cours d'une simulation, on constate une décroissance du nombre de blocs transmis lorsque le temps pendant laquelle la transmission est suspendue augmente. On peut ainsi évaluer l'impact du transfert inter-cellulaire sur le débit réel de l'utilisateur au cours de sa session.

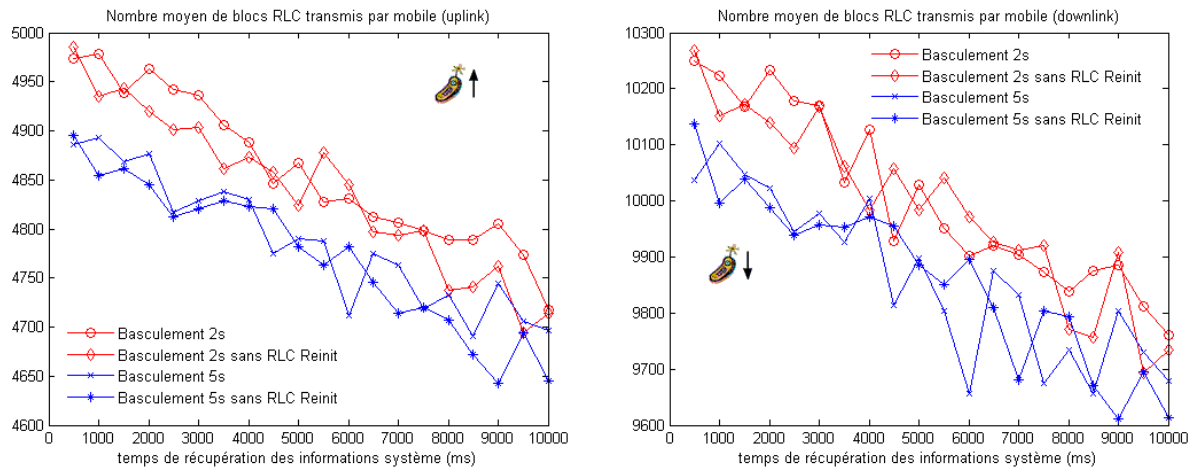


Figure 6.2.6. Nombre moyen de blocs RLC transmis par mobiles

Conclusions

Cette partie a permis d'analyser l'influence du temps de coupure sur la procédure de re-sélection. Cela permet de mesurer les bénéfices apportés par la procédure de resélection assistée. Cette procédure devrait conduire à réduire les temps nécessaires à la récupération des informations système au moment de la resélection. La réduction du temps de coupure a une influence sensible sur tous les critères d'évaluation de la procédure : pertes, délais et débits.

6.3. Transfert inter-cellulaire / inter-BSC / intra SGSN

Le but de cette partie est d'analyser les performances du transfert inter-BSC / intra-SGSN. Pour ce faire, nous avons repris la configuration définie pour la partie 6.1, mais en reliant les BTS à deux BSC différents. Le nombre de canaux à 16 kbits/s sur l'interface Abis dédiés au trafic GPRS pour la première cellule a été porté à 6 et dans la seconde, à 8. Les résultats obtenus sont comparés à ceux obtenus dans le cas du transfert inter-cellulaire / intra BSC (Cf. partie 6.1).

On notera ici que la comparaison ne porte que sur les procédures de basculement avec ré-initialisation de la couche RLC. En effet, dans le cas du transfert inter-BSC, cette couche n'étant pas localisée dans le même équipement, il n'est pas possible de maintenir les états de transmission au cours de la procédure de basculement. Par ailleurs, le transfert intra-BSC est présenté ici à titre indicatif. L'architecture du réseau et le nombre de

ressources attribué aux communications GPRS étant différents, il n'est pas possible de comparer de manière rigoureuse les performances de la resélection intra et inter-BSC.

Durée des procédures

Les figures 6.3.1 et 6.3.2 montrent la durée de la procédure de transfert intercellulaire, entre le moment où le transfert est décidé et le moment où la communication est rétablie. Sur ces courbes, on constate que les procédures de transfert inter-BSC sont plus longues que les procédures de transfert intra-BSC. La différence est d'autant plus visible sur la figure 6.3.2 qui traduit le temps nécessaire à l'échange de la signalisation (sans prendre en compte le temps de basculement).

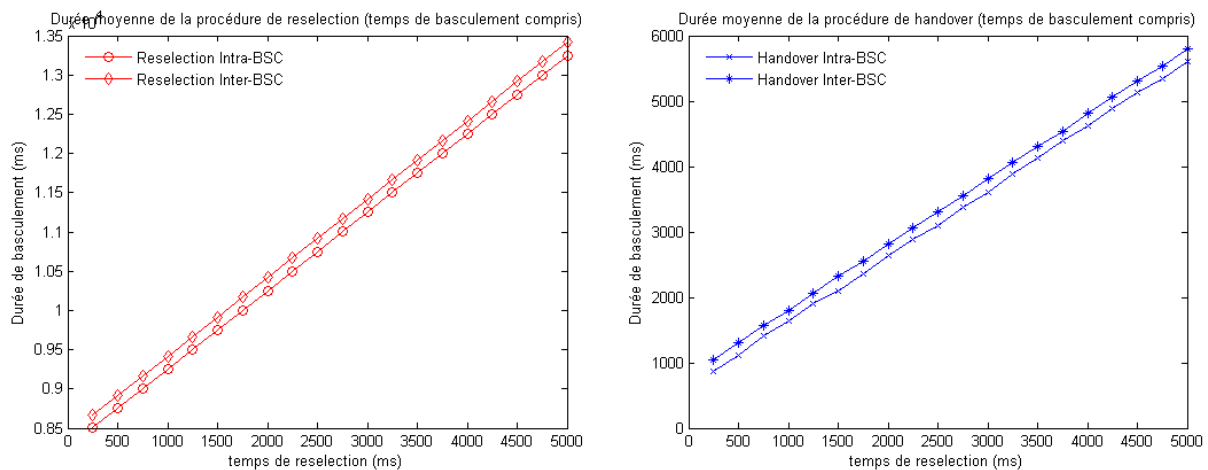


Figure 6.3.1. Durée de la procédure de basculement

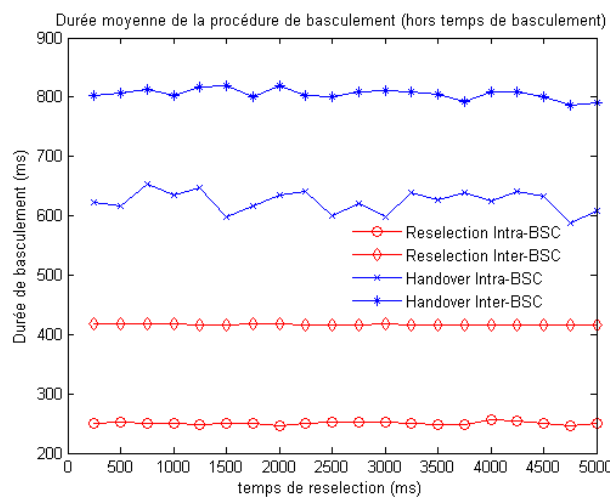


Figure 6.3.2. Durée de la procédure de transfert intercellulaire (hors temps de basculement)

Pertes au niveau MAC et RLC

Les figures 6.3.3 présentent le nombre de blocs MAC perdus au cours d'un transfert inter-cellulaire. Il s'agit de la différence entre le nombre de blocs émis et le nombre de blocs reçus. On peut constater que les pertes sont du même ordre pour le basculement intra et inter-BSC. Les pertes semblent légèrement plus importantes dans le cas d'une resélection inter-BSC. Pour le sens montant, la différence est très faible. Comme cela a déjà été évoqué précédemment (Cf. §6.1), ces pertes devraient être nulles si le mobile ne quittait pas la cellule au milieu de l'émission d'un bloc. La différence de performance peut s'expliquer par la configuration légèrement différente des deux réseaux. Dans le sens descendant, la différence importante est due au fait que le temps de coupure est plus long. Pendant ce temps, l'ancien BSC continu à envoyer les données vers l'ancienne BTS alors que le mobile a déjà quitté la cellule.

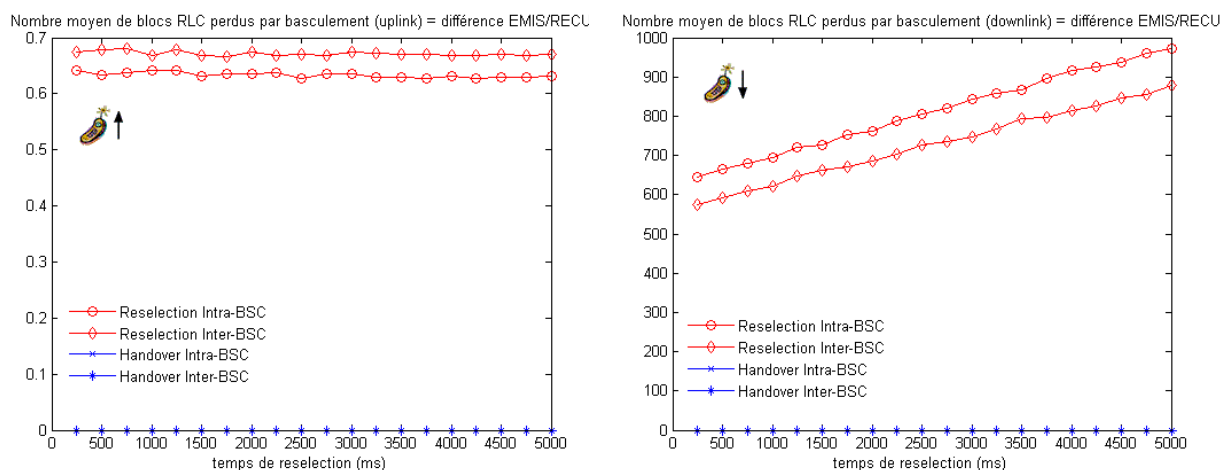


Figure 6.3.3. Nombre de blocs RLC perdus au cours d'un transfert inter-BSC (différence émis/reçus)

Les figures 6.3.4 représentent les pertes au niveau RLC : différence entre le nombre de blocs RLC générés et le nombre de blocs RLC transmis. Là encore, la différence entre les basculements intra et inter-BSC est très faible. Dans les deux cas, c'est la totalité de la fenêtre d'émission qui est perdue. Dans le cas de la resélection, dans le sens descendant, plus de blocs sont perdus. Le temps que le mobile effectue le basculement et que le réseau se reconfigure, plus de trames LLC parviennent au BSC et sont segmentées pour être transmises. Dans le cas du handover, le réseau se reconfigure avant le déclenchement du basculement. Les pertes au niveau RLC se limitent alors aux seuls blocs non encore transmis.

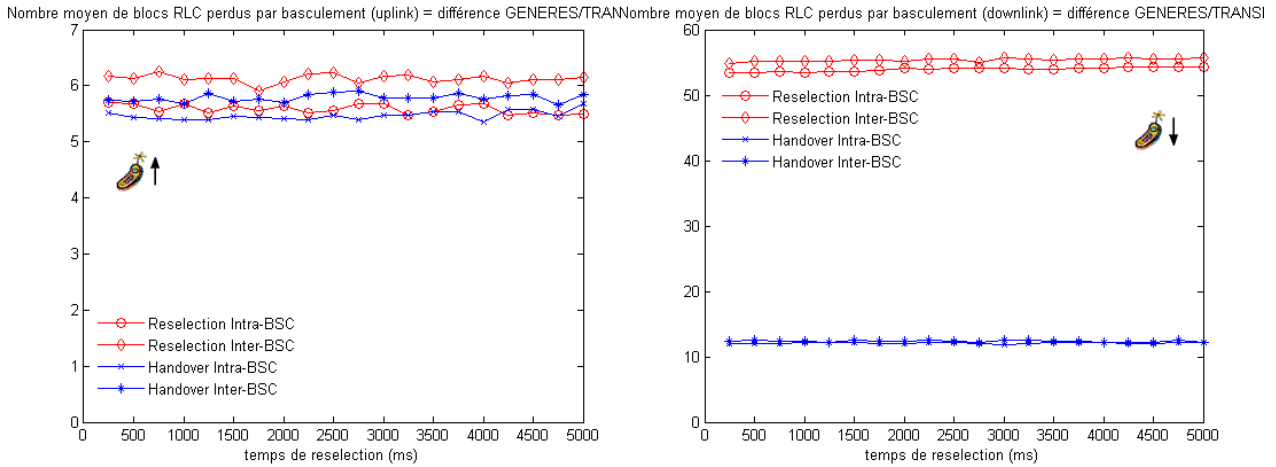


Figure 6.3.4. Nombre de blocs RLC perdus au cours d'un transfert inter-BSC (différence générés/transmis)

Pertes au niveau LLC et IP

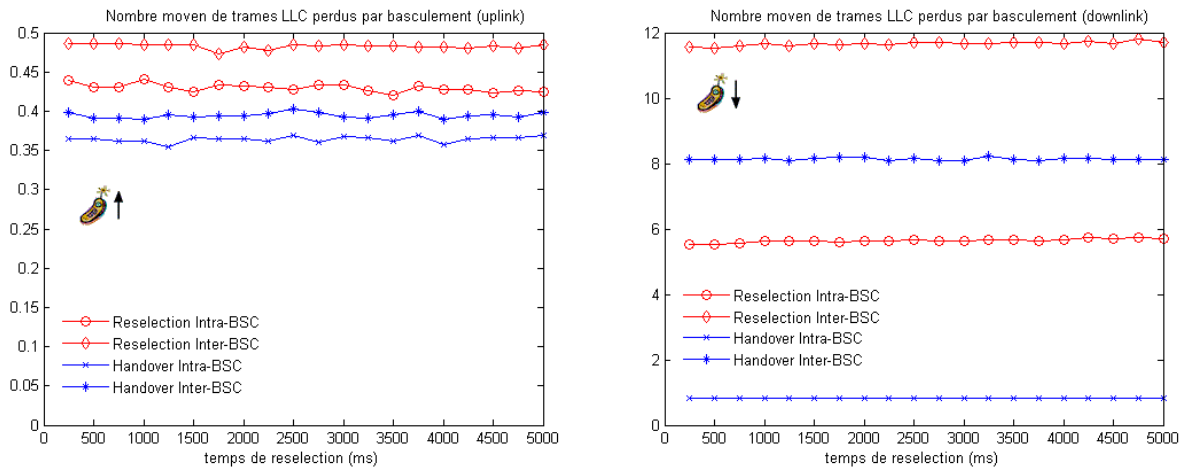


Figure 6.3.5. Nombre de trames LLC perdus au cours d'un transfert inter-BSC

Les figures 6.3.5 présentent le nombre de trames LLC perdues au cours d'un transfert inter-cellulaire. Ces figures permettent de constater la différence en terme de pertes entre un handover intra et un handover inter-BSC. Dans le sens montant, la différence n'est pas très sensible. Seules les trames LLC segmentées sont perdues au moment de la réinitialisation de la couche RLC. Dans le sens descendant, par contre, la différence est beaucoup plus sensible. Dans le cas du handover intra BSC, seules les trames LLC segmentées, mais non transmises, sont perdues. Les trames parvenues au BSC qui n'ont pas été segmentées sont transmises au moment du rétablissement de la transmission. Dans le cas du basculement inter-BSC, toutes les trames LLC parvenues au BSC - ou qui y parviennent après le déclenchement du basculement - sont perdues. On observe la perte d'environ 6 trames supplémentaires dans le cas du basculement inter-BSC par rapport à

un même basculement intra-BSC. On notera cependant que ces pertes peuvent varier sensiblement en fonction de la politique mise en oeuvre pour la gestion des flux de données. Dans notre cas, nous informons le SGSN dès que plus de deux trames LLC – pour un mobile donné – sont en attente de transmission dans un équipement. Une gestion des flux plus fine devrait entraîner la diminution de ces pertes, mais demande une plus grande réactivité du réseau et peut induire des délais de transmission supplémentaires dans des conditions normales de trafic.

De ces pertes découlent le nombre de paquets IP perdus à cause du basculement (Cf. figure 6.3.6). Ces pertes sont reprises pas le mécanisme de retransmission de TCP.

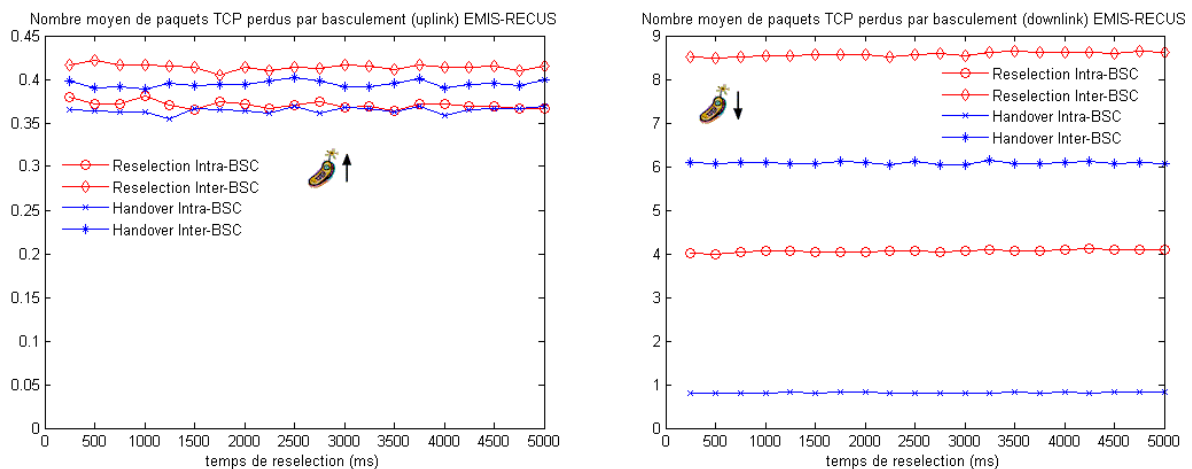


Figure 6.3.6. Nombre de paquets IP perdus au cours d'un transfert inter-BSC

Délais de transmission au niveau RLC

Considérons maintenant les délais de transmission. Au niveau RLC (Cf. figure 6.3.7), le temps de transmission moyen des blocs RLC dans le sens montant est plus faible dans le cas du transfert inter-BSC que dans le cas du transfert intra-BSC. Ceci s'explique essentiellement par les conditions de trafic qui sont plus favorables. Le temps de coupure de la transmission pour les mobiles est plus important, ce qui entraîne une moindre charge du réseau. De plus, afin de compenser les gains de performances dus au partage des ressources entre plusieurs cellules sur l'interface Abis (effet « Trunk »), plus de ressources ont été configurées pour le transfert de données dans le cas du basculement inter-BSC. Ces différences sont cependant moins sensibles dans le sens descendant. Ce qui est essentiel à retenir est que, compte tenu qu'il n'y a pas conservation des états de transmission au niveau RLC/MAC, les délais de transmission sont proches, quelque soit la stratégie de basculement adoptée : handover ou resélection. Dans le cas de la resélection, on gagne en délais à cause du fait que plus de données sont perdues et que le temps d'inactivité du mobile est plus long, ce qui entraîne une moindre charge du réseau.

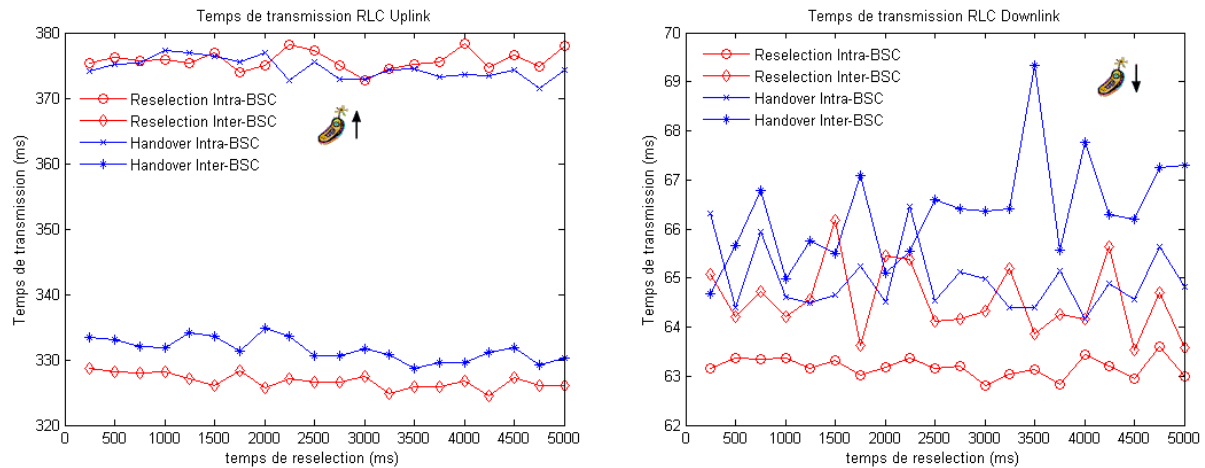


Figure 6.3.7. Temps de transmission des blocs RLC

Temps de transmission au niveau « Application »

Au niveau application, comme le montre les figures 6.3.8, la stratégie de handover présente des performances légèrement meilleures que la stratégie de resélection.

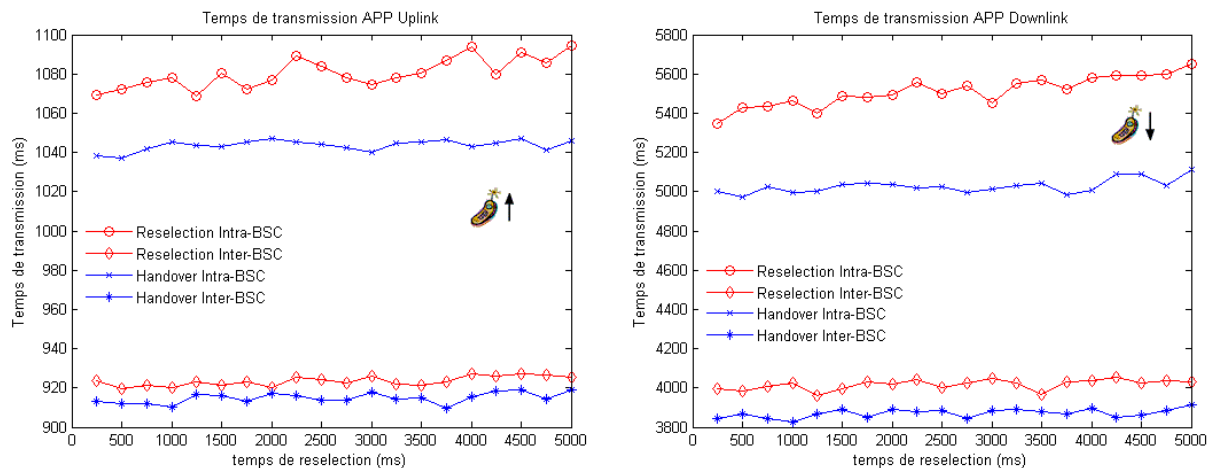


Figure 6.3.8. Temps de transmission des éléments de données

Conclusion

Cette partie nous a permis de comparer les performances des stratégies de resélection et de handover dans le cas du basculement inter-BSC. Le handover reste la stratégie de basculement la plus efficace, tant en terme de pertes que de temps de coupure. Cette étude nous a également permis de comparer les performances obtenues pour les basculements intra et inter-BSC, même si la comparaison n'est pas scrupuleusement exacte du fait des différences de configuration entre les deux simulations (entre autre, les deux

cellules ne partagent pas la même interface A dans le cas du basculement inter-BSC).

6.4. Influence de la taille de la fenêtre d'émission RLC

Le but de cette partie est d'analyser l'influence de la taille de la fenêtre d'émission au niveau RLC sur les performances de la transmission. Nous considérons ici les mêmes topologies pour le basculement intra et inter-BSC que dans la partie 6.3. Nous considérons un temps de basculement de 2 secondes et un temps de récupération des informations systèmes, en cas de resélection, de 8 secondes. Nous faisons varier la taille de la fenêtre de transmission RLC entre 100 et 2000 blocs.

Pertes aux niveaux MAC et RLC

Les figures 6.4.1 présentent les pertes de blocs MAC au niveau de l'interface radio (différence entre le nombre de blocs émis et le nombre de blocs reçus). Ces pertes sont indépendantes de la taille de la fenêtre de transmission. Le nombre de blocs transmis est le même mais la fréquence de retransmission d'un bloc sera d'autant plus élevée que la fenêtre d'émission comportera un faible nombre de blocs.

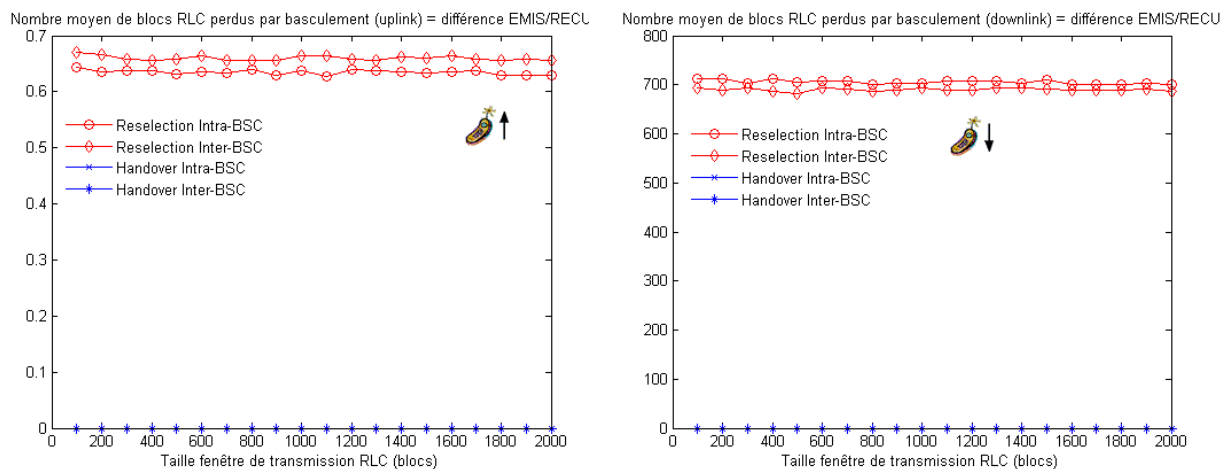


Figure 6.4.1. Nombre moyen de bloc RLC perdu par basculement (différence émis/reçus)

Les figures 6.4.2 présentent la différence, au niveau RLC, entre le nombre de blocs générés et le nombre de blocs transmis. Dans le sens montant, ces pertes sont encore une fois indépendantes de la taille de la fenêtre d'émission. La transmission est en effet suspendue au moment du basculement. Seuls les blocs issus de la trame LLC en cours de transmission sont donc perdus. Par contre, dans le sens descendant, l'influence de la taille de la fenêtre d'émission est beaucoup plus sensible. Assez logiquement, les pertes sont d'autant plus faibles que la fenêtre d'émission est petite. Quand la fenêtre d'émission est petite, les pertes correspondent presque à l'ensemble de la fenêtre (seuls les quelques blocs transmis avant le déclenchement du basculement ne sont pas perdus).

Quand la fenêtre d'émission est plus large, celle-ci ne se remplit pas forcément complètement. Cela s'explique par le fait que nous utilisons des mobiles de classes multislot 4+1. Un mobile émet alors 4 blocs RLC dans le sens descendant et 1 slot dans le sens montant par période de 20 ms. Pendant la durée du basculement – 10 secondes – il peut donc émettre au maximum 500 blocs et en recevoir 2000. Or, le mobile stoppe naturellement sa transmission montante et, en moyenne, il ne recevra pas autant de blocs compte tenu du fait que plusieurs mobiles (quatre en moyenne) se partagent la ressource. Si on considère les figures 6.4.1, on note en effet que le mobile ne reçoit que 700 blocs en moyenne pendant la durée basculement (et non 2000). Le nombre de données perdues dépend fortement de l'instant de basculement. Si la fenêtre est quasiment pleine et que l'émetteur est en attente de réception d'un acquittement, les pertes seront faibles. Les blocs perdus sont des blocs dupliqués dans le cadre d'une retransmission préventive. Par ailleurs, les couches supérieures n'ont pas systématiquement suffisamment de données à transmettre pour remplir totalement la fenêtre. Un acquittement peut être émis avant par le récepteur qui détecte une retransmission cyclique préventive du fait que la couche LLC n'a plus rien à transmettre. Une fois le basculement effectué, tous les blocs générés sont perdus. Il n'y a cependant pas forcément suffisamment de trame LLC à segmenter pour remplir l'ensemble de la fenêtre et ceux, quand bien même la couche TCP effectue des retransmissions. Le nombre de blocs perdus finit donc par se stabiliser. A noter que ce niveau de stabilisation dépend forcément du comportement des couches de transmission localisées au dessus de la couche RLC et des capacités de transmission mises à disposition du mobile par le réseau.

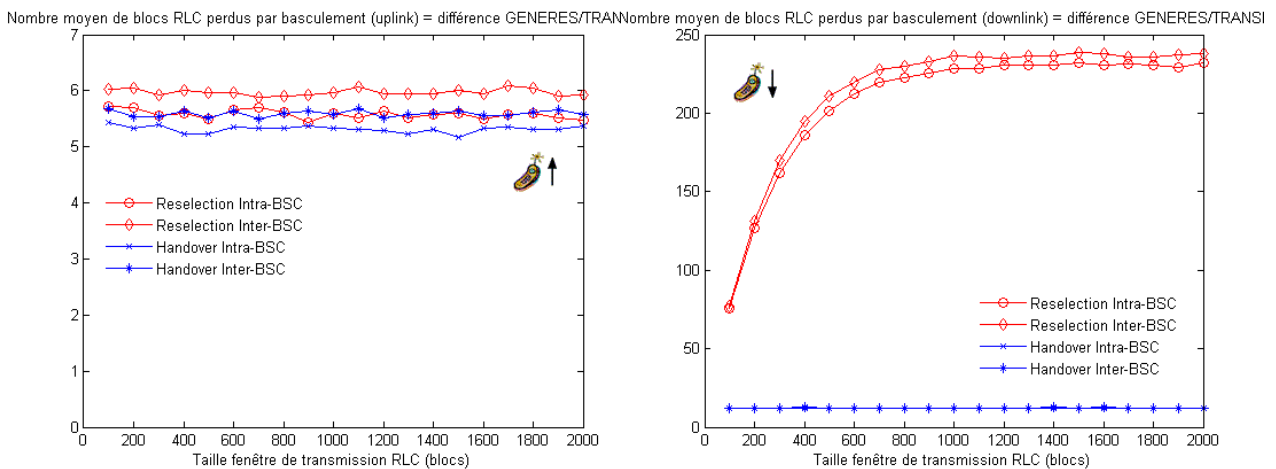


Figure 6.4.2. Nombre moyen de bloc RLC perdus par basculement (différence généré/transmis)

Délais de transmission au niveau RLC

Comme on peut le voir sur les figures 6.4.3, la taille de la fenêtre d'émission n'a que peu d'influence sur le délais de transmission des blocs RLC. On constate juste une légère augmentation des délais de transmission quand la fenêtre d'émission est petite. Celle-ci tombe alors en effet plus fréquemment dans un état de blocage. Certains blocs segmentés doivent alors attendre que l'émetteur reçoive un acquittement avant de pouvoir être transmis.

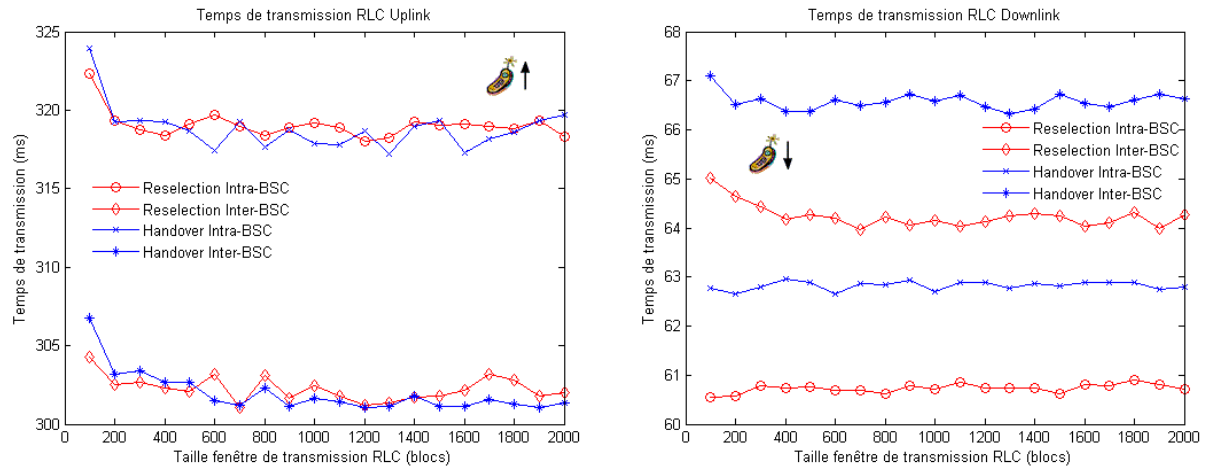


Figure 6.4.3. Temps de transmission moyen des bloc RLC

Pertes au niveau LLC

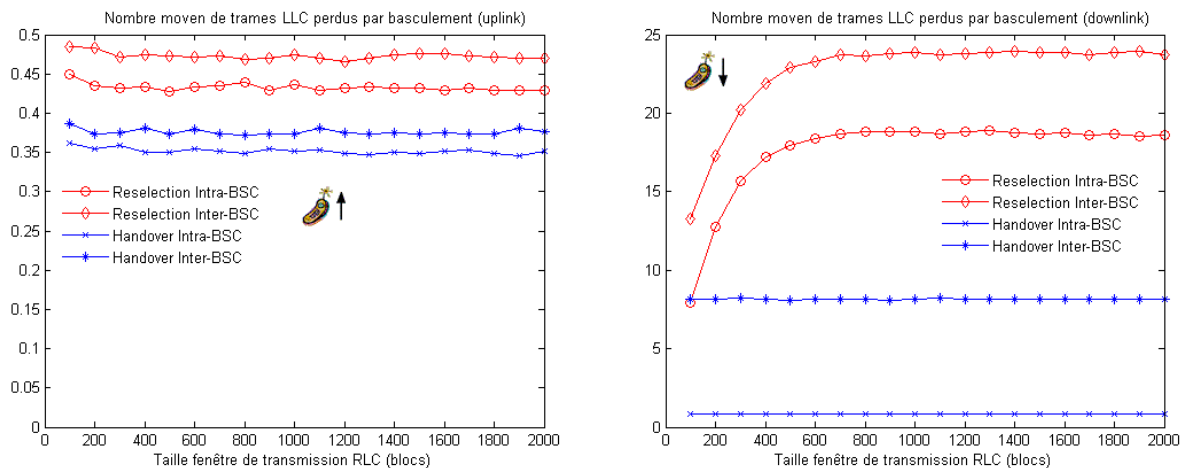


Figure 6.4.4. Nombre moyen de trames LLC perdus par basculement

Les figures 6.4.4 présentent le nombre moyen de trames LLC perdus par basculement. Ce nombre découle directement du nombre de bloc RLC perdus.

Conclusion

Cette partie nous a permis d'évaluer l'influence de la taille de la fenêtre d'émission au niveau RLC. On constate que des fenêtres d'émission trop petites conduisent à un blocage trop rapide de la transmission tandis que des fenêtre d'émission trop grandes n'améliorent pas les performances. La taille de la fenêtre d'émission doit être choisie avec soin, en fonction des capacités multislots (c'est à dire en fonction du débit RLC) des mobiles.

6.5. Conclusions

Dans cette partie, nous avons évalué les performances des procédures de resélection et de handover intra et inter BSC. Quelque-soit le type de basculement, il ressort que la procédure de handover est plus efficace que la procédure de resélection, que ce soit du point de vue des pertes de données que des délais de transmission. Par ailleurs, la procédure de handover induit un temps de coupure de la transmission plus faible. Elle est cependant plus difficile à mettre en place que la procédure de resélection.

Pour le cas du transfert inter-cellulaire intra-BSC, nous avons proposé de maintenir les états de transmission au niveau RLC afin de limiter les pertes au moment du basculement et de reprendre plus rapidement la transmission. Les résultats montrent que cette stratégie augmente sensiblement les performances des procédures de handover et de resélection en réduisant les pertes de données. Cela entraîne cependant une légère augmentation des délais de transmission du fait que moins de trames sont perdues, ce qui engendre une charge plus importante du réseau.

En cas de coupure longue, le maintien des états de transmission au niveau RLC nécessite de revoir la politique de gestion des temporisateurs qui décident de la rupture de la transmission. C'est pourquoi ce maintien n'a été proposé que dans le cas du handover. Ce maintien n'est pas non plus possible dans le cas où le handover est inter-BSC. En effet, cela nécessiterait de pouvoir transférer et de synchroniser les états de transmission d'un BSC à l'autre, processus qu'il est difficile à concevoir actuellement.

La resélection assistée permet de réduire fortement les temps de coupures mais n'a qu'une très faible influence sur les pertes. L'ensemble des blocs de la fenêtre de transmission RLC, non encore transmis au moment du handover, est perdu. La taille de la fenêtre de transmission au niveau RLC n'a que très peu d'impact sur les délais de transmission mais a un effet sensible sur les pertes. Une taille de fenêtre plus faible aura en effet pour conséquence de réduire le nombre de blocs RLC/MAC perdus. Cela risque cependant d'augmenter les cas de blocage lorsque des blocs erronés ont été détectés en début de séquence.

7. Conclusion

Cette partie visait à présenter les différentes stratégies possibles pour réaliser un transfert inter-cellulaire qui soit géré au niveau des couches basses des réseaux radio-cellulaires. Nous avons présenté les mécanismes de fiabilisation au niveau RLC et LLC utilisés dans les réseaux radio-mobiles et mis en évidence les interactions qui pouvaient avoir lieu entre ces différents mécanismes. Nous avons ensuite dressé un état des lieux de la normalisation des mécanismes de resélection et de handover pour les données dans les réseaux cellulaires EGPRS. Nous avons décrit les mécanismes de basculement et mis en évidence les principaux temporisateurs mis en jeu. Nous avons ensuite évalué différentes stratégies de basculement intra et inter-BSC. Nous avons mis en évidence les

avantages de l'utilisation du handover par rapport à la resélection en terme de temps de coupure et de pertes. Nous avons également montré les gains apportés par l'utilisation d'une procédure de resélection assistée par rapport à une resélection simple.

Notre proposition, qui consiste à maintenir les états de transmission au niveau RLC permet d'obtenir des performances bien meilleures en terme de pertes de données. Cette proposition ne peut cependant pas être mise en place au moment du basculement inter-BSC compte tenu du fait qu'il n'existe pas de liaison entre les BSC. Une solution similaire a été introduite récemment dans la norme pour le cas des handover. Elle n'a pas été reprise dans le cas de la resélection, cela nécessitant une profonde modification de la gestion des temporisateurs au niveau RLC.

Chapitre III : Handover entre Technologies d'Accès : Etude du cas GPRS/WIFI intégré

1. Introduction

De nombreux travaux sont actuellement menés en vue d'assurer la mobilité des utilisateurs en leur permettant de changer de technologie d'accès (RAT – Radio Access Technologie) au cours d'une communication. Le groupe de travail 802.21 [802.21] se consacre à l'étude des solutions à apporter pour assurer la mobilité des utilisateurs entre réseaux inter-connectés et pouvant utiliser différentes technologies d'accès. Ces préoccupations sont aussi partagées par les membres de la communauté MESA [MESA] qui souhaitent définir un système qui permette l'inter-fonctionnement des réseaux de télécommunication existant dans le cadre d'opérations de sécurité civile.

Certains réseaux cellulaires apportent déjà des fonctions de basculement automatique (ou handover) entre technologie radio hétérogènes. A titre d'exemple, le dual mode 2G-3G apporte déjà cette fonctionnalité pour les services de téléphonie entre les systèmes GSM et UMTS [3GPP 23.009]. Les normes 3GPP définissent également des mécanismes de resélection qui permettent le rétablissement automatique des transmissions lors du basculement entre des réseaux d'accès UMTS et EDGE [3GPP 24.008].

Le changement de technologie d'accès peut conduire à une modification des caractéristiques du service offert. Par exemple, un utilisateur qui passe d'un réseau UMTS à un réseau EDGE alors qu'il transfère des données peut constater une chute de son débit. A l'inverse, un utilisateur qui regarde un film en streaming sur UMTS peut basculer, au moment de son arrivée dans un lieu public, sur un point d'accès WIFI qui lui permet de bénéficier d'un débit plus important, et éventuellement d'une meilleure qualité d'image et de son.

Dans la partie II, nous avons étudié les mécanismes de handover et de resélection au sein d'une même technologie d'accès, pour le système E-GPRS. Ce chapitre se propose d'étudier le basculement entre points d'accès de technologies différentes. Pour les besoins de cette étude, nous nous focalisons sur le basculement entre la technologie E-GPRS et la technologie WIFI [Pej04][802.11].

Ce chapitre débute par une présentation des différentes approches qui peuvent être adoptées pour utiliser conjointement les technologies cellulaires E-GPRS/UMTS et les technologies WIFI dans un même réseau. Nous proposons par la suite différentes solu-

tions pour améliorer les performances du basculement entre les technologies d'accès E-GPRS et WIFI. Nous analysons les résultats de simulations obtenus et fournissons quelques conclusions.

Dans une seconde partie, nous nous focalisons sur le cas particulier des transmissions en « streaming ». Nous analysons l'impact de la resélection intra et inter-RAT sur les pertes et les délais dans le cas des transmissions TCP et UDP. Dans le cas de UDP, nous proposons d'activer la couche LLC afin de permettre la réalisation de transferts inter-RAT sans pertes.

2. Etude des performance du transfert inter-RAT

2.1. Introduction de la technologie WLAN dans les réseaux cellulaires

Le document [3GPP 23.234] analyse les différentes solutions envisageables pour introduire la technologie WLAN dans un réseau cellulaire. Les différentes approches possibles pour réaliser l'interconnexion d'un réseau cellulaire avec des points d'accès WIFI sont analysées dans [Sam03]. Dans le cas des réseaux cellulaires, quatre configurations d'interconnexion différentes peuvent être envisagées. Elles sont récapitulées sur la figure 2.1.1.

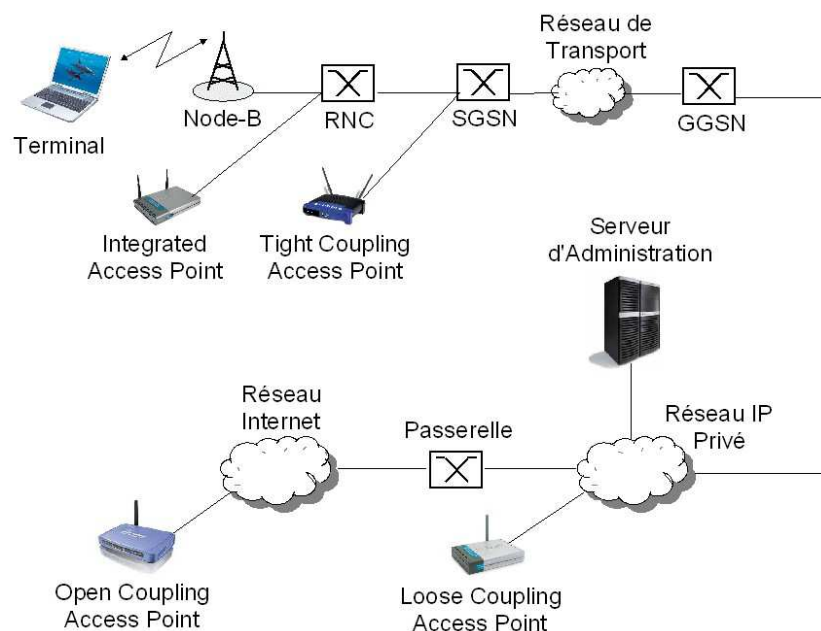


Figure 2.1.1: Interconnexion de points d'accès WLAN avec un réseau cellulaire

Dans le cas de la configuration de couplage « Open Coupling », les deux technologies d'accès - Cellulaire et WIFI - appartiennent à deux réseaux administrativement disjoints, reliés entre eux par un réseau IP. Il n'y a aucune fonctionnalité commune aux deux ré-

seaux. Dans ce cas, la mobilité doit être gérée au niveau IP.

Dans la solution de couplage « Loose Coupling », les deux technologies d'accès sont reliés par un réseau IP commun et ont accès à un ensemble de fonctionnalités d'administration communes. Par exemple, un réseau GPRS et un point d'accès WIFI public reliés à un même réseau opérateur peuvent faire appel au même serveur d'authentification pour autoriser l'accès à l'Internet public et au même serveur de localisation. Les solutions qui assurent la mobilité des utilisateurs sont encore gérées au niveau IP. Des protocoles tels que « Mobile IP » [RFC 3344][RFC 3485] peuvent ici être mis en place pour gérer l'itinérance des utilisateurs.

Pour les deux autres solutions, les points d'accès WLAN sont directement intégrés au réseau d'accès – RAN – du réseau cellulaire. Dans la solution « Tight Coupling » (couplage proche), le point d'accès WLAN est relié au SGSN. Le point d'accès est alors vu comme un réseau d'accès à part entière ; rien n'empêchant d'ailleurs de substituer ce point d'accès unique par un réseau complet de points d'accès. Cette solution pourrait, par exemple, être utilisée dans un aéroport où l'abonné peut, au choix, faire transiter ses communications par les points d'accès WIFI ou par le réseau d'accès cellulaire. Les fonctions de localisation et d'authentification restent alors gérées par le SGSN.

