

Université  
de Toulouse

# THÈSE

En vue de l'obtention du

## DOCTORAT DE L'UNIVERSITÉ DE TOULOUSE

Délivré par :

Institut Supérieur de l'Aéronautique et de l'Espace (ISAE)

---

**Présentée et soutenue par :**

**Huyen Chi BUI**

**le** mercredi 28 novembre 2012

**Titre :**

Méthodes d'accès basées sur le codage réseau couche physique

---

**École doctorale et discipline ou spécialité :**

ED MITT : Réseaux, Télécom, Système et Architecture

**Unité de recherche :**

Equipe d'accueil ISAE-ONERA MOIS

**Directeur(s) de Thèse :**

M Jérôme LACAN

Mme Marie-Laure BOUCHERET

**Jury :**

M. Ramesh PYNDIAH - Rapporteur

M. Pierre DUHAMEL - Rapporteur

M. Guy LESTHIEVENT - Examineur

M. Erwan CORBEL - Examineur



## Remerciements

Je tiens à adresser en premier lieu mes plus chaleureux remerciements à mes directeurs de thèse Jérôme Lacan et Marie-Laure Boucheret. Ils n'ont pas simplement accepté de diriger ma thèse ; ils m'ont transmis la passion de la recherche et n'ont pas cessé de me soutenir et de me donner des conseils pertinents pendant ces trois années. J'ai pu apprécier non seulement leurs connaissances scientifiques mais aussi leur enthousiasme et leur bonne humeur. Particulièrement, je remercie Jérôme pour son encouragement et la confiance qu'il m'a accordée qui m'ont permis de ne pas perdre le fil de ma thèse lorsque les difficultés se présentaient. J'en profite pour exprimer à mes deux directeurs ma plus profonde gratitude.

Je tiens également à remercier Pierre Duhamel et Ramesh Pyndiah d'avoir accepté de rapporter ma thèse, et par la même, l'ensemble des membres du jury : Guy Lesthievient et Erwan Corbel, qui m'ont aidé par leurs nombreuses remarques et suggestions à améliorer la qualité du mémoire.

Je souhaite remercier très sincèrement tout le département DMIA de l'ISAE : Patrick Sénac, Tanguy Pérennou, Fabrice Francès, Yves Caumel,... de m'avoir accueilli dans un environnement très agréable et chaleureux. Je remercie particulièrement Emmanuel Lochin pour sa grande disponibilité et ses précieux conseils aussi bien dans le domaine scientifique que linguistique.

Je remercie également mes collègues de bureau avec qui j'ai pu partager ces trois très belles années : Rémi, Anh Dung, Guillaume, Nicolas, Thomas, Hamdi, Victor, Pierre-Ugo, Khanh, Jonathan,... Je remercie notamment ceux qui ont dû me supporter dans leur bureau : Alex, Ali, Tuan, Ramdi, Ronan et bien sûr Hugo qui a également partagé mon bureau pendant trois ans, qui est toujours de bonne humeur ; je lui souhaite d'échapper en douceur à la malédiction pesant sur les thésards de l'ENSICA et le meilleur pour la suite de sa carrière.

Je remercie mes amis qui ont été là pour partager avec moi les bons moments aussi bien que pour me remonter le moral : Aurore, Vincent et Raoul. J'ai également une pensée pour ceux que j'ai un peu perdus de vue durant ces dernières années : Ariane, Nicolas, Viviane et Ngoc Anh.

Je remercie également mon mari Guillaume et mes beaux-parents Monique et Eric pour leur soutien quotidien, surtout à la fin de thèse.

Enfin, je souhaite remercier mes parents, mes grands-parents et le reste de ma famille qui ont été là pour moi, qui m'ont toujours soutenu et encouragé et ont tout fait pour mon bonheur. Je ne les remercierais jamais assez pour tout.

C'est à eux que je dédie ce manuscrit.

Novembre 2012,  
Huyen Chi BUI



## Liste des notations et abréviations

$C$	Capacité
$E_b/N_0$	Rapport d'énergie par bit du signal sur densité spectrale de puissance du bruit
$E_s$	Énergie par symbole
$E_s/N_0$	Rapport d'énergie par symbole du signal sur densité spectrale de puissance du bruit
$G$	Charge normalisée
$G_r$	Facteur d'amplification du relais
$I$	Information mutuelle
$L_p$	Nombre de bits d'un pointeur
$L_s$	Longueur d'un champ de signalisation
$M$	Ordre de la modulation
$N_b$	Nombre de bursts transmis par utilisateur
$N_s$	Nombre de slots par trame
$N_u$	Nombre d'utilisateurs dans le système de communication
$PLR$	Taux de perte de paquet
$R_a$	Efficacité spectrale théorique
$R_d$	Rendement du code utilisé pour encoder le paquet de données
$R_s$	Rendement du code utilisé pour encoder la signalisation
$R_{sym}$	Débit symbole
$S$	Efficacité spectrale obtenue par simulation
$T$	Débit normalisé
$T_f$	Durée d'une trame
<b>16-QAM</b>	"16-Quadrature Amplitude Modulation" - Modulation d'amplitude en quadrature à 16 états
<b>8PSK</b>	"8-Phase-Shift Keying" - Modulation par déplacement de phase à 8 états
<b>AF</b>	"Amplify and Forward" - Amplifier et Retransmettre
<b>AP</b>	"Access Point" - Point d'accès
<b>ATM</b>	"Asynchronous Transfer Mode" - Mode de transfert asynchrone
<b>AWGN</b>	"Additive White Gaussian Noise" - Bruit blanc additif gaussien
<b>BN</b>	"Bursts Node" - Nœud de burst

<b>BPSK</b>	"Binary Phase Shift Keying" - Modulation par déplacement de phase à 2 états
<b>BTU</b>	"Bandwidth-Time Units" - unités de temps de bande passante
<b>CCSDS</b>	"Consultative Committee for Space Data Systems" - Comité Consultatif pour les Systèmes de Données Spatiales
<b>CPM</b>	"Continuous Phase Modulation" - Modulation à phase continue
<b>CRDSA</b>	"Contention Resolution Diversity Slotted ALOHA" - ALOHA à segmentation temporelle avec diversité et résolution des conflits d'accès
<b>CSA</b>	"Coded Slotted ALOHA" - ALOHA à segmentation temporelle codée
<b>DAMA</b>	"Demand Assigned Multiple Access" - Protocole d'accès multiple à la demande
<b>DD</b>	Décodage des Données
<b>DF</b>	"Decode and Forward" - Décoder et Retransmettre
<b>DLR</b>	Centre aérospatial allemand
<b>DSA</b>	"Diversity Slotted ALOHA" - ALOHA à segmentation temporelle avec diversité
<b>DS</b>	Décodage de Signalisation
<b>DVB-RCS</b>	"Digital Video Broadcasting - Return Channel via Satellite"
<b>DVB-RCS2</b>	"Digital Video Broadcasting - Return Channel via Satellite Second Generation"
<b>DVB-S2</b>	"Digital Video Broadcasting - Satellite - Second Generation" - Diffusion Vidéo Numérique - Satellite - Deuxième Génération
<b>DVB-SH</b>	"Digital Video Broadcasting - Satellite services to Handhelds" - Diffusion Vidéo Numérique - Satellite Portable
<b>DVB-T</b>	"Digital Video Broadcasting - Terrestrial" - Diffusion de la télévision numérique par liaisons hertziennes terrestres
<b>ESA</b>	"European Space Agency" - Agence Spatiale Européenne
<b>HM</b>	"Hierarchical Modulation" - Modulation hiérarchique
<b>HP</b>	"High Priority" - Haute priorité
<b>IAC</b>	"Interference Alignment and Cancellation" - Alignement et annulation d'interférences
<b>IC</b>	"Interference Cancellation" - Suppression d'interférence
<b>IP</b>	"Internet Protocol"
<b>IRSA</b>	"Irregular Repetition Slotted ALOHA" - ALOHA à segmentation temporelle avec taux de répétition irrégulier

---

<b>LDPC</b>	Low-Density Parity-Check
<b>LP</b>	"Low Priority" - Basse priorité
<b>MAC</b>	"Media Access Control" - Contrôle d'accès au support
<b>MF-TDMA</b>	"Multi-frequency time division multiple access" - Accès à répartition du temps à fréquence multiple
<b>MIMO</b>	"Multiple-Input Multiple-Output" - Entrées multiples sorties multiples
<b>MPEG2</b>	Norme de seconde génération du Moving Picture Experts Group
<b>MuSCA</b>	"Multi-slot Coded ALOHA"
<b>NC</b>	"Network Coding" - Codage réseau
<b>NCC</b>	"Network Control Center" - Centre de contrôle du réseau
<b>NCDP</b>	"Network-Coded Diversity Protocol" - Protocole de diversité pour réseaux codés
<b>PAM</b>	"Pulse-amplitude modulation"
<b>PCMA</b>	"Paired-Carrier Multiple Access"
<b>PER</b>	"Packet Error Rate" - Taux d'erreur de paquets
<b>PIRE</b>	Puissance Isotrope Rayonnée Équivalente
<b>PLR</b>	"Packet Loss Ratio" - Taux de perte de paquets
<b>PNC</b>	"Physical-layer Network Coding" - Codage réseau couche physique
<b>PNC-SA</b>	"Physical-layer Network Coding - Signal Alignment" - Codage réseau couche physique - Alignement du signal
<b>QPSK</b>	"Quadrature Phase Shift Keying"
<b>RA</b>	"Random Access" - Accès aléatoire
<b>SA</b>	"Slotted ALOHA" - ALOHA à segmentation temporelle
<b>SIC</b>	"Successive interference cancellation" - Élimination itérative des interférences
<b>SN</b>	"Slot Node" - nœud de slot
<b>SNR</b>	"Signal-to-noise ratio" - Rapport signal sur bruit
<b>SSA</b>	"Spread Spectrum ALOHA" - ALOHA à étalement de spectre
<b>TDMA</b>	"Time Division Multiple Access" - Accès multiple à répartition dans le temps
<b>TRC</b>	"Two-way Relay Channel" - Canal à relais pour communications bidirectionnelles
<b>VSAT</b>	"Very Small Aperture Terminal" - Terminal à très petite ouverture



# Table des matières

<b>1</b>	<b>Introduction</b>	<b>1</b>
1.1	Présentation de la problématique et des objectifs	1
1.2	Organisation du document	2
<b>2</b>	<b>État de l'art et principales notions</b>	<b>5</b>
2.1	Codage réseau	5
2.1.1	Canal à relais pour communications bidirectionnelles	6
2.1.2	Codage réseau numérique	7
2.1.3	Codage réseau couche physique ou analogique	9
2.2	Méthodes d'accès aléatoires	14
2.2.1	ALOHA	14
2.2.2	Slotted ALOHA	15
2.2.3	Diversity Slotted ALOHA	16
2.3	Méthodes d'accès aléatoires basées sur le PNC	17
2.3.1	Contention Resolution Diversity Slotted ALOHA	17
2.3.2	Irregular Repetition Slotted ALOHA	22
2.3.3	Coded Slotted ALOHA	28
2.3.4	Network-Coded Diversity Protocol	31
2.4	Voies retours des systèmes de communication par satellites	33
2.4.1	Digital Video Broadcasting - Return Channel via Satellite	33
2.4.2	Digital Video Broadcasting - Return Channel via Satellite Second Generation	35
2.5	Conclusion	37
<b>3</b>	<b>Multi-Slot Coded ALOHA (MuSCA)</b>	<b>39</b>
3.1	Introduction	39
3.2	Hypothèses	40
3.3	Description du système	41
3.3.1	Structure du mécanisme	41
3.3.2	Descriptions détaillées de MuSCA	43
3.4	Exemples d'algorithme de décodage	50
3.4.1	Premier exemple	50
3.4.2	Deuxième exemple	54
3.5	Conclusion	57
<b>4</b>	<b>Analyse et évaluation de performance de MuSCA</b>	<b>59</b>
4.1	Introduction	59
4.2	Métriques	60
4.3	Analyse théorique	61

4.3.1	Analyse basée sur la capacité QPSK . . . . .	61
4.3.2	Analyse basée sur l'évolution des densités . . . . .	67
4.4	Évaluation de performance par simulations au cas synchrone . . . . .	71
4.4.1	Implémentation . . . . .	71
4.4.2	Simulations . . . . .	75
4.5	Prise en compte des contraintes pratiques . . . . .	80
4.5.1	Décalage d'horloge . . . . .	80
4.5.2	Décalage en fréquence . . . . .	82
4.5.3	Différence de puissances reçues entre les utilisateurs . . . . .	83
4.6	Conclusion . . . . .	83
<b>5</b>	<b>Distribution irrégulière de degrés des utilisateurs dans MuSCA</b>	<b>85</b>
5.1	Introduction . . . . .	85
5.2	Description du système . . . . .	85
5.2.1	Distribution de probabilité . . . . .	86
5.2.2	Signalisation . . . . .	86
5.2.3	Données utiles . . . . .	87
5.3	Évaluation de la performance . . . . .	87
5.4	Conclusion . . . . .	91
<b>6</b>	<b>Méthode d'accès déterministe utilisant le PNC</b>	<b>93</b>
6.1	Introduction . . . . .	93
6.2	Modulation superposée . . . . .	94
6.3	Description du système . . . . .	96
6.3.1	Définitions et hypothèses . . . . .	96
6.3.2	Description du système . . . . .	97
6.4	Analyse de la capacité . . . . .	99
6.4.1	Puissance limitée . . . . .	103
6.4.2	Énergie consommée équivalente au système TMDA . . . . .	104
6.5	Évaluation des performances . . . . .	105
6.5.1	Intérêt de l'utilisation de la modulation superposée . . . . .	106
6.5.2	Comparaison de l'efficacité spectrale avec celle du TDMA . . . . .	107
6.5.3	Comparaison avec les méthodes d'accès aléatoires . . . . .	109
6.6	Conclusion . . . . .	110
<b>7</b>	<b>Conclusion et perspectives</b>	<b>113</b>
7.1	Résumé des contributions . . . . .	113
7.2	Perspectives . . . . .	114
7.3	Publications . . . . .	115
	<b>Bibliographie</b>	<b>117</b>

# Table des figures

2.1	Échange de messages classique . . . . .	6
2.2	Échange de messages avec le codage réseau numérique . . . . .	7
2.3	Représentation visuelle d'une application du codage réseau . . . . .	8
2.4	Acheminement de messages multicast . . . . .	9
2.5	Échange de messages avec le codage réseau couche physique . . . . .	10
2.6	Représentation visuelle d'une application du codage réseau couche physique . . . . .	12
2.7	Exemple du PNC-SA . . . . .	13
2.8	Débit théorique en fonction de la charge du système pour SA et DSA . . . . .	16
2.9	Représentation d'un système de communication par satellite auquel CRDSA peut être appliqué . . . . .	17
2.10	Modèle du trafic d'une trame temporelle dans CRDSA . . . . .	18
2.11	Exemple non-décodable dans CRDSA . . . . .	19
2.12	Exemple de décodage d'une trame CRDSA . . . . .	19
2.13	Structure d'une trame du CRDSA . . . . .	20
2.14	Débit normalisé et PLR en fonction de la charge normalisée pour les protocoles SA, DSA et plusieurs versions de CRDSA, $N_b = 100$ . . . . .	22
2.15	Graphe biparti ou graphe de Tanner d'un code LDPC . . . . .	23
2.16	Débit normalisé par simulation pour SA, CRDSA et IRSA avec la distribution $\Lambda_3(x) = 0.5x^2 + 0.28x^3 + 0.22x^8$ pour différentes valeurs du nombre d'itération maximal et le débit théorique d'IRSA. $N_s = 200$ slots, $E_b/N_0 = 2$ dB . . . . .	26
2.17	Débit d'IRSA avec la distribution $\Lambda_3(x)$ , maximum 20 itérations . . . . .	27
2.18	PLR de SA, CRDSA-2, CRDSA-4, d'IRSA avec la distribution $\Lambda_3(x) = 0.5x^2 + 0.28x^3 + 0.22x^8$ et avec $\Lambda_4(x) = 0.25x^2 + 0.60x^3 + 0.15x^8$ , $N_s = 200$ , $E_b/N_0 = 2$ dB . . . . .	27
2.19	Débit de CSA pour différents rendements de code moyens sur une trame de longueur $N_{SCSA} = 1000$ slots, équivalente à une trame SA de 500 slots . . . . .	31
2.20	PER pour le décodage XOR utilisant le LLR pour différents nombres d'émetteurs. Code LDPC non-systématique, rendement de code est 1/2, longueur du code est 480 symboles . . . . .	32
2.21	Performance débit normalisé $T$ en fonction de la charge $G$ pour NCDP et CRDSA, $N_b = 150$ slots . . . . .	33
2.22	MF-TDMA dynamique . . . . .	34
2.23	Principale composition d'une trame DVB-RCS . . . . .	35
2.24	Principale composition d'une trame DVB-RCS2 . . . . .	36
3.1	Accès multiple sur un canal segmenté en slots . . . . .	40

