



THESE

En vue de l'obtention du
DOCTORAT DE L'UNIVERSITE DE TOULOUSE

Délivré par :
Institut National Polytechnique de Toulouse (INP Toulouse)

Discipline ou spécialité :
Réseaux, Télécommunications, Systèmes et Architecture

Présentée et soutenue par :

Fabrice HOBAYA
Le 30 septembre 2011

Titre :

Convergence vers IP des systèmes de télécommunication par satellite

Ecole doctorale :

Mathématiques Informatique Télécommunications (MITT)

Unité de recherche :

IRIT

Directeur de Thèse :

André-Luc BEYLOT

Rapporteurs :

Thierry TURLETTI et Michel MAROT

Membres du jury :

Thierry TURLETTI

Directeur de Recherche, INRIA

Rapporteur

Michel MAROT

Professeur, Télécom Sud Paris

Rapporteur

Toufik AHMED

Professeur, IPB/ENSEIRB-Matméca

Examinateur

Marcelo DIAS de AMORIM Chargé de Recherche, CNRS/LIP6

Examinateur

André-Luc BEYLOT

Professeur, INP/ENSEEIH

Directeur de Thèse

Emmanuel CHAPUT

M. C., INP/ENSEEIH

Co-encadrant

Cédric BAUDOIN

Ing. Recherche, Thales Alenia Space

Examinateur

Patrick GELARD

Ing. Recherche, CNES

Examinateur

Remerciements

J'ai pris un grand plaisir à effectuer cette thèse. Le résultat de ces trois années de travail, et les conditions idéales de réalisation de cette thèse sont aussi dus à toutes les personnes qui y ont contribué scientifiquement mais surtout humainement.

En premier lieu, je remercie les personnes qui ont su partager avec moi leur expérience de thèse et me donner l'envie d'en faire une, André-Luc, Manu C., Manu D., Julien, Marc, Vincent, Stéphane.

Je remercie tous les membres du Jury qui ont accepté de juger mes travaux de thèse. Je remercie Toufik Ahmed qui a présidé le jury. Je remercie aussi Marcelo Dias de Amorim qui a accepté d'examiner ma thèse. Je remercie évidemment Thierry Turletti et Michel Marot qui ont rapporté ma thèse et m'ont permis d'améliorer mon manuscrit.

Je remercie tous mes encadrants pour leur confiance sans faille durant ces 3 ans. Toujours réactifs et disponibles, ils ont su m'aiguiller et me soutenir pendant les moments plus difficiles. Je remercie donc chaleureusement et amicalement mon directeur de thèse André-Luc Beylot, mon co-encadrant Emmanuel Chaput, mes encadrants du CNES Patrick Gélard et Emmanuel Dubois et mon encadrant de Thales Alenia Space Cédric Baudoin.

Pour leur accueil, leur gentillesse et les bons moments passés je remercie toute l'équipe recherche de Thales, Cédric, Mathieu D., Fabienne, Isabelle, Jean-Didier, Jean-Luc, Erwan, Zakariya, Fabrice, Mathieu G., Clément.

Je remercie également le laboratoire TéSA où j'ai passé de longues soirées et de longs week-end.

Je remercie André-Luc, évidemment pour son expertise scientifique et sa disponibilité (malgré sa charge importante de travail) mais surtout pour ses nombreux conseils et le partage de son expérience tout au long de cette thèse.

Je remercie Manu qui a souvent su me redonner confiance et m'aider à valoriser mes travaux. Il m'a aussi accompagné et soutenu lors de ma première présentation en conférence à l'autre bout du monde. Sa présence fut plus que rassurante.

Je remercie Patrick et Manu qui m'ont souvent proposé de nombreuses pistes et perspectives intéressantes. Ils m'ont aussi accueilli dans leurs locaux et se sont montrés disponibles dans des périodes où peu de monde l'était.

Je remercie très chaleureusement et amicalement Cédric pour tant de choses, pour son expertise et sa disponibilité évidemment, mais surtout pour sa confiance en moi, sa bonne humeur communicative, et j'en passe... Merci aussi pour tous les bons moments passés en dehors du travail, autour d'une bière ou de je ne sais quel autre breuvage.

Je me dois de remercier très amicalement mon compagnon de thèse (qui est aussi mon compagnon de course à pied). Je remercie donc Clément sans qui le quotidien de cette thèse n'aurait pas été aussi agréable. On aura bien eu des désaccords sur la définition du mot sport et sur la danse classique mais il sait maintenant que le GG a toujours raison. Merci pour tous les bons moments.

Je remercie très amicalement Julien pour la tournée des restos, la tournée des bars, les nombreuses soirées et tous les bons moments passés ensemble. Merci aussi de m'avoir permis de réaliser mes premiers travaux de recherche.

Je remercie également tous mes amis toulousains (ou de passage) sans qui ces 3 années n'auraient pas été aussi agréables, je présente mes excuses à ceux que je vais oublier de citer. Je remercie donc Clément, Mass Matt, Marie, Mika, Alex, Julien F., Julien B., Quentin, Dédé, Paul,

Lio, Ségo, Fab, Hélène, Sylvain, Audrey, Pierre, Thom, Fatima, Anthone, Isa, Jay, Solène, Nono, Aurélie, Jérôme, Sbar.

Je remercie Céline pour son soutien et sa patience pendant les moments difficiles. Je la remercie d'avoir fait l'effort de relire mon manuscrit. Et je la remercie pour bien d'autres choses encore...

Il me reste à remercier ma famille, Maman, Papa, Nico et Gaël pour tout ce qu'ils m'ont toujours apporté, c'est évidemment grâce à eux si j'en suis arrivé là. Je vous remercie pour tant d'autres choses encore et je vous remercie pour les nombreux et intenses moments de bonheur que nous avons partagés et que nous partagerons encore.

Sommaire

REMERCIEMENTS	3
SOMMAIRE	5
LISTE DES FIGURES	9
LISTE DES TABLEAUX	11
LISTE DES ACRONYMES	13
RÉSUMÉ	17
INTRODUCTION	19
1 CONVERGENCE DANS LES SYSTÈMES DE TÉLÉCOMMUNICATION PAR SATELLITE	21
1.1 CONTEXTE - LES RÉSEAUX SATELLITE GÉOSTATIONNAIRES	21
1.1.1 Le lien aller DVB-S et DVB-S2.....	21
1.1.2 Le système bidirectionnel DVB-RCS	22
1.2 LES DIFFÉRENTES ARCHITECTURES DE CONVERGENCE ENVISAGEABLES	23
1.2.1 Les critères de convergence	23
1.2.1.1 Généricité et intégration de services	23
1.2.1.2 Qualité de Service	23
1.2.1.3 Intégration et interconnexion du monde satellite	23
1.2.2 Les architectures de convergence du monde satellite.....	23
1.2.2.1 Les limites de MPEG2-TS	23
1.2.2.2 ATM (Asynchronous Transfert Mode) dans le monde satellite.....	24
1.2.2.3 La nouvelle génération d'encapsulation - GSE.....	24
1.2.3 Les architectures de convergence du monde terrestre.....	25
1.2.3.1 Ethernet.....	25
1.2.3.2 MPLS	25
1.2.4 Conclusion	26
1.3 SCÉNARIOS INTRODUCTIFS – LIMITES DES SYSTÈMES ACTUELS	26
1.3.1 Réseau d'accès à Internet – Système étoilé avec satellite transparent.....	26
1.3.1.1 Réseau d'accès à Internet via un système étoilé avec satellite transparent.....	26
1.3.1.2 Limites et perspectives en termes de convergence vers IP	27
1.3.2 Communications entre utilisateurs d'un même opérateur satellite – Système maillé avec OBP	28
1.3.2.1 Communications maillées avec OBP de niveau 2.....	28
1.3.2.2 Limites et perspectives en termes de convergence vers IP	29
2 ENCAPSULATION D'IP DANS LES SYSTÈMES DE TÉLÉCOMMUNICATION PAR SATELLITE ...	31
2.1 ANALYSE CRITIQUE DES MÉTHODES D'ENCAPSULATION D'IP DANS LES SYSTÈMES SATELLITE.....	31
2.1.1 Encapsulation sur la voie aller/descendante.....	31
2.1.1.1 Transport de données via MPEG2-TS	31
2.1.1.2 Generic Stream Encapsulation - GSE	32
2.1.1.3 Conclusion	34
2.1.2 Encapsulation sur la voie retour/montante	35
2.1.2.1 Caractéristiques du lien retour	35
2.1.2.2 MPE/MPEG2-TS, ULE/MPEG2-TS et AAL5/ATM	35
2.1.2.3 IP/GSE/DVB-RCS	35
2.1.3 Conclusion	36
2.2 NOUVEAUX MÉCANISMES D'ENCAPSULATION POUR LA VOIE RETOUR.....	37
2.2.1 Les besoins pour une nouvelle encapsulation	37
2.2.1.1 Les besoins pour un lien retour de type DVB-RCS ou DVB-RCS2	37
2.2.1.2 Considérations spécifiques aux systèmes maillés avec OBP (On-Board Processor).....	38
2.2.2 Introduction aux différentes propositions.....	40
2.2.3 Le protocole GSE-Alt	41

2.2.3.1	Principe	41
2.2.3.2	Format des paquets.....	41
2.2.3.3	Différences majeures avec GSE.....	42
2.2.4	Solution retenue dans le DVB-RCS2.....	43
2.2.4.1	Principe	44
2.2.4.2	Formats et fonctionnement.....	44
2.2.5	Analyse comparative de GSE-Alt et de la solution retenue dans le DVB-RCS2.....	46
2.2.5.1	Evolutivité et généricité	46
2.2.5.2	Adressage et commutation.....	46
2.2.5.3	Complexité et généricité	47
2.2.5.4	Compatibilité avec GSE.....	47
2.2.5.5	Performances.....	47
2.3	CONCLUSION ET PERSPECTIVES SUR L'ENCAPSULATION D'IP DANS LES SYSTÈMES DE COMMUNICATION PAR SATELLITE.....	48
3	CONVERGENCE VERS IP DE LA QUALITÉ DE SERVICE (QOS) DANS LES SYSTÈMES DE COMMUNICATION PAR SATELLITE.....	51
3.1	QoS SUR LES DIFFÉRENTS NIVEAUX PROTOCOLAIRES	51
3.1.1	Le niveau applicatif.....	51
3.1.2	Le niveau transport (niveau 4)	51
3.1.3	QoS dans les systèmes satellite géostationnaires	52
3.1.3.1	Le lien aller	52
3.1.3.2	Le lien retour	52
3.1.3.3	Les systèmes maillés.....	53
3.1.4	Le niveau IP (niveau 3).....	53
3.1.4.1	DiffServ – Differentiated Service	53
3.1.4.2	Les contrats de trafics : SLA/SLS.....	54
3.1.5	Intégration de la QoS de niveau IP et transport dans les systèmes satellite géostationnaires.....	54
3.2	CONTRÔLE DE CONGESTION DANS LE CONTEXTE SATELLITE GÉOSTATIONNAIRE	56
3.2.1	Les différentes causes de congestion sur le lien retour	56
3.2.1.1	Utilisateur(s) hors profil.....	56
3.2.1.2	Sur-réservation et caractère aléatoire des émissions.....	56
3.2.1.3	Variation du débit disponible.....	56
3.2.2	Les différentes solutions	56
3.2.2.1	Le contrôle de trafic	56
3.2.2.2	Gestion dynamique des contrats de trafic	57
3.2.2.3	Protocole de contrôle de congestion	57
3.2.3	Les deux approches protocolaires du contrôle de congestion	57
3.2.3.1	Approche réactive appliquée aux systèmes de communication par satellite.....	57
3.2.3.2	Approche proactive appliquée aux systèmes de communication par satellite	57
3.2.3.3	Contrôle de congestion dans TCP New Reno	58
3.2.3.4	Contrôle de congestion dans XCP – Explicit Control Protocol	58
3.2.3.5	TCP New Reno avec et sans XCP dans le contexte satellite géostationnaire	58
3.2.3.6	Conclusion et perspectives.....	61
3.2.4	Conclusion et perspectives	62
3.3	QoS DE NIVEAU ACCÈS ORIENTÉE IP.....	63
3.3.1	Simplification du niveau 2	63
3.3.1.1	Régulation du débit de sortie de l'ordonnanceur de niveau 3	63
3.3.1.2	Réduction du nombre et de la capacité des files	64
3.3.1.3	Conclusion	65
3.3.2	Convergence vers IP de la gestion des ressources sur le lien retour	65
3.3.2.1	Calcul des requêtes par les RCST	65
3.3.2.2	Implantation des requêtes prioritaires et non prioritaires.....	68
3.3.2.3	Allocation des ressources.....	68
3.3.3	Conclusion	68
3.4	ÉVALUATION DES PERFORMANCES.....	69

3.4.1	Contexte des simulations.....	69
3.4.1.1	Configuration générale.....	69
3.4.1.2	Le lien satellite.....	69
3.4.1.3	Les terminaux RCST.....	70
3.4.1.4	Le trafic entrant.....	70
3.4.1.5	Le NCC.....	70
3.4.2	Impact de la réduction du nombre de files au niveau 2.....	70
3.4.3	Calcul des requêtes et allocation des ressources.....	72
3.5	CONCLUSION ET PERSPECTIVES SUR LA PRISE EN CHARGE DE LA QoS DANS LES SYSTÈMES DE COMMUNICATION PAR SATELLITE.....	74

4 CONVERGENCE VERS IP DU ROUTAGE DANS LES SYSTÈMES DE COMMUNICATION PAR SATELLITE..... 77

4.1	EGP POUR LES SYSTÈMES DE COMMUNICATION PAR SATELLITE.....	77
4.1.1	Nécessité d'un EGP pour les systèmes de communication par satellite.....	77
4.1.1.1	Réseau d'accès à Internet.....	77
4.1.1.2	Interconnexion de systèmes autonomes.....	78
4.1.1.3	Interconnexion de réseaux étendus.....	79
4.1.1.4	Conclusion.....	80
4.1.2	Interconnexion de systèmes autonomes via BGP4.....	80
4.1.2.1	BGP4 – Bordure Gateway Protocol version 4.....	80
4.1.2.2	BGP4 + RR – Route Reflection extension.....	81
4.1.2.3	BGP4 Confederations.....	82
4.1.2.4	Hub and Spoke BGP.....	83
4.1.2.5	Conclusion.....	84
4.1.3	Transport de BGP4 dans les systèmes satellite.....	84
4.1.3.1	Besoins pour le transport de BGP4.....	84
4.1.3.2	Protocoles de transport multicast (ou broadcast) fiables existants.....	85
4.1.3.3	LRMTP – Light Reliable Multicast Transport Protocol.....	85
4.1.3.4	Conclusion et perspectives.....	87
4.1.4	Analyse et comparaison des différentes approches.....	87
4.1.5	Limites du transport <i>multicast</i> de BGP.....	91
4.1.6	Conclusion et perspectives.....	91
4.2	COMMUTATION IP BORD.....	92
4.2.1	Limites et avantages des OBP de niveau 2 et de niveau 3.....	92
4.2.1.1	Déploiement du routage IP.....	92
4.2.1.2	Simplification des terminaux.....	92
4.2.1.3	Flexibilité d'adressage IP.....	93
4.2.1.4	Ressources nécessaires à bord du satellite et débits supportés.....	94
4.2.1.5	Conclusion.....	94
4.2.2	Architecture de routage hybride.....	95
4.2.3	Plan de contrôle – Protocole de routage et annonce des routes.....	96
4.2.3.1	Annonces des routes depuis les terminaux vers le routeur central.....	96
4.2.3.2	Calcul de la table de routage par le routeur sol et configuration du satellite.....	96
4.2.3.3	Annonces des routes depuis le routeur central vers les terminaux.....	96
4.2.4	Plan de données – Commutation IP bord sans réassemblage des paquets IP.....	96
4.2.4.1	Principe de la méthode.....	96
4.2.4.2	Exemple.....	97
4.2.5	Mise en œuvre dans un système du type DVB-S2/DVB-RCS2.....	97
4.2.5.1	Gestion du label de commutation IP.....	97
4.2.5.2	Tables du routeur sol.....	98
4.2.5.3	Tables du satellite.....	98
4.2.5.4	Architecture protocolaire.....	99
4.2.5.5	Application au déploiement de BGP4 pour l'interconnexion de systèmes autonomes... 100	100
4.3	CONCLUSION ET PERSPECTIVES SUR LE ROUTAGE IP DANS LES SYSTÈMES DE COMMUNICATION PAR SATELLITE	
	101	

CONCLUSION ET PERSPECTIVES	103
LISTE DES COMMUNICATIONS	107
BIBLIOGRAPHIE	109

Liste des figures

Figure 1-1: Système diffusant DVB-S/DVBS-S2 – Voie aller	22
Figure 1-2: Système DVB-S2/DVB-RCS – Voies aller et retour.....	22
Figure 1-3: Encapsulations d'IP sur MPEG2-TS.....	24
Figure 1-4: Encapsulation mots sur DVB-RCS via la pile AAL5/ATM.....	24
Figure 1-5: Encapsulation d'IP sur DVB-S2 via GSE.....	25
Figure 1-6: Architecture de convergence IP/MPLS (source : [3]).....	25
Figure 1-7: Accès Internet via un système satellite géostationnaire - Architecture	27
Figure 1-8: Accès Internet via un système satellite géostationnaire - piles protocolaires	27
Figure 1-9: Communications maillées.....	28
Figure 1-10: Communications maillées avec un OBP de niveau 2 – piles protocolaires	29
Figure 2-1: Encapsulation via MPE.....	32
Figure 2-2: Encapsulation d'IP sur DVB-S2 via GSE (source : [23]).....	33
Figure 2-3: Encapsulation GSE sans fragmentation.....	33
Figure 2-4: Encapsulation GSE avec fragmentation	34
Figure 2-5: Nouvelle encapsulation pour la voie retour.....	37
Figure 2-6: Piles protocolaires pour une commutation à bord de niveau 1	39
Figure 2-7: Piles protocolaires pour une commutation à bord de niveau 2	39
Figure 2-8: Piles protocolaires pour une commutation à bord de niveau 3	40
Figure 2-9: Processus de normalisation de l'encapsulation du DVB-RCS2	41
Figure 2-10: Encapsulation GSE-Alt sans fragmentation	42
Figure 2-11: Encapsulation GSE-Alt avec fragmentation.....	42
Figure 2-12: Encapsulation du DVB-RCS2	44
Figure 2-13: Encapsulation ALPDU (source : [15]).....	44
Figure 2-14: Encapsulation PPDU (source : [15]).....	45
Figure 2-15: Encapsulation FPDU (source : [15]).....	46
Figure 2-16: <i>Overhead</i> engendré pour des <i>bursts</i> de taille 376 octets (source : [53]).....	48
Figure 2-17: <i>Overhead</i> engendré pour des <i>bursts</i> de taille 1504 octets (source : [53]).....	48
Figure 3-1: Niveau 2 d'une Passerelle	52
Figure 3-2: Niveau 2 d'un terminal RCST.....	53
Figure 3-3: Niveau 3 d'un routeur IP avec une architecture DiffServ.....	54
Figure 3-4: Niveaux 2 et IP (avec Diffserv) d'un terminal RCST	55
Figure 3-5: Niveaux 2 et IP d'une Passerelle.....	55
Figure 3-6: Piles protocolaires (XCP vs TCP)	59
Figure 3-7: Déploiement de XCP dans un contexte satellite géostationnaire.....	59
Figure 3-8: Modèle de simulation	59
Figure 3-9: Pourcentage d'utilisation du lien en fonction de sa capacité.....	60
Figure 3-10: Équité entre 2 flux XCP.....	60
Figure 3-11: Écart maximum entre les flux (XCP et TCP)	61
Figure 3-12: XCP et double PEP dans le contexte satellite.....	62
Figure 3-13: XCP et simple PEP dans le contexte satellite.....	62
Figure 3-14: Régulation du débit de sortie de l'ordonnanceur de niveau 3	64
Figure 3-15: Réduction de la capacité des files et du nombre de files	64
Figure 3-16: Calcul des requêtes de ressource	66
Figure 3-17: Modifications apportées sur les terminaux RCST	68
Figure 3-18: Vue simplifiée du simulateur DVB-RCS [137].....	69
Figure 3-19: Ordonnancement avant mise en file d'attente de niveau 2	71
Figure 3-20: Délais dans les files de niveau 3	73
Figure 4-1: Déploiement d'un EGP pour un réseau d'accès à Internet – cas 1.....	78
Figure 4-2: Déploiement d'un EGP pour un réseau d'accès à Internet – cas 2.....	78
Figure 4-3: Interconnexion de systèmes autonomes.....	79

Figure 4-4: Déploiement d'un EGP pour une interconnexion de réseaux étendus.....	80
Figure 4-5: Interconnexion via un AS de transit	81
Figure 4-6: Interconnexion via eBGP.....	81
Figure 4-7: iBGP sans et avec l'extension <i>Route Reflector</i>	82
Figure 4-8: BGP confederations.....	83
Figure 4-9: <i>Hub and Spoke</i> BGP (source: [97])	84
Figure 4-10: Format des messages LRMTTP	86
Figure 4-11: Envoi d'un message UPDATE via BGP4/TCP.....	88
Figure 4-12: Envoi d'un message UPDATE via H&S BGP	89
Figure 4-13: Envoi d'un message UPDATE via BGP4/LRMTTP.....	90
Figure 4-14: Débits nécessaires sur le lien montant pour l'envoi des messages KEEPALIVE de BGP	90
Figure 4-15: Débits nécessaires sur le lien descendant pour l'envoi des message KEEPALIVE de BGP	91
Figure 4-16: Communication entre deux terminaux sur des réseaux distincts via un OBP de niveau 2	93
Figure 4-17: Communication entre deux terminaux sur des réseaux distincts via un OBP de niveau 3	93
Figure 4-18: Architecture du routeur IP central	95
Figure 4-19: Insertion du label de commutation IP lors de la fragmentation	97
Figure 4-20: Architecture protocolaire du plan de données	99
Figure 4-21: Architecture protocolaire du plan de contrôle	100

Liste des tableaux

Tableau 2-1: Comparaison d'en-tête des mécanismes d'encapsulation.....	47
Tableau 2-2: Résumé du respect des contraintes pour une encapsulation sur la voie retour.....	49
Tableau 3-1: Capacités des files de niveau 2.....	65
Tableau 3-2 : Délai d'attente au niveau 2	71
Tableau 3-3 : Délai additionnel en ms.....	71
Tableau 3-4: Gain (en %) avec les mécanismes	74
Tableau 4-1: <i>Overhead</i> engendré pour l'envoi des messages UPDATE et KEEPALIVE.....	90
Tableau 4-2 : Table de routage du satellite.....	98
Tableau 4-3 : Table de commutation IP du satellite	99
Tableau 4-4: Comparaison de l' <i>overhead</i> engendré pour un déploiement de BGP4.....	101

Liste des acronymes

AAL	ATM Adaptation Layer
AAL5	AAL type 5
ACK	Acknowledgment
ACM	Adaptive Coding and Modulation
ADSL	Asymmetric Digital Subscriber Line
AF	Assured Forwarding
ALPDU	Addressed Linked PDU
AS	Autonomous System
ATM	Asynchronous Transfer Mode
AVBDC	Absolute Volume Based Dynamic Capacity
BBFrame	Base-Band Frame
BE	Best Effort
BGP	Border Gateway Protocol
BGP4	BGP version 4
BGP4+RR	Route Reflection extension for BGP4
C2P	Connection Control Protocol
CAC	Connection Admission Control
CC	Continuity Counter
CLEO	Cisco router in Low Earth Orbit
CPU	Central Processing Unit
CRA	Continuous Rate Assignment
CRC	Cyclic Redundancy Check
CRC-16	16 bit long CRC
CRC-32	32 bit long CRC
DiffServ	Differentiated Service
DAMA	Demand Assigned Multiple Access
DCCP	Datagram Congestion Control Protocol
DLR	Deutsches Zentrum für Luft und Raumfahrt (Agence Spatiale Allemande)
DoD	Department of Defense
DS field	DiffServ field
DSCP	Differentiated Service Code Point
DTP	Digital Transparent Processor
DVB	Digital Video Broadcasting
DVB-RCS	DVB-Return Channel Satellite
DVB-RCS+M	DVB-RCS with Mobility
DVB-RCS2	DVB-RCS 2 nd generation
DVB-S	DVB-Satellite
DVB-S2	DVB-S 2 nd generation
EBGP	External BGP
ECN	Explicit Congestion Notification
EF	Expedited Forwarding
ESA	European Space Agency
FAI	Fournisseur d'Accès à Internet
FEC	Forward Error Correction
FIFO	First In First Out
FCFS	First Come First Served
Frag_ID	Fragment Identifier
FPDU	Frame PDU
FTP	File Transfer Protocol
GEO	Geostationary Earth Orbit

GSE	Generic Stream Encapsulation
GSE-Alt	GSE-Alternative
GSEng	GSE next generation
GW	Gateway
HD	Haute Définition
HEO	Highly elliptical Earth Orbit
HIP	Host Identity Protocol
HIPRG	HIP Research Group
HTTP	Hypertext Transfert PTPol
H&S BGP	Hub and Spoke BGP
IBGP	Internal BGP
ICMP	Internet Control Message Protocol
IETF	Internet Engineering Task Force
IntServ	Integrated Service
IP	Internet Protocol
IPDVB	IP over DVB (groupe de travail IETF)
IPv4	Internet Protocol version 4
IPv6	Internet Protocol version 6
IRIS	Internet Routing In Space
ISP	Internet Service Provider
LEO	Low Earth Orbit
LLC	Logical Link Control
LDP	Label Distribution Protocol
LEO	Low Earth Orbit
LRMTP	Light Reliable Multicast Transport Protocol
LT	Label Type
LTE	Long Term Evolution
MAC	Medium Access Control
MAN	Metropolitan Area Network
MEO	Medium Earth Orbit
MF-TDMA	Mutli-Frequency Time Division Multiple Access
MIH	Media Independent Handover
MPEG	Moving Picture Expert Group
MPEG2	MPEG 2 nd generation
MPEG2-TS	MPEG2-Transport Stream
MPLS	Multi Protocol Label Switching
NAC	Negative Acknowledgment
NCC	Network Control Center
NGN	Next Generation Network
NMS	Network Management Station
OBP	On-Board Processor
OSPF	Open Short Path First
OSPFv2	OSPF version 2
OSPFv3	OSPF version 3 (for IPv6)
PDU	Protocol Data Unit
PEP	Performance Enhancer Proxy
PHB	Per Hop Behavior
PIB	Policy Information Base
PM	Payload header Map
PPDU	Payload-adapted PDU
PQ	Priority Queuing
PSI	Program Specific Information
QEF	Quasi Error Free
QoS	Quality of Service

RBDC	Rate Based Dynamic Capacity
RCST	Return Channel Satellite Terminal
RGSE	Return-link GSE
RIP	Routing Information Protocol
RIPv2	RIP version 2
RLE	Return Link Encapsulation
ROHC	RObust Header Compression
RR	Route Reflection (extension for BGP)
RTT	Round Trip Time
SAC	Satellite Access Control
SCTP	Stream Control Transmission Protocol
SDU	Service Data Unit
SI	System Information
SLA	Service Level Agreement
SLS	Service Level Specification
SNAP	SubNetwork Access Protocol
SSTL	Surrey Satellite Technology Limited
ST	Satellite Terminal
TAS	Thales Alenia Space
TAS-F	TAS France
TBTP	Terminal Burst Time Plan
TCP	Transmission Control Protocol
TéSA	Télécommunications spatiales et aéronautiques
TM-RCS	Technical Module – RCS
TTL	Time To Live
UDP	User Datagram Protocol
UMTS	Universal Mobile Telecommunications System
UoA	University of Aberdeen
UoS	University of Salzburg
ULE	Unidirectional Lightweight Encapsulation
VBDC	Volume Based Dynamic Capacity
VC	Virtual Circuit
VCI	Virtual Circuit Identifier
VoIP	Voice over IP
VP	Virtual Path
VPI	Virtual Path Identifier
VPN	Virtual Private Network
WFQ	Weighted Fair Queuing
WWW	World Wide Web
XCP	eXplicit Control Protocol

Résumé

Dans un contexte de convergence vers IP du monde des télécommunications, les systèmes de communication par satellite se doivent de suivre la tendance pour rester compétitifs et s'intégrer efficacement au monde Internet. Après avoir rappelé les enjeux d'une convergence dans les systèmes satellite et dressé un panorama des architectures de convergence envisageables, nous avons identifié les limites des systèmes actuels en termes de convergence vers IP. Notre choix se porte alors sur l'architecture IP/GSE pour la voie aller. Nous spécifions ensuite le protocole d'encapsulation GSE-Alt, inspiré de GSE mais adapté à la voie retour. Le déploiement de nouveaux services et l'évolution de services existants sont assurés et rendus plus aisés grâce à la couche IP. Les couches GSE et GSE-Alt optimisent le transport d'IP. Pour offrir un support de communication répondant à la diversité des exigences de qualité des services applicatif, nous définissons ensuite plusieurs mécanismes autorisant la mise en cohérence du traitement de la qualité de service (QoS) aux différents niveaux protocolaires dans les systèmes de communication par satellite. Enfin, pour permettre une interconnexion et une intégration du monde satellite au monde Internet, nous étudions les besoins en termes de déploiement du routage IP. Nous définissons alors une architecture permettant au satellite de réaliser de la commutation de niveau IP. Cette convergence vers un système « tout IP » du segment de communication par satellite est le fondement nécessaire à son insertion transparente au reste du monde des télécommunications.

Introduction

Les différents services de télécommunication (Internet, téléphonie fixe, téléphonie mobile, diffusion de la télévision) ont longtemps évolué de manière indépendante en se fondant sur des technologies dédiées. Apparue au début des années 1990, le développement du Web a fait décoller l'utilisation d'Internet. C'est au début des années 2000, au moment de l'apparition des hauts débits chez les particuliers, via l'ADSL (*Asymmetric Digital Subscriber Line*) et le câble, que la convergence des services a débuté. Le nombre d'utilisateurs explose alors avec la création des offres « *Triple Play* » qui fournissent la téléphonie fixe, la diffusion de la télévision numérique, la vidéo à la demande et l'accès Internet via une couche fédératrice, IP (*Internet Protocol*) [18].

De leur côté, les télécommunications par satellite ont connu une évolution parallèle plus longue. D'abord utilisés pour la téléphonie, c'est dans les années 1980, avec le déploiement à grande échelle de la télévision numérique par satellite, que de nombreux standards sont apparus pour les réseaux satellite géostationnaires, principalement les normes DVB pour satellite – *Digital Video Broadcasting* [4][6][9][11][16]. Pour pouvoir subsister face à la concurrence des offres « *Triple Play* », de nombreux services ont été développés. En plus des services de diffusion TV et de la téléphonie mobile, les systèmes satellite permettent aujourd'hui de connecter des sites distants (VPN – *Virtual Private Network*), de mettre facilement en place des réseaux de communication sur des zones de catastrophe, ou encore d'accéder à Internet (e.g. les nouvelles offres à haut débit par satellite d'Eutelsat). Cependant, l'évolution des services rendus par satellite s'est faite au travers de standards spécifiques à l'origine adaptés et optimisés pour la diffusion de service TV, ne respectant pas de ce fait une structure en couches indépendantes. Cela a conduit à de nombreux mécanismes et protocoles non génériques, peu évolutifs, parfois propriétaires et difficilement intégrables au reste du monde des communications et notamment au monde IP.

Un besoin de convergence des systèmes de télécommunication par satellite apparaît alors, c'est-à-dire, d'une part le besoin d'une architecture commune et unifiée pour tous les services fournis par satellite, et d'autre part une architecture intégrant les communications par satellite de manière la plus transparente possible avec le reste du monde des télécommunications. Une réponse possible est la convergence vers un système tout IP. En effet, de par ses hypothèses faibles sur les couches inférieures et sur les applications, IP est devenu la couche fédératrice d'Internet et du monde des télécommunications. Cette convergence vers IP des systèmes de communication par satellite apporterait de nombreux avantages. Tout d'abord, elle permettrait une interconnexion et une interopérabilité plus simples et plus efficaces avec le reste du monde des télécommunications. De plus, l'évolutivité des services serait rendue plus aisée dans des systèmes où le principe est traditionnellement de proposer des mécanismes et protocoles optimisés pour un service, mais peu génériques ni évolutifs. Enfin, l'intégration de la qualité de service (QoS) de niveau IP au sein du système satellite serait possible. Elle permettrait une prise en charge de la QoS cohérente avec le reste du monde IP et en adéquation avec les besoins applicatifs.

La problématique de la convergence des réseaux satellite a été peu abordée jusqu'ici. La thèse de J. Fasson [1] analyse différentes solutions pour l'intégration d'IP dans le monde satellite. Elle concluait que ces solutions n'étaient ni génériques ni évolutives car dépendantes de couches basses complètement dédiées à la diffusion de la TV. La thèse de O. Alphanh [2] aborde essentiellement la convergence du point de vue de la QoS au niveau accès, en particulier dans les systèmes DVB-RCS [11] (voie retour des systèmes satellite géostationnaires). La thèse d'E. Dubois [3] étudie les différents types de convergence et propose une solution de convergence des services basée sur une architecture réseau IP/MPLS (*Multi Protocol Label Switching*) [118]. Une des limites des solutions fondées sur MPLS est la nécessité d'un plan de contrôle complexe. Comme perspectives, elle propose alors une convergence vers une solution de type « tout IP », des optimisations en termes

d'encapsulation, des améliorations de gestion de la qualité de service et de l'allocation des ressources.

Dans la lignée de ces travaux, et dans un contexte d'évolution des systèmes satellite vers le mode paquet au détriment du mode circuit, l'objectif du présent travail est d'intégrer le monde satellite au reste du monde IP. C'est une convergence vers un système de type tout IP qui va permettre cette intégration aisée et performante avec les systèmes terrestres actuellement déployés. Le but est donc de faire des systèmes de communication par satellite des systèmes IP comme les autres. Pour cela, compte tenu de leurs spécificités, les systèmes satellite doivent : autoriser un transport optimisé d'IP, fournir les mêmes mécanismes de QoS et pouvoir s'interconnecter efficacement avec les réseaux IP. Ce sont tous ces points que le présent travail explore pour permettre une convergence vers un système tout IP.

Dans le premier chapitre, nous précisons les raisons et les enjeux d'une convergence vers IP pour les systèmes de communication par satellite. Puis, au travers de scénarios typiques, nous identifions plusieurs axes de réflexion devant être considérés pour permettre une convergence vers IP des systèmes de communication par satellite : le transport d'IP, l'intégration de la QoS, et le routage IP. Chacun de ces axes donne lieu à un état de l'art spécifique.

Le transport de paquets IP, c'est-à-dire leur encapsulation dans les couches accès des systèmes satellite, joue un rôle primordial dans une optique de convergence. Pour autoriser un transport optimisé, cette encapsulation doit adapter les paquets IP aux couches basses spécifiques au contexte satellite (conteneurs physiques de taille variable, partage de ressource particulier). Plusieurs solutions d'encapsulation existent et doivent être analysées pour répondre aux besoins d'une encapsulation efficace [37]. Le second chapitre de cette thèse analyse l'efficacité et les limites des solutions existantes. Nous spécifions alors un nouveau protocole d'encapsulation [51][15] pour la voie retour des systèmes satellite. Ce chapitre montre donc comment transporter et intégrer de façon optimisée la couche IP.

Cette intégration passe par l'intégration des mécanismes de gestion de la qualité de service de niveau 3 (notamment l'architecture DiffServ [60] implantée dans les équipements permet d'appliquer la QoS adéquate aux différents trafics). En effet, de nombreuses applications sont construites sur la base d'IP et supposent une QoS satisfaisante. Le système satellite doit alors fournir cette QoS pour autoriser une intégration aisée et efficace des différents services. Cette prise en charge de la qualité de service au niveau 3 peut alors être redondante, voire incohérente celle déjà réalisée au niveau accès des systèmes satellite. La cohérence et l'efficacité des mécanismes de QoS sont d'autant plus importantes dans des systèmes contraints par un fort délai et des ressources limitées. Dans le troisième chapitre, nous détaillons alors comment rendre cohérente et homogène la gestion de la qualité de service réalisée à différents niveaux protocolaires. Dans ce cadre, nous montrons comment simplifier le niveau 2 pour le restreindre à ses rôles principaux d'adaptation au media et d'accès aux ressources satellite. L'amélioration des performances (réduction des délais d'attente dans les *buffers* de niveau 2 et 3) illustrera cette amélioration de la cohérence entre les différents mécanismes de QoS [88].

Dans ce contexte, pour l'interconnecter avec d'autres systèmes IP qui peuvent être nombreux, de taille importante, et de structure dynamique, l'intégration du routage IP doit également être étudiée. Le quatrième chapitre analyse alors comment améliorer et optimiser cette intégration. Nous décrivons dans un premier temps le déploiement d'un routage externe (entre les différents systèmes). Nous définissons ensuite une architecture de routeur hybride (satellite et sol) qui réalise, avec une complexité du satellite fortement réduite, les mêmes fonctions qu'un routeur IP embarqué [93]. Cette architecture permet une intégration du satellite comme un nœud IP standard et contribue donc à une convergence vers un système tout IP.

1 Convergence dans les systèmes de télécommunication par satellite

Pour permettre une meilleure évolutivité et une multiplication des services ainsi qu'une évolution simplifiée des performances des couches accès et physique, un besoin d'architecture de convergence apparaît dans les systèmes de télécommunication par satellite. Une couche de convergence commune à tous les services répond à ces besoins. Différentes solutions de convergence existent et il convient d'analyser les systèmes déployés et les travaux de recherche afin d'identifier une proposition cohérente. Les axes de travail pour réaliser cette convergence pourront alors clairement être dégagés.

Dans un premier temps, nous allons préciser le contexte de l'étude qui est celui des réseaux satellite géostationnaires, les plus déployés. Nous nous sommes concentrés plus spécifiquement sur les systèmes de télécommunication bidirectionnels. Nous considérons alors les différentes couches envisageables pour une convergence et justifions le choix d'une convergence de niveau 3, au niveau IP. Enfin, au travers de deux scénarios représentatifs, nous exposons les limites des systèmes actuels en termes de convergence et dégageons des axes pour réaliser cette convergence vers un système « tout IP ».

1.1 Contexte - Les réseaux satellite géostationnaires

Les systèmes satellite géostationnaires sont aujourd'hui les systèmes de communication par satellite les plus courants, principalement car ils sont moins coûteux et plus simples à déployer et donc plus rentables commercialement que des systèmes utilisant des satellites défilants (LEO, MEO, HEO). En effet, ils sont fixes par rapport au référentiel terrestre et permettent de couvrir l'ensemble du globe terrestre avec seulement trois satellites. Leur principal défaut est alors le délai de propagation que leur altitude impose (environ 250ms par bond). Nous introduisons dans cette partie les principales normes utilisées dans les réseaux satellite géostationnaires qui sont développées par le groupe DVB – *Digital Video Broadcasting* de l'ETSI.

1.1.1 Le lien aller DVB-S et DVB-S2

La diffusion de la télévision numérique par satellite s'est déployée à grande échelle via le standard DVB-S [4][5] puis son évolution DVB-S2 [6][7] qui autorise notamment le transport de vidéos haute définition. Ces standards s'inscrivent dans un ensemble de normes définies par le DVB et permettent la diffusion numérique de la télévision sur les différents supports (câble, hertzien, satellite). Ils ne définissent qu'une voie aller (équivalent au sens *download*), suffisante pour un système diffusant. Ils spécifient principalement les couches physiques (format des conteneurs physiques) et les architectures de tels systèmes qui sont composés de trois types d'entité : la Passerelle (ou *Gateway* en anglais), le satellite et les terminaux (nommés ST – *Satellite Terminal*), comme illustré sur la Figure 1-1.

L'encodage et le transport des flux vidéos et audios sont réalisés grâce à la norme MPEG2 [8] et la couche MPEG2-TS (*Transport Stream*) ainsi qu'à ses tables de signalisation qui permettent aux terminaux de localiser les programmes au sein de l'ensemble des flux diffusés par la Passerelle via le satellite. Le groupe DVB a défini d'autres tables de signalisation [9][10] qui véhiculent des informations supplémentaires (liées au système satellite ou concernant d'autres services que la diffusion TV). La zone de couverture d'un satellite peut être divisée en plusieurs espaces de diffusion appelés « spots » qui sont déterminés par le paramétrage des différentes antennes du satellite. Ces spots sont des zones géographiques de taille et de nombre variables.

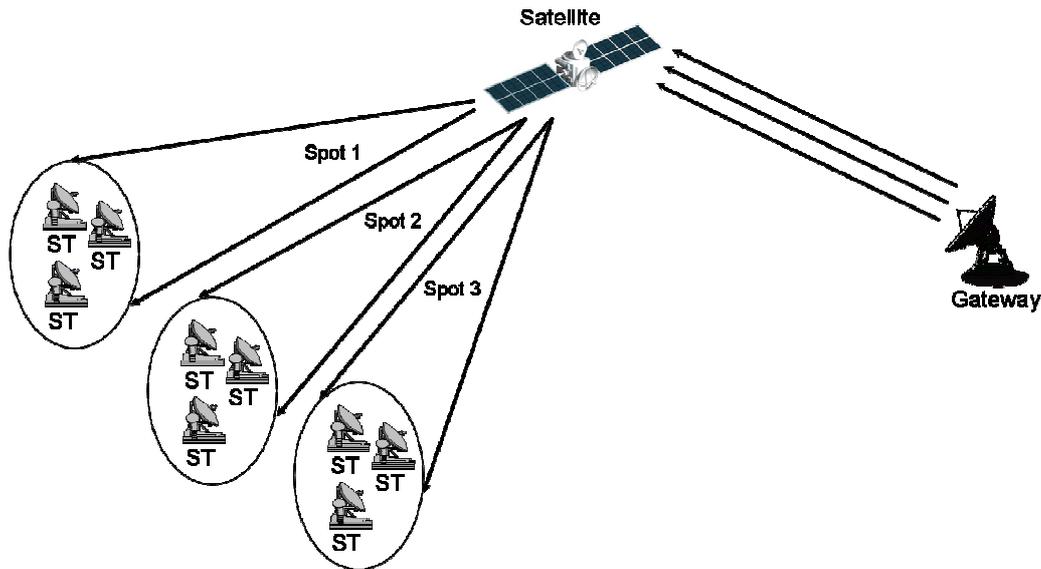


Figure 1-1: Système diffusant DVB-S/DVBS-S2 – Voie aller

1.1.2 Le système bidirectionnel DVB-RCS

Initialement utilisé pour mettre en place des services interactifs, le lien retour permet maintenant de véhiculer tout type de trafic. La norme issue de l'évolution des standards DVB-S/S2 que nous décrivons dans cette section est nommée DVB-RCS [11][12][13]. Son évolution, le DVB-RCS2 [14][15], que nous aborderons dans le chapitre 2, est en cours de standardisation. La norme DVB-RCS permet aux terminaux d'accéder aux ressources satellites. Les systèmes DVB-RCS sont composés de cinq types d'entité : la Passerelle (ou *Gateway*), le satellite, les terminaux (nommées RCST – *Return Channel Satellite Terminal*), le NCC (*Network Control Center*) et le NMS (*Network Management Station*), comme illustré sur la Figure 1-2 qui décrit un système comprenant voie aller et voie retour. Le DVB-RCS ne peut fonctionner sans voie aller qui véhicule la signalisation requise au fonctionnement de la voie retour.

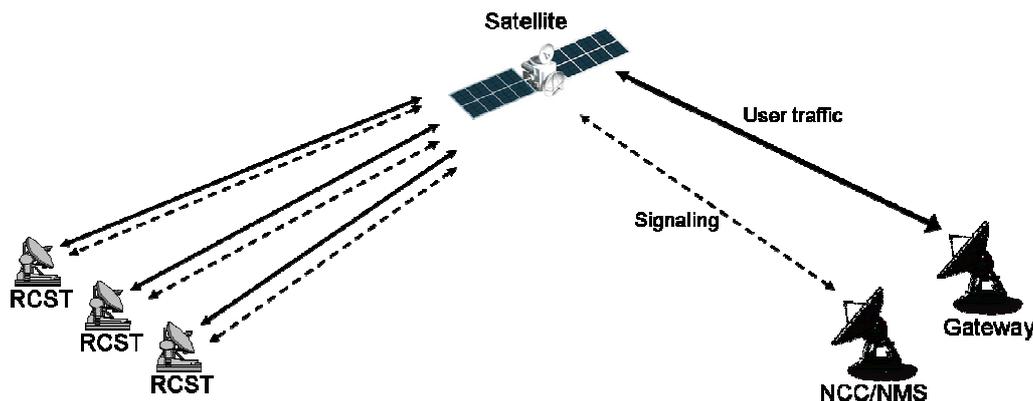


Figure 1-2: Système DVB-S2/DVB-RCS – Voies aller et retour

Les terminaux peuvent ainsi émettre du trafic sur leur interface air. Les terminaux étant nombreux à utiliser le même support, une méthode d'accès est requise sur le lien retour. La gestion des ressources est réalisée indépendamment d'un spot à l'autre. L'accès multiple est géré de façon centralisée par le NCC (généralement co-localisé avec la Passerelle) en fonction des requêtes des terminaux. En effet, les terminaux (RCST) envoient des demandes de ressources selon le trafic à émettre, puis le NCC alloue les ressources disponibles sur le support radio (via l'envoi d'un table d'allocation, la TBTP – *Terminal Burst Time Plan*). Pour chaque terminal, une allocation constante

est définie (CRA – *Continuous Rate Assignment*). Si cette allocation n'est pas suffisante pour écouler leur trafic, les terminaux envoient des requêtes RBDC, VBDC ou AVBDC. Les requêtes RBDC (*Rate Based Dynamic Capacity*) permettent de demander un certain débit pour le prochain cycle d'allocation. Les requêtes VBDC (*Volume Based Dynamic Capacity*) servent à demander un certain volume de ressources qui sera alloué sur les prochains cycles d'allocation en fonction des disponibilités (ces requêtes sont cumulatives). Les requêtes AVBDC (*Absolute Volume Based Dynamic Capacity*) sont de même type que les requêtes VBDC mais annulent toutes les requêtes de type VBDC et AVBDC précédentes (elles ne sont pas cumulatives). La Passerelle possède une interface de réception pour le trafic émis par les terminaux. Le plan de gestion, qui surveille notamment l'état du réseau, est de la responsabilité du NMS (généralement co-localisé avec le NCC).