Dans la solution « Integrated Access Point » le point d'accès WLAN est directement raccordé au réseau d'accès cellulaire. Le point d'accès WLAN est alors vu comme une station de base ayant une technologie de transmission différente. Il est relié à un contrôleur de station de base. Ce type de configuration peut être utilisé à l'intérieur de bâtiments, comme par exemple des hôtels. L'utilisateur est alors amené à basculer rapidement d'une technologie d'accès à l'autre. Il est alors souhaitable que les procédures de mobilité mises en oeuvre soient efficaces.

Dans notre étude, nous nous focalisons sur les cas où le point d'accès est intégré au réseau d'accès cellulaire. Pour assurer le transfert des transmissions d'une technologie à l'autre, les solutions « Tight Coupling » et « Integrated » peuvent faire appel à des mécanismes de basculement au niveau de la couche liaison (LLC). La mobilité des utilisateurs est alors transparente pour la couche réseau (IP). Cela permet d'éviter de définir des mécanismes complexes de bout en bout qui requièrent une reconfiguration au niveau IP (établissement, relâchement de tunnels IP) et peuvent amener à des pertes et des temps de coupures importants.

2.2. Caractéristiques des technologies d'accès GPRS et WIFI

Le basculement entre technologies d'accès différentes pose des problèmes spécifiques. La pile protocolaire mise en place sur les deux interfaces est souvent différente. Par ailleurs, les caractéristiques de la transmission ne sont généralement pas les mêmes d'une interface à l'autre.

Différence entre piles protocolaires

En GPRS, pour transmettre des données sur l'interface radio, celles-ci doivent être segmentées en blocs RLC dont la taille dépend du schéma de codage utilisé. Un mécanisme de retransmission au niveau RLC peut être implémenté afin d'assurer la délivrance correcte des données. En WIFI, ce sont des trames, typiquement de la taille d'un paquet IP, qui sont transmises. Un acquittement au niveau MAC peut être implémenté afin d'indiquer à la station de base que la trame a correctement été reçue. Si, au bout d'un certain nombre de tentatives, la trame n'a pas été correctement reçue, sa transmission est abandonnée et les données sont détruites.

Pour les besoins de notre étude, nous avons considéré que la couche commune aux deux interfaces – E-GPRS et WIFI – était la couche LLC. Sur l'interface GPRS, ce sont donc des blocs RLC/MAC – issus de la segmentation des trames LLC – qui sont transmis. Sur l'interface WIFI, ce sont directement les trames LLC – sans segmentation supplémentaire – qui sont transmises. La pile protocolaire correspondante est représentée sur la figure 5.3.1 du chapitre II.

Différences des caractéristiques de la liaison

En condition normale d'utilisation, la technologie WIFI permet d'obtenir des débits beaucoup plus importants que le système GPRS. Les débits sont de l'ordre du megabit en WIFI et du kilobit en GPRS. De même, le temps de latence d'un système WIFI est beaucoup plus faible que celui du système GPRS.

Dans le cadre de cette étude, nous avons modélisé l'interface WIFI en considérant qu'une trame LLC pouvait être envoyée chaque milliseconde. Le basculement d'une interface à l'autre entraîne une modification brutale des caractéristiques de la liaison (débit, taux d'erreur, temps de latence...).

2.3. Gestion de la resélection inter-RAT

La station WIFI n'a pas pour fonction de gérer la présence des utilisateurs. En cas de resélection, le point d'accès WIFI ne détecte donc pas le départ d'un mobile. Tant qu'elle reçoit des trames à délivrer, elle tente de les transmettre, puis, en cas d'échec, passe à la suivante. Ce type de comportement peut rapidement entraîner la perte d'un grand nombre de trames. Dans notre étude, nous proposons deux alternatives pour résoudre ce problème : par un mécanisme de détection de présence ou par l'intermédiaire de la couche LLC

Mécanisme de détection de présence

Nous proposons de mettre en place un mécanisme de détection de présence. Dans le cas où une trame ne peut être délivrée à un mobile, le point d'accès informe alors le BSC. Ce dernier suspend alors la transmission descendant, ce qui permet de limiter les pertes. Si le mobile a définitivement quitté la cellule, seule les trames stockées au niveau du point d'accès sont alors perdues. Par ailleurs, du fait que la transmission est interrompue, les autres mobiles de la cellule peuvent bénéficier de la bande passante ainsi préservée. Les performances d'un tel mécanisme en cas de resélection sont évaluées dans le cadre de nos simulations.

Afin de se prémunir contre le cas d'un mobile qui serait devenu temporairement indisponible, il est envisageable de mettre en place un mécanisme de paging périodique pouvant être réalisé pendant une courte période, après la suspension.

Utilisation d'une couche de fiabilisation LLC

Nous avons ajouté au sein du BSC une couche liaison – nommée R-LLC (Cf. figure 5.3.1 du chapitre II). Comme l'ont montré certains travaux [Qix00][Pre02], dans des conditions normales de transmission, l'implémentation d'une couche LLC n'offre pas forcément une amélioration sensible des performances de la transmission. Cependant, nous pensons que cette couche peut présenter quelques avantages si elle est activée au moment où les performances radio se dégradent, ou quelques instant avant le déclenchement du handover. Cette couche R-LLC, commune aux deux technologie d'accès, reprend l'idée du groupe 802.21 [802.21] selon laquelle, pour assurer un basculement de technologie transparent pour les couches réseaux, il est nécessaire de développer une couche liaison générique (GLL). Cette couche générique tient compte des caractéristiques de la transmission aux niveaux physiques et MAC (une communication entre les couches pouvant être mise en oeuvre afin de permettre leur collaboration). Le mécanisme de retransmission R-LLC doit permettre d'assurer un basculement inter-RAT sans pertes.

L'utilisation de cette couche R-LLC, dans le cas du basculement WIFI vers GPRS, peut également permettre de résoudre le problème de la détection du départ d'un mobile évoqué précédemment. Si on considère une fenêtre d'émission large pour la couche R-LLC (de 256 trames par exemple, comme pour la couche LLC GPRS [3GPP 44.064]), il y a peu de chance que la transmission se retrouve bloquée sur la taille de la fenêtre. Toutes les trames transmises pendant la période de basculement sont alors perdues, puis reprises au niveau de la cellule cible, au moment du rétablissement de la transmission. Seul le mécanisme de retransmission est donc ici sollicité. Par contre, si on utilise une fenêtre d'émission étroite, la transmission peut se retrouver bloquée dès que le mobile arrête d'acquitter les trames qu'il reçoit. Si le mobile bascule vers une autre cellule, les pertes se limitent ainsi aux trames de la fenêtre d'émission. C'est pourquoi nous avons choisi d'évaluer les performances d'un mécanisme de retransmission à fenêtre glissante comportant un nombre réduit de trames (10 trames). Le temporisateur de retransmission

est fixé par défaut à 5 secondes (une des deux valeurs par défaut de la norme GPRS LLC [3GPP 44.064]). Une partie de notre étude permettra de justifier ces valeurs. Nous comparerons en effet les performances de cette approche pour différentes tailles de fenêtre et différents temporisateurs.

2.4. Paramétrage des simulations

Pour le paramétrage des simulations, nous avons repris la même configuration que dans la partie 6.1 du chapitre II en remplaçant l'une des stations de base par un point d'accès WIFI. Le temps nécessaire au basculement varie entre 0 et 10 secondes. Pour la re-sélection, 8 secondes supplémentaires ont été prévues pour la récupération des informations système et la réservation de ressources dans la cellule cible.

2.5. Transfert inter-RAT : WIFI vers GPRS

2.5.1. Étude des différentes approches pour effectuer le basculement

Nous considérons ici un mobile initialement attaché à un point d'accès WIFI qui bascule vers une cellule E-GPRS. Dans ce cas, il n'y a initialement pas de couche RLC qui entre en jeu, et donc pas de pertes de données au niveau RLC dues au basculement. Les délais subis au niveau RLC ne sont dus qu'aux conditions de charge constatées par le mobile lorsqu'il arrive dans la cellule cible.

Nous observons la transmission au niveau de la couche R-LLC, localisée dans le BSC. Sur les figures, la légende « +LLC » indique que la couche R-LLC est utilisée en mode acquitté.

Pertes au niveau R-LLC

Les figures 2.5.1.1 présentent la différence entre les trames R-LLC émises et celles correctement reçues par le mobile. On constate qu'en cas de handover, il n'y a absolument aucune perte. En effet, dans ce cas, le réseau suspend la transmission descendante avant de déclencher le basculement. Le mobile fait de même, en suspendant la transmission montante avant de changer de cellule. Cependant, le système WIFI n'a pas été conçu pour permettre ce genre de procédure. Le mobile devrait en effet remonter très régulièrement des rapports de mesures sur les cellules voisines afin de permettre au réseau de prendre sa décision et le réseau devrait envoyer au mobile les informations de la cellule cible. Une procédure adaptée devrait donc être normalisée puis implémentée afin de permettre l'exécution d'un handover inter-RAT entre technologies de famille différentes (cellulaires 3GPP / réseaux 802.XX).

Les trois procédures de resélection implémentées présentent des résultats quelque-peu différents. Dans le sens montant, seule la trame en cours de transmission au moment où le mobile déclenche le basculement peut éventuellement être perdue. Ce problème peut être assez facilement contourné en s'assurant de terminer la transmission de la trame LLC avant de procéder à la resélection. Cette vérification ne peut cependant pas être réalisée dans les cas de perte totale de la connexion.

Dans le sens descendant, dans le cas de la resélection simple, toutes les trames R-LLC qui sont transmises sur l'interface radio WIFI après que le mobile ait changé de cellule sont perdues : soit entre 50 et 70 trames suivant le temps nécessaire au basculement. Dans le cas où le départ du mobile est détecté, seules les trames envoyées au point d'accès avant que le départ ne soit notifié au BSC sont perdues. Soit moins d'une dizaine de trames en moyenne. Dans ces deux cas de resélection, les pertes de trames peuvent être reprises au niveau TCP.

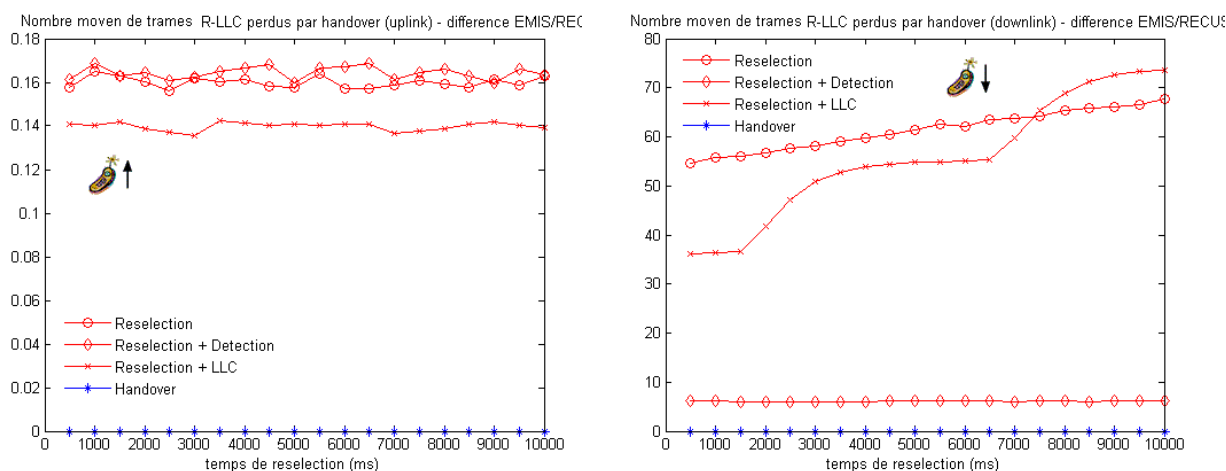


Figure 2.5.1.1. Nombre de trames R-LLC perdues au cours d'un transfert WIFI vers GPRS (différence emis/recus)

Dans le cas où un mécanisme de retransmission au niveau R-LLC est utilisé, la transmission reste bloquée sur la fenêtre : seules les trames de la fenêtre d'émission sont réellement perdues. Cependant, toutes les 5 secondes, les trames non acquittées sont ré-émises, ce qui entraîne un profil de pertes en escalier. Ces ré-émissions engorgent inutilement l'interface radio du point d'accès initial, mais permettent une reprise de la transmission plus rapide sur la nouvelle cellule.

Les figures 2.5.1.2 présentent les pertes de trames au niveau R-LLC : différence entre les trames qui devait être transmises et celles qui ont été correctement délivrées. On retrouve les mêmes pertes que sur la figure 2.5.1.1, mis à part le cas où on utilise un mécanisme de retransmission au niveau R-LLC qui conduit à ce qu'il n'y ait aucune perte. Les courbes des pertes au niveau LLC (couche LLC localisée dans le SGSN) et au niveau TCP (mesures effectuée au niveau du SGSN) présentent exactement le même profil.

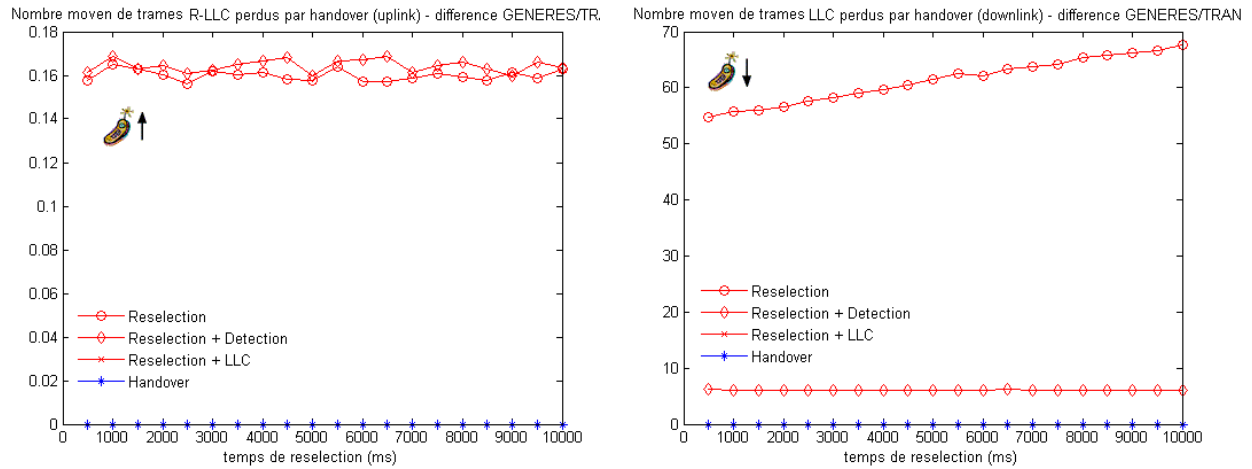


Figure 2.5.1.2. Nombre de trames R-LLC perdues au cours d'un transfert WIFI vers GPRS (différence générés/transmis)

Délais de transmission au niveau R-LLC

Les figures 2.5.1.3 présentent les temps moyens de transmission des trames R-LLC. Dans le sens montant, les différentes stratégies se démarquent peu. Les transmissions sont rapidement suspendues, ce qui n'entraîne pas de délais particuliers sur le temps de remise des trames. Dans le sens descendant, par contre, la situation est toute autre. Les stratégies de handover, de réélection ou de réélection avec détection – qui entraînent la suspension de la transmission – ont des performances assez proches. Seule la stratégie de réélection couplée à un système de fiabilisation au niveau LLC entraîne une augmentation importante des délais de transmission. On distingue d'ailleurs assez bien les périodes d'augmentation des délais de transmission au moment où le temporisateur LLC s'annule. Les paquets R-LLC perdus sont alors délivrés au moment de leur retransmission – et quand le mobile a effectivement basculé vers la cellule cible.

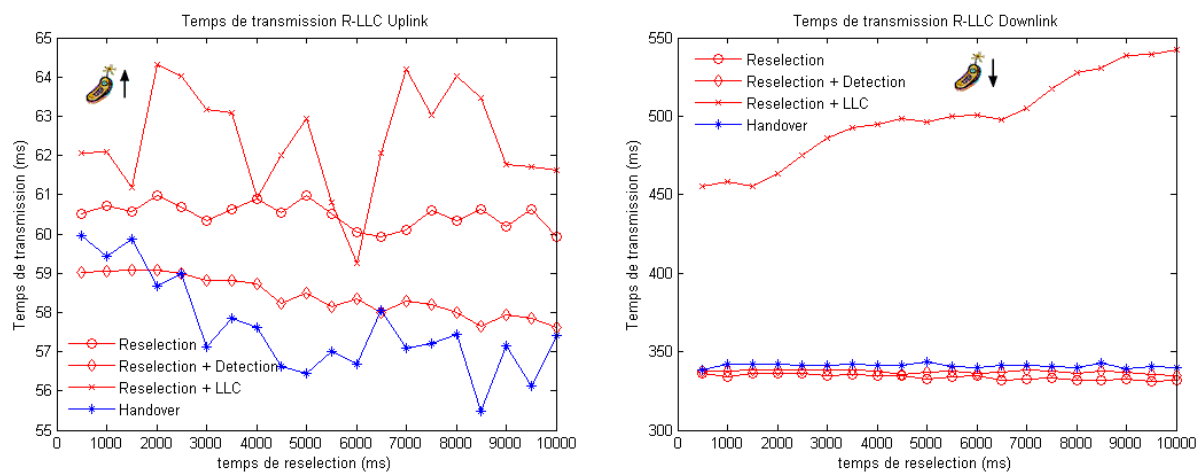


Figure 2.5.1.3. Temps de transmission des trames R-LLC

Délais de transmission au niveau « application »

Les figures 2.5.1.4 présentent les temps moyens de transmission des objets au niveau application.

Que l'on considère le sens montant ou le sens descendant, le même classement peut être établi entre les performances des différentes stratégies. Le handover est la stratégie la plus avantageuse en terme de délais. Cela s'explique naturellement par le plus faible temps nécessaire au basculement. Les stratégies de « resélection » et de « resélection avec détection du départ du mobile » sont assez proches. Dans les deux cas, les pertes liées au basculement sont reprises au niveau TCP-IP. La principale différence réside dans le fait que, dans le cas de la resélection simple, il faut parfois attendre que le paquet TCP soit retransmis plusieurs fois avant qu'il ne soit délivré. Dans le cas où le départ du mobile est détecté, les paquets TCP retransmis seront tous délivrés. D'où un léger avantage, dans le sens montant, à la stratégie de resélection avec détection. C'est encore une fois la stratégie de resélection avec mécanisme de retransmission au niveau LLC qui offre les performances les plus faibles en terme de délais.

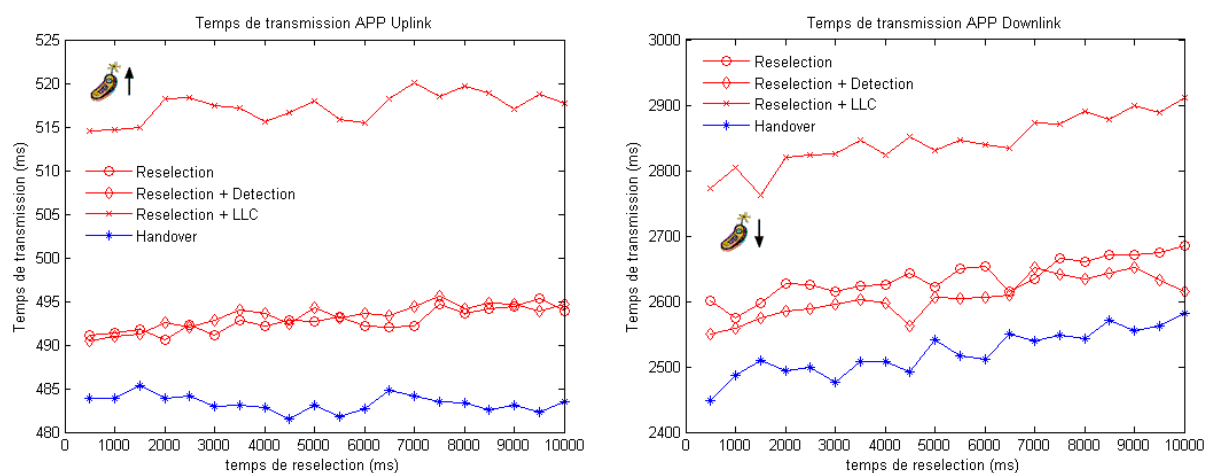


Figure 2.5.1.4. Temps de transmission des objets au niveau application

Nombre de paquets TCP correctement transmis

Les courbes 2.5.1.5 présentent le nombre moyens de paquets TCP correctement transmis au cours d'une session. Comme on peut le voir, les stratégies sans couche de retransmission LLC sont, de loin, les meilleures. Le mécanisme de retransmission mis en place au niveau LLC a tendance à pénaliser la transmission : d'une part parce que la transmission peut se bloquer plus rapidement et, d'autre part, parce qu'une partie de la bande passante est alors utilisée pour la transmission des acquittements.

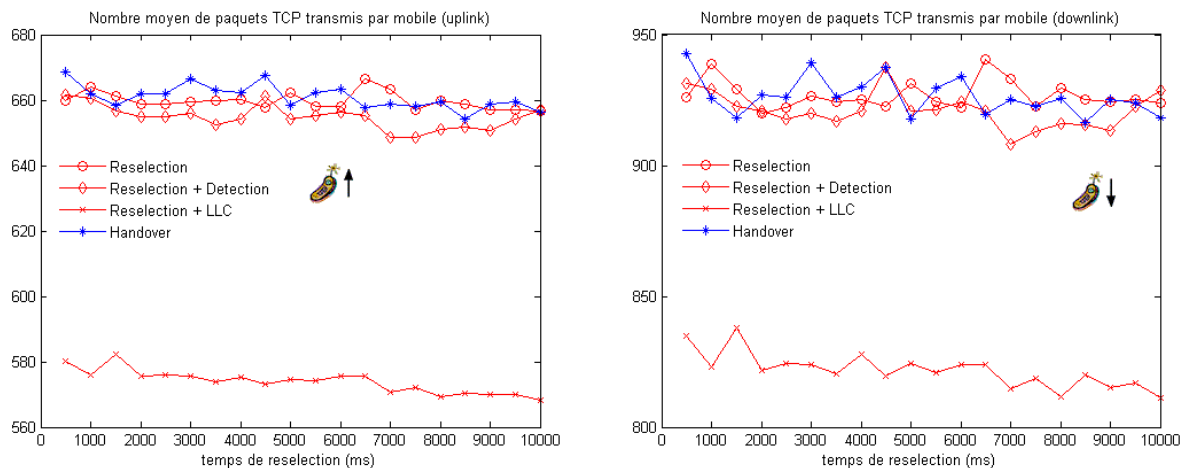


Figure 2.5.1.5. Nombre moyen de paquets TCP transmis par mobile

2.5.2. Impact des caractéristiques de la couche R-LLC

Le but de cette partie est d'étudier l'impact de certains paramètres de la couche R-LLC sur les performances de la transmission. Nous avons jusqu'ici considéré une couche R-LLC dont la taille maximale de la fenêtre d'émission était de 20 trames et les temporisateurs de retransmission de 5 secondes. Dans cette section, nous comparons les performances R-LLC pour quatre configurations de la couche R-LLC pour lesquels on considère deux tailles de fenêtres anticipation (10 ou 20 trames) et deux valeurs de temporisateur pour la retransmission (3 ou 5 secondes).

Pertes au niveau R-LLC

Les figures 2.5.2.1 représentent le nombre moyen de paquets R-LLC perdus au cours d'un handover. Dans le sens descendant, tous les blocs LLC émis par le BSC après que le mobile ait déclenché le basculement sont perdus, jusqu'à ce que le mobile rétablisse la communication dans la cellule cible. Des temps de retransmission courts (3s) conduisent donc à des retransmissions et donc des pertes plus importantes que pour des temporisateurs de retransmission plus longs (5s). De même, de faibles fenêtres d'émission (10 trames) conduisent à des pertes plus faibles. En cas de perte, la transmission se bloque plus rapidement et un plus faible nombre de trames est périodiquement retransmis. Cela revêt une certaine importance dans le cas où l'on souhaite optimiser l'utilisation des ressources radio.

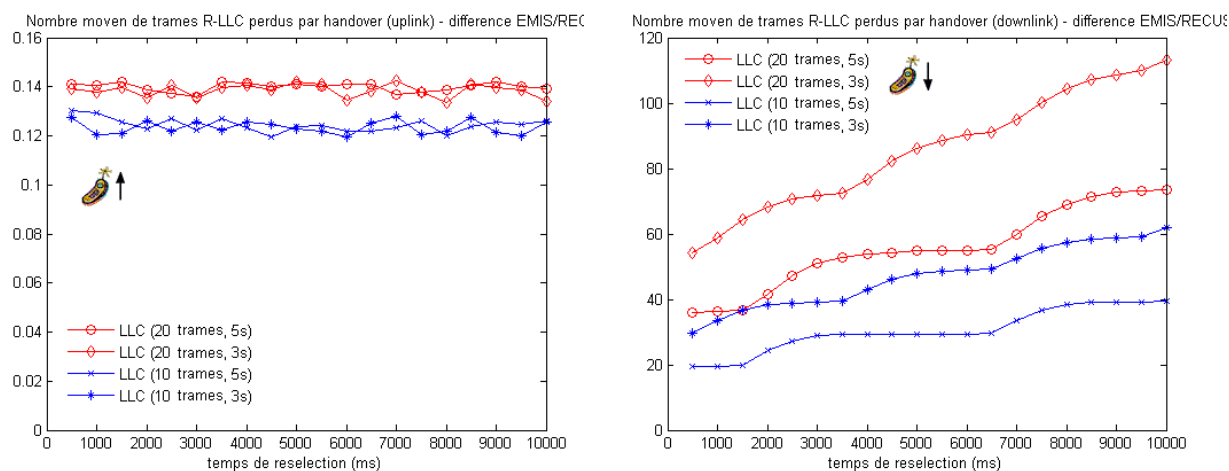


Figure 2.5.2.1. Nombre moyen de paquets R-LLC perdus par mobile

Délais de transmission au niveau R-LLC

Les figures 2.5.2.2 présentent les temps moyens de transmission des paquets R-LLC. Ces temps sont légèrement plus faibles dans le cas où la fenêtre de transmission est de petite taille. En effet, dans ce cas, les fenêtres de transmission se bloquent plus rapidement, ce qui conduit à un engorgement moindre de l'interface radio. Des délais de retransmission plus importants (5s) conduisent également à un moindre engorgement de l'interface radio. Il y a alors moins de retransmissions. Cependant, le temps moyen de blocage de la transmission – en cas de perte – ou de reprise après basculement est alors plus important. Cela vient contrebalancer les gains de temps ainsi obtenus. Ainsi, si on souhaite optimiser l'utilisation des ressources radio, on préférera un délai de retransmission important. Si on souhaite limiter le temps de blocage de la transmission, on choisira des temporisateurs de transmission plus faibles.

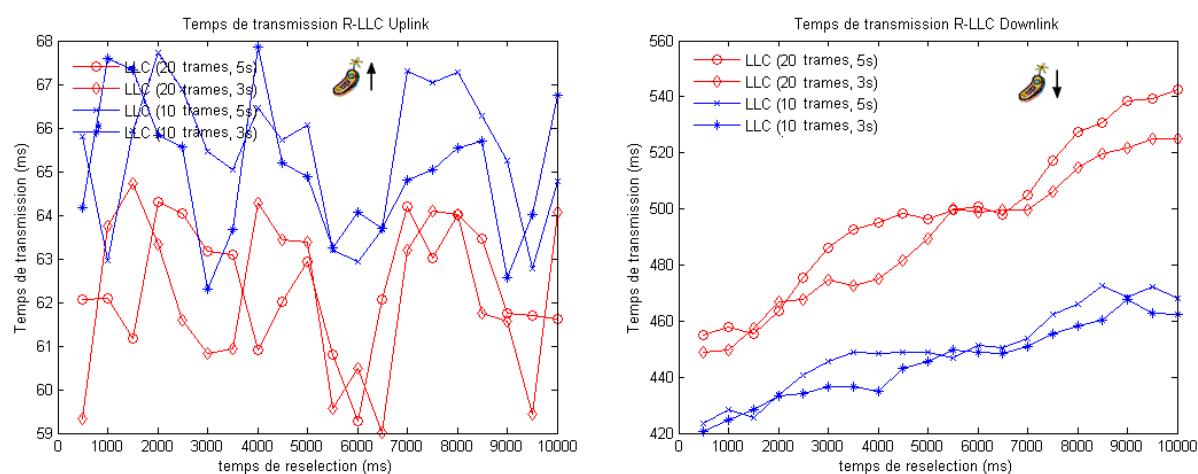


Figure 2.5.2.2. Temps moyen de transmission des paquets R-LLC

Nombre de paquets TCP transmis

La figure 2.5.2.3 présente le nombre de paquets TCP transmis par mobile. On constate que moins de paquets sont transmis dans le cas où la fenêtre d'émission est petite. En effet, dans ce cas, on atteint plus rapidement l'état de blocage, ce qui vient interrompre la transmission. Cela est d'autant plus vrai quand les trames LLC à transmettre sont petites et que l'acquittement qui leur correspond tarde à être correctement transmis. A ce niveau, on ne distingue pas les délais de retransmission au niveau LLC.

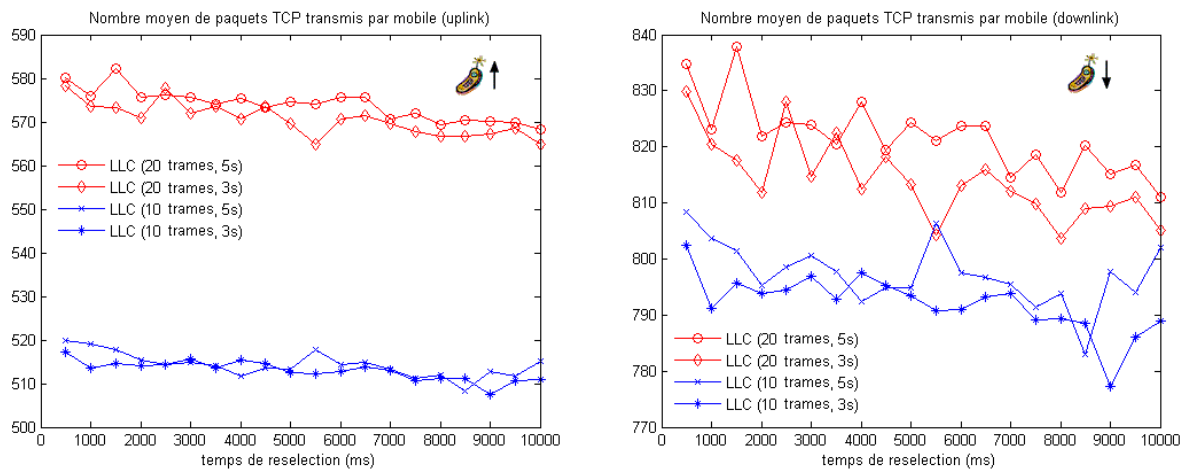


Figure 2.5.2.3. Nombre moyen de paquets TCP transmis par mobile

Délais de transmission au niveau applicatif

La figure 2.5.2.4 présente les temps moyens de transmission des objets au niveau application. Là encore, on constate que de petites fenêtres de transmission sont plus pénalisantes en terme de délais. La transmission se bloquant plus rapidement au niveau R-LLC, cela retarde la transmission des données de bout en bout. Il faut donc faire un choix entre « optimiser les ressources sur l'interface radio » (et utiliser des fenêtres de transmission plus faibles) et « optimiser les délais de transmission de bout en bout » (et utiliser des fenêtres de transmission plus larges). On notera ici que la couche R-LLC a été activée tout au long de la simulation. Le blocage intempestif de la transmission ne serait pas aussi pénalisant en cas d'activation sélective du mécanisme de retransmission R-LLC : en cas de conditions radio particulièrement mauvaises ou de coupure importantes durant la phase de handover.

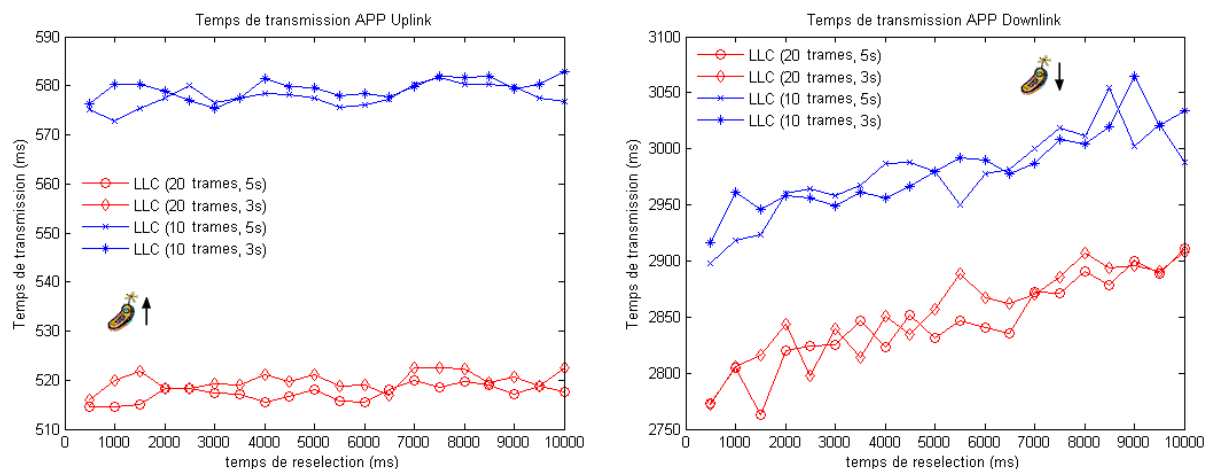


Figure 2.5.2.4. Temps moyen de transmission des objets au niveau application

2.6. Transfert inter-RAT : GPRS vers WIFI

Nous considérons ici un mobile initialement attaché à une station de base GSM/GPRS et qui bascule vers un point d'accès WIFI, relié au même BSC. La communication transite initialement à travers la couche RLC/MAC GPRS. Au moment du basculement, la connexion qui existe à ce niveau va disparaître, entraînant la perte des blocs RLC/MAC correspondants. Ces pertes sont visibles sur les figures 2.6.1 et 2.6.2.

Pertes aux niveaux MAC et RLC

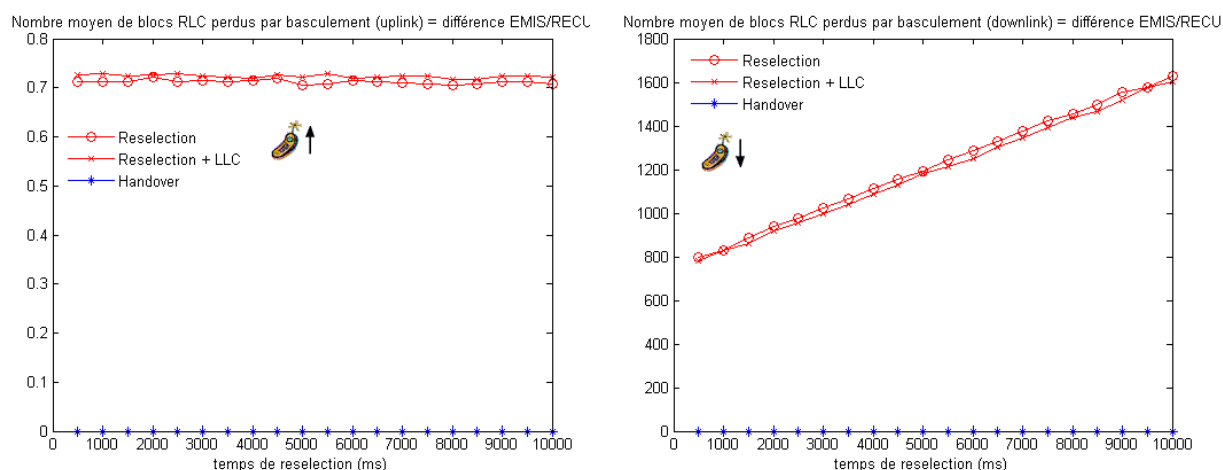


Figure 2.6.1. Nombre de blocs RLC perdus au cours d'un transfert GPRS vers WIFI (différence emis/recus)

Les figures 2.6.1 montrent la différence entre le nombre de blocs émis et le nombre de blocs reçus. Les résultats obtenus sont comparables au cas d'un handover GPRS/GPRS avec réinitialisation des contextes RLC (Cf. chapitre II). Dans le cas du handover, aucune perte n'a lieu puisque la transmission est suspendue avant que le basculement ne soit déclenché.

Les figures 2.6.2 illustrent les pertes de blocs au niveau RLC/MAC : différences entre les blocs qui ont été générés et ceux qui ont été correctement transmis. On retrouve les mêmes ordres de grandeur de pertes que dans le cas du basculement GPRS/GPRS, avec réinitialisation de la couche RLC/MAC. On constate que les stratégies par résélection engendrent des pertes sensiblement plus importantes du fait que le basculement est détecté beaucoup plus tardivement. En effet, tant que le basculement n'a pas été détecté, les trames LLC qui arrivent au niveau du BSC pour être transmises sont segmentées en blocs RLC. On notera que, pour un trafic persistant, le nombre de blocs perdu est indépendant du temps de résélection. Il est borné par la taille de la fenêtre d'anticipation RLC.

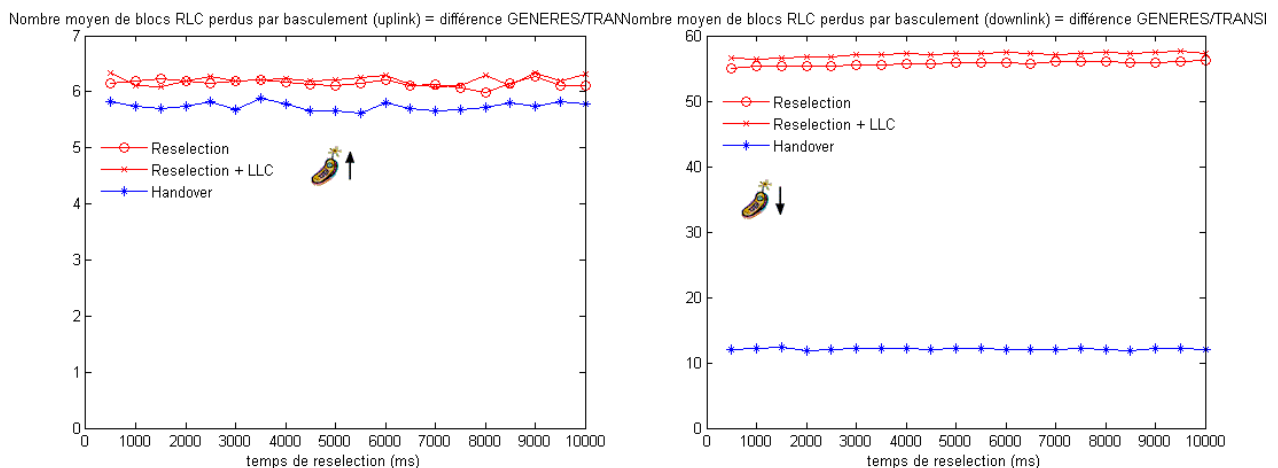


Figure 2.6.2. Nombre de blocs RLC perdus au cours d'un transfert GPRS vers WIFI (différence générés/transmis)

Pertes au niveau R-LLC

Les figures 2.6.3 et 2.6.4 présentent les pertes de données au niveau R-LLC. Les pertes sont proportionnelles à celles observées au niveau RLC/MAC. En cas d'activation du mécanisme de retransmission de la couche R-LLC, tous les blocs émis sont correctement transmis.

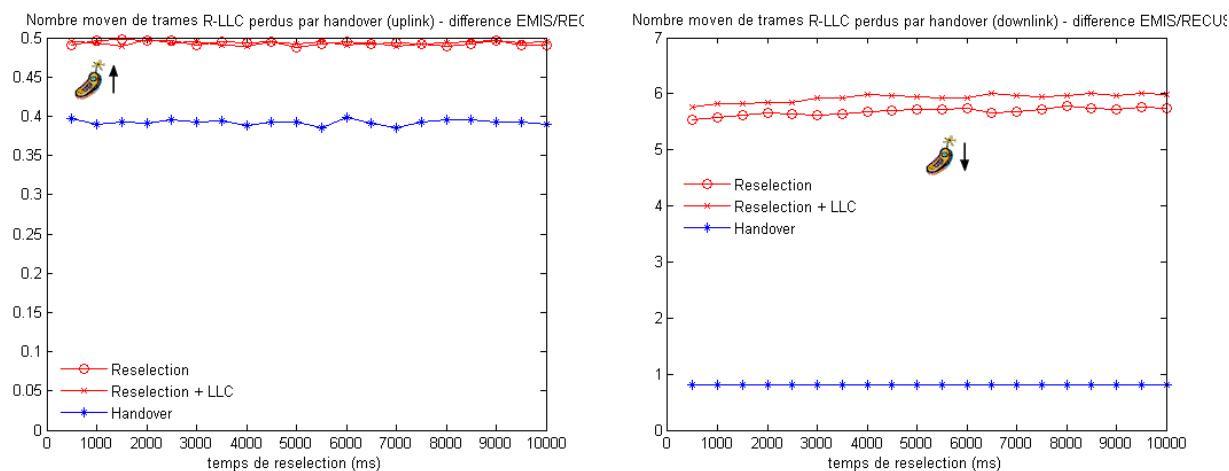


Figure 2.6.3. Nombre de blocs R-LLC perdus au cours d'un transfert GPRS vers WIFI (différence émis/reçus)

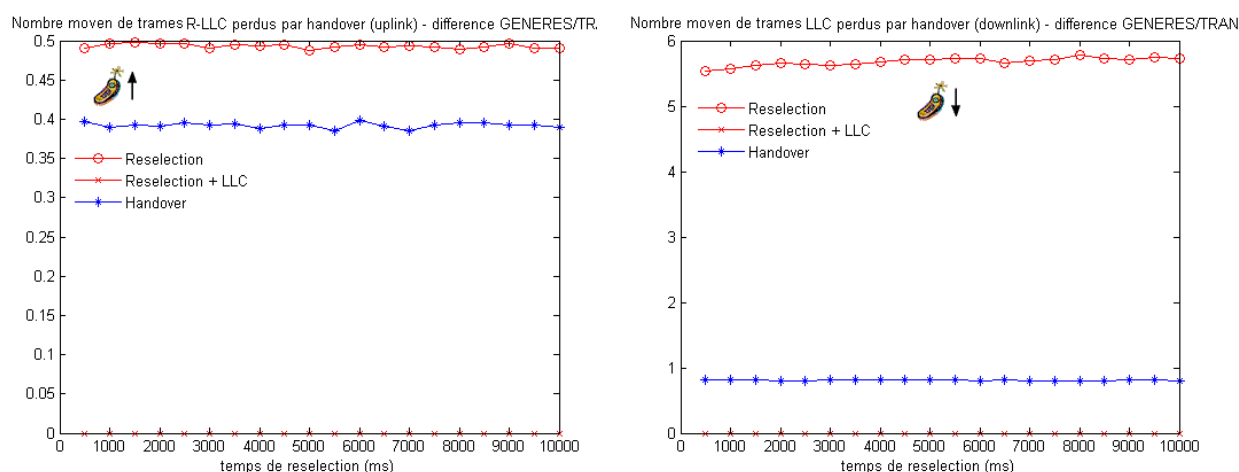


Figure 2.6.4. Nombre de blocs R-LLC perdus au cours d'un transfert GPRS vers WIFI (différence générés/transmis)

Délais de transmission au niveau R-LLC

Les figures 2.6.5 présentent les temps moyens de transmission des trames R-LLC. On observe encore une fois une augmentation sensible des délais de transmission lorsque le mécanisme de retransmission R-LLC est activé. La resélection et le handover offrent des performances comparables. La légère différence de délais est due à une charge moins importante de la cellule cible en cas de resélection ; en moyenne, les mobiles qui font une resélection suspendent leur transmission plus longtemps et sont donc actifs moins longtemps dans la cellule cible.

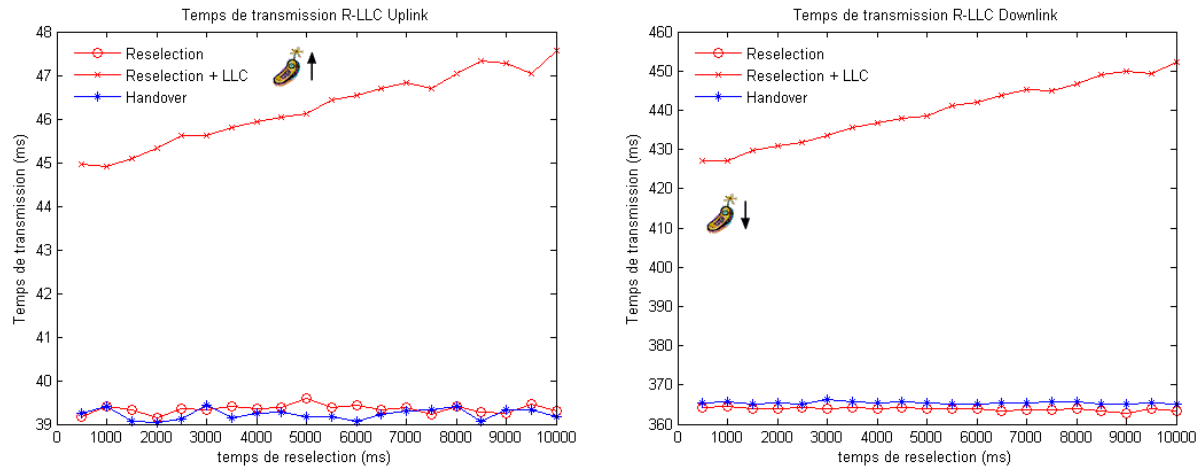


Figure 2.6.5. Temps de transmission des trames R-LLC

Pertes au niveau TCP

La figure 2.6.6 représente le nombre de paquets perdus au niveau TCP. On retrouve le même ordre de grandeur de pertes qu'au niveau LLC (Cf. figure 2.6.4).