3.2	Structure d'un burst . . . . .	41
3.3	Description de l'émission réalisée dans MuSCA . . . . .	44
3.4	Différentes étapes de la génération des bursts dans CRDSA, CSA et MuSCA . . . . .	45
3.5	Scénario de transmission, $N_b = 3$ . . . . .	46
3.6	Décodage de signalisation ( $DS$ ) réalisé dans MuSCA . . . . .	47
3.7	Identification d'un slot contenant un champ de signalisation ayant une forte probabilité de décodage . . . . .	48
3.8	Décodage des données ( $DD$ ) utiles réalisé dans MuSCA . . . . .	49
3.9	Identification du mot de code ayant la plus forte probabilité de décodage dans la liste . . . . .	50
3.10	Mapping des bursts dans une trame, $N_u = 6$ , $N_s = 8$ . . . . .	50
3.11	Décodage de signalisation du premier exemple . . . . .	51
3.12	Bursts de données localisés après la première phase . . . . .	52
3.13	Décodage des données utiles du premier exemple . . . . .	54
3.14	Décodage de signalisation du deuxième exemple . . . . .	55
3.15	Décodage de données utiles du deuxième exemple . . . . .	56
4.1	Distance entre les points dans une constellation QPSK . . . . .	63
4.2	Capacité de la modulation QPSK, efficacité spectrale d'un utilisateur interféré par 1 ou 2 autres signaux de même puissance . . . . .	64
4.3	Valeurs de $E_s/N_0$ à partir desquelles l'utilisateur est décodable pour chacune des configurations . . . . .	65
4.4	Code parfait $R_d = 1/6$ , modulation QPSK . . . . .	65
4.5	Efficacité spectrale théorique de MuSCA comparée avec la capacité d'un système TDMA utilisant la modulation QPSK pour différentes valeurs de SNR . . . . .	66
4.6	Degré d'un noeud . . . . .	68
4.7	Degré du SN, $G = 1.4$ . . . . .	68
4.8	Débit théorique de MuSCA avec un turbo code de rendement $R_d = 1/6$ , $k = 456$ bits, $N_b = 3$ bursts . . . . .	70
4.9	Code de Reed-Müller (64, 14) pour encoder des informations de signalisation . . . . .	72
4.10	Turbo code (1/6, 456), modulation QPSK . . . . .	74
4.11	Turbo code (1/4, 456), modulation QPSK . . . . .	74
4.12	Turbo code (1/4, 680), modulation QPSK . . . . .	74
4.13	Débit normalisé théorique et par simulation pour MuSCA en utilisant le turbo code (1/6, 456) avec différentes tailles de trame . . . . .	76
4.14	Débit $T$ en fonction de la charge $G$ pour MuSCA et CRDSA pour plusieurs valeurs de $E_s/N_0$ $N_s = 100$ slots . . . . .	77
4.15	$PLR$ pour SA, CRDSA avec trois répétitions et pour MuSCA. $E_s/N_0 = 8$ dB . . . . .	78

4.16	Débit $T$ en fonction de la charge $G$ pour MuSCA utilisant turbo codes (1/4, 456), (1/6, 456) et CRDSA-3 à 10 dB, $N_s = 100$ slots . . . . .	78
4.17	Débit $T$ en fonction de la charge $G$ pour MuSCA utilisant turbo code (1/4, 680) pour plusieurs valeurs de $E_s/N_0$ , $N_s = 100$ slots . . . . .	79
4.18	Efficacité spectrale de MuSCA avec le turbo code (1/6, 456), (1/4, 680) et CRDSA-3 sur une trame de $N_s = 100$ slots, l'efficacité spectrale théorique de MuSCA et la capacité d'un système TDMA utilisant la modulation QPSK . . . . .	80
4.19	Symboles de deux utilisateurs sans ou avec un décalage d'horloge . . . . .	81
4.20	$PLR$ en fonction de $E_s/N_0$ pour différents décalages entre deux utilisateurs, turbo code $R_d = 1/6$ , $k = 456$ . . . . .	81
4.21	Signal après l'échantillonnage au niveau du récepteur dans les deux cas avec et sans décalage en fréquence, $E_s/N_0 = 30$ dB . . . . .	82
4.22	$PLR$ par rapport à $E_s/N_0$ pour des différents décalages de fréquence entre deux utilisateurs, turbo code $R_d = 1/6$ , $k = 456$ . . . . .	82
4.23	$PLR$ par rapport à $E_s/N_0$ pour différents rapports de puissance entre le signal utile et l'interférence, turbo code $R_d = 1/6$ , $k = 456$ . . . . .	83
5.1	Accès multiple sur un canal segmenté en slots avec une distribution irrégulière de degrés des utilisateurs . . . . .	86
5.2	Débit de MuSCA avec la distribution optimal $\Lambda_5(x)$ pour les différentes valeurs de SNR . . . . .	88
5.3	Débit normalisé ( $T$ ) pour SA, CRDSA-3, MuSCA-3 régulier et des distributions irrégulières appliquées sur MuSCA, $E_s/N_0 = 10$ dB . . . . .	89
5.4	Taux de perte de paquet ( $PLR$ ) pour SA, CRDSA-3, MuSCA-3 régulier et des distributions irrégulières appliquées sur MuSCA, $E_s/N_0 = 10$ dB . . . . .	89
5.5	$PLR$ obtenu avec $\Lambda_5(x)$ et pour chaque degré d'utilisateur de la distribution . . . . .	90
5.6	Efficacité spectrale pour différentes valeurs de SNR . . . . .	91
6.1	Exemple de la formation de symbole dans la modulation hiérarchique . . . . .	95
6.2	Scénario de communication via un relais de $N_u$ utilisateurs . . . . .	96
6.3	Ordonnancement des bursts avec quatre utilisateurs ( $N_u = 4$ ) sur le lien montant . . . . .	97
6.4	Signal obtenu après la soustraction de l'interférence de l'utilisateur 2 . . . . .	99
6.5	Superposition de deux modulations QPSK envoyées par deux utilisateurs . . . . .	99
6.6	Efficacité spectrale pour différentes allocations de puissance pour $N_b = 2102$ . . . . .	
6.7	Capacités de nos scénarios avec $N_b = 2$ , $N_b = 3$ et les capacités des systèmes à l'accès TDMA utilisant la modulation QPSK et la modulation 16-QAM . . . . .	103
6.8	Efficacité spectrale théorique (bits/symbole) pour $N_b = 2$ avec $\rho_1 + \rho_2 = 1$ . . . . .	104
6.9	Symboles reçus, $E_s/N_0 = 10$ dB, $\rho_1 = \rho_2 = 1$ . . . . .	106

---

6.10	Comparaison entre deux méthodes de démodulation . . . . .	107
6.11	Capacités et efficacités spectrales obtenues par simulation du système avec $N_b = 2$ , $N_b = 3$ . . . . .	107
6.12	Efficacités spectrales obtenues par simulation du scénario avec $N_b = 2$ et du système à l'accès TDMA utilisant la modulation 16-QAM ainsi que sa capacité . . . . .	108
6.13	Efficacité spectrale dans le cas où $N_b = 2$ , l'énergie est limitée, com- parée avec TDMA . . . . .	109
6.14	Efficacité spectrale théorique et par simulation du scénario $N_b = 2$ et de MuSCA . . . . .	110

# Liste des tableaux

2.1	Modulation et codage d'un burst de CRDSA . . . . .	21
2.2	Débit théorique calculé pour différentes distributions d'IRSA . . . . .	26
2.3	Seuil théorique de CSA pour différentes distributions . . . . .	31
2.4	Liste des formes d'onde de référence pour les modulations linéaires . . . . .	37
3.1	Tableau du mapping des bursts découverts par le décodeur . . . . .	53
4.1	Des codes de Reed-Müller . . . . .	72
4.2	Exemple de codes utilisés pour la partie de données dans MuSCA appliqué au standard DVB-RCS2 . . . . .	75
5.1	Débits simulés pour différentes distributions, $E_s/N_0 = 8$ dB . . . . .	88
6.1	Allocation de puissance en fonction du taux de codage . . . . .	105



# Introduction

---

## Sommaire

---

1.1	Présentation de la problématique et des objectifs . . . . .	1
1.2	Organisation du document . . . . .	2

---

## 1.1 Présentation de la problématique et des objectifs

Depuis les années 1960 et l'avènement des communications par satellites, la question de la fiabilisation et du délai des transmissions est allée de pair avec l'évolution des technologies et des applications. La fiabilisation des transmissions couvre l'ensemble des techniques permettant de lutter contre les erreurs et les pertes d'un canal de transmission. Ces techniques ne concernent pas seulement la protection des données contre le bruit du canal par codage mais aussi la protection contre les interférences dues à la nature de diffusion des réseaux sans fil. En ce qui concerne le délai de transmission, celui-ci dépend principalement du temps de propagation ainsi que du mode d'accès.

Dans le monde des réseaux satellitaires, l'apparition des terminaux interactifs à bas-prix entraîne le développement de nouveaux types de services et nécessite l'implémentation et la mise en œuvre des protocoles d'accès multiples capables de supporter des réseaux à grande échelle avec des conditions de trafic très dynamiques. De nouveaux services tels que l'Internet ou le téléphone mobile par satellite cherchent actuellement leur place dans le grand public. Dans le cas de l'Internet par satellite, des utilisateurs domestiques génèrent une grande quantité de trafic par rafales avec des périodes inactives très fréquentes. De même, pour le téléphone mobile par satellite, des terminaux transmettent fréquemment des messages de signalisation qui sont de très petits paquets. Dans ce cas de figure, les protocoles d'accès en fonction de la demande ("Demand Assignment Multiple Access" - DAMA) [1] actuellement utilisés dans les systèmes de communication par satellites deviennent moins efficaces car ils introduisent une inefficacité due à la proportion importante des requêtes de signalisation par rapport aux données utiles. Une des solutions possibles est de limiter le nombre de fréquences réservées à la signalisation. Néanmoins, cette méthode impose des temps de latence conséquents dus au retard des requêtes de réservation de ressource.

Dans un tel contexte d'application, l'utilisation des méthodes d'accès aléatoires en alternance avec DAMA peut être intéressante. Cependant, des méthodes d'accès

aléatoires simples telles que ALOHA, Slotted ALOHA (SA), Spread Spectrum ALOHA (SSA) ont des performances relativement modestes et un taux de perte trop élevé pour le contexte satellitaire. En effet, les systèmes de communications par satellites ne peuvent pas fonctionner avec des méthodes d'accès qui fournissent un taux de collision élevé car la retransmission introduit forcément des retards excessifs. Par conséquent, l'utilisation de ces méthodes d'accès est limitée à l'acheminement des signalisations, des messages d'identification ou des petits paquets.

Avec l'introduction de la technique du codage réseau couche physique, de nouvelles méthodes d'accès aléatoire plus efficaces sont apparues. Récemment, l'Agence Spatiale Européenne (ESA) et le centre d'étude spatial allemand (DLR) ont proposé des protocoles d'accès qui se basent sur le codage réseau couche physique (PNC) et l'élimination itérative des interférences (SIC) pour résoudre en partie le problème de collisions sur la voie de retour de type Slotted ALOHA.

C'est dans ce contexte que s'inscrit cette thèse qui vise à fournir une amélioration des méthodes d'accès aléatoires existantes. Nous introduisons le Multi-Slot Coded ALOHA (MuSCA) comme une nouvelle généralisation de "Contention Resolution Diversity Slotted ALOHA" (CRDSA). En plus de PNC et SIC, MuSCA utilise également le principe des codes correcteurs d'erreurs pour protéger des données à l'émission et pour les décoder même s'ils sont en collision à la réception. Ceci permet d'augmenter la performance en termes de débit et de diminuer le taux de perte de paquets.

De plus, lorsque la méthode d'accès est déterministe, nous considérons également une application du codage réseau couche physique pour la suppression de l'interférence dans un scénario de communication. Une comparaison entre des techniques d'accès aléatoire et déterministe est réalisée et suggère une éventuelle utilisation conjointe des deux méthodes.

## 1.2 Organisation du document

Dans le Chapitre 2, nous présenterons les principales techniques de communication bidirectionnelles sur un canal à relais pour un scénario simple. Nous introduirons ensuite les méthodes d'accès aléatoire les plus connues et les nouvelles méthodes qui utilisent le PNC. Nous fournirons également les principaux concepts du scénario d'application le plus naturel des méthodes d'accès aléatoire étudiées.

Dans le Chapitre 3, nous présenterons le principe de la nouvelle méthode d'accès aléatoire, basée sur le PNC, appelée MuSCA ainsi que les hypothèses considérées.

Dans le Chapitre 4, nous présenterons les détails d'implémentation du système. Nous proposerons plusieurs méthodes d'analyse de performance basées sur des concepts théoriques (calcul de capacité, évolution des densités) et sur des simulations. Nous étudierons également certaines contraintes pratiques des signaux à la réception d'un système à accès multiple.

Dans le Chapitre 5, nous présenterons une amélioration de MuSCA permettant aux utilisateurs d'avoir des degrés de réplication variables. Nous étudierons ensuite les distributions fournissant le débit optimal.

Dans le Chapitre 6, nous présenterons une application du PNC dans un système à accès déterministe. Cette technique est combinée avec la méthode de décodage d'une modulation hiérarchique. Une analyse théorique visant à coordonner la puissance de transmission des utilisateurs sera présentée. Cette méthode permet une augmentation de débit par rapport aux systèmes qui utilisent le multiplexage temporel classique.

Le dernier chapitre permettra de présenter l'ensemble des conclusions de ces travaux, ainsi que les perspectives.



# État de l'art et principales notions

---

## Sommaire

---

<b>2.1</b>	<b>Codage réseau</b>	<b>5</b>
2.1.1	Canal à relais pour communications bidirectionnelles	6
2.1.2	Codage réseau numérique	7
2.1.3	Codage réseau couche physique ou analogique	9
<b>2.2</b>	<b>Méthodes d'accès aléatoires</b>	<b>14</b>
2.2.1	ALOHA	14
2.2.2	Slotted ALOHA	15
2.2.3	Diversity Slotted ALOHA	16
<b>2.3</b>	<b>Méthodes d'accès aléatoires basées sur le PNC</b>	<b>17</b>
2.3.1	Contention Resolution Diversity Slotted ALOHA	17
2.3.2	Irregular Repetition Slotted ALOHA	22
2.3.3	Coded Slotted ALOHA	28
2.3.4	Network-Coded Diversity Protocol	31
<b>2.4</b>	<b>Voies retours des systèmes de communication par satellites</b>	<b>33</b>
2.4.1	Digital Video Broadcasting - Return Channel via Satellite	33
2.4.2	Digital Video Broadcasting - Return Channel via Satellite Second Generation	35
<b>2.5</b>	<b>Conclusion</b>	<b>37</b>

---

Si les problématiques étudiées dans les différents chapitres de ce manuscrit sont variées, elles ont toutes pour origine le codage réseau couche physique ("Physical-layer Network Coding" - PNC). Dans un premier temps, nous présenterons donc les principaux concepts sur lesquels se base cette technique. Étant donnée qu'une grande partie des contributions de cette thèse concerne l'application du PNC aux méthodes d'accès aléatoires ("Random Access" - RA), nous introduirons ensuite les versions les plus connues de ce type d'accès et des méthodes de RA dans lesquelles PNC est appliqué et apporte des améliorations. À la fin du chapitre, nous présenterons les systèmes de communications standardisés pouvant être de bons scénarios d'application de PNC pour RA.

## 2.1 Codage réseau

Ces dernières années, le nombre d'applications et d'équipements sans fil a crû de manière significative. Ceux-ci ont besoin de débits plus élevés afin de pouvoir suppor-

ter les demandes des ressources et des applications multimédia de plus en plus importantes. L'augmentation du nombre d'équipements qui cherchent à transmettre entraîne une forte probabilité d'interférences entre les sources. Les interférences étaient initialement considérées comme nuisibles. En effet, dans les premières générations de réseaux, les méthodes d'accès cherchaient à interdire les transmissions simultanées afin d'éviter ces interférences. Or, depuis peu, certaines approches encouragent les utilisateurs à interférer de façon intelligente. L'ensemble des travaux présentés dans ce manuscrit entre dans ce cadre.

Dans un réseau, les rôles principaux occupés par les nœuds sont : la source, la destination, ou le relais. Un réseau composé par ces trois éléments [2, 3, 4] est l'unité de base des transmissions sans fil comme, par exemple, les réseaux satellitaires, les réseaux de téléphonie mobile, le Wi-Fi ou le WiMAX.

Généralement, l'architecture des réseaux sans fil est complexe. Ici, pour présenter l'ensemble des propositions, nous considérons un réseau simple : un canal à relais pour communications bidirectionnelles (en anglais "Two-way Relay Channel" - TRC) où deux nœuds A et B cherchent à s'échanger des messages. On suppose que chacun d'entre eux est hors de la zone de couverture de l'autre. Pour cette raison, les nœuds doivent communiquer à travers un relais R. Deux des protocoles de relais les plus courants sont Décoder et Retransmettre ("Decode and Forward" - DF) et Amplifier et Retransmettre ("Amplify and Forward" - AF). Un relais utilisant le protocole DF décode les messages avant de les retransmettre. Contrairement au DF, le protocole AF est un schéma simple où le relais amplifie simplement le signal reçu de la source et le renvoie vers la destination [5, 6].

### 2.1.1 Canal à relais pour communications bidirectionnelles

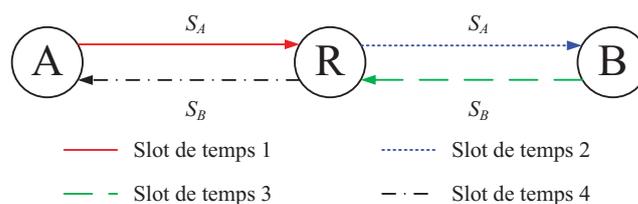


Figure 2.1 – Échange de messages classique

Les réseaux traditionnels évitent les interférences en obligeant des nœuds à envoyer leurs messages sur un slot de temps assigné. Le schéma de transmission est illustré dans la Figure 2.1. Ici, nous supposons que chaque nœud ne peut pas transmettre et recevoir sur le même slot de temps. Dans ce cas, chaque source utilise un slot de temps pour transmettre son message. Le relais retransmet les messages reçus les uns après les autres. Ainsi, pour réaliser un échange de deux messages, nous avons besoin de quatre slots de temps. Cette stratégie peut atteindre la capacité point à point d'un

réseau, donnée par le théorème flot-max/coupe-min démontré par Shannon et al. [7] et par Ford et Fulkerson [8].