1.2 Les différentes architectures de convergence envisageables

Dans cette partie, nous définissons des critères à prendre en compte pour une architecture de convergence efficace et opérationnelle dans les systèmes de communication par satellite. Puis, nous listons et comparons les différentes couches envisageables à la vue de ces critères et dans l'optique de cette convergence.

1.2.1 Les critères de convergence

1.2.1.1 Généricité et intégration de services

L'un des maîtres mots pour une architecture de convergence adéquate est la généricité. En effet, il est nécessaire d'avoir une couche qui permette une intégration aisée de n'importe quel service. Le déploiement de nouveaux services et l'évolution des services existants en sont alors largement facilités. Pour autoriser cette généricité, l'architecture de convergence doit d'une part, abstraire au maximum les couches basses (i.e. les couches accès) et d'autre part, faire peu d'hypothèses sur les services à rendre. Ainsi, les services peuvent-ils être développés et déployés indépendamment de l'évolution des technologies d'accès.

1.2.1.2 Qualité de Service

Une prise en charge globale et cohérente de la qualité de service (QoS) est un enjeu important de la convergence. En effet, c'est la définition de ces mécanismes de QoS qui va permettre une intégration efficace des différents services quel que soit le type de réseau sous-jacent. Cette prise en charge de la QoS se doit, pour être efficace, d'être homogène et cohérente sur les différents types de réseaux traversés (intégration horizontale de la QoS) mais aussi cohérente entre les différents niveaux protocolaires (intégration verticale de la QoS). L'architecture de convergence doit alors permettre cette prise en charge efficace de la QoS.

1.2.1.3 Intégration et interconnexion du monde satellite

L'architecture de convergence doit permettre une interconnexion et une intégration du monde satellite au reste du monde des télécommunications. En effet, il ne s'agit pas simplement de faire communiquer ces deux mondes mais bien d'insérer le monde satellite dans le reste du monde des télécommunications. Cette interconnexion et cette intégration posent alors plusieurs problèmes en termes de prise en charge de la qualité de service (locale et de bout en bout) ou encore de routage IP. Ces aspects doivent être absolument résolus.

1.2.2 Les architectures de convergence du monde satellite

1.2.2.1 Les limites de MPEG2-TS

Le standard MPEG2 [8] permet d'une part l'encodage des flux vidéos et audios, et définit d'autre part la couche de niveau 2 MPEG2-TS pour le transport et le multiplexage des flux dans des

trames dont la partie donnée est de 184 octets. Il est le pilier des premiers systèmes DVB. Avec l'apparition de nouveaux besoins, une couche intermédiaire, entre MPEG2-TS et le niveau 3, appelée MPE [16][17], a été développée par le DVB pour une encapsulation directe d'IPv4 [18] et d'autres protocoles (e.g. IPv6 [19]) via les couches LLC/SNAP [20], aussi bien sur la voie aller que sur la voie retour. L'évolution ULE [21] (*Ultra Lightweight Encapsulation*), proposée par le groupe IPDVB [22] de l'IETF, permet une meilleure encapsulation d'IP (v4 et v6) en réduisant l'*overhead* induit. Les piles protocolaires résultant de ces encapsulations sont données sur la Figure 1-3. Cependant, le défaut d'une architecture du type IP/MPEG2-TS (via MPE ou ULE) reste la lourdeur de MPEG2-TS. En effet, l'accumulation des couches entraîne un *overhead* important et empêche un transport efficace d'IP. La signalisation spécifique et complexe de MPEG2-TS est un frein à la genericité et à l'intégration des services.

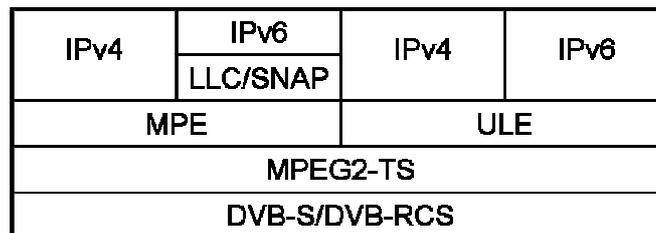


Figure 1-3: Encapsulations d'IP sur MPEG2-TS

1.2.2.2 ATM (*Asynchronous Transfer Mode*) dans le monde satellite

Sur la voie retour, il est également possible de substituer la pile AAL5/ATM à MPEG2-TS [25][26] pour le transport de paquets IP, comme illustré sur la Figure 1-4. Elle est préférable pour ces petites cellules (48 octets de données) qui fournit une meilleure granularité d'allocation. Cependant, l'*overhead* engendré est encore plus important que pour les solutions fondées sur MPEG2 (principalement à cause de la petite taille des cellules ATM). Développée pour une convergence des communications, l'architecture ATM n'a pas eu le succès attendu notamment pour deux raisons : son plan de contrôle trop complexe (notamment les fonctions de routage) et le succès d'IP ainsi que des services associés (web, mail, ...). L'architecture IP/AAL5/ATM a été envisagée comme une architecture de convergence dans les systèmes satellite mais l'*overhead* induit ne permet clairement pas une intégration optimale des services. Enfin, l'interconnexion avec le reste du monde des communications n'est pas assurée par la pile AAL5/ATM dont le rôle est restreint au plan de données et au niveau accès.

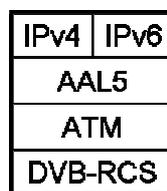


Figure 1-4: Encapsulation mots sur DVB-RCS via la pile AAL5/ATM

1.2.2.3 La nouvelle génération d'encapsulation - GSE

Face aux limites de MPEG2-TS sur le lien aller, le groupe DVB a spécifié le protocole d'encapsulation GSE [23][24] (*Generic Stream Encapsulation*) largement inspiré d'ULE mais permettant de se passer de la couche MPEG2-TS, comme illustré sur la Figure 1-5. GSE autorise une encapsulation optimisée d'IP (et d'autres protocoles) sur la voie aller des systèmes satellite géostationnaires [29][30]. Bien que le lien retour ne soit pas traité dans le standard GSE, IP/GSE est une architecture de convergence envisageable que nous étudierons plus en détail dans le chapitre 2.

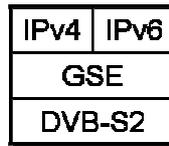


Figure 1-5: Encapsulation d'IP sur DVB-S2 via GSE

1.2.3 Les architectures de convergence du monde terrestre

1.2.3.1 Ethernet

Une solution de convergence fondée sur Ethernet [27][28] a vu le jour dans les réseaux opérateurs. Cette option permet de n'avoir recours qu'à des équipements simples. Initialement déployé dans les réseaux locaux, son utilisation s'est étendue aux réseaux métropolitains (MAN) et aux réseaux d'opérateurs. Bien qu'efficace et en expansion dans le domaine terrestre, cette approche repose sur une homogénéisation générale du niveau 2, ce qui semble difficile dans un monde où les communications utilisent de plus en plus de supports hétérogènes. De plus, le format de trame Ethernet, en particulier l'en-tête de 14 octets, n'est pas optimisé pour la voie retour des systèmes satellite. Enfin, Ethernet ne gère pas la fragmentation de niveau 2 nécessaire dans le contexte satellite où les conteneurs physiques peuvent être de petites tailles (en particulier pour la voie retour). Nous ne retiendrons donc pas les solutions fondées sur Ethernet qui ne permettent pas de s'adapter correctement aux couches basses et n'est donc pas assez générique. Elles auraient cependant des avantages dans le cadre d'une intégration d'un système satellite à un réseau de collecte déjà fondé sur Ethernet ou dans les futurs systèmes DVB-S2 bidirectionnels. En effet, ces systèmes envisagent des conteneurs physiques de tailles importantes (et donc plus adaptés au format de trame Ethernet) sur les voies aller et retour.

1.2.3.2 MPLS

La thèse d'E. Dubois [3] propose une architecture de convergence fondée sur deux couches : IP et MPLS. Contrairement à la plupart des systèmes dédiés, cette approche permet de déployer plus facilement des systèmes multiservices et évolutifs (bien que cette intégration ne soit pas encore définie pour tous les services). La thèse montre comment intégrer le service TV et la VoIP sur l'architecture IP/MPLS. Elle illustre le besoin d'une architecture en deux couches : la couche IP pour une interconnexion et une intégration des services de bout en bout et une couche d'adaptation (ou de convergence) pour une gestion locale (notamment en termes de QoS). Cependant l'intégration de mécanismes de QoS nécessite un plan de contrôle complexe. De plus, MPLS ne remplace pas le niveau 2, notamment il ne permet pas de s'adapter aux conteneurs physiques, ce qui entraîne une accumulation de couches importante comme illustré sur la Figure 1-6. Bien qu'étant un grand pas vers la convergence des services, cette solution laisse encore de nombreuses perspectives, notamment en termes de QoS, de gestion des ressources et de routage dynamique.

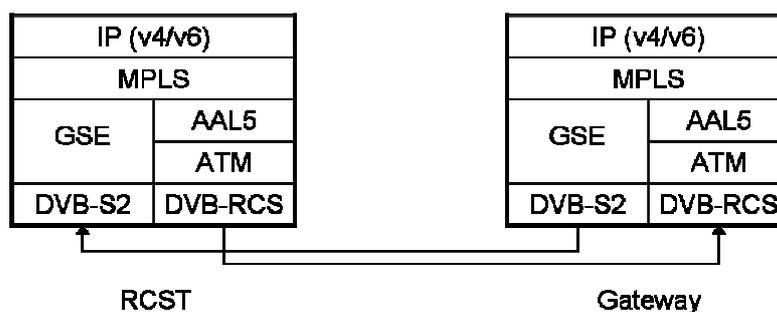


Figure 1-6: Architecture de convergence IP/MPLS (source : [3])

1.2.4 Conclusion

Les architectures existantes reposant sur MPEG2-TS ne sont pas assez flexibles pour une intégration et une évolution aisées des services. Ceci est principalement dû à la lourdeur et à la complexité de la signalisation héritées de la couche MPEG2-TS initialement prévue pour des systèmes dédiés à la diffusion TV. Souffrant d'un overhead trop important, les solutions fondées sur MPEG2-TS et ATM ne permettent pas un transport optimisé d'IP. La solution Ethernet est une approche intéressante de convergence mais n'est pas adaptée à la voie retour des systèmes de communication par satellite. De façon générale, les approches de niveau 2 sont potentiellement simples mais souffrent d'une interconnexion moins efficace que celle d'IP. En effet, par définition, le niveau 2 dépend du support utilisé. Par conséquent, il nous semble difficile d'envisager une convergence axée sur le niveau 2 qui n'intègre que des fonctions locales. De plus, les services applicatifs multimédia ont déjà convergé vers IP (e.g. VoIP, IPTV, *streaming*).

Ce constat nous pousse à envisager une convergence au niveau 3, c'est-à-dire au niveau IP. L'approche IP/MPLS d'E. Dubois allait déjà dans ce sens. Cependant, la couche MPLS ne remplace pas le niveau 2, en particulier MPLS ne gère pas l'adaptation au niveau 2 d'IP (i.e. la fragmentation et le réassemblage) et ne permet l'intégration de la QoS qu'au prix d'un plan de contrôle non trivial. Une convergence vers une solution tout IP implique un transport optimisé d'IP, et un plan de contrôle principalement axé sur des mécanismes de niveau réseau (qualité de service, routage). Cette convergence passe alors par une simplification des couches basses et une harmonisation des fonctions réalisées par les couches accès du monde satellite et par la couche IP. Le rôle de la couche IP est alors la convergence de bout en bout et le rôle de la couche d'adaptation que nous choisirons devra compléter cette architecture pour permettre une adaptation locale au système satellite. Notre travail s'inscrit donc dans cette optique de convergence vers un système tout IP, dans la continuité et la complémentarité des travaux précédents.

1.3 Scénarios introductifs – Limites des systèmes actuels

Nous introduisons dans cette partie deux scénarios significatifs dans le but de mettre en relief les limites des systèmes actuels en termes de convergence vers IP. Nous considérons dans un premier temps le cas d'un réseau d'accès à Internet qui utilise une architecture étoilée avec un satellite transparent. Dans un second temps, nous considérons le cas de communications entre les utilisateurs d'un même opérateur satellite au travers d'une architecture maillée avec un satellite embarquant un OBP (*On-Board Processor*).

1.3.1 Réseau d'accès à Internet – Système étoilé avec satellite transparent

Dans ce premier scénario, nous considérons un système bidirectionnel DVB fournissant aux clients de l'opérateur satellite un service d'accès à Internet (comme le permettent les raccordements ADSL ou câble). Nous décrivons tout d'abord l'architecture du système satellite, puis étudions les limites et les perspectives en termes de convergence vers IP.

1.3.1.1 Réseau d'accès à Internet via un système étoilé avec satellite transparent

Dans le cas d'un réseau d'accès à Internet, la Passerelle (ou *Gateway*) du système satellite est le routeur d'accès à Internet. Du point de vue des clients, c'est le point d'entrée de leur FAI et donc d'Internet. Si aucun autre service n'est fourni par ce système satellite DVB, un système étoilé avec un satellite transparent est suffisant. Ce cas est retracé sur la Figure 1-7. Dans les systèmes satellite étoilés, on distingue le lien aller (Passerelle vers terminaux satellite) supposé au standard DVB-S2 et le lien retour (terminaux satellite vers Passerelle) ici au standard DVB-RCS (*Return Channel via Satellite*). Les piles protocolaires de la voie aller et de la voie retour sont alors différentes, comme illustré sur la Figure 1-8. Le terminal satellite RCST (*Return Channel Satellite Terminal*) joue alors pour l'utilisateur le même rôle qu'une « box » ADSL. Le satellite est dans cet exemple un simple

répéteur. Le client peut naviguer sur Internet comme avec n'importe quel réseau d'accès à la différence que le système satellite engendre une latence plus importante (délai de propagation imposé par l'altitude des satellites).

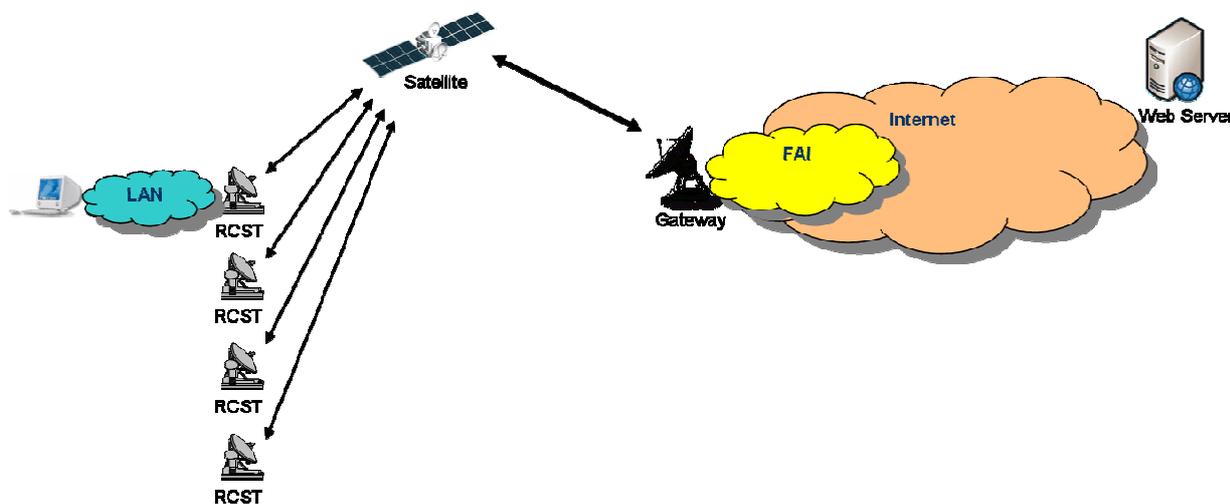


Figure 1-7: Accès Internet via un système satellite géostationnaire - Architecture

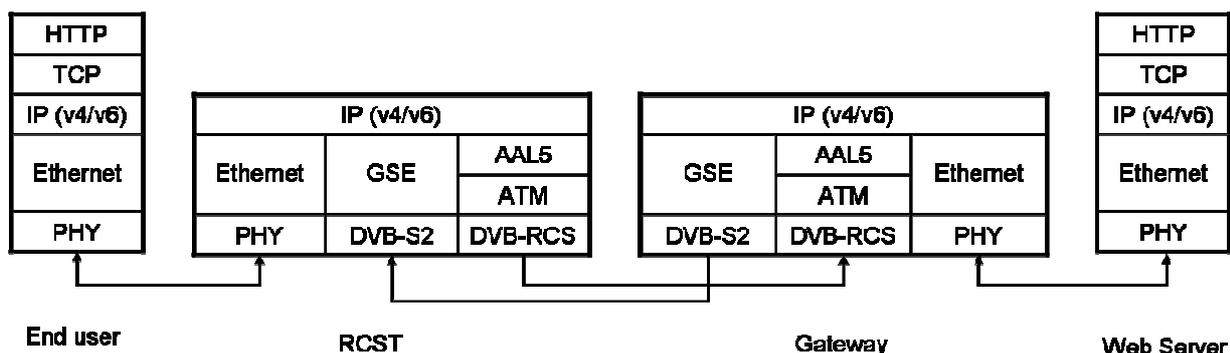


Figure 1-8: Accès Internet via un système satellite géostationnaire - piles protocolaires

1.3.1.2 Limites et perspectives en termes de convergence vers IP

Plusieurs études [29][30] ont montré l'efficacité de l'encapsulation IP/GSE/DVB-S2 sur la voie aller (équivalent du sens *download*). De plus, le mécanisme d'extension d'en-tête spécifié dans le protocole ULE et repris dans GSE rend aisée la création de nouvelles options et fournit ainsi une généricité et une évolutivité plus importantes. En revanche, il n'y a pas d'équivalent sur la voie retour (équivalent du sens *upload*) et les solutions existantes ne sont pas optimisées pour le transport de paquets IP. Plusieurs perspectives sont envisageables : adapter GSE à la voie retour [37], proposer un protocole d'encapsulation spécifique à la voie retour, ou encore proposer un protocole d'encapsulation commun à la voie aller et retour. Cette perspective d'amélioration de l'encapsulation d'IP est traitée dans le chapitre 2.

Un autre aspect important est la gestion de la qualité de service (QoS), que ce soit de bout en bout (intégration horizontale de la QoS) ou entre les différentes couches (intégration verticale de la QoS). L'homogénéité horizontale est assurée par les protocoles de bout en bout, c'est-à-dire par les applications (gestion de sessions), la couche transport (contrôle de congestion, contrôle de flux) mais aussi par des mécanismes au niveau IP (architecture DiffServ). La spécificité du réseau d'accès satellite complique cette gestion de bout en bout, certains travaux sont alors envisageables notamment pour une optimisation du contrôle de congestion et des mécanismes de niveau applicatif. Concernant l'homogénéité verticale (au niveau du segment satellite et plus particulièrement sur la

voie retour), du fait de la méthode d'accès spécifique, plusieurs mécanismes de gestion des ressources et de qualité de service sont présents au niveau accès (i.e. au niveau 2). Or, de nombreux mécanismes sont également présents au niveau IP et peuvent être redondants voire incohérents avec ce qui est réalisé au niveau accès. Cette hétérogénéité de gestion de la qualité de service entre les différents niveaux protocolaires (principalement 2 et 3) ainsi que les mécanismes de contrôle de congestion sont l'objet du chapitre 3.

Il n'y a pas de problématique particulière concernant le routage dans ce scénario de type desserte d'un usager. Un routage statique est amplement suffisant car tout le trafic émis par les terminaux est envoyé à la Passerelle. Seul un routage EGP (*Exterior Gateway Protocol*) sur l'interface terrestre de la Passerelle peut s'avérer nécessaire en cas d'interface avec d'autres systèmes autonomes.

1.3.2 Communications entre utilisateurs d'un même opérateur satellite – Système maillé avec OBP

Nous considérons dans ce scénario le cas où les clients d'un même opérateur satellite souhaitent communiquer entre eux. C'est par exemple le cas lorsque le système satellite est utilisé pour une connexion de sites distants, ou pour l'interconnexion de plusieurs systèmes autonomes. L'architecture du système satellite est d'abord décrite, puis les limites et les perspectives en termes de convergence vers IP sont présentées.

1.3.2.1 Communications maillées avec OBP de niveau 2

Ce type de scénario impose une commutation à bord du satellite pour éviter un double bond. Une commutation à bord de niveau 1 est envisageable mais peu flexible et ne permet pas une reconfiguration rapide. Une commutation à bord de niveau 2 est suffisante ; c'est généralement la configuration utilisée dans ce contexte. Un OBP de niveau 3 (c'est-à-dire un routeur IP) est envisageable et pourrait apporter une plus grande flexibilité. Cependant, il engendrerait une complexité et un coût financier accrus (comme étudié dans le chapitre 4). Comme nous le voyons sur la Figure 1-9, le satellite ne sert plus de simple relais entre les terminaux et la passerelle mais de commutateur entre les terminaux.

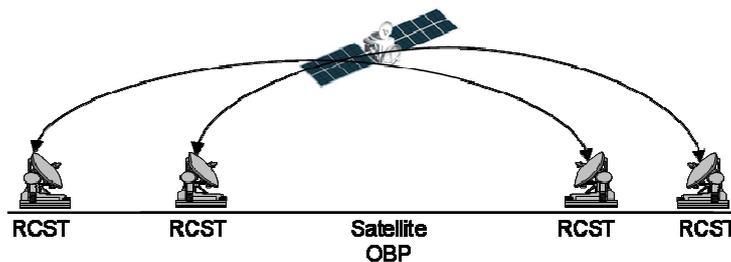


Figure 1-9: Communications maillées

Avec un tel système, les utilisateurs peuvent communiquer directement entre eux, sans que la Passerelle serve de relais. Dans ce type de configuration, on ne parle plus de voie aller (passerelle vers terminaux) ni de voie retour (terminaux vers passerelle) mais plutôt de voie montante (terminaux vers satellite) et de voie descendante (satellite vers terminaux). Les piles protocolaires des voies montante et descendante peuvent être différentes comme dans l'exemple de la Figure 1-10. Dans le contexte maillé, une allocation explicite des ressources doit être réalisée pour les voies montante et descendante. Cette allocation peut être statique (on alloue des circuits aux différents utilisateurs) ou dynamique (par exemple via le protocole C2P [31][32][33] qui établit une connexion entre deux terminaux satellite et leur alloue des ressources pour cette connexion).

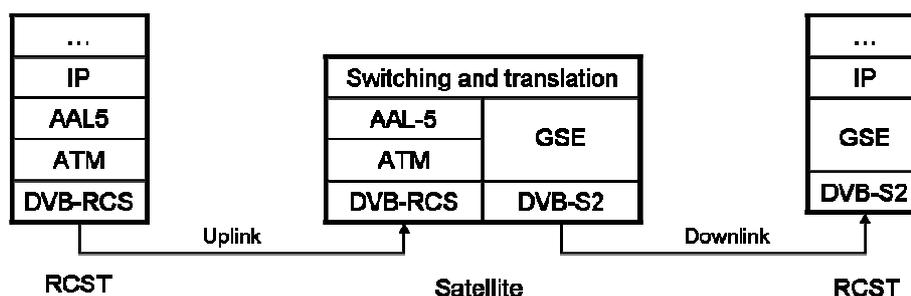


Figure 1-10: Communications maillées avec un OBP de niveau 2 – piles protocolaires

1.3.2.2 Limites et perspectives en termes de convergence vers IP

L'OBP de niveau 2 (respectivement de niveau 3) permet de réaliser la commutation sur les adresses destination de niveau 2 (respectivement de niveau 3). On remarque que le transport de paquets IP est effectué par deux protocoles complètement différents sur la voie montante (AAL5/ATM) et sur la voie descendante (GSE). Ces différences peuvent impliquer des mécanismes de traduction potentiellement complexes (par exemple en termes d'adressage de niveau 2, de réassemblage et de fragmentation). Un protocole de niveau 2 identique (ou au moins deux protocoles semblables) sur les voies montante et descendante pourrait minimiser ces difficultés. Ces pistes concernant l'encapsulation au niveau 2 sont envisagées dans le chapitre 2.

Si les sites interconnectés sont de grands réseaux IP dont l'architecture peut évoluer, il peut être judicieux d'utiliser un protocole de routage interne (IGP – *Interior Gateway Protocol*) pour autoriser un passage à l'échelle et une bonne gestion des changements et des créations de routes. Dans le cas où le système décrit est utilisé pour interconnecter des systèmes autonomes, le déploiement d'un protocole de routage externe (EGP – *Exterior Gateway Protocol*) devient indispensable pour permettre l'échange de routes entre les différents systèmes autonomes. Les EGP et IGP déployés dans le monde IP terrestre ne sont pas conçus pour un déploiement sur des systèmes satellite. Il est alors nécessaire d'étudier l'adaptation et le déploiement de ces protocoles dans un contexte où, d'une part, un délai important affecte les échanges et, d'autre part, les ressources sont précieuses. Ces problématiques de routage sont abordées dans le chapitre 4.

2 Encapsulation d'IP dans les systèmes de télécommunication par satellite

La convergence vers IP des systèmes de communication par satellite passe par l'intégration d'IP. Le rôle du niveau 2 est de permettre son transport de manière adaptée au support. Cette encapsulation va alors jouer le rôle de lien entre la couche IP et les couches basses spécifiques aux systèmes satellite. La couche d'encapsulation devra notamment adapter les paquets IP pour les transporter dans les conteneurs physiques de taille variable. Cette adaptation inclut principalement des mécanismes de fragmentation. Elle joue donc un rôle primordial dans l'architecture de convergence que nous définissons.

Dans un premier temps, ce chapitre propose une analyse critique des méthodes existantes d'encapsulation d'IP aussi bien sur la voie aller que sur la voie retour. L'objectif est d'analyser les limites des solutions existantes et d'identifier les réflexions à mener pour améliorer le transport de paquets IP. Cette analyse montre que, contrairement au lien aller DVB-S2 qui utilise l'encapsulation GSE (*Generic Stream Encapsulation*) [23][24], le lien retour ne dispose d'une encapsulation ni générique ni efficace. La suite du chapitre identifie alors les besoins pour la spécification d'une encapsulation sur la voie retour des systèmes de communication par satellite (du type DVB-RCS). Enfin, nous présentons notre proposition de nouveau protocole de niveau 2 pour la voie retour, proposition qui a largement contribué à la définition du nouveau standard du groupe de travail du DVB-RCS (TM-RCS) [34]¹.

2.1 Analyse critique des méthodes d'encapsulation d'IP dans les systèmes satellite

Au cours de l'évolution des normes DVB, de nombreuses méthodes d'encapsulation sont apparues pour le transport de données autres que vidéo, et notamment pour le transport de paquets IP. Nous analysons dans cette partie les méthodes existantes pour les voies aller et retour dans le but d'identifier leurs limites en termes de convergence vers IP.

2.1.1 Encapsulation sur la voie aller/descendante

Plusieurs familles de protocole et méthodes d'encapsulation ont vu le jour sur la voie aller (DVB-S [4][5]/DVB-S2 [6][7]). Les premières méthodes étaient totalement dépendantes de la couche MPEG2-TS. Une deuxième génération de méthodes réduit les contraintes de la couche MPEG2-TS (MPE, ULE). Enfin, la méthode GSE a vu le jour. Elle permet de se passer totalement de MPEG2-TS et propose ainsi une couche de niveau 2 générique et réduite à son rôle essentiel, le transport des messages des couches supérieures sur le support physique.

2.1.1.1 Transport de données via MPEG2-TS

La thèse de J. Fasson (soutenue en 2004) [1] propose (dans le 3^{ème} chapitre) une analyse des méthodes d'encapsulation d'IP dans le contexte DVB-S. Les premières propositions, *data-piping*, *data-streaming*, *data-carousel* et *object-carousel* [16][17] sont toutes orientées flux (vidéos et audios) et dépendantes de la couche MPEG2-TS. Le *data-piping* encapsule des données comme s'il s'agissait d'un flux et implique des mécanismes propriétaires car il ne définit pas les mécanismes de découpage et réassemblage. Le *data-streaming* considère les données encapsulées comme un flux continu. Le *data-carousel* et l'*object-carousel* sont des méthodes proches utilisées pour l'envoi

¹ Ce protocole, que nous avons soumis au groupe de travail du DVB-RCS, a été défini par Gorry Fairhurst (University of Aberdeen), Cédric Baudoin (Thales Alenia Space France) et moi-même. Suite à cette proposition, nous avons participé à la définition du standard publié par le DVB.

périodique de tables de signalisation. Ces différentes méthodes transportent IP comme s'il s'agissait d'un flux vidéo (ou audio), avec des mécanismes et des champs inutiles dans le cas de paquets IP. Elles nécessitent toutes l'utilisation de MPEG2-TS. Le transport de paquets IP n'est donc pas optimisé (comme le transport de toute autre information que des flux MPEG2). Ces méthodes sont plus des « rustines » pour adapter un système dédié que des mécanismes génériques et efficaces ; elles ne seront pas réutilisées dans le DVB-S2. Nous ne donnerons donc pas plus de détails sur ces différentes méthodes.

La méthode MPE (*Multi Protocol Encapsulation*) [16][17] permet l'encapsulation d'IPv4 et d'autres protocoles, comme illustré sur la Figure 2-1. Par défaut, les données encapsulées sont des paquets IPv4. Pour encapsuler d'autres types de PDU (e.g. IPv6), l'insertion des couches LLC/SNAP [20] est requise car l'en-tête MPE ne contient pas de champ indiquant l'identifiant du protocole encapsulé. La méthode MPE ne permet pas une encapsulation efficace d'IP. En effet, elle engendre une taille importante d'en-tête. En plus de l'en-tête de la couche MPEG2-TS (4 octets par trame), il faut rajouter l'en-tête et l'en-queue MPE (16 octets par paquet), l'en-tête LLC/SNAP (8 octets par paquet) s'il ne s'agit pas d'IPv4 (e.g. IPv6, Ethernet), et l'*overhead* induit par le mécanisme de fragmentation nécessaire au niveau MPEG2-TS (bourrage ou méthode *section-packing*) car le champ de données des trames MPEG2-TS est de taille constante de 184 octets. Remarquons que l'utilisation du mécanisme de fragmentation IP serait inadaptée à de si courts champs de données de niveau 2 et encore plus coûteuse en termes d'*overhead*.

Suite à ces constats, le groupe IPDVB [22] de l'IETF (*Internet Engineering Task Force*) a développé la méthode d'encapsulation ULE (*Unidirectional Lightweight Encapsulation*) [21]. Cette encapsulation, beaucoup plus légère en termes d'*overhead* que ces prédécesseurs (notamment grâce à un champ d'adresse destination optionnel et de taille variable), permet d'encapsuler n'importe quel protocole grâce au champ *Type* indiquant le numéro du protocole encapsulé. ULE représente la meilleure solution pour une encapsulation d'IP au dessus du DVB-S. Cependant, ULE ne peut être utilisé qu'au dessus de MPEG2-TS (Figure 2-1).

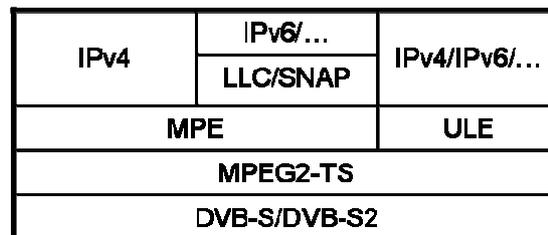


Figure 2-1: Encapsulation via MPE

Toutes les méthodes présentées ci-dessus héritent des lourdeurs de la couche MPEG2-TS. En effet, ces méthodes engendrent un empilement de nombreuses couches protocolaires (et donc un *overhead* important), la taille des trames MPEG2-TS (184 octets) n'est pas adaptée au transport des paquets IP (qui ont une taille généralement comprise entre 40 et 1500 octets) mais surtout une signalisation importante et complexe est nécessaire pour le fonctionnement de MPEG2-TS.

2.1.1.2 Generic Stream Encapsulation - GSE

La méthode d'encapsulation GSE [23][24] développée par le groupe de travail DVB reprend plusieurs concepts présents dans ULE, notamment un en-tête court et une évolutivité facilitée grâce au mécanisme d'extension d'en-tête. Les deux changements majeurs de GSE par rapport à ULE sont la gestion de la fragmentation (qui permet de s'adapter à la taille des conteneurs physiques) et la possibilité de se passer de MPEG2-TS. GSE fournit donc une encapsulation efficace de n'importe quel protocole, sur plusieurs types de couche physique. GSE est optimisé pour une utilisation avec

le standard DVB-S2 et plus généralement pour des couches physiques QEF (*Quasi Error Free*) utilisant de grands conteneurs physiques (réduisant l'overhead de fragmentation) [29][30].

Sans rappeler toute la spécification de GSE nous évoquons ici quelques points fondamentaux pour l'encapsulation d'IP via GSE.

Encapsulation d'IP sur DVB-S2 via GSE :

La Figure 2-2 donne un aperçu de l'encapsulation d'un paquet IP sur le DVB-S2 via le protocole d'encapsulation GSE. On voit notamment que GSE gère la fragmentation des paquets IP pour les adapter à la taille de la partie données des conteneurs physiques du DVB-S2¹.

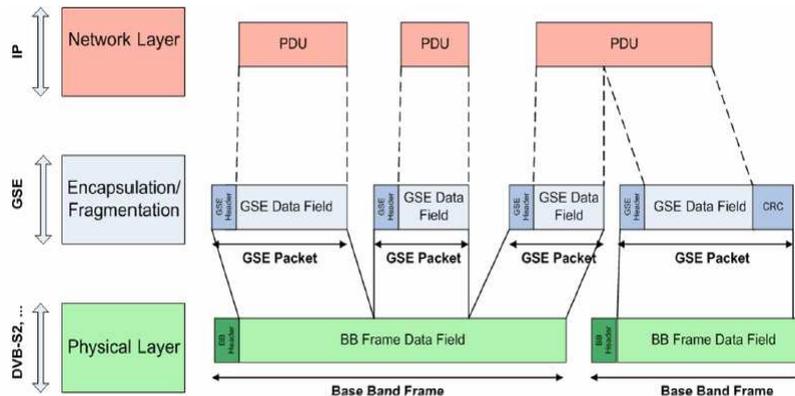


Figure 2-2: Encapsulation d'IP sur DVB-S2 via GSE (source : [23])

Format pour l'encapsulation d'un paquet sans fragmentation :

Le format d'encapsulation sans fragmentation est donné sur la Figure 2-3. Chaque paquet est formé d'un en-tête et de la partie donnée contenant la PDU (*Protocol Data Unit*) encapsulée. L'utilisation des différents champs est détaillée ci-après :

- **SE (2bits)** : Egal à 11, cela indique que le début et la fin de la PDU sont contenus dans le paquet GSE (pas de fragmentation).
- **LT (2 bits)** : Ce champ indique le type de label utilisé (0/3/6 octets).
- **GSE_Length (12 bits)** : Ce champ indique la longueur du paquet GSE.
- **Protocol_Type (16 bits)** : Ce champ indique le numéro du protocole encapsulé (il permet aussi d'indiquer l'utilisation extension(s) d'en-tête pour des mécanismes supplémentaires).
- **Label (0/3/6/ octets)** : Ce champ optionnel indique une adresse destination de niveau 2 si celle-ci n'est pas présente dans la PDU encapsulée.

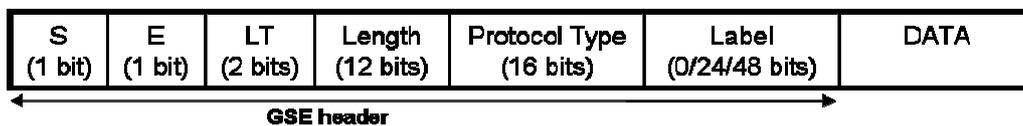


Figure 2-3: Encapsulation GSE sans fragmentation

Format pour l'encapsulation d'un paquet avec fragmentation :

Dans le cas où la fragmentation de la PDU est nécessaire, on distingue 3 types de paquets GSE : le premier fragment d'une PDU, les fragments intermédiaires et le dernier fragment de la PDU, comme illustré sur la Figure 2-4. L'utilisation des différents champs est détaillée ci-après.

¹ Les conteneurs physiques présentés à la couche 2 sont appelés BBFrames (Base Band Frame). Ces conteneurs sont de taille variable car dépendante du taux du codage canal utilisé. Ce taux est ajusté en fonction des conditions de transmission (i.e. des conditions météorologiques) pour réduire les erreurs résiduelles après décodage.

- **SE (2 bits)** : Egal à 10 pour le premier fragment, 00 pour les fragments intermédiaires, et 01 pour le dernier fragment.
- **LT (2 bits)** : Dans le premier fragment, ce champ a la même signification que dans le cas non fragmenté. Dans les fragments intermédiaires et le dernier fragment, il est égal à 11 et indique qu'il faut considérer un label égal à celui présent dans le premier fragment.
- **GSE_Length (12 bits)** : Ce champ est présent dans tous les fragments et indique la longueur du paquet GSE (qui ne contient qu'un fragment de la PDU).
- **Frag_ID (8 bits)** : Ce champ est présent et de même valeur dans tous les fragments d'une même PDU. Il permet de savoir à quelle PDU appartient un fragment. Sa longueur d'un octet autorise donc l'encapsulation de 256 paquets en parallèle.
- **Total_Length (2 octets)** : Ce champ, présent uniquement dans le premier fragment, indique la taille totale de la PDU encapsulée (à laquelle sont ajoutées la taille du champ Label, la taille du champ Protocol_Type et la taille des potentielles extensions d'en-tête).
- **Protocol_Type (16 bits)** : Ce champ n'est présent que dans le premier fragment et à la même signification que dans le cas non fragmenté.
- **Label (0/3/6 octets)** : En cas de présence, ce champ n'apparaît que dans le premier fragment et n'est pas répété.
- **CRC (4 octets)** : Ce champ de 32 bits est placé à la fin du dernier fragment. Ce code (*Cyclic Redundancy Check*) contrôle si le réassemblage a été réalisé correctement (ordre, données manquantes, erreur de transmission).

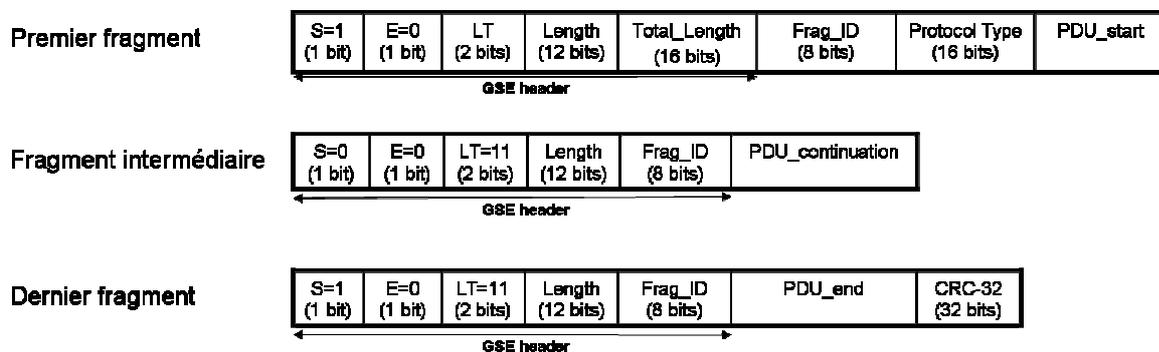


Figure 2-4: Encapsulation GSE avec fragmentation

2.1.1.3 Conclusion

La couche MPEG2-TS a longtemps été un frein à une encapsulation efficace d'IP. L'encapsulation sur la voie aller des systèmes satellite géostationnaires a beaucoup progressé grâce au protocole GSE qui est de loin la méthode la plus efficace parmi les solutions existantes [29][30], principalement car MPEG2-TS et sa signalisation ne sont plus nécessaires. La gestion de la fragmentation et du réassemblage de GSE adaptent les PDU encapsulées (paquets IP ou autres) à la couche physique utilisée (e.g. DVB-S2). GSE fournit donc un transport efficace d'IP sur la voie aller. De plus, la possibilité d'ajouter des options sans modifier le standard assure une évolutivité et une pérennité du standard. Enfin, le champ Frag_ID permet une encapsulation et une fragmentation en parallèle de 256 paquets. L'architecture IP/GSE est donc l'architecture de convergence que nous retiendrons pour la voie aller.

2.1.2 Encapsulation sur la voie retour/montante

Cette section analyse différentes solutions d'encapsulation d'IP sur le lien retour/montant DVB-RCS qui présente des caractéristiques différentes du lien aller. Nous considérons tour à tour les encapsulations MPE, ULE et la solution spécifique au lien retour AAL5/ATM [25][26]. Finalement, l'utilisation de GSE sur le lien retour est envisagée.

2.1.2.1 Caractéristiques du lien retour

Les caractéristiques et donc les besoins, sur la voie retour sont différents de ceux de la voie aller. En effet, elle permet un accès multiple aux terminaux satellite. Le partage des ressources radio repose sur une allocation dynamique de type MF-TDMA (*Multifrequency-Time Division Multiple Access*) et sur des algorithmes non définis dans la norme. Dans le but d'éviter le gaspillage des ressources, de permettre une plus grande flexibilité et un nombre important de terminaux, ces algorithmes requièrent des conteneurs physiques de petites tailles.

De plus, le lien retour est utilisé comme lien d'interactivité dans plusieurs cas (e.g. réseau d'accès à Internet présenté dans la section 1.3.1). En effet, malgré une expansion des applications pair à pair, le modèle client-serveur est encore utilisé pour une grande partie des applications (le protocole http reste la première source de trafic sur Internet [125]) induisant une dissymétrie du trafic. Le sens « *download* » véhicule plus de données en volume et en proportion alors que le sens « *upload* » véhicule plus de signalisation. La quantité de PDU courtes est également nettement supérieure sur la voie retour (e.g. les messages TCP ACK ou HTTP GET).

2.1.2.2 MPE/MPEG2-TS, ULE/MPEG2-TS et AAL5/ATM

La pile MPE/MPEG2-TS souffre d'une signalisation complexe et d'un *overhead* important (encapsulation MPE/MPEG2-TS avec l'insertion potentielle des couches LLC/SNAP).

La pile AAL5/ATM permet de se passer de MPEG2-TS, c'est la raison pour laquelle cette solution est souvent privilégiée pour le transport de paquets IP sur le lien retour/montant DVB-RCS. Cependant l'*overhead* engendré est encore plus important que pour l'encapsulation MPE/MPEG2-TS, notamment à cause de la petite taille des cellules ATM.

Enfin, même si cela n'est pas standardisé (ni dans le groupe TM-RCS ni dans le groupe IPDVB), il est envisageable d'utiliser ULE sur le lien retour. Cela réduirait considérablement l'*overhead*. Cependant ULE utilise MPEG2-TS, et n'autorise donc pas un transport optimisé d'IP.

S'inspirant des qualités d'ULE, GSE gère en plus la gestion de la fragmentation et permet de se passer de MPEG2-TS. GSE est donc un candidat à l'encapsulation d'IP sur la voie retour. Cette option est envisagée dans la section suivante.

2.1.2.3 IP/GSE/DVB-RCS

GSE réduit considérablement l'*overhead* induit et ne nécessite pas l'utilisation de MPEG2-TS. Néanmoins, GSE a été initialement développé pour la seconde génération de lien aller (DVB-S2). L'efficacité de GSE repose sur deux hypothèses fortes : une couche physique fournissant un lien QEF (*Quasi Error Free*) et des conteneurs physiques de grande taille. La vérification de ces hypothèses permet de rendre négligeable la longueur de l'en-tête de GSE. Or, ces propriétés ne sont plus valables dans le cas d'une voie retour (e.g. DVB-RCS). GSE présente alors plusieurs limitations pour une utilisation dans un tel contexte :

- L'*overhead* induit par GSE est trop important pour des petites PDU (*Protocol Data Unit*), comme les acquittements TCP (TCP ACK) ou les requêtes HTTP (HTTP GET). En effet, considérant un TCP ACK de 40 octets, l'en-tête minimum de GSE est de 4 octets, ce qui mène, au niveau 2, à 10% d'*overhead* (pourcentage encore plus élevé si des champs optionnels de GSE et/ou des mécanismes de compressions comme ROHC [35] sont utilisés

pour réduire la taille des données au niveau 2). Pour réduire cet *overhead*, il est possible d'utiliser des mécanismes de concaténation [36]. Cependant, ces mécanismes induisent un délai supplémentaire non souhaitable car le délai de propagation dans les réseaux de communication par satellite est déjà important et que, sur ces liens retours, le débit par terminal est le plus souvent relativement faible.