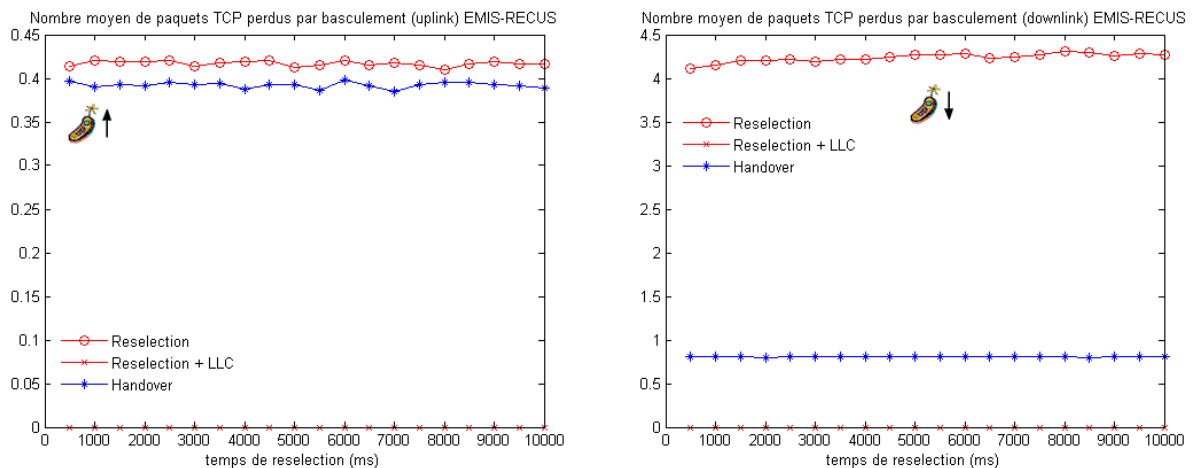


Figure 2.6.6. Nombre de paquets TCP perdus au cours d'un transfert GPRS vers WIFI (différence émis/reçus)

Nombre de paquets TCP correctement reçus

La figure 2.6.7 présente le nombre moyen de paquets TCP correctement reçus par mobile. On constate une faible différence entre les stratégies par résélection et par handover. Par contre, on constate que l'activation du mécanisme de retransmission au niveau LLC vient fortement pénaliser la transmission.

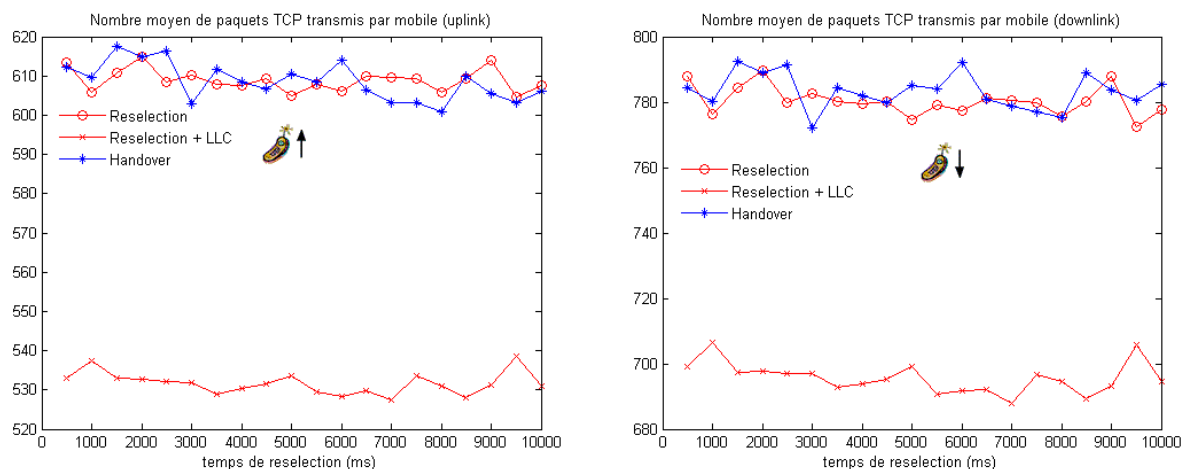


Figure 2.6.7. Nombre moyen de paquets TCP transmis par mobile

Délais de transmission au niveau application

Si on observe le temps moyen de transmission des objets générés par la couche application (Cf. figure 2.6.8), on constate que la stratégie par handover offre les meilleures performances. Vient ensuite la stratégie par resélection, où les pertes engendrées au niveau du basculement sont reprises par le mécanisme de retransmission TCP. Enfin, la stratégie de resélection associée à une retransmission au niveau R-LLC offrent les performances les plus faibles. Cette faiblesse des performances est en grande partie due aux blocages fréquents induits par la couche R-LLC.

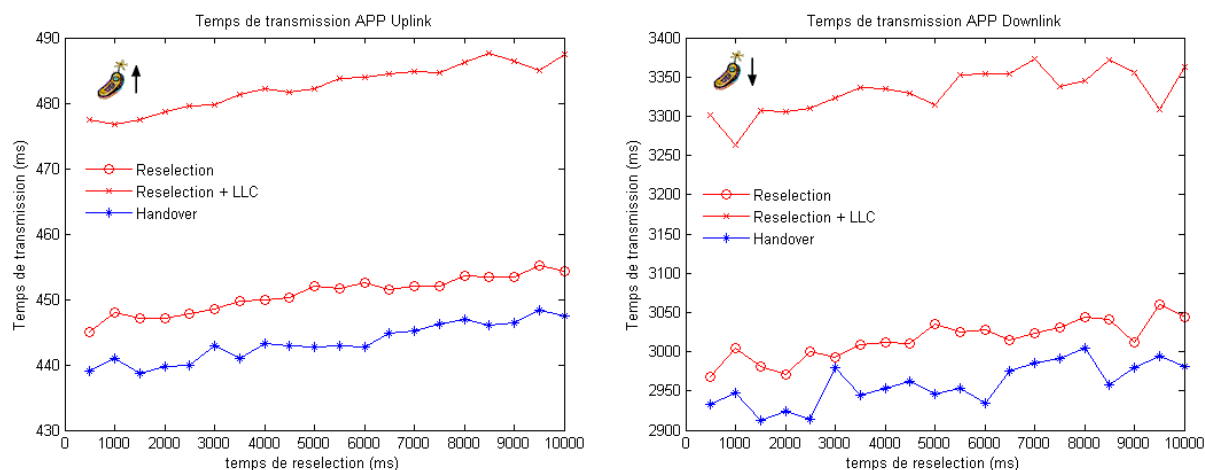


Figure 2.6.8. Temps de transmission des données générées par la couche application

2.7. Conclusions sur le transfert inter-RAT GPRS/WIFI

Dans cette partie nous avons étudié différentes solutions pour réaliser le transfert d'une transmission entre deux technologies d'accès différentes : GPRS et WIFI. Nous avons mis en évidence les problèmes spécifiques qui pouvaient se poser. Le changement de technologie d'accès implique le basculement d'une pile protocolaire à une autre et une différence de qualité de service offerte sur la nouvelle interface. Les résultats issus de cette étude restent valables pour le basculement entre interfaces ayant un différentiel de débit important, comme par exemple avec la technologie WIMAX [802.16]. Nous avons analysé les performances de trois stratégies de resélection et d'une procédure de handover.

La procédure de basculement la plus efficace est la stratégie de handover. Elle nécessite cependant que le réseau soit à même de fournir au mobile les informations qui lui seront nécessaires pour basculer directement sur la cellule cible, sans subir d'interruptions importantes.

La procédure de resélection simple conduit à des pertes importantes. Dans le sens WIFI vers GPRS, toutes les trames transmises sur l'interface radio de l'ancienne cellule après le départ du mobile sont perdues. Dans le sens GPRS vers WIFI, c'est la taille de la fenêtre au niveau RLC qui va déterminer le nombre de trames LLC qui vont être perdues.

La mise en place d'un processus qui permet de suspendre la transmission sur la cellule courante quand le point d'accès WIFI ne détecte plus la station mobile permet de limiter les pertes dans le cas de la resélection WIFI vers GPRS.

L'utilisation d'un mécanisme de retransmission au niveau R-LLC permet de limiter les pertes en fonction de la taille de la fenêtre d'émission R-LLC. Par ailleurs, le mécanisme de retransmission permet d'offrir un handover sans pertes, vu des couches supérieures. Dans le cas où on active cette couche, il faut déterminer avec vigilance le temporisateur de retransmission. Trop petit, il va entraîner des retransmissions intempestives et donc une charge de trafic supplémentaire dans la cellule. Trop long, il entraîne des délais importants de reprise de la transmission.

3. Performances de la resélection pour des trafics « à flux continu »

3.1. Introduction

Cette partie étudie les problèmes de performances pouvant survenir lors d'un basculement inter-systèmes pour du trafic de type streaming. Nous allons comparer trois approches pour la diffusion de ce type de contenu : transport fiable avec le protocole TCP, transport non fiable sur UDP et utilisation d'un mécanisme de fiabilisation au niveau LLC couplé au protocole de transport UDP.

L'objectif de cette étude est d'analyser les performances, en cas de handover, de ces trois approches de fiabilisation. Nous analysons ces approches dans le cas du handover intra-RAT GPRS et inter-RAT GPRS-WIFI. Nos conclusions permettront de déterminer quelle est l'approche la plus adaptée en fonction des contraintes de qualité de service imposées par la transmission : délais de délivrance et tolérance aux pertes.

3.2. Paramètres des simulations

Dans le cadre de ces simulations, nous considérons un trafic de type Streaming. Pour chaque mobile, un objet de taille moyenne 480 octets (généralisé suivant une loi de Pareto Cut Off de paramètres $K=81,5$; $\alpha=1,1$ et $m=66\ 666$ octets) est généré toutes les 500 ms. Cela représente un débit moyen de 960 octets/s/mobile. Ce trafic n'est généré que pour la voie descendante. En voie montante, aucun trafic ne circule, hormis les éventuels acquittements nécessaires aux mécanismes de retransmission. Nous ne considérerons donc, dans l'étude des résultats, que le transfert dans le sens descendant.

Le but de notre étude est de comparer différentes solutions d'empilement protocolaire. Nous ne considérons que le processus de basculement par resélection. Les mécanismes de handover entraînent en effet des pertes plus faibles, ce qui ne permet pas d'obtenir un différentiel de performances significatif entre les différentes solutions étudiées.

Le mobile met en moyenne 4 secondes pour récupérer les informations système et le temps nécessaire au rétablissement de la communication dans la cellule cible est variable. Tous ces paramètres sont récapitulés dans le tableau 3.2.1.

Paramètres	Loi	Valeur
Temps entre deux objets	Déterministe	500 ms
Taille d'un objet	Pareto Cut Off	$K=81,5$
		$\alpha=1,1$
		$m=66\ 666$
Temps de récupération des informations système	Uniforme	0 à 8 secondes moyenne : 4 secondes
Temps de basculement	Uniforme	0 à 10 secondes Paramètre de la simulation
Taille fenêtre au niveau LLC		20 trames
Temporisateur de retransmission		5 secondes

Tableau 3.2.1. Paramètres de simulation du trafic Streaming

3.3. Resélection intra-BSC GPRS

Pour cette première série de simulations, nous avons considéré un réseau composé de deux stations de base GPRS. Le changement de cellule s'effectue par resélection et l'état des automates de transmission au niveau RLC est réinitialisé au cours du basculement.

Pertes au niveau RLC/MAC

Les figures 3.3.1 présentent les pertes de blocs au niveau RLC. La figure de gauche présente la différence entre le nombre de blocs émis et le nombre de blocs reçus (pertes au niveau MAC). Cette quantité augmente proportionnellement au temps requis pour effectuer la resélection. La courbe de droite est plus significative. Elle correspond nombre de blocs perdus au niveau RLC – différence entre le nombre de blocs générés et le nombre de blocs transmis. On constate que les protocoles qui implémentent des mécanismes de retransmission (TCP et UDP associé à un mécanisme de retransmission au niveau LLC) entraînent moins de pertes que le protocole UDP seul. Dans le cas où un mécanisme de retransmission est implémenté dans les couches supérieures, la transmission peut se retrouver bloquée, en attente d'acquittement. Moins de trames sont alors envoyées au BSC. Elles ne sont alors pas segmentées, ni perdues.

Dans le cas où on implémente le mécanisme de retransmission au niveau LLC, le temps de retransmission étant faible (5s), une trame LLC peut être émise plusieurs fois, ce qui fait que le nombre de bloc RLC perdus se rapproche du cas UDP. Dans le cas où on utilise le mécanisme de retransmission de TCP, peu de trames sont émises en parallèle et le temps de retransmission peut être plus important. Moins de trames sont alors segmentées et moins de blocs RLC sont perdus.

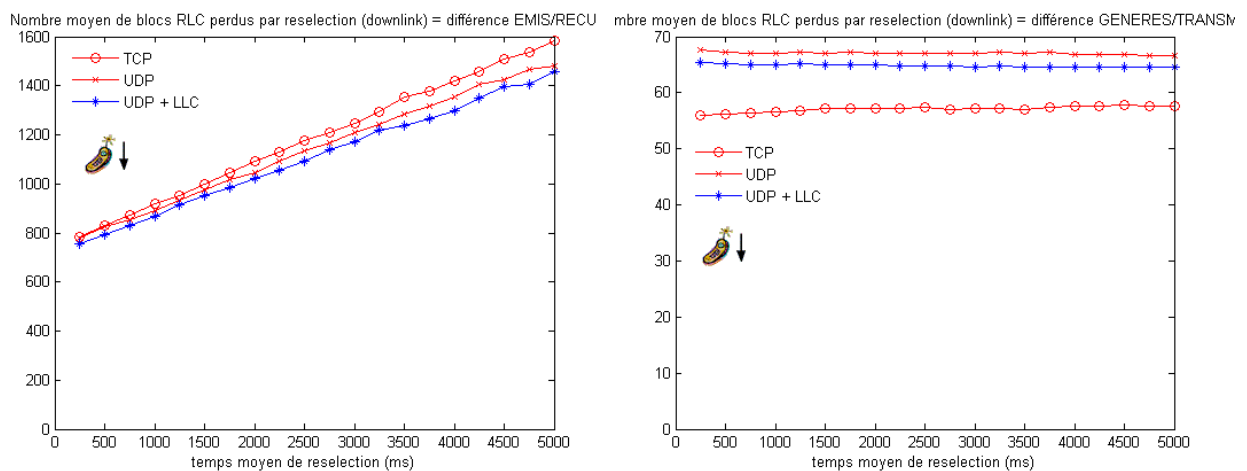


Figure 3.3.1. Nombre moyen de blocs RLC perdus au cours d'une resélection (trafic streaming)

Pertes au niveau R-LLC

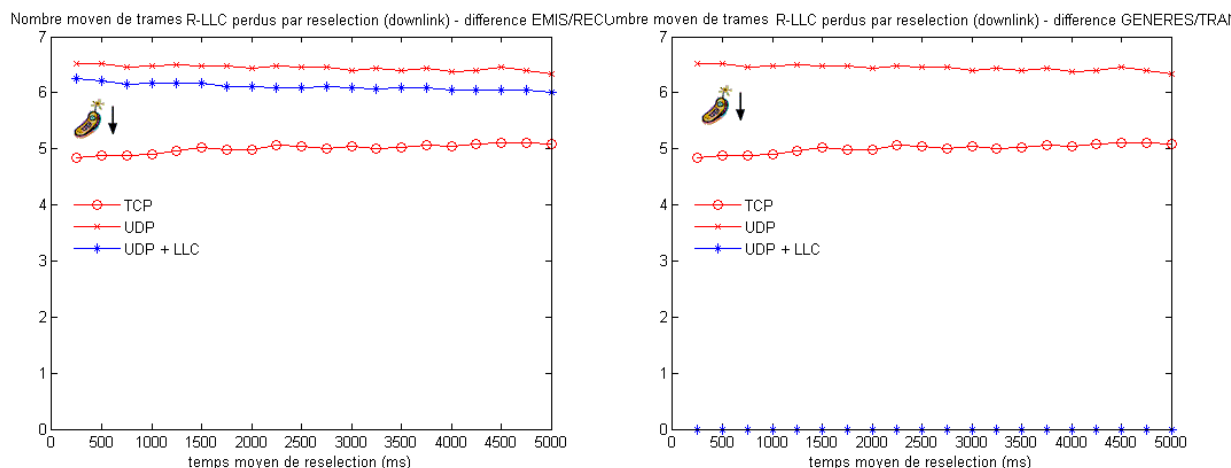


Figure 3.3.2. Nombre moyen de trames R-LLC perdues au cours d'une resélection (trafic streaming)

Au niveau R-LLC (Cf. figure 3.3.2), les pertes de trames sont proportionnelles aux pertes au niveau RLC. L'ajout d'un mécanisme de retransmission au niveau LLC permet de reprendre les pertes provoquées par la resélection de cellule. On retrouve le même profil de pertes au niveau IP.

Caractéristiques de la session au niveau « Application »

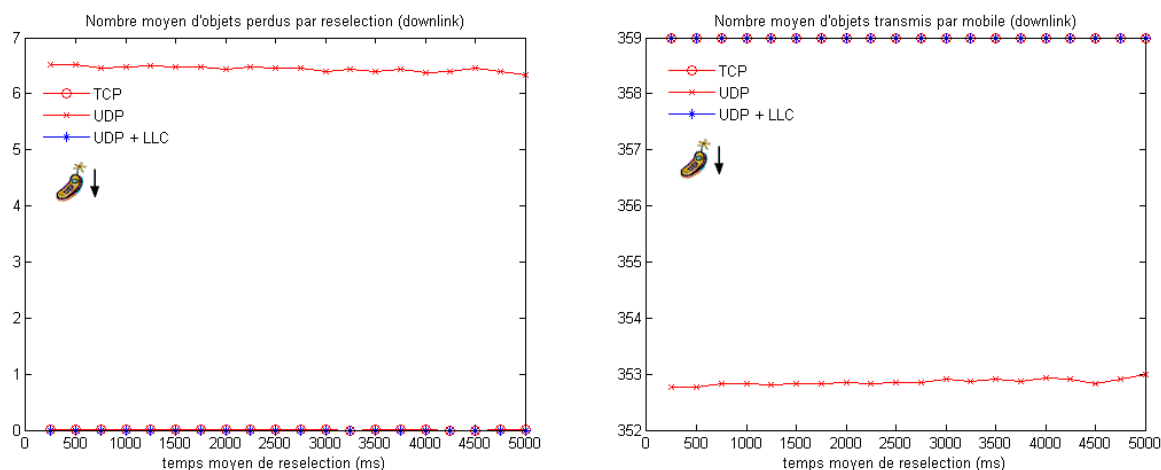


Figure 3.3.3. Nombre moyen d'objets perdus et transmis au cours d'une resélection (trafic streaming)

Au niveau application, le nombre d'objets perdus et transmis est représenté sur les figures 3.3.3. Dans le cas d'UDP, les pertes sont proportionnelles aux pertes au niveau

LLC. Elles sont indépendantes du temps de coupure car, quelque soit leur durée, le nombre de blocs RLC perdus est fixe.

Délais de transmission au niveau R-LLC

Les figures 3.3.4 présentent les temps de transmission aux niveaux LLC et application. Le temps de transmission le plus faible est obtenu avec le protocole UDP seul. Ce protocole entraîne la perte des données qui sont émises au moment du basculement, ce qui n'entraîne pas d'engorgement du réseau et donc, limite les délais de transmission. L'ajout d'une couche de retransmission au niveau LLC entraîne des délais supplémentaires. Les données qui sont transmises au cours du basculement sont stockées et leur transmission subit un délai supplémentaire qui comprend le temps qui s'écoule avant la fin du basculement et le temps de traitement des autres paquets mis en attente précédemment. Il y a donc un léger engorgement de la transmission juste après que le basculement ait eu lieu. Dans le cas où on utilise TCP, l'engorgement est beaucoup plus important. D'une part, il faut attendre que les premiers paquets aient été acquittés avant d'envoyer les suivants, d'autre part, après basculement, le réseau subit un engorgement important – dû au fait que, au cours du basculement – la couche TCP a pu retransmettre plusieurs fois un même paquet. Compte tenu de la charge du réseau, la couche TCP n'est ici pas adaptée pour écouler un trafic aussi important, ce qui conduit à de gros engorgements et des délais de transmission peu tolérables.

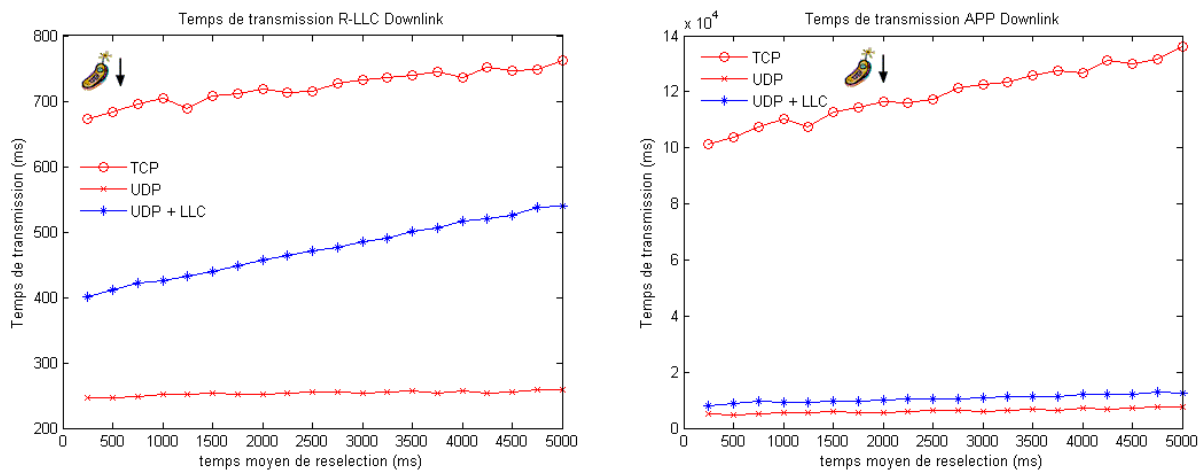


Figure 3.3.4. Temps de transmission au niveau R-LLC et Application (traffic streaming)

3.4. Resélection inter-RAT WIFI/GPRS

Pour les besoins de ces simulations, nous considérons des mobiles initialement attachés à un point d'accès WIFI et qui resélectionnent une station de base GSM/GPRS. Comme la pile de transmission WIFI ne contient pas de couche RLC, les pertes engendrées par la resélection n'ont lieu qu'au niveau de la couche R-LLC (première couche commune aux deux systèmes).

Pertes au niveau R-LLC

Les figures 3.4.1 présentent les pertes engendrées par la procédure de resélection au niveau R-LLC. La première courbe représente la différence entre le nombre de trames émises par le BSC et le nombre de trames reçues par le mobile. La seconde représente la différence entre le nombre de trames générées par le système et le nombre de trames correctement transmises.

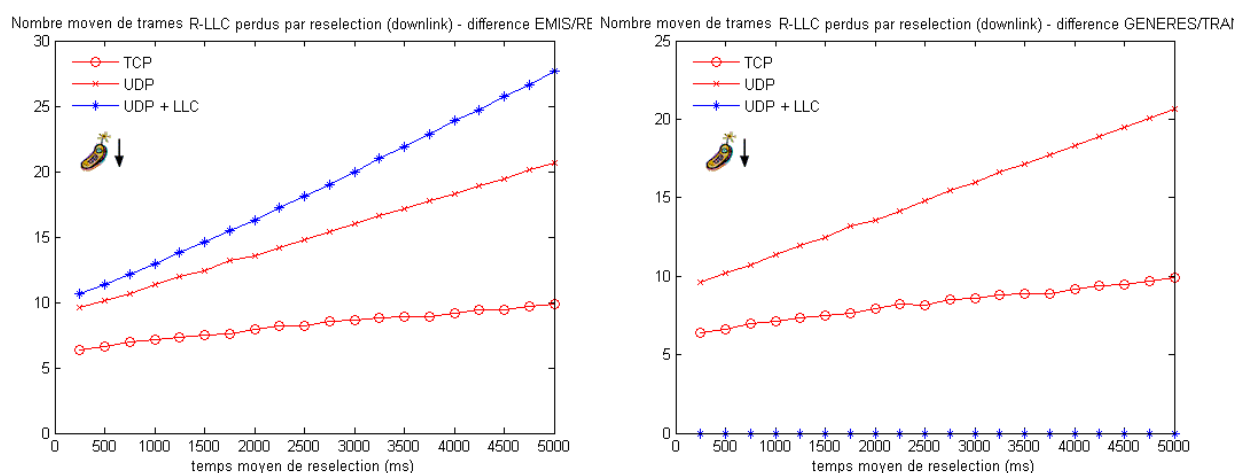


Figure 3.4.1. Nombre moyen de trames R-LLC perdues au cours d'une resélection (trafic streaming)

Le mécanisme de transmission TCP est celui qui engendre le moins de pertes au moment de la resélection. Cela s'explique par le fait que le mécanisme TCP attend que les trames soient correctement reçues avant d'en envoyer de nouvelles. Si les trames envoyées sont perdues, TCP va les retransmettre à l'expiration d'un temporisateur. Ainsi, en cas de pertes de trames, le flux de données se réduit et les pertes sont alors plus limitées. Dans le cas d'UDP, au contraire, il n'y a pas de contrôle de flux. Toutes les trames transmises par le BSC pendant la phase de basculement sont perdues et comme il n'y a aucun mécanisme de retransmission, les pertes constatées ne sont pas récupérées. Dans le cas où on met en place un mécanisme de retransmission au niveau LLC, le nombre de trames perdues pendant la phase de basculement semble encore plus important. En réali-

té, on perd au maximum le nombre de trames correspondant à la taille de la fenêtre de transmission (20 trames dans notre cas) et les blocs retransmis successivement (toutes les 5 secondes dans notre cas) après déclenchement du basculement. Bien évidemment, grâce à ce mécanisme, toutes les trames qui parviennent au BSC sont correctement transmises jusqu'au mobile.

Le profil des pertes que l'on observe sur la seconde courbe est alors le même aux niveaux S-LLC et TCP/UDP. Quand le mécanisme de retransmission TCP est utilisé, les pertes sont récupérées à ce niveau. Par contre, si on utilise uniquement UDP, les pertes observées sont définitives.

Le mobile génère des données pendant en moyenne 2 minutes et 45 secondes, soit, à raison d'un objet toutes les 500ms, environ 330 objets à transmettre. On observe des pertes uniquement dans le cas de l'utilisation du protocole UDP, sans fiabilisation supplémentaire. Compte tenu de la la taille moyenne des objets transmis, le nombre d'objets perdus est très proche du nombre de trames R-LLC perdues (Cf. figure 3.4.2).

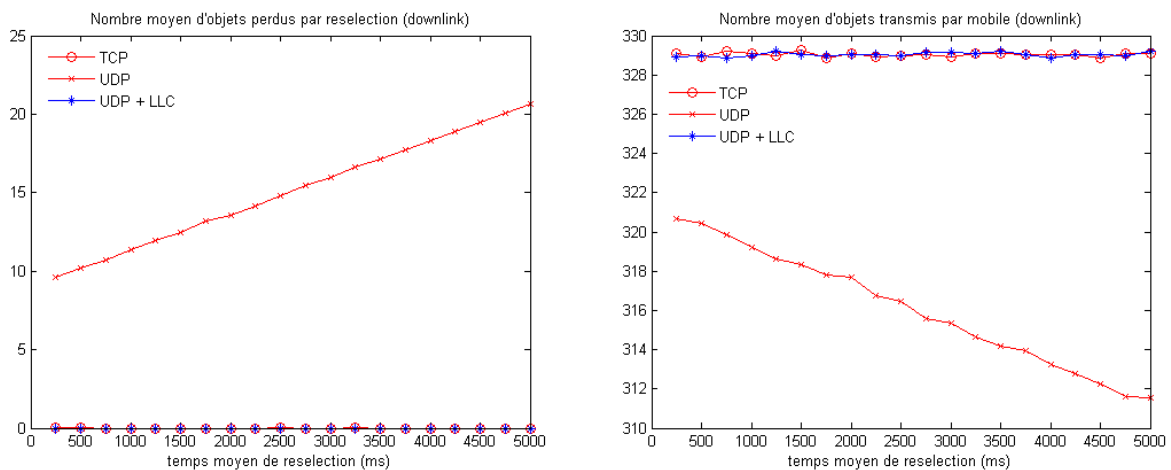


Figure 3.4.2. Nombre moyen de d'objets perdus et transmis au cours d'une resélection (trafic streaming)

Délais de transmission au niveau LLC et Application

Les figures 3.4.3 présentent les temps de transmission aux niveaux LLC et application des différentes données à transmettre. Au niveau LLC, on constate que les deux solutions UDP présentent des performances bien meilleures que la solution TCP. Par rapport au cas du basculement de GPRS vers GPRS, on constate une augmentation importante du délai de transmission au niveau LLC dans le cas où on utilise le protocole TCP. Ceci est vraisemblablement dû à la rupture importante du débit qui a lieu lorsqu'on bascule du point d'accès WIFI à la cellule GPRS. La couche TCP a alors une fenêtre d'émission large : la retransmission des paquets de cette fenêtre, à la suite du basculement, produit alors un engorgement important.

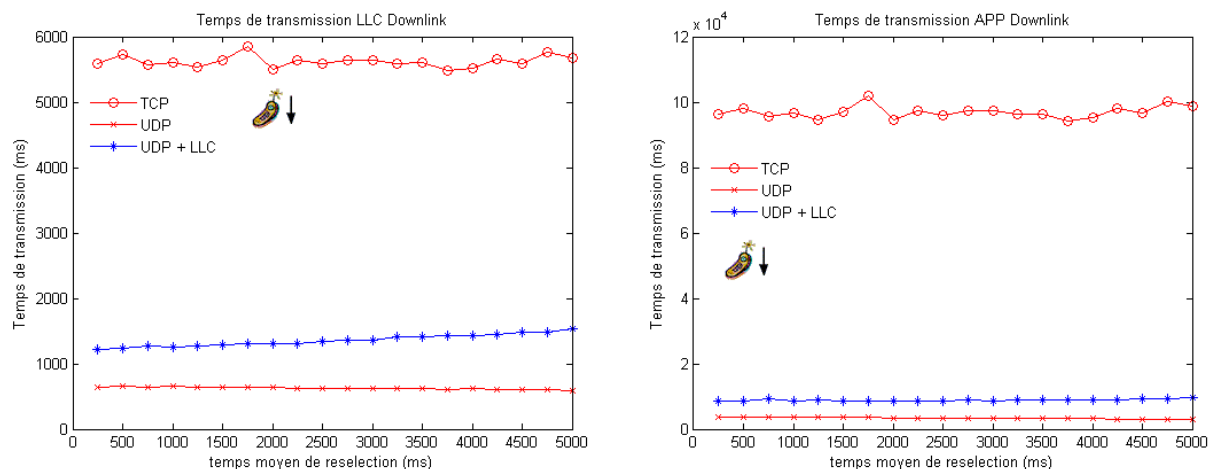


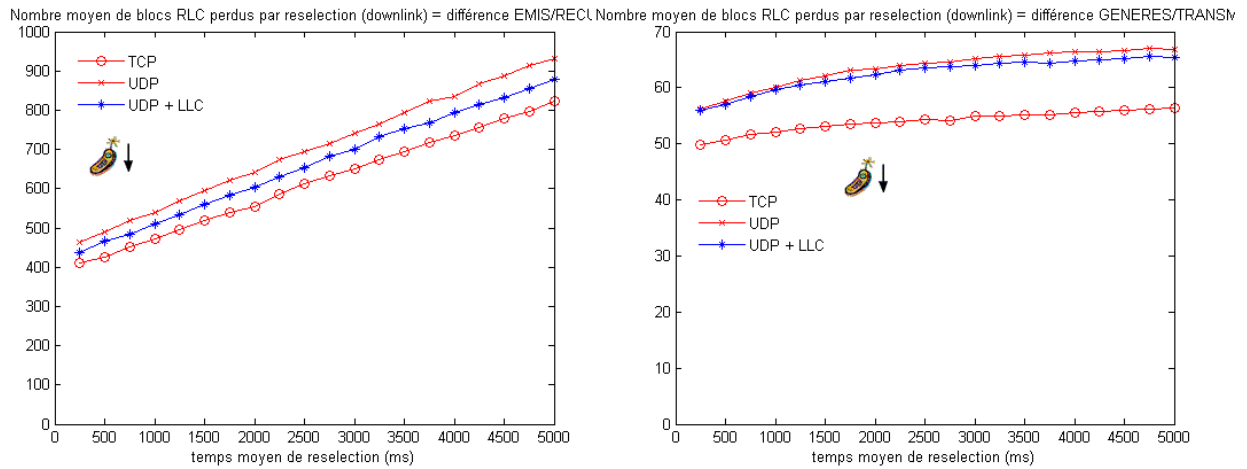
Figure 3.4.3. Temps moyen de transmission des données (trafic streaming)

3.5. Resélection inter-RAT GPRS/WIFI

Le scénario étudié ici correspond à des mobiles initialement attachés à une station de base GSM/GPRS et qui resélectionnent un point d'accès WIFI intégré au même BSS. Les pertes engendrées ont lieu au niveau de la première couche commune aux deux systèmes : la couche R-LLC. Cependant, il est tout même intéressant d'évaluer le nombre de blocs RLC/MAC qui, au moment de la reselection, n'ont pas été transmis (Cf. figure 3.5.1).

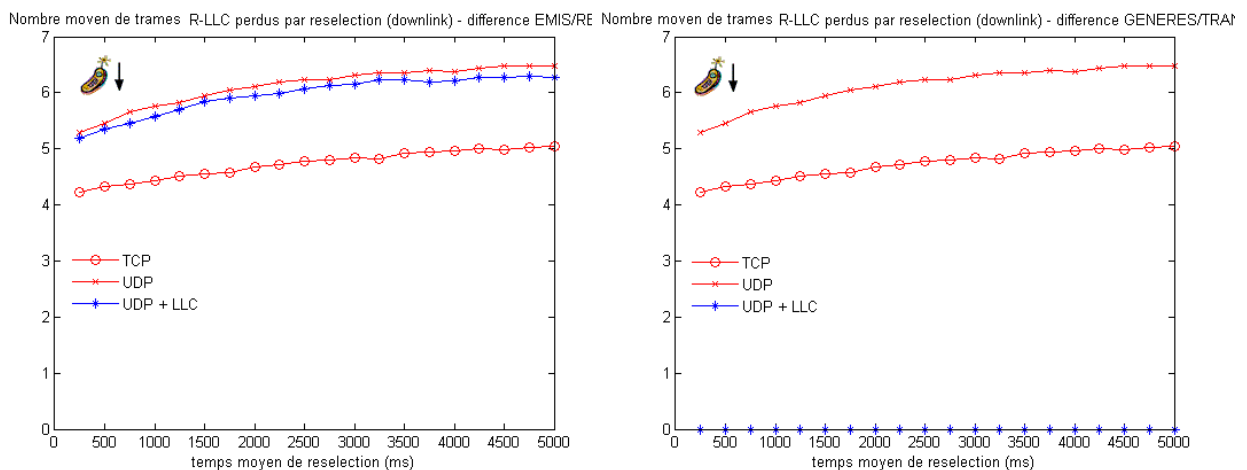
Pertes au niveau RLC/MAC

Les pertes au niveau MAC (figure de gauche) sont proportionnelles au temps de coupure de la transmission. La différence entre le nombre de blocs générés et le nombre de blocs transmis est cependant moins grande dans le cas TCP. Contrairement à ce qui se passe dans le cadre de la couche UDP, la couche TCP interrompt plus tôt le transfert de données en attendant de recevoir les acquittements correspondants. Par ailleurs, les temporisateurs de retransmission étant plus long que ceux de la couche LLC, il y a moins de tentatives de retransmission au niveau IP, et donc au final moins de trames LLC qui sont émises que dans le cas où on utilise le protocole UDP fiabilisé par un mécanisme de retransmission au niveau LLC.



Pertes au niveau R-LLC

Des pertes au niveau RLC découlent les pertes au niveau R-LLC (Cf. figure 3.5.2). Contrairement à ce qui se passe dans le cas du basculement WIFI vers GPRS, le mécanisme de retransmission au niveau RLC vient ici suspendre la transmission et limiter le nombre de trames LLC perdues pendant le temps du basculement. Le mécanisme de retransmission TCP engendre un transfert moindre de données et donc moins de pertes que le protocole UDP, pertes qu'un mécanisme de retransmission au niveau LLC est tout à fait à même de corriger.



Pertes et transmissions au niveau « Application »

Les figures 3.5.3 présentent le nombre d'objets, au niveau application, perdus et correctement transmis. Seul le protocole UDP entraîne des pertes, la transmission des données dans les autres scénarios étant fiabilisée par des mécanismes de retransmission.

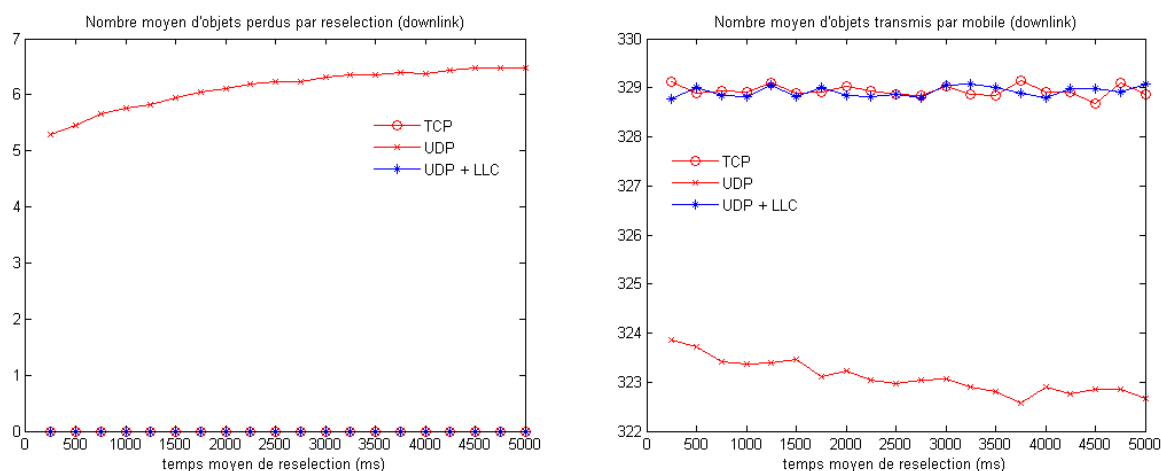


Figure 3.5.3. Nombre moyen de d'objets perdus et transmis au cours d'une resélection (trafic streaming)

Délais de transmission aux niveaux LLC et application

Les figures 3.5.4 présentent les temps de transmission aux niveaux LLC et applications. On retrouve le même classement en terme de performance que dans les deux cas analysés précédemment, mais les temps présentés ici sont beaucoup plus faibles que dans le cas où la cellule cible est une cellule GPRS. Au moment du basculement, pour les deux scénarios pour lesquels la transmission est fiabilisée (UDP+LLC et TCP), les segments TCP et les trames LLC – et leurs retransmissions éventuelles – sont stockés. Au moment où la transmission est rétablie dans la cellule WIFI cible, les débits sont suffisamment importants pour que les données mises en attente soient rapidement transmises. Cela règle également le problème d'un éventuel engorgement pouvant se produire dans la cellule initiale, avant que le basculement ne soit déclenché.

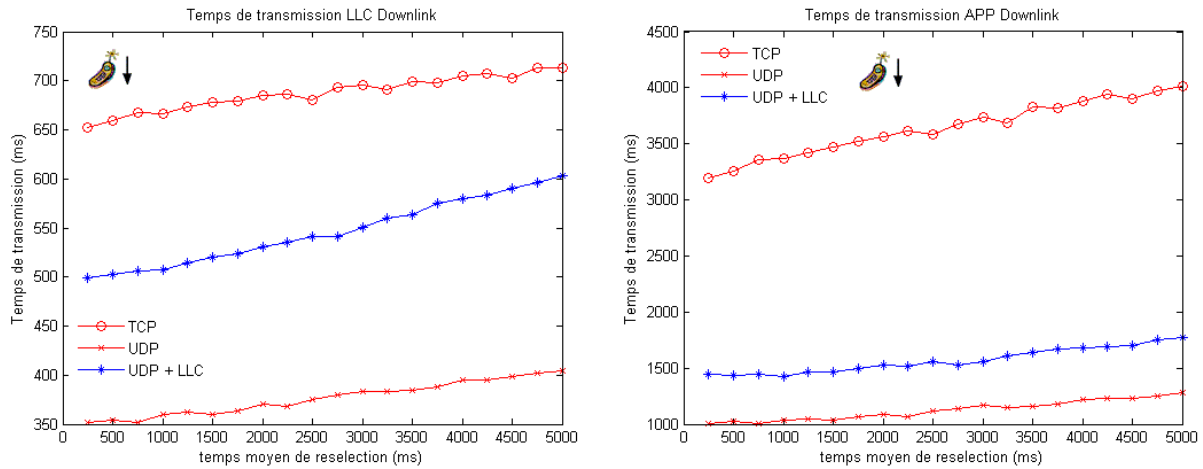


Figure 3.5.4. Temps moyen de transmission des données (trafic streaming)

3.6. Conclusions : impact de la resélection sur un trafic « Streaming »

Dans cette étude sur les flux « streaming », nous avons analysé trois scénarios de re-sélection de cellule : inter cellulaire GPRS, inter-RAT WIFI vers GPRS et inter-RAT GPRS vers WIFI. Pour ces trois scénarios, nous avons considéré trois choix de pile protocolaire différents. L'un sans aucune fiabilisation, basé sur une couche UDP, l'un avec une fiabilisation au niveau LLC et le dernier avec une fiabilisation assuré par la couche TCP.

Pour les trois scénarios, la couche protocolaire sans fiabilisation (UDP seul) semble la plus performante en terme de délais. Cette solution engendre la perte de quelques paquets au moment du basculement. Cela se traduit par un engorgement moindre du réseau. Les deux autres scénarios subissent un engorgement dû aux paquets mis en attente, aux retransmissions éventuelles qui peuvent se produire (et qui ne se produisent pas forcément qu'au moment du basculement), ainsi qu'au surplus de trafic engendré par l'échange des acquittements.

Les deux autres scénarios - TCP et UDP associé à un mécanisme de retransmission au niveau LLC - n'engendrent aucune perte au niveau application. TCP offre cependant des performances plus faibles car les pertes et l'expiration du RTO conduisent à une réduction de la taille de la fenêtre d'émission. Celle-ci se retrouve alors bloquée, ce qui augmente les délais de transmission.

L'utilisation conjointe du protocole UDP à un mécanisme de retransmission au niveau LLC semble donc être un bon compromis afin d'obtenir une transmission sans pertes au niveau de l'interface radio. Cette solution est d'ailleurs très intéressante dans le cadre de services diffusés, où il n'est pas forcément possible de maintenir une fiabilisation entre le serveur et tous les clients.

4. Conclusion

Ce chapitre nous a permis d'aborder le problème de la resélection et du handover dans le cas du basculement inter technologies d'accès.

Nous avons analysé et comparé les performances de trois stratégies de resélection et d'une procédure de handover dans le cas du basculement inter-RAT GPRS WIFI. Il ressort de cette étude que la stratégie de basculement par handover est de loin la plus efficace en terme de pertes et de délais, mais elle nécessite de mettre en place des mécanismes de contrôle importants (notamment pour diffuser des informations système et procéder à la réservation de ressources). La stratégie de resélection conduit à des pertes et des délais de basculement important. Dans le cas du basculement inter-RAT WIFI vers GPRS; Les pertes peuvent cependant être limitées en mettant en place un mécanisme permettant de notifier le départ – ou plutôt l'absence d'activité - du mobile dans la cellule courante. Par ailleurs, la mise en place d'un mécanisme de retransmission au niveau d'une couche LLC commune aux deux interfaces permet de réaliser un basculement sans pertes en reprenant la transmission là où elle en était dans la nouvelle cellule.

Cette couche LLC constitue par ailleurs une solution très efficace pour assurer une resélection sans pertes dans le cas où les couches supérieures travaillent en mode non acquitté, comme dans le cas du trafic streaming IP/UDP. En comparaison, UDP seul entraîne des pertes conséquentes tandis que TCP induit des délais de transmission plus importants.