Comme nous le constatons, dans ce scénario, le nombre de slots nécessaires croît rapidement en fonction des messages échangés. Si plusieurs utilisateurs souhaitent transmettre en même temps, le schéma de transmission classique ne permet pas d'atteindre un délai raisonnable. Une des solutions proposées est le codage réseau décrit dans les sections suivantes.

### 2.1.2 Codage réseau numérique

Le codage réseau numérique est appelé traditionnellement en anglais "Network Coding" (NC). Dans cette section, nous utilisons le terme "numérique" pour distinguer cette technique avec le codage réseau analogique ou codage réseau couche physique (PNC) présenté dans la Section 2.1.3. Le principe du NC est le suivant : chacun des deux utilisateurs transmet son message sur le slot qui lui a été réservé. Le relais utilise le protocole DF. Après avoir reçu les deux signaux, il les décode et crée le XOR ( $S_R$ ) (au niveau des bits) des deux messages décodés tel que :

$$S_R = S_A \oplus S_B. \quad (2.1)$$

où  $S_A$  est le message envoyé par A et  $S_B$  est le message venant de B.  $S_R$  est ensuite diffusé vers les deux utilisateurs. La Figure 2.2 montre l'ordonnancement des messages entre deux utilisateurs dans un TRC utilisant le NC.

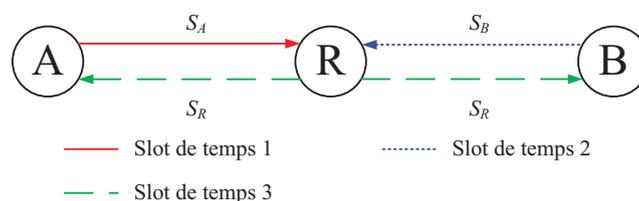


Figure 2.2 – Échange de messages avec le codage réseau numérique

Grâce à la nature de diffusion du canal sans fil, chaque utilisateur peut recevoir le message envoyé dans le slot de temps 3. Il peut ensuite déduire le message envoyé par l'autre en utilisant le message qu'il a précédemment envoyé et celui venant du relais. Par exemple, l'utilisateur B peut récupérer le message envoyé par A de façon suivante :

$$S_A = S_B \oplus (S_A \oplus S_B) = S_B \oplus S_R. \quad (2.2)$$

Les phases d'échange et de récupération des messages dans une application satellitaire sont illustrées dans la Figure 2.3 [9]. Cette stratégie de codage réseau permet donc aux utilisateurs d'échanger deux messages en seulement trois slots de temps, soit un gain en efficacité de 33% par rapport à la méthode de transmission classique.

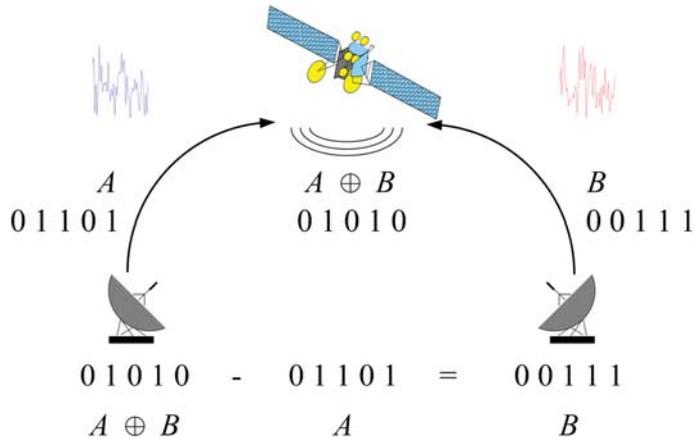


Figure 2.3 – Représentation visuelle d'une application du codage réseau

Les études sur le codage réseau ont été initiées par Ahlswede et al. [10]. Cet article démontre que si des nœuds intermédiaires transmettent des fonctions de messages reçus au lieu de transmettre les messages eux-même, la communication peut atteindre la capacité d'un système multipoint. Suite à ce travail, Li et al. ont montré que pour un trafic multipoint (cf. Figure 2.4), une combinaison linéaire est suffisante pour arriver à la capacité maximale [11]. Sur cet exemple, une source  $S$  veut transmettre à un débit maximal vers deux récepteurs  $N_1$  et  $N_2$ . Si tous les liens ont la même capacité (par exemple 1 bit/seconde), la topologie du réseau montre clairement qu'une congestion peut apparaître sur le nœud  $R_3$ . En utilisant une technique de routage classique, le nœud  $R_3$  doit transmettre alternativement les données qui viennent de  $R_1$  et  $R_2$ . Le débit moyen observé par chaque récepteur est donc de 1.5 bit/seconde. Le principe du codage réseau est d'autoriser les nœuds intermédiaires à effectuer certaines combinaisons linéaires. Sur la Figure 2.4, on peut observer que le nœud  $R_3$  combine les données provenant des nœuds  $R_1$  et  $R_2$  en les sommant et en transmettant cette somme vers le nœud  $R_4$ , qui lui-même retransmet cette somme vers les récepteurs  $N_1$  et  $N_2$ . Chacun des récepteurs est capable de reconstituer les deux flux à partir des deux flux qu'il reçoit. Avec cette méthode, on observe que les deux récepteurs reçoivent un débit moyen de 2 bits/seconde, soit 33% de plus que dans le cas du routage classique.

Un des problèmes classiques dans le codage réseau est la sélection des combinaisons linéaires utilisées par des nœuds intermédiaires. Il est important d'assurer que la destination reçoit suffisamment de combinaisons linéaires indépendantes afin de pouvoir décoder les paquets originaux. Un algorithme simple est que chacun des nœuds intermédiaires sélectionne des coefficients aléatoires de façon complètement décentralisée et indépendante. L'étude sur ce type de code aléatoire a été réalisée par Ho et al. et Wu et al. [12, 13]. Une solution alternative consiste à appliquer un des algorithmes déterministes pour construire les coefficients utilisés par les différents nœuds. Koetter, Médard [14] et Jaggi et al. [15] ont proposé un algorithme en temps polynomial

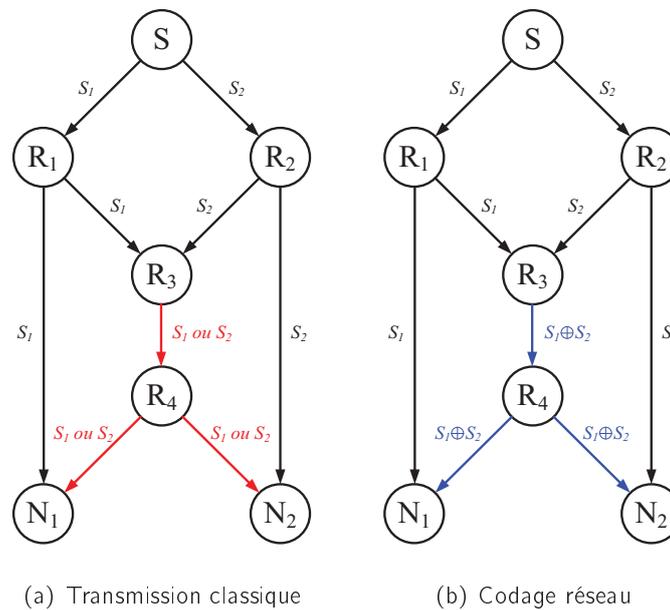


Figure 2.4 – Acheminement de messages multicast

permettant de construire un code réseau.

Par la suite, les études sur le codage réseau ont attiré l'attention d'un grand nombre de chercheurs. Une grande variété d'applications ont été développées, notamment dans les réseaux sans fil [16, 17, 18] pour les problèmes de l'accès aléatoire [19, 20] ou des réseaux maillés [21]. Plusieurs livres présentent également une vision globale sur ce sujet [22, 23, 24, 25, 26].

### 2.1.3 Codage réseau couche physique ou analogique

Le codage réseau numérique présenté précédemment permet à un nœud intermédiaire de combiner des données (des bits) reçues de liens multiples pour ensuite les retransmettre. Cette technique permet une amélioration considérable en termes de débit du réseau.

Dans un réseau sans fil, les signaux envoyés sont captés non seulement par le nœud de destination mais aussi par tous les autres nœuds à portée de l'émetteur. Cette caractéristique peut causer des interférences entre des signaux et donc la perte de données. Afin de surmonter cet effet négatif, la plupart des solutions consistent à éviter l'envoi simultané des différents émetteurs, et donc de réduire les interférences. Une deuxième solution consiste à essayer de faire en sorte que les messages interférés puissent tout de même être exploités par leurs destinataires. Cette approche a permis d'introduire une nouvelle technique, le codage réseau analogique, plus souvent appelé codage réseau couche physique ("Physical-layer Network Coding" - PNC). L'idée initiale du PNC est similaire à celle du codage réseau classique qui revient à autoriser

les nœuds à manipuler des combinaisons de signaux. La différence principale est que ces opérations sur les signaux sont réalisées au niveau physique [27, 28]. En fait, l'interférence entre les signaux émis par deux utilisateurs peut être vue comme la somme de ces deux signaux qui a subi une atténuation, un déphasage, et un retard dus au canal. Le récepteur pourra récupérer le contenu des données qui lui a été envoyés car il connaît le signal d'interférence qu'il a lui-même envoyé. Il lui suffit de supprimer l'interférence de la somme afin de retrouver ce qu'il cherche.

Dans le PNC, la soustraction des données est réalisée au niveau signal et non au niveau bit, ce qui est l'origine du terme "analogique". Pour cela, il faut que les éléments suivants du réseau aient des capacités particulières :

- le nœud de relais, tel que la station de base, le satellite ou le routeur, doit pouvoir transformer des signaux reçus simultanément en un signal pour le relayer vers les destinations finales ;
- la destination doit pouvoir soustraire du signal relayé les informations qu'elle a elle-même transmises. Elle doit en particulier pouvoir compenser l'effet de distorsion du signal dû au canal et pouvoir gérer la désynchronisation des signaux.

D'après les résultats de plusieurs travaux de recherche, cette technique permet une forte augmentation de l'efficacité spectrale et un plus haut niveau d'utilisation du canal par rapport aux solutions existantes [29, 30]. Elle peut être considérée comme une combinaison de techniques de traitement du signal tels que le codage canal, la détection du signal, et la suppression d'interférence. Des travaux sur l'implémentation pratique de cette technique [31, 32], notamment dans le domaine fréquentiel [33], la réduction de l'asynchronisme [34] ainsi que sur les méthodes d'estimation du canal pour PNC [35, 36, 37] font l'objet d'un grand nombre de publications. Ces différentes améliorations ont permis de multiplier le nombre d'applications de cette technique [29, 38].

### 2.1.3.1 Principe de base

Comme nous l'avons décrit précédemment, l'échange des données entre les utilisateurs A et B nécessitait quatre slots de temps avec le schéma de transmission classique ou trois slots avec le NC. Désormais, avec le PNC, cet échange peut être réalisé sur deux slots temporels (cf. Figure 2.5).

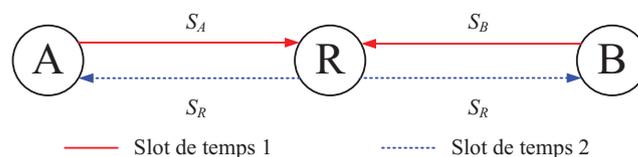


Figure 2.5 – Échange de messages avec le codage réseau couche physique

Ceci se traduit par des gains théoriques de 100% et 50% en termes de l'efficacité spectrale par rapport à la méthode de transmission classique et au NC. Suivant des

résultats de simulations, sans hypothèse de synchronisation, pour un taux d'erreur binaire de 2 à 4%, ces gains sont ramenés à 70% et 30% [32].

De manière plus détaillée, la méthode PNC fonctionne de la manière suivante : l'utilisateur A et l'utilisateur B envoient des signaux  $s_A(t)$  et  $s_B(t)$  dans le même slot de temps. Le signal reçu par le relais et émis par l'utilisateur  $x$  ( $x$  peut être A ou B) est calculé par :

$$s'_x(t) = \beta_x \times s_x(t - \tau_x) \times e^{j\varphi_x(t)} + n_x(t) \quad (2.3)$$

où  $\beta_x$  est le coefficient d'atténuation de propagation du canal de l'utilisateur  $x$ ,  $\tau_x$  est le temps de propagation,  $\varphi_x(t)$  est la phase de la porteuse du signal  $s_x(t)$ , et  $n_x(t)$  est le bruit.  $\varphi_x(t)$  se définit par :

$$\varphi_x(t) = \varphi_x + 2\pi\Delta f_x t + \Phi_x(t), \quad (2.4)$$

où  $\Phi_x(t)$  est le bruit de phase,  $\Delta f_x$  est l'écart sur la fréquence porteuse de l'utilisateur  $x$  et  $\varphi_x$  est la phase de la porteuse à l'instant  $t = 0$ . Supposons que  $\varphi_x = 0$ .

Le signal  $r_R(t)$  reçu par le relais R est :

$$r_R(t) = s'_A(t) + s'_B(t). \quad (2.5)$$

où  $s'_A(t)$  et  $s'_B(t)$  sont les signaux  $s_A(t)$  et  $s_B(t)$  après le passage à travers le canal entre les utilisateurs et R.

Le relais amplifie le signal  $r_R(t)$  reçu et diffuse  $s_R(t) = G_r \times r_R(t)$  (où  $G_r$  est le facteur d'amplification du relais) aux utilisateurs A et B. Le signal reçu par l'utilisateur  $y$  ( $y$  est B ou A) peut s'exprimer sous la forme :

$$r_y(t) = \beta_y \times G_r \times r_R(t - \tau_y) \times e^{j\varphi_y(t)} + n_y(t), \quad (2.6)$$

où  $\beta_y$  est le coefficient d'atténuation de propagation du canal entre le relais et l'utilisateur  $y$ ,  $\tau_y$  le temps de propagation,  $\varphi_y(t)$  est la phase de la porteuse du signal  $s_y(t)$  et  $n_y(t)$  est le bruit.  $\varphi_y(t)$  se définit par :

$$\varphi_y(t) = \varphi_R + 2\pi\Delta f_y t + \Phi_y(t), \quad (2.7)$$

où  $\Phi_y(t)$  est le bruit de phase et  $\Delta f_y$  est l'écart sur la fréquence porteuse de l'utilisateur  $y$  et  $\varphi_R$  est la phase de la porteuse à l'instant  $t = 0$ , commune pour les deux utilisateurs. Supposons que  $\varphi_R = 0$ .

Par exemple, le signal reçu par l'utilisateur A est la somme du composant venant de A, celui venant de B et du bruit,  $r_A(t) = s''_A(t) + s''_B(t) + n(t)$  où  $s''_A(t)$  et  $s''_B(t)$  se présentent sous la forme :

$$s''_A(t) = G_r \beta_A^2 \times s_A(t - 2\tau_A) \times e^{j(\varphi_A(t - \tau_A) + \varphi_A(t))}, \quad (2.8)$$

et

$$s''_B(t) = G_r \beta_A \beta_B \times s_B(t - \tau_B - \tau_A) \times e^{j(\varphi_B(t - \tau_A) + \varphi_A(t))}. \quad (2.9)$$

A et B utilisent des méthodes de détection multiutilisateur pour détecter les interférences. Ils estiment ensuite les effets que le canal a générés sur leurs signaux : le retard, l'atténuation, le déphasage et le décalage en fréquence. Si l'estimation est parfaite, A et B peuvent reconstruire exactement les composants venant de leurs signaux respectifs en utilisant des techniques de suppression d'interférence ("Interference Cancellation" - IC) pour soustraire leurs composants du signal total. A titre d'exemple, la Figure 2.6 illustre des transmissions et soustractions de signaux dans une communication par satellite.

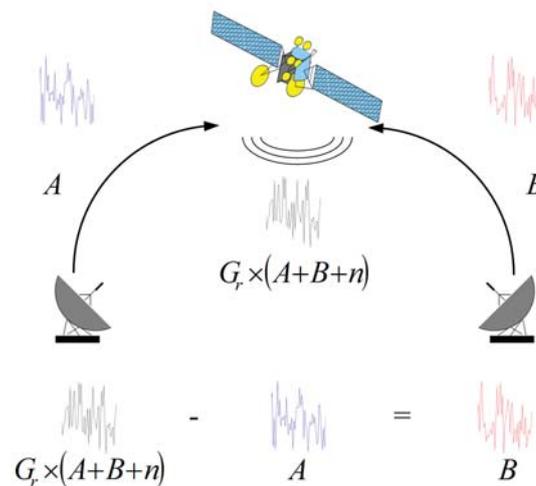


Figure 2.6 – Représentation visuelle d'une application du codage réseau couche physique

### 2.1.3.2 Applications

#### Communications par satellite

La première application concrète du PNC a été introduite pour un système de communications par satellite, portant le nom en anglais "Paired-Carrier Multiple Access" - PCMA [39, 40]. PCMA est un concept développé par la société Viasat et breveté pour la première fois en 1997 [41] sous la dénomination "Self-interference cancellation for two-party relayed communication". Le principe étant relatif aux communications entre deux utilisateurs et une entité relai, PCMA est utilisable lorsque les deux conditions suivantes sur le satellite sont réunies :

- le satellite est utilisé en mode bouclé, c'est à dire que le signal composite reçu par chaque terminal contient son propre signal relayé par le satellite ;
- le satellite utilise un transpondeur "bent-pipe", c'est à dire que le satellite ne démodule pas le signal qu'il reçoit. Il effectue seulement les opérations de filtrage passe-bande, de translation de fréquence et d'amplification.