- GSE n'est pas adapté aux petits conteneurs physiques en raison de l'*overhead* important du mécanisme de fragmentation de GSE. En effet, l'en-tête GSE est d'au moins 7 octets pour le premier fragment d'une PDU (incluant le champ *Protocol_Type* et *Total_Length*), d'au moins 7 octets pour le dernier fragment (incluant un CRC-32 pour le contrôle d'intégrité lors du réassemblage), et d'au moins 3 octets pour les fragments intermédiaires.
- Le standard GSE ne considère pas les liens non QEF. Sur un lien non QEF, les *guidelines* de GSE [24] suggèrent d'utiliser un CRC-32 placé à la fin de chaque conteneur physique. Cependant, aucune signalisation n'est spécifiée pour indiquer cela. De plus, le niveau de cette redondance (4 octets) peut être trop élevé pour des petits conteneurs. Enfin, ce CRC-32 peut être redondant avec le CRC-32 utilisé pour le réassemblage.
- GSE permet uniquement l'utilisation d'une adresse destination dans son en-tête. Sur le lien aller (DVB-S2), GSE est utilisé pour des communications point à multipoint et seule une adresse de destination est nécessaire (la source étant nécessairement la Passerelle). Or, sur le lien retour, plusieurs topologies sont possibles : multipoint à point (mode étoilé) et multipoint à multipoint (mode maillé). L'adresse source peut alors être nécessaire pour le démultiplexage au niveau du récepteur (e.g. la Passerelle). Ce dernier utilise alors l'adresse source pour différencier les flux. Dans GSE, l'utilisation d'une extension est nécessaire pour pouvoir indiquer une adresse source.

Avec quelques ajustements (notamment en termes d'adressage), GSE serait utilisable sur la voie retour. Cependant, le standard GSE présente plusieurs limites pour de petits conteneurs physiques, des données courtes, et des liens non QEF (entre autres, son mécanisme de fragmentation est trop coûteux en termes d'*overhead*). GSE n'optimise pas le transport de paquets IP sur la voie retour. Un nouveau protocole d'encapsulation est donc nécessaire pour obtenir des fonctions et des performances similaires (à GSE sur DVB-S2) sur un lien retour (DVB-RCS, ou DVB-RCS2).

2.1.3 Conclusion

MPEG2-TS a longtemps limité l'efficacité de l'encapsulation de protocoles autre que les flux vidéos MPEG2. Le standard GSE représente une grande avancée en se passant de la couche MPEG2-TS pour fournir une encapsulation générique et efficace. Si l'encapsulation GSE semble satisfaisante pour le lien aller, GSE et les autres solutions d'encapsulations sur la voie retour (MPE/MPEG2-TS, AAL5/ATM) montrent plusieurs limites pour le transport de paquets IP (et d'autres protocoles). Nous ne retiendrons donc pas l'architecture IP/GSE comme architecture de convergence pour la voie retour. Un nouveau protocole d'encapsulation doit être spécifié pour la voie retour (Figure 2-5).

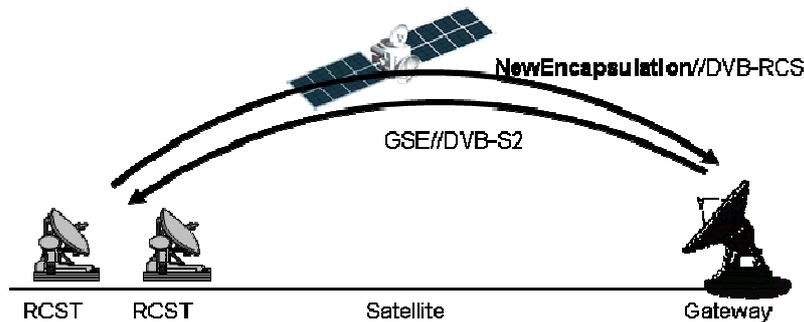


Figure 2-5: Nouvelle encapsulation pour la voie retour

2.2 Nouveaux mécanismes d'encapsulation pour la voie retour

Comme nous venons de le voir, pour optimiser le transport de paquets IP sur le lien retour, un nouveau mécanisme d'encapsulation est requis. La première étape du travail consiste à identifier plus précisément les besoins [37]. Nous introduisons ensuite les différentes propositions envisagées au sein du groupe de travail TM-RCS [38][39]. Enfin, nous présentons plus en détail la solution que nous avons proposée et qui a largement contribué au standard publié par le groupe de travail et présenté en dernier lieu.

2.2.1 Les besoins pour une nouvelle encapsulation

Ces besoins s'expriment en termes de signalisation, flexibilité, adressage et évolutivité. Les spécificités des systèmes maillés, qui sont de plus en plus utilisés dans des systèmes ouverts (connectés à Internet par exemple), doivent également être considérés.

2.2.1.1 Les besoins pour un lien retour de type DVB-RCS ou DVB-RCS2

Signalisation :

Un transport efficace d'IP passe par une réduction de la signalisation par paquet (en-tête) ainsi que par une réduction de la signalisation hors bande (e.g. pour la configuration du niveau 2). Ces propriétés sont d'autant plus importantes sur le lien retour que les ressources radios sont partagées et que les conteneurs physiques sont de tailles inférieures à ceux de la voie aller. En plus des performances, la réduction de la signalisation augmente l'interopérabilité entre les différentes implantations et configurations. Pour répondre aux besoins en termes de signalisation, le nouveau protocole d'encapsulation doit :

- réduire la signalisation par paquet au minimum ;
- nécessiter un minimum de signalisation hors bande (aucune dans l'idéal).

Flexibilité :

Le protocole d'encapsulation doit évidemment permettre l'encapsulation des paquets IP. Cependant, dans la mesure où tous les services et toutes les architectures ne sont pas fondés sur IP, il est préférable d'autoriser l'encapsulation et le multiplexage de plusieurs protocoles. Cela autorise par exemple l'encapsulation d'une architecture de convergence de type IP/MPLS présentée dans la thèse d'E. Dubois [3], ou encore d'envisager des évolutions pour de futurs systèmes.

Par ailleurs, les liens retours ne sont pas forcément QEF (e.g. DVB-RCS, DVB-RCS+M [13]). Un mécanisme supplémentaire (par rapport à l'encapsulation sur le lien aller) doit donc être mis en place pour assurer une très faible probabilité de transmission de paquets erronés à la couche supérieure.

De plus, selon le contexte et le lien retour considérés, les conteneurs physiques peuvent être de structure (taille constante ou variable) et de taille différentes. Typiquement, le protocole doit être adapté aux petits conteneurs, même si de grands conteneurs doivent pouvoir être pris en compte

(comme dans les potentiels futurs systèmes DVB-S2 bidirectionnels). Par conséquent, le protocole doit fournir un mécanisme de fragmentation qui soit efficace (peu d'*overhead*) et adapté à des tailles variables de conteneurs physiques.

Enfin, comme GSE est le standard actuel pour l'encapsulation sur la voie aller, le nouveau protocole d'encapsulation devrait fournir la même interface à la couche 3 que GSE, c'est-à-dire, les mêmes types d'adresses, les mêmes longueurs de données, et les mêmes options de QoS (qualité de service).

Pour répondre aux besoins en termes de flexibilité, le nouveau protocole doit :

- permettre une encapsulation de n'importe quel protocole ;
- fonctionner sur n'importe quel type de couche physique (QEF ou non) ;
- être efficace avec n'importe quelle taille de conteneur physique ;
- fonctionner avec le mécanisme d'encapsulation du lien aller (i.e. GSE) ;
- fournir un mécanisme de fragmentation efficace et flexible.

Adressage :

Dans l'optique d'une convergence vers IP, le protocole d'encapsulation joue le rôle de niveau 2. Si un adressage de niveau 2 est requis, c'est ce protocole qui doit le fournir. Sur le lien aller (DVB-S2), GSE est utilisé pour des communications point à multipoint et seule une adresse de destination est requise (la source étant nécessairement la Passerelle). Sur le lien retour, plusieurs topologies sont possibles : multipoint à point (mode étoilé) et multipoint à multipoint (mode maillé). Le cas maillé est traité dans la section suivante. Dans le cas d'une communication multipoint à point, pour que la destination, en l'occurrence la Passerelle, puisse démultiplexer les flux et réassembler les paquets, le protocole d'encapsulation doit :

- fournir un mécanisme pour identifier la source.

Evolutivité :

Pour assurer la pérennité d'une architecture ou d'un protocole, des évolutions et de nouvelles options doivent pouvoir être intégrées facilement. Cela est d'autant plus important dans les systèmes satellite où le retour sur investissement peut n'apparaître qu'à long terme. Pour garantir cette pérennité, le protocole d'encapsulation doit :

- permettre l'utilisation d'extensions d'en-tête (comme dans ULE et GSE [40]).

2.2.1.2 Considérations spécifiques aux systèmes maillés avec OBP (On-Board Processor)

Dans cette partie, nous considérons le cas des communications maillées réalisées avec une commutation à bord du satellite. Cette commutation peut être réalisée au niveau 1, 2 ou 3.

Commutation à bord de niveau 1 :

Les premiers systèmes autorisant des communications maillées sans double bond utilisaient un satellite capable d'effectuer de la commutation au niveau 1. La Figure 2-6 donne les piles protocolaires d'un tel système. Ce type d'architecture permet d'avoir une charge utile simple. Cependant, cela est incompatible avec l'utilisation de technologies différentes sur les liens montant et descendant comme c'est le cas avec le DVB-S2 et le DVB-RCS. De plus, ces systèmes ne fournissent pas une grande flexibilité. La commutation est configurée statiquement sur le satellite (DTP – *Digital Transparent Processor*) [41] ou par exemple en envoyant de la signalisation en amont des données pour configurer la commutation à bord (e.g. le projet ULISS [42]).

Il n'y a donc pas de besoin supplémentaire en termes d'encapsulation pour le cas d'une commutation à bord de niveau 1 par rapport à ceux décrits dans la section 2.2.1.1.

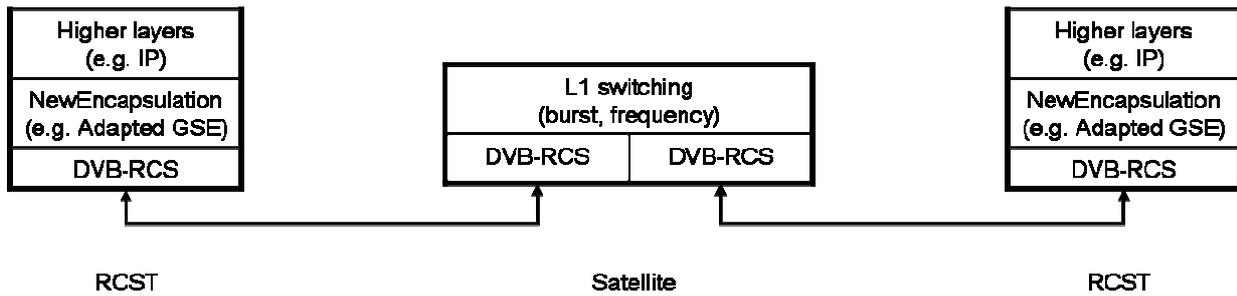


Figure 2-6: Piles protocolaires pour une commutation à bord de niveau 1

Commutation à bord de niveau 2 :

Des systèmes plus dynamiques sont apparus avec les OBP de niveau 2. Un satellite embarquant un OBP de niveau 2 peut effectuer la commutation sur l'adresse destination de niveau 2. Un exemple de piles protocolaires est donné sur la Figure 2-7. Pour pouvoir effectuer cette commutation sur chaque PDU de niveau 2, le satellite a besoin d'identifier la destination. Cette propriété est fondamentale pour ne pas avoir à remonter au niveau 3 pour effectuer la commutation. Au niveau du récepteur, l'identification de la source est nécessaire pour pouvoir réaliser le réassemblage. De plus, comme les encapsulations utilisées sur le lien montant et sur le lien descendant sont potentiellement différentes, le satellite doit traduire l'encapsulation montante en encapsulation descendante. Par conséquent, il est préférable d'avoir des encapsulations proches sur le lien montant et sur le lien descendant.

Pour permettre une commutation à bord de niveau 2, le nouveau protocole d'encapsulation doit :

- spécifier un mécanisme pour pouvoir identifier la destination de chaque fragment, c'est-à-dire de chaque PDU de niveau 2 (en plus du mécanisme nécessaire pour identifier la source) ;
- être aussi proche que possible de GSE.

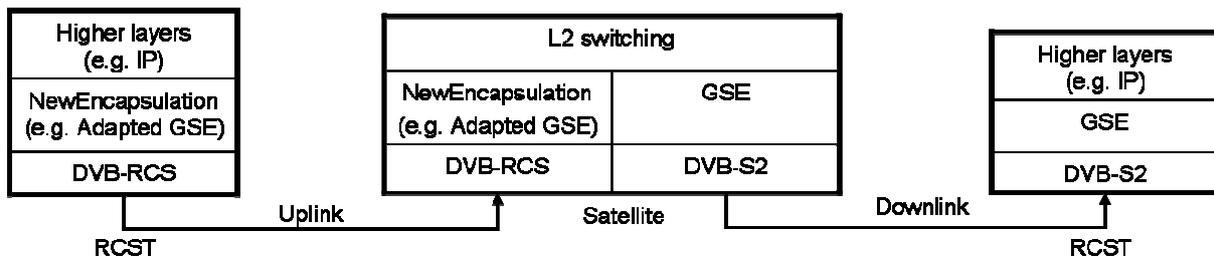


Figure 2-7: Piles protocolaires pour une commutation à bord de niveau 2

Commutation à bord de niveau 3 :

Enfin, il est envisageable d'utiliser des satellites embarquant des OBP de niveau 3. La commutation à bord peut alors être réalisée en fonction de l'adresse destination de niveau 3 (i.e. l'adresse IP destination). Un exemple de piles protocolaires d'un tel système est donné sur la Figure 2-8. Dans ce cas, un mécanisme est nécessaire pour obtenir l'adresse de niveau 2 de la destination. Pour cela, plusieurs méthodes sont envisageables [43]. Cependant, les routeurs IP embarqués (OBP de niveau 3) n'en sont qu'à leur stade expérimental [44][45][46][47][48] et leur déploiement commercial semble compromis pour de nombreuses années encore en raison de leur coût rédhibitoire. Nous reviendrons sur ce sujet dans le chapitre 4.

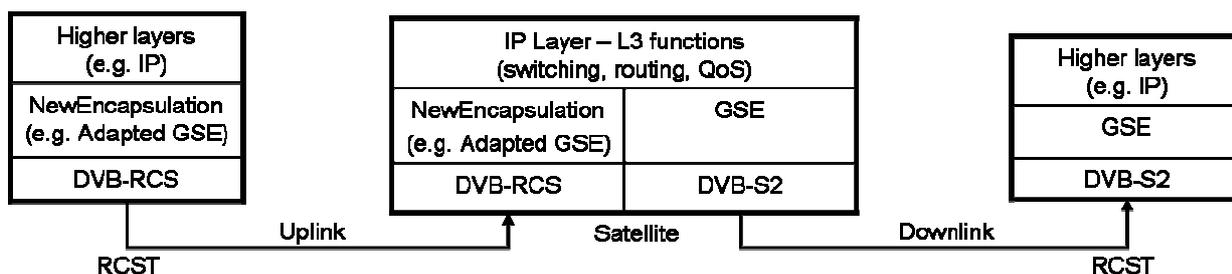


Figure 2-8: Piles protocolaires pour une commutation à bord de niveau 3

2.2.2 Introduction aux différentes propositions

Dans le cadre du développement du DVB-RCS2 (*Call for Technologies Next Generation DVB-RCS* [49]), plusieurs protocoles d'encapsulation ont été proposés. Nous en donnons ici un rapide aperçu ainsi que de la solution qui en est le « compromis ».

RGSE est issue de l'agence spatiale allemande (DLR). Cette solution est optimisée pour les conteneurs physiques de petite taille, et fournit des tailles d'en-tête minimales. La configuration et la signalisation restent complexes.

GSEng [50] provient de l'université de Salzburg (UoS). Cette solution ne nécessite aucune signalisation hors bande ni aucune configuration. La lecture de l'en-tête suffit pour interpréter complètement le paquet. GSEng est totalement indépendant de la technologie sous-jacente. La conséquence en est un *overhead* important.

GSE-Alt [51] est la proposition que nous avons effectuée en collaboration avec l'université d'Aberdeen (UoA)¹. Cette solution est indépendante de la technologie sous-jacente et ne nécessite aucune configuration ou signalisation hors bande. Elle est décrite dans la section 2.2.3 de cette thèse.

RLE [52] est la solution spécifiée par le DLR et qui intègre des concepts venant des différentes propositions listées ci-dessus, comme illustré sur la Figure 2-9.

Enfin, après de légères modifications de RLE (principalement des modifications de vocabulaire et une séparation en plusieurs sous couches), le TM-RCS a spécifié l'encapsulation de la seconde génération de voie retour satellite dans le « *blue book* » (première version avant normalisation) du DVB-RCS2 [15] (partie 7.2 *Return Link Medium Access Control*). Cette encapsulation est décrite dans la section 2.2.4 de cette thèse.

¹ Les différentes idées et la rédaction de la spécification de ce protocole sont le fruit de nombreuses discussions et travaux entre Gorry Fairhurst (UoA), Cédric Baudoin (TAS-F) et moi-même.

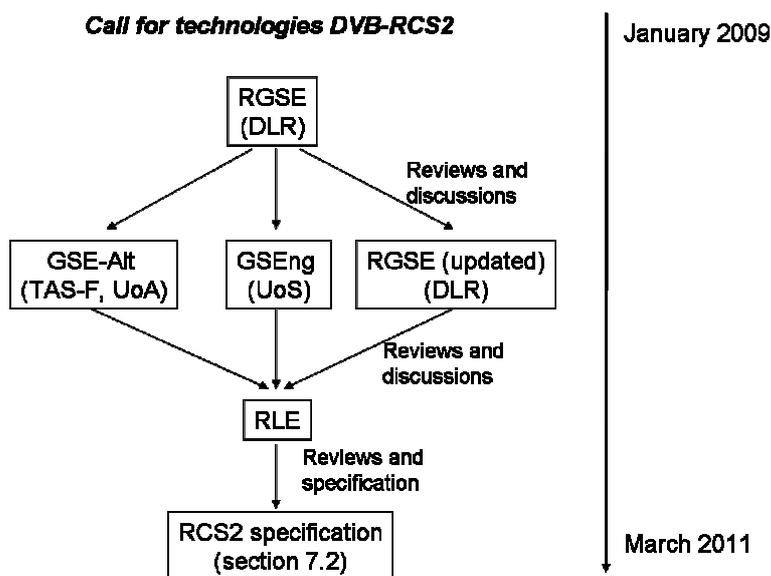


Figure 2-9: Processus de normalisation de l'encapsulation du DVB-RCS2

2.2.3 Le protocole GSE-Alt

Nous allons maintenant décrire le protocole GSE-Alt que nous avons spécifié en collaboration avec l'université d'Aberdeen. Nous donnons ici les principes fondamentaux du protocole ainsi que les points communs et les différences avec le protocole GSE. L'objectif est de spécifier un protocole qui permette le transport de paquets IP sur la voie retour des systèmes satellite géostationnaires, c'est-à-dire qui satisfasse toutes les contraintes décrites dans la section 2.2.1. En particulier, le protocole spécifié doit être aussi proche que possible de GSE.

2.2.3.1 Principe

Comme pour GSE (Figure 2-2), les PDU (e.g. IPv4, IPv6) sont encapsulées et si besoin fragmentées dans un ou plusieurs paquets GSE-Alt. Les paquets GSE-Alt sont ensuite placés dans les conteneurs physiques du lien retour (e.g. DVB-RCS, DVB-RCS2). Notons que pour des raisons de flexibilité concernant l'ordonnancement, comme pour GSE, plusieurs PDU peuvent être fragmentées et encapsulées en même temps. En effet, cela permet de suspendre une fragmentation en cours pour fragmenter et envoyer un paquet plus prioritaire.

2.2.3.2 Format des paquets

Format pour l'encapsulation d'un paquet sans fragmentation :

Le format d'encapsulation sans fragmentation est donné sur la Figure 2-10. Chaque paquet est formé d'un en-tête et de la partie donnée qui contient la PDU encapsulée. Le protocole étant largement inspiré de GSE, nous ne détaillons ci-après que les champs dont l'utilisation diffère de GSE.

- **T (1 bit)** : Indique si le champ Protocol_Type est utilisé ou si le protocole encapsulé est le protocole par défaut.
- **Protocol_Type (0/16 bits)** : Ce champ indique le numéro du protocole encapsulé (il permet aussi d'indiquer des extensions d'en-tête pour l'utilisation de mécanismes supplémentaires). Ce champ est optionnel et présent uniquement si le bit T est positionné à 0.

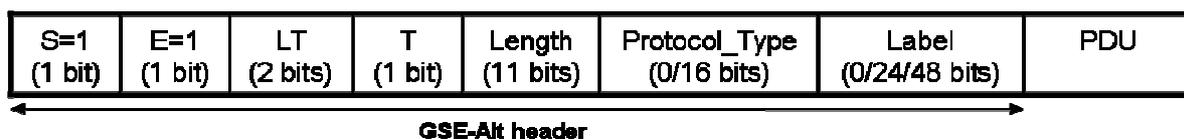


Figure 2-10: Encapsulation GSE-Alt sans fragmentation

Format pour l'encapsulation d'un paquet avec fragmentation :

Comme pour GSE, dans le cas où la fragmentation de la PDU est nécessaire, on distingue 3 types de paquets GSE-Alt : le premier fragment d'une PDU, les fragments intermédiaires et le dernier fragment de la PDU (comme illustré sur la Figure 2-11). Les champs dont l'utilisation diffère de celle de GSE sont détaillés ci-après.

- **LT (2 bits)** : Présent dans tous les fragments, ce champ a la même signification que dans le cas non fragmenté.
- **C (1 bit)** : Ce champ est présent uniquement dans le premier fragment, il indique si un CRC-32 a été placé à la fin du dernier fragment.
- **CC (5 bits)** : Ce champ (*Continuity Counter*) est présent dans les fragments intermédiaires et dans le dernier fragment. Local à une source et à un Frag_ID, il est incrémenté à chaque émission d'un fragment de la PDU identifiée par le Frag_ID. Ce compteur permet de contrôler l'ordre et la bonne réception de tous les fragments d'une PDU.
- **Label (0/3/6 octets)** : Ce champ peut être présent uniquement dans le premier fragment ou dans tous les fragments. Ce label peut être utilisé pour transporter des informations sur la source, la destination ou les deux.
- **CRC (4 octets)** : Ce champ de 32 bits est placé à la fin du dernier fragment si le bit C est positionné à 1. Ce code de redondance (*Cyclic Redundancy Check*) contrôle si le réassemblage s'est exécuté correctement (ordre, données manquantes, erreur de transmission).

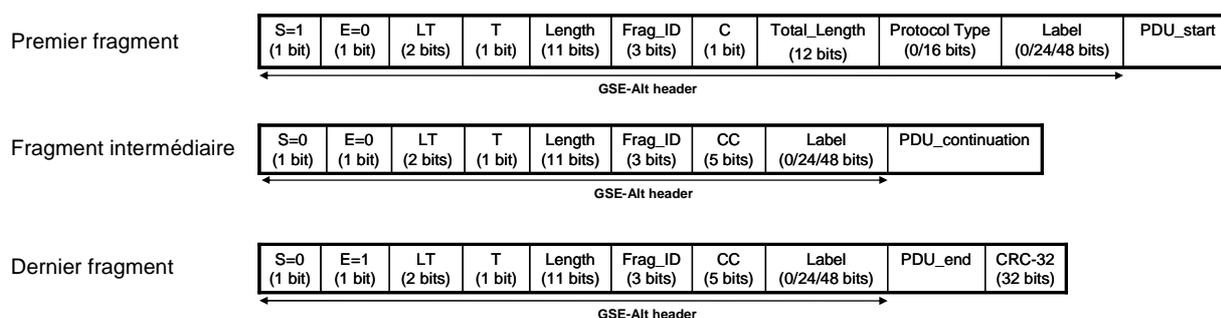


Figure 2-11: Encapsulation GSE-Alt avec fragmentation

2.2.3.3 Différences majeures avec GSE

GSE-Alt reste très proche de GSE. Cependant des modifications ont été apportées pour optimiser son utilisation sur le lien retour. Certaines modifications concernent l'en-tête général (notamment l'adressage) mais beaucoup d'entre elles concernent le mécanisme de fragmentation. En effet, l'*overhead* induit par le mécanisme de fragmentation est le défaut principal de GSE pour une utilisation dans un contexte de voie retour.

Réduction de l'en-tête : le bit T et le champ Protocol_Type

Le bit T permet de rendre le champ Protocol_Type optionnel (champ qui était obligatoire dans GSE). Dans le cas où le champ Protocol_Type n'est pas présent, cela signifie que le protocole encapsulé est le protocole par défaut. Ce protocole par défaut peut par exemple être fixé pour un

système satellite donné, ou indiqué par le NCC au moment de la phase de Logon. Cela permet d'économiser 2 octets par PDU encapsulée dans la plupart des cas. En effet, pour un système donné un seul type de PDU est généralement utilisé (e.g. IPv4, Ethernet). Cette modification contribue à l'optimisation de l'intégration et du transport de paquets IP.

Réduction de l'en-tête : longueur du champ Length

La longueur du champ Length est réduite à 11 bits (au lieu de 12 dans GSE), cela permet de récupérer un bit pour le champ T (voir ci-dessus). La longueur maximum qui peut être encapsulée sans fragmentation est donc réduite à 2Ko (contre 4Ko pour GSE). Cela reste toutefois suffisant pour encapsuler des paquets IP de 1500 octets sans fragmentation dans le cas où la partie données du conteneur physique est assez grande, et cela même s'il y a des niveaux intermédiaires d'encapsulation entre IP et GSE-Alt comme MPLS ou Ethernet par exemple.

Adressage : le champ Label dans les fragments

Le champ Label peut être présent dans tous les fragments, alors que dans GSE, il ne pouvait être présent que dans le premier fragment. Dans le contexte d'une convergence vers IP, cette propriété est fondamentale si l'on considère un OBP de niveau 2. En effet, dans ce cas, le satellite joue le rôle de commutateur de niveau 2. GSE-Alt doit donc jouer le rôle de niveau 2 à part entière. L'adressage et la commutation de niveau 2 doivent donc être effectués au niveau de GSE-Alt et cela sans remonter au niveau 3, c'est-à-dire sans réassembler les paquets IP. La commutation à bord du satellite est alors réalisée sur chaque fragment (c'est-à-dire sur chaque PDU de niveau 2). Cette modification permet à GSE-Alt de remplir sa fonction d'adressage en tant que couche de niveau 2.

Réduction de l'overhead de fragmentation : longueur du champ Frag_ID

Le champ Frag_ID est réduit à 3 bits (au lieu d'un octet dans GSE). Ce champ étant géré localement par chaque terminal, cela réduit à 8 le nombre de PDU qui peuvent être encapsulées en parallèle par un terminal. Cela est suffisant pour assurer le bon fonctionnement de la grande majorité des mécanismes de QoS des couches supérieures (utilisant généralement au plus 8 files d'attente). Cette modification contribue à l'optimisation de l'intégration et du transport de paquets IP.

Réduction de l'overhead de fragmentation : le bit C, l'utilisation du CRC-32 de réassemblage et le champ CC :

Le bit C rend optionnel le CRC-32 de réassemblage (alors que GSE utilise systématiquement le CRC-32 lorsqu'il y a fragmentation). En effet, un CRC-32 (4 octets) peut s'avérer trop grand pour la protection d'une petite PDU. De plus, dans le cas où une protection est déjà réalisée au niveau physique (e.g. via un CRC-32), cela évite une double protection. Le champ CC est local à chaque PDU encapsulée (i.e. indépendant d'une PDU à une autre). La valeur est incrémentée à chaque fragment, cela permet, au moment du réassemblage, de contrôler l'ordre et la bonne réception des fragments. Ces modifications permettent de contrôler l'intégrité des données transmises à la couche IP et contribuent à l'optimisation de l'intégration d'IP.

Longueur du champ Total_Length :

La longueur du champ Total_Length est réduite à 12 bits (au lieu de 16 dans GSE). La valeur de la MTU (*Maximum Transfert Unit*) de GSE-Alt fournie aux couches supérieures est donc de 4Ko, ce qui est suffisant pour encapsuler des grandes trames Ethernet (*jumbo frames*). Si cette taille est dépassée, la couche supérieure (e.g. IP) devra effectuer une fragmentation pour respecter cette MTU.

2.2.4 Solution retenue dans le DVB-RCS2

Cette partie décrit la solution retenue dans le DVB-RCS2 [15] (partie 7.2. *Return Link Medium Access Control*) à laquelle nous avons contribué (en particulier au travers de la définition de GSE-Alt). Pour écrire cette spécification, le groupe de travail TM-RCS a apporté de légères

modifications à la spécification de RLE (principalement des modifications de vocabulaire et une séparation en plusieurs sous couches).

2.2.4.1 Principe

Dans le DVB-RCS2, l'encapsulation est divisée en trois sous-couches (ALPDU, PPDU et FPDU) comme illustré sur la Figure 2-12. La dernière sous-couche (FPDU) est à la limite de la couche 2 (accès) et de la couche 1 (physique). Les sous-couches ne sont pas dissociables. Notons que pour des raisons de flexibilité concernant l'ordonnancement, comme pour GSE et GSE-Alt, plusieurs PDU peuvent être fragmentées et encapsulées en parallèle.

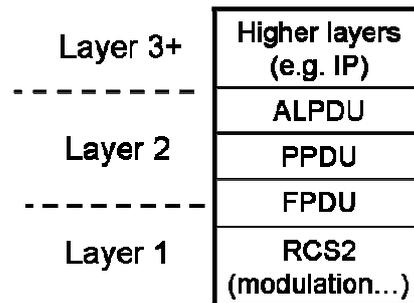


Figure 2-12: Encapsulation du DVB-RCS2

2.2.4.2 Formats et fonctionnement

Encapsulation ALPDU :

La première sous-couche d'encapsulation place la PDU de niveau supérieur dans une ALPDU (*Adressed Link PDU*) avec la possibilité d'ajouter les champs optionnels Protocol_Type et ALPDU_Label comme illustré sur la Figure 2-13. Le champ Protocol_Type peut être de 1 ou 2 octets (selon que l'on utilise le numéro de protocole ou une version compressée de celui-ci). Le champ ALPDU_Label est de longueur variable entre 0 et 15 octets (cette longueur est précisée dans l'encapsulation suivante). Ce champ permet d'attacher un label à la PDU encapsulée.

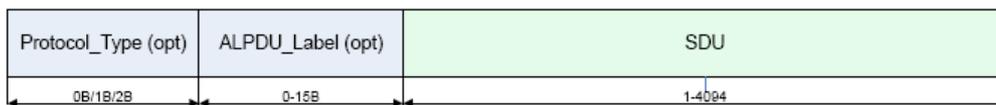


Figure 2-13: Encapsulation ALPDU (source : [15])

Encapsulation PPDU :

La seconde encapsulation, qui place l'ALPDU dans une PPDU (*Payload-adapted PDU*), est l'encapsulation principale. Elle gère notamment la fragmentation et l'adaptation aux couches inférieures. On distingue donc 4 types de PPDU. Les PPDU qui contiennent une ALPDU entière, et les trois types de PPDU qui contiennent un premier fragment, un fragment intermédiaire ou un dernier fragment de l'ALPDU, comme illustré sur la Figure 2-14.

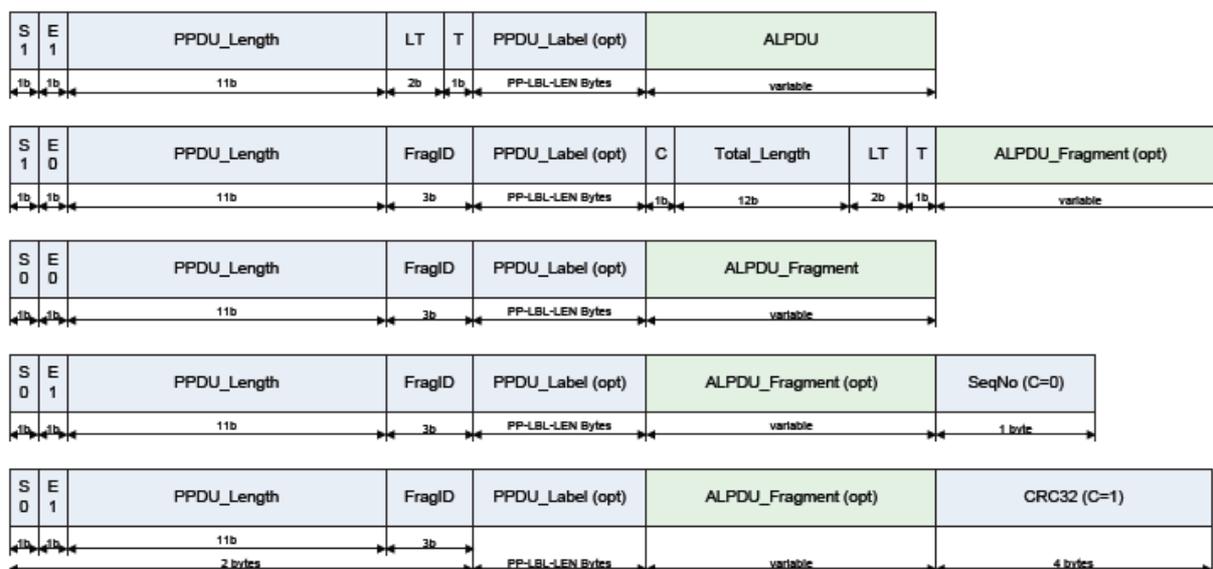


Figure 2-14: Encapsulation PPDU (source : [15])

Nous détaillons ci-après les champs dont l'utilisation diffère de notre proposition GSE-Alt.

- **LT (2 bits)** : Ce champ indique le type du champ ALPDU_Label. Pour que le champ ALPDU_Label puisse être correctement interprété, des informations supplémentaires provenant du NCC sont nécessaires. Ce champ est absent des fragments intermédiaires et du dernier fragment.
- **T (1 bit)** : Indique si le champ Protocol_Type (de l'ALPDU) est utilisé ou si le protocole encapsulé est le protocole par défaut. Ce champ est positionné à 1 dans les fragments intermédiaires et dans le dernier fragment.
- **PPDU_Label (longueur paramétrable)** : Ce champ optionnel peut être présent dans tous les types de PPDU. Le format de ce champ peut être fourni par l'encapsulation suivante ou indiqué par le NCC.
- **C (1 bit)** : Ce champ est présent uniquement dans le premier fragment. Il indique si un CRC-32 ou un numéro de séquence (SeqNo) a été placé à la fin du dernier fragment.
- **SeqNo (1 octet)** : Ce champ de 8 bits est présent et placé à la fin du dernier fragment si le bit C est positionné à 0. La valeur de ce champ est incrémentée indépendamment pour chaque valeur de Frag_ID. Elle est incrémentée pour chaque ALPDU encapsulée (pour un Frag_ID donné). Il permet de se rendre compte de la perte d'un dernier fragment d'ALPDU.

Encapsulation FPDU :

La troisième et dernière encapsulation place une ou plusieurs PPDU dans une FPDU (*Frame PDU*). Un CRC est placé à la fin de la FPDU. Ce CRC est soit un CRC-32 s'il s'agit de données, soit un CRC-16 s'il s'agit de signalisation interne (e.g. Logon). Remarquons que ce CRC est calculé après la dispersion d'énergie¹. Deux champs optionnels peuvent être ajoutés (les champs PM – *Payload header Map* – et *Payload_Label*), comme décrit sur la Figure 2-15. Le champ optionnel PM long d'un octet indique la longueur (sur 4 bits) du champ *Payload_Label* et la longueur (sur 4 bits) du *PPDU_Label*. Le champ *Payload_Label* a donc une longueur comprise entre 0 et 15 octets.

¹ La dispersion d'énergie est un procédé qui consiste à éviter les longues séquences de 1 et de 0 (qui ont principalement deux conséquences néfastes : des pics d'énergie à certaines fréquences et des longues séquences sans transition). Le polynôme (c'est-à-dire l'algorithme) utilisé pour « casser » les séquences de 1 et de 0 est connu par l'émetteur et le récepteur (ce polynôme est fixé par la norme).

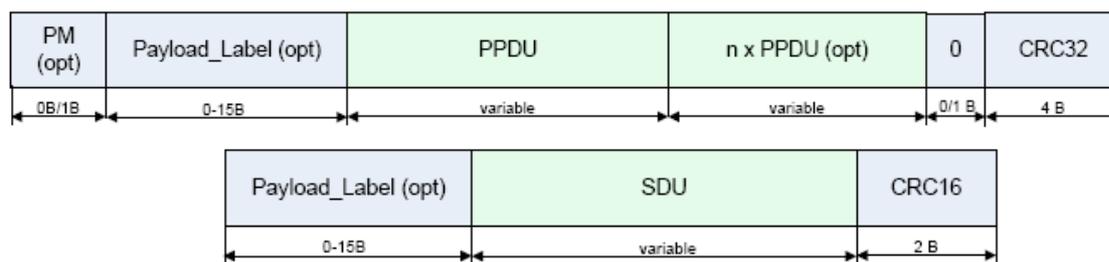


Figure 2-15: Encapsulation FPDU (source : [15])

2.2.5 Analyse comparative de GSE-Alt et de la solution retenue dans le DVB-RCS2

Pour effectuer cette comparaison, nous prenons en considération plusieurs critères correspondant à nos objectifs en termes de convergence vers IP d'une part, et des critères de pérennité d'autre part.

2.2.5.1 Evolutivité et généricité

Dans un souci de pérennité, l'évolutivité et la généricité sont des critères primordiaux. Pour les deux propositions comparées ici, l'évolutivité est assurée par l'utilisation du mécanisme d'extension d'en-tête qui permet de spécifier facilement de nouvelles options et fonctionnalités. Concernant la généricité, bien que notre objectif premier soit de transporter des paquets IP, il est préférable de pouvoir transporter d'autres types de paquets pour deux raisons : premièrement pour pouvoir facilement être déployé dans des systèmes où certains services non fondés sur IP sont déjà présents, mais aussi pour pouvoir transporter des données issues de couches intermédiaires potentielles entre IP et la couche d'encapsulation (par exemple MPLS). Par ailleurs, l'indépendance vis-à-vis de la couche physique (respect de l'indépendance des couches) permet une adaptation facile de la couche 2 à diverses couches physiques et donc à un plus grand nombre de systèmes.

GSE-Alt a été spécifié dans le respect de ces critères puisque ce sont nos objectifs. En effet, même si nous avons pris en compte les propriétés générales de la voie retour des systèmes de communication par satellite, GSE-Alt est indépendant des couches sous-jacentes (DVB-RCS, DVB-RCS2).

Ce n'est pas aussi simple pour la solution d'encapsulation décrite dans le DVB-RCS2. Tout d'abord la couche FPDU doit être considérée comme une sous-couche de la couche physique. En effet, l'en-tête (champs PM et *Payload_label*) et l'en-queue (CRC-16 ou CRC-32) sont placés au début et à la fin du conteneur physique. De plus, le CRC est calculé après la dispersion d'énergie qui est une fonction de la couche physique. Or cette sous-couche (FPDU) peut contenir des informations (longueur du champ PDU_Label) concernant la sous-couche supérieure (PPDU) et rend donc le niveau 2 (ALPDU et PPDU) dépendant de la couche physique du DVB-RCS2.

En termes de généricité, les deux solutions permettent d'encapsuler n'importe quel type de PDU. En revanche, notre proposition (GSE-Alt) étant totalement indépendante du système considéré, elle est plus générique que la solution retenue dans le DVB-RCS2 qui ne s'applique à aucun autre cadre que le DVB-RCS2 sans modification majeure.

2.2.5.2 Adressage et commutation

Dans l'optique d'une convergence vers IP et du transport de paquets IP, la couche d'encapsulation joue le rôle de niveau 2. Elle doit donc gérer l'adressage de niveau 2, notamment pour permettre d'effectuer la commutation sans remonter au niveau supérieur (niveau IP). Dans les deux propositions, des adresses sources et/ou destination de différents formats (entre autres les formats 0/3/6 octets de GSE) sont utilisables. Les 2 méthodes d'encapsulation permettent de positionner ces labels par conteneur physique, par fragment ou par PDU encapsulée et autorisent

donc une commutation (éventuellement à bord du satellite) par paquet, par fragment ou par conteneur physique.

2.2.5.3 Complexité et généricité

L'interopérabilité est aussi un critère important de pérennité. GSE-Alt ne demande pas de configuration particulière des différents éléments du réseaux l'utilisant, la lecture de l'en-tête suffit pour déduire le format des paquets GSE-Alt. Les éléments du réseau utilisant GSE-Alt fonctionnent donc indépendamment les uns des autres. En revanche, dans la spécification de l'encapsulation du DVB-RCS2, plusieurs paramètres (e.g. longueur et format des champs PPDU_Label et ALPDU_Label) peuvent être configurés par le NCC. Par conséquent, la seule lecture des en-têtes ne suffit pas à déduire le format des paquets. Cette configuration implique une complexité accrue et une dépendance supplémentaire vis-à-vis du système considéré.

2.2.5.4 Compatibilité avec GSE

Considérant une architecture du type IP/GSE, la compatibilité entre le niveau 2 du lien aller et du lien retour est un critère important, notamment dans les systèmes avec OBP de niveau 2, comme décrit dans la section 2.2.1. Les deux méthodes d'encapsulation sont différentes de GSE, mais permettent une traduction simple. L'adressage GSE est en particulier compatible avec l'adressage fourni par les deux méthodes d'encapsulation ; le calcul du CRC-32 de fragmentation des deux encapsulations est identique à celui de GSE.

2.2.5.5 Performances

Comme nous l'avons montré dans plusieurs documents [38][39] et comme l'a montré une étude ESA [53], les performances des différentes approches sont très semblables. Le Tableau 2-1 donne la longueur des en-têtes (et en-queues) de GSE-Alt, de la solution retenue dans le DVB-RCS2 et de GSE dans le cas où aucun label n'est utilisé et le champ Protocol_Type supprimé (pour GSE-Alt et le DVB-RCS2).

Tableau 2-1: Comparaison d'en-tête des mécanismes d'encapsulation

	GSE-Alt	Encapsulation DVB-RCS2	Encapsulation GSE
Non fragmenté	2 octets	2 octets	4 octets
1 ^{er} fragment	4 octets	4 octets	7 octets
Fragment intermédiaire	3 octets	2 octets	3 octets
Dernier fragment (pas de CRC-32/CRC-32)	3 octets / 7 octets	3 octets / 6 octets	7 octets (CRC-32 obligatoire)

GSE-Alt et l'encapsulation du DVB-RCS2 induisent donc moins d'*overhead* que GSE. GSE-Alt engendre 1 octet d'en-tête supplémentaire pour le fragment intermédiaire et 1 octet d'en-tête supplémentaire pour le dernier fragment que l'encapsulation DVB-RCS2 dans le cas où le CRC-32 est utilisé. Les différentes études citées ci-dessus que nous avons réalisées ainsi que les nombreuses discussions que nous avons eues avec le groupe de travail TM-RCS nous ont permis de conclure que les différences étaient minimes (de l'ordre de 1-2% selon la taille des conteneurs physiques et le type de PDU encapsulé). La conclusion est qu'une si petite différence ne peut être un critère de choix entre les différentes propositions. Les deux histogrammes suivants (Figure 2-16 et Figure 2-17) donnent une comparaison des *overhead* produits par les différentes méthodes d'encapsulation pour la voie retour DVB-RCS dans le cas d'envoi de flux VoIP (pour le cas des *bursts* de taille 376 et 1504 octets et pour les différentes tailles de label possibles). L'encapsulation du DVB-RCS2 et RLE engendrent le même overhead. GSE-Alt et l'encapsulation du DVB-RCS2 permettent de

réduire nettement l'overhead en comparaison des méthodes utilisant MPEG2-TS. RLE fournit de meilleures performances que GSE-Alt.