Chapitre IV : Transport de Signalisation SIP à travers un réseau d'accès cellulaire

1. Introduction

Les réseaux de télécommunications mobiles possèdent actuellement un coeur de réseau divisé en deux domaines : un domaine circuit, utilisé pour le transport des communications téléphoniques, et un domaine paquet, utilisé pour le transport de données. Tous les réseaux de télécommunications subissent actuellement de profondes transformations. Celles-ci devraient permettre de transporter la voix directement sur le réseau de données en suivant les principes de la technologie VoIP – Voice over IP. Ces évolutions entrent dans le cadre de la convergence des réseaux : fusion des domaines circuits/paquets et meilleure interconnexion des réseaux fixes/mobiles.

Afin de gérer les appels vocaux à travers un réseau de données une nouvelle architecture de contrôle doit être déployée. Cette architecture est appelée IMS – IP Multimedia Subsystem [Cam06]. Elle doit permettre de gérer des sessions de communication vocales et des sessions multimédia. Cette architecture intègre des passerelles avec les réseaux de téléphonie commutés, qu'ils soient mobiles (PLMN) ou fixes (PSTN). C'est une architecture de service qui permet d'offrir tous les services d'un réseau de télécommunication moderne : conférences téléphoniques et vidéo-conférences, fonction répondeur, appels multiples, transferts d'appels... Cette architecture se veut évolutive afin de permettre aux opérateurs de déployer facilement de nouveaux services.

Le déploiement de l'IMS devrait permettre aux opérateurs de réaliser des économies substantielles puisqu'il ne sera plus nécessaire de déployer et de maintenir le domaine circuit de leurs réseaux. Les communications vocales et les transferts de données transiteront alors tous par le domaine paquet. Par ailleurs, l'IMS devrait permettre de faciliter le roaming en permettant aux utilisateurs d'accéder aux services auxquels ils sont abonnés, quelque-soit le réseau d'accès qu'ils empruntent. La notion même d'opérateur se voit alors profondément modifiée : ce n'est plus forcément le même opérateur qui assurera le transport de l'information, la gestion de l'abonné et la fourniture du service.

Dans les réseaux IMS, les sessions multimédia sont contrôlées grâce au protocole SIP - Session Initiation Protocol. C'est un protocole de signalisation de niveau application. Les messages de signalisation SIP sont rédigés au format texte. Ce format est donc très différent du format de signalisation binaire utilisé couramment dans les réseaux de télécommunications (codage de type BER/PER). Les messages de signalisation SIP sont de taille sensiblement plus élevée que les messages de signalisation binaire.

Afin d'assurer un transfert plus rapide de ce type de signalisation à travers le réseau d'accès, il est nécessaire de mettre en place un mécanisme de compression. Cette partie se propose d'étudier différentes approches de compression et de proposer une solution adaptée à la compression de signalisation SIP.

Cette partie débute par une présentation succincte de l'IMS, du protocole SIP et de l'architecture de compression SigComp. Nous présentons les principes de différentes techniques de compression de données texte. Nous détaillerons ensuite quelques techniques qui s'appuient sur la structure des messages SIP pour améliorer les performances des compresseurs. Nous analysons ensuite les performances de différentes combinaisons de compresseurs appliqués à la signalisation SIP. Enfin, nous proposons deux solutions de compression SIP qui offrent de bonnes performances.

2. Architecture IMS

L'architecture IMS – IP Multimedia Subsystem – est conçue pour fournir un service de gestion de sessions de transport multimédia. Cette architecture permet également la gestion des communications VoIP (« voix sur IP ») à travers le domaine paquet des réseaux cellulaires. L'architecture IMS est composée d'un ensemble de passerelles et de serveurs qui sont déployés au sein du réseau IP privé de l'opérateur, au delà du GGSN. Par ailleurs, cette architecture de contrôle de sessions multimédia permet à l'utilisateur de bénéficier des services multimédia auquel il est abonné, indépendamment du réseau d'accès par lequel il transite. Cette caractéristique entre dans le cadre de la convergence des réseaux. La figure 2.1 présente l'architecture d'un réseau IMS [3GPP 23.002].

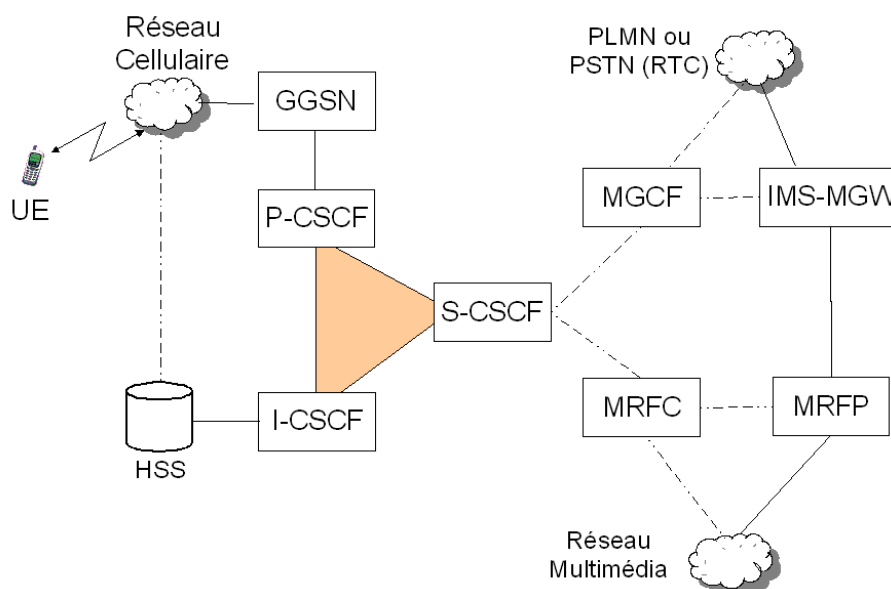


Figure 2.1. Architecture du réseau IMS (d'après [3GPP 23.002])

Le CSCF – Call Session Control Function – est un équipement qui permet de gérer les différentes sessions utilisateur. Une session multimédia peut faire appel à plusieurs CSCF lorsque le réseau d'accès, le réseau d'attachement ou le service demandé par l'utilisateur sont situés dans des réseaux différents. Le CSCF peut être décomposé en trois fonctions : Proxy (Proxy-CSCF), Interrogation (Interrogating-CSCF) ou Serveur (Serving-CSCF).

Le P-CSCF est le point d'accès au réseau IMS. Il est situé à la sortie du réseau d'accès du mobile. Cet équipement est chargé de gérer l'enregistrement de l'utilisateur auprès de l'I-CSCF et d'offrir le service demandé par l'intermédiaire du S-CSCF.

Le I-CSCF est situé dans le réseau nominal de l'abonné. Cet équipement permet d'assurer l'enregistrement et l'authentification de l'utilisateur. Il contrôle l'accès au service demandé et désigne un S-CSCF chargé de gérer la session multimédia.

Le S-CSCF se situe dans le réseau qui offre le service à l'abonné. Cet équipement contrôle la session multimédia qui permet d'offrir le service à l'utilisateur. Le S-CSCF est relié à des serveurs et à des passerelles vers des réseaux de téléphonie et d'autres réseaux multimédia. Ces passerelles doivent permettre une transmission du contenu et de la signalisation. Elles assurent par exemple le transcodage vocal et la traduction de la signalisation téléphonique vers SIP.

Le MGCF dialogue avec le S-CSCF pour établir et contrôler les supports de transmission qui vont permettre le transport d'appels VoIP.

L'IMS-MGW – IMS Média Gateway – assure la passerelle entre le réseau commuté et le réseau IMS. Il assure la conversion des flux audio. Il dialogue avec le MGCF pour contrôler la ressource.

Le MRF – Multimédia Ressource Function – est divisé en deux entités. Le MRFC – MRF Controller – et le MRFP – MRF Processor. Le MRFC contrôle la session multimédia, et en particulier sa topologie puisqu'il s'agit généralement d'un pont de conférence. Il dialogue avec le S-CSCF et le MRFP. Le MRFP intègre des fonctions de transcodage et de multiplexage.

Le HSS – Home Subscriber Server - est la base de données utilisateur. Elle contient le profil de chaque abonné, et notamment les informations d'authentification et d'autorisation d'accès aux différents services. Le HSS est localisé dans le réseau nominal de l'abonné.

3. Signalisation SIP et SDP

Le protocole d'établissement de session utilisé dans le réseau IMS est le protocole SIP – Session Initiation Protocol. C'est un protocole défini par l'IETF dans [RFC 3261].

SIP est un protocole de création et de gestion de sessions qui est utilisé, entre autre, pour l'établissement de communications VoIP. C'est un protocole texte de niveau applicatif. Les messages SIP comportent une partie « en-tête » et une partie « contenu ».

Dans le cadre de l'établissement de sessions multimédia, le contenu est décrit suivant la syntaxe SDP – Session Description Protocol - [RFC 2327]. Cette syntaxe décrit les paramètres des médias associés à la session SIP.

A la manière des protocoles du domaine internet (HTTP, SMTP, POP...), les protocoles SIP et SDP ont une syntaxe décrite sous forme de texte.

Un message SIP a toujours la même structure. Il commence par une ligne qui décrit le statut du message – requête ou réponse – et la version du protocole (généralement SIP/2.0). Vient ensuite une série d'étiquettes et de valeurs qui décrivent le contenu de la requête. L'étiquette est séparée de sa valeur par le symbole « : ». Deux points successifs (« .. ») permettent de passer à l'étiquette suivante. Quatre points successifs (« ») marquent la séparation entre l'en-tête SIP et le contenu SDP. Le descripteur de flux multimédia SDP est formaté suivant le même principe. Un exemple de message d'initialisation de session – message INVITE – est fourni ci après.

```
INVITE sip:0616771297@137.194.3.73 SIP/2.0..
Via: SIP/2.0/UDP
137.194.3.73;rport;branch=z9hG4bK89c20349000000264492695a000073fa00000
038..Content-Length: 337..
Contact: <sip:test2@137.194.3.73:5060>..
Call-ID: 878868ED-AD65-4A74-9D66-37DAB3FC72F6@137.194.3.73..
Content-Type: application/sdp..
CSeq: 1 INVITE..
From: "unknown"<sip:test2@sip.enst.fr>;tag=66462515062..
Max-Forwards: 70..
To: <sip:0616771297@137.194.3.73>..
User-Agent: SJphone/1.60.289a (SJ Labs)....
v=0..
o=- 3359434714 3359434714 IN IP4 137.194.3.73..
s=SJphone..
c=IN IP4 137.194.3.73..
t=0 0..
a=direction:active..
m=audio 49156 RTP/AVP 3 97 98 8 0 101..
a=rtpmap:3 GSM/8000..
a=rtpmap:97 iLBC/8000..
a=rtpmap:98 iLBC/8000..
a=fmtp:98 mode=20..
a=rtpmap:8 PCMA/8000..
a=rtpmap:0 PCMU/8000..
a=rtpmap:101 telephone-event/8000..
a=fmtp:101 0-11,16..
```

Le codage des messages de signalisation sous forme de texte diffère fortement des codages binaires utilisés dans les réseaux de téléphonie. Un codage comme le PER, utilisé dans l'UMTS, permet de coder des messages de contrôle de façon très compacte. La taille d'un message de contrôle dans un réseau mobile est de l'ordre de la centaine d'octets. En contrepartie de sa compacité, ce codage est complexe à décoder. Le processus de codage et décodage requiert le développement de parseurs binaires.

Des messages de type « texte », comme SIP, sont plus facilement interprétables et les parseurs sont plus simples à développer. Par contre, suivant leur contenu et les options activées par l'utilisateur, la taille de ces messages peut devenir très importante. Par exemple, le message SIP précédent comporte 768 caractères, soit cinq fois la taille d'un message de signalisation GSM. Ces 768 octets sont par ailleurs encapsulés dans des trames TCP ou UDP, qui viendront grossir la quantité de données à transmettre.

Avec un codage binaire, le contenu des messages est normalisé à l'avance. Tout message non conforme au format normalisé peut être écarté par l'opérateur, qui contrôle ainsi la nature et la taille des messages transmis. Avec des protocoles comme SIP, la signalisation transmise sur l'interface radio est générée par l'utilisateur, le P-CSCF et le serveur multimédia. A aucun moment le réseau d'accès ne contrôle la nature des informations ou la taille des messages transmis. La gestion d'une session multimédia peut donc être à l'origine d'un trafic important sur l'interface radio. Trafic sur lequel l'opérateur qui gère le réseau d'accès n'exerce en théorie aucun contrôle.

Dans le cadre du déploiement de la technologie IMS, la capacité des supports de transmission de signalisation sera très certainement limitée. Un opérateur peut difficilement se permettre d'allouer des canaux haut débit pour écouler de la signalisation. Une évaluation des performances de SIP à travers l'interface radio bas débit mobile est fournie dans [RFC 3322].

4. Architecture SigComp

Afin d'améliorer les performances de transmission de la signalisation SIP, nous souhaitons mettre en place une solution de compression au niveau du réseau d'accès, entre le P-CSCF et le mobile. Le document [RFC 3320] décrit les principes d'un compresseur / décompresseur universel appelé SigComp. Celui-ci peut être utilisé pour la compression de signalisation SIP. L'architecture de compression SigComp est décrite sur la figure 4.1.

Le principe du compresseur est assez simple. La couche application – située au dessus du compresseur – transmet un message avec un identifiant de transaction. Le message est alors traité par un dispatcher qui transmet le message au compresseur associé à la session. Ce compresseur est adapté au type de message qui est échangé dans la session. Il possède éventuellement un contexte de compression qui lui permet de compresser le message en fonction des échanges qui précèdent. Le compresseur consulte le contexte de compression associé à la transaction, compresse donc le message, met à jour le contexte de compression, puis renvoie le message au dispatcher. C'est ce dernier qui délivre alors le message à la couche de transport.

Au niveau du récepteur, le message est réceptionné par un dispatcher. Ce dernier envoie le message à un « décompresseur universel » (UDVM – Universal Decompressor Virtual Machine) qui se charge de décompresser le message. Ce décompresseur doit déterminer quel algorithme appliquer pour assurer la décompression. Il peut aller puiser certaines informations dans les contextes de compression / décompression qui se

trouvent du côté du récepteur. Une fois le message décompressé, ce dernier est transmis à la couche application qui, en retour, indique l'identifiant de transaction. Ce dernier permet à l'UDVM de mettre à jour le contexte de compression / décompression.

Pour assurer le bon fonctionnement de cette architecture, il faut bien s'assurer que l'UDVM implémente l'algorithme et possède les informations nécessaires à la décompression.

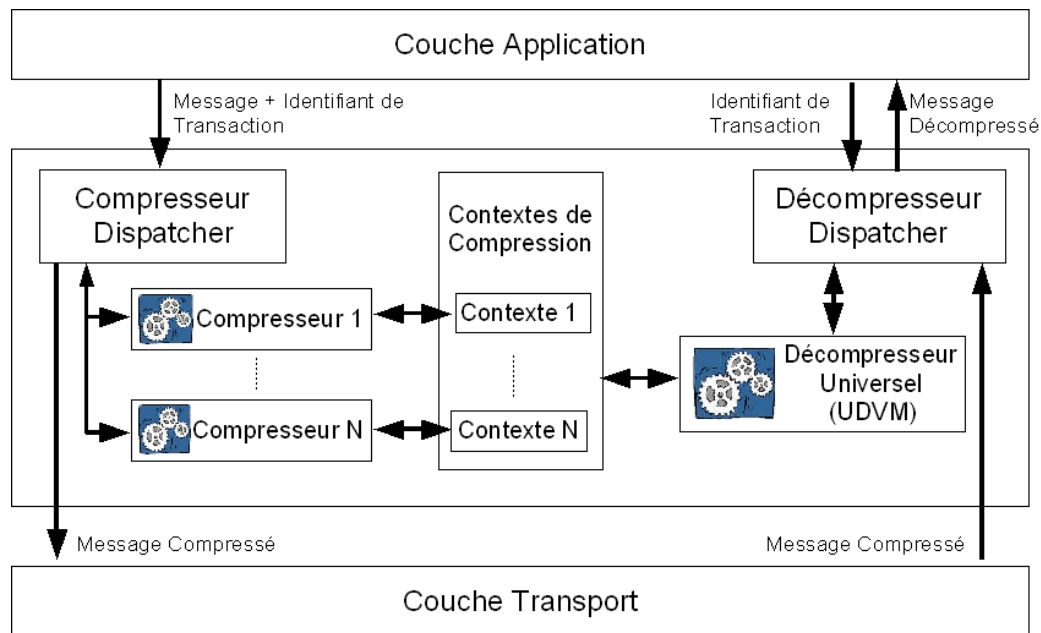


Figure 4.1. architecture de la couche SigComp (d'après [RFC 3320])

5. Solutions de compression

5.1. Codage de Huffman

Cette technique de codage de textes a été définie par David Huffman en 1951 [Huff51][Wiki-Huff]. Cette technique consiste à associer à chaque motif (ou caractère) d'un texte un code binaire dont la longueur est inversement proportionnelle à la fréquence d'apparition du motif dans le texte. Ce codage est d'autant plus performant qu'il existe une variance importante entre la fréquence d'apparition des différents caractères.

Pour utiliser la technique de codage de Huffman dans le cadre de la compression de données, il faut construire un dictionnaire – généralement représenté sous forme d'un arbre binaire – qui permet de retrouver le code associé à chaque caractère. Pour cela, il faut parcourir le texte afin de calculer le nombre d'occurrences de chacun des caractères. Pour assurer la décompression, il faut également stocker l'alphabet utilisé dans l'en-tête du fichier, ce qui, pour de petits fichiers, atténue fortement les bénéfices du codage de

Huffman. Une solution alternative consiste à utiliser un alphabet prédéfini (codage statique), connu de l'émetteur et du récepteur. Cette solution évite d'avoir à transmettre l'alphabet, mais l'effet de compression n'est plus assuré. Avec certains fichiers, le codage de Huffman à partir d'un alphabet prédéfini peut entraîner une augmentation de la taille du fichier. C'est le cas lorsque le fichier à coder contient uniquement des caractères dont le code, dans l'alphabet considéré, est plus long que la moyenne.

Dans le cadre d'une transmission, on ne connaît pas forcément à l'avance les caractères qui devront être transmis. Il n'est alors pas possible de construire un arbre de Huffman adapté au contenu transmis. Il existe cependant des méthodes dites « adaptatives » [Gal78] qui permettent de construire puis modifier l'arbre de compression en fonction des caractères nouvellement transmis. Ces méthodes nécessitent de transmettre les modifications de l'arbre de compression au décodeur.

Construction de l'arbre

Il existe plusieurs méthodes pour construire l'arbre de codage de Huffman. La plus simple consiste à classer les caractères suivant leur fréquence d'apparition dans le texte. Chaque caractère forme alors un arbre à une feuille (le caractère) auquel est associé un poids (la fréquence d'apparition du caractère).

Tant que l'on a plusieurs arbres, l'algorithme consiste à regrouper les deux arbres dont le poids est le plus faible au sein d'un arbre dont le poids est la somme du poids des deux sous arbres. Le sous arbre gauche est alors identifié par un 0 et l'arbre droit par un 1. L'arbre ainsi créé est ensuite réintégré dans la liste.

Soit la phrase à coder :

ABCDEFHAAACCCDDGGGFH

L'alphabet est composé de 8 lettres : A, B, C, D, E, F, G et H. Il est donc possible de coder chaque lettre de l'alphabet sur 3 bits. A=001, B=010, C=011, ... H=111. Il faut alors 60 bits pour coder la phrase. En appliquant l'algorithme de Huffman, on peut cependant coder la phrase sur moins de bits.

Le tableau 5.1.1 présente la fréquence d'apparition de chacun des caractères.

Caractère	A	B	C	D	E	F	G	H
Fréquence	4	1	3	3	1	2	4	2

Tableau 5.1.1. Fréquence d'apparition des différents caractères

La construction de l'arbre conduit à regrouper les caractères « B » et « E » au sein d'un arbre « BE » de poids 2, puis le caractère F et l'arbre « BE » au sein d'un arbre de poids 4... Soit les étapes décrites dans le tableau suivant :

Arbres initiaux	B=1, E=1, F=2, H=2, C=3, D=3, A=4, G=4
Regroupement des arbres B et E. On obtient un arbre BE de poids 2	BE=2, F=2, H=2, C=3, D=3, A=4, G=4
Regroupement des arbre BE et F. On obtient un arbre BEF de poids 4, que l'on reclasse.	H=2, C=3, D=3, BEF=4, A=4, G=4
Regroupement des arbres H et C. On obtient un arbre HC de poids 5, que l'on reclasse.	D=3, BEF=4, A=4, G=4, HC=5
Regroupement des arbres D et BEF. On obtient un arbre DBEF de poids 7	A=4, G=4, HC=5, DBEF=7
Regroupement des arbres A et G. On obtient un arbre AG de poids 8	HC=5, DBEF=7, AG=8
Regroupement des arbres HC et DBEF. On obtient un arbre HCDBEF de poids 12	AG=8, HCDBEF=12
L'arbre final est le résultat du regroupement des deux arbres restants	AGHCDBEF=20

Tableau 5.1.2. Etapes de construction d'un arbre de Huffman

On obtient alors l'arbre de Huffman suivant :

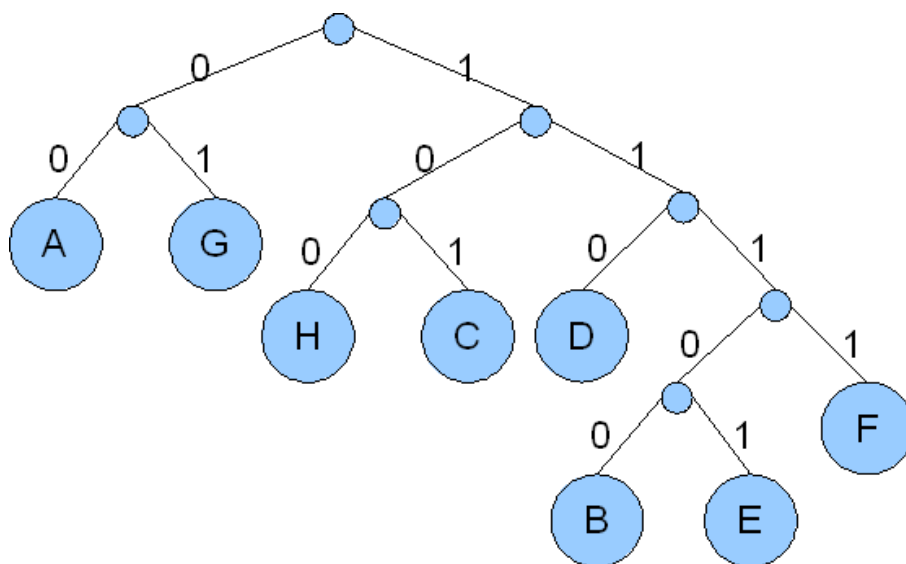


Figure 5.1.1. Arbre de Huffman

Le code associé à chaque caractère se lit directement sur l'arbre. C'est le chemin qui mène de la racine de l'arbre au caractère considéré. Soit, dans notre exemple, les codes

suivants : A=00, B=11100, C=101, D=110, E=11101, F=1111, G=01 et H=100. En utilisant ce codage, le message original est alors codé à l'aide de 54 bits, soit un taux de compression de 10% par rapport à un codage fixe sur 3 bits.

Si on utilise le même arbre de compression sur un autre message, cela peut amener à une expansion de la taille du code. Par exemple « ABCDEFGHBBBBCCCDDDDGF » sera codé sur 71 bits au lieu de 60 avec un codage fixe.

Le codage de Huffman est très efficace pour compresser des contenus texte. Cependant, comme on a pu le voir, l'utilisation d'un arbre de Huffman inadapté peut amener à un accroissement de la taille des données codées (en comparaison à un codage statique). Par ailleurs, la décompression requiert un traitement « bit à bit » afin de progresser dans l'arbre et de procéder à la décompression. Ce type de traitement est plus complexe à réaliser que l'interprétation de codes de taille fixe [LZW84].

5.2. Compression LZ77

La méthode de compression LZ77 a été définie en 1977 par Jacob Ziv et Abraham Lempel [LZ77][Wiki-LZ77]. Son principe est relativement simple. Le compresseur parcourt la phrase à compresser. Chaque fois que le compresseur détecte une chaîne de caractères antérieurement présente dans la phrase, il la remplace par la longueur de la chaîne et la distance à laquelle cette chaîne a été détectée.

Prenons l'exemple de la phrase suivante :

ABCDEFABCDFCDEFBCDFC

Les chaînes de caractères en « gras soulignés » sont déjà présentes, en position antérieure, dans la phrase. On peut alors leur substituer le couple longueur/distance qui leur correspond. Par exemple, la longueur de la chaîne ABCD est de 4 et 6 caractères séparent les deux occurrences de cette chaîne. La compression amènera donc à remplacer la seconde chaîne ABCD par le couple longueur/distance <4,6>. Soit la phrase compressée suivante :

ABCDEF<4,6>F<4,9>B<4,8>

Il faut bien entendu permettre au décodeur de distinguer les caractères des couples longueurs/distances. Nous verrons par la suite comment cela est implémenté dans la solution de compression « Deflate ». Avec cet algorithme, on ne code pas des chaînes de moins de 3 lettres car cela n'apporte aucun gain. A la place d'une lettre il faut en effet substituer 2 codes : la longueur et la distance.

Cet algorithme ne nécessite pas la construction d'un dictionnaire compliqué. Il suffit simplement de garder en mémoire l'historique des caractères déjà transmis. LZ77 requiert malgré tout un temps d'initialisation pendant lequel peu de données sont compressées. Il faut en effet qu'une chaîne de caractères ait déjà été transmise une fois avant qu'elle ne soit substituée par un code plus court. Cette compression peut être utilisée dans le cadre de flux de données puisque les octets sont envoyés au fur et à mesure de la transmission. Contrairement au cas du codage de Huffman (non fixe) où il faut d'abord lire le flux de données en entier avant de le coder.

5.3. Compression LZ78 / LZW

Les principes de la méthode de compression LZ78 ont été énoncés en 1978 par Jacob Ziv et Abraham Lempel [LZ78][Wiki-LZ77]. Terry A. Welch a proposé une implémentation de cette méthode adaptée à la compression de données en vue de leur stockage [LZW84][Wiki-LZW]. Un brevet, déposé dans certains pays (notamment en Amérique du Nord) par la société Unisys, a longtemps restreint l'utilisation de cette méthode de compression. LZ78/LZW est notamment utilisé dans le cadre de la compression d'images GIF.

Le principe de la compression consiste à stocker des séquences successives de deux symboles et à leur associer un code. L'algorithme est initialisé en associant des codes successifs à chaque lettre de l'alphabet utilisée. Ensuite, le flux est parcouru. A chaque étape, on recherche dans le dictionnaire le code associé au motif le plus long que l'on peut trouver. Un nouveau motif est alors créé. Il est composé du motif trouvé et de la lettre qui suit dans le flux. Un nouveau code est alors associé à ce motif.

Reprenons l'exemple du codage de la phrase :

ABCDEFABCDFCDEFBCDFCD

Pour initialiser l'algorithme, on associe le code « 1 » à « A », « 2 » à « B » et ainsi de suite jusque « 6 » à F. Les étapes successives de la compression sont décrites dans le tableau 5.3.1.

Le message compressé est alors :

1-2-3-4-5-6-7-9-6-9-11-8-4-15-4

La décompression se fait en recomposant le dictionnaire au fur et à mesure de la décompression. Le processus de décompression est fourni dans le tableau 5.3.2. On retrouve le message original dans la seconde colonne du tableau 5.3.2.

Dans LZW, chaque fois qu'un motif est reconnu, un nouveau motif - composé du motif reconnu et de la lettre qui suit - est ajouté au dictionnaire. La taille des motifs dans le dictionnaire évolue donc en fonction de la fréquence de répétition des différents motifs. Si de longues séquences se répètent peu fréquemment, elles risquent de ne jamais être représentées sous forme de motif. En ce sens, l'algorithme est moins efficace que LZ77. Par contre, il est très efficace pour coder des motifs courts – de 2 ou 3 caractères – qui se répètent fréquemment. Dans LZ77, ces petits motifs ne sont pas codés puisqu'ils ne conduisent pas à un gain d'espace. Il faut en effet au moins les remplacer par au moins deux caractères : une longueur et une distance. LZW requiert une période d'initialisation, le temps que des motifs se répètent, avant que l'algorithme LZW ne commence à être efficace.

Lettre Lue	Motif composé	Dictionnaire	Code envoyé
A=1			
B=2	<1, 2>	7=<1, 2>	1 (pour A)
C=3	<2, 3>	8=<2, 3>	2 (pour B)
D=4	<3, 4>	9=<3, 4>	3 (pour C)
E=5	<4, 5>	10=<4, 5>	4 (pour D)
F=6	<5, 6>	11=<5, 6>	5 (pour E)
A=1	<6, 1>	12=<6, 1>	6 (pour F)
B=2	<1, 2>=7		
C=3	<7, 3>	13=<7, 3>	7 (pour AB)
D=4	<3, 4>=9		
F=6	<9, 6>	14=<9, 6>	9 (pour CD)
C=3	<6, 3>	15=<6, 3>	6 (pour F)
D=4	<3, 4>=9		
E=5	<9, 5>	16=<9, 5>	9 (pour CD)
F=6	<5, 6>=11		
B=2	<11, 2>	17=<11, 2>	11 (pour EF)
C=3	<2, 3>=8		
D=4	<8, 4>	18=<8, 4>	8 (pour BC)
F=6	<4, 6>	19=<4, 6>	4 (pour D)
C=3	<6, 3>=15		
D=4	<15, 4>	20=<15, 4>	15 (pour FC)
	4		4 (pour D)

Tableau 5.3.1. Exemple de codage LZW

Code lu	Motif associé	Dictionnaire
1	A	
2	B	AB=7
3	C	BC=8
4	D	CD=9
5	E	DE=10
6	F	EF=11
7	AB	FA=12
9	CD	ABC=13
6	F	CDF=14
9	CD	FC=15
11	EF	CDE=16
8	BC	EFB=17
4	D	BCD=18
15	FC	DF=19
4	D	FCD=20

Tableau 5.3.2. Exemple de décodage LZW

Dans [LZW84], Terry A. Welch propose d'utiliser des codes de taille fixe de 12 bits, ce qui autorise des dictionnaires comportant 4096 motifs (en comptant les 256 motifs de l'alphabet ASCII). Il est également possible d'utiliser des motifs de taille variable. Dans ce cas, on commence par des motifs à 8 bits. Chaque fois qu'il faut étendre l'espace de numérotation, il faut émettre un zéro. Par exemple, si les codages sont réalisés sur 8 bits et que l'on doit émettre un code 264, on émet tout d'abord un 0 (pour passer à un codage sur 9 bits) puis le code 264 (codé sur 9 bits). Tous les motifs suivants sont alors codés sur 9 bits, jusqu'à ce qu'on doive émettre un code supérieur à 511. Dans le cas où on utilise ce type de codage, le dictionnaire est initialisé avec les codes de la tables ASCII incrémentés de 1, ce qui permet de libérer la valeur 0. Les caractères ASCII sont alors codés entre 1 et 256.

5.4. Compression Deflate

La solution de compression *Deflate* [RFC 1951] consiste en l'utilisation conjointe du principe de compression LZ77 et des méthodes de codage de Huffman.

5.4.1. Compression LZ77 dans Deflate

Les caractères considérés en entrée de Deflate sont des caractères ASCII codés sur 8 bits (valeurs allant de 0 à 255). A la sortie de LZ77, les caractères et les longueurs sont codés sur 9 bits. Les codes associés aux caractères sont les mêmes que dans le codage ASCII.

Les codes associés aux longueurs sont compris entre 257 et 285. Suivant le code, 1 à 5 bits supplémentaires lui sont associés. Les longueurs sont comprises entre 3 (code 257) et 258 (code 285). Une table permet de retrouver la valeur de la longueur à partir du code et des bits supplémentaires. Celle-ci peut être résumée comme suit :

```
Si code ≤ 264, alors longueur=code-256
Si 265 ≤ code ≤ 284 alors
    nbrBitsSupplémentaires=(code-261)/4
    longueur=(code-256)+valeur(BitsSupplémentaires)
Si code=285, longueur=258
```

On peut noter ici qu'on utilise pas toute la plage possible de valeurs permises par les 9 bits de codage. Les lettres sont codées de 0 à 255 et les longueurs de 257 à 285. Les valeurs de 286 à 511 ne sont donc pas utilisées. Nous verrons l'intérêt de ne pas utiliser toute la plage de valeurs possible dans le cadre du codage de Huffman qui suit. La valeur 256 est réservée. Elle permet de délimiter différentes sections d'un document codé.

Les longueurs sont suivies par une distance. Les distances sont codées sur 5 bits auxquels on ajoute éventuellement des bits supplémentaires (13 bits supplémentaires au maximum). Les distances sont comprises entre 1 (code 0) et 32768 (code 29 + 13 bits supplémentaires). Une table permet de retrouver la valeur de la distance à partir du code et des bits supplémentaires. Celle-ci peut être résumée comme suit :

```
Si code ≤ 3, alors distance=code+1
Si 4 ≤ code ≤ 29 alors
    nbrBitsSupplémentaires=(code-2)/2
    distance=code+valeur(BitsSupplémentaires)
```

Le format général d'un couple longueur/distance est donc représenté comme suit :

<pre>[9 bits de longueurs] {0 à 5bits supplémentaires} [5 bits de distance] {0 à 13 bits supplémentaires}</pre>

5.4.2. Codage de Huffman dans Deflate

A la sortie de LZ77 on a donc des caractères et des longueurs codés sur 9 bits. Les longueurs sont suivies par des bits supplémentaires et une distance. Le codage de Huffman n'est appliqué qu'aux symboles de 9 bits, les autres symboles ne subissent pas de codage supplémentaire.

Comme on l'a vu, pour les symboles de 9 bits, seules les valeurs allant de 0 à 287 sont utilisées. C'est donc les seules valeurs qui vont être prises en compte dans l'arbre de Huffman. Cela réduit le nombre de symboles à coder, et donc la taille de l'arbre et la longueur moyenne du code, par rapport au cas où on devrait coder 512 valeurs. Le document [RFC 1951] ne définit que l'arbre de codage statique. Dans le cadre de compression adaptative, l'arbre n'est pas défini et varie d'un bloc de données à l'autre.

Pour la construction de l'arbre dans le cadre de Deflate, il faut classer les caractères en fonction de la longueur de leur code, par ordre croissant (les codes les plus courts précèdent les codes les plus longs). A longueur de code égale, les caractères sont classés dans l'ordre lexicographique (ordre du code ASCII).

Par exemple, pour l'arbre de Huffman étudié précédemment, les codes associés aux différents caractères ont pour longueur :

$l(A)=2, l(B)=5, l(C)=2, l(D)=3, l(E)=5, l(F)=4, l(G)=2$ et $l(H)=3$

On numérote ensuite les symboles en fonction de la longueur de leur code, en commençant par les caractères de code le plus court. On incrémente de 1 à chaque symbole. Chaque fois que l'on passe à un codage de longueur plus élevée, l'incrémentation est suivie de décalages des bits vers la gauche afin d'attendre la taille de code requise. Dans le cadre de notre exemple, on obtient les codes suivants :

A=00, G=01

C=100, D=101, H=110

F=1110

B=11110, E=11111

De cette façon, pour définir le codage, il suffit d'indiquer pour chaque caractère quelle est la longueur du code associé. Dans notre exemple, pour l'alphabet ABCDEFGH; il suffit de transmettre le vecteur [2, 5, 3, 5, 4, 2, 3]. Le décodeur reconstruit alors aisément

ment le code en suivant les règles énoncées précédemment.

Dans le cas du codage de Huffman statique, Deflate utilise les codes définis dans le tableau 5.4.2.1. Les caractères de l'alphabet ASCII sont codés sur 8 bits, ceux de l'alphabet ASCII étendu – généralement moins usités - sur 9 bits. Les faibles longueurs sur 7 bits et les longueurs élevées sur 8 bits.

Symboles	Taille du code	Valeurs du code
0 à 143	8 bits	00110000 à 10111111
144 à 255	9 bits	110010000 à 111100101
256 à 279	7 bits	0000000 à 0010111
280 à 287	8 bits	11000000 à 11000111

Tableau 5.4.2.1. Codes de Huffman statique dans Deflate

6. Amélioration des performances des compresseurs

6.1. Conservation d'un contexte de compression

Le grand défaut des solutions de compression comme LZ77 ou LZW est qu'elles ne commencent à produire leurs effets qu'au moment où de la redondance apparaît dans la séquence à compresser. Au cours d'un échange, certaines informations se retrouvent d'un message à l'autre. Une solution pour améliorer la compression est de conserver tout ou partie de l'historique de la session et de prendre en compte les messages déjà transmis pour compresser le message courant. Cette approche est très efficace, mais il est nécessaire de s'assurer que l'émetteur et le récepteur ont bien reçu tous les messages qui précèdent et que ces messages sont classés dans le bon ordre. Cela est facile à vérifier quand la transaction est de type question/réponse : l'émetteur émet la même question tant qu'il n'a pas reçu la réponse, tout message dupliqué est éliminé. Par contre, cela est plus difficile à contrôler dans le cas d'une transaction plus complexe ou plusieurs messages peuvent être transmis en parallèle (ce qui est le cas dans le cadre d'une transaction SIP). Par ailleurs, cette solution n'apporte aucune amélioration de la compression des premiers messages, pour lesquels il n'existe aucun historique de transmission. Or, ce sont souvent ces premiers messages qui ont la plus grande taille.

6.2. Utilisation d'un dictionnaire

Une autre solution pour améliorer les performances de la compression est d'utiliser un

dictionnaire de compression, connu de l'émetteur et du récepteur. Ce dictionnaire doit contenir les chaînes de caractères que l'on rencontre le plus fréquemment dans les messages SIP.

Le principe de compression consiste alors à intégrer le dictionnaire au contexte de compression du message. Le décompresseur effectue le traitement inverse, en utilisant le même dictionnaire. Seul le message compressé est alors transmis au récepteur. Ce principe est décrit sur la figure 6.2.1.

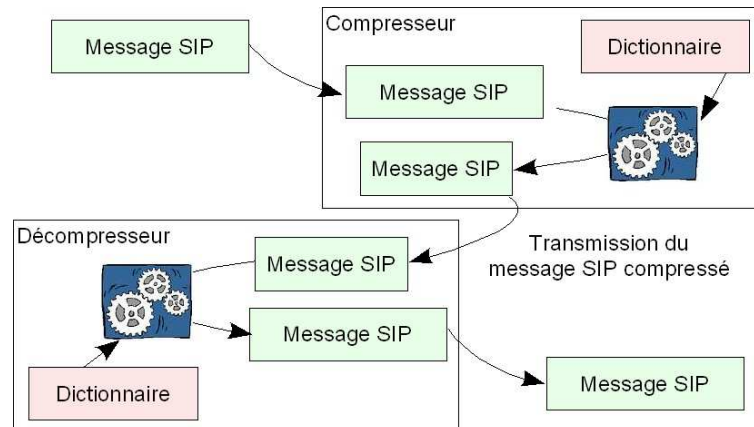


Figure 6.2.1. Principe de la compression avec dictionnaire

Le document [RFC 3485] fournit un dictionnaire qui peut être utilisé pour améliorer la compression de messages SIP/SDP. Cette solution de compression à l'aide d'un dictionnaire ne nécessite pas de conserver l'historique de la transaction. Ses effets se font alors ressentir dès le premier message transmis. Cette solution d'amélioration de la compression peut être utilisée conjointement à n'importe quel algorithme de compression.

6.3. EPIC

EPIC – Efficient Protocol Independent Compression – est une solution protocolaire de compression de messages SIP proposée par Siemens dans [EPIC01]. Le principe de ce protocole consiste à repérer les champs des messages SIP invariants d'un message à l'autre, à les supprimer au niveau de l'émetteur et à les réintroduire au niveau du récepteur. Les champs qui varient sont, quand à eux, compressés à l'aide d'une solution de compression sans pertes.

Ce principe de compression est souvent utilisé dans le cadre des transmissions sans fil point à point. Il n'est pas toujours possible d'utiliser ce principe de compression dans le cas où les noeuds intermédiaires – qui ne sont pas forcément toujours les mêmes – ont besoin des informations contenues dans l'en-tête des messages SIP pour, par exemple, router le message jusqu'à son destinataire.

L'inconvénient de ce type de compression est que les premiers messages, ou les messages totalement différents des précédents, ne sont pas du tout compressés. Par ailleurs, il faut absolument que le décompresseur puisse savoir à quelle session il a affaire afin

de recomposer le message SIP avec les bons champs d'en-tête. La compression EPIC nécessite donc d'ajouter un identifiant sur la session SIP en cours.

7. Performances des solutions de compression sur SIP

Pour évaluer les performances des différentes solutions de compression sur la signalisation SIP, nous avons considéré deux échanges SIP, récupérés sur une plate forme de test développée à l'ENST. Le premier échange est un appel avorté (sans décrochage). Le second, un appel avec décrochage, puis raccrochage. L'authentification de l'appelant est réalisée dans les deux cas. Ces échanges sont tous deux composés de 9 messages : Invite, 407, Ack, Invite, Trying, 200ok, Ack, Bye et 200Ok. Ces messages correspondent à l'échange décrit sur la figure 7.1. Nous avons numéroté ces messages de 1 à 9. Le contenu des messages, pour les deux échanges, est fourni en annexe H.

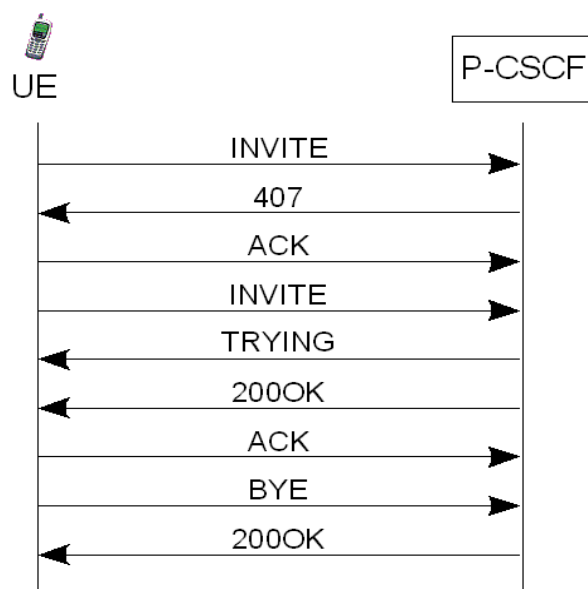


Figure 7.1. Echange SIP entre le terminal et le P-CSCF

La taille des messages SIP avant compression est fournie dans le tableau 7.1. La taille de ces messages ne diffère presque pas d'un scénario à l'autre.

N° message	1	2	3	4	5	6	7	8	9
Appel sans réponse	793	559	392	951	458	767	394	396	351
Appel avec décrochage	798	562	397	958	461	770	397	399	354

Tableau 7.1. Taille (en octets) des messages SIP

Pour être transportés à travers le réseau E-GPRS/UMTS, ces messages seront encapsulés dans des trames TCP ou UDP. Si on prend en compte l'établissement des sessions TCP ou UDP, la quantité réelle de données transmises pour transmettre ces messages SIP est bien plus importante. Surtout dans le cas d'une transmission TCP qui nécessite d'établir préalablement une connexion puis d'échanger régulièrement des informations d'acquiescement.

Si on considère un canal pour le transport de signalisation dont le débit est de 8kbits/s, l'émission de tous les messages sur l'interface radio nécessite plusieurs secondes. Cela ne prend pas en compte le temps de transmission de ces messages dans le réseau coeur, ni le temps de traitement de ces informations par le mobile ou le serveur. Par ailleurs, avant de pouvoir négocier une session multimédia, le mobile doit procéder à plusieurs échanges avec le réseau d'accès afin de s'enregistrer, s'authentifier et négocier les supports de transmission nécessaires pour l'échange des messages SIP.

Pour assurer un temps d'établissement des sessions de SIP qui ne soit pas trop élevé, il est nécessaire de réduire le temps d'émission en compressant les messages SIP.

La différence entre les tailles de messages pour les deux échanges étant peu significative, nous considérons uniquement, dans la suite de cette étude, la première série de messages : « appel sans réponse ».

7.1. Compression sans mémoire, sans dictionnaire

Les figures 7.1.1 présentent les performances des compresseurs LZ77, LZW et Deflate. Les messages sont compressés indépendamment les uns des autres. Aucun dictionnaire comportant les chaînes les plus courantes dans un message SIP n'est utilisé. La figure de droite représente la taille, en octet, des messages avant et après compression.