Chaque terminal transmet un signal sur la voie montante et reçoit sur la voie descendante un signal venant d'un autre utilisateur. Dans un système conventionnel

utilisant des méthodes d'accès multiple telles que par répartition en fréquence, en temps et en code, les deux signaux montants sont envoyés sur des slots différents. Au contraire, dans PCMA, le système alloue intentionnellement les mêmes slots aux deux terminaux. Ceci signifie qu'ils utilisent simultanément la même fréquence, le même slot de temps et le même code CDMA. Le fonctionnement de PCMA est le même que le principe de PNC précédemment décrit. Un terminal, en connaissant son signal et les effets du canal (le retard, le déphasage, la transposition de fréquence, l'erreur de fréquence, l'effet de filtrage dû au transpondeur, les distorsions non-linéaires introduites principalement par l'amplificateur bord), peut soustraire son propre signal du signal composite et ainsi décoder le signal de l'autre utilisateur. Bien évidemment, les paramètres du premier signal ne peuvent pas être parfaitement estimés, par conséquent, la soustraction n'est pas parfaite. Toutefois, cette opération a pour résultat une forte atténuation d'interférence, ce qui rend le décodage du signal désiré beaucoup plus facile. La performance de PCMA n'est pas difficile à prédire et est similaire à la performance de PNC.

### Communications coopératives

Une autre application possible du PNC concerne les communications coopératives dans lesquelles la combinaison des messages et l'interférence sont présentes par principe. Dans [42], Zhou et al. propose une nouvelle technique nommée l'alignement du signal ("Signal Alignment"). Son utilisation est combinée avec le PNC pour créer le PNC-SA dans un système sans fil de type entrées multiples sorties multiples ("Multiple-Input Multiple-Output" - MIMO).

L'alignement du signal consiste à effectuer des calculs de précodage au niveau des émetteurs afin de réduire le nombre de dimensions des signaux arrivant à un récepteur pour correspondre exactement à sa diversité de réception. Par conséquent, le récepteur peut décoder des combinaisons linéaires des paquets transmis. Les auteurs expliquent l'idée et le bénéfice du PNC-SA par un scénario de communication de liaison montante, initialement conçu pour expliquer le principe de la méthode de l'alignement et de l'annulation d'interférences ("Interference Alignment and Cancellation" - IAC) [43] (cf. Figure 2.7 tirée de [42]).

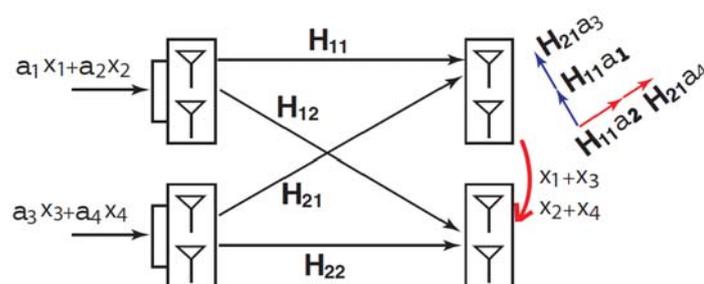


Figure 2.7 – Exemple du PNC-SA

Dans ce scénario, deux clients ayant deux antennes chacun (sur le côté gauche

de la figure) communiquent avec deux points d'accès (sur le côté droit).  $H_{ij}$  est une matrice des valeurs complexes de taille  $2 \times 2$ , correspondant au coefficient du canal entre le client  $i$  et le point d'accès  $j$ . Un lien Ethernet relie les deux points d'accès, établit une collaboration limitée : des valeurs numériques peuvent être échangées entre eux. La solution d'IAC permet de transmettre trois paquets par slot du côté des clients au côté des points d'accès. Chaque  $a_k$  est le vecteur de précodage de taille  $2 \times 1$ .  $H_{11}a_1$  est appelé la direction du  $x_1$  au niveau du premier point d'accès (AP1). Avec PNC-SA, les vecteurs de précodage sont choisis de telle sorte qu'au niveau du AP1,  $x_1$  et  $x_3$  sont alignés, de même pour  $x_2$  et  $x_4$ . AP1 peut récupérer  $x_1 + x_3$ ,  $x_2 + x_4$  et les transmettre à AP2. AP2 peut donc résoudre les quatre équations pour retrouver les quatre paquets. PNC-SA permet d'envoyer ainsi quatre paquets par slot. Ce résultat représente un gain de 33% par rapport à IAC.

Un autre scénario de communication sans fil utilisant le PNC est présenté dans [32]. Le point original est que chaque nœud est composé de trois antennes. Avec PNC-SA, il est possible d'envoyer six paquets pendant deux slots alors qu'il faut trois slots avec NC et 4 slots avec la méthode de transmission classique.

De même, dans le contexte des communications coopératives, Zhang et Liew ont aussi étudié la possibilité d'utiliser plusieurs antennes au niveau du relais afin de pouvoir combiner des signaux reçus et générer un seul mot de code et le décoder avec un meilleur TEB [44].

La méthode PNC et quelques scénarios qui l'utilisent ont été présentés. Le domaine d'application de cette technique est toutefois très vaste. Dans la suite, nous nous concentrons sur le cas des méthodes d'accès aléatoires où le PNC apporte aussi des améliorations significatives.

## 2.2 Méthodes d'accès aléatoires

Comme nous avons pu le constater dans le chapitre précédent, dans le contexte des réseaux satellitaires, il existe un besoin réel de méthodes d'accès aléatoires plus efficaces. Les études récentes ont proposé des solutions apportant un gain de performance significatif. Dans les paragraphes suivants, nous allons donc présenter les méthodes d'accès aléatoires classiques afin d'introduire les notions de base concernant ces nouvelles méthodes.

### 2.2.1 ALOHA

La première et la plus connue des méthodes d'accès aléatoires existantes est ALOHA. Le protocole ALOHA est un protocole de communication sur un canal à accès multiple, développé en 1970 par N. Abramson [45]. Le principe de base est très simple :

- si vous avez un message à transmettre, transmettez le ;
- si le message est interféré avec d'autres transmissions, essayez de le renvoyer plus tard.

Autrement dit, chaque utilisateur envoie un paquet de données sans tenir compte des autres utilisateurs et attend l'accusé de réception. Si l'accusé de réception n'est pas reçu dans un délai prédéfini, l'utilisateur envoie le même paquet de données une nouvelle fois après un délai choisi de manière aléatoire. Notons que la première étape implique qu'ALOHA ne vérifie pas si le canal est occupé avant la transmission. Si des paquets de données de plusieurs utilisateurs sont transmis simultanément, il y a donc un conflit d'accès et les deux paquets sont en collision. Ces collisions peuvent introduire la perte des données transmises. Pour cette raison, les systèmes utilisant ALOHA ne peuvent fonctionner que pour des nombres d'utilisateurs limités ou pour des applications où la quantité de données envoyée par chaque utilisateur est faible. Dans la pratique, le protocole ALOHA est principalement utilisé pour envoyer la signalisation, les requêtes d'allocation ou des petits paquets de données.

Nous considérons un système utilisant ALOHA où l'arrivée des paquets suit un processus de Poisson et le taux d'arrivée moyen est  $\lambda$  paquets/seconde. La durée d'un paquet est notée  $T_p$ . La charge normalisée du canal est donc définie par :

$$G = \lambda T_p \quad (2.10)$$

La probabilité qu'un paquet P ne soit pas en collision avec un autre paquet est la probabilité qu'aucun paquet ne commence d'être transmis dans l'intervalle entre  $T_p$  secondes avant et  $T_p$  secondes après le début de la transmission du paquet P. Cette probabilité est  $e^{-2\lambda T_p} = e^{-2G}$ .

Le débit d'ALOHA peut être calculé par la charge du système  $G$  multipliée par la probabilité de transmission avec succès. Par conséquent, le débit d'ALOHA est :

$$T_{ALOHA} = G e^{-2G}. \quad (2.11)$$

Le débit maximal est  $0.5/e$  (atteint pour  $G = 0.5$ ), équivalent à environ 0.184, ce qui veut dire le taux de transmissions réussies de ALOHA est seulement environ 18.4%

### 2.2.2 Slotted ALOHA

Une amélioration apportée au protocole ALOHA original est appelée ALOHA à segmentation temporelle (en anglais "Slotted ALOHA" - SA) [46, 47]. Ce protocole introduit la synchronisation des utilisateurs. Le temps est découpé en intervalles de durée fixe appelés "slots". Des utilisateurs ne peuvent commencer la transmission qu'au début de chaque slot. La probabilité de collision est ainsi réduite et le débit maximal est doublé. Ce débit est donné par :

$$T_{SA} = G e^{-G}. \quad (2.12)$$

Le débit maximal est 0.368, atteint pour  $G = 1$ . Slotted ALOHA apporte une amélioration significative par rapport à ALOHA. Néanmoins, son efficacité reste faible (au mieux 37%). De plus, ce débit est atteint pour un taux de collision très élevé (environ 63%). Ceci peut introduire une latence de transmission non voulue causée

par des retransmissions multiples. Dans le cas d'utilisation des réseaux satellitaires, si nous prenons en compte le temps aller/retour de l'ordre de 500 ms pour des satellites géostationnaires, le système possède donc une très mauvaise performance.

### 2.2.3 Diversity Slotted ALOHA

Une solution alternative permet de réduire les latences et de retransmettre le paquet plusieurs fois sans attendre l'accusé de réception. Une telle technique est connue sous le nom de ALOHA à segmentation temporelle avec diversité ("Diversity Slotted ALOHA" - DSA) [48]. Le même paquet est transmis plusieurs fois sur les différentes fréquences ou sur des slots de temps différents. Pour un taux de répétitions  $N_b$ , la probabilité que la transmission d'une copie donnée soit réussie est  $e^{-N_b G}$ . La probabilité que la transmission d'au moins une des  $N_b$  copies du même paquet soit réussie est alors :

$$P(G) = 1 - (1 - e^{-N_b G})^{N_b}. \quad (2.13)$$

Le débit est donc égal à :

$$\begin{aligned} T_{DSA} &= G \times P(G), \\ &= G \times (1 - (1 - e^{-N_b G})^{N_b}). \end{aligned} \quad (2.14)$$

Une étude a montré que cette technique permet d'augmenter la performance de SA dans des systèmes à faible charge [49]. Ce résultat se confirme comme nous pouvons le constater sur la Figure 2.8 où DSA- $i$  représente la courbe de débit de DSA avec  $i$  copies. En augmentant le nombre de copies des paquets à transmettre, les différentes versions de DSA ne permettent pas d'améliorer le débit de SA dans les zones avec la charge  $G$  relativement petite ( $G < 0.5$ ).

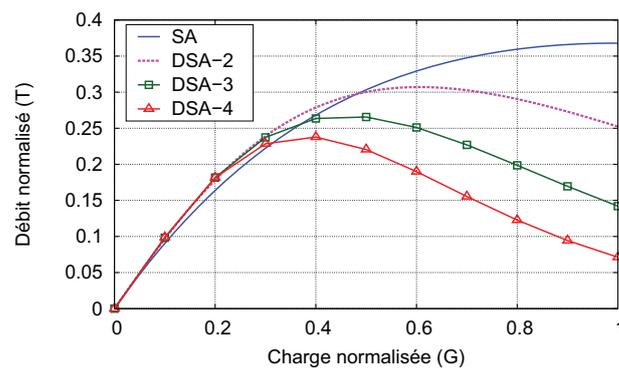


Figure 2.8 – Débit théorique en fonction de la charge du système pour SA et DSA

En réalité, le point de fonctionnement d'un système est largement en dessous de sa capacité théorique. Le débit fourni par ALOHA et ses variantes n'est donc pas suffisant [50].

## 2.3 Méthodes d'accès aléatoires basées sur le PNC

Pour tenter d'élargir la gamme de services proposée par les applications satellitaires, notamment celles décrites dans le Chapitre 1, il est nécessaire de développer une méthode d'accès aléatoire qui offre de meilleures performances que celles du SA et ses variantes. Les paragraphes suivants présentent des techniques d'accès améliorées récemment proposées basées sur des techniques de suppression d'interférence successive (SIC) et sur le codage réseaux couche physique.

### 2.3.1 Contention Resolution Diversity Slotted ALOHA

Si l'application principale du PNC est l'optimisation de l'efficacité spectrale pour le canal à relais, un autre cas d'utilisation très intéressant du PNC concerne les méthodes d'accès multiples aléatoires. Cette section présente le protocole ALOHA à segmentation temporelle avec diversité et résolution des conflits d'accès (depuis l'anglais "Contention Resolution Diversity Slotted ALOHA" - CRDSA) [51, 52]. Ce système a été proposé par Casini et al. de l'Agence Spatial Européenne (ESA) en 2006 pour répondre au besoin des communications par satellite. CRDSA combine des méthodes PNC et SIC pour résoudre des problèmes venant des interférences dans le contexte des protocoles d'accès aléatoires. La bonne performance de CRDSA a motivé son adoption dans la deuxième génération de Digital Video Broadcasting via Satellite (DVB-RCS2) [53].

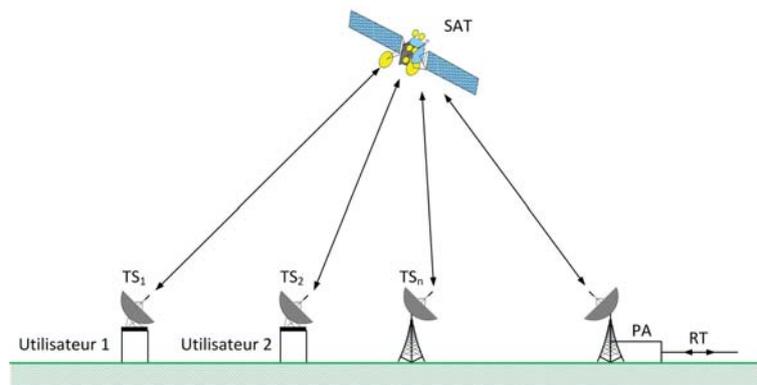


Figure 2.9 – Représentation d'un système de communication par satellite auquel CRDSA peut être appliqué

Même si les applications de CRDSA ne sont pas limitées aux réseaux satellitaires, ces dernières semblent être l'application la plus naturelle pour cette méthode. Pour faciliter la présentation des concepts, les auteurs de [51] considèrent un schéma de communication par satellite dans lequel des terminaux satellites terrestres TS sont connectés à travers un satellite SAT vers une passerelle PA, laquelle étant à son tour reliée à un réseau terrestre RT (cf. Figure 2.9). Les terminaux peuvent être de petites tailles, chacun ne desservant alors qu'un seul utilisateur, ou de grandes tailles

(en général très minoritaire) générant un profil de trafic plus massif. Les différents terminaux partagent le même canal de transmission en utilisant une technique d'accès à répartition du temps à fréquence multiple (en anglais "Multi-frequency time division multiple access" - MF-TDMA). Pour faciliter les analyses, le scénario d'application est concentré sur une seule fréquence porteuse. Des utilisateurs transmettent leurs messages sur un simple canal de type Slotted ALOHA. On considère qu'une trame est formée par  $N_s$  slots consécutifs.

### 2.3.1.1 Techniques de base

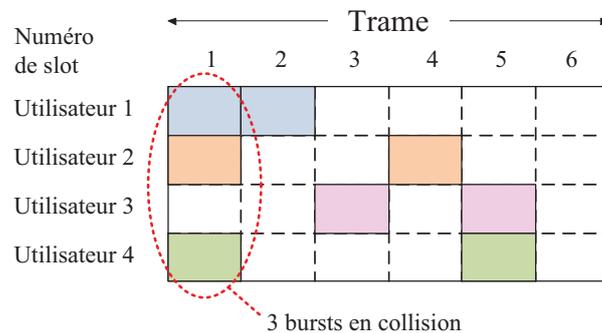


Figure 2.10 – Modèle du trafic d'une trame temporelle dans CRDSA

De la même manière que pour DSA, dans le protocole CRDSA, deux répliques [51] ou plus [54, 55] du même paquet sont générées et envoyées dans une trame avec des décalages aléatoires comme dans la Figure 2.10. Chacune d'entre elles contient une information de signalisation (des pointeurs) indiquant les positions des autres répliques du même paquet. À la réception, la technique de détection multiutilisateur est utilisée pour essayer de décoder une réplique (un burst) d'un utilisateur. Le récepteur parcourt toute la trame pour localiser des bursts qui se retrouvent seuls (c'est-à-dire non collisionnés avec d'autres bursts) sur leurs slots (appelés les bursts "propres"). Un burst est encodé de telle façon que le décodeur puisse le décoder correctement s'il n'est pas en collision avec d'autres bursts. Dès qu'un burst est décodé, il est possible de localiser ses copies. Le signal créé à partir de ces copies peut être soustrait des slots contenant ces copies, même si celles-ci sont en interférence avec les bursts des autres utilisateurs. La technique du codage réseau couche physique intervient dans cette étape. Le processus est itératif jusqu'à ce que le récepteur arrive à décoder le paquet qui l'intéresse ou lorsqu'on arrive à une situation de blocage (aucun autre décodage n'est possible) (cf. Figure 2.11).