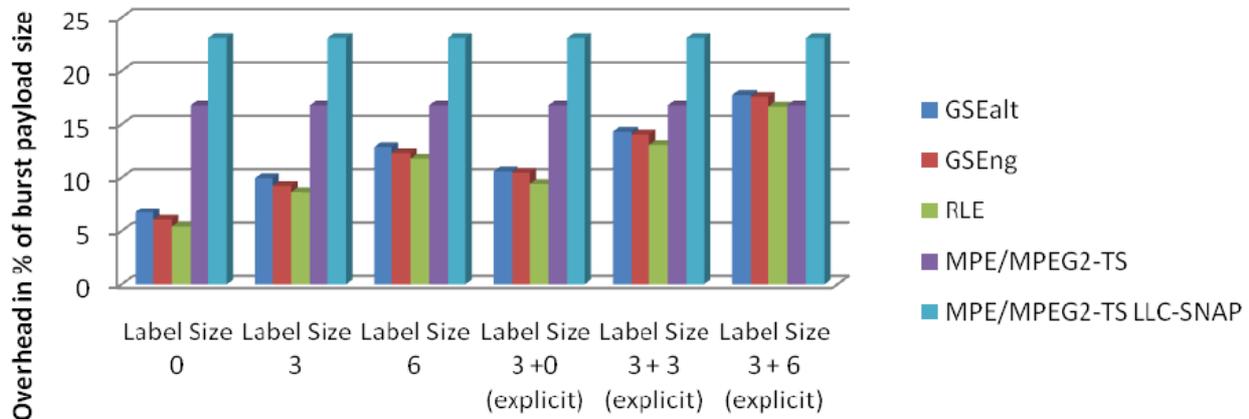


Figure 2-16: *Overhead* engendré pour des *bursts* de taille 376 octets (source : [53])

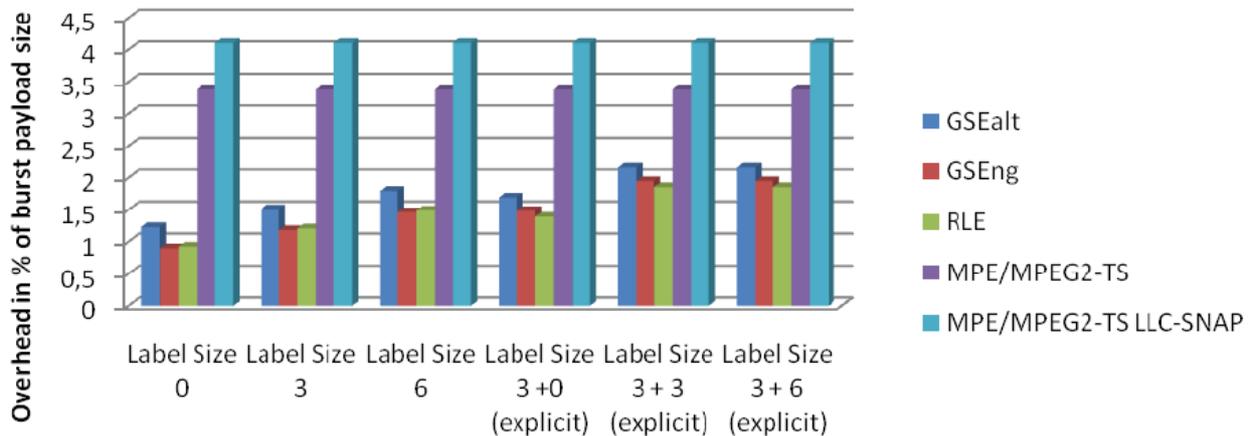


Figure 2-17: *Overhead* engendré pour des *bursts* de taille 1504 octets (source : [53])

2.3 Conclusion et perspectives sur l'encapsulation d'IP dans les systèmes de communication par satellite

GSE représente une rupture pour l'encapsulation dans les systèmes de communication par satellite. En effet, GSE ne requiert plus l'utilisation de la couche MPEG2-TS et autorise une encapsulation générique optimisée. L'architecture de convergence IP/GSE répond clairement à une partie de nos objectifs. En effet, le transport de paquets IP est optimisé grâce à l'encapsulation GSE, l'intégration aisée de n'importe quel service est assurée par la couche IP qui permet l'interconnexion avec le reste du monde des télécommunications.

Cependant, nous avons montré que GSE n'était pas adapté à la voie retour. Contrairement à GSE, GSE-Alt et l'encapsulation du DVB-RCS2 sont des solutions qui répondent aux besoins exprimés dans la section 2.2.1 (résumés dans le Tableau 2-2). L'encapsulation du DVB-RCS2 fournit de meilleures performances (en termes d'*overhead*), mais la différence entre les deux propositions reste minime. Cette volonté de réduire à tout prix l'*overhead* est typique du monde satellite où le réflexe est d'optimiser au maximum les couches pour un système particulier et un service donné, cela au détriment de la généricité et de l'évolutivité. GSE-Alt est une solution plus générique. En effet, l'encapsulation du DVB-RCS2 est spécifique et ne pourrait être utilisée dans un autre contexte (e.g. DVB-RCS, DVB-RCS+M). GSE-Alt est optimisé pour la voie retour des systèmes satellite géostationnaires mais n'est spécifique d'aucune couche physique. Par conséquent,

l'architecture de convergence IP/GSE-Alt pour la voie retour des systèmes de communication par satellite répond mieux à nos objectifs de convergence vers IP qu'une solution fondée sur l'encapsulation du DVB-RCS2.

	GSE	Encapsulation du DVB-RCS2	GSE-Alt
Overhead	-	++	+
Configuration	++	-	++
Généricité vis-à-vis des couches supérieures	++	++	++
Généricité vis-à-vis des couches inférieures	+	-	+
Adressage (source et/ou destination)	-	++	++
Evolutivité	++	++	++
Compatibilité avec GSE	++	+	+

Tableau 2-2: Résumé du respect des contraintes pour une encapsulation sur la voie retour

Les architectures IP/GSE (pour la voie aller/descendante) et IP/GSE-Alt (pour la voie retour/montante) répondent à plusieurs de nos objectifs (transport optimisé d'IP, intégration aisée de n'importe quel service, interconnexion avec le reste du monde des communications). Ces architectures représentent donc un pas important vers la convergence vers IP des systèmes de communication par satellite. Cependant, certains de nos objectifs ne sont pas encore atteints. En effet, les mécanismes de QoS développés pour IP n'ont pas été intégrés. Par conséquent, dans le chapitre suivant, nous étudions comment intégrer la gestion de la qualité de service de niveau réseau (niveau 3) et déterminons les interactions entre les mécanismes de niveau réseau (niveau 3) et les mécanismes de niveau accès (niveau 2).

Enfin, il est important de noter que l'approche convergente proposée n'est pas incompatible mais complémentaire à l'approche convergente IP/MPLS proposée par E. Dubois. En effet, il est possible d'envisager des architectures de convergence du type IP/MPLS/GSE et IP/MPLS/GSE-Alt. Cela permettrait par exemple d'intégrer plus facilement des fonctions d'ingénierie de trafic grâce à la couche MPLS. Il serait aussi envisageable de proposer des optimisations. En effet, les labels MPLS pourraient être utilisés pour effectuer l'adressage de niveau 2 à la place des couches GSE et GSE-Alt (dans le même principe que MPLS avec ATM). Il s'agit ici d'une perspective des deux approches proposées.

3 Convergence vers IP de la qualité de service (QoS) dans les systèmes de communication par satellite

L'ITU définit le terme « qualité de service » (ou QoS – *Quality of Service* en anglais) par : « l'ensemble des phénomènes pouvant influencer les performances du service qui détermine le degré de satisfaction de l'utilisateur de ce service » [121]. La QoS est décrite par un ensemble de paramètres. Nous citerons notamment le délai entre deux points du réseau, le débit d'un lien ou d'une connexion, le taux d'erreur binaire ou paquet, le taux de perte, la gigue (variation du délai), des priorités (en termes d'ordonnancement ou de suppression). L'objectif est alors de permettre de répondre aux besoins applicatifs qui sont décrits grâce aux différents paramètres cités ci-dessus. La prise en charge de la QoS est assurée d'une part localement (c'est-à-dire sur un lien ou sur une partie de réseau), la QoS est alors réalisée généralement au niveau accès (niveau 2), et d'autre part de bout en bout (c'est-à-dire entre les utilisateurs), elle est alors effective au niveau réseau (niveau 3) ou applicatif. Des mécanismes multi-niveaux (ou *cross-layer* en anglais) peuvent éventuellement permettre de faire le lien entre les besoins applicatifs et les couches mettant en œuvre la qualité de service.

La prise en charge de la QoS est d'autant plus importante et complexe dans les systèmes de communication par satellite que les ressources sont rares et chères. L'objectif étant d'intégrer les systèmes satellite au reste du monde IP, les solutions proposées doivent être en accord avec celles de l'Internet. Dans le monde des communications par satellite, la majeure partie des mécanismes de QoS est située au niveau 2. Il est alors nécessaire d'étudier l'intégration des mécanismes de niveau IP et de niveau transport (niveau 4) dans les systèmes de communication par satellite. Dans ce chapitre, nous nous concentrons sur la cohérence entre les mécanismes de niveau transport, IP et accès.

Dans un premier temps, nous passons en revue les mécanismes des différents niveaux protocolaires afin de faciliter leur intégration au niveau IP. Nous traitons alors la problématique du contrôle de congestion dans le contexte satellite géostationnaire. Nous étudions ensuite la cohérence et les interactions entre la QoS au niveau IP et au niveau accès dans les systèmes de communication par satellite. Enfin, nous proposons une évaluation des performances des mécanismes proposés.

3.1 QoS sur les différents niveaux protocolaires

3.1.1 Le niveau applicatif

Au niveau applicatif, la gestion des communications consiste à négocier les paramètres qui vont permettre à une application de s'exécuter correctement (e.g. les codecs pour la VoIP, le délai maximum acceptable). Ces fonctions servent notamment à mesurer les différentes caractéristiques du réseau (e.g. débit, délai, taux d'erreur) et d'adapter, si possible, l'application. Il s'agit bien d'une action sur les paramètres de QoS mais plus sur les applications que sur les paramètres du réseau. Nous nous concentrons davantage, dans ce chapitre, sur les mécanismes qui agissent directement sur le réseau (niveaux 4 et inférieurs).

3.1.2 Le niveau transport (niveau 4)

Dans le monde IP, la fonction de contrôle congestion, si elle est requise, a été remontée au niveau transport. En effet, dans l'optique d'une couche IP simple et rendant peu de services, les contrôles de flux et de congestion, qui sont potentiellement complexes, ne sont pas traités au niveau réseau. Ces fonctions ont un rôle important dans la réduction du délai, de la gigue et du taux de perte qui constituent des paramètres primordiaux de la QoS.

3.1.3 QoS dans les systèmes satellite géostationnaires

La prise en charge de la qualité de service au niveau 2 permet de s'adapter aux caractéristiques locales du système satellite. Cette section présente les mécanismes de QoS sur le lien aller, retour et dans les architectures maillées des systèmes de communication par satellite.

3.1.3.1 Le lien aller

Sur la voie aller, seule la Passerelle émet du trafic. La Passerelle se comporte comme un routeur IP classique et intègre les mêmes fonctions. La différenciation de service pour les flux provenant de l'extérieur vers le système satellite se fait classiquement avec du contrôle de trafic au niveau 3 (lissage, ordonnancement, classification dans les files d'attente à QoS). Au niveau 2, des files d'attente (moins nombreuses) et un ordonnancement sont aussi utilisés. Le contrôle de congestion est réalisé grâce aux mécanismes connus de la pile IP (e.g. TCP, *policing*). La Figure 3-1 donne un exemple d'architecture de Passerelle au niveau 2.

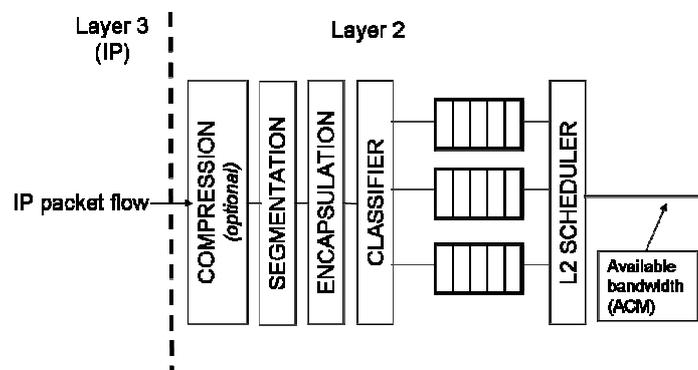


Figure 3-1: Niveau 2 d'une Passerelle

Le classificateur (*classifier*) place les trames dans les différentes files d'attente en fonction d'un marquage local qui correspond généralement à la même file qu'au niveau 3. Ce marquage local est le plus souvent réalisé au moment de la fragmentation (*segmentation*). L'ordonnancement de niveau 2 (*L2 scheduler*) choisit alors la trame à émettre en fonction de l'algorithme d'ordonnancement implanté (e.g. WFQ, PQ). Le débit disponible au niveau 2 dépend de l'état du lien (pluie, nuageux, ciel clair). En effet, les modulations et codages sont adaptés pour permettre un taux d'erreur constant (QEF – *Quasi Error Free* – dans le cas du DVB-S2), à l'aide de méthodes ACM (*Adaptive Coding and Modulation*).

3.1.3.2 Le lien retour

Sur la voie retour, tous les terminaux utilisent le même support pour émettre des données. Pour permettre une utilisation efficace du support, une méthode d'accès utilisant une allocation explicite des ressources est nécessaire. L'allocation des ressources se faisant au niveau 2, de nombreux mécanismes de QoS sont présents. La Figure 3-2 donne une architecture classique de terminal (RCST) au niveau accès. Le classificateur et l'ordonnancement de niveau 2 ont le même rôle que sur la voie aller. En revanche, le débit disponible est maintenant fixé par le NCC en charge de l'allocation des ressources. Cette allocation est réalisée en fonction des demandes des terminaux RCST et des contrats de trafic. Ces demandes sont calculées en fonction de l'état des files d'attente de niveau 2 (et éventuellement de niveau 3).

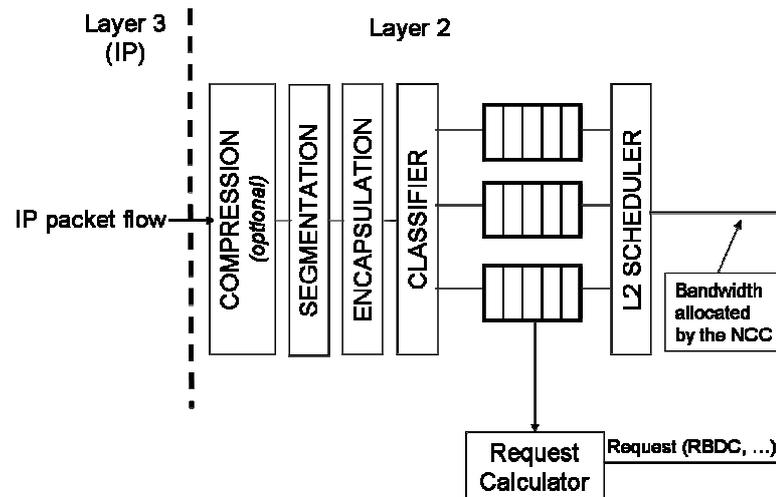


Figure 3-2: Niveau 2 d'un terminal RCST

3.1.3.3 Les systèmes maillés

Dans le cas des systèmes maillés, l'allocation des ressources est plus complexe. En effet, dans ce cas, il faut allouer des ressources pour le lien montant et le lien descendant. Plusieurs systèmes satellite (e.g. Amerhis [65]) utilisent le protocole C2P [31][32][33], qui permet de distinguer les flux par spot. Le NCC est alors en mesure de réaliser une allocation des ressources et un contrôle de congestion sur les liens montant et descendant. Selon le type de satellite utilisé (transparent, OBP), des fonctionnalités de gestion de la qualité de service peuvent aussi être embarquées à bord.

3.1.4 Le niveau IP (niveau 3)

3.1.4.1 DiffServ – Differentiated Service

L'architecture DiffServ [60] est une approche par agrégation de flots. En effet, elle les regroupe en classes qui fournissent un traitement adéquat pour chaque type de trafic, notamment en termes d'ordonnement et de priorité de suppression (en cas de congestion). Ces traitements agissent donc directement sur le délai, la gigue et le taux de perte. DiffServ définit trois classes : EF (*Expedited Forwarding*) [61], AF (*Assured Forwarding*) [62] et BE (*Best Effort*). La classe AF est divisée en quatre classes AF1, AF2, AF3, AF4. Ces six classes sont données par ordre décroissant de priorité d'ordonnement et illustrées sur la Figure 3-3 représentant le niveau 3 d'un routeur IP. Enfin les classes AF_i (i={1..4}) sont divisées en trois sous classes AF_{i1} à AF_{i3} qui définissent les priorités de suppression. Le classificateur (*classifier*) place les paquets dans les différentes files d'attente. L'ordonnanceur de niveau 3 (*L3 scheduler*) choisit alors le paquet à transmettre au niveau 2 en fonction de l'algorithme d'ordonnement implanté (e.g. WFQ, PQ).

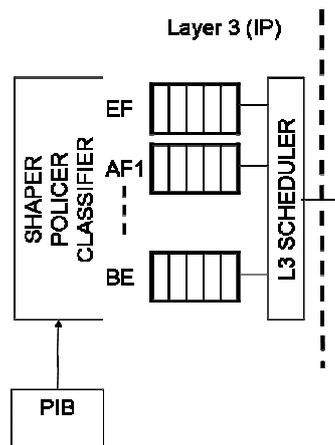


Figure 3-3: Niveau 3 d'un routeur IP avec une architecture DiffServ

Un avantage majeur de l'architecture DiffServ est son très bon passage à l'échelle. En effet, les ressources nécessaires au niveau d'un routeur DiffServ sont indépendantes du nombre de flots pris en charge (grâce au principe d'agrégation des flots en un petit nombre de classes). De plus, l'architecture DiffServ ne nécessite pas de protocole de signalisation particulier. En effet, seuls les routeurs d'entrée d'un domaine DiffServ (qui peut être un domaine administratif ou une partie d'un domaine administratif) vont marquer les paquets IP (via le champ DSCP) pour définir la classe attribuée à chaque paquet. Cette classification peut se faire selon divers critères (e.g. type d'application via les numéros de port, identité du client via l'adresse IP source). Les routeurs à l'intérieur du domaine DiffServ pourront alors traiter les paquets en fonction de ces marquages (sans avoir à échanger d'information avec les routeurs d'entrée).

3.1.4.2 Les contrats de trafics : SLA/SLS

Un aspect important de la prise en charge de la QoS est la notion de contrats de trafic passés entre les opérateurs et leurs clients (qui peuvent être de simples utilisateurs ou d'autres opérateurs). Ils définissent le service que l'opérateur va fournir au client pour les différents besoins de ce dernier ainsi que son prix. Nous les classons comme une prise en charge de la QoS de niveau 3 car ce sont ces contrats qui vont permettre de paramétrer les mécanismes de QoS de niveau 3 (e.g. les paramètres DiffServ). Ces contrats de trafic sont définis dans des SLA (*Service Level Agreement*). Le SLS (*Service Level Specification*) [54] constitue la partie technique de ces contrats, c'est-à-dire qu'il définit différents paramètres (débit maximum autorisé pour chaque classe, débit moyen sur une durée donnée, gigue, traitement du trafic hors profil, etc...) à appliquer sur certains nœuds (routeurs ou autres) du réseau. Les paramètres des SLS sont enregistrés dans la PIB (*Policy Information Base*) [64] des routeurs et permettent de configurer la gestion des files d'attente, le lissage de trafic, le *policing* et l'ordonnancement.

3.1.5 Intégration de la QoS de niveau IP et transport dans les systèmes satellite géostationnaires

Pour l'intégration de la QoS, il est possible de distinguer deux aspects : l'intégration horizontale et l'intégration verticale. L'intégration horizontale de la QoS correspond aux fonctions de bout en bout. Elle est possible si l'interconnexion entre les différents réseaux est efficace et s'il y a une homogénéité entre les différents réseaux. Nous nous intéresserons plus particulièrement au contrôle de congestion dans la partie 3.2. L'intégration verticale de la QoS consiste à s'assurer de la cohérence et de l'efficacité de la prise en charge de la QoS pour les différents niveaux protocolaires. Dans la partie 3.3, nous nous intéresserons plus particulièrement aux niveaux 2 et 3 qui sont très liés, comme détaillé ci-après.

Les Figure 3-4 et Figure 3-5 représentent respectivement une architecture classique de terminal RCST et de Passerelle. Plusieurs mécanismes de qualité de service sont redondants. La classification dans les files d'attente à qualité de service et l'ordonnancement sont des fonctions présentes aux niveaux 2 et 3. Cela conduit à plusieurs incohérences dans la mesure où le niveau 2 ne prend en compte aucune des informations disponibles au niveau 3 :

- La classification et l'ordonnancement effectués au niveau 2 remettent en cause l'ordonnancement mis en œuvre au niveau 3. Les ordonnancements de niveau 2 et 3 sont donc potentiellement incohérents même si les algorithmes utilisés sont les mêmes.
- Les informations contenues dans la PIB sont en partie inutiles puisque remises en cause par le niveau 2.
- Dans le cas du lien retour, le calcul des requêtes pour l'obtention de ressources est réalisé au niveau 2 sans tenir compte des informations disponibles au niveau 3 (e.g. saturation des files, PIB). Le résultat n'est donc pas optimal et potentiellement non représentatif du trafic entrant sur le terminal.

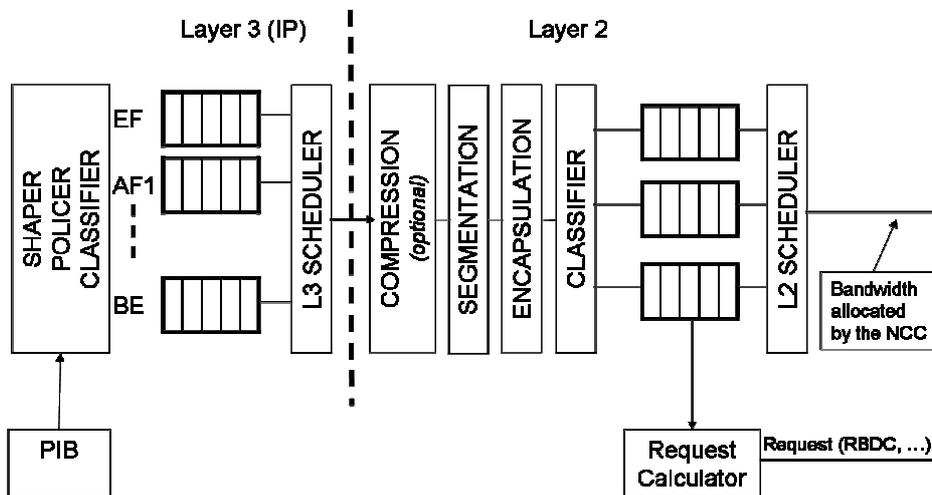


Figure 3-4: Niveaux 2 et IP (avec Diffserv) d'un terminal RCST

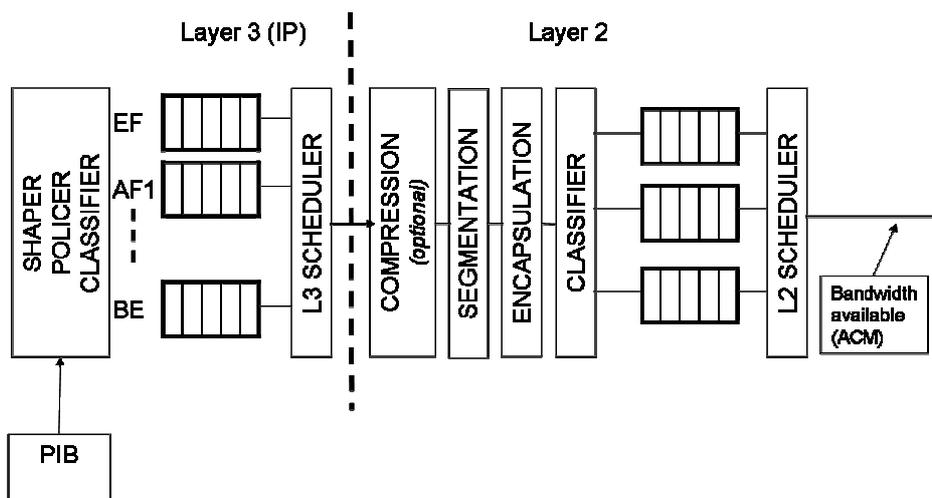


Figure 3-5: Niveaux 2 et IP d'une Passerelle

Nous proposons donc dans les parties 3.2 et 3.3 des modifications pour permettre une meilleure intégration de la qualité de service de niveau IP.

3.2 Contrôle de congestion dans le contexte satellite géostationnaire

Le contrôle de congestion est d'autant plus important dans un contexte où les ressources sont rares et chères. Dans cette partie, nous identifions les différentes causes de congestion et décrivons alors les solutions envisageables. Enfin, nous étudions plus précisément les approches protocolaires du contrôle de congestion, où deux approches s'affrontent : les protocoles réactifs et les protocoles proactifs. Ces congestions peuvent survenir sur les terminaux satellite, la Passerelle et éventuellement à bord du satellite.

3.2.1 Les différentes causes de congestion sur le lien retour

3.2.1.1 Utilisateur(s) hors profil

Une congestion peut être observée dans le cas où un nombre excessif d'utilisateurs émet plus de trafic que ne le prévoit leur contrat, ce trafic est dit « hors profil ». De plus, il est courant de n'inclure dans les contrats que le trafic nécessitant une qualité de service particulière. Le reste du trafic (typiquement le trafic recevant le traitement *Best Effort*) n'est généralement pas limité. Par conséquent, le caractère aléatoire et non prévisible du trafic émis par les clients est amplifié.

3.2.1.2 Sur-réservation et caractère aléatoire des émissions

Une autre cause de congestion est le *surbooking* opérateur. En effet, l'opérateur peut fournir à ses clients un ensemble de contrats dont la somme sera supérieure aux ressources dont il dispose réellement. Il s'agit d'une pratique courante et indispensable pour éviter d'avoir un système sous chargé. En effet, il est peu probable que tous les clients utilisent en même temps le maximum prévu par leur contrat. Cependant, quand c'est le cas, une congestion apparaît inévitablement, sans pour autant que les clients soient hors profil. Si le *surbooking* est trop important, alors des congestions seront souvent observées.

3.2.1.3 Variation du débit disponible

Une variation du débit disponible sur le segment satellite peut survenir. En effet, les méthodes de modulation et de codage adaptatives (ACM – *Adaptive Coding and Modulation*) permettent de garantir un TEB constant et faible (et même *Quasi Error Free* dans le cas du DVB-S2), mais cela au prix d'une réduction du débit dans le cas d'une diminution de la qualité du canal (e.g. nuage, pluie). Ces conditions peuvent se produire à différentes échelles de temps. Sur le lien retour, l'allocation dynamique réalisée par le NCC entre aussi en compte dans le caractère aléatoire du débit disponible.

3.2.2 Les différentes solutions

3.2.2.1 Le contrôle de trafic

Le contrôle de trafic permet de gérer le trafic hors profil grâce à des mesures préventives et réactives. Il se décompose en 3 étapes : le lissage, le marquage et le *policing*. Le lissage de trafic modifie les profils des flux pour qu'ils rentrent dans le profil prévu par le contrat de trafic (par exemple en lissant les rafales). Il s'agit donc d'une mesure préventive. Cependant, en cas de charge importante, cette mesure peut s'avérer insuffisante. C'est alors que le marquage et le *policing* entrent en jeu. Le marquage identifie les paquets hors profil et les marque. Dans le cas d'une congestion importante, la fonction de *policing* va prendre la décision de supprimer des paquets pour désengorger le nœud concerné. Les paquets marqués (donc hors profil) seront supprimés en priorité. Le contrôle de trafic est particulièrement indiqué pour les congestions (ou futures congestions) provoquées par le trafic hors profil.

3.2.2.2 *Gestion dynamique des contrats de trafic*

Les contrats de trafic définissent la qualité de service que l'opérateur doit fournir à son client pour les différents flux. Ce contrat peut éventuellement prévoir des indemnités pour le client dans le cas où l'opérateur ne serait pas en capacité d'offrir la QoS prévue par le contrat. La gestion dynamique des contrats de trafic permet d'en modifier le contenu via des protocoles de signalisation [76] (RNAP [66], SrNP [67][68], COPS-SLS [69][70][71], DSNP [72], NSIS/GIST [73][74], NSIS-QoS-NSLP [73][75]). Elle peut aussi bien être initiée par l'opérateur que par le client. Cette négociation est particulièrement indiquée dans le cas où l'opérateur se rend compte d'un *surbooking* trop important ou à l'arrivée de nouveaux clients.

3.2.2.3 *Protocole de contrôle de congestion*

Dans le monde IP, les protocoles de contrôle de congestion sont généralement implantés au niveau transport. Il s'agit de mécanismes de bout en bout permettant de contrôler le débit des sources en fonction des ressources disponibles sur le réseau. Ces protocoles sont indiqués dans tous les cas de congestion. Nous donnons plus de détails sur les différentes approches de ces protocoles dans la section suivante.

3.2.3 **Les deux approches protocolaires du contrôle de congestion**

Cette section décrit les deux approches protocolaires (réactive et proactive) du contrôle de congestion. Pour illustrer les différences entre ces deux approches, nous comparerons les mécanismes de contrôle de congestion des protocoles TCP et XCP [79].

3.2.3.1 *Approche réactive appliquée aux systèmes de communication par satellite*

L'approche réactive consiste à prendre des mesures lorsqu'une congestion est détectée. Dans le contexte satellite, deux propriétés majeures sont à prendre en compte. Tout d'abord, les pertes par erreur de transmission sont potentiellement plus nombreuses que pour les transmissions filaires. Ces pertes peuvent être interprétées à tort comme des pertes par congestion et induire une sous-utilisation des ressources disponibles. Cependant, les nouvelles méthodes de modulation et de codage (ACM – *Adaptive Coding and Modulation*) réduisent considérablement les erreurs de transmission et donc les taux d'erreur paquet.

Dans un contexte où le délai est important (250 ms par bond dans les systèmes satellite géostationnaires), le délai de réaction des protocoles peut s'avérer très important. En effet, le RTT observé est supérieur à 500 ms pour les communications utilisant un système satellite géostationnaire sur la voie aller et retour. Un mécanisme réactif subira ce temps de réaction incompressibles et perdra de son efficacité. Cette réaction tardive est généralement inadaptée à la situation réelle, soit parce que quand elle survient, la congestion a disparu (s'il s'agissait d'une congestion à court terme par exemple provoquée par des rafales), soit parce qu'au contraire elle s'est nettement aggravée (s'il s'agissait d'une congestion plus structurelle par exemple liée à l'ACM). Dans le premier cas, il en résulte une sous-utilisation du lien. Dans le second, les files d'attente se remplissent considérablement, le délai d'attente dans les files et le nombre de pertes par congestion augmentent de manière importante. Une autre conséquence potentielle de ces réactions tardives est l'observation de phénomènes d'oscillations déjà rencontrés dans les réseaux filaires, avec un RTT plus faible [122].

3.2.3.2 *Approche proactive appliquée aux systèmes de communication par satellite*

L'approche proactive consiste à anticiper les situations de congestion. Des mesures telle que le contrôle et la réduction du débit des sources vont être prises pour éviter le remplissage des files d'attente des routeurs. Les effets attendus sont donc une réduction des pertes par congestion et une

réduction du RTT (en réduisant le temps d'attente dans les files des routeurs). Le risque de telles méthodes est la sous-utilisation des liens en anticipant excessivement les congestions.

Comme pour les mécanismes proactifs, les pertes par erreur de transmission peuvent être mal interprétées par les protocoles. Comme précisé précédemment, les nouvelles méthodes de modulation et de codage (ACM) permettent de réduire considérablement les erreurs de transmission et donc les taux d'erreur paquet.

Un protocole proactif bien conçu ne devrait pas souffrir d'un délai important, ou du moins devrait y être moins sensible qu'un mécanisme réactif. Les mécanismes proactifs sont donc a priori les plus adaptés au contexte satellite. Il est aussi possible de notifier explicitement les pertes [123][124].

3.2.3.3 *Contrôle de congestion dans TCP New Reno*

Le protocole TCP dans sa version New Reno [77] propose plusieurs mécanismes de contrôle de congestion : *Slow Start*, *Congestion Avoidance*, *Fast Recovery*. Par définition, les phases de *Slow Start* et de *Congestion Avoidance* précèdent une congestion (ou plus exactement une perte qui sera attribuée à une congestion). Pendant la phase de *Slow Start*, la taille de la fenêtre de congestion (cwnd) croît exponentiellement en fonction du temps (en considérant le RTT comme unité de temps). Puis, pendant la phase de *Congestion Avoidance*, la taille de la fenêtre de congestion (cwnd) croît linéairement en fonction du temps. Malgré son nom, la phase de *Congestion Avoidance* ne permet pas réellement d'éviter une congestion. En effet, la taille de la fenêtre de congestion est une fonction strictement croissante du temps, même en phase de *Congestion Avoidance*. La seule limite est donnée par le contrôle de flux. Les phases de *Slow Start* et de *Congestion Avoidance* aboutissent généralement à une perte par congestion. C'est à ce moment, après l'observation d'une perte par congestion, que la fenêtre de congestion est divisée par deux (*Fast Recovery*). On peut donc dire que le contrôle de congestion dans TCP New Reno est exclusivement réactif.

3.2.3.4 *Contrôle de congestion dans XCP – Explicit Control Protocol*

L'objectif étant d'illustrer la différence entre l'approche réactive et l'approche proactive, nous donnons ici simplement les principes du protocole XCP dont les algorithmes sont décrits dans la thèse de D. Katabi [78] et spécifiés dans [79]. XCP est un protocole de « niveau 3,5 » (entre la couche réseau et la couche transport) permettant de réaliser la fonction de contrôle de congestion. Son principe est applicable à n'importe quelle couche transport. Cependant, il n'a été spécifié que pour une utilisation avec TCP. XCP règle la fenêtre de congestion de TCP (cwnd) via un mécanisme inter-couches et se substitue donc au contrôle de congestion effectué par TCP.

XCP effectue un contrôle de congestion en allouant explicitement les ressources disponibles aux différentes sources. Pour cela, les algorithmes de XCP doivent être déployés sur toutes les files d'attente des routeurs. Le débit d'une source est réglé par la file de sortie la plus congestionnée parmi les files empruntées par le segment TCP. Pour pouvoir réaliser cette allocation sans maintenir d'état par flux dans les routeurs, XCP effectue une estimation du nombre de flux en transit. La précision de cette estimation dépend directement de l'estimation du RTT des différents flux en transit. Suite à cette estimation, il indique dans le paquet en transit le débit que la source doit respecter. Cette information est retranscrite dans l'acquittement TCP par la destination. Par conséquent, XCP est capable, en seulement un RTT, d'ajuster la fenêtre de congestion des différentes sources.

3.2.3.5 *TCP New Reno avec et sans XCP dans le contexte satellite géostationnaire*

A l'aide du simulateur NS-2, nous avons mené une comparaison entre les deux mécanismes, comme illustré sur la Figure 3-6 [80]. Des détails sur l'utilisation du simulateur NS-2 et exemple de fichier de simulation pour le protocole XCP est fourni ici : [138].

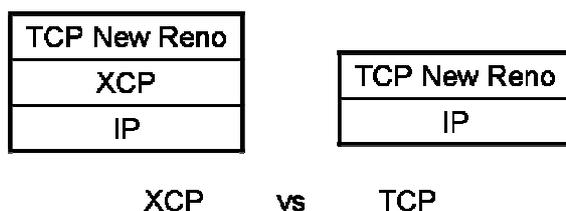


Figure 3-6: Piles protocolaires (XCP vs TCP)

Contexte et description des simulations :

Dans toutes les simulations réalisées, nous avons considéré que le routeur congestionné (*bottleneck*) était adjacent au système satellite. Comme illustré sur la Figure 3-7, le routeur congestionné est soit la Passerelle (voie aller), soit un terminal satellite (voie retour). Nous considérons une centaine de sources FTP (*File Transfer Protocol*). Comme illustré sur la Figure 3-8, nous avons considéré un lien satellite avec un délai de propagation de 250 ms par bond et un débit fixe au cours d'une simulation compris entre 2 et 40 Mb/s. Les flux étaient tous des flux FTP pour des fichiers très volumineux (taille infinie à l'échelle du temps de simulation), par conséquent le seul paramètre aléatoire était l'instant de départ de téléchargement des sources. Nous avons donc obtenu de bons intervalles de confiance avec peu de répliques (toutes les valeurs moyennes obtenues par simulation sont contenues dans un intervalle de confiance à 95% allant de 0 à 1% de la valeur).

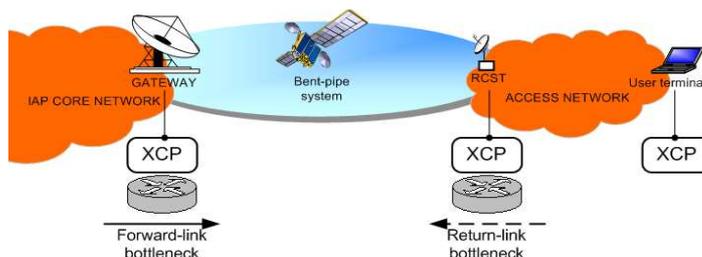


Figure 3-7: Déploiement de XCP dans un contexte satellite géostationnaire

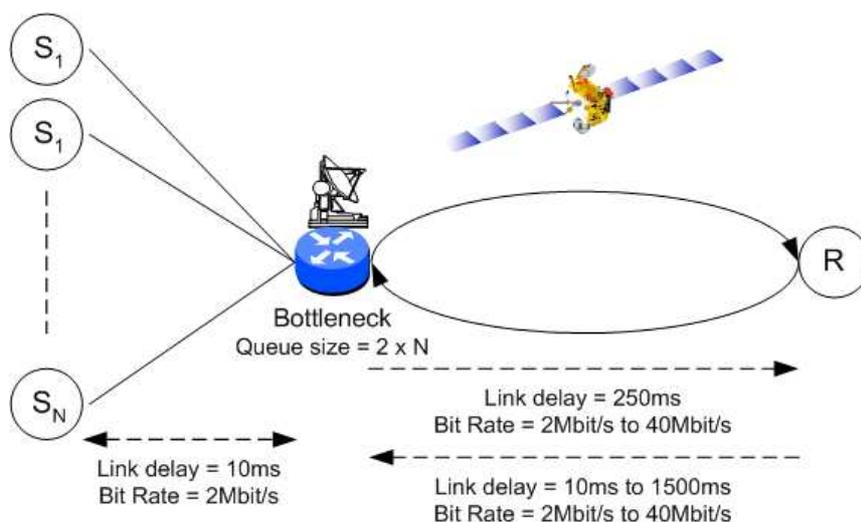


Figure 3-8: Modèle de simulation

Utilisation du lien satellite :

Lors de toutes les simulations, nous n'avons observé aucune perte par congestion pour le protocole XCP. La Figure 3-9 donne le pourcentage d'utilisation du lien en fonction du débit

disponible sur le lien satellite. Nous pouvons observer que TCP seul est plus efficace que XCP pour un lien de capacité inférieure à 9 Mb/s. En revanche, les performances de TCP chutent au delà de cette capacité et celles de XCP s'améliorent. Le protocole XCP est particulièrement efficace lorsque le produit Délai*Bande-Passante est élevé [78]. Cette efficacité est principalement due au fait que contrairement à TCP, XCP n'engendre aucune perte par débordement de file.

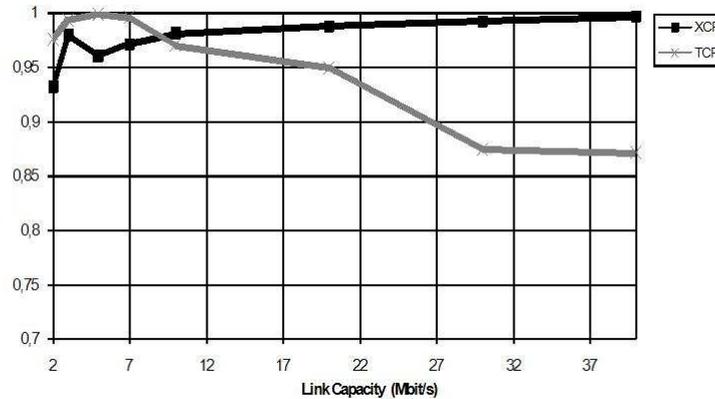


Figure 3-9: Pourcentage d'utilisation du lien en fonction de sa capacité

Equité entre les flux :

Un point fort du protocole XCP est l'équité qu'il fournit entre les flux. La Figure 3-10 donne le débit instantané (en Mb/s) de deux flux (parmi les 100 sur un lien de 2 Mb/s). On voit que les deux débits convergent très vite vers la même valeur. Pour la même simulation mais cette fois avec des RTT différents pour chaque flux, la Figure 3-11 donne l'écart maximum (en kb/s) observé entre les débits des différents flux, d'une part pour TCP et d'autre part pour XCP. Nous voyons que l'écart maximum pour les flux XCP descend très vite en dessous de 1 kb/s pour rapidement atteindre 0,5kb/s (soit 2,5% du débit idéal par flux), alors que pour TCP l'écart reste autour de 3 kb/s (soit 15% du débit idéal par flux) pendant toute la durée de la simulation.

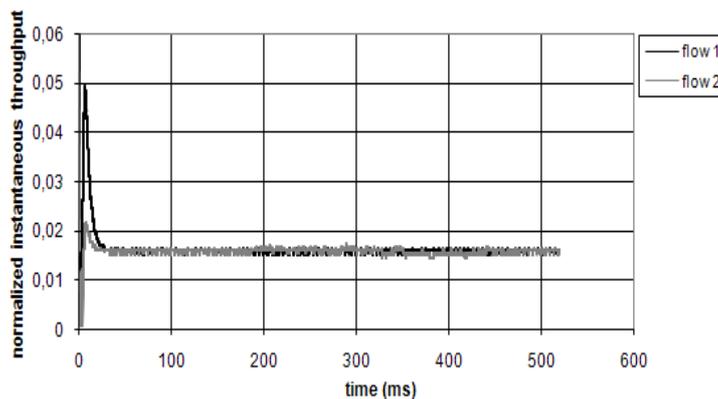


Figure 3-10: Equité entre 2 flux XCP

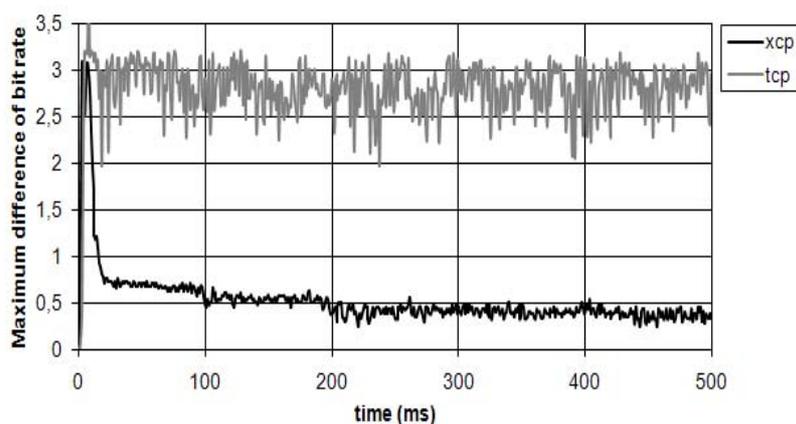


Figure 3-11: Ecart maximum entre les flux (XCP et TCP)

3.2.3.6 Conclusion et perspectives

Le protocole XCP a de meilleures performances que le protocole TCP New Reno dans un contexte satellite géostationnaire. En effet, XCP permet une équité optimisée entre les flux, ce que TCP est incapable d'assurer. De plus, XCP utilise mieux les ressources disponibles sur le lien satellite lorsque la capacité de ce dernier est supérieure à 9 Mb/s. L'objectif était d'illustrer les bénéfices potentiels d'une approche proactive du contrôle de congestion dans le contexte satellite. Les résultats confirment qu'une approche proactive permet de ne pas souffrir du délai imposé par le temps de propagation particulièrement élevé dans les systèmes de communication par satellite. Cependant, le défaut principal de XCP est qu'il nécessite pour être efficace d'être déployé sur tous les routeurs. Un tel déploiement sur Internet semble hors de portée.

Deux perspectives intéressantes se dégagent alors. Tout d'abord, comme illustré sur la Figure 3-12, il est possible d'utiliser XCP entre des PEPs (*Performance Enhancer Proxy*) [136] implantés sur les terminaux et la Passerelle qui permettent d'isoler le segment satellite. Cela permet de garder les avantages de XCP dans le contexte satellite sans avoir à le déployer sur tous les routeurs d'Internet mais seulement sur les routeurs de frontière du système satellite. Cependant, le déploiement d'un PEP sur les terminaux n'est pas toujours souhaitable. En effet, cela pourrait nuire à leur interopérabilité, leur simplicité et leur faible coût. Il est alors envisageable d'utiliser un unique PEP au niveau de la Passerelle et d'utiliser XCP entre la Passerelle et les clients terminaux comme illustré sur la Figure 3-13. Ensuite, en raison de son équité, il pourrait être intéressant d'utiliser XCP en association avec les algorithmes d'allocation des ressources des systèmes satellite.