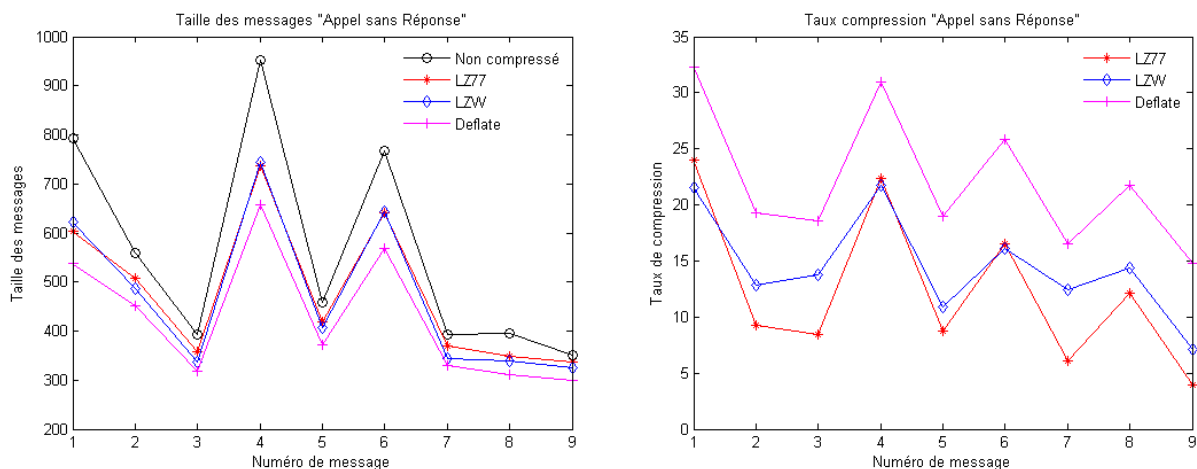


Figure 7.1.1. Performances des compresseurs LZ77, LZW et Deflate (sans utilisation de dictionnaire)

On constate que la solution de compression Deflate est la plus performante, avec des taux de compression variant entre 20% et 30%.

Les compresseurs sont d'autant plus performants que les messages sont de taille importante. Cela s'explique par le fait que la probabilité que le message contienne de la redondance d'informations est d'autant plus importante que le message est de grande taille.

On constate également que pour les messages de petite taille, notre implémentation du compresseur LZW est plus performante que LZ77. Ceci s'explique par le fait que LZ77 ne traite que les chaînes de 3 caractères et plus, tandis que LZW réduit également la taille des motifs de 2 caractères qui se répètent.

7.2. Compression sans mémoire, avec dictionnaire

Les figures 7.2.1 présentent les performances des compresseurs LZ77 et Deflate avec et sans dictionnaire. On peut ici constater l'effet que peut avoir le dictionnaire sur les performances des compresseurs. Le gain de compression supplémentaire apporté par le dictionnaire est d'environ 20%, ce qui vient plus que doubler les performances des compresseurs. Les taux de compression obtenus varient ainsi entre 30 et 50%.

L'avantage de cette méthode de compression avec dictionnaire est qu'elle est simple à mettre en place. Pour peu que le compresseur et le décompresseur se soient mis d'accord sur le dictionnaire à utiliser, cette méthode ne génère aucun trafic pour synchroniser le compresseur et le décompresseur. Par contre, le dictionnaire doit être adapté au type de données transportées – ici SIP. Une évolution du protocole doit amener à une modification des dictionnaires pour conserver de bonnes performances de compression. Cette solution de compression à l'aide d'un dictionnaire n'est donc pas du tout dynamique.

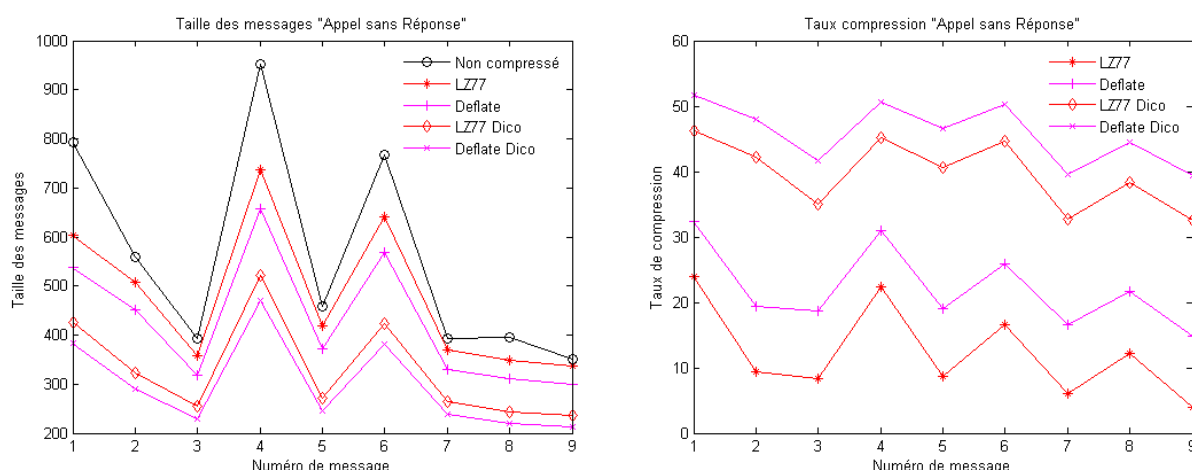


Figure 7.2.1. Performances des compresseurs LZ77 et Deflate (avec utilisation de dictionnaire)

7.3. Compression avec mémoire

Dans cette partie, nous examinons les solutions de compression qui prennent en compte les informations contenues dans les messages transmis précédemment. La première solution est une solution de compression EPIC, qui consiste à supprimer les champs qui n'ont pas été modifiés depuis le message précédent, puis à reconstituer le message au niveau du décompresseur. La seconde solution que nous avons étudiée consiste à compresser le message en intégrant dans le contexte de compression les messages précédemment transmis. Cela revient à utiliser une méthode par dictionnaire dont le contenu du dictionnaire est constitué des messages de la session.

Les figures 7.3.1 présentent les performances de solutions de compression ne prenant en compte qu'un seul message : le message transmis juste avant le message courant. On constate que la solution EPIC présente des performances analogues, voire légèrement meilleures, que les solutions de compression LZ77 et Deflate. Par contre, EPIC n'apporte aucune compression sur le premier message, dont la taille est pourtant l'une des plus élevée. EPIC est également peu efficace pour la compression du message 4. C'est le plus gros message. Il contient, de ce fait, un grand nombre d'informations supplémentaires par rapport au message précédent.

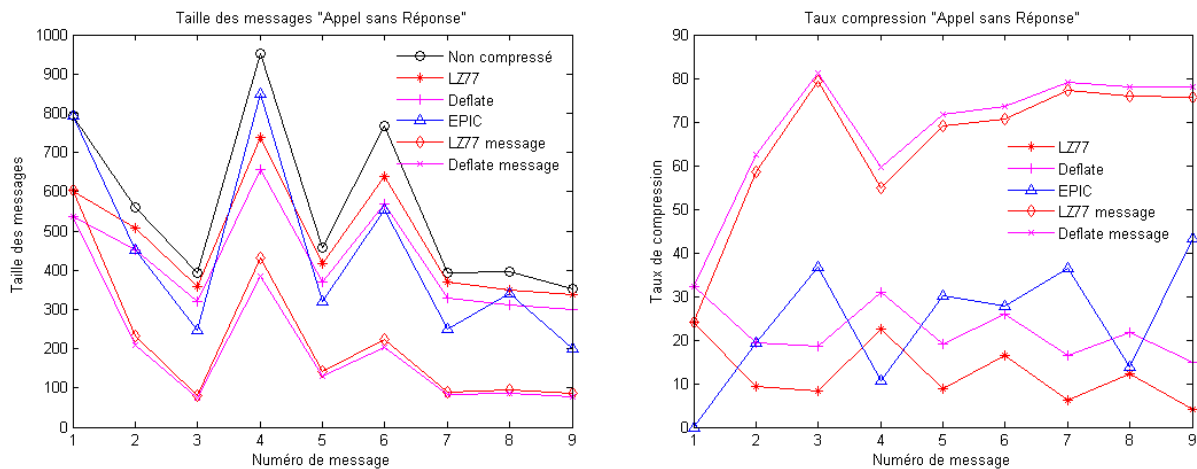


Figure 7.3.1. Performances des compresseurs LZ77 et Deflate (avec utilisation de dictionnaire)

Dans le cas où on intègre le message précédent dans le contexte de compression, on observe des gains de performances assez importants pour les algorithmes LZ77 et Deflate. La seule exception étant le premier message, qui ne bénéficie pas de l'effet d'un message prédécesseur. La compression du message 4 est encore une fois peu performante. Le message 3 est assez court. Seul les entêtes du message 3 participent alors à la compression du message 4.

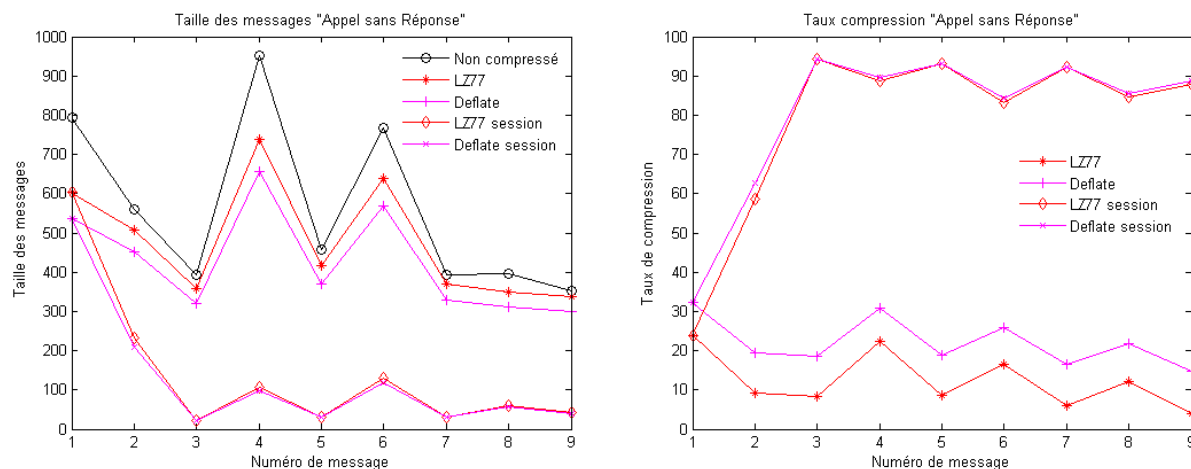


Figure 7.3.2. Performances des compresseurs LZ77 et Deflate (avec utilisation de dictionnaire)

Les figures 7.3.2 présentent les performances de solutions de compression prenant en compte tous les messages de la session précédemment transmis. Les performances pour les messages 1 et 2 sont identiques à celles des courbes 7.3.1 : le message 2 a pour seul prédécesseur, le message 1, qui n'a, lui même, aucun prédécesseur. Au delà de deux messages, les performances du compresseur sont stables, autour de 90%.

L'utilisation du contenu du ou des messages qui précèdent pour effectuer la compression n'est cependant pas sans poser quelques problèmes. Il ne faut pas qu'il y ait d'équipements intermédiaires qui aient besoin de décompresser le message. Si c'est le cas, il faut absolument que tous les messages de la session transitent par ce même équipement. Dans le cadre de la compression EPIC, le champ « VIA », comportant des informations à destination des équipements intermédiaires, n'est pas compressé. Dans le contexte de notre étude, ce problème ne se pose pas, la connexion étant point à point entre le mobile et le P-CSCF.

Plus problématique est le séquençement des messages. Il faut en effet s'assurer que l'émetteur et le récepteur utilisent le même contexte de compression/décompression. Un système doit donc permettre de détecter les messages intermédiaires manquants ou les messages dupliqués. Il est donc nécessaire de marquer les messages afin de contrôler l'état du décompresseur avant d'effectuer la décompression. Par ailleurs, la compression rend inaccessible certaines informations qui permettent de savoir quel est le contexte de décompression qui doit être utilisé. Un marqueur doit également permettre de savoir quel est le décompresseur à utiliser. Ce marqueur peut être basé sur un identifiant de session, un peu à la manière du NSAPI [3GPP 44.065] qui identifie le contexte PDP.

SIP est un protocole basé sur un échange entre le mobile et le serveur. Dans le cas du compresseur qui n'utilise qu'un seul message pour la compression, il est envisageable de compresser le message à transmettre uniquement à l'aide du dernier message reçu. De cette façon, on est certain que le récepteur possédera le message nécessaire à la décompression puisque c'est lui qui a envoyé le message qui a servi à la compression. Il faut cependant mettre en place un identifiant des messages afin d'indiquer au décompresseur quel est le message qui a été utilisé pour la compression.

Le dernier problème de ces solutions de compression est leur sensibilité aux erreurs. Une erreur qui intervient en cours de transmission, risque de se répercuter plusieurs fois dans un message. Dans les solutions de compression qui se basent sur les messages précédemment transmis, cette caractéristique est encore plus critique. Une erreur introduite sur une adresse IP au moment de la transmission du premier message conduira à ce que cette même adresse IP soit erronée dans tous les messages qui suivent. Il faut donc s'assurer de la fiabilité de la transmission, surtout au niveau de l'interface radio. Cela conduit inévitablement à utiliser des schémas de codage très protecteurs, et donc à diminuer le débit utile des transmissions de signalisation.

7.4. Compression Deflate combinée

Nous avons analysé plusieurs solutions de compression basées sur le maintien d'un contexte au niveau de l'émetteur et du récepteur. Toutes ces solutions sont compatibles avec l'algorithme de compression de texte « Deflate ». Le but de cette partie est de comparer les différentes combinaisons de compression qui utilisent « Deflate »

Les figures 7.4.1 et 7.4.2 présentent les performances des différentes solutions de compression associées à Deflate. Nous considérons ici les compression avec mémoire, sans dictionnaire. Les compressions avec mémoire utilisant, en plus, un dictionnaire de compression, sont analysées par la suite.

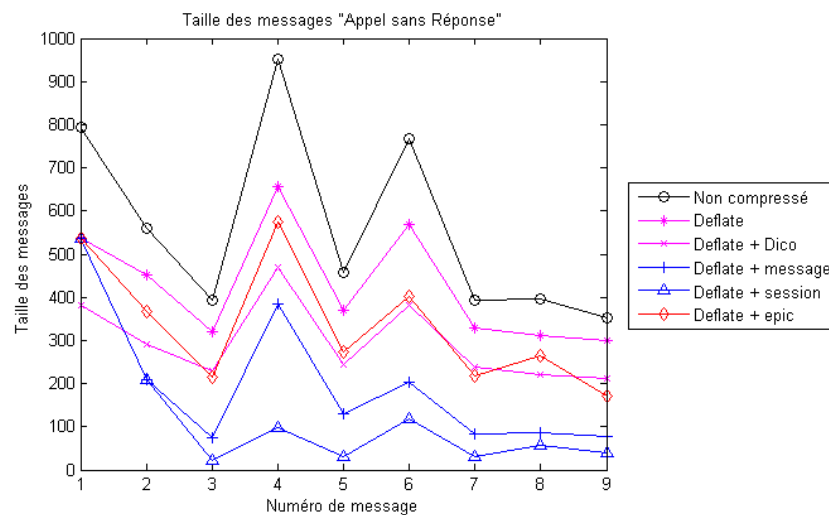


Figure 7.4.1. Performance de compression de Deflate (sans dico)

On constate que, pour le premier message, seul l'utilisation d'un dictionnaire de compression permet d'améliorer le niveau de compression. Pour les messages suivants, les solutions de compression réutilisant les informations contenues dans les messages précédents sont, de loin, les meilleures. La mémorisation de tous les messages de la session permet d'obtenir les meilleures performances. L'utilisation du protocole EPIC ou d'un dictionnaire produisent des compressions sensiblement égales. EPIC supprime le conte-

nu des champs tandis que l'utilisation du dictionnaire conduit à la suppression du nom des champs les plus courants.

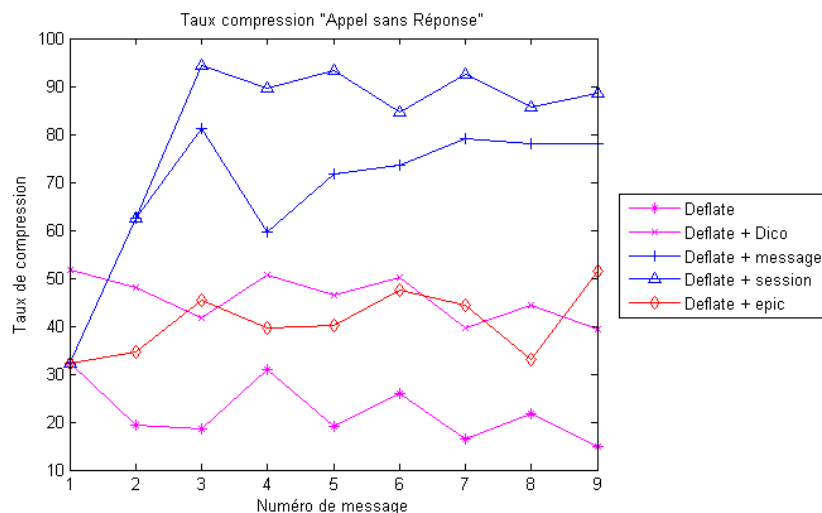


Figure 7.4.2. Taux de compression de Deflate (sans dico)

Les figures 7.4.3 et 7.4.4 présentent les performances des différentes solutions de compression « Deflate » utilisées conjointement avec un dictionnaire. Le dictionnaire améliore sensiblement les performances de compression du premier message.

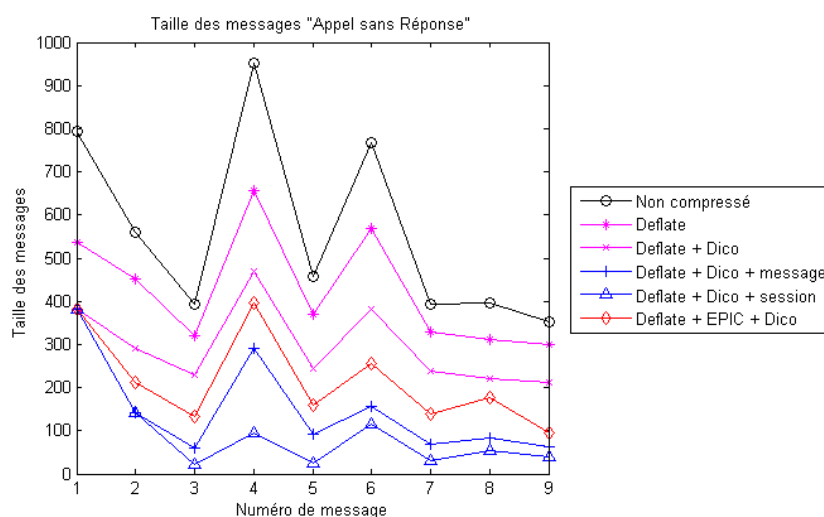


Figure 7.4.3. Performance de compression de Deflate (avec dico)

Dans le cas on on prend en compte un message précédemment transmis pour effectuer la compression, le dictionnaire apporte un gain d'environ 5 à 10% à partir du second message. Par contre, dans le cas où on prend en compte toute l'historique de la session, le dictionnaire n'apporte plus de gain sensible de performances à partir du troisième message. Le dictionnaire améliore les performances de la compression EPIC. L'utilisa-

tion conjointe d'EPIC et du dictionnaire améliore les performances de la compression EPIC. Cette solution reste cependant en deçà des performances obtenues en mémorisant les messages précédemment transmis. EPIC et le dictionnaire ont des effets complémentaires. EPIC supprime le contenu des en-têtes déjà transmis tandis que le dictionnaire supprime le nom des en-têtes les plus courants.

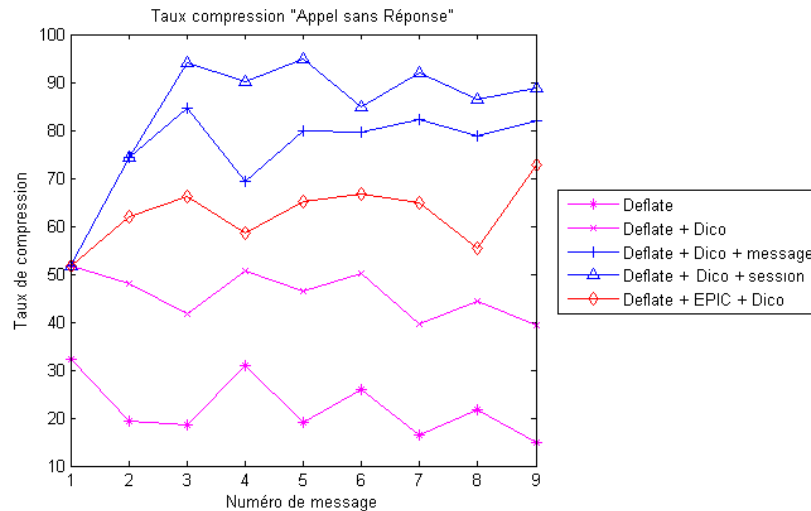


Figure 7.4.4. Taux de compression de Deflate (avec dico)

7.5. Etapes d'une compression combinée Deflate + EPIC

Dans cette partie, nous décomposons les différentes étapes d'une compression EPIC, combinée à une compression Deflate avec dictionnaire. Sur le message original, on applique donc une compression EPIC, puis la compression LZ77 avec dictionnaire, puis finalement, un codage de Huffman statique. Les figures 7.5.1 présentent la taille et le taux de compression des messages à la sortie de chaque étape de la compression.

EPIC n'apporte pas de compression au premier message. Pour les messages suivants, EPIC apporte une réduction de la taille des entêtes des messages SIP. EPIC ne compresse pas le contenu SDP des messages. La compression apportée par EPIC est très variable, entre 10 et 40% (0% pour le premier message). LZ77 apporte un taux de compression bien plus important. L'utilisation du dictionnaire permet d'obtenir de meilleures performances de compression pour le premier message. Les taux de compression subissent les mêmes fluctuations qu'à la sortie d'EPIC, mais de façon plus atténuée. Les taux de compressions obtenus sont compris entre 50 et 70%. Enfin, le codage Huffman statique apporte une surcompression d'environ 5%. Ce faible gain apporté par le codage de Huffman s'explique par le fait que le message a déjà été sensiblement compressé au cours des deux étapes de compression précédentes.

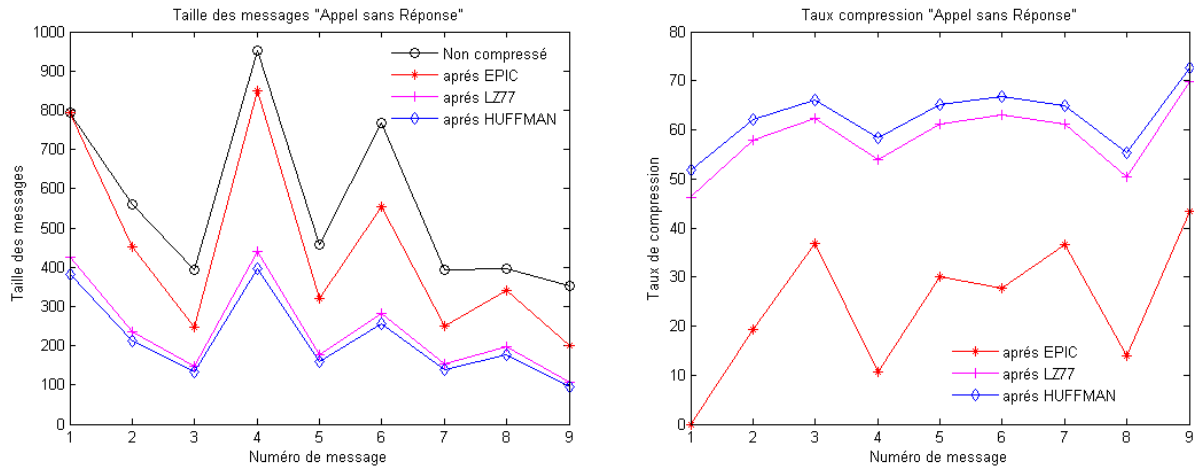


Figure 7.5.1. Contribution des différentes solutions de compression (EPIC + Dico + Deflate)

7.6. Etapes d'une compression Deflate avec mémorisation d'un message

Cette partie présente la décomposition d'une compression Deflate qui utilise un dictionnaire et le précédent message transmis pour effectuer la compression. Les deux étapes de la compression sont LZ77 et le codage statique de Huffman. Comme on peut le voir sur la figure 7.6.1, la majeure partie du gain de compression est apporté par l'algorithme LZ77. Le codage de Huffman apporte une surcompression d'environ 5%. Les performances de compression du premier message restent faibles du fait qu'aucun message ne permet d'initialiser le contexte de compression.

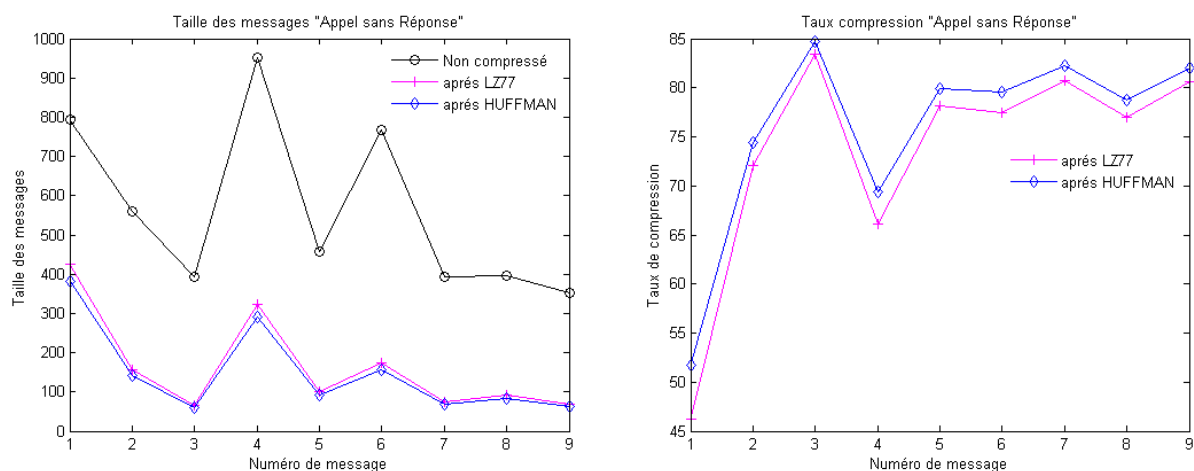


Figure 7.6.1. Contribution des différentes solutions de compression (Dico + 1 message + Deflate)

8. Conclusion

Ce chapitre nous a permis d'aborder un des problèmes posé dans le cadre des futures évolutions des réseaux mobiles paquets. Nous nous sommes focalisés sur les problèmes d'étranglement et de délais qui pouvaient intervenir au niveau du réseau d'accès pour la transmission de signalisation SIP.

Nous avons analysé différentes solutions de compression qui pouvaient être mises en oeuvre pour compresser la signalisation SIP. Certaines sont très performantes, mais peuvent conduire à des répétitions d'erreur assez importantes. Nous avons extrait de nos analyses deux solutions de compression qui offrent de bonnes performances. La première solution supprime puis restaure les informations déjà transmises dans l'en-tête des messages SIP. On compresse alors le résultat avec un dictionnaire de compression prédéfini et l'algorithme Deflate. La seconde solution consiste à utiliser Deflate en intégrant les messages précédemment transmis dans le contexte de compression.

Il ressort de nos résultats qu'il est possible d'atteindre des taux de compression assez importants pour les messages SIP. Il n'est cependant pas possible de contrôler précisément la taille des messages. Par ailleurs, tous les algorithmes de compression proposés sont peu performants sur la compression du premier messages. Les mécanismes de compression ne pouvant être totalement adaptés avant la transmission des informations caractérisant l'échange. Seul l'utilisation d'un dictionnaire reprenant les principales chaînes de caractères rencontrés dans SIP permet d'améliorer un peu le taux de compression du premier message.

Conclusion Générale

1. Contexte de la thèse

Les services multimédia sont actuellement en plein essor sur les réseaux radio-mobiles. De nouveaux services – comme la messagerie instantanée, le téléchargement de musique, la télévision sur mobile et la vidéo à la demande – rencontrent un succès croissant. Les opérateurs cherchent à anticiper les futurs usages de leurs réseaux. Des modifications plus ou moins profondes des réseaux actuels se révèlent cependant nécessaires afin de pouvoir offrir de nouveaux services. Pour les opérateurs, il s'agit de faire évoluer leurs réseaux tout en préservant une partie des architectures existantes. Cela permettant d'assurer la bonne transition entre les différentes technologies et de minimiser les nouveaux coûts de déploiement.

Le développement des services multimédia nécessite d'améliorer les performances des réseaux d'accès radio-mobiles. Il est nécessaire d'accroître les débits offerts aux utilisateurs, tout en diminuant le temps de propagation des données à travers le réseau d'accès. Il faut également pouvoir fournir un véritable service de handover aux utilisateurs. Un abonné doit pouvoir se déplacer librement dans les zones couvertes par son opérateur sans que cela ait d'impact sur son service, notamment au moment où il change de cellule. Des mécanismes de handover doivent donc être mis en place afin de minimiser la durée d'interruption du service et les pertes au moment du changement de cellule.

Plusieurs technologies d'accès sont actuellement déployées dans les réseaux cellulaires. Le déploiement des systèmes UMTS s'effectue tout en maintenant le système GSM. Par ailleurs, de nouvelles technologies d'accès, définies en dehors du 3GPP, vont être peu à peu interconnectées aux réseaux cellulaires. C'est le cas, entre autre, des technologies WIFI et WIMAX. L'utilisateur doit pouvoir accéder à tous ses services, quelque soit la technologie d'accès à laquelle il a recours. Des procédures de handover entre technologies d'accès différentes doivent être définies pour assurer la mobilité des utilisateurs dans des réseaux hétérogènes.

L'architecture IMS – IP Multimedia Subsystem – a été normalisée pour faciliter le déploiement et la gestion de services multimédia. Cette architecture repose sur un réseau de transport IP. La gestion de la signalisation dans ce réseau est basée sur le protocole SIP – Session Initiation Protocol.

Le protocole SIP, défini par l'IETF, a dans un premier temps été déployé sur des réseaux fixes. Afin de permettre l'établissement rapide de sessions de service multimédia, il faut absolument réduire le temps de transfert des messages SIP à travers le réseau

d'accès mobile. Cela passe par une augmentation des débits de transmission ainsi que par une diminution des temps de latence et de propagation dans le réseau d'accès. L'utilisation de mécanismes de compression adaptés permet également de réduire le temps de transmission des messages SIP, tout en optimisant l'utilisation des ressources du réseau d'accès.

2. Contributions

Cette thèse traite de l'optimisation des performances des réseaux d'accès mobiles E-GPRS. Elle se décompose en quatre chapitres.

Dans le premier chapitre, nous fournissons une analyse du transfert de données sur l'interface Abis GPRS et formulons des propositions pour permettre – dans le cadre du déploiement de la technologie EDGE – d'accroître les débits de transmission. Une première approche nous a conduit à définir un modèle analytique qui prend en compte l'allocation dynamique de ressources en mode circuit sur l'interface Abis, et un autre modèle permettant d'analyser les caractéristiques d'un trafic temps réel. Dans un second temps, nous avons analysé les performances de deux politiques d'allocation dynamique de ressources. L'approche « micro circuit » consiste à allouer dynamiquement des circuits de taille variable sur les interfaces radio et Abis. L'approche « avec bufferisation » consiste à effectuer la transmission en deux étapes : d'abord sur l'interface Abis, puis sur l'interface radio. Cette dernière approche nécessite la mise en place de tampons (ou buffers) au niveau de la station de base. Les résultats de nos simulations montrent les bénéfices apportés, en terme de délais et de débits, par l'approche avec bufferisation. Ils permettent également d'évaluer la taille des buffers à mettre en place au niveau des stations de base.

Dans le second chapitre, nous détaillons la problématique du handover au sein du réseau GPRS. Le détail des mécanismes de retransmission utilisés dans le système GPRS est ensuite rappelé. Les interactions qui peuvent avoir lieu entre les différents mécanismes de retransmission sont présentées. Nous exposons ensuite le détail des mécanismes de re-sélection et de handover qui ont été récemment normalisés pour le système E-GPRS.

Dans la dernière partie de ce chapitre, nous présentons les performances des mécanismes de re-sélection et de handover dans les cas intra et inter BSS. Nous comparons les performances de ces deux mécanismes de basculement. Le handover se révèle plus performant en terme de temps de coupure. Les pertes et les délais de transmission sont alors plus faibles. Pour améliorer les pertes, nous proposons de maintenir les états de transmission au niveau RLC au moment du basculement. Ces états doivent être utilisés pour initialiser le nouveau TBF ouvert dans la cellule cible. Cette proposition a été récemment introduite, pour le cas du handover, dans la version 6 de la norme. D'après nos simulations, cette solution assure un basculement sans pertes. La transmission est suspendue le temps de réaliser le basculement ; les données sont mises en attente. Ceci a pour conséquence d'augmenter légèrement les délais de transmission et l'engorgement

du réseau.

Le troisième chapitre de cette thèse traite du basculement entre technologies d'accès différentes. Dans le cadre de cette étude, nous nous sommes focalisés sur un basculement entre une station de base et un point d'accès WLAN, intégré au même BSS. Nous analysons les performances des basculements par handover et resélection. Pour réduire les pertes au moment du basculement, nous proposons d'introduire une couche de convergence au niveau LLC. Les résultats de nos simulations montrent les bénéfices apportés, en terme de pertes, par l'activation d'un mécanisme de retransmission au niveau LLC. Cela entraîne cependant une augmentation sensible des délais de transmission et une diminution du débit utile.

La seconde partie de ce chapitre se focalise sur les stratégies de handover intra et inter technologies d'accès dans le cas de trafic « Streaming ». Nous évaluons les performances de la procédure de resélection pour différentes options d'empilement protocolaires. Nos résultats montrent les pertes importantes qui peuvent résulter de l'utilisation du protocole UDP. Dans ce cas, nous proposons de mettre en place un mécanisme de retransmission au niveau LLC. Ce dernier vient limiter les pertes au moment du handover, mais augmente sensiblement l'engorgement et les délais de transmission. Cette solution reste malgré tout plus avantageuse que l'utilisation du protocole TCP.

Le développement de services multimédia à travers un réseau d'accès radio nécessite de mettre en place des protocoles de signalisation à la fois légers, performants et évolutifs. Le quatrième chapitre de cette thèse analyse les solutions de compression pour la signalisation SIP, utilisée dans l'architecture IMS. Ces solutions visent à réduire la durée d'émission des messages SIP sur l'interface radio. SIP est un protocole au format « texte ». Dans ce chapitre, nous présentons différentes solutions existantes pour la compression de messages au format « texte », puis nous proposons plusieurs approches adaptées à la compression des messages SIP. Ces solutions reposent sur l'utilisation d'un dictionnaire, la maintenance d'un contexte de transmission, et la solution de compression DEFLATE. Notre analyse est basée sur des traces d'établissement de session SIP, réalisées sur un réseau expérimental.

3. Perspectives

3.1. 3G LTE

Le 3GPP mène actuellement une réflexion pour définir un système de radio communication de nouvelle génération. Le groupe de travail LTE – Long Term Evolution - travaille à l'élaboration d'un nouveau réseau d'accès : l'E-UTRAN – Evolved UTRAN. Le groupe SAE – System Architecture Evolution – traite quant à lui des évolutions de l'architecture du réseau coeur. La technologie d'accès sera basée sur une modulation OFDM. L'architecture E-UTRAN est présentée sur la figure 3.1.1 [3GPP 36.300]. La conception du ré-

seau d'accès sera totalement différente de ce qui existe dans les réseaux GPRS / UMTS. Les contrôleurs de stations de bases (BSC / RNC) vont disparaître et leurs fonctions de contrôle seront ramenées au niveau des stations de base, rebaptisées *eNodeB* – Evolved NodeB. Celles-ci seront reliées entre elles par un réseau de transport IP. Un équipement MME/UPE – Mobility Management Entity / User Plane Entity – remplacera le SGSN.

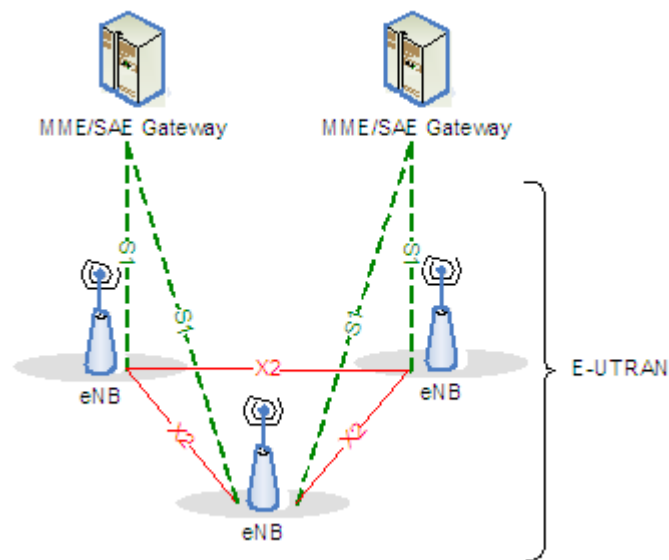


Figure 3.1.1. Architecture de l'E-UTRAN [3GPP 36.300]

Cette nouvelle architecture du réseau d'accès va conduire à la définition de nouvelles procédures de handover, basées sur des techniques de transfert de contextes entre stations de base, de soft handover et de multihoming. Des mécanismes performants de dialogue entre couches devront également être mis en place.

3.2. Au delà de la 3G

L'architecture des réseaux de future génération (B3G / 4G) reste à définir. Les travaux actuels ne s'orientent cependant pas vers un système unique, mais plutôt vers la co-existence de technologies d'accès multiples. Le GSM est déjà utilisé pour assurer la continuité de services UMTS en dehors des zones couvertes par les technologies 3G. Les systèmes WIFI et WIMAX peuvent être utilisées pour accéder à l'Internet haut débit sans fil. Des architectures d'interconnexion et d'inter fonctionnement entre différents réseaux sont étudiées par différents groupes de normalisation, comme l'IEEE et le 3GPP [3GPP 23.234]. Le problème du handover entre réseaux d'accès de technologies différentes constitue le prochain défi à relever pour offrir une réelle continuité de service aux utilisateurs. Le groupe IEEE 802.21 [802.21] s'attache à résoudre le problème de la préparation du handover : diffusion des informations de configuration de l'environnement radio multi-technologies, définition de primitives pour la prise de décision et le déclenchement des handovers. Les procédures de resélection ou de handover qui de-

vront être mises en places ne sont cependant pas encore définies. Plusieurs procédures seront vraisemblablement définies en fonction de la qualité de service requise par l'application, de l'architecture du réseau, des capacités du mobiles et des contraintes radio.

Annexe A. Débits dans le système GSM/GPRS

Type of channel	net bit rate(kbit/s)
full rate speech TCH	13
enhanced full rate speech TCH	12,2
half rate speech TCH	5,6
Adaptive full rate speech TCH (12.2 kbit/s)	12,2
Adaptive full rate speech TCH (10.2 kbit/s)	10,2
Adaptive full rate speech TCH (7.95 kbit/s)	7,95
Adaptive full rate speech TCH (7.4 kbit/s)	7,4
Adaptive full rate speech TCH (6.7 kbit/s)	6,7
Adaptive full rate speech TCH (5.9 kbit/s)	5,9
Adaptive full rate speech TCH (5.15 kbit/s)	5,15
Adaptive full rate speech TCH (4.75 kbit/s)	4,75
Adaptive half rate speech TCH (7.95 kbit/s)	7,95
Adaptive half rate speech TCH (7.4 kbit/s)	7,4
Adaptive half rate speech TCH (6.7 kbit/s)	6,7
Adaptive half rate speech TCH (5.9 kbit/s)	5,9
Adaptive half rate speech TCH (5.15 kbit/s)	5,15
Adaptive half rate speech TCH (4.75 kbit/s)	4,75
data E-TCH (43,2 kbit/s)	43,5
data E-TCH (32,0 kbit/s)	32,0
data E-TCH (28,8 kbit/s)	29,0
data TCH (14,4 kbit/s)	14,5
data TCH (9,6 kbit/s)	12,0
data TCH (4,8 kbit/s)	6
data TCH (2,4 kbit/s)	3,6
PDTCH/F (CS-1)	9,05
PDTCH/F (CS-2)	13,4
PDTCH/F (CS-3)	15,6
PDTCH/F (CS-4)	21,4
PDTCH/H (CS-1)	4,53
PDTCH/H (CS-2)	6,7
PDTCH/H (CS-3)	7,8
PDTCH/H (CS-4)	10,7
PDTCH/F (MCS-1)	10,6
PDTCH/F (MCS-2)	13
PDTCH/F (MCS-3)	16,6
PDTCH/F (MCS-4)	19,4
PDTCH/F (MCS-5)	24,05
PDTCH/F (MCS-6)	31,25
PDTCH/F (MCS-7)	47,45
PDTCH/F (MCS-8)	57,05
PDTCH/F (MCS-9)	61,85
PDTCH/H (MCS-1)	5,3
PDTCH/H (MCS-2)	6,5
PDTCH/H (MCS-3)	8,3
PDTCH/H (MCS-4)	9,7
PDTCH/H (MCS-5)	12,03
PDTCH/H (MCS-6)	15,63
PDTCH/H (MCS-7)	23,73
PDTCH/H (MCS-8)	28,53
PDTCH/H (MCS-9)	30,93

Tableau 1. Débits proposés par les systèmes GSM/GPRS/EDGE [GSM 05.01]

Annexe B. MMPP et IPP

1. Présentation des MMPP

Un MMPP – Modulated Markov Poisson Process – est un processus de poisson dont le taux d'arrivé varie suivant un processus de Markov. Ce processus peut être utilisé dans le cadre de la théorie des files d'attente. Prenons l'exemple d'une file d'attente pouvant contenir jusqu'à 4 clients servis par un seul serveur, le taux d'arrivé des clients dans la file d'attente est noté λ et l'inverse du temps de traitement moyen est noté μ . Le processus de Markov correspondant peut alors être modélisé par l'automate représenté sur la figure 1.1.



Figure 1.1. Chaîne de Markov à un seul serveur et de capacité 4 (M/M/1/4)

Dans les modèles de chaînes de Markov modulés, les coefficients λ et μ peuvent être modulés de façon à ce que le taux d'arrivé varie au cours du temps. La valeur des coefficients λ et μ est alors définie par une seconde chaîne de Markov. Si on prend une chaîne de Markov à deux états avec des transitions σ_1 et σ_2 , on obtient l'automate représenté sur la figure 1.2.

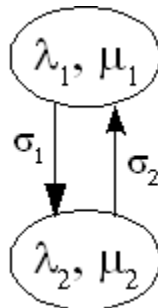


Figure 1.2. Modulation des taux d'arrivé et de départ des utilisateurs

La réalisation d'un processus MMPP conduit à combiner les deux processus, de taille respective N et M , afin de construire un processus résultant qui sera de taille $N \times M$.

L'automate résultant est alors représenté sur la figure 1.3.

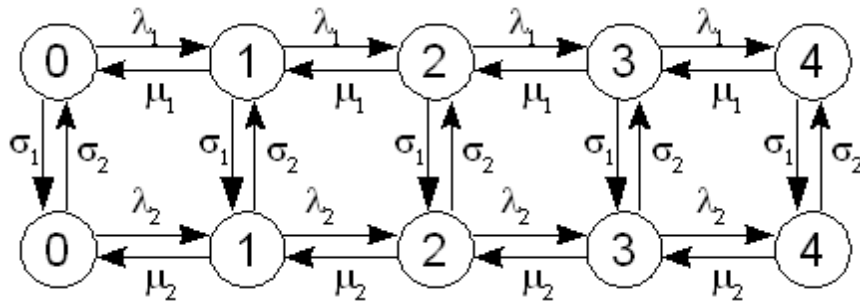


Figure 1.3: Automate résultant : File MMPP/M/1/4 modulée

2. Présentation des IPP

Les IPP – Interrupted Poisson Process – forment un sous ensemble particulier des MMPP dans lequel l'un des états de l'automate qui régit les taux d'arrivée entraîne un arrêt total d'arrivée de clients. L'IPP le plus simple est l'IPP à deux états : « Marche/Arrêt » représenté sur la figure 2.1.

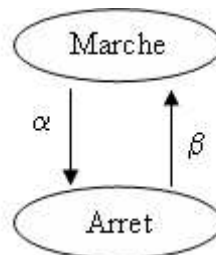


Figure 2.1. Automate de trafic IPP

Ce type de processus permet de modéliser des processus qui ne génèrent aucun trafic pendant une certaine période, puis un trafic plus dense, mais pas forcément continu, pendant d'autres périodes. Les IPP permettent de produire des modèles de trafic pour des flux de données de type HTTP. Ces flux de trafic sont en effet caractérisés par la génération de trafic paquet lorsqu'un utilisateur demande le téléchargement d'une page et par une absence de trafic lorsque l'utilisateur consulte la page qu'il vient de télécharger.

La figure 2.2 représente un exemple de profil de trafic généré à partir d'une IPP à deux états (marche/arrêt) pour un utilisateur qui effectue plusieurs sessions de trafic successives.