### 2.3.1.2 Exemple du processus de décodage

Dans la situation présentée sur la Figure 2.10, il y a une première collision sur le premier slot entre des bursts des utilisateurs 1, 2 et 4 et une deuxième collision sur le cinquième slot entre les utilisateurs 3 et 4. Si le système utilise la méthode DSA



Figure 2.11 – Exemple non-décodable dans CRDSA

conventionnelle, les données de l'utilisateur 4 transmises dans cette trame sont perdues car les deux copies du paquet sont interférées. Il faudra donc les retransmettre. Comme le succès de cette retransmission n'est pas garanti, il est possible que ce paquet doive être retransmis plusieurs fois avant d'être reçu correctement. Ceci peut conduire à un très grand retard.

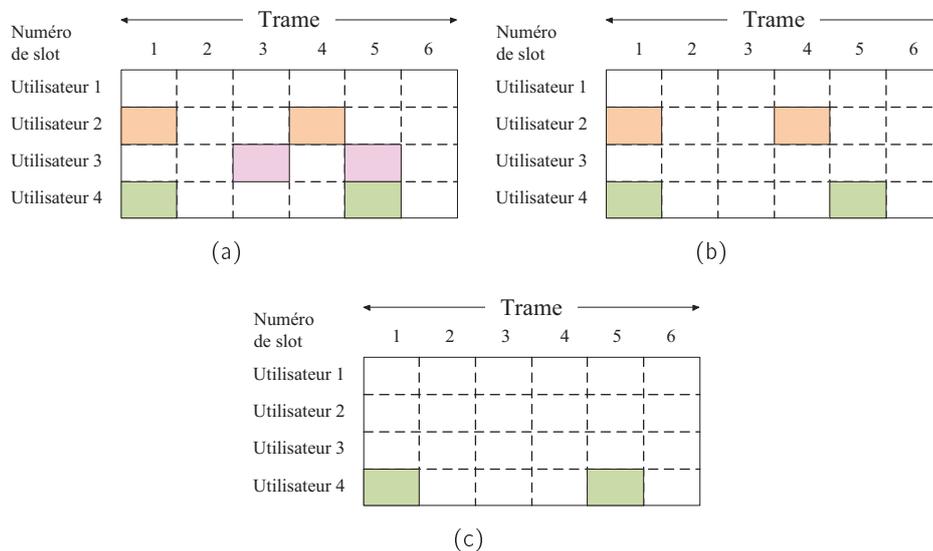


Figure 2.12 – Exemple de décodage d'une trame CRDSA

Avec CRDSA, le décodage des données de tous les utilisateurs dans la trame est possible. Ce processus est décrit dans la Figure 2.12. Tout d'abord, le décodeur parcourt la trame pour chercher un burst "propre". Sur le premier slot, le décodeur détecte la collision, il passe donc au deuxième slot et trouve un des deux bursts de l'utilisateur 1 tout seul, sans collision. Le décodeur décode ce burst et, grâce à la signalisation, il peut localiser l'emplacement du deuxième burst de l'utilisateur 1. Avec le paquet décodé, et les informations d'estimation du canal, le décodeur reconstruit ensuite le signal correspondant au signal transmis par l'utilisateur 1 après le passage à travers le canal. Ce signal devient connu et peut être soustrait du signal total avec la technique PNC. Après cette étape, le premier slot contient seulement les bursts des utilisateurs 2 et 4. Le deuxième slot devient vide (cf. Figure 2.12(a)).

Après le décodage du paquet du premier utilisateur, le décodeur continue de parcourir la trame à partir du troisième slot et trouve un des deux bursts de l'utilisateur

3. Ce burst, étant "propre", est décodé et son double est ainsi localisé. De la même manière que précédemment, le signal de l'utilisateur 3 est soustrait de la somme. Le troisième slot se vide et sur le cinquième slot, un des deux bursts de l'utilisateur 4 devient "propre" (cf. Figure 2.12(b)).

Le décodeur continue à examiner le quatrième slot. Un burst de l'utilisateur 2 s'y trouve tout seul. De la même manière que précédemment, le signal de l'utilisateur 2 est décodé et enlevé (cf. Figure 2.12(c)). Il ne reste plus que les bursts de l'utilisateur 4 dans la trame. Le décodage de son signal est réalisé facilement et marque la fin du processus.

### 2.3.1.3 Structure du burst

La structure d'un burst de CRDSA est illustrée sur la Figure 2.13. Un préambule est choisi de manière aléatoire parmi des séquences d'une famille de codes pseudo-aléatoires quasi-orthogonaux. Ce préambule est modulé avec la modulation BPSK. Tous les bursts d'un utilisateur ont le même préambule. Il permet d'identifier s'il y a de l'interférence entre des signaux sur le slot ainsi que le début de chaque burst, et d'effectuer une estimation du canal (estimation de la phase, du retard et du décalage en fréquence porteuse). Des intervalles de garde de 5 symboles sont utilisés pour assurer la synchronisation parfaite sur les slots de la trame temporelle.

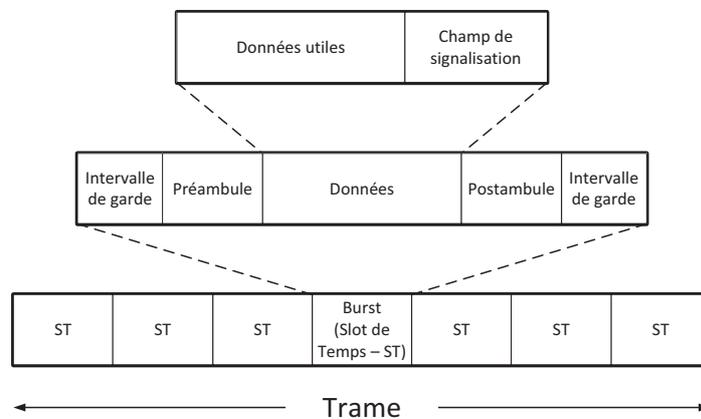


Figure 2.13 – Structure d'une trame du CRDSA

Suivant le format standard des bursts transmis par des terminaux DVB-RCS [56] vers le relais, le protocole CRDSA choisit un codage convolutif (ou turbo code) de rendement  $R = 1/2$  combiné avec la modulation QPSK. Cette configuration semble être la plus adaptée aux utilisations des petits terminaux qui sont la cible des scénarios utilisant l'accès aléatoire. Le tableau 2.1 est un exemple de format d'un burst pour le mode de fonctionnement S2 [57].

Notons toutefois que le codage et la modulation utilisés dans le champ de données d'un burst peuvent être modifiés sans changer le fonctionnement du système. Il suffit

Mode de fonct.	Rendement de code	Modulation	Données	Long. total du burst
S2	1/2	QPSK	488	587

Table 2.1 – Modulation et codage d'un burst de CRDSA

simplement que le couple modulation-codage permette au récepteur de décoder sans erreur les bursts non collisionnés dans ses conditions de réception.

#### 2.3.1.4 Contraintes

L'utilisation du CRDSA nécessite l'insertion des intervalles de garde pour éviter la perte d'information pour les utilisateurs, dans le cas où ils ne sont pas parfaitement synchronisés. Dans le même cas de figure, pour respecter la norme, les bursts envoyés sont de petites tailles (587 symboles).

Avant de commencer à décoder, le récepteur doit attendre la fin de la trame. Tous les slots reçus sont convertis en bande de base, échantillonnés et enregistrés dans la mémoire du récepteur. La longueur de la trame est donc restreinte afin de limiter le délai. Par construction, le nombre d'utilisateurs supportés par le système est impérativement plus faible que le nombre de slots d'une trame.

#### 2.3.1.5 Performances

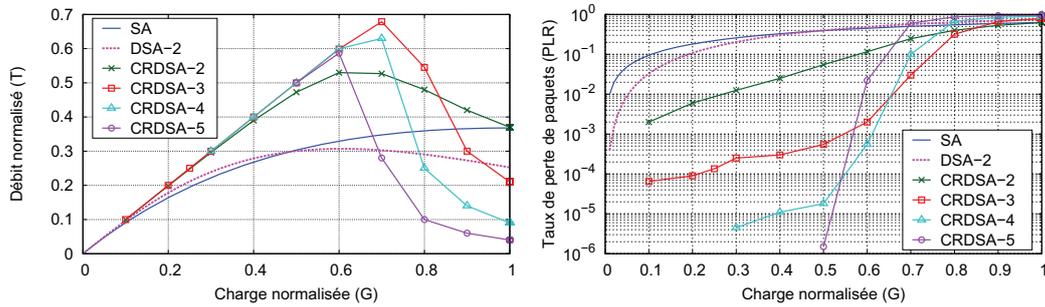
Les performances de CRDSA sont analysées par rapport au débit qu'il permet d'atteindre et à son taux de perte de paquets ("Packet Loss Ratio" -  $PLR$ ). Le débit normalisé  $T$  est défini comme le nombre moyen de paquets correctement décodés par slot.  $T$  est donné par le produit de la charge du système  $G$  et la probabilité  $P$  qu'un paquet reçu soit décodé correctement. Notons que cette probabilité dépend de  $G$ . Le débit peut s'exprimer sous la forme :

$$T(G) = G \times P(G). \quad (2.15)$$

$PLR$ , défini comme le taux de perte de paquets couche MAC, est calculé par :

$$PLR(G) = 1 - \frac{T(G)}{G}. \quad (2.16)$$

La Figure 2.14 compare le débit et le taux de perte de paquets en fonction de la charge des différentes versions de CRDSA ainsi que de SA et DSA dans une trame de longueur  $N_s = 100$  slots. Les auteurs de CRDSA ont considéré un schéma de transmission en boucle ouverte, autrement dit, aucun mécanisme de contrôle de congestion n'est appliqué. Ceci explique le fait que le système soit saturé et que la performance commence à chuter à partir d'une certaine charge. Pour ces simulations, l'estimation du canal est supposée être parfaite et les utilisateurs ont les mêmes puissances. Le protocole SA classique atteint son pic de débit à 0.36 pour une charge  $G = 1$  alors que la version initiale CRDSA avec deux copies (appelé par la suite CRDSA-2) obtient



(a) Débit en fonction de la charge

(b) Taux de perte de paquets en fonction de la charge

Figure 2.14 – Débit normalisé et PLR en fonction de la charge normalisée pour les protocoles SA, DSA et plusieurs versions de CRDSA,  $N_b = 100$

sa meilleure performance à 0.52 pour une charge de 0.65. De plus, la courbe de débit de CRDSA-2 est quasiment linéaire (quasiment pas de pertes de paquets) jusqu'à une charge de 0.4 alors que SA parvient au même résultat jusqu'à une charge de 0.1. Une généralisation sur le taux de répétition de CRDSA permet d'atteindre un débit supérieur. Le débit maximal du CRDSA-3 (CRDSA avec trois copies) est de 0.67 pour une charge de 0.7.

Comme nous pouvons le voir sur la Figure 2.14(b), le processus de récupération itératif des paquets améliore fortement la performance de DSA en termes de débit ainsi que de PLR. Pour le même PLR requis à  $10^{-3}$ , DSA obtient un débit très modeste  $T_{DSA} = 0.017$  comparé au débit de  $T = 0.055$ . Pour une charge donnée  $G = 0.35$ , le taux de perte de SA est à  $PLR_{SA} = 0.3$ , soit 15 fois plus grand que le taux de perte de CRDSA-2 ( $PLR_{CRDSA-2} = 0.02$ ). La performance en termes de PLR de CRDSA augmente pour des nombres de copies envoyés plus grands. Si chaque utilisateur répète chaque paquet cinq fois au lieu de deux, le débit peut atteindre  $T_{CRDSA-5} = 0.5$  pour un  $PLR = 10^{-6}$ .

### 2.3.2 Irregular Repetition Slotted ALOHA

Une amélioration de CRDSA a été récemment proposée sous le nom ALOHA à segmentation temporelle avec taux de répétition irrégulier (en anglais "Irregular Repetition Slotted ALOHA" - IRSA) par Liva du Centre aérospatial allemand (DLR) [58, 59]. Le principe d'IRSA consiste à autoriser des utilisateurs à transmettre différents nombres de copies de leurs paquets. Avant le début d'une trame, chaque utilisateur détermine le nombre de bursts qu'il transmet pendant la trame suivant une distribution de probabilité  $\lambda$ . Ainsi, la probabilité globale de taux de répétition de tous les utilisateurs suit aussi  $\lambda$ . Des analyses théoriques et des simulations ont montré que si la probabilité de distribution est bien choisie, IRSA peut augmenter la performance des méthodes d'accès aléatoires existantes [60, 61].

### 2.3.2.1 Analyse théorique basée sur un graphe biparti

La notion des taux de répétition variable est le seul point qui sépare le principe d'IRSA de celui de CRDSA. La structure des bursts, la transmission, et surtout le décodage itératif restent inchangés. En effet, ce processus de récupération des messages est très semblable à l'algorithme de décodage des codes à matrice de parité creuse (Low-density parity-check LDPC) sur le canal à effacements [62, 63]. Liva a montré que le processus de suppression d'interférence ("Interference Cancellation" - IC) dans CRDSA et IRSA peut être décrit par un graphe biparti [60, 61]. Il établit un lien entre le processus d'IC et le décodage itératif des effacements des codes construits par graphes. Comme ce travail va nous être utile dans les chapitres suivants, nous détaillons son approche dans le paragraphe suivant. Il faut noter que certaines notations de [60, 61] ont été modifiées pour concorder avec celles utilisées dans les chapitres ultérieurs.

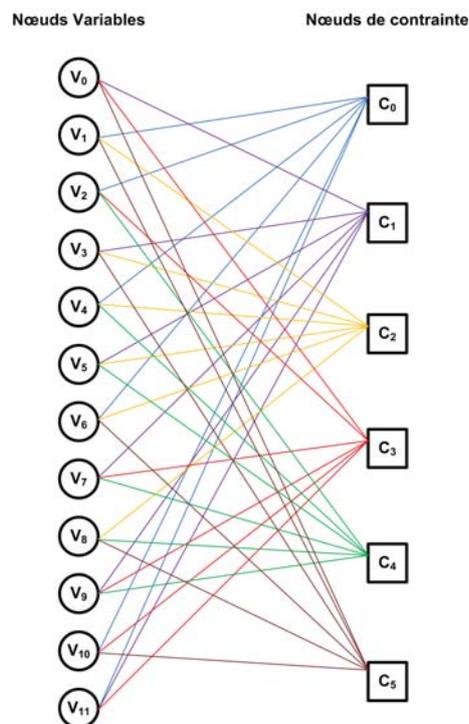


Figure 2.15 – Graphe biparti ou graphe de Tanner d'un code LDPC

Un graphe biparti ou graphe de Tanner [64] est une des représentations possibles d'un code LDPC. Un graphe biparti contient deux ensembles de nœuds et un ensemble d'arêtes. Chaque arête relie deux nœuds de deux ensembles différents. Le code LDPC est donc défini comme un graphe biparti dont les deux ensembles s'appellent l'ensemble des nœuds de variables représentant les symboles d'un mot de code et l'ensemble des nœuds de contrainte. La Figure 2.15 [65] représente le graphe biparti d'un code LDPC. Les graphes bipartis sont souvent utilisés pour décrire des algorithmes de décodage itératifs et pour évaluer leur performance avec des algorithmes de décodage basés sur

l'échange de messages [66, 67, 68]. Cette méthode est aussi appelée l'évolution des densités.

Le graphe est défini par l'ensemble  $\mathcal{G} = (\mathcal{B}, \mathcal{S}, \mathcal{E})$ , où  $\mathcal{B}$  est l'ensemble des  $N_u$  nœuds de burst (en anglais burst nodes - BN ; équivalent aux nœuds de contrainte),  $\mathcal{S}$  est l'ensemble des  $N_s$  nœuds de slot (en anglais slot nodes - SN ; équivalent aux nœuds de variables), et  $\mathcal{E}$  est l'ensemble des liens. Si l'utilisateur  $i$  ( $1 \leq i \leq N_u$ ) envoie un burst sur le slot  $j$  ( $1 \leq j \leq N_b$ ), alors un lien relie le BN  $i$  et le SN  $j$ . Le nombre de bursts envoyés par un BN et le nombre de bursts en collision sur un SN déterminent respectivement les degrés du BN et du SN. Dans ce système, les messages sont échangés entre les BN et les SN de façon similaire aux messages dans l'algorithme de décodage itératif des codes LDPC.

La distribution de degré des BN est définie par l'ensemble des  $\Lambda_d$ , où  $\Lambda_d$  indique la probabilité qu'un BN soit de degré  $d$ . Autrement dit,  $\Lambda_d$  est la probabilité qu'un burst soit copié et envoyé  $d$  fois par un utilisateur. La distribution de degré des SN est fournie par l'ensemble des  $\psi_d$ , où  $\psi_d$  est la probabilité que  $d$  bursts soient en collision sur un slot donné. La représentation polynomiale des distributions de degré des nœuds est :

$$\Lambda(x) \triangleq \sum_d \Lambda_d x^d, \quad (2.17) \quad \psi(x) \triangleq \sum_d \psi_d x^d. \quad (2.18)$$

Le nombre moyen de copies des bursts est calculé par  $\sum_d d \Lambda_d = \Lambda'(1) = \bar{N}_b$  et le nombre moyen de collisions par slot est  $\sum_d d \psi_d = \psi'(1)$ . La charge normalisée du système est donc donnée par  $G = N_u/N_s = \psi'(1)/\Lambda'(1)$ .