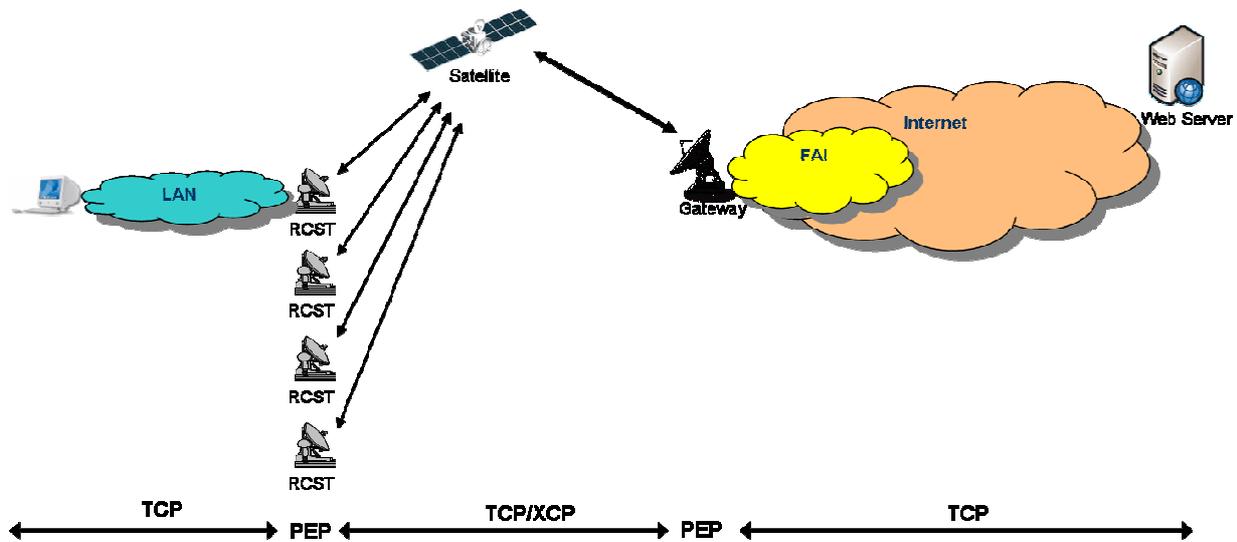


Figure 3-12: XCP et double PEP dans le contexte satellite

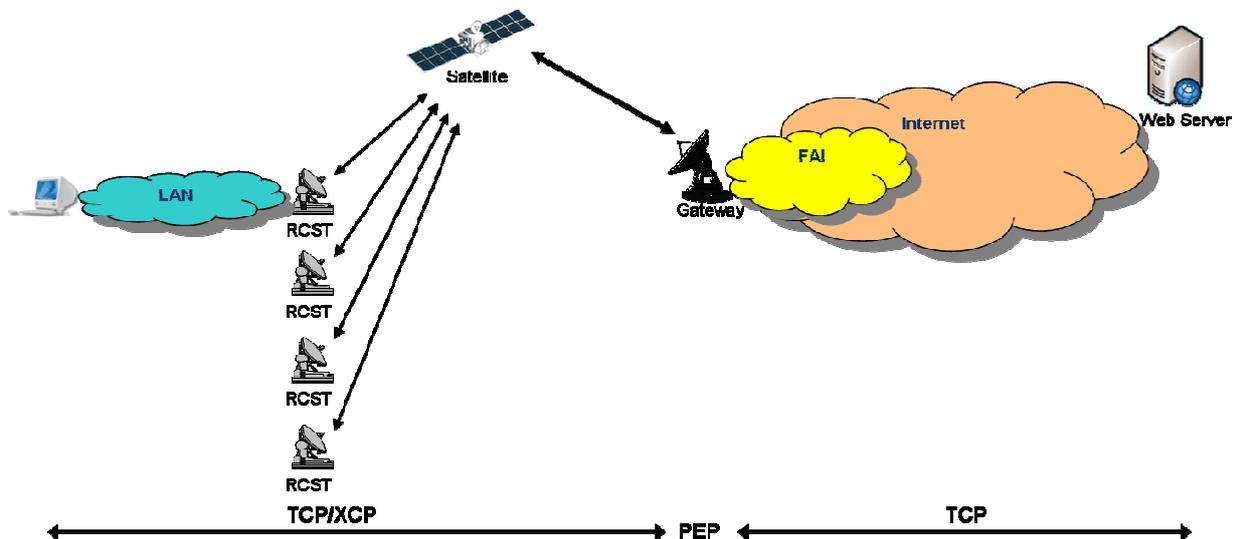


Figure 3-13: XCP et simple PEP dans le contexte satellite

3.2.4 Conclusion et perspectives

Dans cette partie, nous avons analysé les différentes causes de congestion et décrit les différentes solutions envisageables. Une grande partie des solutions repose sur les politiques de QoS exercées par les opérateurs envers leurs clients. Il existe aussi une multitude de solutions protocolaires, principalement au niveau transport. Nous avons alors comparé l'approche proactive avec l'approche réactive au travers d'un exemple. Il s'avère que l'approche proactive est particulièrement intéressante dans un contexte de fort délai. Un déploiement efficace du contrôle de congestion dans les systèmes satellite est une étape importante de l'intégration horizontale de la qualité de service dans les systèmes de communication par satellite.

Une solution concurrente aux PEP et potentiellement intéressante aurait pu l'intégration de l'architecture TnG (*Transport next Generation*) [135]. Cette architecture sépare la couche transport en 4 sous-couches. Cela permet notamment de séparer les fonctions de contrôle de congestion et de fiabilité. La fonction de contrôle de congestion peut être adaptée au réseau traversé et il est par exemple possible d'avoir des mécanismes spécifiques sur le segment satellite. Cependant, le développement de cette proposition ne semble plus d'actualité (la première version du *draft Internet* a expiré depuis janvier 2010).

3.3 QoS de niveau accès orientée IP

Dans l'optique d'une intégration de la QoS de niveau 3 dans les systèmes de communication par satellite, l'objectif de cette partie est d'améliorer la cohérence entre les QoS de niveau 2 et 3 (intégration verticale de la QoS). La prise en charge de la QoS de niveau IP permet une homogénéité sur l'ensemble des réseaux. Les objectifs sont donc de modifier le niveau accès pour :

- Ne pas remettre en cause la gestion de la QoS réalisée au niveau 3 avec les mécanismes de niveau 2, notamment en simplifiant la QoS de niveau 2.
- Rendre la gestion des ressources du segment satellite (effectuée au niveau 2) cohérente avec les mécanismes de gestion de la QoS de niveau 3.

Dans un premier temps, nous détaillons comment simplifier le niveau 2 et le rendre cohérent avec le niveau 3. Ensuite, nous proposons des améliorations de la gestion des ressources du segment satellite en tenant compte des informations contenues dans les PIB (*Policy Information Base*) au niveau 3. En effet, ces informations sont le reflet de la QoS que l'opérateur doit fournir à ses clients.

3.3.1 Simplification du niveau 2

Le contrôle de trafic (lissage, marquage, classification) ainsi que l'ordonnancement réalisés au niveau 3 tiennent compte des contrats de trafic (traduits dans la PIB). Or, les fonctions d'ordonnancement et de classification sont dupliquées au niveau 2 et remettent en cause les traitements effectués au niveau 3. L'objectif est alors de modifier le niveau 2 pour éviter ce phénomène. Cette modification comporte alors trois étapes liées :

- Réduire le nombre de file de niveau 2 à une unique file. Cela permet de supprimer les fonctions de classification et d'ordonnancement de niveau 2.
- Cependant, une unique file au niveau 2 peut remettre en cause l'ordonnancement effectué au niveau 3 si celle-ci a une trop grande capacité. Par exemple, des paquets de la file EF en sortie de l'ordonnanceur de niveau 3 pourraient se retrouver derrière des paquets BE qui sont en attente d'émission au niveau 2. Pour réduire la probabilité de tels événements, il faut réduire au maximum la capacité de la file de niveau 2 et le temps d'attente qui en découle.
- Néanmoins, une file à capacité faible au niveau 2 augmente, d'une part la probabilité d'avoir un débordement de file alors qu'il y a assez de ressources pour écouler le trafic entrant, et d'autre part la probabilité d'avoir une file vide alors que des ressources sont réservées. Pour éviter une file vide ou un débordement de file, il est nécessaire d'avoir une régulation précise de la sortie des paquets de l'ordonnanceur de niveau 3 en fonction du débit disponible au niveau 2.

3.3.1.1 Régulation du débit de sortie de l'ordonnanceur de niveau 3

L'objectif est de faire correspondre le débit de sortie de l'ordonnanceur de niveau 3 avec le débit disponible au niveau 2. Sur les voies aller (Passerelle) et retour (RCST), le débit au niveau 2 est variable. Sur la voie retour, ce débit est imposé à chaque terminal satellite (RCST) par l'allocation des ressources réalisée par le NCC. Sur la voie aller, ce débit dépend du profil ACM (codage et modulation). Ensuite, les mécanismes d'encapsulation et de fragmentation doivent être pris en compte pour traduire le débit engendré par l'encapsulation et la segmentation d'un paquet IP donné. Ces mécanismes inter-couches au niveau des terminaux satellite (voie retour) et de la Passerelle (voie aller) sont illustrés sur la Figure 3-14. Ainsi, une stabilité accrue de la taille des files d'attente est obtenue au niveau 2 et ces files seront toujours faiblement chargées.

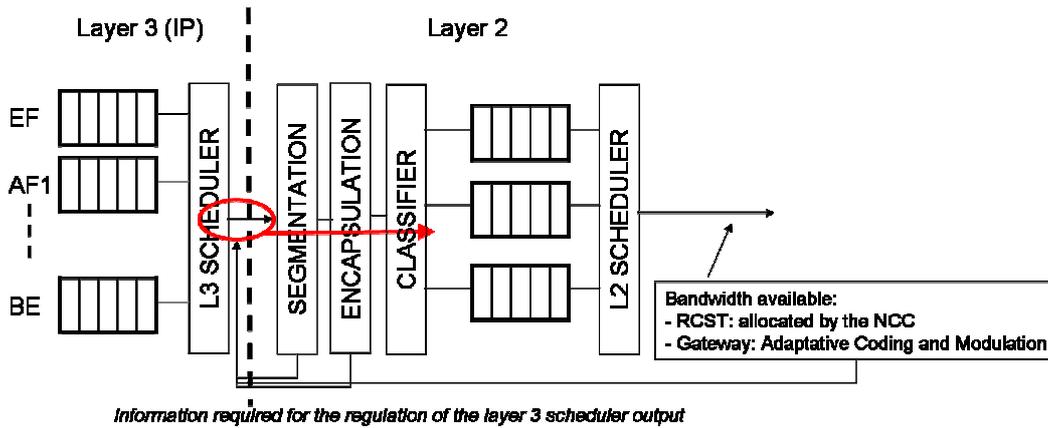


Figure 3-14: Régulation du débit de sortie de l'ordonnanceur de niveau 3

3.3.1.2 Réduction du nombre et de la capacité des files

Suite à la régulation du débit de sortie de l'ordonnanceur de niveau 3, le temps d'attente au niveau 2 est faible. Il est alors possible de réduire le nombre de files d'attente au niveau 2 jusqu'à une unique file sans observer de pertes par débordement de file. La stabilité accrue et la réduction de la capacité des files de niveau 2 obtenues par cette même régulation permettent de réduire la taille de la file d'attente de niveau 2 sans observer de pertes par débordement de file ni de file vide au niveau 2 (nous n'avons considéré que des systèmes assez fortement chargés et l'on entend par « file vide », une file sans trame à émettre aux instants de réception des allocation de ressources, ce qui se traduirait par des ressources potentiellement gâchées). Ces modifications sont illustrées sur la Figure 3-15. Ces modifications permettent ainsi d'obtenir une simplification du niveau 2 et une meilleure cohérence entre les niveaux 2 et 3. Malgré la faible capacité des files de niveau 2, un délai additionnel peut apparaître pour les données les plus prioritaires (e.g. le trafic EF). Une estimation de ce délai additionnel est fournie dans la section 3.4.2.

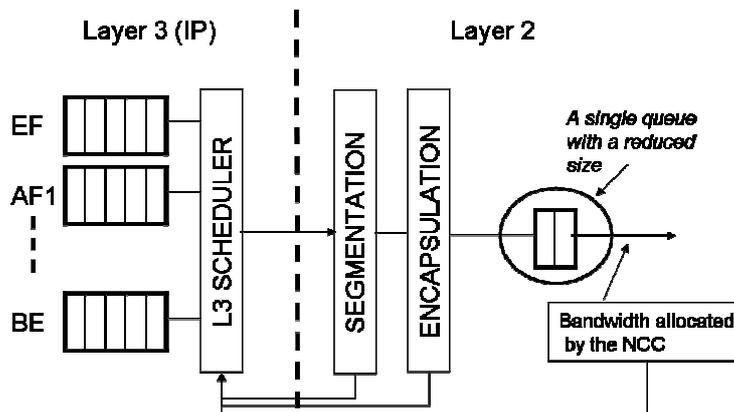


Figure 3-15: Réduction de la capacité des files et du nombre de files

Le Tableau 3-1 donne la capacité des files que nous avons utilisée dans nos simulations, sur la voie retour (IP/AAL5/ATM), sans observer de perte ni de file vide. Le temps d'attente (délai) observé au niveau 2 est réduit et ne dépend plus que du débit disponible au niveau 2 et potentiellement de l'ordonnanceur de niveau 2 s'il y a plusieurs files.

3 files	EF	AF	BE
Tailles en octets	1696 ⁽¹⁾	3392	6784
1 file	Une unique file au niveau 2		
Taille en octets	11872		

Tableau 3-1: Capacités des files de niveau 2

3.3.1.3 Conclusion

Le nombre de files d'attente au niveau 2 a été réduit à une unique file à faible capacité. Par conséquent, l'ordonnancement et la classification de niveau 2 ont été supprimés. Grâce à ces modifications, les mécanismes de QoS de niveau 3 fondés sur les informations contenues dans les contrats de trafic (via la PIB) ne sont plus remis en cause par les mécanismes de niveau 2. Les niveaux 2 (des terminaux satellite et de la Passerelle) se voient simplifiés tout en permettant une meilleure cohérence aux niveaux 2 et 3. Ces modifications contribuent donc à l'intégration verticale de la QoS de niveau IP.

3.3.2 Convergence vers IP de la gestion des ressources sur le lien retour

Point clé de la QoS dans les systèmes satellite, la gestion des ressources est principalement effectuée au niveau 2. Sur le lien aller, elle ne pose pas de problème particulier car il n'y a qu'un émetteur, la Passerelle. Sur le lien retour et pour les systèmes maillés, cette gestion des ressources est effectuée par le NCC via une allocation explicite au niveau 2. Cette allocation est réalisée indépendamment des niveaux supérieurs, et en particulier des mécanismes de QoS mis en place au niveau IP. Or, le niveau IP est le lieu d'application des contrats de trafic et des politiques de différenciation de service via la PIB et l'architecture DiffServ. Dans l'optique d'une intégration verticale de la QoS de niveau IP et dans le but d'augmenter la cohérence générale de la prise en charge de la QoS, il serait préférable de lier la gestion des ressources qui est effectuée au niveau 2 avec les informations (PIB, contrats de trafic) et les paramètres observables (état des files d'attente, trafic entrant) au niveau IP.

Dans cette partie, nous montrons dans un premier temps comment adapter le calcul des requêtes de ressources (exécuté par les terminaux satellite RCST) pour tenir compte des informations et paramètres de niveau IP. Puis, dans un deuxième temps, nous proposons un algorithme d'allocation des ressources (exécuté sur le NCC) adapté aux calculs des requêtes effectuées par les terminaux. Notons que de nombreux travaux ont été réalisés pour proposer et améliorer ces algorithmes [81][82][83][84], mais ils ne prennent pas en compte les contrats de trafic et paramètres de niveau IP. De plus, ces travaux portent essentiellement sur le NCC alors que les modifications que nous proposons portent principalement sur les terminaux satellite.

3.3.2.1 Calcul des requêtes par les RCST

Le défaut majeur de l'allocation des ressources sur la voie retour des systèmes satellite est que l'allocation que les terminaux reçoivent ne correspond pas réellement à leurs besoins instantanés. En effet, le calcul des requêtes se fait classiquement en fonction des tailles courantes des files d'attente de niveau 2. Or la taille des files de niveau 2 est moins représentative du trafic entrant que la taille des files de niveau 3. Ensuite, il y a un délai important (2 bonds \approx 0.5 sec) entre le moment où la requête de ressource est calculée et le moment où l'allocation est reçue. Par conséquent, quand l'allocation est effective, elle est souvent en décalage par rapport aux besoins réels des terminaux [85][86]. Pour répondre à ces deux problèmes, l'objectif est de prendre en compte à la fois les contrats de trafic dans le calcul des requêtes dans le but d'avoir une prédiction du trafic entrant et les tailles des files de niveau IP plutôt que celles du niveau 2.

⁽¹⁾ La taille de 1696 octets correspond à un paquet de 1500 octets fragmenté et encapsulé via AAL5/ATM.

L'idée principale est donc de prendre en compte le contenu des SLS (*Service Level Specification*) qui contiennent les paramètres techniques des contrats de trafic et dont les informations sont stockées dans les PIB. Ils permettent entre autres, d'obtenir le débit moyen total attendu et le débit maximum total attendu à l'entrée du terminal pour chaque classe de trafic. Pour permettre une prédiction de l'évolution du trafic entrant, deux propriétés simples sont considérées :

- D'une part, lorsque le débit du trafic entrant mesuré est supérieur au débit maximum attendu, il est très probable que le débit mesuré diminue dans un avenir proche.
- D'autre part, lorsque le débit du trafic entrant mesuré est inférieur au débit moyen attendu, il est fort probable que le débit mesuré augmente dans un avenir proche.

Ces propriétés sont assurées par le lissage et le *policing* qui sont effectués en amont (ce qui est cohérent avec une architecture DiffServ par exemple). Cela permet donc d'avoir une prédiction de l'évolution du trafic entrant en fonction des contrats de trafic dont le respect est assuré par le contrôle de trafic.

Il est important de noter que la méthode proposée est indépendante d'un quelconque modèle de trafic. En effet, il est dangereux de vouloir réaliser une prédiction plus précise grâce à un modèle de trafic pour plusieurs raisons. Tout d'abord, les modèles de trafic ne reflètent pas forcément le profil réel du trafic. Ces profils peuvent varier dans le temps et d'un système à un autre. L'algorithme obtenu à partir de modèles de trafic ne serait pas une solution générique, il serait au mieux adapté à une utilisation particulière d'un système particulier à un instant donné. Enfin, il serait difficile de valider une telle approche par simulations, car celles-ci seraient biaisées par le fait que le même modèle de trafic serait utilisé pour optimiser l'algorithme et pour simuler le trafic.

La Figure 3-16 illustre les mécanismes inter-couches nécessaires pour fournir les informations requises pour le calcul des requêtes. L'évolution de l'état des files d'attente de niveau 3 et les informations contenues dans la PIB sont utilisées pour comparer le trafic observé et le trafic attendu. Les mécanismes d'encapsulation et de fragmentation doivent être connus par le calculateur de requêtes pour qu'il puisse déterminer les ressources nécessaires au niveau 2 pour écouler le trafic observé au niveau 3.

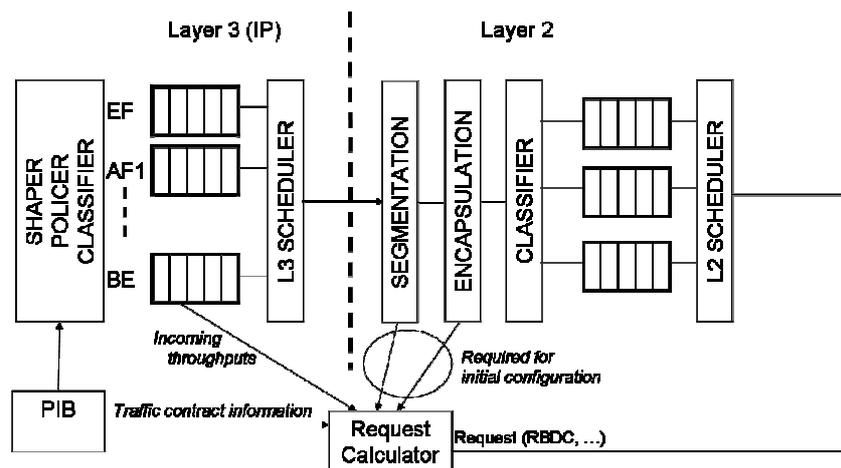


Figure 3-16: Calcul des requêtes de ressource

Les trafics EF et AF_i ($i=\{1..4\}$) sont associés aux requêtes de type RBDC. Pour ces requêtes (RBDC), nous avons introduit le concept de requêtes prioritaires et non prioritaires. Les requêtes prioritaires correspondent à un débit réellement observé, et les requêtes non prioritaires à la prévision qui est faite. Le trafic BE est associé aux requêtes de type AVBDC qui sont tout simplement égales à la taille de la file BE. Le détail de l'algorithme est donné ci-après. L'algorithme et les mécanismes proposés pour le calcul des requêtes améliorent la cohérence de la

QoS des niveaux 2 et 3 et contribuent à une intégration optimisée de la QoS de niveau IP. De plus, l'amélioration de cette cohérence et la prise en compte des informations de niveau 3 engendreront a priori de meilleures performances, comme nous allons le voir dans la section 3.4.3.

Algorithme de calcul des requêtes :

```

/* Calculer la contribution du trafic EF à la requête RBDC */
IF (incoming_EF_rate > EF_max_expected_rate) THEN
// Le trafic EF entrant est supérieur au débit maximum attendu pour le trafic EF
    RBDC_EF_prio = EF_max_expected_rate;
    RBDC_EF_prio_less = incoming_EF_rate1 - RBDC_EF_prio;
    // La seconde requête n'est pas prioritaire car il est très probable que ce sur-débit ne soit
    // pas observé au moment de l'allocation
ELSE IF (0 < incoming_EF_rate < EF_mean_expected_rate) THEN
// Le trafic EF entrant est inférieur au débit moyen attendu pour le trafic EF
    RBDC_EF_prio = incoming_EF_rate;
    RBDC_EF_prio_less = min2(EF_mean_expected_rate - RBDC_EF_prio,
RBDC_EF_prio);
    // La seconde requête n'est pas prioritaire car il s'agit d'une sur-demande en prévision
    // d'une augmentation du trafic
ELSE
// Le trafic EF entrant correspond à peu près au débit attendu pour le trafic EF
    RBDC_EF_prio = incoming_EF_rate;
    RBDC_EF_prio_less = 0;
ENDIF
...
La même chose est faite pour les files AFi (i=1..4).
...
/* Calculer les requêtes RBDC à envoyer */
    // La requête RBDC prioritaire envoyée au NCC est la somme des contributions
    // (EF, AFi) à laquelle on soustrait le CRA alloué
    RBDC_prio = max(RBDC_EF_prio + ( $\sum$ RBDC_AFi_prio) - CRA, 0);
    // La requête RBDC non prioritaire envoyée au NCC est la somme des contributions
    // (EF, AFi) à laquelle on soustrait le CRA alloué
    RBDC_prio_less = max( RBDC_EF_prio_less + ( $\sum$ RBDC_AFi_prio_less) -
CRA, 0);3
/* Calculer la requête AVBDC */
    AVBDC = incoming_BE_traffic;

```

¹ Le débit entrant mesuré prend en compte la taille de la file d'attente dans le but de la vider.

² La fonction minimum est utilisée pour limiter la sur-demande au double du débit entrant observé.

³ Dans notre simulateur, une étape additionnelle est utilisée pour respecter le standard DVB-RCS concernant les pas d'allocation (2kbps pour les petites requêtes et 16kbps pour les plus grandes requêtes).

3.3.2.2 Implantation des requêtes prioritaires et non prioritaires

Nous décrivons ici comment les mécanismes de requêtes prioritaires et non prioritaires peuvent être implantés dans un système DVB-RCS. Les requêtes sont incluses dans le champ SAC (*Satellite Access Control*). Les recommandations Satlabs [87] conseillent un champ SAC de 14 octets. Sept octets sont utilisés pour divers champs (Group_Id, Logon_Id, Route_Id, Mand_C). Les 7 octets restants peuvent être utilisés pour les requêtes. Chaque requête nécessitant 2 octets, chaque champ SAC peut contenir 3 requêtes que nous utiliserons comme suit : une requête RBDC prioritaire, une requête RBDC non prioritaire et une requête AVBDC. Le type de requête est codé sur 3 bits. Le premier de ces 3 bits n'étant pas utilisé, nous l'utilisons pour distinguer les requêtes prioritaires des requêtes non prioritaires.

3.3.2.3 Allocation des ressources

À la réception de toutes les requêtes, le NCC doit allouer efficacement et équitablement les ressources disponibles. Pour être cohérent avec le calcul des requêtes, les requêtes RBDC prioritaires sont d'abord servies, puis ce sont les requêtes RBDC non prioritaires (celles dans le profil puis celles hors profil) et enfin les requêtes AVBDC. Notons que les requêtes RBDC non prioritaires et hors profil correspondent à du trafic AF (*Assured Forwarding*) et sont donc servies avant les requêtes AVBDC qui correspondent à du trafic BE (*Best Effort*).

3.3.3 Conclusion

Comme illustré sur la Figure 3-17, et comme nous l'avons décrit et évalué dans [88], nous avons proposé plusieurs solutions menant à une approche globale plus cohérente de la gestion des ressources dans les systèmes satellite géostationnaires et plus particulièrement dans les systèmes de type DVB-S2/DVB-RCS. Pour cela, nous avons dans un premier temps proposé une simplification du niveau 2 pour le rendre cohérent avec l'ordonnancement et le contrôle de trafic effectué au niveau 3. Ensuite, nous avons proposé, pour le lien retour, des algorithmes de calcul de requêtes et d'allocation des ressources qui tiennent compte des paramètres de QoS de niveau IP (débits entrants, tailles des files, contrats de trafic). Ces algorithmes améliorent la cohérence entre la gestion des ressources effectuée au niveau 2 et les mécanismes de QoS de niveau 3. Grâce à ces modifications, un pas important vers une intégration verticale optimisée de la QoS de niveau IP a été franchi. La section suivante évalue les performances des différentes propositions.

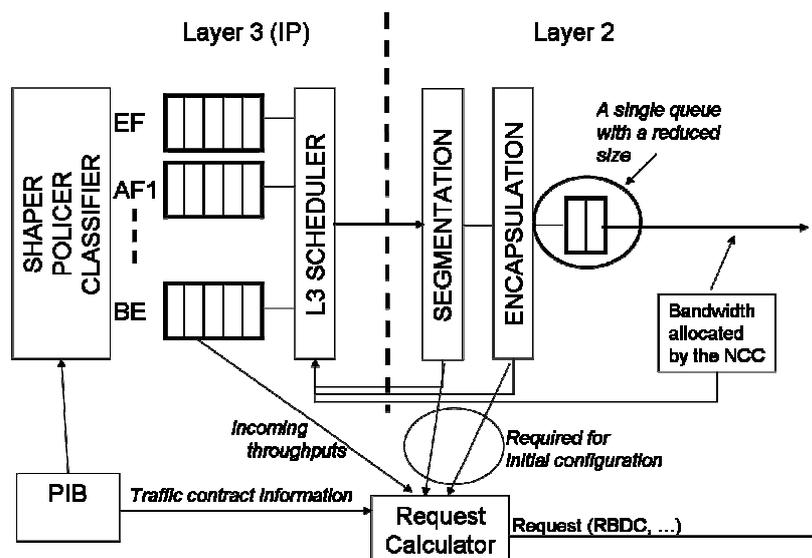


Figure 3-17: Modifications apportées sur les terminaux RCST

3.4 Evaluation des performances

Nos objectifs principaux étaient une harmonisation et une simplification des mécanismes de QoS. Nous nous intéressons ici aux performances obtenues qui ne doivent pas être trop dégradées par rapport à des mécanismes typiques voire leur être supérieures. Cette partie fournit donc une évaluation des performances des différents mécanismes proposés au travers de simulations effectuées avec un simulateur DVB-RCS développé en langage C (pour une rapidité de simulation accrue en comparaison d'un langage objet).

Dans un premier temps, cette partie introduit le contexte des simulations et les paramètres principaux du simulateur (dont l'utilisation est détaillée ici : [137]). Ensuite, nous évaluons l'impact des modifications de la couche 2 ainsi que les améliorations obtenues avec les mécanismes d'allocation des ressources proposés. Toutes les valeurs obtenues par simulation sont comprises dans un intervalle de confiance à 95% allant de 1 à 4% de la valeur (la méthode de réplification a été utilisée avec des temps simulés d'environ 2000 secondes et un nombre d'environ 40 réplifications).

3.4.1 Contexte des simulations

3.4.1.1 Configuration générale

Une vue simplifiée du simulateur est donnée sur la Figure 3-18. La topologie du système retenu est composée de 4 terminaux RCST identiques pour un unique NCC. Les utilisateurs terrestres derrière les terminaux satellite sont simulés au travers du trafic qu'ils émettent. Nous considérons ici une architecture étoilée. Tout le trafic transmis par les terminaux RCST est donc envoyé à la Passerelle. Cette dernière est le lieu de mesure de différents paramètres (e.g. le pourcentage d'utilisation du lien).

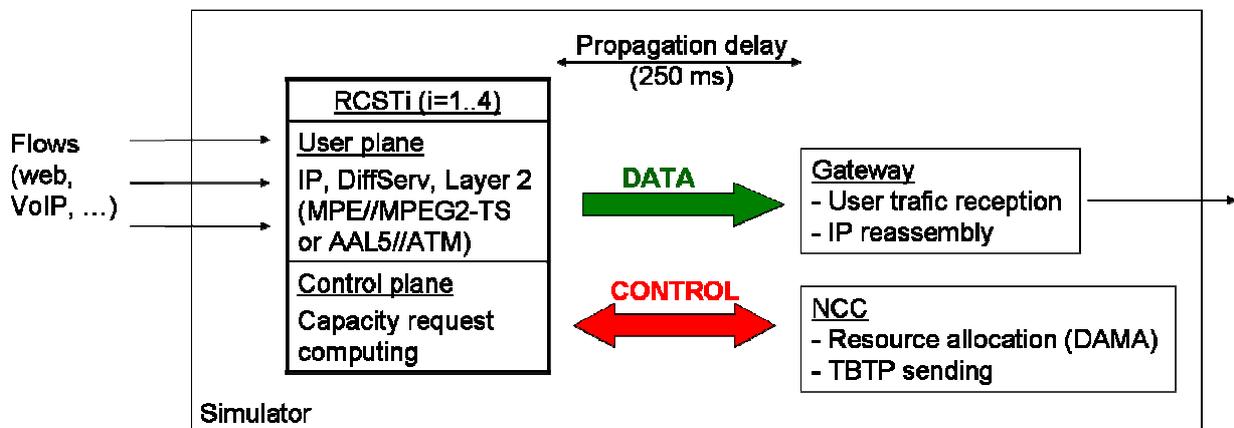


Figure 3-18: Vue simplifiée du simulateur DVB-RCS [137]

3.4.1.2 Le lien satellite

Les ressources totales disponibles pour les 4 terminaux seront d'environ 1-1,5Mbps, selon les simulations et la charge que l'on souhaite appliquer au système. Les erreurs dues au support physique ne sont pas simulées car le faible taux d'erreur paquet (10^{-9}) n'aurait pas d'impact sur nos simulations. Le temps de propagation simulé est égal à 250ms pour un bond. Nous simulons les requêtes et l'allocation des ressources mais le plan MF-TDMA n'est pas simulé (on suppose le débit attribué constant entre chaque allocation). Le fait de ne pas simuler le plan MF-TDMA supprime une petite gigue, cependant cette gigue aurait été la même pour les différents mécanismes testés, qui sont des mécanismes de niveaux 2 et 3. Elle est, de plus, d'un ordre de grandeur faible au regard des phénomènes observés. Cela n'aurait donc pas affecté l'analyse que nous pouvons faire des résultats.

3.4.1.3 Les terminaux RCST

Les couches application et transport ne sont pas simulées. En revanche, plusieurs profils de trafic (e.g. variation de débit, périodes de blanc, taille des paquets) sont simulés comme précisé dans la section 3.4.1.4. Les paquets IP sont simulés de façon simple avec une taille d'en-tête, une taille de charge utile et différents champs comme le champ DSCP utilisé par DiffServ. L'architecture DiffServ est simulée au niveau des terminaux via un classificateur, 6 files à QoS au niveau 3 et un ordonnanceur de niveau 3 (plusieurs ordonnanceurs ont été simulés et mènent à la même analyse, les résultats présentés ici sont obtenus avec un ordonnanceur PQ – *Priority Queuing*). Nous avons simulé les deux piles possibles du DVB-RCS, MPE/MPEG2-TS et AAL5/ATM (les deux piles mènent aux mêmes conclusions). Au niveau 2, nous avons simulé le cas d'une unique file et le cas de 3 files à QoS (EF, AF, BE) avec un classificateur et un ordonnanceur identiques à ceux du niveau 3 (PQ dans les résultats présentés ci-après). Le calcul des requêtes prend en compte les tailles des files de niveau 3, les débits entrants au niveau 3 et potentiellement les contrats de trafic. Le détail des algorithmes testés et le type de requête utilisé ont été donnés dans la section 3.3.2. L'envoi de ces requêtes est fait toutes les secondes, et synchronisé entre tous les terminaux.

3.4.1.4 Le trafic entrant

Il est difficile de trouver une matrice de trafic entrant dans les systèmes DVB-RCS. De plus les profils de ces trafics sont très dépendants de l'usage qui est fait du réseau satellite. Pour avoir un trafic réaliste nous avons donc considéré les profils suivants :

- Des sessions VoIP qui suivent une loi d'arrivée de Poisson. La durée des sessions est exponentiellement distribuée de moyenne 3 minutes [89]. Les débits à l'intérieur de chaque session sont constants avec des tailles constantes de paquet [90] correspondant à différents codecs (LPC – 54 octets, GSM – 73 octets, G726-16 – 80 octets et μ -Law – 200 octets). Le trafic VoIP est associé à la classe EF.
- Les autres types de session (Web, divers) suivent une arrivée Poissonnienne, de durée exponentiellement distribuée. Les arrivées de paquets à l'intérieur des sessions sont Poissonniennes et les paquets sont de taille variable (inspirée des mesures réalisées sur Internet [91][92]). Par exemple, pour les flux Web, la taille des paquets suit une distribution bimodale de taille 40 et 1500 octets). Ces trafics sont répartis sur les files AF_i (i=1..4) et BE.

Remarquons que les modèles considérés sont pris à titre d'illustration. Il semble difficile d'obtenir des modèles correspondant parfaitement aux profils de trafic qui sont variables d'un système à l'autre et d'une utilisation à une autre. Ces hypothèses ne biaisent pas trop les simulations et ne modifient pas les conclusions car tous les mécanismes proposés sont indépendants d'un quelconque modèle de trafic.

3.4.1.5 Le NCC

Le NCC est en charge du calcul de l'allocation des ressources disponibles sur le segment satellite. Les algorithmes d'allocation, prenant en compte différents paramètres, sont précisés dans la partie 3.3.2. L'algorithme d'allocation est effectué toutes les secondes à la réception des requêtes. Le NCC envoie alors la table d'allocation toutes les secondes.

3.4.2 Impact de la réduction du nombre de files au niveau 2

Nous étudions ici l'impact de la réduction du nombre de files à une unique file au niveau 2. Comme précisé précédemment, le mécanisme de régulation entre le niveau 2 et le niveau 3 permet de n'avoir aucune perte dans les files de niveau 2. Le seul impact observable est donc le délai d'attente au niveau 2 (l'utilisation du lien reste la même que l'on utilise une ou trois files au niveau 2). Il ne s'agit pas d'une étude quantitative mais simplement qualitative pour avoir un ordre de

grandeur du délai additionnel. Le Tableau 3-2 fournit les délais d'attente au niveau 2 dans le cas de 3 files (EF, AF, BE) et dans le cas d'une unique file pour un débit total disponible de 1188 kbps et 1340 kbps pour un même trafic entrant, qui correspondent respectivement à une charge moyenne du système de 0.9 et 0.8. Le Tableau 3-3 donne les délais additionnels pour chaque file. Notons que ces délais dépendent principalement de l'algorithme d'ordonnancement de niveau 2 et des débits obtenus au niveau 2 (plus le débit disponible au niveau 2 est grand, moins le délai additionnel est important).

Débit total disponible	1188kbps (Délai en ms)	1340kbps (Délai en ms)
File EF	1,8 (+/- 0,1)	1,6 (+/- 0,1)
File AF	15,5 (+/- 0.4)	13,7 (+/- 0,3)
File BE	29,5 (+/- 2,9)	19,5 (+/- 0,7)
1 file	17,7 (+/- 0,1)	14,1 (+/- 0,6)

Tableau 3-2 : Délai d'attente au niveau 2

Débit total disponible	1188kbps	1340kbps
File EF	+ 15,9	+ 12,5
File AF	+ 2,2	+ 0,4
File BE	- 11,8	- 5,5

Tableau 3-3 : Délai additionnel en ms

Seule la file EF est impactée assez nettement. Le délai additionnel, au niveau 2, pour la file EF, lors de l'utilisation d'une unique file, est de l'ordre de la quinzaine de millisecondes. Ce délai n'est clairement pas négligeable, cependant dans un contexte satellite géostationnaire, ce délai est acceptable en comparaison du délai de propagation de 250 ms. Le petit impact sur la file AF est largement compensé par les améliorations de la gestion des ressources (comme précisé dans la section 3.4.3).

Une façon de contourner ce délai additionnel en n'ayant qu'une file pourrait être de considérer une file d'attente au niveau 2 qui n'ait pas une discipline de service FIFO. En effet, il suffit de placer la trame dans la file en fonction de sa classe. Par exemple, une trame EF (i.e. une trame contenant un fragment d'un paquet EF) sera placée devant les classes AF_i (i=1..4) et BE mais après les trames EF déjà présentes dans la file (pour éviter le déséquencement des données) comme illustré sur la Figure 3-19. Le procédé est ici un peu plus complexe qu'une simple file FIFO (lecture de la classe, éventuellement via un tag, puis mise en file d'attente) mais permet d'obtenir le même résultat qu'avec 3 files d'attente au niveau 2 et un ordonnanceur PQ au niveau 2. Ce procédé revient à effectuer l'ordonnancement de niveau 2 avant la mise en file d'attente. Notons que cette solution ne va pas dans le sens de notre démarche mais permet tout de même d'avoir une unique file de faible capacité au niveau 2. Il s'agit d'un compromis entre un temps additionnel au niveau 2 et une complexité accrue du niveau 2.



Figure 3-19: Ordonnancement avant mise en file d'attente de niveau 2

3.4.3 Calcul des requêtes et allocation des ressources

Nous étudions ici l'impact des mécanismes proposés pour le calcul des requêtes (effectué par les terminaux) et l'allocation des ressources (réalisée par le NCC) dans un contexte étoilé. Ci-après sont rappelés brièvement les mécanismes proposés pour préciser les raisons qui nous ont poussés à évaluer certains critères plutôt que d'autres.

- La première modification proposée est d'utiliser la taille des files de niveau IP (niveau 3) plutôt que d'utiliser les tailles de files de niveau 2. Bien que cette propriété soit plus cohérente et a priori non pénalisante (voir bénéfique) en termes de performances, elle ne sera pas évaluée. En effet, il semble difficile de comparer un calcul de requête prenant en compte des tailles de file au niveau 2 et un calcul de requête prenant en compte des tailles de file au niveau 3. Les résultats dépendraient principalement de l'ordonnanceur de niveau 3 (type d'ordonnanceur et régulation du débit de sortie de l'ordonnanceur). L'étude de différents types d'ordonnanceurs de niveau 3 reste une piste ouverte.
- La deuxième modification proposée consiste à prendre en compte les contrats de trafic dans le calcul des requêtes (au niveau des terminaux) dans le but d'avoir une prévision simple et raisonnable de l'évolution du trafic arrivant sur le terminal. Enfin, il a fallu proposer un algorithme d'allocation des ressources (au niveau du NCC) cohérent avec le calcul des requêtes qui est réalisé au niveau des terminaux. Ce sont ces modifications que nous avons évaluées par simulation.

Tout d'abord, il faut noter que pour toutes les simulations et pour toutes les files, il n'y a aucune perte au niveau 2 et un taux de perte faible ($<0.5\%$) au niveau 3 (excepté pour la file BE de niveau 3 dans le cas d'une charge moyenne supérieure à 0.95). Cela est simplement lié au bon dimensionnement des files de niveau 3. Pour les différents algorithmes testés, l'utilisation globale du lien est la même. Cela signifie que les modifications proposées n'influent pas sur l'utilisation globale des ressources.

Les diagrammes de la Figure 3-20 donnent les délais en millisecondes pour les différentes files d'attente DiffServ dans le cas où les mécanismes pour prendre en compte les contrats de trafic sont utilisés (avec_mécanismes) et dans le cas où ils ne sont pas utilisés (sans_mécanisme) pour différentes charges du système. Le Tableau 4-1 récapitule les gains obtenus pour le délai (en pourcentage) pour chaque file.

Nous remarquons en premier lieu que pour les files EF et BE le gain est présent mais négligeable car faible et du même ordre de grandeur que les intervalles de confiance. Concernant la classe EF, le trafic affilié à cette classe représente une faible proportion (5 à 10%) du trafic total. En effet, cela assure un délai très faible pour les paquets les plus prioritaires (e.g. VoIP). Ce trafic étant prioritaire et en faible proportion par rapport au trafic global, quelle que soit l'allocation faite (faible à cause d'une congestion ou élevée car peu de demandes), elle est amplement suffisante pour écouler le trafic de cette classe sans délai. La classe EF n'est donc pas affectée par de petites variations d'allocation de ressources. Concernant la classe BE, les causes sont différentes mais le résultat est le même. En effet, le trafic BE est affecté aux requêtes de type VBDC pour lesquelles nous n'avons pas utilisé de prédiction d'évolution du trafic, nos mécanismes n'influent donc pas sur le trafic de la file BE.

Pour toutes les autres files, le gain est significatif (jusqu'à 15-20% de réduction du délai pour certaines files à charge élevée). En effet, notre algorithme de calcul des requêtes réalise une prédiction en fonction des contrats de trafic. En comparaison, un calcul classique entraîne une allocation périmée d'une demi seconde (temps entre le calcul de la requête et l'allocation effective). Nos algorithmes de requête-allocation sont proactifs et permettent de moins subir le délai de propagation que des méthodes réactives.

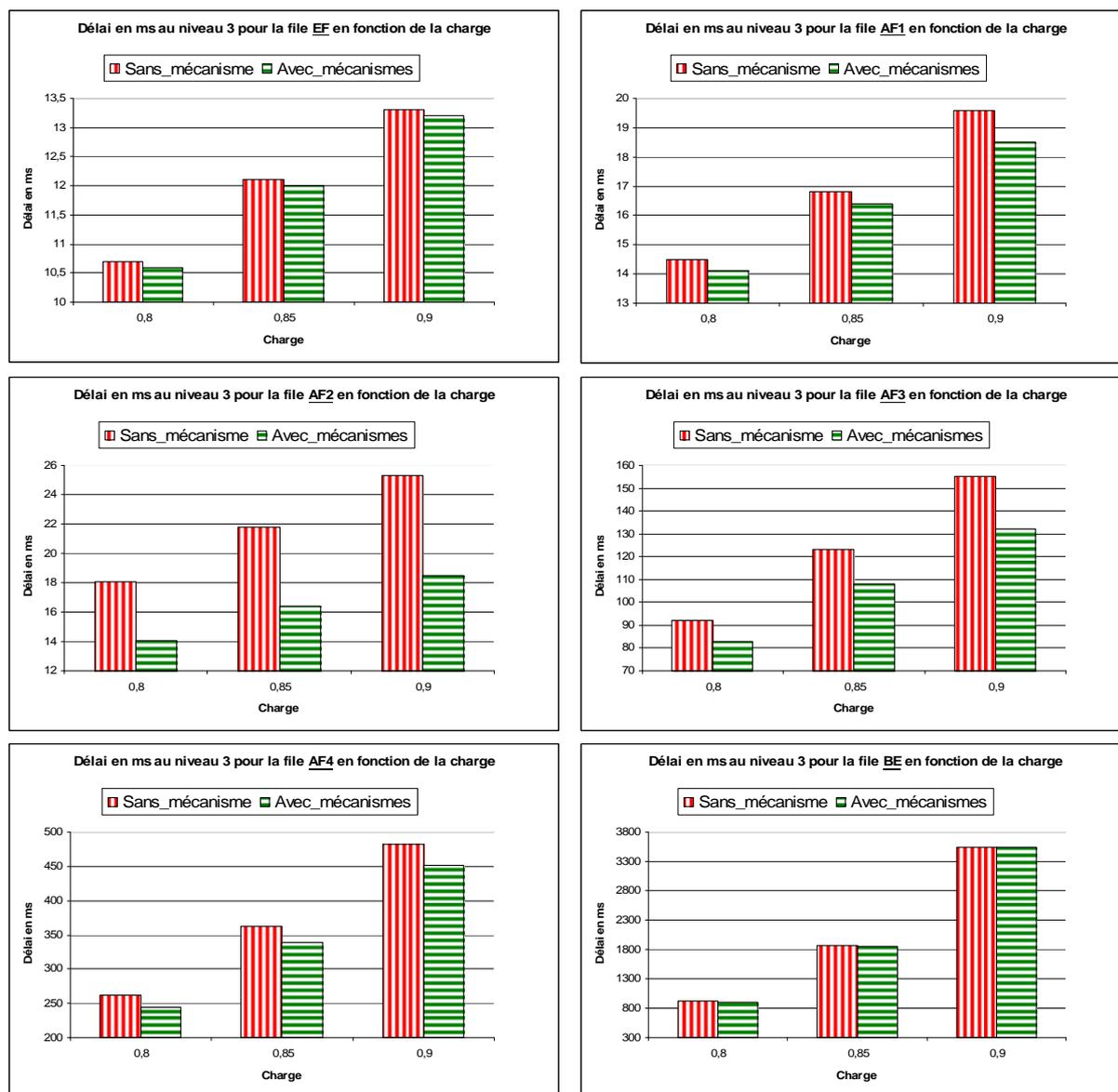


Figure 3-20: Délais dans les files de niveau 3

Les résultats montrent que le gain de notre proposition est amplifié pour un système chargé. En effet, dans ce cas, il sera d'autant plus important d'avoir une allocation précise des ressources. De plus, les différentes simulations que nous avons effectuées montrent que nos mécanismes sont d'autant plus efficaces que le CRA (*Constant Rate Allocation*) alloué est faible. En effet, la marge de manœuvre sera alors plus importante pour nos mécanismes (le CRA utilisé pour les résultats présentés ici est de 40kbps pour 4 terminaux, soit environ 4% du débit total disponible sur le segment satellite).