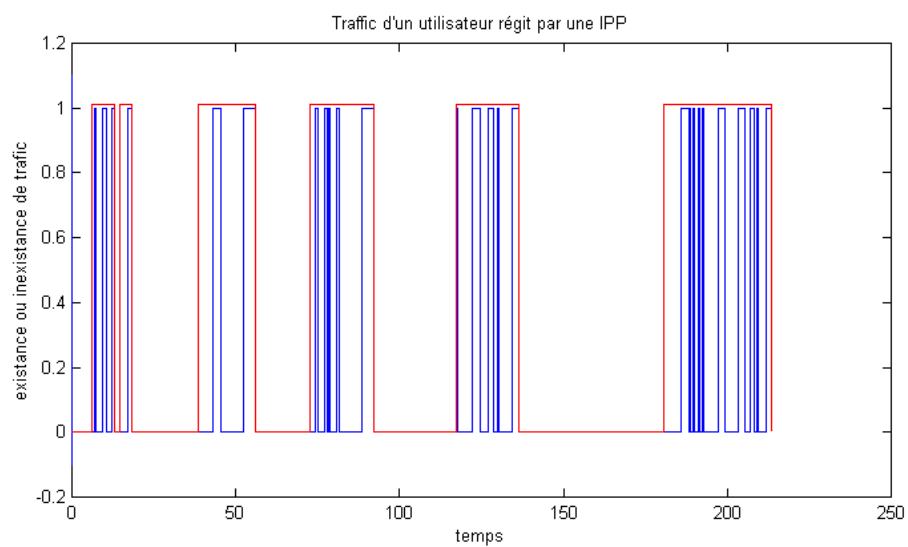


Figure 2.2. Profil de trafic généré à l'aide d'une IPP

Annexe C. Descriptif du simulateur pour l'étude de l'interface Abis

1. Objets qui composent le simulateur

Le simulateur à évènements discret implémenté dans le cadre de cette étude a été développé à partir d'un modèle à objets. Les différents objets qui composent le simulateur interagissent alors entre eux pour simuler le comportement des différents équipements.

1.1. Les classes du simulateur

Le simulateur a été écrit en langage Java. Cette partie présente l'architecture des différents objets implémentés pour ce simulateur.

L'architecture des classes de ce simulateur se veut assez proche de l'architecture du système qu'il modélise : le BSS du système GSM/GPRS. En conséquence, chaque équipement (Mobile, BTS, BSC) et chaque interface (Air, Abis) possède une classe dédiée.

Certaines classes sont implémentées dans différentes versions afin de pouvoir comparer des implémentations différentes d'un même modèle. C'est le cas par exemple des modèles de trafic. Des patrons de classes, appelées « interfaces » dans le langage Java, ont alors été définis afin de pouvoir aisément manipuler les différentes implémentations d'un même modèle. Une classe qui implémente une interface Java doit implémenter toutes les méthodes définies dans l'interface. Ainsi, par exemple, les classe MobilesData et MobilesVoix implémentent toutes deux la même interface *Mobile*.

Dans la suite de ce document, tous les objets Java seront soulignés et les interfaces mises en italique. Une documentation Java, générée à l'aide de l'outil Javadoc, accompagne cette présentation. On y trouvera un descriptif détaillé de chacune des méthodes implémentées.

1.2. Le noyau du simulateur

Deux classes principales permettent de gérer le noyau du simulateur. La première classe, appelée Simulateur, permet de configurer le scénario à simuler. Cette classe gère en plus l'écriture des résultats vers l'interface de sortie : écran pour un scénario unique, fichier pour une série de simulations.

Le scénario à simuler est défini dans la méthode « scenario », qui reçoit un paramètre que l'on peut faire varier dans le cadre d'une série de simulations. Dans cette méthode, il faut créer les différents objets du simulateur dans un certain ordre logique afin de pouvoir lier les objets entre eux. Il faut ainsi commencer par définir la pile d'événement, le BSC puis les générateurs de mobiles. Dans le cas des générateurs de mobiles EGPRS, il faut également leur associer les générateurs de données. La création des BTS entraînant la création d'une interface Air, il faut lui associer un modèle d'erreur.

Dans la méthode « main », il est possible de faire appel à trois méthodes différentes : « passageSimple », « passageLineaire » ou « passageMultithread ».

La méthode « passageSimple » est utilisée lors de la réalisation d'une seule simulation. Les informations renvoyées par le simulateur sont alors affichées à l'écran.

La méthode « passageLineaire » exécute plusieurs fois la même simulation en faisant varier le paramètre passé en argument de la méthode « simulation ». Les résultats de la simulation sont alors écrits dans des fichiers sous forme de données tabulaires.

La méthode « passageMultithread » effectue la même opération que dans la méthode « passageLineaire », sauf que plusieurs simulations sont lancées simultanément, et non plus les unes à la suite des autres. Il est possible, en modifiant des constantes dans la méthode « passageMultithread » de modifier le nombre de simulations lancées simultanément pour les adapter aux performances de la plate-forme sur laquelle tourne le simulateur. Le lancement de simulations en parallèle nécessite de faire appel à la classe ThreadSimulateur.

1.3. La récupération des statistiques

Afin de récupérer des informations sur un objet, il faut que ce dernier implémente l'interface Statistique. L'interface Statistique impose d'implémenter la méthode « getStats » qui retourne un ensemble de mesures, sous forme d'un objet Properties. Ces mesures sont ensuite traitées au sein de la classe Simulateur.

Les fichiers de sortie générés par la classe Simulateur sont placés dans le répertoire « mesures ». Le nom des fichiers comporte la date et l'heure de lancement de la simulation, suivie du nom de l'objet d'où proviennent les mesures.

1.4. La génération de nombres aléatoires

La classe NombreAleatoire est dédiée à la génération de nombre aléatoires suivant les différentes lois qui sont utilisées par le simulateur. Cette classe à recours à la classe Random qui permet de générer des nombres pseudo-aléatoire réparties suivant une loi uniforme.

1.5. La gestion des événements

Un événement est un objet qui implémente l'interface Evenement. Cette interface impose d'implémenter deux méthodes : une méthode « getDate » et une méthode « action ». La méthode « getDate » retourne la date de survenue de l'événement. La méthode « action » exécute la tâche que doit réaliser l'objet Evenement.

Les objets qui implémentent cette interface sont des objets actifs au sein du simulateur. Ce sont les objets GenerateurMobile, Mobile, GenerateurData, BSC et BTS.

Tous les objets Evenement sont classés dans un échéancier, géré par la classe PileEvenement. Cette classe est une pile dans laquelle les événements sont insérés en fonction de leur date de survenue, de sorte que le premier élément de la pile soit le premier événement à déclencher. Pour faire évoluer le simulateur, il suffit donc de dépiler le premier événement de la pile et de déclencher la méthode action. Le déclenchement de cette action retourne un événement qui doit être à son tour inséré dans la pile. Le cycle recommence jusqu'à ce que la fin de la simulation soit atteinte.

1.6. La gestion des données

Les données générées par les mobiles se présentent généralement sous forme de paquets IP. Ces paquets sont segmentés par les couches LLC et RLC afin de produire des blocs qui pourront être transmis sur l'interface radio.

Afin de reproduire ce mécanisme, deux classes ont été créées : la classe PaquetIP et la classe BlocRLC.

Les paquets IP sont générés par les classes qui implémentent l'interface GenerateurData. Ils sont alors placés dans un objet appelé PilePaquet, dans l'attente d'être segmentés puis transmis. Les paquets IP sont placés dans la pile en fonction de leur date de péremption. Ainsi, le premier paquet de la pile est celui dont la date d'échéance est la plus proche. Les paquets dont la date d'échéance est dépassée sont détruits. Ils sont alors considérés comme perdus.

Lorsque des ressources sont disponibles, un paquet est dépilé de la pile IP. Il est alors segmenté via l'appel de la méthode « segmente ». Une pile de BlocRLC est alors pro-

duite. Cette pile est à la fois stockée au sein du paquet IP et insérée dans un objet Pile-Bloc qui gère la pile de transmission des BlocRLC.

La segmentation d'un Paquet IP consiste à le découper en bloc de taille fixe, dépendant du débit/slot que supporte le mobile sur l'interface Air. Un en-tête de taille fixe est ajouté aux blocs lors de la segmentation. La taille de cet en-tête est défini par la variable « `Simulateur.EN_TETE_RLC_MAC` ».

L'objet PileBloc contient deux piles : une pile de blocs à envoyer et une pile de blocs en attente d'acquittement. Les blocs en attente d'acquittement sont ceux qui ont été envoyés mais qui n'ont pas été acquittés par le récepteur.

Lorsque le récepteur reçoit un bloc, il l'acquitte. Le bloc est alors supprimé de la pile d'émission de l'émetteur. Dans le cas du simulateur « avec bufferisation », si le récepteur est une BTS, le bloc est simplement placé dans la pile d'émission vers l'équipement suivant : vers le BSC si la transmission se fait dans le sens montant, vers le mobile dans le cas contraire.

Le récepteur – Mobile ou BSC – qui reçoit un bloc l'acquitte puis marque le bloc comme reçu dans le paquet IP. Lorsque le nombre de blocs reçus atteint le nombre de blocs segmentés, le paquet est considéré comme totalement reçu.

On notera ici que, contrairement aux paquets IP, les blocs n'ont pas de date de péremption. Une fois segmentés, les paquets sont envoyés, même si leur date de péremption arrive à échéance.

1.7. Les modèles d'erreur pour la transmission de données

Un modèle d'erreur est une classe qui implémente l'interface ModeleErreur. Cette interface impose d'implémenter la méthode « `sansErreur` » qui renvoie un booléen pour indiquer si le bloc qui lui est passé en paramètre est en erreur ou pas.

Le mécanisme de reprise sur erreur est géré comme suit : au niveau de la transmission, un bloc en erreur ne sera pas transmis au récepteur, il ne sera donc pas acquitté par ce dernier. Quand le récepteur détecte qu'un bloc n'a pas été acquitté, il initialise un compteur sur un nombre de timeslots. A chaque fois qu'un timeslot est écoulé, le compteur est décrémenté. Lorsque le compteur arrive à zéro, l'ensemble des blocs non acquittés (et donc en erreur) sont réintégrés au début de la pile des blocs à transmettre.

1.8. Modélisation des interfaces Air et Abis

Les interface Air et Abis permettent de gérer les ressources attribuables pour la transmission. L'interface Air est implémentée grâce à la classe InterfaceAir. La création de chaque BTS entraîne la création d'un objet InterfaceAir. L'interface Abis est implémentée grâce à la classe InterfaceAir, elle est créée au moment de la création du BSC.

Les interface Air et Abis gèrent trois types de ressources : les ressources dédiées, les ressources partagées et les ressources mixtes. Les ressources dédiées sont des ressources qui sont attribuées exclusivement à des mobiles pour faire de la transmission en mode circuit. C'est typiquement des ressources qui seront réservées à des mobiles pour faire du trafic vocal. Les ressources partagées sont destinées à être partagées entre les différents utilisateurs pour faire du trafic de données en mode paquet. Les ressources mixtes sont, également destinées à écouler majoritairement du trafic de données en mode paquet mais elles peuvent être préemptées au besoin par le système pour écouler du trafic vocal lorsque le nombre de ressources dédiées est insuffisant.

1.9. Modélisation des téléphones mobiles

Les téléphones mobiles implémentent l'interface Mobile. Cette interface impose d'implémenter trois méthodes : « attachement », « detachement » et « getBTS ». Deux types de mobiles ont été implémentés, les mobiles voix – classe MobileVoix - et les mobiles de données – classe MobileData.

L'attachement d'un mobile vocal consiste à prendre une ressource sur l'interface Air et une ressource sur l'interface Abis. Si aucune ressource n'est disponible, l'appel est rejeté. Le détachement consiste à libérer les ressources utilisées.

L'attachement d'un mobile de données consiste juste à une inscription auprès de la BTS et du BSC. Aucune ressource n'est réservée. On dit que le mobile ouvre une session. Des conditions de rejet d'ouverture de session peuvent être implémentées au niveau de la BTS et du BSC (il faut pour cela modifier les méthodes « BTS.add » et « BSC.add » qui régissent les conditions d'ouverture de session). La procédure de détachement du mobile data est assez compliquée à mettre en oeuvre car elle impose de se dés-inscrire auprès de la BTS et du BSC, de supprimer les paquets et les blocs qui entrent dans le cadre d'une communication avec ce mobile. Tout cela, en maintenant un décompte précis de la quantité de données perdues. La mise en oeuvre précise de la procédure de détachement dépend en grande partie de la présence ou de l'absence de buffers au niveau de la BTS. Elle sera présentée plus en détails dans la partie 2 de cette annexe.

1.10. Modélisation de la BTS

Dans le simulateur, les BTS se chargent de contrôler l'attribution des ressources sur les interfaces radio. Elles jouent également un rôle de relais entre l'interface Air et l'interface Abis. Cette fonction de relai est surtout importante lorsque l'on considère le cas où la BTS est implémentée avec bufferisation.

Afin de gérer la transmission sur l'interface Air, la BTS émet périodiquement des jetons aux mobiles qui souhaitent transmettre des données. Ces jetons représentent des droits d'émission de blocs sur l'interface Air. L'algorithme de distribution des jetons dépend de la politique de d'ordonnancement mise en place.

1.11. Modélisation du BSC

Le BSC contrôle l'admission des mobiles entrant dans le système. Il se charge également du partage entre les différents BTS des ressources disponibles sur l'interface Abis. Comme pour l'interface Air, les ressources sont distribuées sous forme de droits d'émission. La principale différence est que la BTS réceptrice des jetons doit tenir compte du fait que certains blocs RLC nécessitent plusieurs jetons pour être transmis. En effet, si sur l'interface Air, à chaque période de 20ms le mobile est capable de transmettre autant de bloc qu'il dispose de slots, sur l'interface Abis, il faut tenir compte de la taille des blocs. Pendant 20ms, sur un canal à 16kbits/s, on ne peut transmettre que 320 bits au maximum (voire un petit peu moins dans la réalité). Il faut donc parfois plusieurs jetons pour transmettre un seul bloc sur l'Abis.

2. Descriptif du comportement des simulateurs

Cette partie décrit le comportement des deux simulateurs qui ont été écrits. Le premier simule l'approche « micro-circuit », c'est à dire, sans bufferisation au niveau de la BTS. Le second, l'approche « avec bufferisation ». Cette partie fait, dans une large mesure, référence aux objets décrits dans la partie 1. Nous n'aborderons ici que la partie « transmission » des données. La partie « génération des données utilisateurs » n'est pas détaillée ici. Le modèle utilisé pour la génération des données relève de la partie « exploitation du simulateur » et sera décrite en même temps que les résultats d'exploitation du simulateur.

2.1. Architecture des simulateurs

Le système à simuler a une architecture arborescente à trois étages : la racine est le BSC, les nœuds sont formés par les BTS et les feuilles sont les mobiles. A cause de cette architecture, il n'est pas évident de scinder totalement BTS, BSC et mobiles. En effet, pour chaque mobile inscrit dans le système, il faut que les BTS et le BSC maintiennent un contexte sur le mobile. Un contexte étant défini comme étant des informations sur l'état du mobile. Dans la réalité, ce contexte est établi, d'une part via un échange de signalisation entre le mobile et le réseau et d'autre part, via la récupération d'informations dans les VLR et le HLR. La synchronisation entre l'état réel du mobile et le contexte contenu au sein du BSC est loin d'être évident et requiert l'utilisation de procédures de signalisation performantes.

Dans le simulateur, et afin de faciliter son implémentation, le mobile et son contexte sont confondus. Il en va de même pour les BTS. La principale conséquence de ce choix d'implémentation réside dans la position des piles d'émission et de réception. Pour l'approche « micro-circuit », toutes les piles de transmission qui concernent un mobile sont

positionnées au niveau des mobiles, que ce soit dans le sens montant ou dans le sens descendant. La figure 2.1.1 fournit un descriptif du système. Il s'agit d'une présentation logique pour le stockage des contextes, la transmission effective des paquets s'effectuant « du mobile vers le BSC » pour le sens montant, et inversement.

Dans l'approche « avec bufferisation », le positionnement des piles dépend du sens de transmission. Toutes les explications qui suivent sont reprises sur la figure 2.1.2.

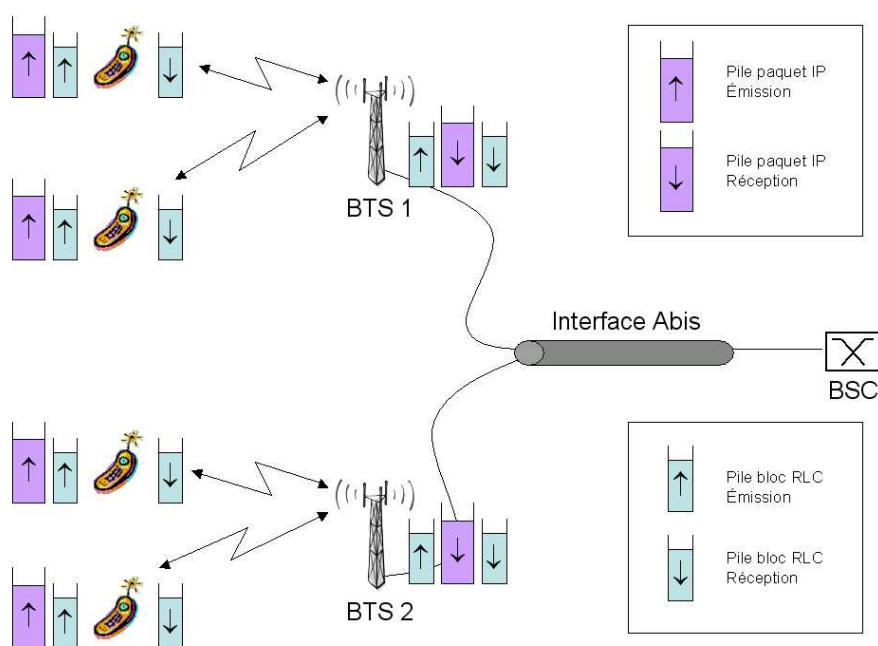


Figure 2.1.1. Positions des piles pour l'approche « micro-circuit »

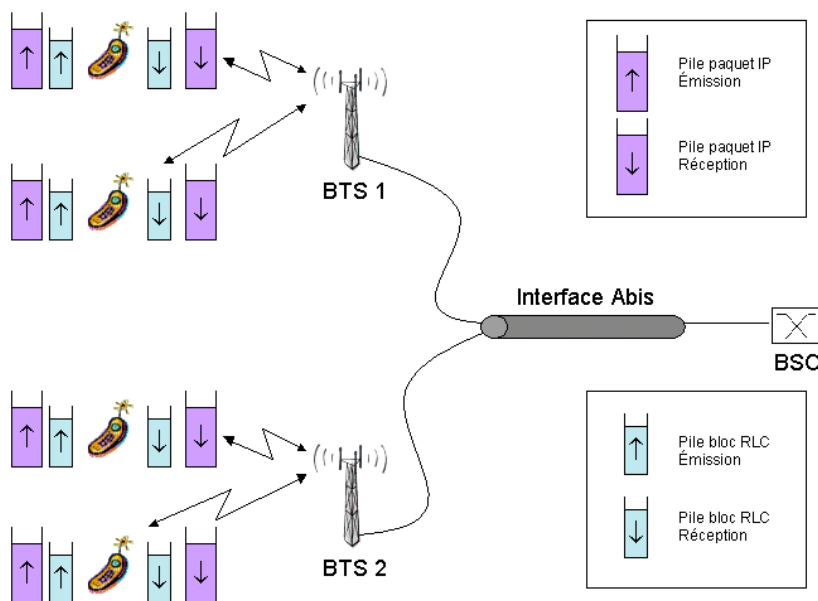


Figure 2.1.2. Positions des piles pour l'approche « avec bufferisation »

Pour le sens montant, la pile d'émission des paquets IP se trouve dans le mobile. Une pile d'émission de bloc RLC/MAC se trouve également dans le mobile, et une autre dans la BTS pour assurer la bufferisation des paquets en attendant leur transmission.

Pour le sens descendant, une pile de paquets IP et une pile de blocs RLC/MAC en direction de chaque BTS devrait être implémenté dans le BSC ; et une seconde pile de blocs RLC/MAC devrait être implémenté au niveau des BTS. Dans le simulateur, la gestion des contextes fait que la pile de paquets IP dans le sens descendant est implémentée au niveau de la BTS. Les piles de blocs RLC/MAC sont implémentées dans les BTS pour la transmission BSC vers BTS et dans les mobiles pour la transmission BTS vers mobiles.

2.2. La gestion des événements du simulateur

C'est la façon dont sont gérés les événements qui va définir le comportement du simulateur. Dans ce simulateur, un événement est un objet qui implémente l'interface *Evenement*. Les objets qui implémentent cette interface sont : le BSC (*BSC*), les BTS (*BTS*), les mobiles (*MobileData* et *MobileVoix*), les générateurs de mobiles (*GenerateurMobileData* et *GenerateurMobileVoix*), et les générateurs de trafic (comme par exemple *GenerateurTraficHTTP*).

Les événements sont empilés dans une pile (*PileEvenement*) en fonction de la date à laquelle ils doivent être déclenchés. Le simulateur dépile chacun des événements dans l'ordre où ils doivent être exécutés et exécute la méthode « action ». Cette méthode va effectuer un certain nombre de traitements qui peuvent être à l'origine de la création de nouveaux événements. Ces derniers sont alors insérés dans la pile. Grâce à ce principe l'horloge du simulateur avance au fur et à mesure du déclenchement des événements. La pile d'événement est initialisée avec les événements suivants : BSC, BTS, GenerateurMobileData et GenerateurMobileVoix. La figure 2.2.1 présente le mécanisme d'évolution du simulateur.

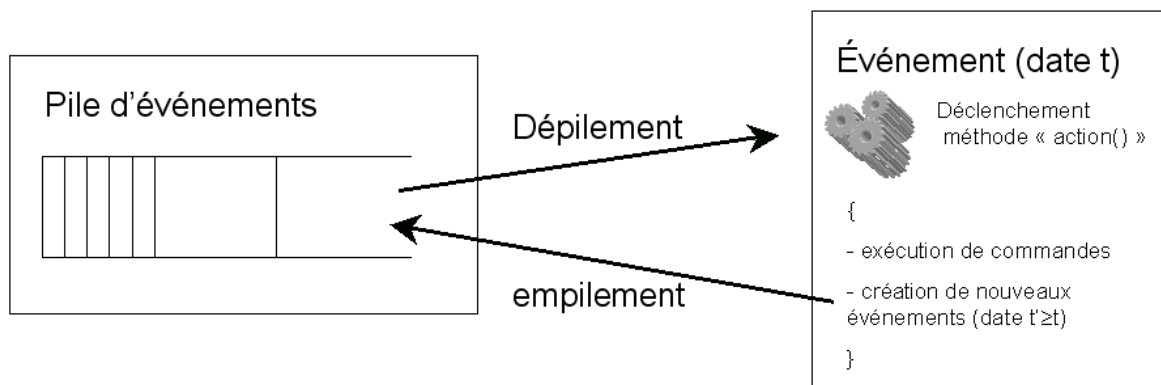


Figure 2.2.1. Gestion des événements

Certains événements, comme par exemple les mobiles, possèdent leur propre pile d'événements interne. Il y a donc plusieurs piles d'événements dans le simulateur. Cela introduit plus de souplesse dans le sens où les piles d'événements sont plus courtes, donc plus facile à gérer et que tous les événements qui concernent un mobile donné sont regroupés dans une même pile.

2.2.1. Actions déclenchées par l'évènement `GenerateurMobileVoix`

Le générateur de mobiles voix doit produire des mobiles de voix. Lors de l'appel de la méthode action, deux procédures peuvent être déclenchées : l'arrêt du générateur de données et la création d'un nouveau mobile.

L'arrêt du générateur de mobile entraîne la suppression du générateur de mobile de la pile.

Lors de la création d'un nouveau mobile. Celui ci est ensuite attaché au réseau. L'attachement d'un mobile entraîne la réservation d'une ressource au niveau de l'interface Air et de l'interface Abis. Pour chacune des interfaces, si le nombre de ressources partagées est insuffisant, une ressource mixte est associée au mobile. Si aucune ressource mixte n'est disponible, l'appel est rejeté. Dans ce cas, le mobile ne sera pas ajouté à la pile d'événements : il sera perdu.

Le générateur de mobiles voix calcule ensuite la date d'arrivée du prochain mobile data dans le système. La date où l'évènement sera de nouveau appelé est calculée et le générateur de mobile est réintroduit dans la pile d'événements.

2.2.2. Action déclenchée par l'évènement `MobileVoix`

La seule action que produit un mobile de voix est son détachement. Le mobile libère alors les ressources qu'il utilise sur les interfaces Air et Abis. Le mobile est supprimé et n'est donc pas réintroduit dans la pile d'événements.

2.2.3. Actions déclenchées par l'évènement `GenerateurMobileData`

Le générateur de mobiles data fonctionne de la même façon que le générateur de mobiles voix. La principale différence réside dans le fait que l'attachement d'un mobile de données n'entraîne aucune réservation de ressources sur les interfaces.

Des conditions pour l'attachement d'un mobile de données dans le système peuvent être définies au niveau des BTS et du BSC. Si un mobile est rejeté, il ne sera pas introduit dans la pile d'événements : il sera alors perdu.

A chaque mobile de données est associé une liste de générateurs de données. Ces der-

niers sont activés lors de l'appel du constructeur du mobile. Cette activation réalise en réalité une copie des différents générateurs de données et les initialise.

2.2.4. Actions déclenchées par l'événement *MobileData*

L'appel de la méthode « action » sur les mobiles de données peut entraîner trois types d'opérations : la génération de données, la suppression de paquets IP dont la date arrive à échéance et le détachement du mobile.

La génération de données est réalisée par les générateurs de données qui sont empilés dans une pile d'événements contenue localement dans le mobile de données. Une fois les données générées, le générateur de données est ré-empilé dans cette pile d'événements locale. Cette gestion par pile locale des générateurs de données permet d'associer plusieurs modèles de trafic à un même mobile : par exemple, il est possible d'implémenter en parallèle un modèle de trafic http et un modèle de type transfert de mail. Les actions déclenchées par les événements générateurs de données dépendent du type de générateur qui est implémenté.

La suppression des paquets IP dont la date arrive à échéance est déclenchée par l'appel de la méthode « actualiserPile » de la classe PilePaquet.

Le détachement d'un mobile data est plus compliqué que le détachement d'un mobile de voix. Cela est dû à la nécessité de bien faire le décompte des blocs et des paquets IP qui sont perdus du fait du détachement du mobile.

Dans le sens montant, les paquets IP qui sont encore dans la pile d'émission du mobile sont perdus. Les blocs RLC/MAC non encore émis ou non encore acquittés sont également considérés comme perdus. Les blocs non encore acquittés sont considérés comme perdus car les blocs sont acquittés immédiatement par le récepteur qui les reçoit : BSC dans l'approche « micro-circuit », BTS dans l'approche « avec bufferisation ». Les blocs envoyés mais non acquittés sont donc, soit perdus, soit en cours de transmission : dans ce cas, le mobile est sorti du système avant d'avoir transmis le bloc en entier. Les paquets IP qui ont donné lieu à la génération de ces blocs sont également considérés comme perdus.

Dans le cas de l'approche « avec bufferisation », on considérera que, dans le sens montant, il n'y a aucune perte au niveau de la BTS. En effet, tout bloc arrivé à la BTS pourra être relayé jusqu'au BSC, quand bien même le mobile serait parti. Cela simplifie également l'implémentation puisqu'il n'est pas besoin de trier les blocs RLC en attente d'émission dans la pile de la BTS. Dans l'absolu, cela engendre une légère perte de performance en voie montante au niveau de l'interface air puisque des blocs RLC/MAC qui ne permettront pas de recomposer un paquet IP complet sont inutilement transmis. Dans la pratique, cette perte est cependant négligeable compte tenu du fait que c'est sur la voie descendante de l'interface Abis que se posent les problèmes de congestion.

Dans le sens descendant, le départ d'un mobile entraîne la perte des paquets en attente de transmission et de tous les blocs non acquittés. Les paquets dont certains blocs ont été perdus sont décomptés comme perdus.

2.2.5. Action déclenchée par la BTS

La BTS n'implémente l'interface *Evenement* que dans l'approche « avec bufferisation ».

La seule action déclenchée par la BTS consiste à actualiser la pile de paquets en réception lorsque le temps de validité de l'un des paquets est écoulé.

2.2.6. Action déclenchée par le BSC

Le BSC déclenche la même série d'action toutes les 20 millisecondes. Cette série d'action se déroule en trois phases : indication aux interfaces Air et Abis que la période est terminée, contrôle de la retransmission, distribution des droits d'émission aux différentes BTS.

Fin de la période de transmission

L'indication aux interfaces Air et Abis que la période de 20 millisecondes est terminée permet de signifier que les différents blocs en cours de transmission ont fini d'être émis.

Les interfaces Air distribuent alors leurs blocs montant aux BTS et les blocs descendant aux mobiles. Le récepteur détecte si le bloc est arrivé avant que le mobile ne se soit détaché de la cellule. Dans ce cas, le bloc est considéré comme perdu et n'est donc pas acquitté. Les blocs reçus correctement sont acquittés et comptabilisés. Un paquet IP est considéré comme reçu lorsque tous les blocs qui le compose ont été correctement reçus. Dans le cas de l'approche « micro-circuit », les BTS transmettent directement les blocs aux BSC. Dans l'approche « avec bufferisation », les blocs sont stockés dans les piles des BTS (il n'y a alors aucune intervention de l'objet « interface Abis »).

Dans le cas « avec bufferisation », l'interface Abis distribue ses blocs descendants aux BTS et ses blocs montants aux BSC. Si, au moment de la réception du bloc par la BTS, le mobile destinataire est toujours attaché à la BTS, le paquet est acquitté et est bufferisé en attente de transmission sur l'interface Air.

Lorsque le BSC reçoit un bloc, il le comptabilise et l'acquitte. Un paquet IP est considéré comme reçu lorsque tous les blocs qui le composent ont été correctement reçus. A la réception d'un acquittement, les différents récepteurs suppriment les blocs acquittés de leurs pile de blocs en attente d'acquittement.

Erreurs et contrôle de la retransmission

Les blocs transmis sur l'interface Air peuvent être transmis « avec erreur ». C'est le modèle d'erreur implémenté au niveau de l'interface Air qui détermine si le bloc est correc-

tement transmis (et dans ce cas, il est livré au récepteur ») ou est perdu (dans ce cas, le bloc en erreur n'est pas livré et c'est l'émetteur qui déclenchera la ré-émission du fait qu'il n'a pas reçu d'acquiescement).

Le contrôle de la retransmission consiste à vérifier qu'à l'issue de la période de transmission, tous les blocs ont bien été acquiescés. Si, pour chaque émetteur, la pile des blocs en attente d'acquiescement n'est pas vide, un compteur est initialisé. Ce compteur est décrémenté à la fin de chaque période de 20 millisecondes. Lorsque ce compteur atteint la valeur nulle, l'ensemble des blocs qui n'ont pas été acquiescés est réintroduit en tête de la pile des blocs à transmettre. La valeur initiale du compteur correspond à la constante « `Simulateur.INTER_ACK` ».

Distribution des droits de transmission

La distribution des droits de transmission – appelés également jetons – est la phase qui assure le partage des ressources de l'interface Abis entre les différentes BTS et des ressources des interfaces Air entre les différents mobiles. L'algorithme de distribution des jetons dépend du type d'approche utilisé.

Approche « microcircuit »

L'algorithme de distribution des droits de transmission est assez simple. Dans un premier temps, le BSC répartit les jetons entre les différentes BTS au prorata du nombre ressources data disponibles sur les interfaces Air. Les jetons sont alors envoyés aux BTS qui les redistribuent aux mobiles en fonction de leur capacités. Si le nombre de jetons est insuffisant pour utiliser à plein les capacités d'un mobile, les jetons sont redonnées au BSC. A l'issue de cette phase, les jetons qui n'ont pas été utilisés sont distribués aux BTS en fonction de leurs besoins. Cette distribution consiste à prendre une BTS au hasard, lui donner tous les jetons restant, puis de récupérer les jetons qu'elle n'a pas utilisés pour les donner à la BTS suivante...

Cette distribution en deux temps – au prorata du nombre de ressources disponibles puis sous forme de round robin – permet d'implémenter un mécanisme qui soit assez simple et rapide pour ne pas trop augmenter le temps de simulation.

Approche « avec bufferisation »

La distribution des jetons sur l'interface Abis s'effectue en plusieurs phases. Le BSC commence par récupérer des informations sur les différentes BTS : nombre de slots data sur l'interface Air et nombre de blocs en attente de transmission. Une première répartition des ressources disponibles sur l'interface Abis est alors effectuée au prorata du nombre de slots data utilisées sur chacune des interfaces Air et en fonction des besoins de chaque BTS. Les ressources non attribuées sont alors réparties de façon égale entre les BTS qui ont des blocs à transmettre. Les jetons sont alors effectivement alloués à

chacune des BTS.

A la réception des jetons, les BTS consomment les jetons pour envoyer les blocs sur l'interface Abis. Chaque jeton représente l'utilisation d'un canal à 16kbits/s. Certains blocs peuvent excéder la taille de 16kbits/s. Si la BTS dispose de suffisamment de jetons, ces blocs peuvent être transmis en parallèle sur plusieurs canaux à 16 kbits/s. Sinon, elle doit les transmettre en série, sur un intervalle de temps multiple de 20ms. Ce mécanisme est alors simulé par un stockage des jetons au niveau de la BTS. Ainsi, si la BTS ne dispose pas de suffisamment de jetons pour transmettre un bloc, les jetons seront stockés pour être utilisés au cours de la période suivante.

Une fois les blocs envoyés sur l'interface Abis, la BTS alloue les droits de transmission aux différents mobiles de l'interface Air qui sont en cours de transmission. Si, à la fin de l'allocation, des jetons sont encore disponibles, la BTS active la transmission d'un mobile en attente de transmission. A la réception de leurs droits de transmission, les mobiles déclenchent l'envoi d'autant de blocs sur l'interface Air qu'ils ont reçus de jetons.

3. Configuration et utilisation du simulateur

3.1. Scénarios de simulation

Les scénarios de simulations sont définis au sein de la classe `Simulateur`. La méthode « main » de cette classe permet de faire appel à trois types de traitement : « passageSimple », « passageLinéaire » ou « passageMultithread ».

Le passage simple permet d'effectuer une simulation. Les résultats de la simulation sont alors affichés dans la fenêtre de contrôle. Ces résultats peuvent également être déviés vers un fichier texte via l'utilisation d'un script de lancement (Cf. §3.3).

Le passage linéaire et multi-thread permettent d'effectuer plusieurs fois la même simulation en faisant évoluer un paramètre. Les résultats sont envoyés vers des fichiers identifiés par leur date de création et situés dans le répertoire « mesures » de l'arborescence de développement. Dans le passage linéaire, les simulations sont lancées les unes à la suite des autres. Dans le passage multi-thread, plusieurs simulations sont lancées en parallèle.

Le scénario de la simulation lancé est défini au sein de la méthode « `Simulateur.scenario` ». Tous les paramètres qui définissent la simulation doivent donc être définis dans cette méthode. Il faut donc y créer la pile d'événement du simulateur, le BSC, les BTS, les générateurs de mobiles, les générateurs de données et les modèles d'erreur. Les générateurs de mobiles doivent également être ajoutés à la pile d'événements du simulateur.

3.2. Paramètres et résultats de simulation

De nombreux paramètres vont influencer sur le comportement du simulateur et vont permettre de comparer divers scénarios de simulation. Ces paramètres peuvent être modifiés lors de la création des différents objets du simulateur ou par une modification du comportement du simulateur (modification du code source).

3.2.1. Paramètres de simulation

- Simulateur
 - ◆ Durée de la simulation
- Modèle d'erreur (ModeleErreurSimple)
 - ◆ Taux d'erreur bloc sur l'interface
- BTS
 - ◆ Nbre de canaux (à 16 kbits/s) dédiés sur l'interface Abis (appels voix)
 - ◆ Nbre de canaux mixtes sur l'interface Abis (communication data, préemptable pour écouler du trafic voix).
 - ◆ Nbre de canaux partagés sur l'interface Abis (communication data exclusivement).
 - ◆ Modèle d'erreur à associer à l'interface Air
- BSC
 - ◆ Nbre de canaux (à 16 kbits/s) dédiés sur l'interface Air (appels voix)
 - ◆ Nbre de canaux mixtes sur l'interface Air (communication data, préemptable pour écouler du trafic voix).
 - ◆ Nbre de canaux partagés sur l'interface Air (communication data exclusivement).
- Mobiles voix
 - ◆ Taux d'arrivée
 - ◆ Durée moyenne d'une communication
- Mobiles Data
 - ◆ Taux d'arrivée
 - ◆ Durée moyenne de résidence dans le système
 - ◆ Profil du trafic de données
 - ◆ Débit/slot
 - ◆ Capacité multi-slot du mobile (uplink & downlink)
- Profil du trafic de données
 - ◆ Paramètres des modèles de trafic utilisés

3.2.2. Paramètres modifiables via une modification du code source

- Taille maximale des buffers du BSC
- Mode d'attribution des droits de transmission (jetons)
- Changement de cellule d'un mobile en cours de communication
- Durée du temps de référence (20ms par défaut)
- Taille de l'en-tête RLC/MAC
- Débit/slot sur l'interface Abis
- Temps d'envoi des acquittements négatifs

3.2.3. Résultats de simulation

Les fichiers de résultats renvoyés par le simulateur sont tous placés dans le répertoire « mesures ». Ils sont identifiés par la date de lancement de la simulation.

Les paramètres de sortie que renvoie le simulateur sont les suivants :

- Statistiques Globales :
 - ◆ Appels Voix acceptés
 - ◆ Appels Voix perdus
 - ◆ Taux de perte appels voix
 - ◆ Mobiles Data
- Statistiques en fonction du sens de la transmission :
 - ◆ Paquets générés
 - ◆ Paquets perdus par péremption
 - ◆ Paquets perdus à cause du départ d'un mobile
 - ◆ Paquets transmis
 - ◆ Taux de paquets perdus par péremption
 - ◆ Taux de paquets perdus à cause du départ d'un mobile
 - ◆ Taux de paquets transmis
 - ◆ Temps de transmission d'un paquet (entre sa génération et sa réception complète)
 - ◆ Temps de transmission d'un paquet (entre le début de sa transmission et sa réception complète)
 - ◆ Blocs générés
 - ◆ Blocs perdus à cause du départ d'un mobile
 - ◆ Blocs transmis
 - ◆ Taux de blocs perdus à cause du départ d'un mobile
 - ◆ Taux de transmission des blocs
 - ◆ Temps de transmission d'un bloc
 - ◆ Taille moyenne de la pile au sein du BSC

3.3. Scripts de compilation et de lancement

Plusieurs scripts ont été réalisés afin de faciliter la manipulation des différents éléments du projet dans un environnement Windows. Les scripts permettent de compiler et d'exécuter le projet, de générer les documentations du simulateur et de mettre en place un système de sauvegarde.

Le script « compile » permet de compiler l'ensemble du projet. Les fichiers « .class » résultant de cette compilation sont placés dans le répertoire « classes ».

Le script « lanceur » exécute la simulation préalablement compilée et dévie l'affichage de sortie vers un fichier de log, daté et placé dans le répertoire « mesures ». Le script « lanceur2 » exécute la simulation sans détourner l'affichage. On utilisera l'un ou l'autre de ces lanceurs en fonction de la simulation lancée et des besoins de débogage de la simulation. On notera également qu'il est nécessaire d'adapter le script « lanceur » en fonction du système d'exploitation Windows utilisé.

Le script « Jdoc » génère la documentation Java du simulateur. La documentation est alors générée dans le répertoire « doc » de l'arborescence de développement.

Enfin, le script « sauvegarde » réalise une copie du répertoire « src » (sources) dans le répertoire « backup_simu ». Le nom du répertoire source est alors modifié pour contenir la date de la sauvegarde. Tout comme le script « lanceur », ce script doit être modifié en fonction de la version de Windows utilisée.

Annexe D. Déroulement d'un échange de données au niveau RLC et LLC

1. Déroulement d'un échange de blocs au niveau RLC

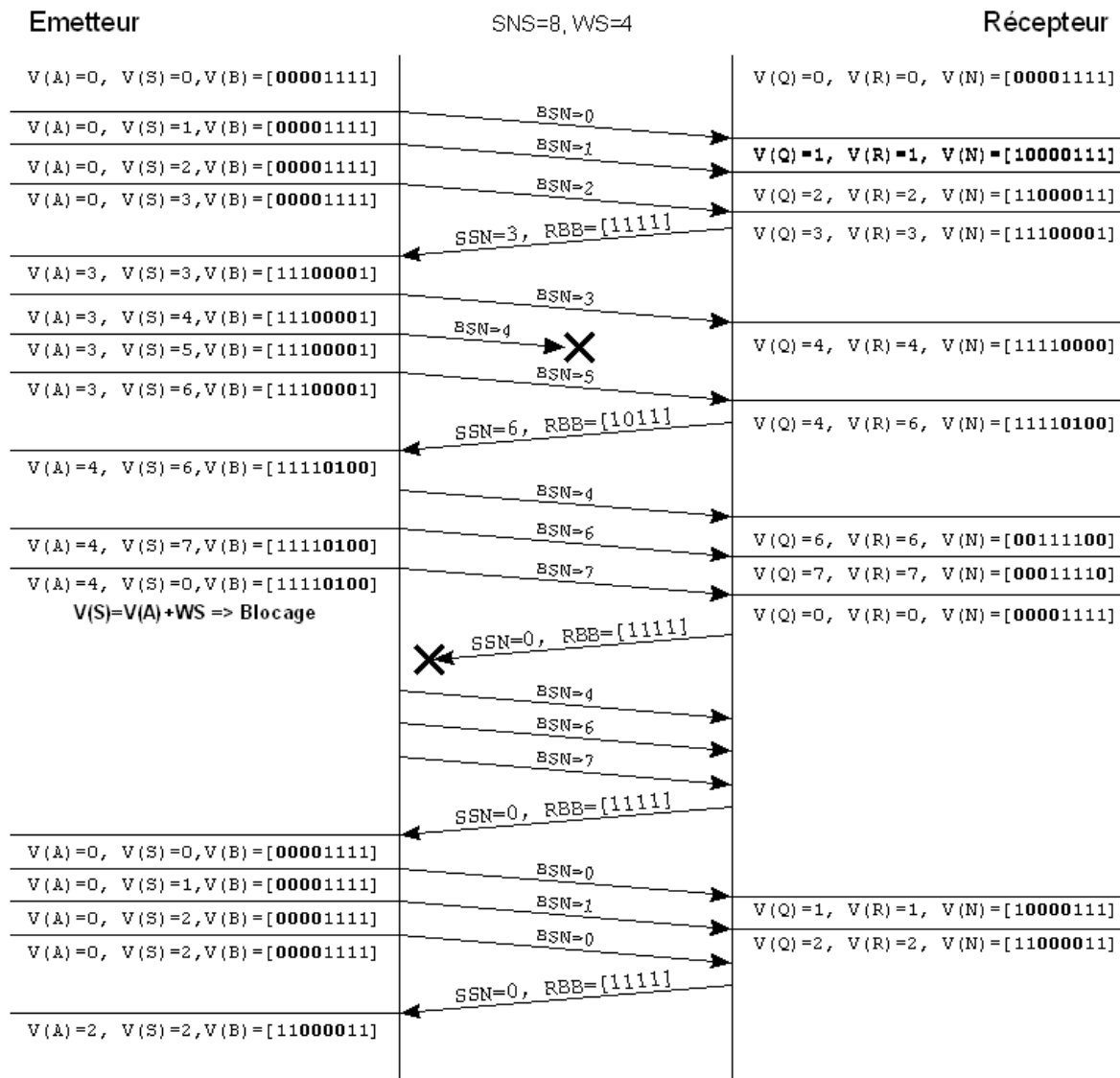


Figure 1.1. Exemple de transmission au niveau RLC

La figure 1.1 présente le déroulement d'un échange de blocs RLC conformément au processus décrit dans la partie . A titre d'illustration, nous avons considéré un espace de numérotation de 8 blocs ($SNS=8$), ce qui permet une fenêtre d'émission d'au maximum 4 blocs ($WS=4$). On considère un transfert de 10 blocs RLC (de l'émetteur vers le récepteur) et les acquittements correspondants. Le TBF considéré permet de transmettre 3 blocs de données en émission avant de recevoir un bloc d'acquittement. Ces hypothèses sont bien entendu simplificatrices mais permettent de représenter le mécanisme d'échange.

L'intégralité de l'échange est présentée : les états de l'émetteur et du récepteur sont donc initialisés à 0. Les vecteurs $V(B)$ et $V(N)$ comportent 8 positions correspondant aux 8 blocs de l'espace de numérotation. Pour $V(B)$, l'état 0 correspond à un bloc non acquitté et l'état 1 à un bloc acquitté. Pour $V(N)$, ces états correspondent à des blocs non reçus ou reçus. Seul 4 blocs sont considérés à un instant donné : les blocs correspondants à la fenêtre d'émission ou de réception. Pour faciliter la lecture de la figure, les bits correspondant dans $V(B)$ et $V(N)$ ont été mis en « gras ».

La transmission débute par 3 blocs qui sont transmis puis immédiatement acquittés. $V(S)$ est incrémenté lors de la transmission d'un bloc et $V(R)$ lors de sa réception. Comme il n'y a pas de trou dans la séquence, $V(Q)$ est également incrémenté : la fenêtre de réception $V(N)$ se décale alors d'une position.

A la réception du premier acquittement, l'émetteur est mis au courant que le récepteur attend le bloc n°3 et que tous les blocs qui le précèdent ont été correctement reçus. $V(A)$ prend alors la valeur 3 - l'émetteur attend désormais l'acquittement du bloc n°3 - et la fenêtre d'émission $V(B)$ évolue en conséquence.

La perte du bloc n°4 produit un trou dans la séquence de réception. A la réception du bloc n°5, $V(Q)$ reste bloqué à 4 tandis que $V(R)$ passe à 6. Par contre, dans le vecteur $V(N)$, le bloc n°4 est marqué comme étant « non reçu ». L'acquittement envoyé indique alors que le bloc n°6 est en attente de transmission et que le bloc n°4 n'a pas été correctement reçu (les 4 bits du RBB correspondent à l'état de réception des blocs n°5 à 2).