La distribution de probabilité peut aussi être définie du point de vue des liens.  $\alpha_d$  est la probabilité qu'un lien soit connecté à un BN de degré  $d$ . De façon similaire,  $\rho_d$  définit la probabilité qu'un lien soit connecté à un SN de degré  $d$ . Suite à ces définitions, nous avons :

$$\alpha_d = \frac{\Lambda_d d}{\sum_d \Lambda_d d}, \quad (2.19) \quad \rho_d = \frac{\psi_d d}{\sum_d \psi_d d}. \quad (2.20)$$

La représentation polynomiale de  $\alpha_d$  et  $\rho_d$  est :

$$\alpha(x) \triangleq \sum_d \alpha_d x^{d-1}, \quad (2.21) \quad \rho(x) \triangleq \sum_d \rho_d x^{d-1}. \quad (2.22)$$

Les équations ci-dessus entraînent les relations suivantes :

$$\alpha(x) = \Lambda'(x)/\Lambda'(1), \quad (2.23) \quad \rho(x) = \psi'(x)/\psi'(1). \quad (2.24)$$

Considérons maintenant un BN de degré  $d$ . Un lien est dit "dévoilé" si le burst auquel le lien est connecté est "propre". Un lien est aussi dévoilé si au moins un des autres liens partant du même BN est dévoilé à l'itération précédente. Notons  $q$

la probabilité qu'un lien ne soit pas dévoilé, sachant que les  $d - 1$  autres liens sont dévoilés avec une probabilité  $1 - p$  à l'itération précédente. À partir de là,  $q = p^{d-1}$ . De façon similaire, on considère un SN de degré  $d$ .  $p$  représente la probabilité qu'un lien ne soit pas connu, sachant que les  $d - 1$  d'autres liens ont été dévoilés avec la probabilité  $1 - q$ . Donc,  $p = 1 - (1 - q)^{d-1}$ . Suivant l'analyse proposée dans [66], en moyennant les deux expressions de la distribution des liens, on peut en déduire l'évolution de la probabilité de l'effacement dans l'itération  $i$  :

$$q_i = \sum_d \alpha_d p_{i-1}^{d-1} = \alpha(p_{i-1}), \quad (2.25)$$

et

$$p_i = \sum_d \rho_d (1 - (1 - q_i)^{d-1}) = 1 - \rho(1 - q_i). \quad (2.26)$$

La condition initiale est fixée à  $q_0 = p_0 = 1$ . Suivant l'Équation 2.26, à la première itération,  $p$  est la probabilité qu'un lien ne soit pas connecté à un SN de degré 1.

Notons que la récursivité des Équations 2.25 et 2.26 est valable si les échanges de messages sur les liens du graphe sont statistiquement indépendants. Cette hypothèse implique une taille de trame très large ( $N_s \rightarrow \infty$ ).

En fixant  $\Lambda(x)$  (donc  $\alpha(x)$ ), pour chaque valeur de la charge  $G$ , la distribution  $\rho(x)$  peut être définie. Pour des valeurs de  $G$  en dessous d'un certain seuil  $G^*$ , les bursts sont décodés avec une probabilité proche de 1. À partir de ce seuil  $G^*$ , la procédure aura échoué avec une probabilité très grande par rapport à 0.  $G^*$  est donc définie comme la valeur maximale de  $G$  telle que :

$$q_i < \alpha(1 - \rho(1 - q_{i-1})), \quad \forall q_i, q_{i-1} \in (0, 1]. \quad (2.27)$$

Le but de l'analyse est de trouver des distributions  $\Lambda(x)$  permettant d'obtenir des seuils  $G^*$  élevés.

Afin d'obtenir ce seuil pour une distribution  $\Lambda(x)$  donnée, il faut tout d'abord calculer  $\rho(x)$ . Rappelons que le nombre moyen de collisions par burst est  $\psi'(1)$  et que  $N_u$  utilisateurs essayent de transmettre dans une trame. La probabilité qu'un utilisateur envoie un burst sur un slot donné est donc  $\psi'(1)/N_u$ . Donc, la probabilité qu'un SN est de degré  $d$  est alors donnée par :

$$\psi_d = C_{N_u}^d \times \left( \frac{\psi'(1)}{N_u} \right)^d \times \left( 1 - \frac{\psi'(1)}{N_u} \right)^{N_u-d}. \quad (2.28)$$

La représentation polynomiale des distributions de degré des nœuds est :

$$\psi(x) = \sum_d \psi_d x^d = \left( 1 - \frac{\psi'(1)}{N_u} (1 - x) \right)^{N_u}. \quad (2.29)$$

Avec l'hypothèse asymptotique, l'Équation 2.29 devient :

$$\lim_{N_u \rightarrow \infty} \psi(x) = e^{-\psi'(1)(1-x)} = e^{-G\Lambda'(1)(1-x)}. \quad (2.30)$$

Or,  $\rho(x) = \psi'(x)/\psi'(1)$ , donc, on obtient :

$$\rho(x) = e^{-G\Lambda(1)(1-x)}. \quad (2.31)$$

En remplaçant l'Équation 2.31 dans 2.27,  $G^*$  est définie comme la valeur maximale de  $G$  tel que :

$$q_i < \alpha(1 - e^{-q_{i-1}G\Lambda(1)}). \quad (2.32)$$

À partir de cette inégalité, les auteurs d'IRSA montrent dans [61] comment trouver la borne théorique du débit  $G^*$  pour une distribution donnée. Le Tableau 2.2 contient des exemples de débits théoriques offerts par IRSA pour certaines distributions.

Distribution $\Lambda(x)$	$G^*$
$0.5102x^2 + 0.4898x^4$	0.868
$0.5631x^2 + 0.0436x^3 + 0.3933x^5$	0.898
$0.5465x^2 + 0.1623x^3 + 0.2912x^6$	0.915
$0.5x^2 + 0.28x^3 + 0.22x^8$	0.938
$0.4977x^2 + 0.2207x^3 + 0.0384x^4 + 0.0756x^5 + 0.0398x^6 + 0.0009x^7 + 0.0088x^8 + 0.0068x^9 + 0.0030x^{11} + 0.0429x^{14} + 0.0081x^{15} + 0.0576x^{16}$	0.965

Table 2.2 – Débit théorique calculé pour différentes distributions d'IRSA

### 2.3.2.2 Résultats de simulation

Des simulations ont été réalisées pour différentes distributions de probabilité d'IRSA. Le degré maximal d'utilisateur est fixé à 8 à cause d'une limitation du nombre de pointeurs dans le champ de signalisation.

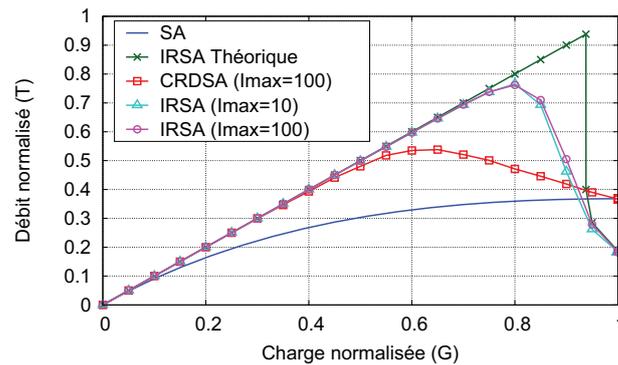


Figure 2.16 – Débit normalisé par simulation pour SA, CRDSA et IRSA avec la distribution  $\Lambda_3(x) = 0.5x^2 + 0.28x^3 + 0.22x^8$  pour différentes valeurs du nombre d'itération maximal et le débit théorique d'IRSA.  $N_s = 200$  slots,  $E_b/N_0 = 2$  dB

Sur la Figure 2.16, la courbe de référence du débit de SA et celle de CRDSA-2 sont comparées avec les courbes de IRSA pour différents nombres d'itérations maximum

à  $E_b/N_0 = 2$  dB. La longueur de la trame pour cet ensemble de simulations est  $N_s = 200$  slots. Nous pouvons constater que quand le système est chargé, à partir de 0.8, le débit est plus élevé si le nombre d'itérations réalisées est plus grand. Toutefois, la dégradation entre le système avec 100 itérations et celui avec 10 itérations reste négligeable. Il faut noter que à ce niveau de charge, le système IRSA est dans la zone instable, donc la limite de fonctionnement d'IRSA doit être placée forcément avant ( $G$  doit être plus petite que 0.8). Les résultats de simulations montrent qu'IRSA arrive à atteindre le débit normalisé maximal à  $T_{IRSA} = 0.8$  pendant que le débit de CRDSA-2 est borné à 0.55.

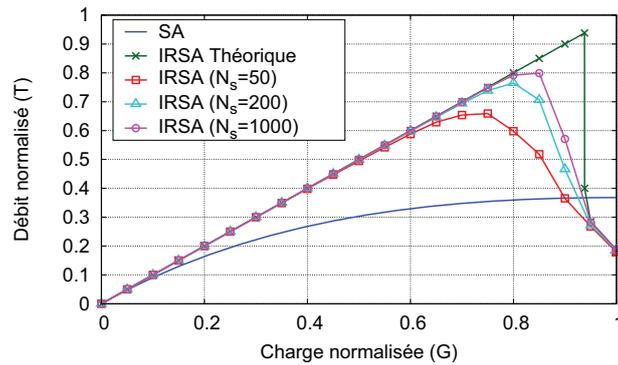


Figure 2.17 – Débit d'IRSA avec la distribution  $\Lambda_3(x)$ , maximum 20 itérations

La Figure 2.17 illustre le débit d'IRSA avec la distribution  $\Lambda_3(x)$  pour différentes longueurs de trame. Le débit maximal avec une trame de 200 slots est nettement inférieur au débit théorique. Ce dernier est approché par IRSA avec une trame plus longue ( $N_s = 1000$  slots).

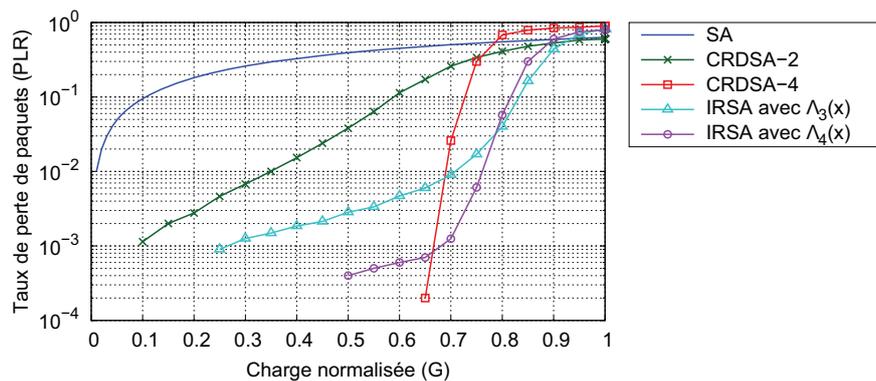


Figure 2.18 – PLR de SA, CRDSA-2, CRDSA-4, d'IRSA avec la distribution  $\Lambda_3(x) = 0.5x^2 + 0.28x^3 + 0.22x^8$  et avec  $\Lambda_4(x) = 0.25x^2 + 0.60x^3 + 0.15x^8$ ,  $N_s = 200$ ,  $E_b/N_0 = 2$  dB

Dans la Figure 2.18, le PLR de SA et des différentes versions de CRDSA et IRSA sont comparés. Les simulations sont réalisées avec des trames de 200 slots, un nombre maximum d'itérations de 20 et  $E_b/N_0 = 2$  dB. Nous pouvons observer une

amélioration en termes de PLR de IRSA avec  $\Lambda_3(x)$  par rapport à CRDSA-4 pour les charges supérieures à 0.7. Le choix de distribution doit être appliqué en fonction du PLR visé. Pour les PLR requis de  $10^{-2}$  ou  $10^{-3}$ , la distribution  $\Lambda_4(x)$  apporte plus d'avantages que  $\Lambda_3(x)$ . En revanche, si le PLR requis est à  $10^{-1}$ ,  $\Lambda_3(x)$  est meilleur.

En conclusion, IRSA représente une amélioration effective par rapport à CRDSA en autorisant des taux variables de répétition des bursts suivant une distribution de probabilité. La distribution est optimisée par la méthode basée sur les graphes bipartis. La méthode théorique a montré qu'IRSA peut fournir un débit de  $T \approx 0.97$ . Avec la prise en compte des implémentations pratiques, ce débit est proche de 0.8, soit un gain d'environ 45% par rapport à CRDSA-2 et de 20% comparé par rapport à CRDSA-3.

### 2.3.3 Coded Slotted ALOHA

Dans le principe de CRDSA et IRSA, chaque burst est envoyé plusieurs fois sur le support de communication. Ceci correspond à l'application d'un code de répétition au burst. Toutefois, les codes de répétition ne sont pas connus pour avoir de bonnes performances.

La méthode ALOHA à segmentation temporelle codée ("Coded Slotted ALOHA" - CSA) est une généralisation de la méthode CRDSA et IRSA, aussi proposée par Liva et al. [69, 70, 71] et a été brevetée dans l'année 2011 [72]. Au lieu de simplement transmettre des copies des bursts, le protocole CSA prévoit de diviser chaque paquet de données utiles en plusieurs segments et de les encoder avec un code à effacements pour générer des segments de redondance. Ces différents segments sont alors encodés séparément avec un code correcteur d'erreur pour pouvoir supporter les erreurs de transmission. Comme pour IRSA, une étude théorique basée sur les graphes a été réalisée pour définir la capacité de CSA.

#### 2.3.3.1 Principe de base

Dans le système de CSA, chaque utilisateur veut transmettre un paquet de données utiles par trame. Tout d'abord, l'utilisateur découpe le paquet en  $k$  segments. Les  $k$  segments sont encodés par un code à effacements  $(n, k)$  où  $n > k$  est le nombre final de segments d'un utilisateur (équivalent à la valeur  $N_b$  des sections précédentes). Le rendement de code utilisé est  $R = k/n$ . L'utilisateur choisit ensuite aléatoirement  $n$  slots de la trame sur lesquels il va envoyer les  $n$  segments codés. Des pointeurs indiquant les positions sur lesquelles les autres segments seront envoyés sont ajoutés à chaque segment. Le segment est ensuite encodé par un code correcteur d'erreurs pour être protégé contre le bruit du canal. Les  $n$  segments sont finalement transmis sur  $n$  slots sélectionnés. La longueur de chaque slot est donc  $k$  fois plus courte qu'un slot dans un système de SA. Par conséquent, pour la longueur en temps, une trame de CSA contient  $k$  fois plus de slots qu'une trame de SA ( $N_{SCSA} = k \times N_{SCSA}$ ).

Trois hypothèses principales sont considérées pour l'évaluation de CSA :

- Rapport signal sur bruit ("Signal to Noise Ratio" - SNR) suffisamment élevé : permet de déclarer que si un segment est reçu sur un slot "propre", il sera

- décodé correctement par le décodeur ;
- Estimation parfaite du canal : rend possible la suppression parfaite d'interférence ;
- Collisions destructrices : implique l'effacement des segments qui sont en collisions.

Au niveau du décodeur, pour chaque slot, un algorithme est appliqué pour détecter la présence d'un segment. Le décodage est réalisé sur les slots où il y a des segments. Il est réussi s'il n'y a qu'un segment sur le slot. Une fois que le segment et les pointeurs sont décodés, ils sont stockés dans le mémoire. Si un ensemble de  $k + \Delta$  segments du même utilisateur est retrouvé, le décodage du code à effacements est réalisé pour reconstruire les  $n - k - \Delta$  segments qui sont encore en collisions. Les emplacements de ces derniers sont indiqués grâce aux pointeurs. Ensuite, il est possible d'enlever les interférences causées par les  $n - k - \Delta$  segments des slots où ils ont été transmis. Idéalement,  $\Delta$  est égal à 0. Le processus de décodage itératif peut par la suite continuer pour retrouver d'autres segments provenant d'autres bursts.

IRSA peut être considéré comme un cas spécial de CSA où  $k = 1$ ,  $\Delta = 0$  et le code à effacements utilisé est le code à répétition.

### 2.3.3.2 Analyse théorique

De manière similaire à l'étude théorique sur le débit d'IRSA, une analyse basée sur les graphes bipartis a été aussi réalisée pour CSA.

Dans CSA, le nombre moyen de segments envoyés, noté  $\bar{n}$ , est calculé par :

$$\bar{n} = \sum_{h=1}^{n_{max}} P_h \times n_h, \quad (2.33)$$

où  $P_h$  est la probabilité qu'un utilisateur utilise le code  $(n_h, k)$ ,  $n_{max}$  est le nombre de segments maximum qu'un utilisateur peut transmettre. Le rendement de code moyen est donc :

$$\bar{R} = \frac{k}{\bar{n}}. \quad (2.34)$$

La charge normalisée est donnée par :

$$G = \frac{k \times N_u}{N_{SCSA}} = \frac{N_u}{N_{SSA}}. \quad (2.35)$$

La définition des ensembles des BN, SN et des liens est la même pour CSA que pour IRSA.