File/Charge	0.8	0.85	0.9
EF	0,9%	0,8%	0,8%
AF1	2,5%	2,6%	5,7%
AF2	5,2%	7,1%	10,7%
AF3	10,5%	13,4%	17,2%
AF4	6,3%	6,7%	6,9%
BE	1,0%	1,4%	<0,01%

Tableau 3-4: Gain (en %) avec les mécanismes

En plus des différents avantages cités dans la partie 3.3, les mécanismes et algorithmes que nous avons proposés permettent d'obtenir de meilleures performances. En effet, les simulations montrent que notre algorithme d'allocation des ressources est plus efficace qu'un algorithme classique (diminution significative du temps d'attente dans les files de niveau 3) sans avoir de sur-allocation ou de gaspillage des ressources (même utilisation globale des ressources et même taux de perte par débordement de file). Au niveau 2, nous avons évalué l'impact des simplifications (réduction à une unique file) et proposé une solution intermédiaire entre la complexité d'avoir 3 files et le délai additionnel engendré par une unique file de discipline de service FIFO. Des charges plus élevées correspondent à un scénario de surbooking important mais ne correspondent pas à une utilisation optimale du système. Les gains obtenus pour ces charges sont encore plus importants (réduction plus importante du délai au niveau 3 et réduction des pertes par débordement de file).

3.5 Conclusion et perspectives sur la prise en charge de la QoS dans les systèmes de communication par satellite

La prise en charge de la qualité de service (QoS) constitue un enjeu important pour une convergence vers IP des systèmes de communication par satellite. L'objectif de ce chapitre était d'étudier l'intégration de la QoS de niveau IP et de niveau transport dans les systèmes satellite géostationnaires. Elle peut se diviser en deux volets : l'intégration horizontale (interconnexion, protocole de bout en bout) et l'intégration verticale (cohérence et optimisation de la prise en charge de la QoS par les différents niveaux protocolaires).

Dans une première partie, nous avons décrit les mécanismes de QoS des différents niveaux protocolaires. Nous avons alors souligné les problématiques de l'intégration du contrôle de congestion et décrit les différentes solutions envisageables, notamment en comparant un protocole de contrôle de congestion réactif (TCP New Reno) et un protocole de contrôle de congestion proactif (XCP). Nous avons alors conclu que les protocoles proactifs permettaient de ne pas souffrir du délai de propagation élevé des systèmes satellite. Une perspective intéressante de ce travail est l'utilisation locale au système satellite d'un protocole tel que XCP via des PEP (*Performance Enhancer Proxy*). L'intégration du contrôle de congestion dans les systèmes satellite est une étape importante de l'intégration horizontale de la qualité de service.

Ensuite, dans le but d'intégrer la prise en charge de la QoS de niveau IP, nous avons proposé plusieurs modifications du niveau 2. Tout d'abord, nous l'avons simplifié et rendu plus cohérent avec la QoS de niveau IP. Nous avons aussi retenu des algorithmes de gestion des ressources cohérents avec les informations disponibles au niveau IP et montré que ces modifications permettaient d'améliorer les performances du système. Cette cohérence entre les couches 2 et 3 constitue une avancée importante pour l'intégration verticale de la QoS.

Les mécanismes proposés ont été détaillés et simulés pour des systèmes satellite du type DVB-RCS/DVB-S2 mais sont génériques et peuvent être appliqués à d'autres systèmes (e.g. DVB-RCS2). Nous dégagerons deux perspectives de ce chapitre. Tout d'abord, il serait intéressant

d'implanter ces propositions dans un produit industriel pour effectuer des tests grandeur nature. Ensuite, les algorithmes ont été développés pour un système étoilé. Il serait intéressant de reprendre les mêmes principes pour proposer des algorithmes pour les systèmes maillés. Pour cela, il faudrait par exemple définir des contrats de trafic avec des règles pour chaque spot destination et estimer les trafics moyen et maximum attendus entre chaque couple de spots. Cependant, le trafic des connexions maillées serait plus difficile à prévoir car moins agrégé. En effet, dans un système étoilé, les terminaux émettent tout leur trafic vers la Passerelle.

Dans ce troisième chapitre, nous avons montré comment intégrer la prise en charge de la QoS de niveau IP dans les systèmes de communication par satellite de façon cohérente et efficace. En intégrant ces modifications et algorithmes aux architectures IP/GSE pour la voie aller et IP/GSE-Alt pour la voie retour que nous avons définies dans le chapitre 2, nous obtenons une architecture de convergence :

- générique permettant une intégration aisée de tout type de services grâce à la couche IP,
- évolutive grâce aux couches d'encapsulation,
- prenant en compte la QoS de bout en bout (intégration horizontale) et de manière cohérente avec celle des systèmes satellite (intégration verticale) et
- permettant un transport de paquets IP optimisé (grâce à GSE et GSE-Alt).

Cependant, pour permettre une interconnexion avec le reste du monde IP, le routage IP doit aussi être abordé. C'est l'objet du prochain chapitre.

4 Convergence vers IP du routage dans les systèmes de communication par satellite

Le routage IP est une fonction essentielle pour l'interconnexion des réseaux. Il permet, par configuration statique ou par des protocoles de routage dynamiques de définir et de propager les routes à travers les différents réseaux. A cause de sa taille importante, l'Internet a été divisé en systèmes autonomes (AS), chacun d'eux étant administré de manière indépendante. On distingue alors les protocoles de routage interne (IGP – *Interior Gateway Protocol*) qui permettent les échanges de routes au sein d'un même système autonome (routage intra-AS) ; et les protocoles de routage externe (EGP – *Exterior Gateway Protocol*) qui permettent les échanges d'informations de routage entre les systèmes autonomes (routage inter-AS). Les EGP sont typiquement déployés sur les routeurs de frontière d'AS alors que les IGP sont déployés sur tous les routeurs d'un AS. L'objectif de ce chapitre est alors d'étudier les besoins en termes de routage IP pour l'interconnexion des systèmes de communication par satellite au monde IP.

Le système autonome contenant le système satellite peut nécessiter le déploiement d'un EGP. Le système de communication par satellite serait ainsi intégré au monde IP comme n'importe quel autre système autonome. Il est alors nécessaire de définir où et comment doit être déployé ce protocole de routage. Nous traiterons ces aspects dans la première partie de ce chapitre.

Les systèmes actuels utilisent des satellites transparents ou avec un OBP de niveau 2 (e.g. Amerhis [65]) et déploient les protocoles de routage uniquement sur les terminaux satellite et les Passerelles. Peu d'études ont été menées sur les OBP de niveau 3. Dans la seconde partie de ce chapitre nous étudierons l'opportunité d'utiliser un routeur IP embarqué sur le satellite.

4.1 EGP pour les systèmes de communication par satellite

Le rôle d'un protocole de routage externe (EGP) est d'échanger des routes entre les systèmes autonomes voisins. Ces informations sont indispensables pour établir le routage dans l'Internet. L'objectif de cette partie est alors d'étudier le déploiement d'un EGP dans les systèmes de communication par satellite. Dans un premier temps, cette partie propose d'analyser les situations où le déploiement d'un EGP est nécessaire pour les systèmes de communication par satellite. BGP4 étant le protocole de routage inter-systèmes autonomes déployé sur Internet, nous étudierons ensuite son déploiement pour les systèmes de communication par satellite. Nous détaillerons alors comment, dans certains cas, il est possible de réduire son volume de signalisation.

4.1.1 Nécessité d'un EGP pour les systèmes de communication par satellite

4.1.1.1 Réseau d'accès à Internet

Dans le cas où le système satellite sert de réseau d'accès à Internet, le déploiement d'un EGP ne pose pas de problème particulier. Le système autonome dans lequel est inclus le système satellite peut être limité à ce même système (Figure 4-1) ou être plus étendu (Figure 4-2). Dans le premier cas, le déploiement d'un EGP sur l'interface terrestre de la Passerelle du système satellite peut être requis. Dans le second cas, le déploiement d'un EGP peut s'avérer nécessaire sur le(s) routeur(s) du FAI (Fournisseur d'Accès à Internet) connecté(s) à d'autres systèmes autonomes. Dans les deux cas, aucun message du protocole de routage externe ne circule sur le segment satellite. Le déploiement d'un EGP ne nécessite alors aucune considération particulière.

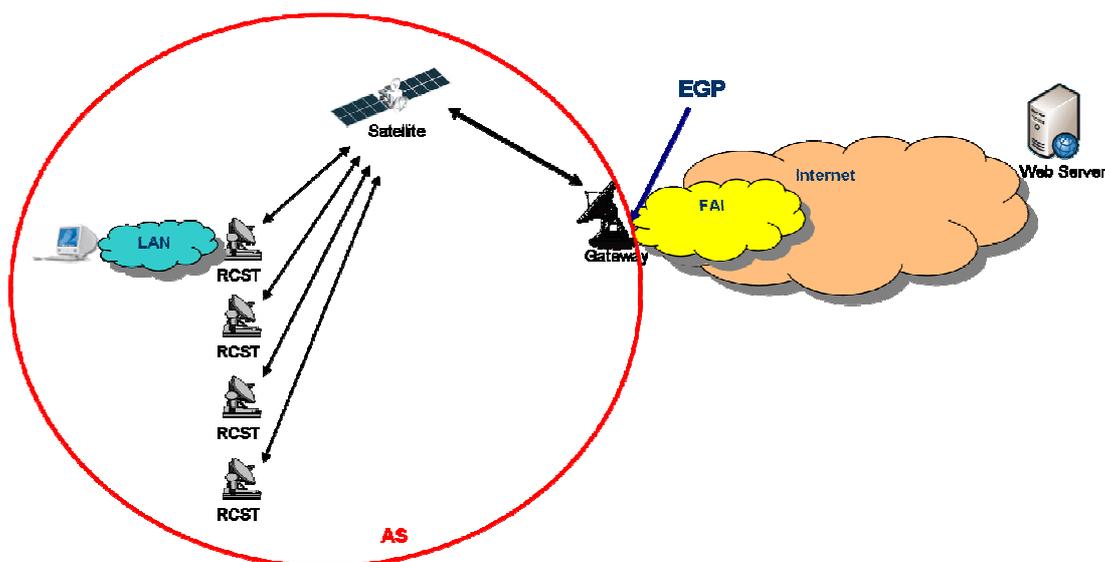


Figure 4-1: Déploiement d'un EGP pour un réseau d'accès à Internet – cas 1

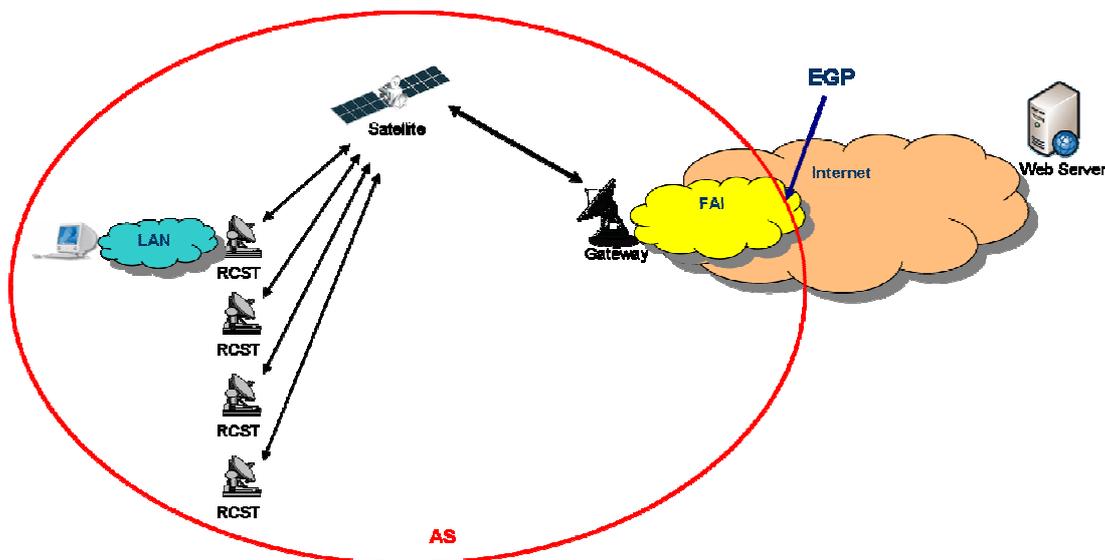


Figure 4-2: Déploiement d'un EGP pour un réseau d'accès à Internet – cas 2

4.1.1.2 Interconnexion de systèmes autonomes

Nous considérons maintenant le cas où le système satellite est un réseau de transit, c'est-à-dire utilisé pour interconnecter plusieurs systèmes autonomes. Dans ce cas, les terminaux satellite sont potentiellement des routeurs de frontière de système autonome. Un EGP doit alors être implanté sur les terminaux satellite. Des messages du protocole de routage externe vont être échangés sur le segment satellite. Pour illustrer différentes situations, nous considérons le cas décrit sur la Figure 4-3. Les AS1 à AS3 sont connectés au système satellite.

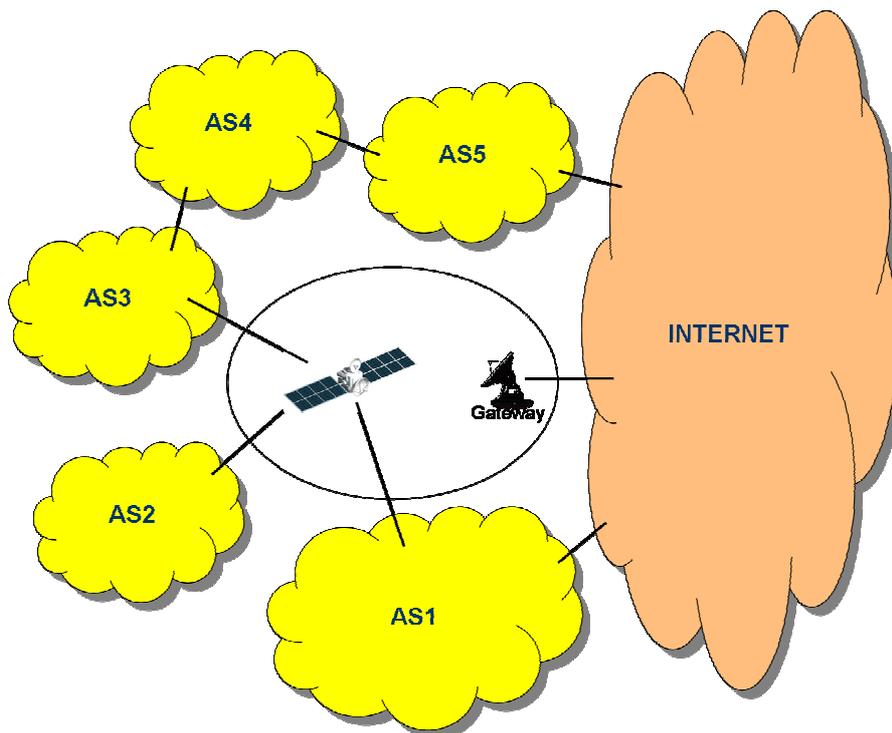


Figure 4-3: Interconnexion de systèmes autonomes

Une telle architecture présente alors plusieurs intérêts :

- L'AS1 possède 2 chemins vers Internet : un chemin direct qui pourra être privilégié et le chemin passant par le système satellite qui peut servir de chemin de secours ou être utilisé pour effectuer du partage de charge (par exemple pour le trafic n'ayant que peu de contraintes de délai).
- L'AS2 ne peut accéder à Internet qu'au travers du système satellite. Ce scénario est par exemple rencontré lorsqu'un réseau IP nécessitant un raccordement à Internet est déployé sur une zone de catastrophe. L'utilisation d'un satellite est alors le seul moyen de relier la zone sinistrée aux réseaux de télécommunication.
- L'AS3 peut accéder à Internet via le système satellite ou par l'intermédiaire d'autres systèmes autonomes (AS4 et AS5). L'AS3 peut utiliser le système satellite pour effectuer du partage de charge mais aussi pour des raisons économiques. Effectivement, pour atteindre Internet, le passage de plusieurs AS peut s'avérer plus onéreux que le passage par le système satellite.

Pour que l'échange de routes entre les différents systèmes autonomes puisse être réalisé, le déploiement d'un EGP est alors nécessaire sur tous les routeurs de frontière d'AS.

4.1.1.3 Interconnexion de réseaux étendus

Dans le cas où le système satellite est utilisé pour relier des réseaux étendus entre eux et au reste du monde IP, il peut être intéressant de considérer chaque réseau client comme un AS distinct (Figure 4-4). Les avantages principaux d'une telle architecture sont, d'une part de permettre la connexion de grands réseaux, et d'autre part de ne rien imposer ou supposer sur l'administration des réseaux clients. Notamment, les clients sont libres d'utiliser l'IGP qu'ils souhaitent comme illustré sur Figure 4-4. Le contexte militaire est une des applications possibles. En effet, les réseaux déployés sur différentes zones du globe sont généralement de nature différente et nécessitent un protocole de routage adéquat. Bien que les objectifs soient différents du scénario précédent (section 4.1.1.2), on retombe dans le cas d'une interconnexion de systèmes autonomes.

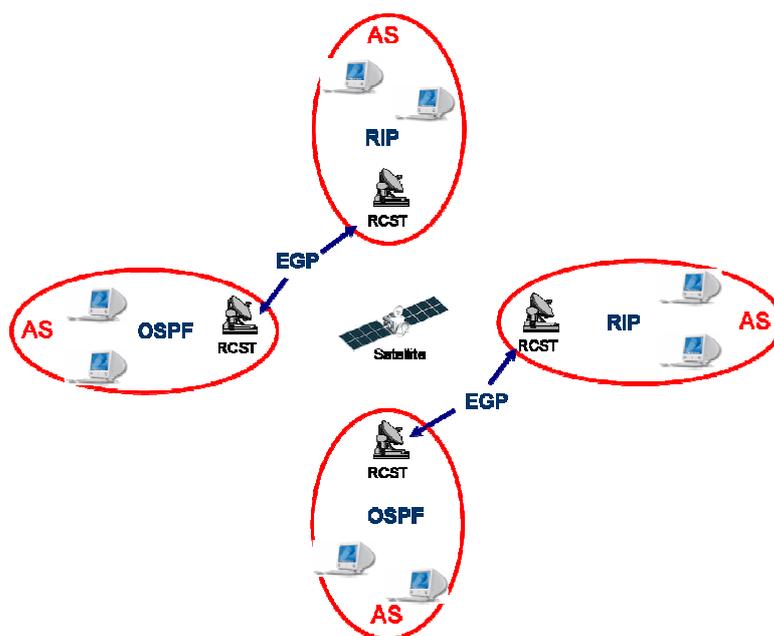


Figure 4-4: Déploiement d'un EGP pour une interconnexion de réseaux étendus

4.1.1.4 Conclusion

L'interconnexion de systèmes autonomes par un système satellite s'avère utile dans plusieurs scénarios : chemin de secours, partage de charge, déploiement de réseaux IP sur une zone sinistrée ou encore interconnexion de réseaux étendus. Cette interconnexion engendre des échanges de messages du protocole de routage externe sur le segment satellite. Comme précisé dans la partie 1.3, dans le cas où les connexions maillées sont prépondérantes, pour éviter un double bond, il est préférable d'utiliser un satellite avec un OBP de niveau 2. Les données sont alors commutées par le satellite sans passer par la Passerelle. BGP4 étant le protocole de routage externe déployé sur Internet, il est nécessaire d'étudier son déploiement dans le contexte d'une interconnexion de systèmes autonomes via un système satellite maillé.

4.1.2 Interconnexion de systèmes autonomes via BGP4

BGP4 [94][95][96] a été déployé sur Internet au début des années 1990, notamment en raison de sa bonne gestion des grandes tables de routage. Dans cette section, nous introduisons BGP4 et analysons les différentes façons de le déployer dans un système de communication par satellite utilisé pour interconnecter plusieurs systèmes autonomes entre eux et au reste du monde Internet.

4.1.2.1 BGP4 – Bordure Gateway Protocol version 4

BGP [94] fonctionne au dessus de TCP pour éviter d'avoir des mécanismes de fiabilité (accusés de réception, ordre, retransmission) au niveau BGP. Il y a deux fonctionnements possibles pour BGP4. Le premier, eBGP (*external BGP*), permet aux routeurs BGP de différents AS de communiquer. Le second, iBGP (*internal BGP*), est utilisé entre routeurs BGP d'un même système autonome. iBGP impose un maillage total entre les routeurs iBGP d'un même système autonome.

Deux architectures sont alors envisageables. Une première consiste à considérer que les terminaux, la Passerelle et le satellite forme un système autonome (AS de transit), comme illustré sur la Figure 4-5. Les terminaux seront reliés entre eux via iBGP et reliés aux AS clients qu'ils desservent via eBGP. Une seconde option consiste à considérer que les terminaux appartiennent aux AS clients. Dans ce cas, les terminaux seront reliés entre eux via eBGP, comme illustré sur la Figure 4-6. Ces deux solutions sont envisageables, cependant la seconde (interconnexion via eBGP) permet de réduire le nombre de routeurs et d'avoir une architecture plus simple.

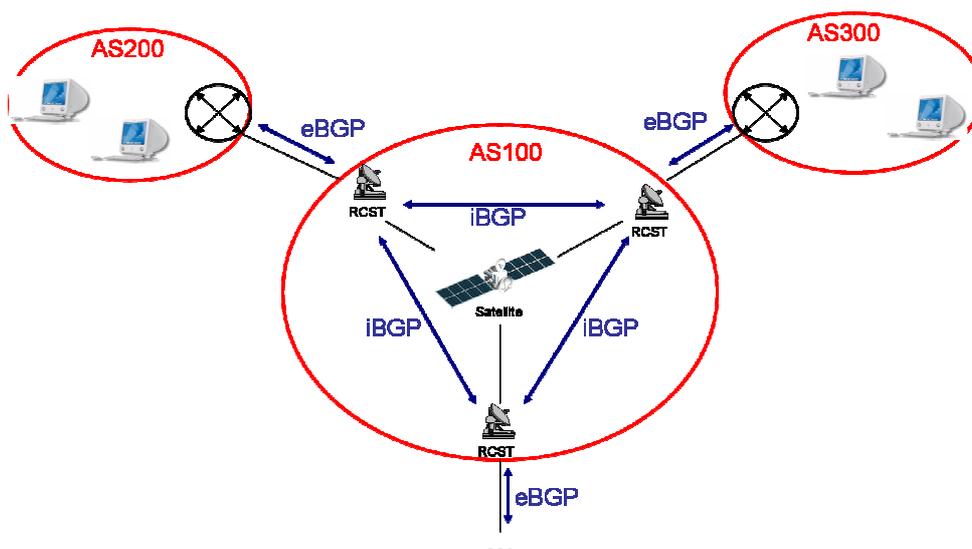


Figure 4-5: Interconnexion via un AS de transit

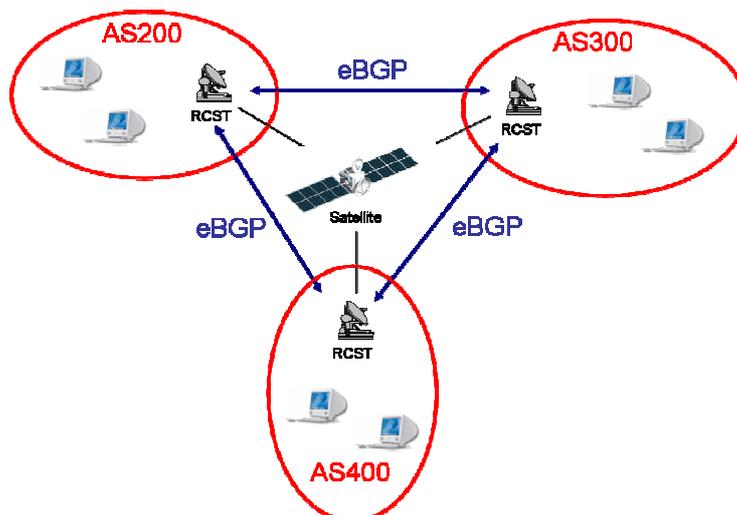


Figure 4-6: Interconnexion via eBGP

Dans ces deux configurations, une partie non négligeable des messages BGP est dupliquée. En effet, lorsque qu'un routeur BGP souhaite envoyer un message concernant les routes qu'il dessert à plusieurs routeurs, il doit envoyer autant de messages qu'il y a de destinataires. C'est aussi le cas pour les messages KEEPALIVE qui sont régulièrement envoyés à tous les pairs BGP. Or, ces destinataires peuvent être situés dans une même zone de diffusion (un même spot). Il est alors possible de réduire le volume de signalisation engendré en utilisant un message *multicast* plutôt que N (nombre de destinataires) messages *unicast*. Nous étudierons dans la section 4.1.3 comment tirer profit de la propriété diffusante des systèmes satellite.

Pour ces deux configurations, une autre façon de réduire le nombre de connexions et le volume de signalisation engendré par BGP est de considérer un routeur IP embarqué sur le satellite et donc au cœur du système. Cependant, cela implique une complexité et un coût accru du satellite. Nous traitons ce point dans la seconde partie de ce chapitre (partie 4.2).

4.1.2.2 BGP4 + RR – Route Reflection extension

Une contrainte majeure d'iBGP est l'obligation d'avoir un maillage total entre tous les routeurs iBGP d'un même système autonome (i.e. une connexion TCP entre chaque paire de routeur de

l'AS). La référence [95] décrit l'extension *Route Reflection* qui spécifie un routeur appelé *Route Reflector* (RR). Il relaye et duplique les routes provenant des routeurs iBGP. Dans le but d'optimiser sa position, le routeur RR doit être placé au centre du système GEO, c'est-à-dire à bord du satellite pour éviter les doubles bonds.

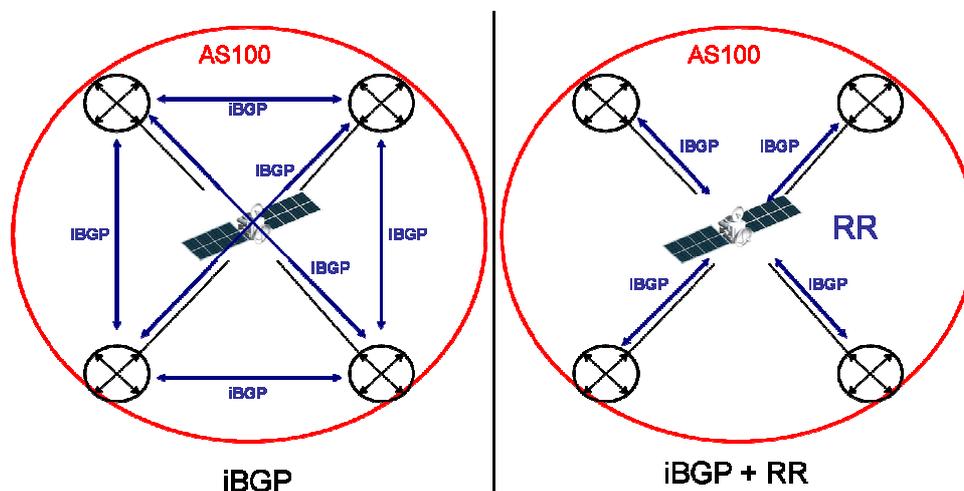


Figure 4-7: iBGP sans et avec l'extension *Route Reflector*

Dans le cas d'un routeur IP embarqué, cette extension permet de réduire le nombre de connexions BGP (Figure 4-7) et le volume de signalisation induit. Considérant N terminaux satellite, sans l'extension RR, $N(N-1)/2$ connexions sont requises ($N-1$ connexions par terminal), alors qu'avec l'extension RR, seulement N connexions sont nécessaires (une connexion avec le RR par terminal). Cela permet de réduire le volume de signalisation sur le segment satellite, ainsi que les ressources mémoire et processeur (CPU) nécessaires au niveau des terminaux. Ici encore, des messages BGP4 peuvent être dupliqués lors de l'envoi de routes aux terminaux d'un même spot. L'envoi en *multicast* des routes permettrait ici aussi de réduire le volume de signalisation. Cependant, cette solution nécessite un routeur IP embarqué. Nous considérerons la problématique de routeur IP embarqué dans la partie 4.2 de ce chapitre.

4.1.2.3 BGP4 Confederations

Une extension de BGP appelée « *Confederations* » [96] scinde les systèmes autonomes (AS) de taille importante en plusieurs sous AS ou de regrouper plusieurs AS dans un unique AS. L'ensemble des sous AS est vu de l'extérieur comme un unique AS. Au sein de l'AS principal, les sous AS interagissent comme des AS distincts. L'utilisation de cette extension est décrite sur la Figure 4-8.

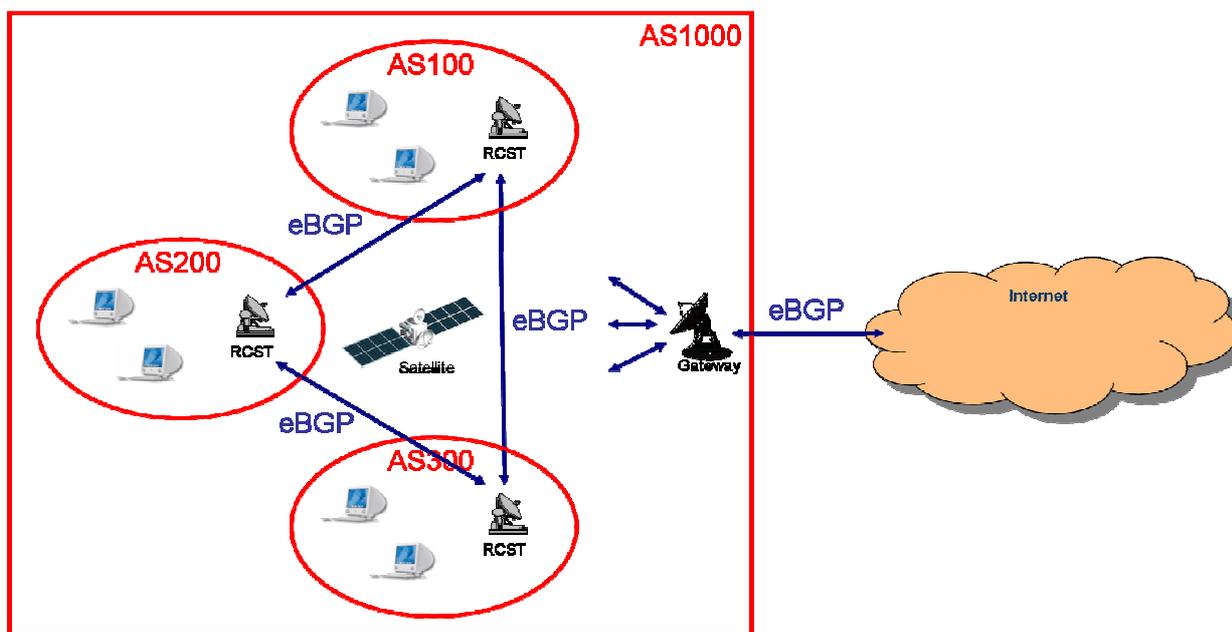


Figure 4-8: BGP confederations

Cette architecture est particulièrement intéressante. D'une part, l'ensemble du système satellite (réseaux clients compris) est vu par l'extérieur comme une unique entité administrative. D'autre part, l'avantage d'avoir un AS par client est conservé, ce qui permet d'avoir une administration indépendante pour chaque réseau client. Cependant, cette architecture est complexe à gérer, si bien qu'elle est très peu utilisée. Nous ne l'envisageons pas davantage dans le présent travail.

4.1.2.4 Hub and Spoke BGP

La référence [97] décrit un mécanisme appelé « *Hub and Spoke BGP* » (H&S BGP). Il permet de diffuser des messages BGP (au lieu de les envoyer en *unicast*) dans le but d'économiser de la bande passante dans le contexte de routage inter-systèmes autonomes via des réseaux sans fil. La Figure 4-9 montre un unique « *Hub* » connecté à *N* « *Spoke* ». Un *Spoke* envoie un message au *Hub* qui le diffuse ensuite aux autres *Spokes*. Dans le contexte d'un système satellite, le *Hub* serait soit le satellite, soit le NCC/Passerelle et les *Spokes* seraient les terminaux satellite. Dans l'implantation proposée, la procédure d'initialisation de BGP (messages OPEN) entre les *Spokes* et le *Hub* est inchangée (faite via TCP). En revanche, les messages UPDATE et KEEPALIVE sont ensuite envoyés par UDP (UDP *unicast* depuis les *Spokes* vers le *Hub* et *multicast* UDP depuis le *Hub* vers les *Spokes*).

H&S BGP réduit donc le volume de signalisation du protocole BGP. Cependant, H&S BGP utilisant UDP à la place de TCP, la fiabilité (accusé de réception, ordre, retransmission) n'est plus assurée par le protocole de transport, ce qui est indispensable pour des informations de routage.

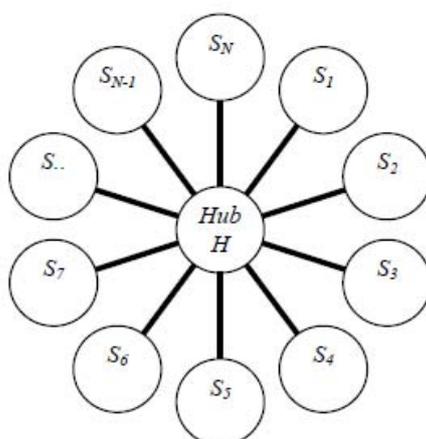


Figure 4-9: *Hub and Spoke BGP* (source: [97])

4.1.2.5 Conclusion

Ne prenant pas en charge le transport *multicast*, BGP4 et ses extensions ne sont pas adaptés au contexte satellite géostationnaire qui propose un support physique naturellement diffusant. H&S BGP tire profit du support diffusant mais ne fournit pas la fiabilité nécessaire à la signalisation de routage. La solution optimale serait un protocole de transport qui fournisse la fiabilité (les informations de routage sont sensibles et BGP ne fournit pas de mécanisme de fiabilité), la prise en charge du *multicast* (réduction du volume de signalisation), et un mécanisme de transport léger (de faible complexité et engendrant peu d'*overhead*). La partie suivante étudie donc l'opportunité d'utiliser un protocole de transport fiable et *multicast* pour le déploiement de BGP4.

4.1.3 Transport de BGP4 dans les systèmes satellite

Dans cette partie, nous étudions l'opportunité de tirer profit de la propriété diffusante des systèmes de satellite pour le déploiement de BGP4. En effet, le volume de signalisation dû à BGP4 dans un contexte d'interconnexion de systèmes autonomes via un système de communication par satellite pourrait être réduit en utilisant un protocole de transport *multicast*. Dans un premier temps, nous précisons les besoins pour le transport de BGP4 dans ce contexte. Nous analysons ensuite les protocoles de transport existants et proposons une solution simple pour le transport *multicast* fiable de BGP4.

4.1.3.1 Besoins pour le transport de BGP4

Tout d'abord, pour éviter un trop grand nombre de messages de signalisation sur un système diffusant comme un lien satellite, il peut s'avérer intéressant d'utiliser un protocole de transport *multicast* pour éviter de dupliquer les mêmes informations de routage envoyées à tous les terminaux d'un même spot (i.e. à tous les terminaux d'une même zone de diffusion). De même, il est intéressant d'avoir un en-tête court. En effet, les messages BGP sont potentiellement courts (e.g. les messages KEEPALIVE font 19 octets et les messages UPDATE peuvent ne contenir qu'une route).

Ensuite, l'importance des informations de routage impose un transport fiable des messages BGP4. Ces informations ne doivent pas être perdues, réordonnées ou erronées. Les mécanismes classiques de fiabilité utilisant des acquittements (comme dans TCP par exemple) ne permettent pas un passage à l'échelle dans le cas d'un protocole de transport *multicast*. En effet, cela engendrerait une implosion des acquittements et une consommation excessive de ressources. Les mécanismes d'agrégation d'acquittements ne sont pas adaptés au contexte satellite et ne permettent pas d'éviter une consommation de ressources importante sur le segment satellite. Le protocole de transport devrait donc implanter un mécanisme d'acquittement négatif (NACK). Cela n'évite pas les rafales

lorsqu'il y a une perte mais elles sont moins fréquentes et la consommation de ressources est moindre (on perd moins de messages que l'on en reçoit correctement).

Enfin, les mécanismes de contrôle de congestion induisent une signalisation supplémentaire ainsi qu'une complexité accrue et ne sont pas indispensables dans le contexte considéré. En effet, excepté à l'initialisation, le trafic d'un protocole de routage est sporadique et prioritaire (e.g. en utilisant la classe EF de DiffServ).

En résumé, le protocole de transport utilisé pour transporter BGP4 dans un contexte d'interconnexion de systèmes autonomes via un système satellite devrait :

- Fournir une prise en charge du *multicast* (un vers plusieurs) dans le but de réduire le volume de signalisation.
- Fournir un mécanisme de NACK pour assurer une fiabilité suffisante.
- Avoir un en-tête court (pour réduire l'*overhead*).
- Ne pas implanter de mécanismes superflus dans le but de réduire la complexité et le volume de signalisation.

4.1.3.2 Protocoles de transport multicast (ou broadcast) fiables existants

De nombreux protocoles de transport *multicast/broadcast* fiables ont été développés. La référence [98] présente un état de l'art concernant ce type de protocoles et leur utilisation dans un contexte satellite (publié en 2001). La référence [99] fournit une analyse des performances de certains protocoles de transport *multicast* dans le contexte de systèmes GEO. Les protocoles de transport *multicast* fiables :

- ne fournissent pas de mécanisme d'acquiescement négatif (NACK) [100][101]. Ils ne permettent donc pas un passage à l'échelle dans le contexte GEO ou,
- sont spécifiques à certaines applications comme le *streaming* [102], les applications collaboratives [102], le transfert de données volumineuses [103][104][105][106][107], et fournissent des mécanismes ciblés souvent complexes et/ou inadaptés à nos objectifs ou,
- fournissent des mécanismes d'agrégation d'acquiescement (ACK) [101][108][109] qui sont inefficaces dans le contexte considéré ou,
- fournissent des mécanismes pour les communications de type plusieurs à un et plusieurs à plusieurs [110] qui ne sont pas utiles pour le transport des messages BGP (seule la gestion des communications un à plusieurs est requise) ou,
- fournissent des mécanismes complexes de contrôle de congestion [100][104][106][107][109] qui sont superflus dans le contexte considéré ou,
- ne se substituent pas à la couche transport, nécessitent l'utilisation de la couche UDP et engendrent donc une accumulation de couches [104][105].

Les protocoles cités ci-dessus sont spécifiques à certains contextes et/ou applications et ne répondent pas à nos besoins. D'après nos recherches, il n'existe aucune proposition spécifique au transport de la signalisation de routage externe dans le contexte d'une interconnexion via un système satellite.

4.1.3.3 LRMT – Light Reliable Multicast Transport Protocol

Nous proposons dans cette section la spécification préliminaire d'un protocole de transport simple, léger, *multicast* et fiable. Le premier paragraphe fournit les principes du protocole. Ensuite, les formats de message du protocole sont décrits. Enfin, des précisions sur les mécanismes de fiabilité sont données.

Principe :

L'idée de base de notre proposition est de spécifier un protocole semblable à UDP mais avec une prise en charge de la fiabilité. LRMTTP garantit le bon ordre de transmission des données à la couche supérieure, ainsi que la retransmission des données en cas de besoin (via un mécanisme d'acquiescement négatif). Il met aussi en œuvre un contrôle d'intégrité, via un *checksum* sur l'en-tête et les données. Comme ce n'est pas indispensable dans le contexte satellite géostationnaire, et afin d'avoir un protocole simple, léger et passant facilement à l'échelle, LRMTTP ne permet pas de réaliser de contrôle de congestion. LRMTTP ne gère pas non plus la fragmentation qui est supposée réalisée (si besoin) par les niveaux 3 et 2 (GSE sur la voie aller et son équivalent sur la voie retour comme décrits dans le chapitre 2). Pour les mêmes raisons, LRMTTP n'utilise pas de mécanisme explicite de connexion. La gestion de groupe et la prise en charge du routage *multicast* appartiennent aux plans de contrôle et de gestion et ne sont donc pas prises en charge par le protocole LRMTTP que nous proposons. Dans le cadre d'une utilisation avec BGP4, seuls les messages UPDATE et KEEPALIVE sont envoyés via LRMTTP. La procédure OPEN de BGP est réalisée via TCP pour une fiabilité et une sécurité accrue.

Pour l'émetteur, le processus consiste à envoyer des données, en incrémentant le numéro de séquence et en gardant en mémoire (*buffer*) les données pour une potentielle retransmission. Le nombre de messages et la durée pendant laquelle les messages sont conservés en mémoire sont à paramétrer en fonction du RTT et du degré de fiabilité que l'on souhaite obtenir. L'adresse IP destination est une adresse IP *multicast*.

Pour le récepteur, le processus consiste à vérifier l'intégrité des messages, l'ordre, la longueur et les données manquantes potentielles. En cas de problème, le récepteur envoie un message NACK à la source *multicast* pour une retransmission du message manquant ou corrompu.

Les informations mémorisées, c'est-à-dire le numéro de séquence du dernier message correctement reçu du côté du récepteur et les messages qui sont dans le *buffer* du côté de l'émetteur, constituent une connexion implicite entre la source et les récepteurs.

Format des messages LRMTTP :

La Figure 4-10 décrit le format des messages LRMTTP (qui est semblable à un message UDP avec un champ Seq en plus). L'en-tête, long de 11 octets, est composé des champs suivants :

- Src (2 octets) : le numéro de port source.
- Dest (2 octets) : le numéro de port destination.
- Type (1 octet) : les 6 premiers bits sont réservés pour un usage futur. Les 2 derniers bits définissent le type de message. 01 est utilisé pour les données (envoyées par la source *multicast* aux récepteurs). 10 est utilisé pour les messages NACK (envoyés par les récepteurs à la source *multicast*). 11 est utilisé pour les messages CLOSE envoyés par la source *multicast* à la fin d'une transmission. 00 est réservé pour un usage futur.
- Seq (2 octets) : le numéro de séquence est utilisé par les mécanismes de fiabilité.
- Len (2 octets) : ce champ précise la longueur du message LRMTTP. Cette longueur est suffisante pour encapsuler les messages BGP4 qui ont une taille maximum de 4096 octets.
- Check (2 octets) : ce champ contient un *checksum*. Il est calculé sur l'en-tête LRMTTP et les données pour fournir un contrôle d'intégrité.

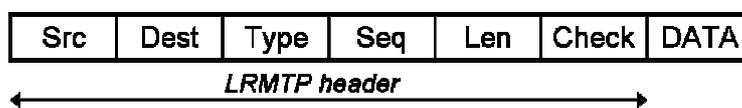


Figure 4-10: Format des messages LRMTTP

Fiabilité :

Pour obtenir la fiabilité requise, un numéro de séquence est ajouté (en comparaison avec l'entête UDP). Un numéro de séquence est utilisé par source et par adresse IP *multicast* destination. Quand un problème est détecté par le récepteur (intégrité, données perdues), ce dernier envoie un message NACK à la source avec le numéro de séquence du dernier message reçu correctement. L'adresse IP source du message NACK est l'adresse IP destination *multicast*, ce qui permet à la source d'identifier le flux concerné. La source est ainsi en mesure de retransmettre le message considéré.

Plusieurs temporisations doivent alors être considérées et paramétrées :

- **Data_lifetime** : cette temporisation correspond au temps pendant lequel chaque message de données devrait être gardé en mémoire au niveau de la source (pour une retransmission potentielle). Il doit être paramétré en fonction du RTT (*Round Trip Time*). Pour un message donné, il est déclenché quand le message suivant est envoyé.
- **NACK_remission_timeout** : cette temporisation correspond à la durée avant retransmission d'un message NACK. Il doit être paramétré en fonction du RTT.
- **Autres temporisations** : avec un grand nombre de récepteurs, les inondations de NACK et les retransmissions multiples peuvent être évitées avec l'ajout d'un délai variable (*backoff*) dans la transmission des messages NACK [111]. Un **Connection_timeout** est également considéré au niveau du récepteur pour effacer les informations concernant un flux pour lequel aucune donnée n'est reçue depuis longtemps.

Dans le cas d'une utilisation avec BGP4, les récepteurs sont en mesure de savoir s'il y a des données manquantes sur un court intervalle de temps (de l'ordre de la seconde) car BGP4 envoie régulièrement des messages KEEPALIVE. Une autre façon d'assurer cette fiabilité (par exemple si LRMTTP est utilisé avec un autre protocole que BGP) est d'envoyer régulièrement des messages LRMTTP vides lorsque l'application est silencieuse (comme les messages KEEPALIVE de TCP et BGP). De plus, grâce à l'allocation explicite des ressources et l'évolution des techniques de codage, la probabilité de perte ou d'erreur de transmission d'un message sur le segment satellite est très faible. Ces mécanismes sont donc suffisants pour garantir la fiabilité requise au moins dans le cas d'une utilisation avec BGP4 dans le contexte considéré.

4.1.3.4 Conclusion et perspectives

Un protocole de transport *multicast*, fiable et efficace (volume de signalisation engendré, *overhead*) améliore le déploiement de BGP4 pour l'interconnexion de systèmes autonomes via un système satellite. La littérature ne répondant pas à ces besoins spécifiques, nous avons proposé le protocole LRMTTP qui permet un transport simple, fiable et *multicast* de BGP4. LRMTTP est optimisé pour le transport de BGP4 mais n'est pas limité à cet usage.