A la réception de cet acquittement, l'émetteur renvoie le bloc 4 puis reprend la transmission là où elle en était en transmettant les blocs 6 et 7. La perte de l'acquittement suivant entraîne le blocage de la fenêtre : $V(S)$ a atteint la valeur $V(A)+WS$. L'émetteur, en attendant de recevoir un acquittement, fait de la retransmission cyclique préventive en reprenant la transmission des blocs non acquittés à partir de $V(A)$. Il renvoie donc les blocs n°4, 6 et 7 (le bloc n°5 ayant été correctement transmis et ayant été acquitté précédemment). Ces blocs sont ensuite à nouveau acquittés par le récepteur : ce dernier détecte la nécessité d'envoyer un acquittement du fait qu'il reçoit des blocs qu'il a précédemment reçus (transmissions dupliquées).

Il reste 2 blocs à transmettre : l'émetteur les envoie dans les 2 premiers slots disponibles. N'ayant rien à transmettre dans le troisième slot, l'émetteur fait de la retransmission cyclique préventive en envoyant à nouveau le bloc n°0. Les blocs sont ensuite acquittés par le récepteur, ce qui termine la transmission.

2. Déroulement d'un échange de trames au niveau LLC

Exemple de transmission de trames LLC

La figure 2.1 présente un échange de trames LLC entre deux équipements. L'émetteur/récepteur n°1 émet trois fois plus de trames que le n°2 : cela est notamment vérifié dans le cas des transmissions radio-mobiles où l'utilisateur bénéficie de capacités de transmission plus importantes en réception qu'en émission. L'échange présenté ici est cependant quelque-peu simplificateur puisque la durée d'émission des trames dépend de nombreux facteurs : taille des trames, taux de codages, taux d'erreurs au niveau RLC/MAC au cours de la transmission radio...

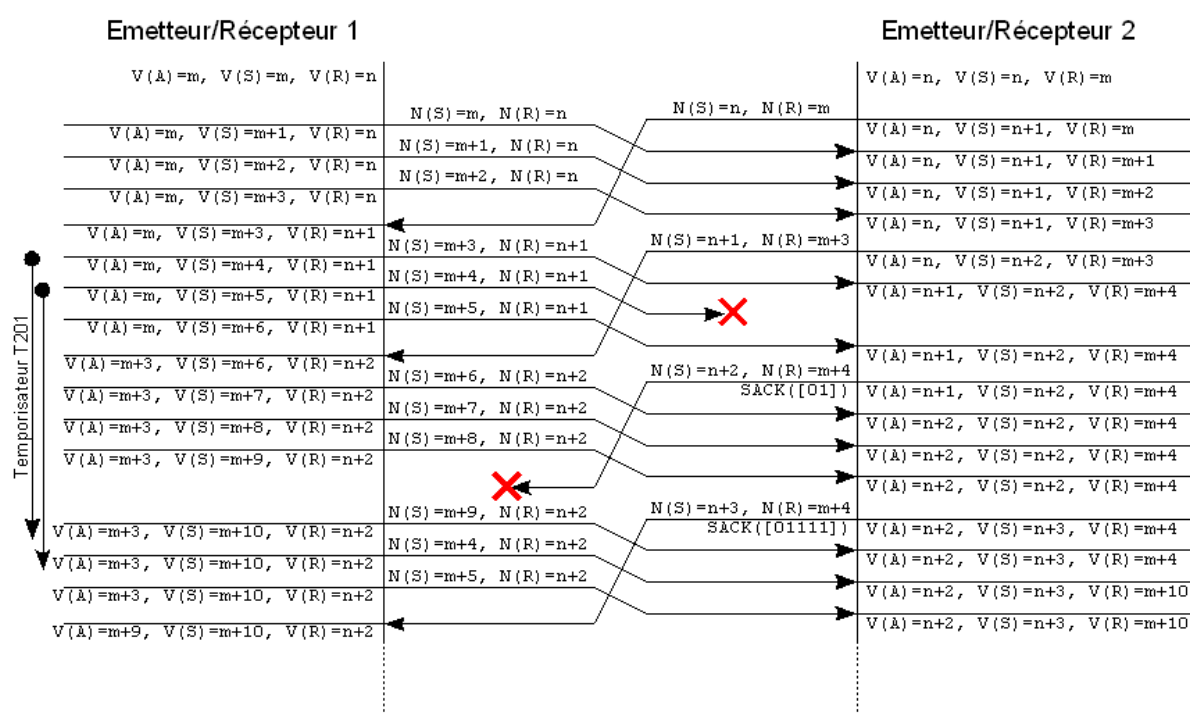


Figure 2.1. Dialogue au niveau LLC entre deux Emetteurs / Récepteurs

Au début du transfert, l'équipement n°1 a déjà transféré m trames qui ont été acquittées ($V(A)=V(S)=m$) et a reçu n trames ($V(R)=n$). De même, l'équipement n°2 a transmis avec succès n trames et en a reçu m. L'équipement n°1 va alors transmettre successivement trois trames ($N(S)=m, m+1$ et $m+2$) tandis que le n°2 va en transmettre une seule ($N(S)=n$). A chaque nouvelle trame transmise, l'émetteur incrémente $V(S)$. Lorsque le récepteur reçoit la trame numérotée telle que $N(S)=V(R)$, il affecte à $V(R)$ la valeur de la première trame LLC qui, dans l'ordre de la séquence, n'a pas encore été reçue.

Après réception de la première trame en provenance de l'équipement n°2 ($N(S)=n$), l'équipement n°1 continue son transfert en émettant les trames $N(S)=m+3$, $m+4$ et $m+5$. Les trois trames précédentes n'ont pas été acquittées par la trame $N(S)=n$ puisque celui-

ci a été émis avant leur réception par l'équipement n°2. La trame $N(S)=m+4$ est perdue au cours de la transmission. A la réception de la trame $N(S)=m+5$, le récepteur n'incrémente pas $V(R)$ mais mémorise tout de même la bonne réception de la trame.

A la réception de la trame $N(S)=m+3$, l'équipement n°2 note la bonne réception de la trame $N(S)=n$ en incrémentant la variable $V(A)$. De même, à la réception de la trame $N(S)=n+1$, l'équipement n°1 enregistre la bonne réception des trames $N(S)=m$ à $N(S)=m+2$ en affectant à la variable $V(A)$ la valeur $m+3$.

L'équipement n°1 n'a, à ce stade, pas connaissance de la perte de la trame $N(S)=m+4$, il continue donc son transfert en émettant les trames $N(S)=m+6$, $m+7$ et $m+8$. L'équipement n°2, quand à lui, a détecté un trou dans la séquence de réception. Il va donc émettre une trame I+S qui va contenir un bitmap d'acquittement (SACK). $N(R)=m+4$ acquitte la bonne réception de la trame $N(S)=m+3$. Le premier bit du SACK est positionné à 0, ce qui indique que la trame $N(S)=m+4$ a été perdue ; le second bit est positionné à 1, ce qui indique que la trame $N(S)=m+5$ a été correctement reçue.

A la réception de cette trame, le récepteur n°2 devrait normalement ré-émettre la trame $N(S)=m+4$ puis continuer normalement sa transmission en attendant un nouvel acquittement. Dans l'échange présenté ici, la trame $N(S)=n+2$ est cependant perdue au cours de la transmission...

L'équipement n°2 n'a toujours pas reçu le message $N(S)=m+4$. Il renvoie alors une trame I+S dans lequel il indique que les trames $N(S)=m+5$ à $m+8$ ont été correctement reçues mais que le message $N(S)=m+4$ est toujours manquant. L'équipement n°1, qui n'a toujours pas reçu d'acquittement (et donc ignore toujours la perte du message $N(S)=m+4$) continue sa transmission en envoyant la trame $N(S)=m+9$. Ensuite, le temporisateur T201 de la trame $N(S)=m+4$ expire. L'équipement n°1 renvoie alors la trame $N(S)=m+4$. Le temporisateur T201 de la trame $N(S)=m+5$ expire à son tour : l'émetteur n°2 renvoie donc également cette trame.

L'arrivée de la trame $N(S)=n+3$ au niveau de l'équipement 2 permet d'acquitter la bonne réception des trames $N(S)=m+5$ à $m+8$. Si cet acquittement n'était pas arrivé, il y aurait eu expiration successive des temporisateurs T201 associés à ces trames, ce qui aurait entraîné leur réémission. La transaction devrait alors se poursuivre ainsi : l'équipement 1 transmet les trames $N(S)=m+10$ et suivantes en indiquant que la trame $N(S)=n+2$ est manquante. L'équipement 2, quand à lui, va transmettre la trame d'information $N(S)=n+4$ qui va indiquer qu'il est en attente de la trame $N(S)=m+10$. Par la suite, et après réception de la trame $N(S)=m+10$, il renverra la trame $N(S)=m+2$ manquante.

Annexe E. Le handover dans les réseaux radio-téléphoniques : GSM

Dans les réseaux téléphoniques commutés, un circuit est réservé de bout en bout dans le réseau pour transmettre la communication. Le transfert inter-cellulaire impose de réserver des ressources dans la nouvelle cellule et de commuter l'appel dans cette nouvelle cellule, en établissant et libérant éventuellement des liens dans le réseau coeur.

Dans le réseau GSM [Lag00], le handover est uniquement à l'initiative du réseau : la décision étant prise par le contrôleur de la station de base dont dépend le mobile.

Durant la phase de basculement, quelques échantillons de voix sont perdus, engendrant une micro coupure de la communication. Celle-ci est cependant peu audible pour l'utilisateur.

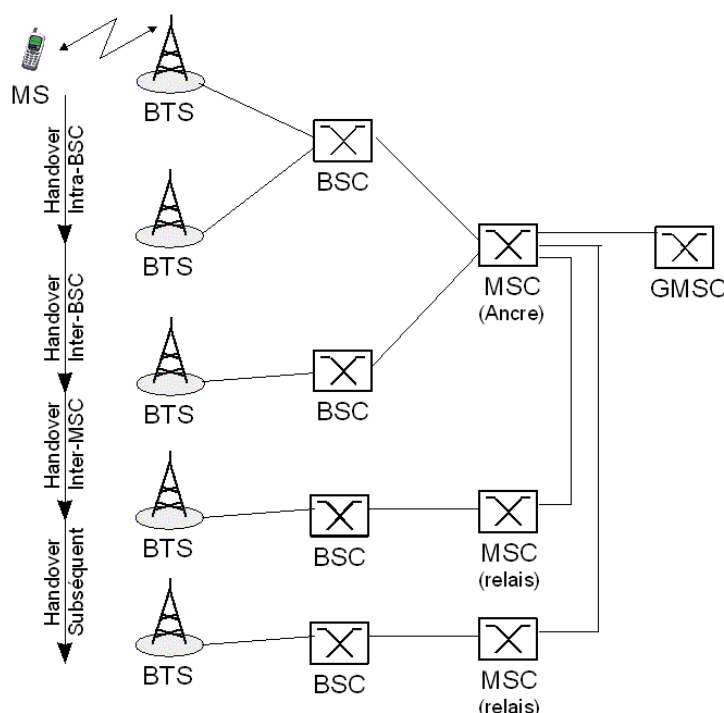


Figure 1. Les différents types de handover GSM

Dans le système GSM, on peut distinguer 5 types de handover [3GPP 23.009] (Cf. figure 1) : intra-cellulaire, inter-cellulaire/intra BSC, inter-BSC/intra MSC, inter-MSC et les handover subséquents.

Le handover intra-cellulaire est utilisé pour attribuer au mobile une autre ressource que celle où il opère, mais sans changer de cellule. Ce handover a été initialement défini pour permettre au mobile de changer la fréquence sur laquelle il opère lorsque celle-ci est brouillée. L'utilisation de techniques de saut de fréquences diminue cependant le recours ce type de handover. Le handover intra-cellulaire peut également être utilisé pour réorganiser les ressources dans la cellule, et permettre par exemple de libérer plusieurs slots adjacents afin de les affecter pour un service GPRS.

Dans le handover inter-cellulaire/intra-BSC, le mobile migre vers une cellule sous le contrôle du même BSC. Lorsque le BSC prend la décision de handover, il réserve des ressources pour le mobile dans la cellule cible. Il envoie ensuite une commande de handover au mobile. Ce dernier bascule alors vers la nouvelle cellule, sur la ressource qui lui est indiquée. Il réalise alors un accès via un burst court qui permet au BSC de détecter le basculement. Ce dernier commute alors la communication vers la nouvelle cellule et libère les ressources de l'ancienne cellule.

La philosophie du handover inter-BSC/intra MSC reste la même. Le BSC de la cellule dans laquelle se trouve le mobile prend la décision de handover. Il contacte alors le MSC afin que ce dernier contacte le BSC de la cellule cible et réserve les ressources nécessaires au basculement. Une fois la réservation effectuée, le MSC prévient le BSC cible que le handover peut être déclenché. Une fois que le mobile a basculé, le BSC de la nouvelle cellule prévient le MSC qui commute la communication vers le nouveau BSC et la nouvelle cellule.

Le handover inter-MSC nécessite l'établissement d'un circuit entre les deux MSC pour relayer la communication. Le MSC sur lequel l'appel a été initialement établi est appelé MSC ancre. Le MSC qui relaye l'appel est appelé MSC-relais. Une fois que le mobile a basculé, le MSC ancre commute la communication de l'ancien BSC vers le MSC relais. Ce dernier commute alors la communication vers le nouveau BSC. Le MSC ancre conserve le contrôle global de la communication jusqu'à ce que l'appel se termine. En particulier, le MSC ancre conserve le contrôle de la facturation de l'appel et, d'un point de vue fonctionnel, le mobile reste localisé sous le MSC ancre. A l'issue de l'appel, le mobile devra donc procéder à une mise à jour de localisation.

Le handover subséquent est un handover inter-MSC qui a lieu alors qu'un handover inter-MSC a déjà eu lieu. Dans ce cas, c'est encore le MSC ancre qui contrôle le handover et établit un circuit vers le nouveau MSC relais. Le handover subséquent s'effectue donc suivant le même principe que le handover inter-MSC, les MSC relais n'ayant qu'un rôle passif dans le contrôle du processus de handover.

Annexe F. Aperçu du fonctionnement du protocole TCP/IP

Le protocole TCP [RFC 793][Mar03] offre un service orienté connexion au dessus du protocole IP. Un mécanisme de retransmission lui est associé. Cette partie se propose de présenter succinctement le mécanisme de retransmission TCP et les possibilités offertes par ce protocole afin de limiter ou de s'adapter à la congestion. Elle s'attachera également à présenter quelques unes des problématiques soulevées par l'utilisation du protocole TCP sur les réseaux radio-mobiles.

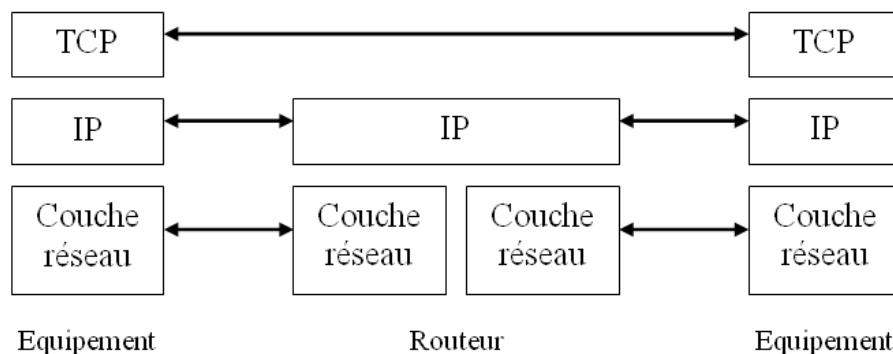


Figure 1. Couche protocolaire du protocole TCP/IP

Mécanisme de retransmission

TCP est un protocole à transmission de segments. Un segment étant un flux d'octets qui peut être segmenté par les équipements intermédiaires. Le mécanisme de retransmission utilisé par TCP est un mécanisme de transmission de type « fenêtre glissante » avec acquittement non sélectif. Les acquittements sont transmis au sein de trames TCP suivant le principe du « piggy backing ».

Plusieurs variables sont utilisés du côté émetteur et récepteur pour caractériser chaque liaison (une liaison étant caractérisée par une adresse IP et un numéro de port). Les données transmises sont identifiées par le numéro de séquence correspondant au premier octet transmis dans le segment.

Du coté de l'émetteur, les principales variables sont :

- SND.UNA : premier numéro de séquence envoyée mais non acquittée
- SND.NXT : prochain numéro de séquence à émettre
- SND.WND : taille de la fenêtre d'émission

Du coté du récepteur, les principales variables sont :

- RCV.NXT : Numéro de la séquence attendue
- RCV.WND : taille de la fenêtre de réception

Chaque message comporte un certains nombre d'information qui permettent d'assurer le bon fonctionnement du protocole :

- SEG.SEQ : Numéro de séquence du segment
- SEG.LEN : Taille de la séquence contenue dans le segment
- SEG.ACK : Numéro de séquence de la dernière séquence correctement reçue
- SEG.WIN : Taille de la fenêtre de réception du récepteur.

La taille des numéros de séquence est codé sur 32 bits. La taille des fenêtres est codé sur 16 bits et évolue suivant l'état de congestion du réseau.

Un segment est valide si $RCV.NXT \leq SEG.SEQ < RCV.NXT + RCV.WND$ et $RCV.NXT \leq SEG.SEQ + SEG.LEN - 1 < RCV.NXT + RCV.WND$.

Un acquittement est valide si $RCV.NXT \leq SEG.SEQ + SEG.LEN - 1 < RCV.NXT + RCV.WND$.

Le mécanisme de retransmission TCP est régulé par un temporisateur : RTO – Retransmission Time Out. Si au bout du RTO, un segment n'a pas été acquitté, il sera réexpédié. TCP ne prendra donc pas l'initiative de retransmettre le paquet avant l'expiration de ce temporisateur.

On notera que l'acquittement sélectif (SACK) n'est pas évoqué dans [RFC 793] (protocole TCP de base). Il est donc fort probable que plusieurs séquences soient retransmises inutilement au cours du processus de retransmission. De même, le séquençage étant géré octet par octet, cela entraîne la transmission d'un surcroît d'information par rapport à une transmission qui serait gérée trame par trame, comme au niveau LLC.

Exemple d'échange de segments TCP

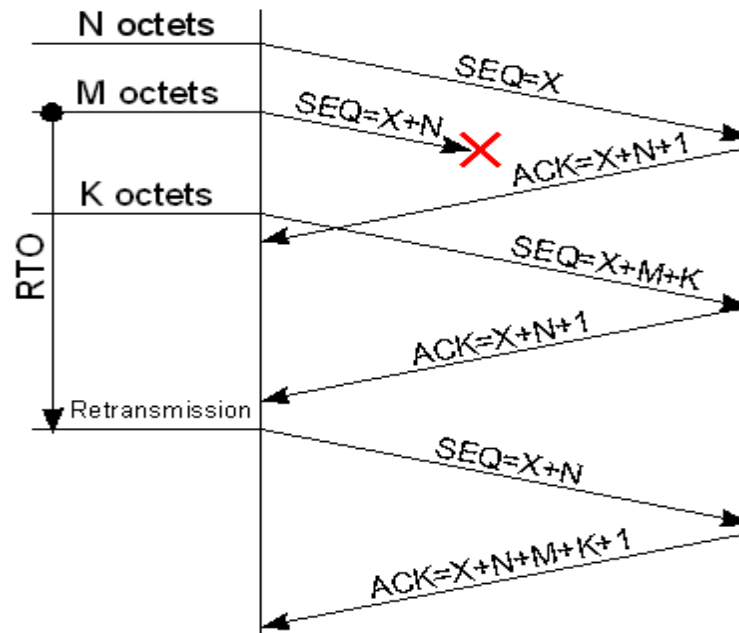


Figure 2. Exemple d'échange TCP

Cet échange [Ros03] est un exemple de transmission avec perte d'un segment TCP. TCP est un protocole de transmission qui gère un flux d'octets. Dans chaque segment, le protocole peut transmettre jusqu'à MSS – Maximum Segment Size - octets (la valeur du MSS étant fixée à l'ouverture de la connexion). Au départ, N octets, sont transmis ($N \leq \text{MSS}$). M octets supplémentaires parviennent ensuite à la couche TCP, qui les envoie sur le réseau ($M \leq \text{MSS}$). Ces M octets sont perdus et ne parviennent pas au récepteur. A la réception des N premiers octets, le récepteur acquitte la réception des N premiers octets (en indiquant à l'émetteur qu'il est en attente des octets X+N+1). L'émetteur envoie par la suite K octets supplémentaires ($M \leq \text{MSS}$). Lorsqu'il les reçoit, le récepteur envoie un acquittement qui indique qu'il n'a toujours pas reçus les octets suivant X+N. Au bout du temps RTO, l'émetteur n'ayant toujours pas reçu d'acquittement, il retransmet MSS octets à partir de X+N+1. Le segment ainsi retransmis contient les M octets précédemment perdus. Quand il les reçoit, le récepteur acquitte avoir reçu les M octets en question, ainsi que les K suivants.

Ce principe de gestion de flux d'octets permet de retransmettre les données à partir de la séquence qui a été perdue. Il offre la possibilité aux équipements intermédiaires de segmenter les paquets TCP sans pour autant venir perturber le mécanisme de retransmission. Cet aspect étant illustré sur la figure 1.

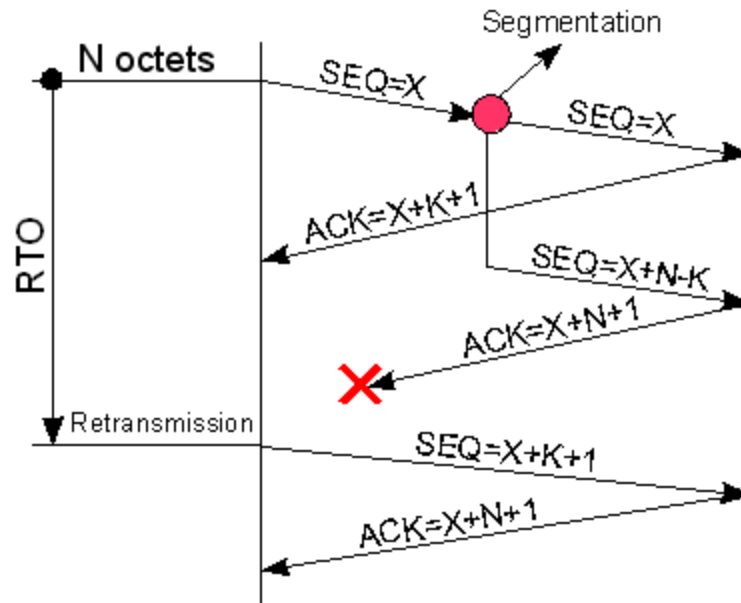


Figure 3. Exemple d'échange TCP (avec segmentation)

Taille de la fenêtre d'anticipation et temporisateur de retransmission

L'une des caractéristiques principales de TCP est que la taille de la fenêtre d'anticipation et le RTO ne sont pas fixes. Ils varient dans le temps et dépendent fortement des conditions de trafic dans le réseau.

Le RTO est calculé en fonction du RTT. Le RTT – Round Trip Time – est le temps qui s'écoule entre le moment où un segment est émis et le temps où l'acquittement correspondant est reçu.

La taille de la fenêtre d'anticipation varie en fonction des pertes qui peuvent survenir au cours de la transmission. TCP est un protocole qui a été conçu pour des réseaux relativement fiables, comme par exemple des réseaux locaux d'entreprises. Lorsqu'une congestion survient dans le réseau, les équipements intermédiaires qui routent les paquets peuvent être amenés à en éliminer certains de façon à ne pas saturer leurs buffers et garantir des délais de livraison acceptables. Le mécanisme de transmission de TCP suppose donc qu'une perte est due à de la congestion dans le réseau et il réduit donc sa fenêtre d'émission. Cette caractéristique n'est pas sans poser problème dans les réseaux sans fils où les pertes peuvent être relativement importantes lorsque les conditions radio sont assez mauvaises et dans le cas de handover.

Annexe G. Solutions de mobilité dans le coeur de réseau cellulaire et au niveau IP

1. Handover inter-SGSN

Cette partie décrit la procédure de handover inter-SGSN [3GPP 43.129].

Phase de préparation du handover

La phase de préparation du handover inter-SGSN (Cf. figure 1.1) commence par la prise de décision du handover (1) et la demande de préparation du handover auprès du SGSN (2). Le SGSN (noté sur la figure « old SGSN ») détecte que la cellule cible est desservie par un autre SGSN. Le SGSN contacte alors le SGSN cible (3) (noté « New SGSN ») et lui transmet la liste des contextes PDP actifs ainsi que les contextes de mobilité qui contiennent des clefs d'identification et de chiffrement.

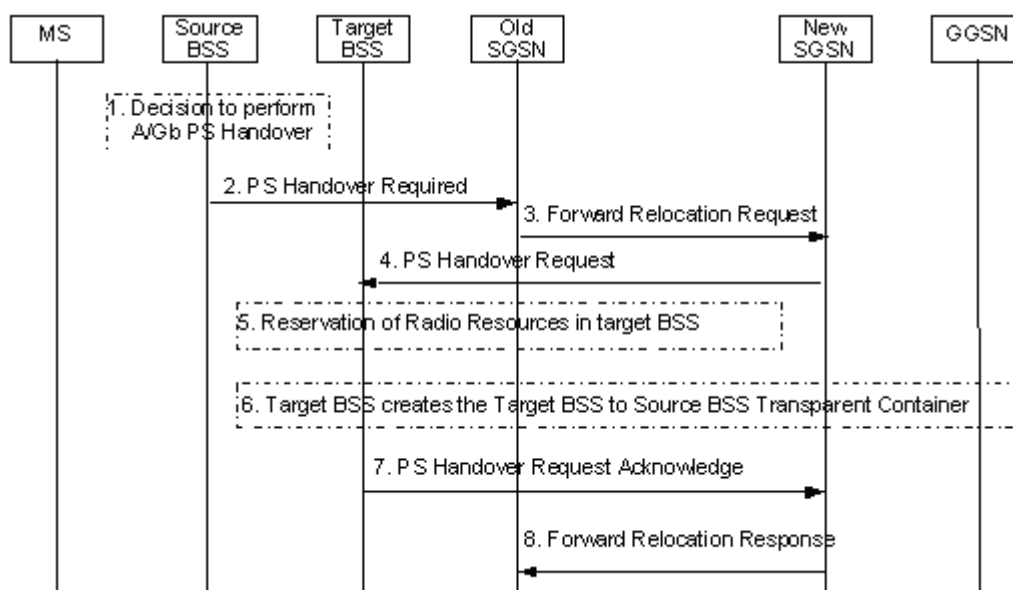


Figure 1.1. Phase de préparation du handover inter-SGSN [3GPP 43.129]

Les PDP contextes sont configurés au niveau du nouveau SGSN. Si le SGSN n'est pas à même de supporter certains des SAPI utilisé par un contexte PDP, il ne doit pas réserver de ressources pour celui-ci. A la fin du basculement, le SGSN devra demander explicitement la modification ou la fermeture des PDP contextes concernés. Si le nouveau SGSN ne supporte pas l'algorithme de chiffrement utilisé par l'ancien SGSN, le nouveau SGSN devra transmettre le nouvel algorithme à la station mobile. Cela est fait au moment de la mise à jour de zone de routage qui est effectuée à la suite du handover.

Le SGSN cible effectue alors la réservation de ressources dans le BSS cible (4, 5, 6 et 7) puis il indique au SGSN initial que le handover peut être déclenché (8).

Phase d'exécution du handover

Après la phase de préparation du handover, les PDU sont transmis au SGSN qui peut les dupliquer et les transférer jusqu'au nouveau SGSN (2) (Cf. figure 1.2).

Si la transmission est acquittée au niveau LLC, les trames LLC sont stockées au niveau du SGSN avec leur numéro de séquence. Il faudra attendre la fin du handover pour rétablir la transmission. Si la transmission n'est pas acquittée, les trames LLC sont soit envoyées vers le BSS pour être transmises (en aveugle) (3), soit stockées dans le SGSN, soit ignorées (et donc supprimées).

Le SGSN déclenche ensuite le handover (4), après avoir éventuellement suspendu la transmission et attendu que le BSS ne contienne plus de données à transmettre. Si l'ordre de délivrance des GTP-PDU doit être préservé, le SGSN transfère les états de transmissions associés à la couche GTP au nouveau SGSN (4a). Ce message requiert un acquittement (4b).

Le BSC envoie ensuite la commande de handover au mobile (5) qui bascule alors vers la nouvelle cellule et envoie un burst accès sur la ressource qui lui a été indiquée (6), ce qui permet au réseau de calculer l'avance en temps et de l'indiquer au mobile (6). Si les contextes de transmission au niveau LLC/SNDCP sont maintenus, une fois la connexion rétablie avec le BSS, le mobile envoie un message afin de rétablir la connexion avec le SGSN (7, 7a). Le mobile rétablit ensuite les transmissions associées aux contextes PDP pour lesquels des ressources ont été réservés dans la nouvelle cellule.

Le nouveau BSC indique la fin du handover au nouveau SGSN (8). Le SGSN demande alors la mise à jour des contextes PDP associés au mobile auprès du SGSN. Celui-ci envoie alors directement les paquets GTP à destination du nouveau SGSN (9).

Si les contextes de transmission au niveau LLC/SNDCP ont été réinitialisés, le SGSN effectue une négociation avec le mobile pour rétablir la transmission (10, 10a). Le SGSN prévient ensuite l'ancien SGSN que les transmissions avec le mobile ont été rétablies (11). L'ancien SGSN arme alors un temporisateur au bout duquel il va cesser de transférer les données vers le nouveau SGSN. L'ancien SGSN prévient également l'ancien BSS afin de libérer les ressources associées au mobile (12).

La procédure ci dessus est présenté en séquence. La plupart des actions peuvent cependant être effectuées en parallèle. La procédure de mise à jour (13 à 20) qui termine cette procédure doit, en réalité, être initiée dès que le mobile a obtenu les informations d'avance en temps (6). Nous n'entrerons pas dans le détail de cette procédure qui sort du champ de ce document.

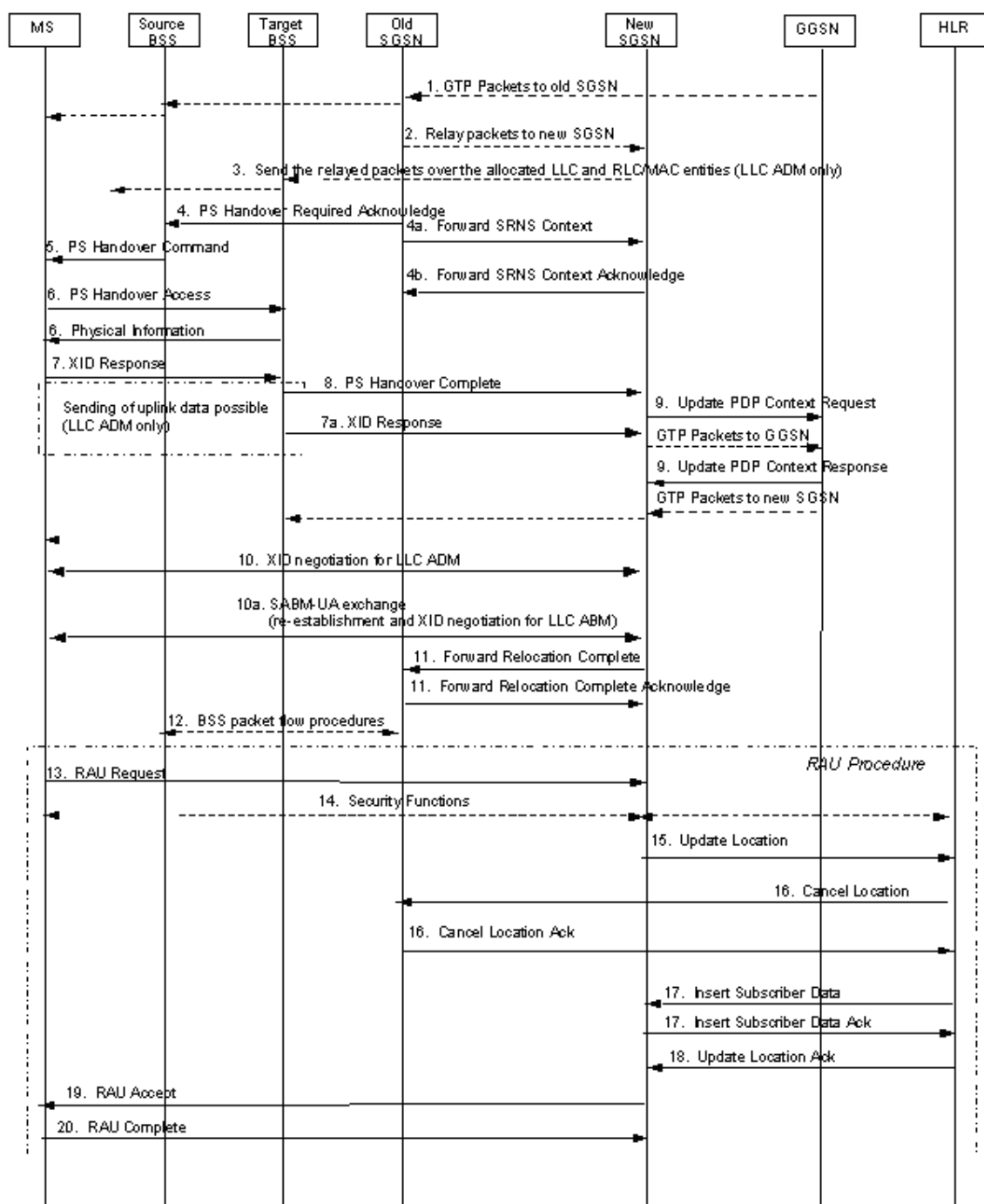


Figure 1.2. Phase d'exécution du handover inter-SGSN [3GPP 43.129]

2. Les solution de mobilité au niveau IP

Les solutions de mobilité au niveau IP doivent permettre d'assurer la mobilité des utilisateurs qui changent de point d'accès au réseau IP. Dans un réseau GPRS/UMTS, le point d'accès au réseau est le GGSN. L'utilisateur sera amené à changer de GGSN uniquement s'il change de réseau. Ces solutions doivent également permettre à un utilisateur initialement attaché GPRS qui migre vers un autre technologie d'accès à Internet comme par exemple un point d'accès WIFI public.

Les deux principales solutions de mobilité qui ont été proposés sont « Mobile IP » et « Cellular IP ».

2.1. Mobile IP

Deux versions du protocole « Mobile IP » ont été définies : l'une [RFC 3344] pour la version 4 du protocole internet (IPv4) et l'autre [RFC 3775] pour la version 6 (IPv6). Ces deux protocoles sont très proches dans leur principe, la version pour IPv6 exploitant les capacités d'adressages plus importantes que permet le protocole.

2.1.1. Principe du protocole Mobile IP

Lorsqu'il communique sur un réseau IP, un mobile possède une adresse IP. Cette adresse détermine à quel domaine et sous-domaines est rattaché la station mobile. Le domaine est déterminé grâce à la classe d'adresse et les sous-domaines sont déterminés grâce à des masques de réseau. L'adressage dans un réseau IP forme donc une structure arborescente.

Un mobile en itinérance en dehors de son domaine ne peut normalement pas recevoir de données à la même adresse IP. En effet, les données qui lui sont destinées vont être routées vers le domaine déterminé par le masque de sous réseau de l'adresse IP. Il faut donc mettre en place un processus qui va permettre de rediriger les paquets lorsque le mobile est en itinérance en dehors de son domaine de rattachement. C'est ce que se propose de faire le protocole « Mobile IP ».

Le protocole « Mobile IP » se base sur deux équipements qui vont permettre d'assurer le routage des données indépendamment du domaine dans lequel se trouve le destinataire. Un « Home Agent » est ajouté au sein du domaine auquel le mobile est attaché. Cet équipement est un routeur qui va se charger de transférer le paquets jusqu'au réseau visité.

Un autre équipement, appelé « Foreign Agent », peut être ajouté au réseau visité. La communication entre le « Home Agent » et le « Foreign Agent » se faisant via un tunnel IP (encapsulation de datagrammes IP dans d'autres paquets IP). Ce Foreign Agent doit

permettre au mobile de ne pas demander une nouvelle adresse IP, cet équipement a disparu dans la version IPv6 de la spécification.

2.1.2. Illustration du protocole Mobile IP

Pour illustrer le fonctionnement du protocole Mobile IP, nous allons nous appuyer sur l'exemple fourni sur la figure 2.1.2.1. Une station mobile (STA) ayant pour IP *187.192.145.25* et située dans son sous-réseau nominal *187.192.145.** dialogue avec le serveur *216.234.116.34*. Cette station va alors migrer vers le sous réseau *187.192.217.**.

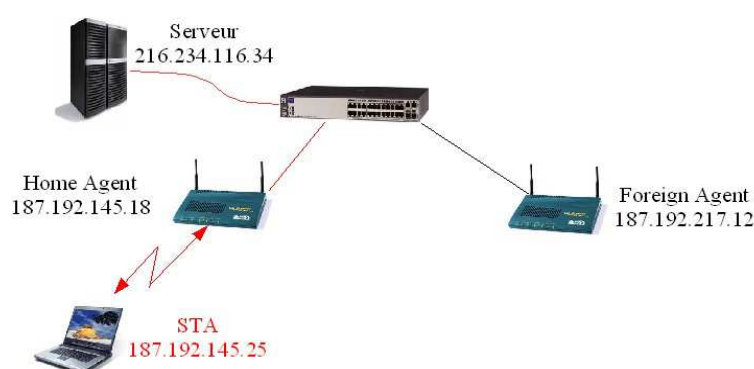


Figure 2.1.2.1. Station mobile dans son réseau nominal

Les paquets en provenance du serveur et à destination du mobile arrivent au niveau du « Home Agent » (qui peut par exemple être un routeur d'accès au réseau). Ce dernier transfère alors les paquets jusqu'à la station mobile. Les paquets envoyés par la station mobile, quand à eux, peuvent transiter directement de la station vers le serveur.

2.1.3. Cas où le sous-réseau d'accueil possède un « Foreign Agent »

Dans le cas où le réseau visité possède un « Foreign Agent » (FA), la station mobile (STA) s'enregistre auprès du « Foreign Agent » et récupère son adresse IP. La station mobile contacte alors son « Home Agent » pour lui indiquer auprès de quel « Foreign Agent » il est inscrit. Le « Home Agent » enregistre alors la localisation du mobile. Le réseau est alors configuré comme illustré sur la figure 2.1.3.1.

Les paquets en provenance du serveur vont alors arriver au niveau du « Home Agent », qui va les transférer au niveau du « Foreign Agent ». Ce dernier les délivre alors à la station mobile. Par contre, la station mobile peut très bien continuer à transmettre ses données directement au serveur.

Grâce au « Foreign Agent », la station mobile n'a pas besoin de changer d'adresse IP. Cela présente un intérêt certain pour les réseaux de type IPv4 où le nombre d'adresses disponibles est limité.

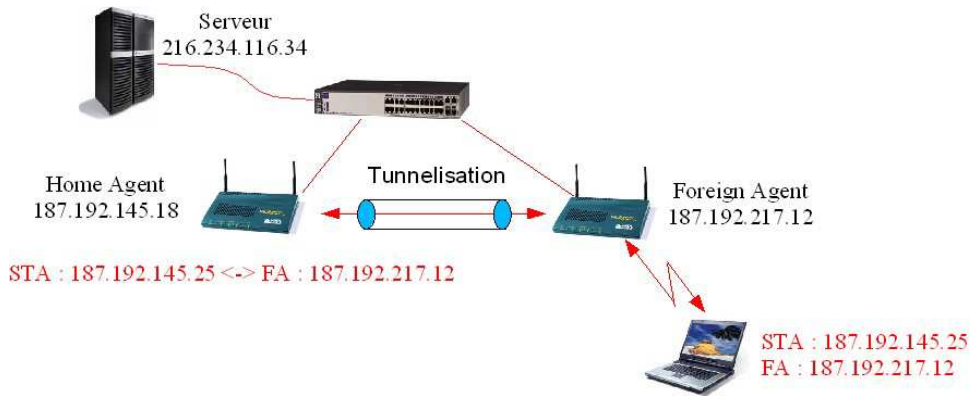


Figure 2.1.3.1. Solution « Mobile IP » avec Foreign Agent

2.1.4. Cas où le sous-réseau d'accueil ne possède un « Foreign Agent »

Dans le cas où le réseau ne possède pas de « Foreign Agent », le mobile doit obtenir une adresse IP dans le réseau visité (visited IP). Une fois cette adresse obtenue, il contacte son « Home Agent » afin de lui indiquer sa nouvelle adresse. A ce stade, la station mobile possède deux adresses : celle de son réseau nominal (Home IP) et celle du réseau visité (Visited IP). Le réseau est alors configuré comme illustré sur la figure 2.1.4.1.

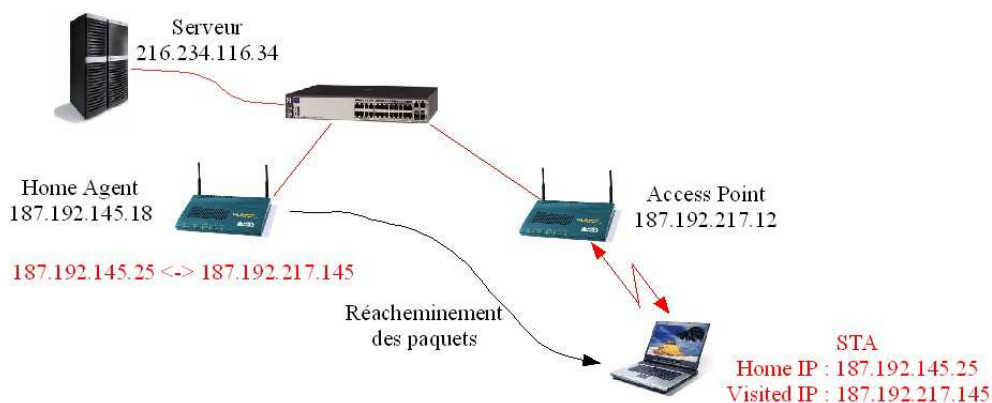


Figure 2.1.4.1. Solution « Mobile IP » sans Foreign Agent

Suivant cette configuration, les paquets en provenance du serveur parviennent au « Home Agent » qui les redirige alors directement vers la station mobile. La station mobile peut continuer à envoyer directement ses paquets vers le serveur, mais pour assurer le fonctionnement du mécanisme de re-routage, doit indiquer dans le champ expéditeur l'adresse IP qu'elle avait dans son réseau nominal (Home IP).

Cette solution sans « Foreign Agent » nécessite un nombre d'adresses plus important que la solution avec « Foreign Agent » puisque le mobile se voit attribuer deux adresses IP. Cette solution est celle qui a été retenue dans le cadre d'IPv6.

2.1.5. Considération sur Mobile IP

Dans « Mobile IP », les pertes sont dues au paquets envoyés par le serveur vers le « Home Agent » alors que le mobile n'est plus accessible à l'adresse enregistrée dans ce dernier. Cela correspond au temps que le mobile met à s'enregistrer dans le nouveau réseau visiter et à mettre à jour sa localisation dans le « Home Agent ».

Le protocole « Mobile IP » est assez efficace lorsque les mobiles ne changent pas trop souvent de domaine. La fréquence de reconfiguration des tables de correspondance « Mobile/Home Agent/Foreign Agent » est alors assez faible. Par contre, si le mobile est amené à changer très fréquemment de domaine, la fréquence des mises à jour peut être assez handicapant car chaque changement de cellule induit un temps de reconfiguration pendant lequel le Mobile ne peut plus recevoir de données. C'est en partie pour palier à ces problèmes que la solution « Cellular IP » a été proposé.

2.2. Cellular IP

Le mécanisme « Cellular IP » [Val98][Val99][Rou02] a été conçu pour offrir une solution de mobilité dans un sous réseau local. Ce mécanisme permet d'assurer la mobilité d'un terminal qui change fréquemment de point d'accès.

« Cellular IP » peut être utilisé seul, mais il a été essentiellement conçu pour être couplé avec « Mobile IP » dans le cadre d'une gestion hiérarchique de la mobilité. « Mobile IP » gérant la macro-mobilité (mobilité entre domaines) et cellular IP reprenant une partie du concept cellulaire pour gérer la micro-mobilité (mobilité à l'intérieur d'un domaine).

2.2.1. Principe du protocole Cellular IP

Dans « Cellular IP », chaque mobile se trouve dans une zone desservie par une passerelle à laquelle sont reliés des routeurs et des stations de base. Chaque station de base dessert une zone appelée « cellule » (Cf. figure 2.2.1.1)

Dans ce type de réseau, tout le trafic engendré par les stations mobiles doit obligatoirement transiter via la passerelle. Le mobile est identifié par son adresse IP complète : le protocole ne tient pas compte de la hiérarchisation que peut contenir l'adresse IP. Ainsi, le mobile est totalement libre de se déplacer, sans changer d'adresse, dans le sous réseau délimité par la passerelle.