$\psi_d$ , qui est la probabilité qu'un SN soit de degré  $d$  calculé par l'Équation 2.28, peut aussi s'exprimer sous la forme :

$$\begin{aligned} \psi_d &= C_{N_u}^d \times \left( \frac{\bar{n}}{N_{SCSA}} \right)^d \times \left( 1 - \frac{\bar{n}}{N_{SCSA}} \right)^{N_u-d}, \\ &= C_{N_u}^d \times \left( \frac{\bar{n}G}{kN_u} \right)^d \times \left( 1 - \frac{\bar{n}G}{kN_u} \right)^{N_u-d}. \end{aligned} \quad (2.36)$$

Avec l'hypothèse de longueur infinie proposée,

$$\lim_{N_u \rightarrow \infty} \psi_d = \frac{e^{-\frac{\bar{n}}{k}G}}{d!} \times \left(\frac{\bar{n}}{k}G\right)^d. \quad (2.37)$$

La représentation polynomiale  $\psi(x)$  définie par 2.18 devient :

$$\begin{aligned} \psi(x) &= \sum_{d \geq 0} \frac{e^{-\frac{\bar{n}}{k}G}}{d!} \times \left(\frac{\bar{n}}{k}G\right)^d x^d, \\ &= e^{-\frac{\bar{n}}{k}G(1-x)}. \end{aligned} \quad (2.38)$$

À partir de l'Équation 2.24, nous obtenons :

$$\begin{aligned} \rho(x) &= \sum_{d \geq 1} \frac{e^{-\frac{\bar{n}}{k}G}}{(d-1)!} \times \left(\frac{\bar{n}}{k}Gx\right)^{d-1}, \\ &= e^{-G(1-x)/R}. \end{aligned} \quad (2.39)$$

Dans [69], par simplification, Liva et al. ont supposé que tous les utilisateurs utilisent le même code  $(n, k)$ . La probabilité qu'un lien ne soit pas connu sachant que les  $n-1$  autres liens ont été dévoilés avec une probabilité  $1-p$  pendant l'itération précédente, est notée  $q$ . Le lien est dévoilé si au moins  $k$  autres liens ont été dévoilés. Donc,

$$q_i = \sum_{a=n-k}^{n-1} C_{n-1}^a p_{i-1}^a (1-p_{i-1})^{n-1-a}, \quad (2.40)$$

où l'indice de  $p$  et  $q$  représente le numéro d'itération. La probabilité  $p_i$  est définie par l'Équation 2.26 et on prend  $p_0 = q_0 = 1$ .

De la même manière que pour l'analyse théorique d'IRSA,  $G^*$  est définie comme la valeur maximale de  $G$  tel que :

$$q_i < \sum_{a=n-k}^{n-1} C_{n-1}^a \left(1 - e^{-q_{i-1}G/R}\right)^a e^{-q_{i-1}G(n-1-a)/R}, \quad (2.41)$$

À partir de cette inégalité, on montre que :

$$G^* \leq \frac{k}{n(n-1)}. \quad (2.42)$$

Dans [69], les auteurs détaillent le cas où le code utilisé est un code de parité ( $n = k+1$ ). Avec cette hypothèse, le seuil théorique est donné par :

$$G^* \leq \frac{1}{k+1}. \quad (2.43)$$

Les calculs pour le cas général où les utilisateurs encodent leurs segments par des codes différents sont détaillés dans [70].

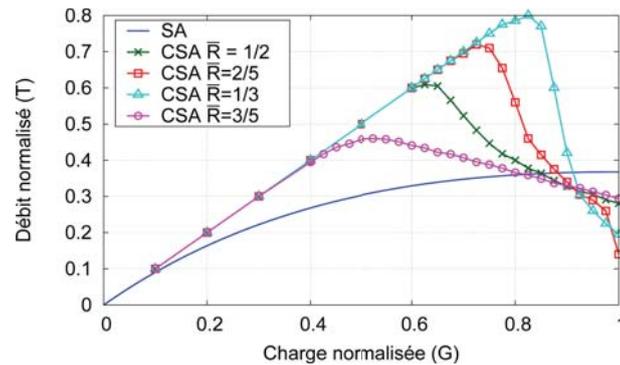
Le Tableau 2.3 donne la borne théorique du débit avec différentes distributions de codes de CSA pour  $k = 2$ .

$\bar{R}$	(3,2)	(4,2)	(5,2)	(8,2)	(9,2)	(12,2)	$G^*$
1/3	0.088459	0.544180	0.121490			0.245871	0.8678
2/5	0.153057	0.485086	0.135499	0.114235	0.112124		0.7965
1/2		1.000000					0.6556
3/5	0.666667	0.333333					0.4091

Table 2.3 – Seuil théorique de CSA pour différentes distributions

### 2.3.3.3 Résultats de simulation

Pour valider les résultats théoriques, des simulations ont été réalisées sur une trame de longueur finie. Les courbes de débit normalisé en fonction de la charge de CSA avec les distributions de probabilité venant du Tableau 2.3 sont illustrées sur la Figure 2.19. Dans ces cas,  $k = 2$ . La trame utilisée est de longueur 1000 slots, ce qui est équivalent à une trame SA de 500 slots. Nous pouvons voir que le débit maximal pour chaque distribution correspond bien à la valeur théorique. Pour cette longueur de trame, CSA permet d'atteindre un débit optimal à  $T_{CSA} = 0.8$ , similaire au débit offert par IRSA.

Figure 2.19 – Débit de CSA pour différents rendements de code moyens sur une trame de longueur  $N_{SCSA} = 1000$  slots, équivalente à une trame SA de 500 slots

### 2.3.4 Network-Coded Diversity Protocol

En même temps que les améliorations apportées sur CRDSA telles que IRSA et CSA, une autre méthode d'accès basée sur PNC pour un canal du type SA a été également développée par Cocco et al. en 2011. Cette approche est nommée le codage réseaux couche physique pour multiutilisateur ("Multi-user Physical-layer Network Coding" - MU PHY NC) [73], aussi appelée Protocole de diversité pour réseaux codés ("Network-Coded Diversity Protocol" - NCDP) [74]. Bien que peu de résultats soient disponibles sur ce travail au moment de la rédaction de cette thèse, nous présentons dans les paragraphes suivants une courte description de cette méthode.

Le système NCDP contient  $N_u$  terminaux qui envoient leurs paquets à un récepteur. Chaque paquet  $u_i = [u_i(1), \dots, u_i(K)]$  contenant  $K$  bits est codé par le même

code dont la matrice génératrice est  $\mathcal{G}$  et le rendement de code est  $r$ . Après le codage, un mot de code  $x_i = [x_i(1), \dots, x_i(N)]$  de longueur  $N$  bits est généré. On note  $r = K/N$  le rendement de ce code. La modulation BPSK est utilisée. Le vecteur à envoyer est donc  $s_i = [s_i(1), \dots, s_i(N)]$ . Chaque vecteur d'un utilisateur est envoyé plusieurs fois sur la trame de longueur  $N_s$ . Pour être cohérent avec le reste de ce manuscrit, nous appelons le vecteur un burst.

À la réception, sur un slot où  $d$  utilisateurs ont envoyé leurs vecteurs (slot de degré  $d$ ), le signal reçu est calculé par :

$$y(t) = h_1(t)s_1(t) + \dots + h_d(t)s_d(t) + w(t), \quad (2.44)$$

où  $w(t)$  est un bruit blanc gaussien de moyenne nulle et  $h_i(t)$  est la réponse impulsionnelle du canal de l'utilisateur  $i$ .

À la réception, le décodeur essaye de décoder le signal sur chacun des slots de la trame avec les informations données par le calcul des rapports de vraisemblance logarithmiques ("Log-likelihood ratios" - LLR) détaillé dans [73]. Le but est de décoder le "XOR" des symboles envoyés par les utilisateurs à partir de la somme des signaux.

Si le décodage est réussi, le résultat obtenu après le décodage est  $u_s \triangleq u_1 \oplus \dots \oplus u_k$ . La probabilité de décodage est alors donnée par la Figure 2.20.

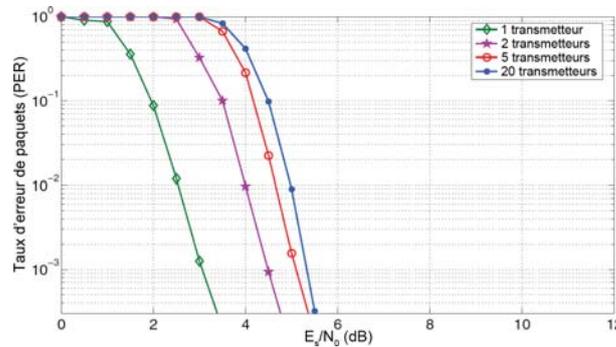


Figure 2.20 – PER pour le décodage XOR utilisant le LLR pour différents nombres d'émetteurs. Code LDPC non-systématique, rendement de code est  $1/2$ , longueur du code est 480 symboles

On peut alors considérer l'ensemble des mots corrigés comme un système de  $N_s$  équations et  $N_u$  inconnus. Les auteurs ont évalué la probabilité que ce système puisse être résolu, et ainsi que les signaux envoyés par les utilisateurs puissent être retrouvés.

L'idée introduite dans ce travail est intéressante et représente une nouvelle application du PNC aux méthodes d'accès aléatoires. Une analyse sur des aspects d'implémentations, notamment la désynchronisation entre des utilisateurs et/ou les erreurs d'estimation du canal, a été présentée dans [74]. Nous pouvons noter qu'un système de  $N_s$  équations,  $N_u$  inconnus comme celui de NCDP ne peut être résolu si  $N_u \leq N_s$ . Ceci implique un débit forcément inférieur ou égal à 1 ( $T_{NCDP} \leq 1$ ). Les courbes de débits offerts par NCDP, avec une trame de 150 slots, pour plusieurs ensembles de

paramètres sont illustrées dans la Figure 2.21. Le débit maximal de cette méthode est équivalent au celui offert par IRSA ou CSA.

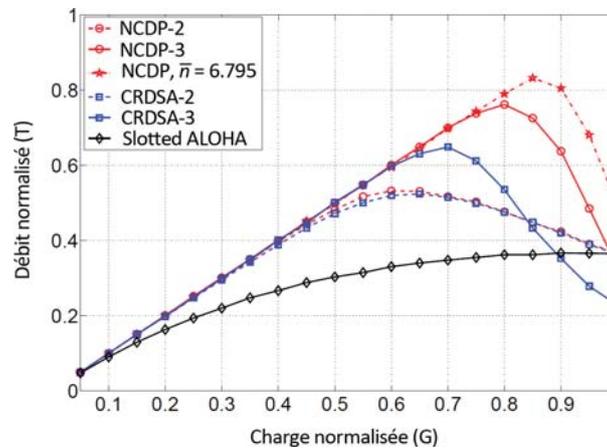


Figure 2.21 – Performance débit normalisé  $T$  en fonction de la charge  $G$  pour NCDP et CRDSA,  $N_b = 150$  slots

## 2.4 Voies retours des systèmes de communication par satellites

Les travaux proposés dans ce manuscrit visent à résoudre une partie des conflits d'accès dans le cas où deux ou plusieurs utilisateurs cherchent à transmettre simultanément (sur le même slot de temps, sur la même fréquence, avec le même code d'étalement de spectre). Ces méthodes d'accès aléatoires peuvent être utilisées dans des contextes d'applications très variés, toutefois, le cadre auquel ces techniques sont particulièrement adaptées est le système de communication multimédia avec la voie retour par satellite.

### 2.4.1 Digital Video Broadcasting - Return Channel via Satellite

Le standard DVB-RCS ("Digital Video Broadcasting - Return Channel via Satellite") est une des normes de la famille DVB qui couvre un grand nombre d'applications de diffusion des chaînes de télévision fournies par une variété de méthodes. Alors que la plupart des normes DVB concernent les transmissions sur le lien aller, DVB-RCS définit un lien de retour pour permettre des transmissions bi-directionnelles. Spécifié dans l'année 2000, DVB-RCS définit un système satellite large-bande fournissant aux utilisateurs une connexion équivalente à celle de l'ADSL ou du câble Internet sans avoir besoin de l'infrastructure locale terrestre. Suivant le bilan de liaison entre les terminaux et le satellite ainsi que d'autres paramètres du système, DVB-RCS, couplé à DVB-S ou DVB-S2, est en mesure de fournir un débit jusqu'à 20 Mbit/s sur le lien

d'aller (le satellite vers les terminaux) et 5 Mbit/s sur le lien de retour (les terminaux vers le satellite).

Le système DVB-RCS permet aux utilisateurs d'avoir des services interactifs par satellite. Le modèle de référence pour un réseau DVB-RCS est similaire à celui décrit dans la Section 2.3.1 où l'on identifie trois éléments fondamentaux : une passerelle (PA), un satellite géostationnaire et plusieurs terminaux satellitaires (TS) de type très petite ouverture ("Very Small Aperture Terminal" - VSAT). Un terminal peut être lié à un seul utilisateur ou à un routeur qui est connecté à un réseau local. La passerelle est liée à un grand réseau ou à l'Internet.

La gestion de la bande passante de DVB-RCS est asymétrique. Sur le lien d'aller, la PA transmet vers les TS. Le partage de la bande passante est géré par la PA. Elle distribue la bande disponible entre les flux qui arrivent simultanément. En général, elle maintient plusieurs files d'attente du type premier entré premier sorti ("First in first out" - FIFO) avec différentes priorités.

De la même manière, les TS partagent la voie de retour utilisant le protocole d'accès multiple à la demande DAMA pour envoyer des messages vers la passerelle. Deux modes d'allocation de ressources sont gérés par le centre de contrôle du réseau ("Network Control Center" - NCC) : statique et dynamique. Quand le mode statique est utilisé, le NCC distribue une quantité de la bande passante fixe à tous les utilisateurs qui ont demandé pendant toute la durée de leurs connexions. Avec le deuxième mode, le NCC assigne une quantité de bande passante aux utilisateurs suivant les demandes explicites par le protocole d'accès en fonction de la demande DAMA. Cette méthode rend le système plus flexible et plus efficace qu'avec des méthodes d'allocation statique et permet d'optimiser le lien pour traiter plus efficacement les différentes classes d'applications telles que la vidéo en streaming, la voix, la navigation Web ou le transfert de fichiers. Le principe dynamique est présenté dans la Figure 2.22 qui montre comment un TS utilise des slots de temps successifs avec différentes bandes passantes et différentes durées.

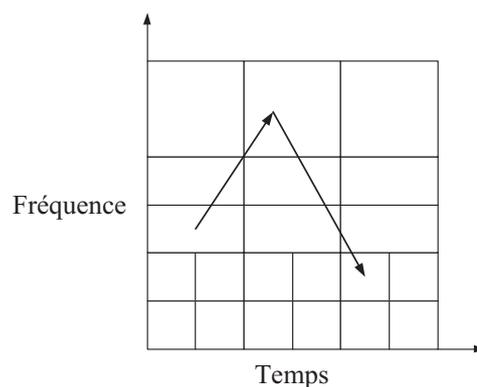


Figure 2.22 – MF-TDMA dynamique

Dans un système DVB-RCS, quatre types de bursts sont utilisés :

- Trafic (TRF), utilisé pour transporter des données utiles de TS vers la PA. Deux

types de bursts sont définis : le type ATM qui contient une ou plusieurs cellules ATM de 53 octets ; et le type MPEG2-TS qui contient un ou plusieurs paquets MPEG2 de 188 octets ;

- Acquisition (ACQ), utilisé par les TS pour accomplir la synchronisation, avant l'utilisation effective du réseau ;
- Synchronisation (SYNC), utilisé par les TS pour maintenir la synchronisation et envoyer les informations de contrôle au système ;
- Canal commun de signalisation (CSC), utilisé par un TS pour commencer la procédure d'identification et la synchronisation sur la liaison de retour et aussi pour indiquer la position du faisceau des terminaux mobiles.

Chaque trame DVB-RCS est de durée 26.5 ms. Le nombre de slots de temps par trame est donc déterminé par le débit symbole supporté par la trame. La Figure 2.23 illustre la composition d'une trame DVB-RCS utilisant le mode d'allocation de ressource statique.

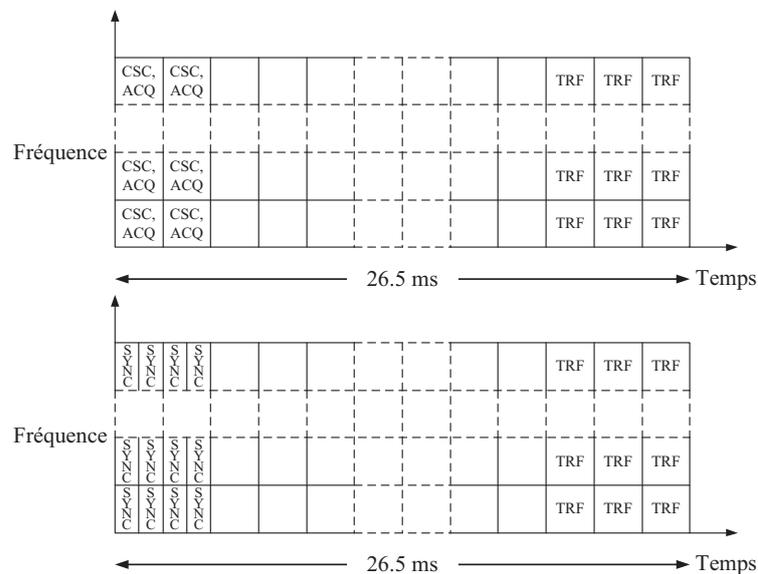


Figure 2.23 – Principale composition d'une trame DVB-RCS

### 2.4.2 Digital Video Broadcasting - Return Channel via Satellite Second Generation

Le standard DVB-RCS2 ("Digital Video Broadcasting - Return Channel via Satellite Second Generation") est la deuxième génération du standard DVB-RCS normalisé en 2011 [53]. DVB-RCS2 a été développé pour les services IP et interactifs par satellites dans plusieurs domaines.