Pour fournir un service *multicast* fiable, il est aussi envisageable d'utiliser des méthodes de *Network Coding* [112][113][114] sous la couche IP (comme une extension du protocole d'encapsulation). Cependant, comme ces méthodes combinent plusieurs messages (d'une ou de plusieurs sources), cela implique un important délai additionnel (temps entre le premier et le dernier message à combiner). Il serait alors nécessaire d'étudier l'ordre de grandeur de ce délai et son impact sur le protocole de routage.

4.1.4 Analyse et comparaison des différentes approches

Cette partie compare différentes solutions pour déployer BGP4. Nous considérons l'interconnexion de systèmes autonomes via un système satellite maillé (le satellite embarque un OBP de niveau 2). Bien que la solution H&S BGP ne soit pas viable car elle ne permet pas de gérer la perte des paquets, nous la considérons ici pour montrer qu'il est possible d'obtenir des

performances comparables (voire identiques) avec une solution fournissant des mécanismes de fiabilité. Les notations sont les suivantes :

- N_{ST} est le nombre de terminaux satellite (RCSTs);
- N_{SPOT} est le nombre de spots (le nombre de spot sera généralement petit devant le nombre de terminaux : $N_{SPOT} \ll N_{ST}$);
- S_{UPDATE} est la taille en octets d'un message BGP4 UPDATE;
- $S_{KEEPALIVE}$ est la taille en octets d'un message BGP4 KEEPALIVE (19 octets);
- S_{TCP} est la taille de l'en-tête TCP (20 octets);
- S_{ACK} est la taille d'un acquittement TCP (20 octets);
- S_{UDP} est la taille de l'en-tête UDP (8 octets);
- S_{LRMTP} est la taille de l'en-tête LRMTP (11 octets) ;
- S_{NACK} est la taille d'un acquittement négatif LRMTP (11 octets).
- P_{perte} est la probabilité qu'un message soit ne soit pas correctement transmis.

Pour un déploiement classique de BGP4 (éventuellement avec des confédérations) au dessus de TCP, les terminaux sont connectés entre eux via eBGP. L'overhead induit par l'envoi d'un message UPDATE est donné par la formule (1) et illustré sur la Figure 4-11. Les débits nécessaires sur les liens montant et descendant pour l'envoi des messages KEEPALIVE de BGP toutes les secondes sont donnés par la formule (2). On remarque, dans ce cas, que le volume de signalisation engendré dépend principalement du nombre de terminaux BGP du système.

$$2(N_{ST} - 1)(S_{TCP} + S_{UPDATE} + S_{ACK}) \tag{1}$$

$$N_{ST} (N_{ST} - 1)(S_{TCP} + S_{KEEPALIVE} + S_{ACK}) \tag{2}$$

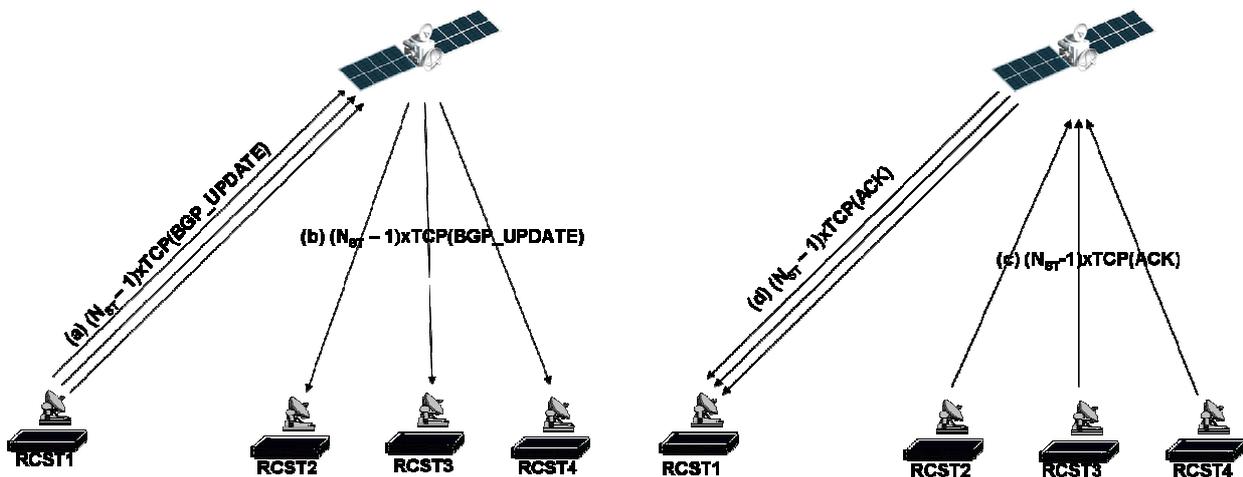


Figure 4-11: Envoi d'un message UPDATE via BGP4/TCP

Pour un déploiement avec H&S BGP (BGP4 au dessus d'UDP), le Hub est placé au niveau de la Passerelle (ou du NCC). Nous ne le plaçons pas à bord du satellite car le gain en termes de volume de signalisation est faible pour une complexité considérablement accrue à bord du satellite (couche IP, transport et application). L'overhead induit par l'envoi d'un message UPDATE est donné par la formule (3) et illustré sur la Figure 4-12. Les débits nécessaires sur les liens montant et descendant

pour l'envoi des messages KEEPALIVE de BGP toutes les secondes sont donnés par les formules (4) et (5). Grâce à un transport multicast, le volume de signalisation est réduit.

$$(N_{SPOT} + 3)(S_{UDP} + S_{UPDATE}) \quad (3)$$

$$\text{Uplink : } (N_{ST} + 1)(S_{UDP} + S_{KEEPALIVE}) \quad (4)$$

$$\text{Downlink : } (N_{SPOT} + N_{ST})(S_{UDP} + S_{KEEPALIVE}) \quad (5)$$

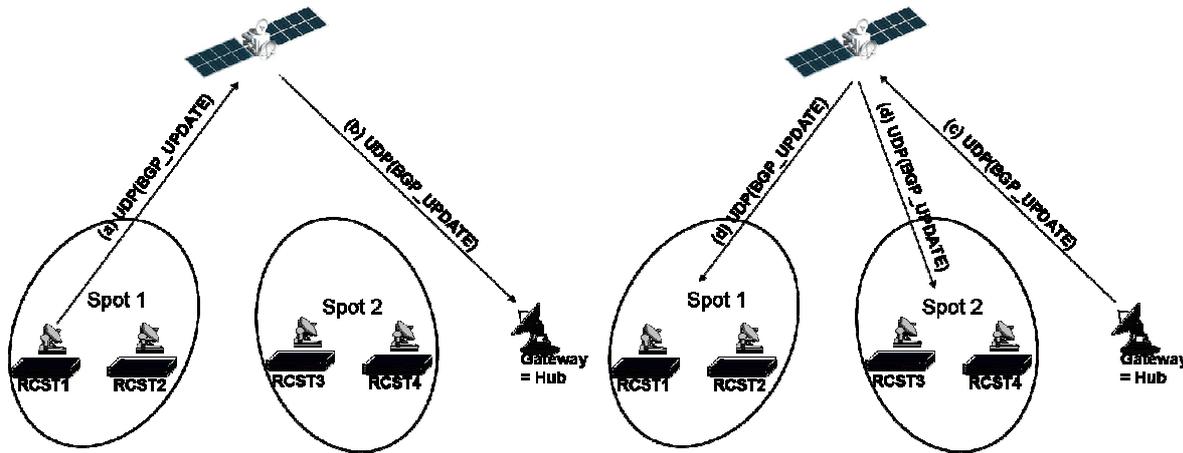


Figure 4-12: Envoi d'un message UPDATE via H&S BGP

Pour un déploiement de BGP4 avec LRMTTP (Figure 4-13), l'*overhead* induit par l'envoi d'un message UPDATE est donné par la formule (6). Or, $P_{perte} * N_{ST} * S_{NACK}$ est négligeable devant $(N_{SPOT} + 1)(S_{LRMTP} + S_{UPDATE})$, car $P_{perte} \ll 1$ ($P_{perte} = 10^{-7}$ dans le cas du DVB-S2). Nous pouvons donc négliger l'*overhead* engendré par les acquittements négatifs et obtenons alors la formule (7). Les débits nécessaires sur les liens montant et descendant pour l'envoi des messages KEEPALIVE de BGP toutes les secondes sont donnés par les formules (8) et (9). Dans ce cas aussi, le volume de signalisation est réduit grâce à un transport multicast.

$$(N_{SPOT} + 1)(S_{LRMTP} + S_{UPDATE}) + P_{perte} * N_{ST} * S_{NACK} \quad (6)$$

$$(N_{SPOT} + 1)(S_{LRMTP} + S_{UPDATE}) \quad (7)$$

$$\text{Uplink : } (N_{ST} + 1)(S_{LRMTP} + S_{KEEPALIVE}) \quad (8)$$

$$\text{Downlink : } N_{SPOT} \times N_{SPOT} \times (S_{LRMTP} + S_{KEEPALIVE}) \quad (9)$$

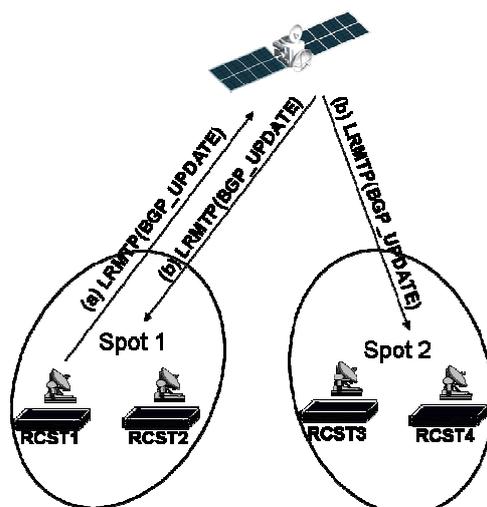


Figure 4-13: Envoi d'un message UPDATE via BGP4/LRMTP

Le Tableau 4-1 donne l'application numérique pour l'envoi d'un message UPDATE contenant une route IPv4 (33 octets) et le débit nécessaire pour l'envoi d'un message KEEPALIVE (19 octets) toutes les secondes dans le cas où $N_{ST} = 100$ et $N_{SPOT} = 10$. Les courbes Figure 4-14 et Figure 4-15 donnent les débits nécessaires pour l'envoi des messages KEEPALIVE de BGP sur les liens montant et descendant en fonction du nombre de terminaux par spot.

	BGP4/TCP (fiable)	H&S BGP (non fiable)	BGP4/LRMTP (fiable)
Volume de signalisation pour l'envoi d'un message UPDATE	14,6ko	0,5ko	0,5ko
Débit requis sur le lien descendant pour l'envoi d'un message KEEPALIVE toutes les secondes	584ko/s	2,7ko/s	3ko/s
Débit requis sur le lien descendant pour l'envoi d'un message KEEPALIVE toutes les secondes	584ko/s	3ko/s	30ko/s

Tableau 4-1: Overhead engendré pour l'envoi des messages UPDATE et KEEPALIVE

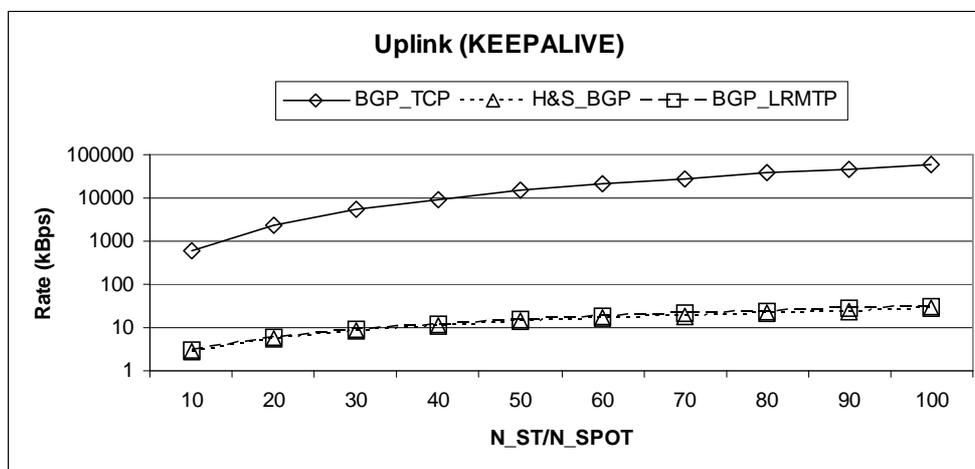


Figure 4-14: Débits nécessaires sur le lien montant pour l'envoi des messages KEEPALIVE de BGP

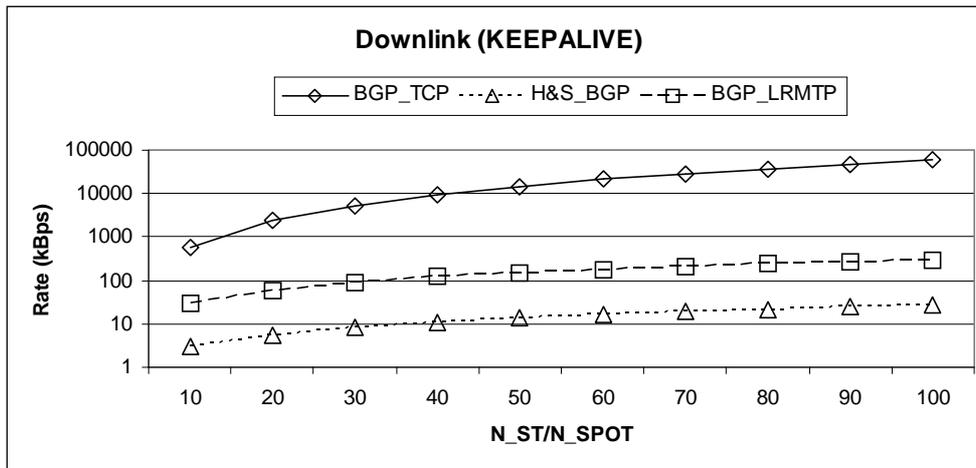


Figure 4-15: Débits nécessaires sur le lien descendant pour l'envoi des message KEEPALIVE de BGP

Les courbes montrent clairement que BGP sur TCP ne permet pas un passage à l'échelle dans le contexte considéré. H&S BGP et BGP4 sur LRMTTP conduisent à de bien meilleures performances, permettent un passage à l'échelle et une économie de bande passante importante. H&S BGP ne fournit pas de fiabilité alors que LRMTTP permet d'avoir une communication fiable. En réduisant le nombre de communications, et en utilisant des connexions implicites, LRMTTP réduit la complexité au niveau des terminaux satellite par rapport à une utilisation classique de BGP4. L'utilisation de la couche transport LRMTTP avec BGP est donc la solution la plus adaptée pour le déploiement de BGP dans le contexte considéré. En effet, il permet de réduire le volume de signalisation et un passage à l'échelle tout en fournissant la fiabilité requise pour le transport d'informations de routage.

4.1.5 Limites du transport *multicast* de BGP

Le transport du *multicast* de BGP réduit le volume de signalisation engendré par la signalisation de routage. Cependant, cet apport reste limité. En effet, seule une partie des envois de route peut être réalisée en *multicast*. En effet, un routeur BGP n'annonce pas forcément toutes les routes qu'il connaît à tous ses voisins BGP. Ces envois dépendent de la politique qui a été configurée sur le routeur BGP. Ces politiques demandent alors la création de nombreux groupes *multicast* dont la gestion est potentiellement fastidieuse et complexe. Enfin, la sécurité est un point crucial pour l'échange de routes entre systèmes autonomes. Cette sécurité (authentification, chiffrement) peut s'avérer difficile à assurer avec des mécanismes de transport *multicast*.

4.1.6 Conclusion et perspectives

Le déploiement d'un EGP (en l'occurrence BGP4) peut s'avérer utile pour l'interconnexion du système satellite géostationnaire avec le reste du monde IP. Le cas où le système satellite est utilisé comme réseau de transit pour interconnecter nécessite le déploiement de BGP4. Nous avons alors étudié différentes manières de déployer BGP4 et proposé un transport *multicast* pour réduire le volume de signalisation et permettre un passage à l'échelle. A travers cette première partie, nous avons donc identifié les cas d'utilisation nécessitant le déploiement de BGP4 pour ensuite étudier comment l'intégrer efficacement aux systèmes de communication par satellite.

Une perspective intéressante serait de fournir la fiabilité requise au niveau 2, par exemple en définissant une extension optionnelle de GSE et GSE-Alt. En effet, cela permettrait de ne pas définir au niveau transport des mécanismes de fiabilité spécifiques aux envois *multicast* ou *unicast*.

4.2 Commutation IP bord

Plusieurs systèmes satellite (e.g. Amerhis [65]) ont intégré le routage IP. Dans ces systèmes, la(es) passerelle(s) et les terminaux satellite implantent des routeurs IP. Cette évolution représente une étape importante dans la généralisation de l'utilisation des systèmes de communication par satellite et dans leur intégration au monde IP. L'utilisation d'un OBP (*On-Board Processor*) de niveau 2 donne au satellite le rôle de commutateur de niveau 2 et permet dans beaucoup de cas d'éviter le double bond pour les communications entre terminaux satellite.

Pendant, ces systèmes avec OBP de niveau 2 présentent plusieurs limitations qui pourraient être levées grâce à un routeur IP embarqué à bord du satellite. Longtemps utopique, l'implantation d'un routeur IP embarqué devient possible comme l'ont prouvé les projets Cisco CLEO [44][45] et IRIS [46][47][48][115] qui implantent un routeur IP respectivement sur un satellite en orbite basse et sur un satellite en orbite géostationnaire. L'objectif de cette partie est donc d'étudier l'opportunité d'embarquer un routeur IP à bord du satellite.

Dans un premier temps, nous décrivons les limites des systèmes avec OBP de niveau 2 et les avantages d'un OBP de niveau 3. Puis, après avoir identifié les contraintes majeures à utiliser un routeur IP embarqué, nous proposons des solutions pour lever ces contraintes et permettre l'utilisation d'un routeur IP au centre du système satellite.

4.2.1 Limites et avantages des OBP de niveau 2 et de niveau 3

Les systèmes satellite intégrant le routage IP (comme le système Amerhis) sont composés d'un satellite avec OBP de niveau 2 (qui joue le rôle de commutateur de niveau 2) et des terminaux qui implantent des routeurs IP (EGP ou IGP selon les scénarios considérés). Nous donnons ici les limites de tels systèmes et les avantages d'un routeur IP embarqué dans différents cas d'utilisation des systèmes satellite.

4.2.1.1 Déploiement du routage IP

Le déploiement d'un protocole de routage IP (IGP ou EGP) sur les terminaux n'autorise pas un passage à l'échelle optimal. En effet, le nombre de connexions et le volume de signalisation induits par le protocole de routage déployé sont élevés. Le nombre de connexions requises pour l'acheminement de la signalisation de routage pour un système comprenant N terminaux satellite est de $N(N-1)/2 \approx N^2/2$. Chaque terminal est connecté à tous les autres terminaux.

L'utilisation d'un routeur IP à bord du satellite permettrait un meilleur passage à l'échelle en réduisant le nombre de connexions requises pour les échanges d'informations de routage. En effet, chaque terminal ne serait connecté qu'au routeur implanté dans le satellite et le nombre de connexions requises pour un système comprenant N terminaux satellite serait de N . De plus, le volume de signalisation dû aux protocoles de routage pourra alors être réduit.

4.2.1.2 Simplification des terminaux

Nous considérons maintenant le cas où le système satellite est utilisé par un grand nombre de terminaux desservant des réseaux étendus (e.g. des terminaux satellite desservant un grand nombre de préfixes réseau, ou desservant un système autonome). Dans le cas d'un OBP de niveau 2, les tables de routage des routeurs implantés dans les terminaux peuvent être très volumineuses. En effet, les terminaux auront dans leur table les routes vers tous les préfixes desservis par tous les terminaux et éventuellement des préfixes hors du système satellite. Dans le cas d'un routeur IP embarqué, les terminaux n'auront dans leur table que les préfixes qu'ils desservent, le reste du trafic étant envoyé par défaut vers le satellite. De plus, l'initialisation des RCST est simplifiée car le satellite n'aura à leur fournir qu'une adresse IP de Passerelle (l'adresse du routeur IP embarqué).

4.2.1.3 Flexibilité d'adressage IP

Dans le cas d'un OBP de niveau 2, tous les terminaux satellite d'un système doivent être sur le même réseau IP pour pouvoir communiquer entre eux. L'utilisation d'un routeur IP embarqué permet de n'avoir aucune contrainte sur l'adressage de niveau 3 des terminaux, toutes les configurations sont envisageables. Nous considérons deux terminaux sur des réseaux différents, comme illustré sur la Figure 4-16. Dans le cas d'un OBP de niveau 2, les terminaux RCST1 et RCST2 n'étant pas sur le même réseau, ils ne peuvent communiquer ensemble en un simple bond. En effet, pour atteindre le RCST2, le RCST1 est obligé de passer par la Passerelle (Figure 4-16). En utilisant un routeur IP embarqué (OBP de niveau 3), RCST1 et RCST2 peuvent communiquer avec un simple bond, comme illustré sur la Figure 4-17. Cependant, l'adressage de niveau 3 du satellite peut alors s'avérer complexe.

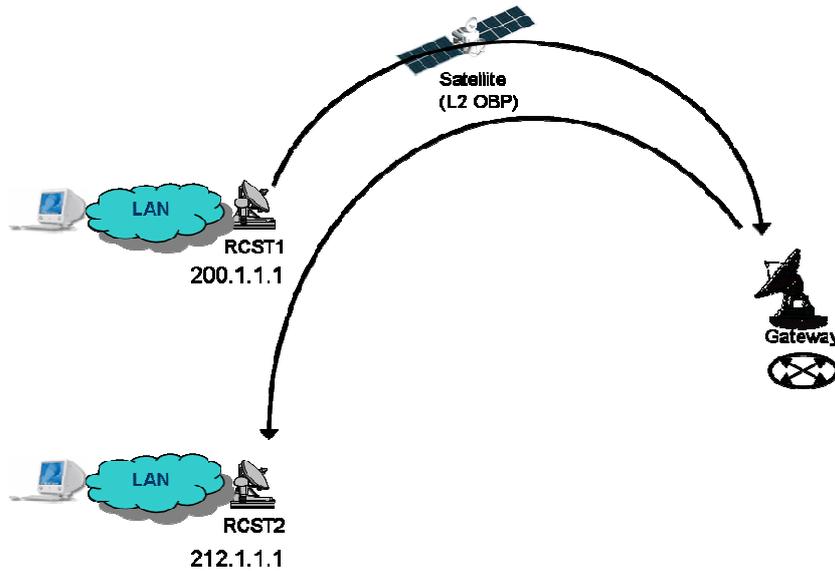


Figure 4-16: Communication entre deux terminaux sur des réseaux distincts via un OBP de niveau 2

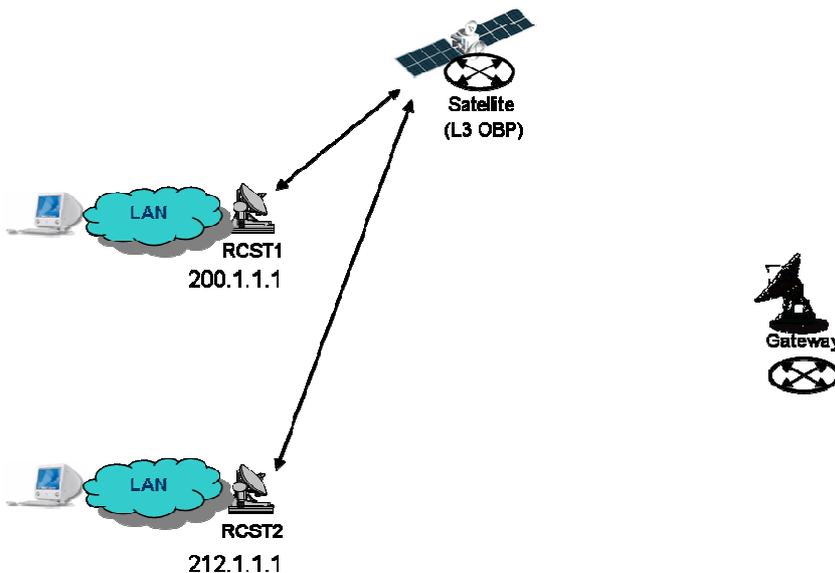


Figure 4-17: Communication entre deux terminaux sur des réseaux distincts via un OBP de niveau 3

4.2.1.4 Ressources nécessaires à bord du satellite et débits supportés

Un OBP de niveau 3 (routeur IP) requiert plus de ressources à bord du satellite qu'un OBP de niveau 2 (commutateur de niveau 2). D'importantes ressources de mémoire et de calcul sont nécessaires pour pouvoir embarquer un routeur IP. Voici les fonctions et données qui nécessitent des ressources de mémoire et de calcul pour un routeur IP embarqué :

- le stockage et la lecture de la table ARP ou son équivalent qui permet de faire la correspondance entre les adresses de niveau 3 (adresses IP) et celles de niveau 2 (e.g. adresses MAC). Cependant, les ressources nécessaires pour l'utilisation de cette table sont moindres en comparaison des ressources requises pour les fonctions décrites ci-après.
- le stockage et la lecture de la table de routage. Cette table peut atteindre des tailles importantes, en particulier dans le cas où le système satellite est utilisé pour interconnecter des systèmes autonomes.
- le protocole de routage, qui permet de réaliser le calcul des routes, nécessite de stocker des informations (e.g. la topologie du réseau dans OSPF [120]), de traiter et de générer des messages de signalisation contenant des informations de routage.
- la commutation de niveau IP. En effet, les paquets émis par les terminaux sont fragmentés par le niveau 2 pour pouvoir être transportés sur le lien montant. Le satellite doit réassembler ces fragments pour pouvoir lire l'en-tête IP (et notamment l'adresse IP destination). Une mémorisation de tous les fragments de tous les paquets en transit est donc nécessaire. Une fois l'en-tête des paquets IP lu, le satellite doit refragmenter ces paquets pour les émettre sur le lien descendant. Notons qu'il s'agit de la fragmentation et du réassemblage des paquets IP par le niveau 2 (comme décrit dans le chapitre 2) et non du mécanisme de fragmentation de la couche IP (qui est inadapté à la fragmentation nécessaire dans les systèmes satellite).
- la quantité de ressources nécessaires à bord du satellite est une fonction croissante du débit à traiter. En effet, les fonctions de commutation (qui engendrent notamment la lecture de tables) doivent être effectuées plus rapidement. Ces fonctions sont d'autant plus nombreuses et complexes dans le cas d'un routeur IP embarqué (réassemblage, lecture de tables de taille importante, refragmentation).
- l'augmentation du débit demande aussi d'importantes ressources de mémoire et de calcul. En effet, pour pouvoir écouler des débits plus importants, le satellite doit effectuer les fonctions de commutation, de lecture et d'écriture plus rapidement. Ces fonctions sont d'autant plus nombreuses et complexes dans le cas d'un OBP de niveau 3.

De plus, un routeur IP embarqué nécessite un adressage de niveau 3 du satellite potentiellement complexe si le nombre de réseaux desservis est important.

4.2.1.5 Conclusion

Un routeur IP embarqué a de nombreux avantages. Il facilite et simplifie le déploiement d'un protocole de routage en réduisant le nombre de connexions requises pour le transport de la signalisation de routage. Il simplifie les terminaux ainsi que leur utilisation en réduisant considérablement la taille de la table de routage et en autorisant l'utilisation d'une route par défaut vers le satellite. Enfin, il n'impose rien en termes d'adressage de niveau 3 et permet à deux terminaux sur des réseaux distincts de communiquer en un seul bond.

Cisco a montré qu'un routeur IP embarqué à bord d'un satellite était technologiquement réalisable. En effet, le système CLEO (*Cisco routeur in Low Earth Orbit*) [44][45] est l'expérimentation d'un routeur IP sur une charge utile d'un satellite défilant (fabriqué par SSTL – *Surrey Satellite Technology Limited*). Cette première étape a permis à Cisco de crédibiliser une solution de routage à bord, et a ouvert la voie au système IRIS (*Internet Routing In Space*)

[46][47][48][115]. Ce système, développé pour le compte du DoD (département de la défense américaine), permet d'interconnecter des terminaux satellite via un routeur IP Cisco à bord d'un satellite géostationnaire Intelsat (IS-14) fabriqué par SSTL. Bien que novatrice, cette technique est très coûteuse car elle demande d'importantes ressources à bord du satellite. De plus, à cause des ressources limitées à bord, les débits proposés par ces systèmes restent faibles (de l'ordre de 250Mb/s [116]).

Notre objectif est donc de réduire considérablement les ressources nécessaires à bord pour effectuer le routage IP. Les sections suivantes décrivent la solution que nous proposons.

4.2.2 Architecture de routage hybride

La commutation de niveau IP (réassemblage des paquets IP, lecture de l'en-tête IP, et refragmentation) ainsi que la fonction de routage (calcul de route, traitement et émission de signalisation) requièrent d'importantes ressources. L'objectif est de permettre une commutation de niveau IP à bord du satellite en réduisant les ressources nécessaires à bord. Dans le brevet que nous avons déposé, nous proposons de séparer les fonctions de commutation IP (plan de données) et de routage IP (plan de contrôle) et de les modifier. D'une part, nous proposons de réaliser la commutation IP bord sans réassembler les paquets IP (et donc sans les refragmenter). En effet, comme précisé précédemment, ce sont les fonctions de réassemblage et de refragmentation des paquets IP qui sont consommatrices de ressources dans la commutation IP. D'autre part, nous proposons d'effectuer la fonction de routage IP au sol. Du point de vue des terminaux, tout se passe alors comme si un routeur IP classique était à bord du satellite. Dans les faits, le routeur, que nous appellerons « routeur IP central » est scindé en deux entités : le satellite en charge de la commutation IP bord (sans réassemblage) et le routeur sol en charge de la fonction de routage IP (Figure 4-18). Des échanges sont donc nécessaires entre le routeur sol et le satellite. En effet, c'est le routeur sol qui, après avoir calculé la table de routage, enverra les informations nécessaires au satellite pour qu'il puisse effectuer la commutation IP (Figure 4-18). La commutation IP bord sans réassemblage et le déport au sol de la fonction de routage permettent de considérablement réduire les ressources requises à bord du satellite. De plus, une telle architecture ne nécessite pas d'adressage de niveau IP sur le satellite mais seulement sur le routeur sol.

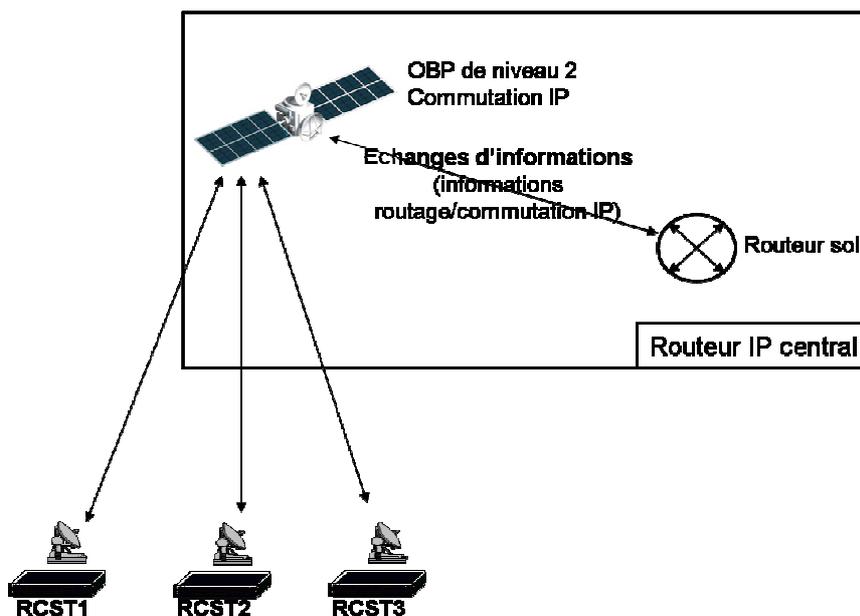


Figure 4-18: Architecture du routeur IP central

4.2.3 Plan de contrôle – Protocole de routage et annonce des routes

Le protocole de routage est déployé sur les terminaux et le routeur sol. En revanche, le satellite n'implante ni protocole de routage, ni fonction de niveau 3 du type ICMP (*Internet Control Message Protocol*) [117], et ne réalise ni réassemblage ni fragmentation. Les fonctions de commutation IP du satellite engendrent donc un OBP de complexité équivalente à un OBP de niveau 2. Il est important de noter que les propositions que nous faisons, ne sont de ce fait, pas dépendantes du protocole de routage considéré, ce qui montre la généralité de notre architecture et va dans le sens de la pérennité du système.

4.2.3.1 Annonces des routes depuis les terminaux vers le routeur central

Les terminaux annoncent des routes vers le routeur central comme s'il s'agissait d'une seule et même entité. En réalité le satellite va simplement commuter les annonces de routes vers le routeur sol sans les interpréter.

4.2.3.2 Calcul de la table de routage par le routeur sol et configuration du satellite

Le routeur sol intègre alors toutes les informations de routage transmises par les terminaux. Il est ensuite en mesure de calculer la table de routage qui en résulte. Il configure alors le satellite pour qu'il puisse effectuer la commutation IP. Cette configuration consiste simplement en l'envoi par le routeur sol d'informations de commutation de niveau IP au satellite, c'est-à-dire les informations contenues dans la table de routage calculée par le routeur sol. Pour le transfert de ces informations sensibles, il est nécessaire d'utiliser un protocole fournissant de la fiabilité (détection de perte, retransmission). Pour des raisons évidentes de sécurité, il est préférable que ces échanges soient chiffrés et authentifiés (pour ne pas trop remonter dans les couches, un chiffrement et une authentification de niveau 2 sont préférables). On peut par exemple, définir des extensions du niveau 2 pour réaliser ces fonctions.

4.2.3.3 Annonces des routes depuis le routeur central vers les terminaux

Le routeur sol envoie ensuite des informations de routage aux terminaux, qui reçoivent ces informations comme si elles provenaient d'un routeur IP embarqué sur le satellite. Les terminaux satellite mettent alors à jour leur table de routage en fonction des informations qui leur parviennent sur l'interface air. Remarquons que cette étape est optionnelle. En effet, l'utilisation d'un routeur IP central permet de définir une route par défaut pour les terminaux satellite vers le routeur central. L'annonce des routes depuis le routeur central vers les terminaux peut alors être évitée et la taille des tables de routage des terminaux est nettement réduite.

4.2.4 Plan de données – Commutation IP bord sans réassemblage des paquets IP

4.2.4.1 Principe de la méthode

Pour pouvoir réaliser cette commutation IP sans réassemblage des paquets IP, il faut que l'adresse IP destination (ou au moins une référence à celle-ci) soit présente dans chaque fragment. Dans le but de ne pas avoir une taille d'en-tête trop importante au niveau 2, on choisira d'utiliser un label de petite taille (e.g. 2 octets) dans chaque fragment pour faire référence à l'adresse IP destination, nous le nommerons « label de commutation IP ». En effet, il faudrait 4 octets supplémentaires dans le cas IPv4 et 16 octets supplémentaires dans le cas IPv6 pour chaque fragment pour mettre explicitement l'adresse IP destination. Le satellite pourra alors faire l'association entre ce label et l'adresse IP destination. Le paragraphe suivant détaille l'envoi d'un paquet depuis un terminal satellite à destination d'un autre terminal via le satellite.

4.2.4.2 Exemple

Prenons l'exemple d'un paquet IP émis depuis un terminal (terminal source) vers un autre terminal (terminal destination) via le satellite. Ce paquet est fragmenté par le niveau 2. On distingue classiquement le premier fragment, les fragments intermédiaires et le dernier fragment. Le label de commutation IP est placé dans tous les fragments (Figure 4-19). Ce label a la même valeur pour tous les fragments de ce paquet. Autrement dit, on met une information de niveau 3 (une référence à l'adresse IP destination) dans l'en-tête de niveau 2 (en-tête du fragment).

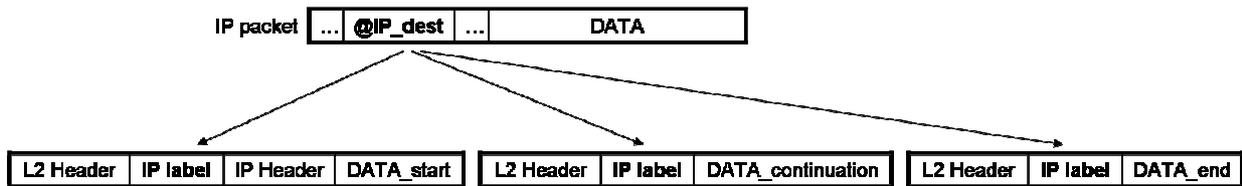


Figure 4-19: Insertion du label de commutation IP lors de la fragmentation

Envoi du premier fragment :

Le premier fragment qui contient le label de commutation IP ainsi que l'en-tête du paquet IP (et éventuellement une partie des données) est envoyé par le terminal source vers le satellite. Au passage de ce fragment, le satellite enregistre l'association entre le label de commutation et l'adresse IP destination. Il commute ensuite le fragment vers le terminal destination via les informations qui lui ont été fournies par le routeur sol. Remarquons que la taille minimale du premier fragment sera donnée par la taille de l'en-tête de niveau 2 en plus de la taille de l'en-tête de niveau IP et de la taille du label.

Envoi des fragments intermédiaires :

Les fragments intermédiaires sont ensuite envoyés. Au passage des fragments intermédiaires, le satellite lit le label de commutation IP et peut donc en déduire l'adresse IP destination (qui n'est pas explicitement présente) pour pouvoir commuter correctement ces fragments.

Envoi du dernier fragment :

Enfin, au passage du dernier fragment, le satellite commute le fragment et efface l'association entre label et adresse IP destination qu'il avait enregistrée.

Du point de vue des terminaux, tout s'est passé comme si un routeur IP embarqué avait réassemblé le paquet IP puis routé celui-ci en fonction de l'adresse IP destination.

4.2.5 Mise en œuvre dans un système du type DVB-S2/DVB-RCS2

Dans cette section nous donnons les détails de la mise en œuvre dans un contexte DVB-S2/DVB-RCS2. Nous illustrerons nos propositions en considérant le déploiement de BGP4 pour une interconnexion de systèmes autonomes via un système de communication par satellite.

4.2.5.1 Gestion du label de commutation IP

Pour pouvoir effectuer la commutation IP sans réassembler les paquets, un label de commutation faisant référence à l'adresse IP destination doit être placé dans chaque fragment du paquet. Pour éviter un mécanisme de synchronisation entre les terminaux, le label est une variable locale à chaque terminal. Par conséquent, pour pouvoir déduire l'adresse IP destination d'un fragment, le satellite devra lire le label et l'adresse source de niveau 2.

Nous envisageons alors plusieurs façons de transporter ce label. Une première solution consiste à placer le label à la place de l'adresse destination de niveau 2. En effet, les fragments émis par les terminaux satellite sont nécessairement à destination du satellite et l'adresse de niveau 2 n'est pas indispensable. Il est aussi possible de définir une extension d'en-tête des protocoles de niveau 2

(GSE pour le lien aller et GSE-Alt pour le lien retour) pour le transport de ce label. Enfin, il est possible d'utiliser la couche MPLS [118]. L'en-tête MPLS prévoit 20 bits pour le label, ce qui est amplement suffisant pour placer le label de commutation IP. L'avantage de l'utilisation d'une extension d'en-tête du protocole de niveau 2 est de permettre d'avoir un label plus court. L'avantage d'utiliser MPLS est qu'il permet de facilement mettre en oeuvre des mécanismes de QoS ou d'ingénierie de trafic, en revanche, il induit un *overhead* plus important avec des champs d'en-tête potentiellement inutilisés (e.g. le champ TTL – Time To Live et le champ ECN – *Explicit Congestion Notification*).

4.2.5.2 Tables du routeur sol

Le routeur sol n'est pas directement impliqué dans les mécanismes permettant de réaliser la commutation IP bord sans réassemblage. Cependant, c'est lui qui configure le satellite qui est en charge de la commutation IP. Nous donnons ici les informations relatives au routage IP et à la commutation IP qui sont stockées dans le routeur sol sous forme de tables. Le routeur sol aura en mémoire les 2 tables suivantes :

- La table ARP – *Address Resolution Protocol*. Cette table permet de faire les correspondances entre les adresses de niveau 2 et celles de niveau 3. Plusieurs solutions existent pour réaliser la résolution d'adresse et déterminer l'adresse de niveau 2 correspondante [43][119]. Nous ne proposons pas de nouveau mécanisme ici et supposons que cette fonction est correctement remplie.

- La table de routage. Cette table est remplie par le protocole de routage utilisé sur le segment satellite. Chaque entrée de la table contient 4 informations : l'adresse IP destination (qui est une adresse de machine ou une adresse de réseau), un masque s'il s'agit d'une adresse de réseau, la Passerelle (i.e. l'adresse IP du prochain routeur à joindre pour atteindre la destination) et le port de sortie (qui sera dans notre contexte un numéro de spot).

4.2.5.3 Tables du satellite

Le satellite aura en mémoire les 2 tables suivantes :

- Une table que nous nommerons table de routage (Tableau 4-2) du satellite mais qui sera en fait une fusion des tables de routage et ARP du routeur sol. Pour effectuer la commutation IP, le satellite n'aura pas besoin de toutes les informations comprises dans la table de routage stockée dans le routeur sol. La table de routage du satellite contiendra l'adresse IP destination (et le masque s'il s'agit d'une adresse réseau), le numéro du spot de sortie associé et l'adresse de niveau 2 du prochain noeud (mais pas son adresse IP qui n'est en fait utile que pour la redirection dans la table ARP). Cette table est remplie en fonction des informations envoyées par le routeur sol.

Adresse IP destination	Masque réseau	Spot de sortie	Adresse de niveau 2 du prochain noeud
180.14.10.2	255.255.255.255	1	02:A3:BE:12:6B:D3
168.25.86.0	255.255.255.0	1	02:A3:BE:12:6B:D3
180.14.10.3	255.255.255.255	2	04:BC:CB:B2:95:28
142.12.25.0	255.255.255.0	2	04:BC:CB:B2:95:28
180.14.10.4	255.255.255.255	2	07:1C:7B:BC:A5:B8
134.57.68.0	255.255.255.0	2	07:1C:7B:BC:A5:B8
...

Tableau 4-2 : Table de routage du satellite

- Une table que nous nommerons table de commutation IP (Tableau 4-3). Cette table contiendra les 4 informations suivantes. Une adresse source de niveau 2 ainsi que le label de commutation IP, ce couple d'informations constitue la clé d'entrée de la table. Les données obtenues seront le couple d'informations : adresse destination de niveau 2 et port de sortie (c'est-à-dire le numéro de spot de sortie).

Adresse source de niveau 2	Label de commutation IP	Adresse de niveau 2 du prochain noeud	Spot de sortie
04:BC:CB:B2:95:28	1	02:A3:BE:12:6B:D3	1
04:BC:CB:B2:95:28	2	07:1C:7B:BC:A5:B8	2
02:A3:BE:12:6B:D3	1	04:BC:CB:B2:95:28	2
...

Tableau 4-3 : Table de commutation IP du satellite

Lorsqu'un satellite devra commuter un fragment (PDU de niveau 2), il lira l'adresse source de niveau 2 du fragment ainsi que le label puis consultera sa table de commutation IP pour pouvoir commuter le paquet IP sur le bon spot et avec la bonne adresse destination de niveau 2.

Notons que ces tables sont présentées de cette façon pour en faciliter la compréhension. Il est cependant possible d'optimiser l'implantation de ces tables pour réduire l'espace mémoire nécessaire en évitant les redondances d'informations (adresses destination de niveau 2, numéro de spot de sortie).

4.2.5.4 Architecture protocolaire

Les terminaux et le satellite sont impliqués dans le plan de données mais pas le routeur sol. En effet, les données ne passent pas par ce dernier. Les piles protocolaires du lien montant et du lien descendant du plan de données sont données sur la Figure 4-20.