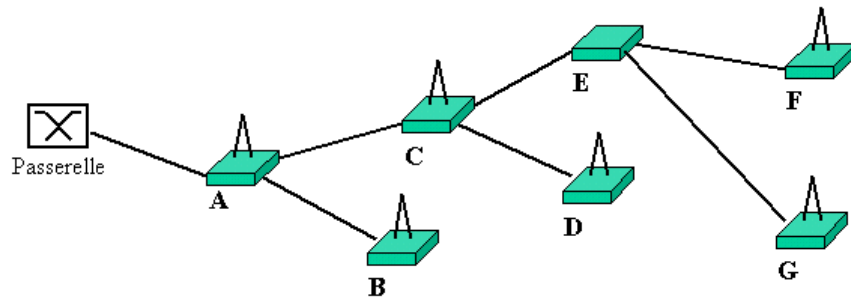


Figure 2.2.1.1. Exemple de topologie d'un réseau implémentant « Cellular IP »

Le sous réseau doit être à même de router les paquets de la passerelle jusqu'à la station mobile. Pour cela, des « tables de routage » doivent être maintenues dans quelques-uns des noeuds du réseau (par forcément tous).

La passerelle émet périodiquement un signal balise (beacon signal) qui va être transmis de station en station. Chaque station qui implémente une table de routage indique à partir de quel port d'entrée elle a reçu le paquet et ré-émet le paquet vers tous les ports de sortie. Cela permet d'établir quel est la route la plus courte, en terme de délai de traversée du réseau, pour atteindre chacun des équipements.

Quand un mobile souhaite émettre des données vers le réseau, il commence par envoyer un message de signalisation à l'intention de la passerelle. Ce paquet permet d'établir la route qu'empruntera tous les paquets envoyés par le mobile. Chaque station implémentant une table de routage doit alors ajouter une entrée dans sa table indiquant l'adresse IP du mobile et l'adresse de l'équipement à partir duquel le paquet a été reçu.

Pour pouvoir gérer plus facilement les aspects de mobilité, deux tables sont en réalité implémentées dans les équipements qui assurent le routage. Le « Paging Cache » et le « Routing Cache ».

Le « Paging Cache » permet de connaître « grossièrement » la position du mobile afin de pouvoir lui demander de se signaler lorsque des données doivent lui être transmises. Le « Paging Cache » doit être mis à jour suivant une période « de l'ordre de la fréquence de migration des mobiles ». Ses entrées ne sont valables que pendant une période appelée « PC-timeout ». Ce cache n'est pas forcément implémenté dans tous les équipements qui assurent le routage. Les mobiles en veille doivent émettre périodiquement des messages « paging-update packet ».

Le « Routing Cache » permet de router précisément les paquets jusqu'au mobile. Ce cache doit être présent dans un plus grand nombre d'équipements. La route qui se trouve dans le « Routing Cache » est établie grâce au routage des paquets dans le sens « mobile vers la passerelle ». En renversant la route, il est alors possible de router les paquets dans le sens « passerelle vers le mobile ». La route n'est établie que pendant une courte période, le mobile doit donc envoyer régulièrement des données dans le sens montant s'il souhaite pouvoir continuer à recevoir dans le sens descendant. En TCP, cela se fait automatiquement grâce à l'envoi des acquittements, en UDP, le mobile doit envoyer des messages « routing-update » afin d'assurer la pérennité de la route. Les ent-

rées dans le « routing cache » sont automatiquement détruites au bout d'un temps « RC-timeout ».

2.2.2. Illustration de la mobilité cellular IP

Prenons le cas d'une station mobile initialement attachée au point d'accès *G* (Cf. figure 2.2.2.1). Les paquets transitent par les noeuds *G*, *E*, *C* et *A*.

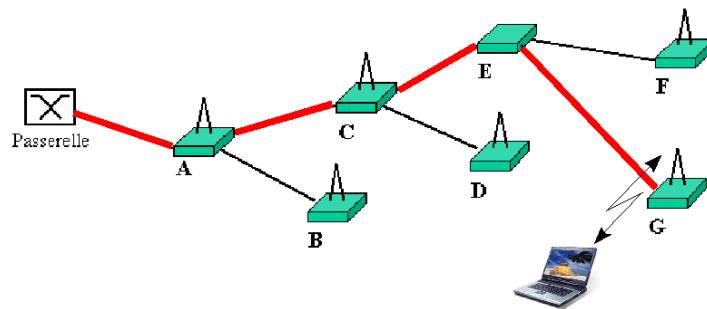


Figure 2.2.2.1. Cellular IP : situation initiale

La station mobile change de point d'accès et s'attache au noeud *D* (Cf. figure 2.2.2.2). La station envoie alors un paquet à destination de la passerelle afin d'établir la route. Ce paquet va transiter par les noeuds *D*, *C* et *A*. Seul les noeuds *D* et *C* vont mettre à jour leur table de routage. Le noeud *C* va maintenir et transmettre les paquets vers les deux routes (vers les points d'accès *G* et *D*) le temps que la liaison *C*, *E*, *G* expire (au bout du temps d'inactivité « RC-timeout »).

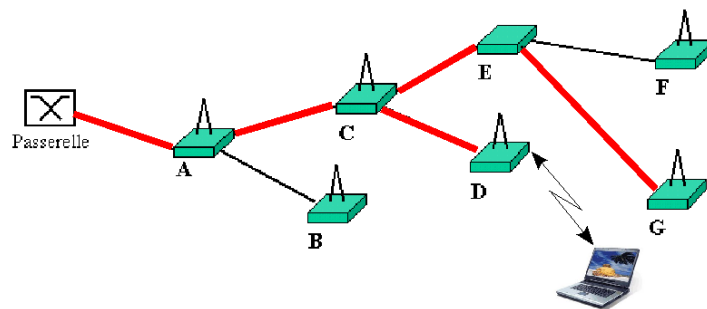


Figure 2.2.2.2. Cellular IP : situation intermédiaire

Au final, à l'expiration de la route *C*, *E*, *G*, le réseau arrive à la situation décrite sur la figure 2.2.2.3.

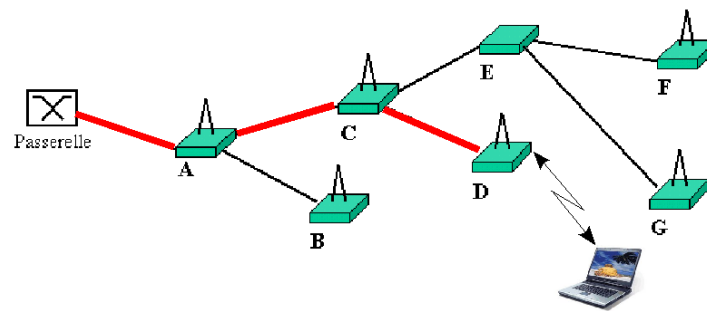


Figure 2.2.2.3. Cellular IP : situation finale

Dans « Cellular IP », les pertes de données sont dues aux paquets transmis sur l'ancienne route alors que le mobile a changé de point d'accès et que la nouvelle route n'a pas été rétablie.

Annexe H. Echanges SIP

1. Appel avorté (sans décrochage)

1. INVITE

```
INVITE sip:0616771297@137.194.3.73 SIP/2.0..Via: SIP/2.0/UDP
137.194.3.73;rport;branch=z9hG4bK89c20349000000264492695a000073-
fa00000038..Content-Length: 337..Contact:
<sip:test2@137.194.3.73:5060>..Call-ID: 878868ED-AD65-4A74-9D66-37-
DAB3FC72F6@137.194.3.73..Content-Type: application/sdp..CSeq: 1 IN-
VITE..From: "unknown"<sip:test2@sip.enst.fr>;tag=66462515062..Max-For-
wards: 70..To: <sip:0616771297@137.194.3.73>..User-Agent:
SJphone/1.60.289a (SJ Labs)....v=0..o=- 3359434714 3359434714 IN IP4
137.194.3.73..s=SJphone..c=IN IP4 137.194.3.73..t=0 0..a=direction:ac-
tive..m=audio 49156 RTP/AVP 3 97 98 8 0 101..a=rtpmap:3
GSM/8000..a=rtpmap:97 iLBC/8000..a=rtpmap:98 iLBC/8000..a=fmtp:98
mode=20..a=rtpmap:8 PCMA/8000..a=rtpmap:0 PCMU/8000..a=rtpmap:101 te-
lephone-event/8000..a=fmtp:101 0-11,16..
```

2. 407

```
SIP/2.0 407 Proxy Authentication Required..Via: SIP/2.0/UDP
137.194.3.73;rport;branch=z9hG4bK89c20349000000264492695a000073-
fa00000038;received=137.194.3.73..From: "unknown"<sip:test2@sip.enst.-
fr>;tag=66462515062..To:
<sip:0616771297@137.194.3.73>;tag=as5448b713..Call-ID: 878868ED-AD65-
4A74-9D66-37DAB3FC72F6@137.194.3.73..CSeq: 1 INVITE..User-Agent: Aste-
risk PBX..Allow: INVITE, ACK, CANCEL, OPTIONS, BYE, REFER, SUBSCRIBE,
NOTIFY..Contact: <sip:0616771297@137.194.16.250>..Proxy-Authenticate:
Digest realm="asterisk", nonce="5fa439a3"..Content-Length: 0....
```

3. ACK

```
ACK sip:0616771297@137.194.3.73 SIP/2.0..Via: SIP/2.0/UDP
137.194.3.73;rport;branch=z9hG4bK89c20349000000264492695a000073-
fa00000038..Content-Length: 0..Call-ID: 878868ED-AD65-4A74-9D66-37-
DAB3FC72F6@137.194.3.73..CSeq: 1 ACK..From: "unknown"<sip:test2@-
sip.enst.fr>;tag=66462515062..Max-Forwards: 70..To:
```

```
<sip:0616771297@137.194.3.73>;tag=as5448b713..User-Agent:
SJphone/1.60.289a (SJ Labs)....
```

4. INVITE

```
INVITE sip:0616771297@137.194.3.73 SIP/2.0..Via: SIP/2.0/UDP
137.194.3.73;rport;branch=z9hG4bK89c20349000000264492695a000003f500000
039..Content-Length: 337..Contact:
<sip:test2@137.194.3.73:5060>..Call-ID: 878868ED-AD65-4A74-9D66-37-
DAB3FC72F6@137.194.3.73..Content-Type: application/sdp..CSeq: 2 IN-
VITE..From: "unknown"<sip:test2@sip.enst.fr>;tag=66462515062..Max-For-
wards: 70..To: <sip:0616771297@137.194.3.73>..User-Agent:
SJphone/1.60.289a (SJ Labs)..Proxy-Authorization: Digest
username="test2",realm="asterisk",nonce="5fa439a3",uri="sip:0616771297
@137.194.3.73",response="65c0ebd0dcfe73e5bf367cd44ad2118b"....v=0..o=-
3359434714 3359434714 IN IP4 137.194.3.73..s=SJphone..c=IN IP4
137.194.3.73..t=0 0..a=direction:active..m=audio 49156 RTP/AVP 3 97 98
8 0 101..a=rtpmap:3 GSM/8000..a=rtpmap:97 iLBC/8000..a=rtpmap:98
iLBC/8000..a=fmtp:98 mode=20..a=rtpmap:8 PCMA/8000..a=rtpmap:0
PCMU/8000..a=rtpmap:101 telephone-event/8000..a=fmtp:101 0-11,16..
```

5. TRYING

```
SIP/2.0 100 Trying..Via: SIP/2.0/UDP
137.194.3.73;rport;branch=z9hG4bK89c20349000000264492695a000003f500000
039;received=137.194.3.73..From:
"unknown"<sip:test2@sip.enst.fr>;tag=66462515062..To:
<sip:0616771297@137.194.3.73>..Call-ID: 878868ED-AD65-4A74-9D66-37-
DAB3FC72F6@137.194.3.73..CSeq: 2 INVITE..User-Agent: Asterisk PBX..Al-
low: INVITE, ACK, CANCEL, OPTIONS, BYE, REFER, SUBSCRIBE,
NOTIFY..Contact: <sip:0616771297@137.194.16.250>..Content-Length:
0....
```

6. 200OK

```
SIP/2.0 200 OK..Via: SIP/2.0/UDP
137.194.3.73;rport;branch=z9hG4bK89c20349000000264492695a000003f500000
039;received=137.194.3.73..From:
"unknown"<sip:test2@sip.enst.fr>;tag=66462515062..To:
<sip:0616771297@137.194.3.73>;tag=as221eaabf..Call-ID: 878868ED-AD65-
4A74-9D66-37DAB3FC72F6@137.194.3.73..CSeq: 2 INVITE..User-Agent: Aste-
risk PBX..Allow: INVITE, ACK, CANCEL, OPTIONS, BYE, REFER, SUBSCRIBE,
NOTIFY..Contact: <sip:0616771297@137.194.16.250>..Content-Type: appli-
cation/sdp..Content-Length: 265....v=0..o=root 3644 3644 IN IP4
137.194.16.250..s=session..c=IN IP4 137.194.16.250..t=0 0..m=audio
12254 RTP/AVP 3 0 8 101..a=rtpmap:3 GSM/8000..a=rtpmap:0
PCMU/8000..a=rtpmap:8 PCMA/8000..a=rtpmap:101 telephone-
event/8000..a=fmtp:101 0-16..a=silenceSupp:off - - - ..
```

7. ACK

```
ACK sip:0616771297@137.194.16.250 SIP/2.0..Via: SIP/2.0/UDP
137.194.3.73;rport;branch=z9hG4bK89c20349000000264492695a000012bf00000
03c..Content-Length: 0..Call-ID: 878868ED-AD65-4A74-9D66-37-
DAB3FC72F6@137.194.3.73..CSeq: 2 ACK..From: "unknown"<sip:test2@-
sip.enst.fr>;tag=66462515062..Max-Forwards: 70..To:
<sip:0616771297@137.194.3.73>;tag=as221eaabf..User-Agent:
SJphone/1.60.289a (SJ Labs)....
```

8. BYE

```
BYE sip:test2@137.194.3.73:5060 SIP/2.0..Via: SIP/2.0/UDP
137.194.16.250:5060;branch=z9hG4bK18aa9ece;rport..From:
<sip:0616771297@137.194.3.73>;tag=as221eaabf..To:
"unknown"<sip:test2@sip.enst.fr>;tag=66462515062..Contact:
<sip:0616771297@137.194.16.250>..Call-ID: 878868ED-AD65-4A74-9D66-37-
DAB3FC72F6@137.194.3.73..CSeq: 102 BYE..User-Agent: Asterisk PBX..Max-
Forwards: 70..Content-Length: 0....
```

9. 200OK

```
SIP/2.0 200 OK..Via: SIP/2.0/UDP 137.194.16.250:5060;rport=5060;recei-
ved=137.194.16.250;branch=z9hG4bK18aa9ece..Content-Length: 0..Call-ID:
878868ED-AD65-4A74-9D66-37DAB3FC72F6@137.194.3.73..CSeq: 102
BYE..From: <sip:0616771297@137.194.3.73>;tag=as221eaabf..Server: SJ-
phone/1.60.289a (SJ Labs)..To:
"unknown"<sip:test2@sip.enst.fr>;tag=66462515062....
```

2. Appel avec décrochage, puis raccrochage

1. INVITE

```
INVITE sip:0609365123@137.194.36.169 SIP/2.0..Via: SIP/2.0/UDP
137.194.3.76;rport;branch=z9hG4bK89c224a90000004e4490334100005c3200000
0f0..Content-Length: 337..Contact:
<sip:test1@137.194.3.76:5060>..Call-ID: F5337719-913E-41CD-8381-
3772340A7DAF@137.194.36.169..Content-Type: application/sdp..CSeq: 1
INVITE..From: "unknown"<sip:test1@sip.enst.fr>;tag=1321520914..Max-
Forwards: 70..To: <sip:0609365123@137.194.36.169>..User-Agent: SJ-
phone/1.60.289a (SJ Labs)....v=0..o=- 3359289793 3359289793 IN IP4
137.194.3.76..s=SJphone..c=IN IP4 137.194.3.76..t=0 0..a=direction:ac-
tive..m=audio 49168 RTP/AVP 3 97 98 8 0 101..a=rtpmap:3
GSM/8000..a=rtpmap:97 iLBC/8000..a=rtpmap:98 iLBC/8000..a=fmtp:98
mode=20..a=rtpmap:8 PCMA/8000..a=rtpmap:0 PCMU/8000..a=rtpmap:101 te-
lephone-event/8000..a=fmtp:101 0-11,16..
```

2. 407

```
SIP/2.0 407 Proxy Authentication Required..Via: SIP/2.0/UDP
137.194.3.76;rport;branch=z9hG4bK89c224a90000004e4490334100005c3200000
0f0;received=137.194.3.76..From:
"unknown"<sip:test1@sip.enst.fr>;tag=1321520914..To:
<sip:0609365123@137.194.36.169>;tag=as3221e3e1..Call-ID: F5337719-
913E-41CD-8381-3772340A7DAF@137.194.36.169..CSeq: 1 INVITE..User-
Agent: Asterisk PBX..Allow: INVITE, ACK, CANCEL, OPTIONS, BYE, REFER,
SUBSCRIBE, NOTIFY..Contact: <sip:0609365123@137.194.16.250>..Proxy-Au-
thenticate: Digest realm="asterisk", nonce="1166f92c"..Content-Length:
0....
```

3. ACK

```
ACK sip:0609365123@137.194.36.169 SIP/2.0..Via: SIP/2.0/UDP
137.194.3.76;rport;branch=z9hG4bK89c224a90000004e4490334100005c3200000
0f0..Content-Length: 0..Call-ID: F5337719-913E-41CD-8381-3772340A7-
DAF@137.194.36.169..CSeq: 1 ACK..From: "unknown"<sip:test1@sip.enst.-
fr>;tag=1321520914..Max-Forwards: 70..To:
<sip:0609365123@137.194.36.169>;tag=as3221e3e1..User-Agent:
SJphone/1.60.289a (SJ Labs)....
```

4. INVITE

```
INVITE sip:0609365123@137.194.36.169 SIP/2.0..Via: SIP/2.0/UDP
137.194.3.76;rport;branch=z9hG4bK89c224a90000004e44903342000072b900000
0f1..Content-Length: 337..Contact:
<sip:test1@137.194.3.76:5060>..Call-ID: F5337719-913E-41CD-8381-
3772340A7DAF@137.194.36.169..Content-Type: application/sdp..CSeq: 2
INVITE..From: "unknown"<sip:test1@sip.enst.fr>;tag=1321520914..Max-
Forwards: 70..To: <sip:0609365123@137.194.36.169>..User-Agent: SJ-
phone/1.60.289a (SJ Labs)..Proxy-Authorization: Digest
username="test1",realm="asterisk",nonce="1166f92c",uri="sip:0609365123
@137.194.36.169",response="01659fc991d9684a5c709d8843a85ac0"....v=0..o
=- 3359289793 3359289793 IN IP4 137.194.3.76..s=SJphone..c=IN IP4
137.194.3.76..t=0 0..a=direction:active..m=audio 49168 RTP/AVP 3 97 98
8 0 101..a=rtpmap:3 GSM/8000..a=rtpmap:97 iLBC/8000..a=rtpmap:98
iLBC/8000..a=fmtp:98 mode=20..a=rtpmap:8 PCMA/8000..a=rtpmap:0
PCMU/8000..a=rtpmap:101 telephone-event/8000..a=fmtp:101 0-11,16..
```

5. TRYING

```
SIP/2.0 100 Trying..Via: SIP/2.0/UDP
137.194.3.76;rport;branch=z9hG4bK89c224a90000004e44903342000072b900000
0f1;received=137.194.3.76..From:
"unknown"<sip:test1@sip.enst.fr>;tag=1321520914..To:
```

```
<sip:0609365123@137.194.36.169>..Call-ID: F5337719-913E-41CD-8381-
3772340A7DAF@137.194.36.169..CSeq: 2 INVITE..User-Agent: Asterisk
PBX..Allow: INVITE, ACK, CANCEL, OPTIONS, BYE, REFER, SUBSCRIBE, NOTI-
FY..Contact: <sip:0609365123@137.194.16.250>..Content-Length: 0....
```

6. 200OK

```
SIP/2.0 200 OK..Via: SIP/2.0/UDP
137.194.3.76;rport;branch=z9hG4bK89c224a900000004e44903342000072b900000
0f1;received=137.194.3.76..From:
"unknown"<sip:test1@sip.enst.fr>;tag=1321520914..To:
<sip:0609365123@137.194.36.169>;tag=as4962e6ad..Call-ID: F5337719-
913E-41CD-8381-3772340A7DAF@137.194.36.169..CSeq: 2 INVITE..User-
Agent: Asterisk PBX..Allow: INVITE, ACK, CANCEL, OPTIONS, BYE, REFER,
SUBSCRIBE, NOTIFY..Contact: <sip:0609365123@137.194.16.250>..Content-
Type: application/sdp..Content-Length: 265....v=0..o=root 3644 3644 IN
IP4 137.194.16.250..s=session..c=IN IP4 137.194.16.250..t=0 0..m=audio
17334 RTP/AVP 3 0 8 101..a=rtpmap:3 GSM/8000..a=rtpmap:0
PCMU/8000..a=rtpmap:8 PCMA/8000..a=rtpmap:101 telephone-
event/8000..a=fmtp:101 0-16..a=silenceSupp:off - - - -..
```

7. ACK

```
ACK sip:0609365123@137.194.16.250 SIP/2.0..Via: SIP/2.0/UDP
137.194.3.76;rport;branch=z9hG4bK89c224a900000004e449033420000441e00000
0f4..Content-Length: 0..Call-ID: F5337719-913E-41CD-8381-3772340A7-
DAF@137.194.36.169..CSeq: 2 ACK..From: "unknown"<sip:test1@sip.enst.-
fr>;tag=1321520914..Max-Forwards: 70..To:
<sip:0609365123@137.194.36.169>;tag=as4962e6ad..User-Agent:
SJphone/1.60.289a (SJ Labs)....
```

8. BYE

```
BYE sip:test1@137.194.3.76:5060 SIP/2.0..Via: SIP/2.0/UDP
137.194.16.250:5060;branch=z9hG4bK01391e4a;rport..From:
<sip:0609365123@137.194.36.169>;tag=as4962e6ad..To:
"unknown"<sip:test1@sip.enst.fr>;tag=1321520914..Contact:
<sip:0609365123@137.194.16.250>..Call-ID: F5337719-913E-41CD-8381-
3772340A7DAF@137.194.36.169..CSeq: 102 BYE..User-Agent: Asterisk
PBX..Max-Forwards: 70..Content-Length: 0....
```

9. 200OK

```
SIP/2.0 200 OK..Via: SIP/2.0/UDP 137.194.16.250:5060;rport=5060;recei-
ved=137.194.16.250;branch=z9hG4bK01391e4a..Content-Length: 0..Call-ID:
F5337719-913E-41CD-8381-3772340A7DAF@137.194.36.169..CSeq: 102
BYE..From: <sip:0609365123@137.194.36.169>;tag=as4962e6ad..Server: SJ-
phone/1.60.289a (SJ Labs)..To:
```

"unknown"<sip:test1@sip.enst.fr>;tag=1321520914....

Ressources Documentaires

- [Aji01] W. Ajib, P. Godlewski, *Acknowledgment Procedures at Radio Link Control Level in GPRS*, ACM/Baltzer Mobile Networks and Applications Journal/ Wireless Networks Journal (MONET/WINET) – Kluwer edition, pp. 237 – 247, May 2001.
- [Cam06] Gonzalo Camarillo, Miguel A. Garcia-martin, *The 3G IP Multimedia Subsystem (IMS): Merging the Internet And the Cellular Worlds*, John Wiley & Sons Inc, février 2006.
- [Dai03] Nicolas Dailly, *Développement en Java d'une Plate-forme Pédagogique GSM / GPRS*, Mémoire de fin d'études ingénieur et DEA, Telecom-Paris, ESIEE-Amiens, Université de Technologie de Compiègne, Juin 2003
- [Dai05] Nicolas Dailly, Philippe Martins, Philippe Godlewski, *Evaluation des performances de l'Abis Dynamique pour E-GPRS*, CFIP'05, Bordeaux, Mars 2005
- [Dec04] Laurent Decreusefond, *Éléments de théorie des files d'attente*, Support de cours de l'ENST, Paris, 2004-2005
- [Dia04] Talal Achkar Diab, Philippe Martins, *Comparison of Eifel and standard versions of TCP over GPRS in the presence of radio link disconnections*, Rapport de recherche, ENST-Paris, 2004
- [EPIC01] Richard Price, Robert Hancock, Stephen McCann, Mark A West, Abigail Surtees, Paul Ollis, *Signaling Compression for ROHC <draft-price-rohc-signaling-epic-00.txt>*, Internet Draft, Siemens, 2001
- [Gal78] Robert G. Gallager, *Variations on a theme by Huffman*. IEEE Transaction on Information Theory, Novembre 1978, 668-674
- [Håk06] Håkan Axelsson, Peter Björkén, Peter de Bruin, Stephan Eriksson, Håkan Persson, *GSM/EDGE continued evolution*, Ericsson review, janvier 2006.
- [Ham05] Hamadoun I. Touré, *Handbook "Teletraffic Engineering"*, ITC, Janvier 2005
- [Huff51] David Huffman, *A method for the construction of minimum-redundancy codes*, Proceedings of the I.R.E., pp 1098-1102, septembre 1952.
- [Jour03] Benjamin Jourdain, *Probabilités et Applications*, Ecole Nationale des Ponts et Chaussées, Marne-la-Vallée, 2003. [<http://cermics.enpc.fr/~jourdain/proba1a/poly-proba.pdf>]
- [Klem01] A. Klemm, C. Lindemann, and M. Lohmann, "Traffic Modeling and Characterization for UMTS Networks," Globecom, Internet Performance Symposium, San An-

tonio TX, Novembre 2001.

[Kondra] Thierry Kondratuk, *Qualité de Service dans les Réseaux Mobiles 2G*, Notes de cours du master RSEE, Université Paul Varlaine, Metz.

[Lag00] Xavier Lagrange, Philippe Godlewski, Sami Tabbane; *Réseaux GSM*, Hermes, Paris, 2000

[LZ77] Jacob Ziv, Abraham Lempel, *A Universal Algorithm for Sequential Data Compression*, IEEE Transactions on Information Theory, Mai 1977.

[LZ78] Jacob Ziv, Abraham Lempel, *Compression of Individual Sequences via Variable-Rate Coding*, IEEE Transactions on Information Theory, septembre 1978

[LZW84] Terry A Welch, *A technique for High-Performance Data Compression*, Computer, vol 17.

[Mar03] Philippe Martins, *TCP et les réseaux mobiles*, support de cours, ENST-Paris, 2003

[Mou92] Michel Mouly, Marie Bernadette Pautet, *The GSM system for mobile communications*, Cell & Sys , 1992.

[Oye05] Oyedapo Olufemi, Martins Philippe, Lagrange Xavier. *VIGIE : A learning tool for cellular air interfaces (GSM, GPRS, UMTS, WiFi)*. The IPSI BgD Transactions on Internet Research, 2005, Vol. 1, N° 2

[Pej04] Pejman Roshan, Jonathan Leary, *Réseaux WiFi : Notions fondamentales*, Pearson Education, Aout 2004.

[Pre02] K. Premkumar and A. Chockalingam, *Performance of LLC and TCP on GPRS Uplink with RLC Slot Level Retransmission*, <http://citeseer.nj.nec.com/premkumar01performance.html>, 2002

[Qix00] Qixiang Pang, Amir Bigloo, Victor C. M. Leung et Chris Scholefield, *Performance Evaluation of Retransmission Mechanism in GPRS Networks*, IEEE, 2000

[Rou02] Nicolas Rouhana et Eric Horlait, CIRP : Cellular IP Reservation Protocol, CFIP, Montréal, Mai 2002.

[Ros03] David Ros, *TCP : Protocole de Contrôle de Transmission*, support de cours, ENST-Bretagne, 2003 [<http://www.rennes.enst-bretagne.fr/~dros/>]

[Sam03] R. Samarasinghe, V. Friderikos, A.H. Aghvami, *Analysis of Intersystem Handover: UMTS FDD & WLAN*, London Communications Symposium, 8th-9th Septembre 2003

[Seu00] Seurre, Savelli, Pietri; *EDGE for mobile Internet*; Artech House, Boston, 2000

[Tan03] Andrew Tanenbaum, *Réseaux*, Pearson Education, mai 2003

[Val98] AValkó, A. Campbell, J. Gomez, Internet Draft, Cellular IP, Ericsson, Columbia University, Novembre 1998.

[Val99] Andras G. Valko, "Cellular IP: A New Approach to Internet Host Mobility" ACM Computer Communication Review, January 1999.

[Vig03] Nicolas Dailly, Philippe Martins, Xavier Lagrange, *Plate forme pédagogique VIGIE*, site internet avec exemple de traces : <http://www.rennes.enst-bretagne.fr/~xla->

grang/Vig_public/index.html, Juillet 2003

[Xia04] Xiaoyu Liu, Youn-Hee Han, *Considerations regarding L2&L3 Schemes in 802.3/802.11 Handover*, Samsung, Juillet 2004

[Zha03] Wenhui Zhang, Juergen Jaehnert, Klaus Dolzer, *Design and Evaluation of a Handover Decision Strategy for 4th Generation Mobile Network*, IEEE Vehicular Technology Conference (VTC), Jeju (Korea), April 2003

[ITU-G.114] ITU-T Recommendation G.114, *One way transmission time*, May 2000

[3GPP 03.60] 3GPP TS 03.60 V7.9.0, *3rd Generation Partnership Project ; Technical Specification Group Services and System Aspects ; Digital cellular telecommunications system (Phase 2+) ; General Packet Radio Service (GPRS) ; Service description ; Stage 2 (Release 1998)*, septembre 2002

[3GPP 04.60] 3GPP TS 04.60 V8.26.0 ; *3rd Generation Partnership Project; Technical Specification Group GSM/EDGE Radio Access Network ; General Packet Radio Service (GPRS) ; Mobile Station (MS) - Base Station System (BSS) interface ; Radio Link Control/ Medium Access Control (RLC/MAC) protocol (Release 1999)*, janvier 2005

[GSM 04.64] 3GPP, TS 04.64 v8.7.0, *General Packet Radio Service (GPRS); Mobile Station – Serving GPRS Support Node (MS-SGSN); Logical Link Control (LLC) layer specification (release 99)*, Decembre 2001

[GSM 05.01] 3GPP, TS 05.01 v8.7.0, *Technical Specification Group GSM/EDGE Radio Access Network; Physical layer on the radio path; General description (release 99)*, Avril 2003

[GSM 08.04] 3GPP TS 08.04 V8.0.1, *Technical Specification Group GSM/EDGE Radio Access Network; Base Station System - Mobile-services Switching Centre (BSS - MSC) interface Layer 1 specification (Release 99)*, Mai 2002

[GSM 08.20] 3GPP TS 08.20 V8.3.0, *Technical Specification Group Core Network; Digital cellular telecommunications system (Phase 2+); Rate adaption on the Base Station System – Mobile-services Switching Centre (BSS - MSC) interface (Release 99)*, Mars 2001

[GSM 08.51] 3GPP TS 08.51 V8.0.1, *Technical Specification Group GSM EDGE Radio Access Network; Base Station Controller - Base Transceiver Station (BSC - BTS) interface; General aspects (Release 99)*, Mai 2002

[3GPP 22.105] 3GPP TS 22.105 V6.4.0 ; *3rd Generation Partnership Project ; Technical Specification Group Services and System Aspects ; Service aspects; Services and service capabilities (Release 6)*, septembre 2005

[3GPP 23.002] 3GPP TS 23.002 V6.8.0 ; *3rd Generation Partnership Project; Technical Specification Group Services and Systems Aspects; Network architecture (Release 6)*, juin 2005.

[3GPP 23.009] 3GPP TS 23.009 V6.1.0 ; *3rd Generation Partnership Project ; Techni-*

cal Specification Group Core Network and Terminals ; Handover procedures (Release 6), juin 2005

[3GPP 23.060] 3GPP TS 23.060 V6.11.0, *3rd Generation Partnership Project; Technical Specification Group Services and System Aspects; General Packet Radio Service (GPRS); Service description; Stage 2 (Release 6), Décembre 2005*

[3GPP 23.234] 3GPP TS 23.234 V6.7.0, *3rd Generation Partnership Project; Technical Specification Group Services and System Aspects; 3GPP system to Wireless Local Area Network (WLAN) interworking; System description (Release 6), Décembre 2005*

[3GPP 24.008] 3GPP TS 24.008 V6.11.0, *3rd Generation Partnership Project ; Technical Specification Group Core Network and Terminals ; Mobile radio interface Layer 3 specification ; Core network protocols ; Stage 3 (Release 6), Décembre 2005*

[3GPP 29.060] 3GPP TS 29.060 V6.11.0, *3rd Generation Partnership Project ; Technical Specification Group Core Network and Terminals ; General Packet Radio Service (GPRS) ; GPRS Tunnelling Protocol (GTP) across the Gn and Gp interface (Release 6), Décembre 2005*

[3GPP 36.300] 3GPP TS 36.300 V0.9.0, *3rd Generation Partnership Project ; Technical Specification Group Radio Access Network ; Evolved Universal Terrestrial Radio Access (E-UTRA) and Evolved Universal Terrestrial Radio Access Network (E-UTRAN) ; Overall description ; Stage 2 (Release 8), mars 2007.*

[3GPP 43.129] 3GPP TS 43.129 V6.6.0, *3rd Generation Partnership Project ; Technical Specification Group GERAN ; Packet-switched handover for GERAN A/Gb mode ; Stage 2 (Release 6), Janvier 2006*

[3GPP 44.003] 3GPP TS 44.003 V6.1.0, *3rd Generation Partnership Project ; Technical Specification Group GSM EDGE Radio Access Network ; Mobile Station - Base Station System (MS - BSS) Interface ; Channel Structures and Access Capabilities (Release 6), Novembre 2004.*

[3GPP 44.018] 3GPP TS 44.018 V6.16.0, *3rd Generation Partnership Project ; Technical Specification Group GSM/EDGE Radio Access Network ; Mobile radio interface layer 3 specification ; Radio Resource Control (RRC) protocol (Release 6), janvier 2006.*

[3GPP 44.060] 3GPP TS 44.060 V6.16.0, *3rd Generation Partnership Project; Technical Specification Group GSM/EDGE Radio Access Network, General Packet Radio Service (GPRS); Mobile Station (MS) - Base Station System (BSS) interface; Radio Link Control/Medium Access Control (RLC/MAC) protocol (Release 6), Janvier 2006*

[3GPP 44.064] 3GPP TS 44.064 V6.1.0, *3rd Generation Partnership Project; Technical Specification Group Core Network; Mobile Station - Serving GPRS Support Node (MS-SGSN); Logical Link Control (LLC) layer specification; (Release 6), Septembre 2005*

[3GPP 44.065] 3GPP TS 44.065 V6.4.0, *3rd Generation Partnership Project; Technical Specification Group Core Network and Terminals; Mobile Station (MS) - Serving GPRS Support Node (SGSN); Subnetwork Dependent Convergence Protocol (SNDP); (Release 6), Juin 2006*

[3GPP 44.160] 3GPP TS 44.160 V6.5.0 ; *3rd Generation Partnership Project ; Techni-*

cal Specification Group GSM/EDGE Radio Access Network ; General Packet Radio Service (GPRS) ; Mobile Station (MS) - Base Station System (BSS) interface ; Radio Link Control/Medium Access Control (RLC/MAC) ; protocol Iu mode (Release 6), Juillet 2004.

[3GPP 45.001] 3GPP TS 45.001 V6.7.0; *3rd Generation Partnership Project; Technical Specification Group GSM/EDGE ; Radio Access Network ; Physical layer on the radio path ; General description (Release 6), Novembre 2005*

[3GPP 45.002] 3GPP TS 45.002 V6.12.0, *3rd Generation Partnership Project ; Technical Specification Group GSM/EDGE ; Radio Access Network ; Multiplexing and multiple access on the radio path (Release 6), Novembre 2005*

[3GPP 45.003] 3GPP TS 45.003 V6.9.0 ; *3rd Generation Partnership Project ; Technical Specification Group GSM/EDGE ; Radio Access Network ; Channel coding (Release 6), Janvier 2006*

[3GPP 45.008] 3GPP TS 45.008 V6.15.0, *3rd Generation Partnership Project; Technical Specification Group GSM/EDGE; Radio Access Network; Radio subsystem link control (Release 6), Novembre 2005*

[ETSI TR 101 112] ETSI, TR 101 112 v3.2.0, *Universal Mobile Telecommunications System (UMTS); Selection procedures for the choice of radio transmission technologies of the UMTS, Avril 1998.*

[RFC 768] IETF, *RFC 768, UDP ; User Datagram Protocol*, IETF, Aout 1980

[RFC 791] IETF, *RFC 791, IP ; Internet Protocol ; protocol specification*, Septembre 1981

[RFC 793] IETF, *RFC 793, TCP ; Transmission Control Protocol ; protocol specification*, Septembre 1981

[RFC 1951] P. Deutsch - Aladin Entreprises, *RFC 1951, DEFLATE Compressed Data Format Specification version 1.3*, Mai 1996.

[RFC 2327] Network Working Group, *RFC 2327, SDP: Session Description Protocol*, Avril 1998.

[RFC 3261] Network Working Group, *RFC 3261, SIP: Session Initiation Protocol*, IETF, Juin 2002.

[RFC 3320] Network Working Group, *RFC 3320, Signaling Compression*, IETF, janvier 2003

[RFC 3322] H. Hannu (Ericsson), *RFC 3322, Signaling Compression (SigComp) Requirements & Assumptions*, IETF, Janvier 2003

[RFC 3344] C. Perkins - Nokia Research Center, *RFC 3344, IP Mobility Support for Ipv4*, IETF, Aout 2002

[RFC 3485] Network Working Group, *RFC 3485, The Session Initiation Protocol (SIP) and Session Description Protocol (SDP) Static Dictionary for Signaling Compression (SigComp)*, IETF, Février 2003.

[RFC 3775] D. Johnson, C. Perkins, J. Arkko, *RFC 3775, Mobility Support in Ipv6*, IETF, Juin 2004.

[MESA] Site du projet MESA : <http://www.projectmesa.org/>

[802.11] Site du groupe de travail 802.11 – WLAN : <http://www.ieee802.org/11/>

[802.16] Site du groupe de travail 802.16 – WIMAX : <http://www.ieee802.org/16/>

[802.21] Site du groupe de travail 802.21 : <http://www.ieee802.org/21/index.html>

[Wiki-LZW] Wikipedia, <http://en.wikipedia.org/wiki/LZW>

[Wiki-LZ77] Wikipedia, <http://en.wikipedia.org/wiki/LZ77>

[Wiki-Huff] Wikipedia, http://en.wikipedia.org/wiki/Huffman_coding

[Vigie] Site web du projet Vigie, http://www.rennes.enst-bretagne.fr/~xlagrang/Vig_public/

Glossaire

3GPP : *3rd Génération Partnership Project*

8-PSK : *8-Phase Shift Keying*

AMRT : *accès Multiple à Répartition dans le Temps (TDMA)*

AP : *Access Point*

APN : *Access Point Name*

ARFCN : *Absolute Radio Frequency Channel Number*

ASCII : *American Standard Code for Information Interchange*

ASN.1 : *Abstract Syntax Notation 1*

ATM : *Asynchronous Transfer Mode*

AUC : *Authentication Center*

BCCH : *Broadcast Control Channel*

BER : *Block Error Rate*

BER : *Basic Encoding Rules*

BSC : *Base Station Controller*

BSIC : *Base Station Identity Code*

BSN : *Block Sequence Number*

BSS : *Base Station Subsystem*

BSSGP : *Base Station Subsystem GPRS Protocol*

BTS : *Base Transceiver Station*

BVCI : *BSSGP Virtual Connection Identifier*

CAC : *Call Admission Control*

CCN : *Cell Change Notification*

CDMA : *Code Division Multiple Access*

CS-x : *Coding Scheme n^ox*

CSCF : *Call Session Control Function*

CSS : *Cascading Style Sheet*

DECT : *Digital Enhanced Cordless Technology*

DNS : *Domain Name Server*

EDGE : *Enhanced Data rates for Global Evolution*

E-GPRS : *Enhanced General Packet Radio Service*

EIR : *Equipment Identity Register*

ENST : *Ecole Nationale Supérieure des Télécommunications*

EPIC : *Efficient Protocol Independent Compression*

ETSI : *European Telecommunication Standards Institute*

FAI : *Final Ack Indicator*

FBI : *Final Block Indicator*

FSK : *Frequency Shift Keying*

FTP : *File Transfert Protocol*

GERAN : *GSM / EDGE Radio Access Network*

GGSN : *Gateway GPRS Support Node*

GLL : *Generic Link Layer*

GMM : *GPRS Mobility Management*

GMSC : *Gateway Mobile Switching Centre*

GMSK : *Gaussian Minimum Shift Keying*

GPRS : *General Packet Radio Service*

GSM : *Global System for Mobile communications*

GTP : *GPRS Tunnelling Protocol*

HLR : *Home Location Register*

HSS : *Home Subscriber Server*

HTML : *Hypertext Markup Language*

HTTP : *Hypertext Transport Protocol*

I-CSCF : *Interrogating Call Session Control Function*

IETF : *Internet Engineering Task Force*

IMS : *IP Multimédia Subsystem*

IMSI : *International Mobile Subscriber Identity*

IMS-MGW : *IMS Media Gateway*

IP : *Internet Protocol*

IPP : *Interrupted Poison Process*

ISDN : *Integrated Service Digital*

Network (RNIS)

ISUP : *ISDN User Part*

IWF : *Interworking Function*

LAN : *Local Area Network*

LLC : *Logical Link Control*

MAC : *Medium Access Control*

MCS-x : *Modulation and Coding Scheme n°x*

MGCF : *Media Gateway Controller Function*

MIC : *Modulation par Impulsion et Codage (PCM)*

MMS : *Multimedia Messaging Service*

MRFC : *Multimedia Resource Function Control*

MRFP : *Multimedia Resource Function Processor*

MS : *Mobile Station*

MSC : *Mobile Switching Centre*

MUX : *Multiplexeur / Démultiplexeur*

NCO : *Network Control Order*

NCx : *Network Control Cell Reselection Mode x*

NSAPI : *Network Service Access Point Identifier*

NS : *Network Service*

NSS : *Network Sub-System*

PACCH : *Packet Associated Control Channel*

PBCCH : *Packet Broadcast Control Channel*

PCM : <i>Pulse Code Modulation</i>	RXQUAL : <i>Received Signal Quality</i>
P-CSCF : <i>Proxy-CSCF</i>	
PCU : <i>Packet Control Unit</i>	SAPI : <i>Service Access Point Identifier</i>
PDN : <i>Packet Data Network</i>	SACCH : <i>Slow Associated Control Channel</i>
PDP : <i>Packet Data Protocol</i>	SACK : <i>Selective Acknowledgement</i>
PDU : <i>Protocol Data Unit</i>	S-CSCF : <i>Serving-Call Session Control Function</i>
PER : <i>Packet Encoding Rules</i>	SDP : <i>Session Description Protocol</i>
PLMN : <i>Public Land Mobile Network</i>	SDU : <i>Service Data Unit</i>
POP : <i>Post Office Protocol</i>	SGSN : <i>Serving GPRS Support Node</i>
PSI : <i>Packet System Information</i>	SI : <i>System Information</i>
PSTN : <i>Public Switched Telephone Network</i>	SigComp : <i>Signalling Compression</i>
P-TMSI : <i>Packet TMSI</i>	SIP : <i>Session Initiation Protocol</i>
	S-LLC : <i>SGSN LLC</i>
QoS : <i>Quality of Service</i>	SMS : <i>Short Message Service</i>
	SMTP : <i>Simple Mail Transfer Protocol</i>
RAN : <i>Radio Access Network</i>	SNDCP : <i>Sub-Network Dependant Convergence Protocol</i>
RAT : <i>Radio Access Technologie</i>	SNS : <i>Sequence Number Space</i>
RBB : <i>Received Block Bitmap</i>	SRTT : <i>Smooth RTT</i>
RBSN : <i>Reduced Block Sequence Number</i>	SS7 : <i>Signalling System n°7</i>
RF : <i>Radio Frequency</i>	SSN : <i>Starting Sequence Number</i>
RFC : <i>Request For Comments</i>	
RLC : <i>Radio Link Control</i>	TBF : <i>Temporary Block Flow</i>
R-LLC : <i>Radio LLC</i>	TCP : <i>Transmission Control Protocol</i>
RNIS : <i>Réseau Numérique à Intégration de Service (ISDN)</i>	TDMA : <i>Time Division Multiple Access (AMRT)</i>
RNC : <i>Radio Network Controller</i>	TFI : <i>Temporary Flow Identity</i>
RR : <i>Radio Ressource</i>	TMSI : <i>Temporary Mobile Subscriber Identity</i>
RTC : <i>Réseau Téléphonique Commuté</i>	TR : <i>Technical Recommendation</i>
RTO : <i>Retransmission Time-Out</i>	TRX : <i>Transmitter / Receiver</i>
RTT : <i>Round Trip Time</i>	
RXLEV : <i>Received Signal Level</i>	

TS : *Technical Specification*

UDP : *User Datagram Protocol*

UMTS : *Universal Mobile Telecommunications System*

URL : *Uniform Ressource Locator*

USF : *Uplink State Flag*

UTRAN : *UMTS Terrestrial Radio Access Network*

VLR : *Visitor Location Register*

VoIP : *Voice over IP*

WAP : *Wireless Application Protocol*

WIFI : *Wireless Fidelity*

WLAN : *Wireless LAN*

WS : *Window Size*