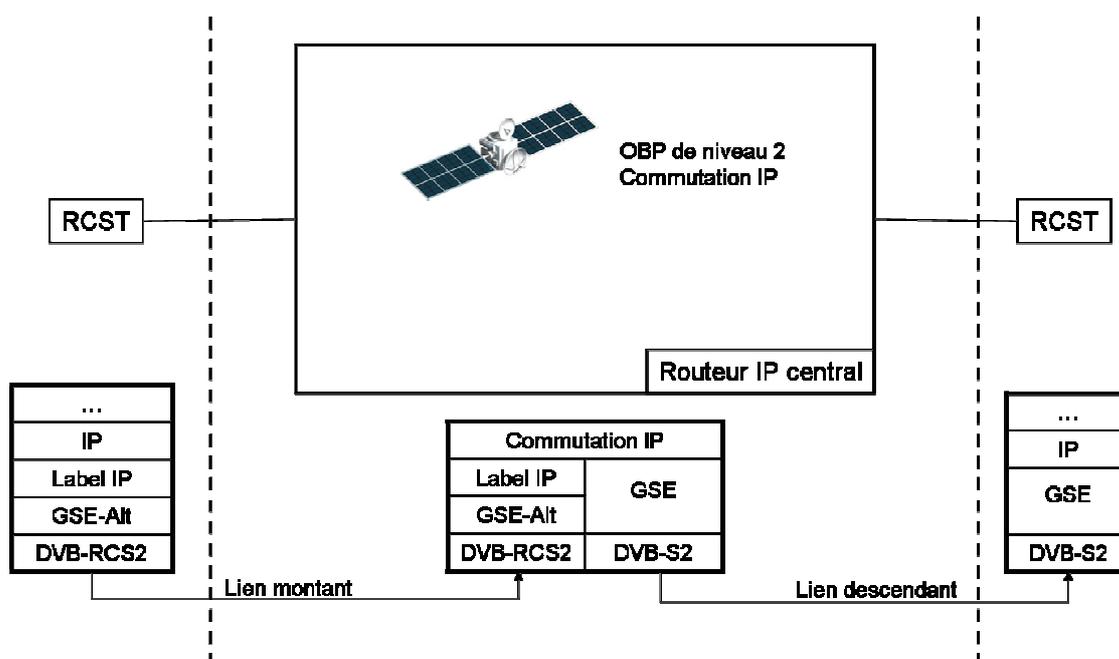


Figure 4-20: Architecture protocolaire du plan de données

Pour le plan de contrôle, nous considérons ici uniquement la signalisation de routage. Pour celle-ci, interviennent les terminaux (RCSTs) et le routeur sol qui émettent et reçoivent des

informations de routage. Le satellite est indirectement impliqué en tant qu'élément de niveau 2 reliant les terminaux au routeur sol. Il n'émet ni ne gère aucune information de routage. Les piles protocolaires pour la signalisation provenant des terminaux à destination du routeur sol et celles du routeur sol à destination des terminaux sont données sur la Figure 4-21.

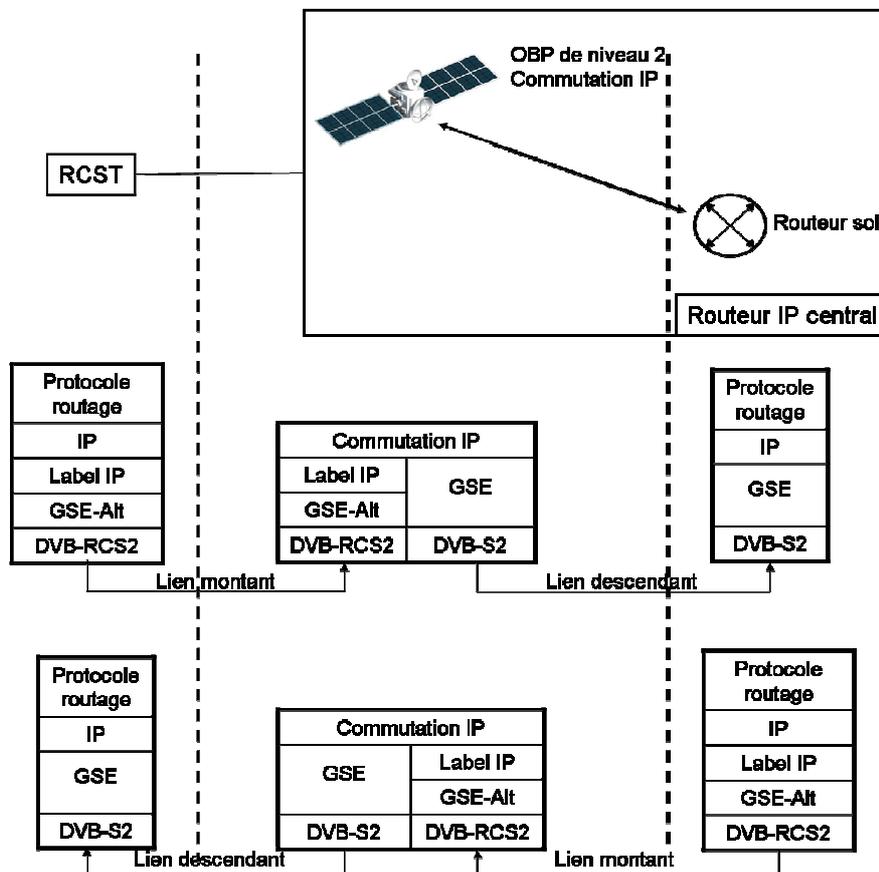


Figure 4-21: Architecture protocolaire du plan de contrôle

Le plan de gestion se résume aux échanges entre le routeur sol et le satellite nécessaires pour configurer la commutation IP du satellite.

4.2.5.5 Application au déploiement de BGP4 pour l'interconnexion de systèmes autonomes

Nous illustrons le gain de l'architecture proposée en termes de déploiement d'un protocole de routage dans le cas où le système satellite est utilisé pour interconnecter des systèmes autonomes via le protocole BGP4. Pour un système avec N terminaux, le nombre de connexions TCP est donc réduit à N (une connexion par terminal avec le satellite) au lieu de $N(N-1)/2$ ($N-1$ connexions par terminal). Chaque terminal aura dans sa table de routage les préfixes des réseaux qu'il dessert et une route par défaut vers le satellite pour tous les autres préfixes. Le Tableau 4-4 donne l'application numérique pour l'envoi par un terminal d'un message UPDATE contenant une route IPv4 (33 octets) et le débit nécessaire pour l'envoi d'un message KEEPALIVE (19 octets) toutes les secondes dans le cas où $N_{ST} = 100$ et $N_{SPOT} = 10$ avec un OBP de niveau 2 et avec notre architecture (avec et sans route par défaut vers le routeur central).

Les résultats obtenus montrent que notre architecture de commutation IP bord réduit le volume de signalisation engendré par le protocole de routage. Nous remarquons que l'association de LRMTTP pour le transport de BGP4 et de la commutation IP bord obtient de très bonnes performances.

		BGP4/TCP	BGP4/LRMTP
Volume de signalisation pour l'envoi d'un message UPDATE (en kilo octets)	OBP niveau 2	14,6ko	0,5ko
	Commutation IP bord (sans route par défaut)	14,6ko	0,6ko
	Commutation IP bord (avec route par défaut)	0,15ko	0,09ko
Débit requis sur le lien montant pour l'envoi d'un message KEEPALIVE toutes les secondes (en kilo octets par seconde)	OBP niveau 2	584ko/s	3ko/s
	Commutation IP bord	11,8ko/s	3ko/s
Débit requis sur le lien descendant pour l'envoi d'un message KEEPALIVE toutes les secondes (en kilo octets par seconde)	OBP niveau 2	584ko/s	30ko/s
	Commutation IP bord	11,8ko/s	3,3ko/s

Tableau 4-4: Comparaison de l'overhead engendré pour un déploiement de BGP4

4.3 Conclusion et perspectives sur le routage IP dans les systèmes de communication par satellite

Dans ce chapitre, nous avons étudié l'intégration du routage IP dans les systèmes de communication par satellite. Nous avons dans un premier temps déterminé les scénarios nécessitant le déploiement d'un EGP. Nous avons ensuite proposé différentes manières de déployer le protocole BGP4. Dans une seconde partie, nous avons étudié l'opportunité d'utiliser un routeur IP embarqué sur le satellite dans les cas où les systèmes actuels se limitent à des OBP de niveau 2. Devant les avantages certains d'un routeur IP embarqué (passage à l'échelle, nombre de connexions pour la signalisation de routage, volume de signalisation, réduction à un seul bond pour les communications entre deux terminaux sur des réseaux distincts), nous avons breveté une architecture réalisant la commutation IP à bord du satellite ne nécessitant ni le réassemblage des paquet IP, ni l'implantation d'un protocole de routage à bord, ni un adressage de niveau IP du satellite. Cette architecture limite donc la complexité du satellite et les ressources requises à bord. Générique et indépendante du protocole de routage IGP ou EGP, cette architecture a été appliquée à un système DVB-S2/DVB-RCS2 puis nous avons illustré une partie de ses avantages avec le déploiement d'un protocole de routage IP en prenant l'exemple de BGP4.

Le déploiement du routage IP dans les systèmes satellite est une étape importante dans l'intégration et l'interconnexion des systèmes de communication par satellite au monde IP. Il serait intéressant d'implanter les contributions de ce chapitre dans un émulateur ou dans un système réel, notamment pour tester et comparer le déploiement des différents protocoles de routage dans un tel système.

Conclusion et perspectives

Les télécommunications par satellite ont longtemps évolué de manière isolée. Un besoin de convergence est apparu, c'est-à-dire, d'une part le besoin d'une architecture commune pour tous les services fournis par le satellite, et d'autre part le besoin d'une architecture compatible avec le reste du monde des télécommunications. Cette architecture de convergence doit permettre une intégration aisée de n'importe quel service. Dans le contexte actuel, il était alors nécessaire d'inclure la couche IP dans cette architecture pour pouvoir intégrer les systèmes de communication par satellite au monde Internet. Cette convergence vers un système « tout IP » s'inscrit dans une disparition progressive du mode circuit dans le monde satellite au profit du mode paquet.

La généricité et l'évolutivité de l'architecture proposée sont assurées par la couche IP. En effet, de part sa simplicité et ses faibles hypothèses sur les couches supérieures, le niveau IP autorise un déploiement aisé de nouveaux services et une évolution facile des services existants. Un transport efficace d'IP sur les systèmes satellite est alors assuré par la couche d'encapsulation GSE sur la voie aller. GSE n'ayant pas d'équivalent sur la voie retour, il était alors nécessaire de définir un nouveau protocole d'encapsulation. Pour une pérennité et une généricité accrues, ce protocole doit être indépendant de tout système et ne pas faire d'hypothèses sur les couches supérieures. Forts d'une proposition de standard, qui fournit notamment un mécanisme optimisé de fragmentation, au sein du groupe de travail du DVB-RCS, nous avons alors largement contribué à la normalisation de l'encapsulation de la seconde génération de voie retour des systèmes de communication par satellite, le DVB-RCS2.

Par ailleurs, pour améliorer et simplifier les mécanismes de qualité de service, il était indispensable d'en proposer une intégration efficace. Fonction essentielle de la QoS, le contrôle de congestion peut suivre une approche réactive ou proactive. Nous avons alors comparé ces deux approches et conclu que l'approche proactive était la plus adaptée au contexte satellite principalement car elle est moins sensible au délai de propagation important dans les systèmes satellite. Nous avons ensuite amélioré la cohérence entre les gestions de la qualité de service de niveau accès et de niveau IP pour permettre une intégration efficace de la QoS dans les systèmes satellite. Nous avons alors proposé des algorithmes de gestion des ressources, indépendants de tout modèle de trafic, mais prenant en compte les informations disponibles dans les contrats de trafic. Cette intégration cohérente de la QoS de niveau 3 autorise une simplification du niveau 2 et une réduction des délais d'attente au niveau 3. Outre l'amélioration de la QoS, c'est surtout la garantie de pouvoir déployer simplement des mécanismes homogènes et cohérents avec ceux du monde terrestre.

Le système satellite devenant un système IP à part entière, l'intégration du routage IP devient une nécessité. Nous avons étudié les besoins en termes de routage externe pour permettre l'intégration et l'interconnexion du système satellite avec le monde Internet. Nous avons alors défini et breveté une architecture hybride (satellite et sol) de routeur IP au centre du système satellite. Elle réalise, à bord du satellite, la commutation IP des paquets sans les réassembler et sans implanter de protocole de routage à bord du satellite. La charge utile du satellite n'est alors pas plus complexe qu'un OBP de niveau 2 qui n'autorise qu'une commutation de niveau 2 sans lien avec IP. Cette architecture facilite et optimise notamment le déploiement des protocoles de routage (EGP et IGP) au sein des systèmes satellite. Fort de cette architecture, le satellite devient un nœud IP capable de commuter des paquets IP selon des stratégies éventuellement complexes et dynamiques.

Au travers de cette thèse, nous avons donc défini une architecture de convergence et montré comment il était possible de faire converger, vers un système tout IP, les systèmes de communication par satellite. Cette convergence permet une intégration efficace et transparente du monde satellite au reste du monde des télécommunications dans un objectif d'interopérabilité. Les

systèmes de communication par satellite deviennent alors des systèmes IP à part entière et l'intégration de tous les services existants et futurs est facilitée. Il s'agit d'un pas important vers une utilisation non dédiée des systèmes satellite. De plus, cette thèse s'inscrit dans une volonté générale de fédérer l'hétérogénéité des infrastructures afin de bénéficier des mêmes services indépendamment de la technologie d'accès.

Dans ce travail, nous nous sommes focalisés sur les enjeux techniques mais nous n'avons pas négligé les enjeux économiques et stratégiques. En effet, l'amélioration de la généricité et de l'évolutivité des systèmes satellite est un vecteur de pérennité et de croissance pour les télécommunications par satellite. Les solutions, protocoles et mécanismes proposés permettent, d'une part d'améliorer et de faciliter le déploiement des services rendus, et d'autre part de simplifier les équipements (les terminaux satellite, le satellite, la Passerelle). Dans ce contexte, de nouvelles opportunités s'ouvrent alors aux fournisseurs de services et le maintien du satellite sur un marché de plus en plus compétitif reste possible. Comme il semble utopique de vouloir concurrencer les autres systèmes de communication qui proposent des offres à très bas prix, les systèmes de communication par satellite doivent être complémentaires. Au cours des différents chapitres de cette thèse, nous avons montré comment les réseaux satellite peuvent s'intégrer et compléter les infrastructures du monde terrestre (réseau d'accès à Internet, système de communications maillées, réseau de secours, partage de charge et désengorgement des infrastructures terrestres, déploiement de réseaux IP sur des zones sinistrées, interconnexion de systèmes autonomes).

Suite à cette convergence au niveau 3 et à la flexibilité accrue des systèmes satellite qui en découle, plusieurs perspectives sont envisageables : de nouveaux services et applications peuvent être intégrés, le déploiement de protocoles novateurs pour l'Internet du futur est envisageable, l'intégration et l'interconnexion du monde satellite aux nouvelles architectures deviennent possibles (e.g. les architecture NGN – *Next Generation Networks*). Remarquons de plus que les réalisations de cette thèse sont assez génériques et évolutives pour être élargies sans difficulté à IPv6.

Par ailleurs, il serait intéressant d'étudier les besoins en termes de mobilité. Pour cela, l'intégration dans le monde satellite des protocoles définis par l'IETF peut s'avérer utile. L'intégration des protocoles de niveau réseau ne demanderait alors que peu d'efforts dans des systèmes de type « tout IP » comme nous les avons décrits dans cette thèse. Il faudrait cependant mener des réflexions sur l'emplacement des différents nœuds pour optimiser le délai subi par les messages de signalisation. Nous pouvons citer la solution bien connue Mobile IP ou encore les travaux réalisés par les groupes HIPRG (IRTF) [126] et HIP (IETF) [127]. En effet, le protocole HIP (*Host Identity Protocol*) [128][129] permet notamment une gestion efficace du nomadisme [130], de la mobilité de niveau IP [131][132] et intègre nativement des mécanismes de sécurité de bout en bout (authentification, cryptage, intégrité).

Une perspective à plus long terme est l'étude de l'intégration des systèmes satellite dans une architecture du type NGN (*Next Generation Network*). Il n'existe pas encore de définition unique du terme architecture NGN même si l'ITU-T en propose une [134]. Les objectifs principaux de cette architecture sont une convergence vers le mode paquet (IP) du cœur de réseau et l'intégration de toutes les technologies d'accès (en particulier les réseaux d'accès sans fil). Pour cela, cette architecture sépare les fonctions de transport des services et définit des interfaces standardisées entre ces deux strates (transport et service). La référence [134] définit aussi des interfaces entre cette architecture et différents types de réseaux. Dans un premier temps il serait nécessaire d'interfacer les réseaux d'accès par satellite avec les architectures NGN. Dans un second temps, il serait envisageable d'étudier de manière plus générale s'il est possible de respecter une telle architecture dans les systèmes de communication par satellite.

Enfin, d'un point de vue purement économique et commercial, il serait intéressant d'intégrer les offres de services par satellite aux abonnements multi-technologies qui commencent à apparaître

(notamment avec les FAI virtuels qui fournissent via un même abonnement le « *triple play* » et la téléphonie mobile).

Liste des communications

Conférences Internationales avec comité de lecture

- J. Fasson, F. Hobaya, F. Arnal, « XCP in a geostationary satellite context », IEEE International Workshop on Satellite and Space Communications, IEEE, IWSSC 2008, pp.145-149, 1-3 octobre 2008.
- F. Hobaya, C. Baudoin, E. Chaput, P. Gélard, E. Dubois, A. -L. Beylot, « Traffic contracts based optimizations for QoS support in DVB-RCS satellite systems », Vehicular Technology Conference Spring (VTC 2010-Spring), 2010 IEEE 71st, pp.1-5, 16-19 mai 2010.
- F. Hobaya, C. Baudoin, E. Dubois, P. Gelard, E. Chaput, A. -L. Beylot, G. Fairhurst, « Encapsulation Requirements for Return Links and Mesh Systems over Satellite », Vehicular Technology Conference Fall (VTC 2010-Fall), 2010 IEEE 72nd, pp.1-5, 6-9 septembre 2010.

Dépôt de brevet

- F. Hobaya, C. Baudoin, E. Chaput, P. Gelard « Système de télécommunication comprenant un routeur IP composé d'un satellite et d'un routeur sol », propriétaires : Thales et CNES, juin 2011.

Participation au standard DVB-RCS2

Documents de travaux disponibles sur le site du DVB

- G. Fairhurst, B. Collini-Nocker, C. Baudoin, F. Hobaya, A. Yun Garcia, « Return-Link Encapsulation for RCS-NG », TM-RCS, document ID TM-RCS1111, <http://dvb.org>, http://dvb.org/groups_modules/technical_module/tmrcs/documents/index.xml?groupID=19, octobre 2009.
- G. Fairhurst, B. Collini-Nocker, C. Baudoin, A. Yun, I. Moreno, F. Arnal, F. Hobaya, T. Soboll, M. Noisternig, « RGSE v GSE-Alt Functional Comparison », document ID TM-RCS1141, <http://dvb.org>, http://dvb.org/groups_modules/technical_module/tmrcs/documents/index.xml?groupID=19, décembre 2009.

Proposition de standard (publiée au sein du groupe de travail TM-RCS)

- G. Fairhurst, C. Baudoin, F. Hobaya (sans ordre particulier), « GSE-Alt », 2010.

Participation à la section 7.2 du standard (Return Link Medium Access Control)

- ETSI Blue Book A155-2 « DVB-RCS2 Lower Layer Satellite Spec », section 7.2, <http://dvb.org>, http://dvb.org/technology/standards/A155-2_DVB-RCS2_Lower_layer_satellite_spec.pdf, mars 2011.

Articles non liés à la thèse

- F. Hobaya, V. Gay, E. Robert, « Host Identity Protocol Supporting Simultaneous End-Host Mobility », Wireless and Mobile Communications, IEEE, ICWMC 2009. Fifth International Conference on, vol., no., pp.261-266, 23-29 août 2009.

Bibliographie

- [1] J. Fasson, « Etude d'une architecture IP intégrant un lien satellite géostationnaire », thèse de doctorat, Institut National Polytechnique de Toulouse, décembre 2004.
- [2] O. Alphand, « Architecture à qualité de service pour systèmes satellite DVB-S/RCS dans un contexte NGN », thèse de doctorat, Institut National Polytechnique de Toulouse, décembre 2005.
- [3] E. Dubois, « Convergence dans les réseaux satellite », thèse de doctorat, Institut National Polytechnique de Toulouse, novembre 2008.
- [4] « Digital Video Broadcasting (DVB) ; Framing structure, channel coding and modulation for 11/12 GHz satellite services », ETSI EN 300 421 v1.1.2, août 1997.
- [5] « Digital Video Broadcasting (DVB) ; Implementation of Binary Phase Shift Keying (BPSK) modulation in DVB transmission systems », ETSI TR 101 198 v1.1.1, septembre 1997.
- [6] « Digital Video Broadcasting (DVB); Second generation framing structure, channel coding and modulation systems for Broadcasting, Interactive Services, New Gathering and other broadband satellite applications», ETSI EN 302 307 v1.2.1, août 2009.
- [7] « Digital Video Broadcasting (DVB) ; User guidelines for the second generation system for Broadcasting, Interactive Services, News Gathering and other broadband satellite applications », ETSI TR 102 376 v1.1.1, février 2005.
- [8] « Information technology – Generic coding of moving pictures and associated audio information : Systems », ISO/IEC 13812-1, avril 1996.
- [9] « Digital Video Broadcasting (DVB) ; Specification for Service Information (SI) in DVB systems », ETSI EN 300 468 v1.11.1, avril 2010.
- [10] « Digital Video Broadcasting (DVB) ; Guidelines on implementation and usage of Service Information », ETSI TS 101 211 v1.10.1, décembre 2010.
- [11] « Digital Video Broadcasting (DVB) ; Interaction channel for satellite distribution systems », ETSI EN 301 790 v1.5.1, mai 2009.
- [12] « Digital Video Broadcasting (DVB) ; Guidelines for the Implementation and Usage of the DVB Interaction Channel for Satellite Distribution Systems », ETSI TR 101 790 v1.4.1, juillet 2009.
- [13] « Digital Video Broadcasting (DVB) ; Interaction channel for Satellite Distribution Systems ; Guidelines for the use of EN 301 790 in mobile scenarios », ETSI TR 102768 v1.1.1, avril 2009.
- [14] « Digital Video Broadcasting (DVB) ; DVB-RCS2 System Level Specification », ETSI DVB BlueBook A155-1, mars 2011.
- [15] « Digital Video Broadcasting (DVB) ; DVB-RCS2 Lower Layer Satellite Specification », ETSI DVB BlueBook A155-2, mars 2011.
- [16] « Digital Video Broadcasting (DVB) ; Specification for data broadcasting », ETSI EN 301 192 v1.4.2, avril 2008.
- [17] « Digital Video Broadcasting (DVB) ; Specification for data broadcasting ; Guidelines for the use of EN 301 192 », ETSI TR 101 202 v1.2.1, janvier 2003.

- [18] « Internet Protocol, DARPA Internet Program, Protocol Specification », IETF RFC 791, septembre 1981.
- [19] S. Deering, R. Hinden, « Internet Protocol, Version 6 (IPv6) Spécification » IETF RFC 2460, Standards Track, décembre 1998.
- [20] « IEEE 802.2 Logical Link Control (LLC) », ISO/IEC 8802-2, 1998.
- [21] G. Fairhurst, B. Collini-Nocker, « Unidirectional Lightweight Encapsulation (ULE) for Transmission of IP Datagrams over an MPEG-2 Transport Stream (TS) », Internet RFC 4326, Standards Track, décembre 2005.
- [22] <http://datatracker.ietf.org/wg/ipdvb/charter/>
- [23] « Digital Video Broadcasting (DVB) ; Generic Stream Encapsulation (GSE) Protocol », ETSI TS 102 606 v1.1.1, octobre 2007.
- [24] « Digital Video Broadcasting (DVB) ; Generic Stream Encapsulation (GSE) Implementation Guidelines », ETSI TS 102 771 v1.1.1, juin 2009.
- [25] « B-ISDN general network aspects », ITU-T I.311, août 1996.
- [26] « B-ISDN ATM layer specification », ITU-T I.361, février 1999.
- [27] IEEE 802.3 Ethernet Working Group, <http://www.ieee802.org/3/> .
- [28] « Ethernet in the first mile », IEEE Std 802.3ah, juin 2004.
- [29] J. Cantillo, B. Collini-Nocker, U. De Bie, O. Del Rio, G. Fairhurst, A. Jahn, R. Rinaldo, « GSE: A Flexible, yet Efficient Encapsulation for IP over DVB-S2 Continuous Generic Streams », International Journal of Satellite Communications and Networking, Wiley, vol.26, no.3, pp231-250, juin 2008.
- [30] A. Mayer, B. Collini-Nocker, F. Vieira, J. Lei, M. A. Vasquez Castro, « Analytical and experimental IP encapsulation efficiency comparison of GSE, MPE and ULE over DVB-S2 », International Workshop on Satellite and Space Communications, 2007, IEEE, IWSSC 2007, pp.114-118, 13-14 septembre 2007.
- [31] A. Yun, C. Salas, B. Cuesta, P. Conforto, « C2P opens the pave to NGN in DVB-RCS », Advanced Satellite Mobile Systems, 2008, IEEE, 4th ASMS 2008, pp.240-245, 26-28 août 2008.
- [32] « Satellite Earth Stations and Systems (SES) ; Broadband Satellite Multimedia (BSM) ; Connection Control Protocol (C2P) for DVB-RCS ; Specifications », ETSI TS 102 602 v1.1.1, janvier 2009.
- [33] « Satellite Earth Stations and Systems (SES) ; Broadband Satellite Multimedia (BSM) ; Connection Control Protocol (C2P) for DVB-RCS ; Background Information », ETSI TR 102 603 v1.1.1, janvier 2009.
- [34] http://dvb.org/groups_modules/technical_module/tmrcs/index.xml?groupID=19
- [35] G. Pelletier, K. Sandlund, L-E. Jonsson, « RObusT Header Compression (ROHC) : A Profile for TCP/IP (ROHC-TCP) », Internet RFC 4996, Standards Track, juillet 2007.
- [36] C. Prähauser, B. Collini-Nocker « Experimental Evaluation of PDU Concatenation in ULE with IP Telephony », International Workshop on Satellite and Space Communications, IEEE, IWSSC 2007, pp.109-113, 13-14 septembre 2007.
- [37] F. Hobaya, C. Baudoin, E. Dubois, P. Gelard, E. Chaput, A. -L. Beylot, G. Fairhurst, « Encapsulation Requirements for Return Links and Mesh Systems over Satellite », Vehicular

Technology Conference Fall (VTC 2010-Fall), 2010 IEEE 72nd, vol., no., pp.1-5, 6-9 septembre 2010.

[38] G. Fairhurst, B. Collini-Nocker, C. Baudoin, F. Hobaya, A. Yun Garcia, « Return-Link Encapsulation for RCS-NG », TM-RCS, document ID TM-RCS1111, <http://dvb.org>, http://dvb.org/groups_modules/technical_module/tmrcs/documents/index.xml?groupID=19, octobre 2009.

[39] G. Fairhurst, B. Collini-Nocker, C. Baudoin, A. Yun, I. Moreno, F. Arnal, F. Hobaya, T. Soboll, M. Noisternig, « RGSE v GSE-Alt Functional Comparison », document ID TM-RCS1141, http://dvb.org/groups_modules/technical_module/tmrcs/documents/index.xml?groupID=19, décembre 2009.

[40] G. Fairhurst, B. Collini-Nocker, « Extension Formats for Unidirectional Lightweight Encapsulation (ULE) and the Generic Stream Encapsulation (GSE) », IETF RFC 5163, Standards Track, avril 2008.

[41] A. Le Pera, F. Forni, M. Grossi, M. Lucente, V. Palma, T. Rossi, M. Ruggieri, « Digital Transparent Processor for Satellite Telecommunication Services », Aerospace Conference, IEEE, pp.1-9, 3-10 mars 2007.

[42] C. Haardt, N. Courville, « Internet by satellite : a flexible processor with Radio Burst Switching », International Workshop on Satellite and Space Communications, IEEE IWSSC 2006, pp.58-62, 14-15 septembre 2006.

[43] G. Fairhurst, M. –J. Montpetit, « Address Resolution Mechanisms for IP Datagrams over MPEG-2 Networks », Internet RFC 4947, Informational, juillet 2007.

[44] L. Wood, W. Ivancic, W. Eddy, D. Stewart, J. Northam, C. Jackson, « Investigating operation of the Internet in orbit : Five years of collaboration around CLEO », IEEE Communications Society Satellite and Space Communications Technical Committee newsletter, vol.18, no.2, pp.10-11, novembre 2008.

[45] <http://personal.ee.surrey.ac.uk/Personal/L.Wodd/cleo>

[46] M. A. Florio, S. J. Fisher, S. Mittal, S. Yaghmour, G. Jansson, D. Heuser, P. L. Murray, A. P. Worthen, E. G. Cuevas, « Internet Routing in Space: Prospects and Challenges of the IRIS JCTD », Military Communications Conference, MILCOM 2007, IEEE, pp.1-6, 29-31 octobre 2007.

[47] C. Olson, « When PIGs Fly – addressing software reliability for the IRIS IP router operating system », IEEE, Aerospace conference, pp.1-8, 7-14 mars 2009.

[48] <http://www.spacenewsfeed.co.uk/index.php/free-content/6754-ciscos-space-router-to-transform-satellite-communications-company-debuts-first-voip-call-from-space> .

[49] [http://www.dvb.org/\(RoxenUserID=a7cfc260cee9fb1d549a4926a4378522\)/technology/dvbrcs/tm4164.DVB-RCS%20NG%20Call%20For%20Technologies.pdf](http://www.dvb.org/(RoxenUserID=a7cfc260cee9fb1d549a4926a4378522)/technology/dvbrcs/tm4164.DVB-RCS%20NG%20Call%20For%20Technologies.pdf) .

[50] « GSEng », version 2.3, University of Salzburg, TM-RCS1193, 2010.

[51] « GSE-Alt », version 1.4, University of Aberdeen, Thales Alenia Space France, 2010, http://fabrice.hobaya.voila.net/downloads/doctorat/GSE_Alt1.4.pdf.

[52] « RLE », version 1.2, TM-RCS1176, DLR, 2010.

[53] ESA Contract 22471/09/NL/AD, « GSE only over DVB Systems », Thales Alenia Space, University of Aberdeen, University of Salzburg, juin 2010.

- [54] J. Wroclawski, « The Use of RSVP with IETF Integrated Services », IETF RFC 2210, Standards Track, septembre 1997.
- [55] J. Wroclawski, « Specification of the Controlled-Load Network Element Service », IETF RFC 2211, Standards Track, septembre 1997.
- [56] S. Shenker, C. Partridge, R. Guerin, « Specification of Guaranteed Quality of Service », IETF RFC 2212, Standards Track, septembre 1997.
- [57] R. Braden, L. Zhang, S. Berson, S. Herzog, S. Jamin, « Resource ReSerVation Protocol (RSVP) – Version 1 Functional Specification », IETF RFC 2205, septembre 1997.
- [58] A. Mankin, F. Baker, B. Braden, S. Bradner, M. O'Dell, A. Romanov, A. Weinrib, L. Zhang, « Resource ReSerVation Protocol (RSVP) Version 1 Applicability Statement Some Guidelines on Deployment », IETF RFC 2208, Informational, septembre 1997.
- [59] R. Braden, L. Zhang, « Resource ReSerVation Protocol (RSVP) – Version 1 Message Processing Rules », IETF RFC 2209, Informational, septembre 1997.
- [60] D. Grossman, « New Terminology and Clarifications for DiffServ », IETF RFC 3260, Informational, avril 2002.
- [61] B. Davie, A. Charnu, J. C. R. Bennett, K. Benson, J. Y. Le Boudec, W. Courtney, S. Davari, V. Firoiu, D. Stiliadis, « An Expedited Forwarding PHB (Per-Hop Behavior) », IETF RFC 3246, Standards Track, mars 2002.
- [62] J. Heinanen, F. Baker, W. Weiss, J. Wroclawski « Assured Forwarding PHB Group », IETF RFC 2597, Standards Track, juin 1999.
- [63] D. Goderis, Y. T'joens, C. Zaccone, C. Jacquenet, G. Memenios, G. Palvou, R. Egan, D. Griffin, P. Geofrastos, L. Georgiadis, « Service Level Specification Semantics, Parameters and negotiation requirements », Internet Draft, version 01, juin 2001.
- [64] K. Chan, R. Sahita, S. Hahn, K. McCloghrie, « Differentiated Services Quality of Service Policy Information Base », IETF RFC 3317, Informational, mars 2003.
- [65] A. Yun, O. Casas, B. Cuesta, I. Moreno, A. Solano, J. M. Rodriguez, C. Salas, I. Jimenez, E. Rodriguez, A. Jalon, « AMERHIS Next Generation Global IP Services in the Space », Advanced satellite multimedia systems conference (adma) and the 11th signal processing for space communications workshop (spsc), IEEE 2010 5th, pp.169-176, 13-15 septembre 2010.
- [66] X. Wang, H. Schulzrinne, « An integrated resource negotiation, pricing, and QoS adaptation framework for multimedia applications », IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol.18, no.12, pp.2514-2519, décembre 2000.
- [67] T. Damilakis, « Traffic Engineering for Quality of Service in the Internet, at Large Scale », IST-TEQUILA project, part B D1.4, octobre 2002
- [68] <http://www.ist-tequila.org/delivrables>
- [69] D. Durham, J. Boyle, R. Cohen, S. Herzog, R. Rajan, A. Sastry, « The COPS (Common Open Policy Service) Protocol », Internet RFC 2748, Standards Track, janvier 2000.
- [70] T.M.T. Nguyen, G. Pujolle, N. Boukhatem, « COPS Usage for SLS negotiation (COPS-SLS), draft-nguyen-rap-cops-sls-00 », Internet Draft, juin 2001.
- [71] T. M. T. Nguyen, N. Boukhatem, G. Pujolle, « COPS-SLS Usage for Dynamic Policy-Based QoS Management over Heterogeneous IP Networks », IEEE Network, vol.17, no.3, pp.44-50, mai-juin 2003.

- [72] J. -C. Chen, A. McAuley, V. Sarangan, S. Baba, Y. Ohba, « Dynamic Service Negotiation Protocol (DSNP) and Wireless Diffserv », IEEE International Conference on Communications, 2002, ICC 2002, vol.2, pp. 1033-1038, avril 2002.
- [73] R. Hancock, G. Karafiannis, J. Loughney, S. Van den Bosch, « Next Steps in Signaling (NSIS) : Framework », Internet RFC 4080, Informational, juin 2005.
- [74] H. Schulzrinne, R. Hancock, « GIST : General Internet Signalling Transport », Internet RFC 5971, Experimental, octobre 2010.
- [75] J. Manner, G. Karaiannis, A. McDonald, « NSIS Signaling Layer Protocol (NSLP) for Quality-of-Service Signaling », Internet RFC 5974, Experimental, octobre 2010.
- [76] V. Sarangan, J. -C. Chen, « Comparative Study of Protocols for Dynamic Service Negotiation in the Next-Generation Internet », Communications Magazine, IEEE, vol.44, no.3, pp.151-156, mars 2006.
- [77] M. Allman, V. Paxson, W. Stevens, « TCP Congestion Control », Internet RFC 2581, Standards Track, avril 1999.
- [78] D. Katabi, « Decoupling Congestion Control and Bandwidth Allocation with Application to High Bandwidth-Delay Product Networks », MIT PhD Thesis, mars 2003.
- [79] A. Falk, Y. Pyradkin, D. Katabi, « Specification for the Explicit Control Protocol (XCP) », Internet Draft, version 03, juillet 2007.
- [80] J. Fasson, F. Hobaya, F. Arnal, « XCP in a geostationary satellite context », IEEE International Workshop on Satellite and Space Communications, IEEE, IWSSC 2008, pp.145-149, 1-3 octobre 2008.
- [81] G. Santoro, A. Pietrabissa, « A control theoretical DAMA algorithm in DVB-RCS satellite systems with QoS support », Mobile and Wireless Communications Summit, 2007, 16th IST, pp.1-5, 1-5 juillet 2007.
- [82] A. Morell, G. Seco-Granados, M. A. Vazquez-Castro, « Cross-Layer Design of Dynamic Bandwidth Allocation in DVB-RCS », Systems Journal, IEEE, vol.2, no.1, pp.62-73, mars 2008.
- [83] M. Costabile, C. Follino, A. Iera, A. Molinaro, « QoS differentiation in DVB-RCS multimedia platforms », 15th IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, 2004, PIMRC 2004, vol.4, pp.2357-2361, 5-8 septembre 2004.
- [84] F. Chiti, R. Fantacci, D. Tarchi, S. Kota, T. Pecorella, « QoS Provisioning in GEO Satellite with Onboard Processing Using Predictor Algorithms », Wireless Communications, IEEE, vol.12, no.5, pp.21-27, octobre 2005.
- [85] A. -L. Beylot, R. Dhaou, C. Baudoin, « Resource Allocation in DVB-RCS Satellite Systems », IFIP Networking 2007, LNCS 4479, pp. 511-521, mai 2007.
- [86] F. Tra, « Contrôle d'Admission des Connexions pour les Systèmes de Télécommunication par Satellite avec des Liaisons Physiques Adaptatives », thèse de doctorat, Sup'Aéro, janvier 2008.
- [87] « Satlabs System Recommendations », version 2.1, juin 2008.
- [88] F. Hobaya, C. Baudoin, E. Chaput, P. Gélard, E. Dubois, A. -L. Beylot, « Traffic contracts based optimizations for QoS support in DVB-RCS satellite systems », Vehicular Technology Conference Spring (VTC 2010-Spring), 2010 IEEE 71st, pp.1-5, 16-19 mai 2010.
- [89] W. Jiang, H. Schulzrinne, « Assessment of VoIP Service Availability in the Current Internet », PAM 2003, avril 2003.

- [90] E. Haghani, S. De, N. Ansari, « On Modeling VoIP Traffic in Broadband Networks », Global Telecommunications Conference, 2007, GLOBECOM 2007, IEEE, pp.1922-1926, 26-30 novembre 2007.
- [91] http://www.caida.org/research/traffic-analysis/pkt_size_distribution/graphs.xml .
- [92] R. Sinha, C. Papadopoulos, J. Heidemann, « Internet Packet Size Distributions, Some Observations », version page web octobre 2005, republié ISI-TR-2007-643 mai 2007.
- [93] F. Hobaya, C. Baudoin, E. Chaput, P. Gelard « Système de télécommunication comprenant un routeur IP composé d'un satellite et d'un routeur sol », brevet, propriétaires : Thales et CNES, juin 2011.
- [94] Y. Rekhter, T. Li, S. Hares, « A Border Gateway Protocol 4 (BGP-4) », IETF RFC 4271, Standards Track, janvier 2006.
- [95] T. Bates, E. Chen, R. Chandra, « BGP Route Reflection : An Alternative to Full Mesh Internal BGP (IBGP) », IETF RFC 4456, Standards Track, avril 2006.
- [96] P. Traina, D. McPherson, J. Scudder, « Autonomous System Confederations », IETF RFC 3065, Standards Track, février 2001.
- [97] J. Train, B. Estefia, H. Green, « Hub and Spoke BGP : Leveraging multicast to improve wireless inter-domain routing », IEEE, Aerospace Conference 2010, pp. 1-7, 6-13 mars 2010.
- [98] M. W. Koyabe, G. Fairhurst, « Reliable multicast via satellite : a comparison survey and taxonomy », International Journal of Satellite Communications, Wiley, vol.19, no.1, pp.3-28, 2001.
- [99] P. Chumchu, R. Boreli, A. Seneviratne, « Performance analysis of reliable multicast transport protocols for GEO satellite networks », The IEEE Computer Society's 12th Annual International Symposium on Modeling, Analysis, and Simulation of Computer and Telecommunications Systems, pp.318-326, 4-8 octobre 2004.
- [100] K. -W. Lee, S. Ha, V. Bharghavan, « IRMA : a reliable multicast architecture for the Internet », INFOCOM 1999, 18th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies, Proceedings, IEEE, vol.3, pp.1274-1281, 21-25 mars 1999.
- [101] G. Cao, J. Wu, « Reliable multicast via satellites », International Conference on Information Technology : Coding and Computing, pp.183-188, avril 2001.
- [102] X. R. Xu, A. C. Myers, H. Shang, R. Yvakatar, « Resilient multicast support for continuous-media applications », Proceedings of the IEEE 7th International Workshop on Network and Operating System for Digital Audio and Video, pp.183-194, mai 1997.
- [103] K. Miller, and K. Robertson, « StarBurst multicast file transfer protocol (MFTP) specification », IETF, Internet draft, expired, avril 1998.
- [104] B. Adamson, C. Bormann, M. Handley, J. Macker, « NACK-Oriented Reliable Multicast (NORM) Transport Protocol », IETF RFC 5740, Standards Track, novembre 2009.
- [105] T. Paila, M. Luby, R. Lehtonen, V. Roca, R. Walsh, « FLUTE – File Delivery over Unidirectional Transport », IETF RFC 3926, Experimental, octobre 2004.
- [106] C. Wang, V. C. M. Leung, « A reliable multicast transport protocol for broadband satellite networks », IEEE International Conference on Communications, Circuits and Systems and West Sino Expositions, vol.1, pp.445-449, juillet 2002.

- [107] T. Sano, T. Shiroshita, O. Takahashi, M. Yamashita, « Monitoring-based flow control for reliable multicast protocols and its evaluation », IEEE International Conference on Performance, Computing, and Communications Conference, IPCCC 1997, pp.403-409, 5-7 février 1997.
- [108] P. Sanjoy, K. S. Krishan, C. L. John, B. Supratik, « Reliable multicast transport protocol (RMTP) », IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol.15, no.3, pp.407-421, 1997.
- [109] J. Fang, F. I. Akyildiz, « TCP-Peachtree : a multicast transport protocol for satellite IP networks », IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol.22, no.2, pp.388-400, février 2004.
- [110] S. Floyd, V. Jacobson, C. -C. Liu, S. McCane, L. Zhang, « A reliable multicast framework for light-weight sessions and applications level framing », Networking, IEEE/ACM Transactions on, vol.5, no.6, pp.784-803, décembre 1997.
- [111] A. -L. Beylot, E. Chaput, R. Dhaou, L. Duquerroy, « Reliable Multicast Optimization in the SatIPSec Protocol », 23rd AIAA International Communications Satellite Systems Conference, septembre 2005.
- [112] R. Ahlswede, N. Cai, S. -Y. Li, and R. Yeung, « Network information flow », Information Theory, IEEE Transactions on, vol.46, no.4, pp.1204-1216, juillet 2000.
- [113] P. A. Chou, Y. Wu, K. Jain, « Practical network coding », in 41st Allerton Conf. Communication, Control and Computing, octobre 2003.
- [114] F. Vieira, J. Carros, « Network coding multicast in satellite networks », Next Generation Internet Networks, NGI 2009, pp.1-6, juillet 2009.
- [115] <http://www.cisco.com/web/strategy/government/space-routing.html> .
- [116] http://www.cisco.com/web/strategy/docs/gov/datasheet_c78-632235.pdf .
- [117] J. Postel, « Internet Control Message Protocol, DARPA Internet Program Protocol Specification », IETF RFC 792, septembre 1981.
- [118] E. Rosen, A. Viswanathan, R. Callon, « Multiprotocol Label Switching Architecture », IETF RFC 3031, Standards Track, janvier 2001.
- [119] D. C. Plummer, « An Ethernet Address Resolution Protocol - or - Converting Network Protocol Addresses to 48 bit Ethernet Address for Transmission on Ethernet Hardware », IETF RFC 826, novembre 1982.
- [120] J. Moy, « OSPF Version 2 », IETF RFC 2328, Standards Track, avril 1998.
- [121] « Terms and definitions related to quality of service and network performance including dependability », ITU-T E.800, août 1994.
- [122] S. Floyd, V. Jacobson, « Random early detection gateways for congestion avoidance », Networking, IEEE/ACM Transactions on, vol.1, no.4, pp.397-413, août 1993.
- [123] JI. -H. Yun, S. -W. Seo, « New explicit loss notification for TCP in wireless networks », Vehicular Technology Conference, 2004, VTC 2004-Spring, IEEE 59th, vol.4, pp.2271-2275, 17-19 mai 2004.
- [124] D. Wenqing, A. Jamalipour, « Delay performance of the new explicit loss notification TCP technique for wireless networks », Global Telecommunications Conference, 2001, GLOBECOM 2001, IEEE, vol.6, pp.3483-3487, 2001.
- [125] Atlas Internet Observatory 2009 Annual Report, http://www.nanog.org/meetings/nanog47/presentations/Monday/Labovitz_ObserveReport_N47_Mon.pdf .

-
- [126] <http://irtf.org/hiprg> .
- [127] <http://datatracker.ietf.org/wg/hip/charter/> .
- [128] R. Moskowitz, P. Nikander, T. Henderson, « Host Identity Protocol », IETF RFC 5201, Experimental, avril 2008.
- [129] R. Moskowitz, P. Nikander, « Host Identity Protocol (HIP) Architecture », IETF RFC 4423, Informational, mai 2006.
- [130] J. Laganier, L. Eggert, « Host Identity Protocol (HIP) Rendezvous Extension », IETF RFC 5204, Experimental, avril 2008.
- [131] P. Nikander, T. Henderson, C. Vogt, J. Arkko, « End-Host and Multihoming with the Host Identity Protocol », IETF RFC 5206, Experimental, avril 2008.
- [132] F. Hobaya, V. Gay, E. Robert, « Host Identity Protocol Supporting Simultaneous End-Host Mobility », Fifth International Conference on Wireless and Mobile Communications, IEEE, ICWMC 2009, pp.261-266, 23-29 août 2009.
- [133] <http://www.ieee802.org/21/> .
- [134] ITU-T NGN FG Proceedings, 2005.
- [135] J. Iyengar, B. Ford, « A Next Generation Transport Services Architecture », Internet draft, expired, juillet 2009.
- [136] J. Border, M. Kojo, J. Griner, G. Montenegro, Z. Shelby, « Performance Enhancing Proxies Intended to Mitigate Link-Related Degradations », IETF RFC 3135, Informational, juin 2001.
- [137] http://fabrice.hobaya.voila.net/doctorat/simulateur_RCS.html
- [138] http://fabrice.hobaya.voila.net/doctorat/XCP_via_ns2.html