Par rapport à la première version du standard, DVB-RCS2 améliore l'efficacité de transmission et supporte des nouveaux modes de fonctionnement. La méthode d'encapsulation est améliorée, pour faciliter la transmission du trafic IP. Les paquets

IP sont fragmentés à la volée et transmis dans les espaces disponibles de la trame sans être encapsulés dans des cellules ATM ou des paquets MPEG2 intermédiaires. Comme pour DVB-RCS, le support de communication est divisé en plusieurs slots de temps. Les slots de temps des fréquences porteuses de MF-TDMA sont organisés et numérotés de telle sorte que le NCC puisse les identifier facilement pendant le processus d'allocation. L'entité la plus grande est une super-trame. Chaque super-trame est composée par des trames qui ne sont pas nécessairement sur des bandes de fréquences adjacentes. Chaque trame est elle-même composée par plusieurs slots de temps. Chaque slot de temps est composé d'un certain nombre d'unités de temps de bande passante ("bandwidth-time units" - BTU) de même taille.

La Figure 2.24 illustre la composition d'une trame avec des types de slot de temps variés. La base d'une trame est une grille régulière des BTU. Dans l'exemple, certains slots de temps occupent un BTU, les slots de temps du type TRF1 occupent deux BTU et les slots de temps du type TRF2 occupent six BTU. Les slots marqués "G" indiquent des slots de longueur un BTU, qui peuvent être assemblés à la volée pour former des slots plus grands. "CB" indique des slots réservés de façon permanente pour les bursts de contrôle, et "LB" pour les bursts d'identification.

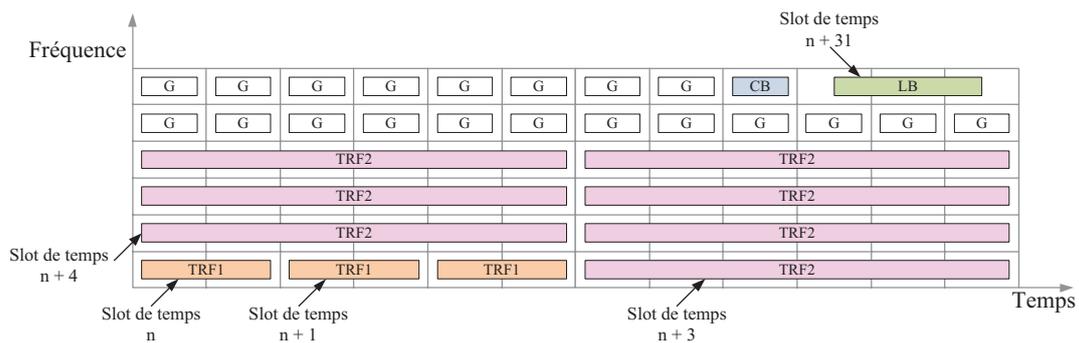


Figure 2.24 – Principale composition d'une trame DVB-RCS2

Au niveau des couches basses, la capacité et la fiabilité du canal de retour sont améliorées avec de nouvelles méthodes de codage canal combinées avec différentes modulations. En plus de QPSK, les modulations disponibles sont 8PSK, 16-QAM et particulièrement la modulation à phase continue ("Continuous Phase Modulation" - CPM) qui permet l'utilisation de terminaux peu coûteux. Le codage et la modulation adaptative permettent d'obtenir une meilleure utilisation du canal. Le Tableau 2.4 liste des options de la modulation linéaire et du codage ainsi que la taille des bursts choisis pour DVB-RCS2.

Dans DVB-RCS2, en plus du protocole d'allocation de ressource conventionnel, l'utilisation des méthodes d'accès aléatoires est introduite. Les deux méthodes considérées pour l'accès aléatoire sont Slotted ALOHA et CRDSA. Ces méthodes sont en général associées avec l'envoi d'acquiescements par les récepteurs et la retransmission automatique dans le cas d'absence d'acquiescements. Comme présenté précédemment, le protocole CRDSA et ses variantes sont spécialement conçus pour ce type d'ap-

ID	Type de burst	Modulation	bits/symbole	Rendement de code	Longueur du champ de données [octet] ;[symbole]	Longueur du burst [symbole]
1	LB	QPSK	2	1/3	38 ; 456	664
2	CP	QPSK	2	1/3	14 ; 168	262
3	TRF1	QPSK	2	1/3	38 ; 456	536
4	TRF1	QPSK	2	1/2	59 ; 472	536
5	TRF1	QPSK	2	2/3	85 ; 510	536
6	TRF1	QPSK	2	3/4	96 ; 512	536
7	TRF1	QPSK	2	5/6	108 ; 519	536
8	TRF1	8PSK	3	2/3	115 ; 460	536
9	TRF1	8PSK	3	3/4	130 ; 463	536
10	TRF1	8PSK	3	5/6	140 ; 462	536
11	TRF1	16QAM	4	3/4	175 ; 467	536
12	TRF1	16QAM	4	5/6	194 ; 466	536
13	TRF2	QPSK	2	1/3	123 ; 1476	1616
14	TRF2	QPSK	2	1/2	188 ; 1504	1616
15	TRF2	QPSK	2	2/3	264 ; 1584	1616
16	TRF2	QPSK	2	3/4	298 ; 1590	1616
17	TRF2	QPSK	2	5/6	333 ; 1599	1616
18	TRF2	8PSK	3	2/3	355 ; 1420	1616
19	TRF2	8PSK	3	3/4	400 ; 1423	1616
20	TRF2	8PSK	3	5/6	444 ; 1422	1616
21	TRF2	16QAM	4	3/4	539 ; 1438	1616
22	TRF2	16QAM	4	5/6	599 ; 1438	1616
32		QPSK	2	1/2	100 ; 800	832
33		QPSK	2	3/4	100 ; 534	566
34		QPSK	2	1/2	170 ; 1360	1392
35		QPSK	2	3/4	170 ; 907	939
36		QPSK	2	7/8	170 ; 778	810
37		QPSK	2	2/3	438 ; 2628	2660
38		QPSK	2	4/5	438 ; 2190	2222
39		QPSK	2	6/7	438 ; 2044	2076

Table 2.4 – Liste des formes d'onde de référence pour les modulations linéaires

plication. La taille des bursts est calculée pour correspondre parfaitement à la taille d'un slot TRF1. Dans le prochain chapitre, nous allons présenter une nouvelle amélioration de CRDSA avec des paramètres également choisis pour le même contexte d'application.

## 2.5 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons présenté les principaux concepts du codage réseau couche physique ainsi que ses applications. Nous avons ensuite décrit les méthodes d'accès aléatoires les plus représentatives. Très récemment, plusieurs méthodes d'accès aléatoires qui utilisent PNC ont été développées. Parmi elles, CRDSA et IRSA

ont été intégrées dans le nouveau standard de DVB, le DVB-RCS2. Nous avons détaillé dans ce chapitre leurs concepts et présenté une méthode d'analyse théorique qui permet d'évaluer leur performance théorique. Les standards DVB-RCS et DVB-RCS2 ont également été présentés comme des scénarios d'applications de l'accès aléatoire et de PNC.

# Multi-Slot Coded ALOHA (MuSCA)

---

## Sommaire

---

<b>3.1</b>	<b>Introduction</b>	<b>39</b>
<b>3.2</b>	<b>Hypothèses</b>	<b>40</b>
<b>3.3</b>	<b>Description du système</b>	<b>41</b>
3.3.1	Structure du mécanisme	41
3.3.2	Descriptions détaillées de MuSCA	43
<b>3.4</b>	<b>Exemples d'algorithme de décodage</b>	<b>50</b>
3.4.1	Premier exemple	50
3.4.2	Deuxième exemple	54
<b>3.5</b>	<b>Conclusion</b>	<b>57</b>

---

## 3.1 Introduction

Dans ce chapitre, nous présentons une nouvelle méthode d'accès aléatoire basée sur le PNC et le protocole Slotted ALOHA. Comme nous avons pu le constater dans le chapitre précédent, les travaux dans ce domaine sont en plein développement. Cependant, les principes sur lesquelles sont basés ces travaux peuvent encore être améliorés pour offrir de meilleures performances.

Dans CRDSA et ses variantes, à partir d'un certain niveau de charge, le nombre de collisions devient trop élevé et entraîne des configurations de blocage du processus de décodage itératif. Un des principes de ces méthodes est de coder séparément chaque burst envoyé sur un slot avec un code correcteur d'erreur de rendement suffisant pour le protéger seulement contre le bruit du canal. Par défaut, tous les bursts en collision sont considérés comme effacés alors qu'en pratique, quand deux signaux sont en collision, la somme apporte quand même une certaine quantité d'information sur chacun des deux. Si les bursts sont codés séparément, une solution possible pour récupérer cette information est d'utiliser un code de rendement très petit pour protéger les bursts à la fois contre le bruit du canal et l'interférence. Cette solution semble à première vue fonctionner mais apporte un débit utile très faible. Pour cette raison, afin de garder une efficacité spectrale raisonnable, les protocoles CRDSA, IRSA et CSA n'essayeront

pas de décoder des bursts interférés et n'utilisent l'information provenant d'un burst que s'il est "propre", c'est à dire sans collision.

Dans ce chapitre, nous proposons des nouvelles solutions permettant d'augmenter l'efficacité spectrale du système. Nous introduisons une nouvelle généralisation de CRDSA, nommée Multi-slot Coded ALOHA (MuSCA), dans le but d'augmenter la diversité des bursts de données sur un canal de type SA. Cette solution utilise des codes correcteurs d'erreurs, le codage réseau couche physique et l'annulation d'interférences successives (SIC). Au lieu d'envoyer des copies du même paquet, l'émetteur de MuSCA les remplace par les différentes parties d'un seul mot d'un code correcteur. Au niveau du récepteur, le décodeur rassemble toutes ces parties (y compris les parties interférées) et les inclut dans le processus de décodage. Ainsi, même si un mot de code ne contient que des bursts en collision, on arrive à avoir suffisamment d'information pour le décoder, et ensuite, débloquer et relancer le processus de décodage global. Comme notre but n'est pas de décoder correctement et séparément chacun des bursts mais de retrouver l'information envoyée par le mot en entier, le rendement de code utilisé est maintenu assez grand pour être en mesure d'offrir une bonne efficacité spectrale.

On considère que le système étudié contient plusieurs utilisateurs qui partagent le canal pour envoyer des données à travers un point d'accès ou un relais (par exemple un satellite ou une station de base). La Figure 3.1 est un exemple où le satellite sert de relais :

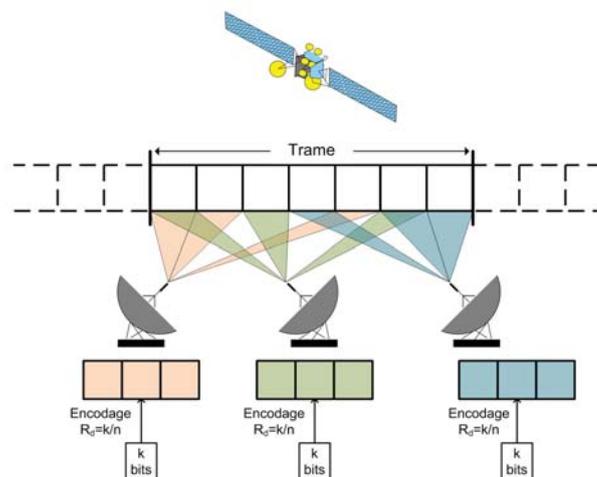


Figure 3.1 – Accès multiple sur un canal segmenté en slots

### 3.2 Hypothèses

Nous considérons que la liaison montante d'un système de communication sans fil est partagée entre  $N_U$  utilisateurs. Le relais amplifie tous les signaux reçus avec un gain fixe  $G_r$ . Le support de communication est divisé en slots de temps ou de fréquence de la taille d'un paquet de couche physique appelé burst. La taille du burst

est la même pour tous les utilisateurs. Nous considérons qu'un ensemble de  $N_s$  slots consécutifs forme une trame. La durée d'une trame est  $T_f$ . La durée d'un slot est donc  $T_f/N_s$ . Le canal est considéré comme linéaire et la transmission est soumise à un bruit blanc additif gaussien (AWGN). Il n'y a pas de lien direct entre les utilisateurs. Nous considérons que tous les utilisateurs transmettent avec la même énergie par symboles  $E_s$ .

Dans notre système, un utilisateur ne peut envoyer qu'un paquet de  $k$  bits d'information par trame. Pour continuer à envoyer d'autres messages, l'utilisateur doit attendre le début de la trame suivante. Nous supposons que des mécanismes de synchronisation permettent aux utilisateurs de se synchroniser au niveau des slots et des trames.

La trame qui contient les signaux des utilisateurs peut être décodée soit au niveau du terminal, soit au niveau du relais qui est embarqué sur le satellite, soit au niveau de la passerelle. Dans le cas où le relais décode la trame, le protocole utilisé est de type "Décode et Retransmet". Le relais récupère tous les paquets décodés, reconstruit des signaux et les diffuse vers les utilisateurs de même façon que sur le lien aller. Si le décodage de la trame est réalisé au niveau des destinataires, le relais ne fait qu'amplifier et retransmettre la trame. Dans ce cas, chacun des utilisateurs doit réaliser entièrement le processus de décodage. Cette option est donc  $N_u$  fois plus coûteuse en puissance de calcul que la première. Toutefois, le choix des options reste ouvert et n'influence pas le fonctionnement de MuSCA.

### 3.3 Description du système

#### 3.3.1 Structure du mécanisme

##### 3.3.1.1 Émetteur

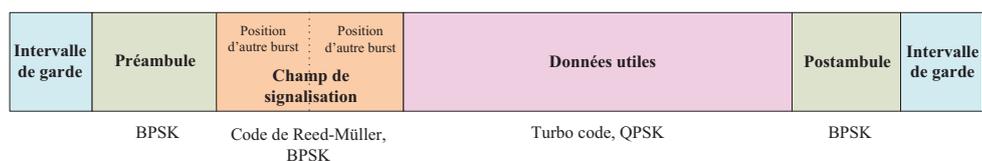


Figure 3.2 – Structure d'un burst

Dans ce système, on considère que chaque utilisateur transmet un paquet de données de  $k$  bits sur chaque trame. Tout d'abord, l'émetteur encode le paquet avec un code correcteur d'erreurs de rendement  $R_d$ , ce qui génère un mot de code de  $k/R_d$  bits. Ce mot de code est modulé avec une modulation d'ordre  $M$  et est ensuite divisé en  $N_b$  parties. La longueur du champ de données de chaque partie est donc  $k/(R_d \times N_b \times \log_2(M))$  symboles.

De façon similaire à CRDSA, un champ de signalisation et un préambule sont ajoutés à chaque partie pour former un burst. La structure d'un burst est représentée

dans la Figure 3.2. Le champ de signalisation contient des informations qui servent à identifier les positions d'autres bursts du même utilisateur dans la trame. Le groupe de bits permettant de localiser un burst s'appelle un pointeur. L'ensemble des pointeurs sont codés avec un code court de rendement  $R_s$ . Chaque utilisateur choisit aléatoirement  $N_b$  slots et envoie ses bursts sur ces emplacements. Notons que SA est un cas particulier de MuSCA avec  $R_d = 1$  et  $N_b = 1$ .

### 3.3.1.2 Relais

Le relais reçoit un signal qui est la somme des signaux des  $N_u$  utilisateurs transmis sur la liaison montante. Cette somme peut être écrite comme :

$$r_{relais}(t) = \sum_{i=1}^{N_u} c_i(t)s_i(t) + n_u(t), \quad (3.1)$$

où  $s_i(t)$  est le signal transmis par l'utilisateur  $i$ ,  $n_u(t)$  est le bruit blanc gaussien de moyenne nulle de la voie montante avec la variance  $\sigma_u^2 = N_{0_u}/2$  et  $c_i(t)$  est la réponse impulsionnelle du canal du terminal  $i$  au relais. Le relais amplifie le signal reçu avec un gain fixe  $G_r$  et renvoie cette somme de messages à tous les utilisateurs sur un second ensemble de slots temporels ou sur d'autres fréquences.

### 3.3.1.3 Récepteur

Sur la voie descendante, le signal reçu par tous les utilisateurs est :

$$r(t) = c_d(t) \times G_r \times \left( \sum_{i=1}^{N_u} c_i(t)s_i(t) + n_u(t) \right) + n_d(t), \quad (3.2)$$

où  $n_d(t)$  est le bruit blanc gaussien de moyenne nulle de la voie descendante avec la variance  $\sigma_d^2 = N_{0_d}/2$  et  $c_d(t)$  est la réponse impulsionnelle du canal du relais aux utilisateurs.

Dans MuSCA, le processus d'annulation d'interférences successives est appliqué deux fois à ce signal pour, dans un premier temps décoder les champs de signalisation (pour localiser des bursts de chaque utilisateur), et dans un second temps décoder les champs de données de l'ensemble des bursts des utilisateurs localisés.

Tout d'abord, le récepteur tente de localiser autant que possible les bursts des utilisateurs, en décodant les champs de signalisation avec l'algorithme SIC. Il parcourt chaque slot, essaie de décoder les champs de signalisation protégés par le code de rendement  $R_s$ . Si le décodage est réussi, les positions des  $N_b - 1$  autres bursts du même utilisateur sont découvertes. Si  $R_s$  est correctement choisi, un décodage peut être réussi même pour des bursts interférés par un autre burst (voir la Section 4.4.1). Ceci permet au récepteur de régénérer les  $N_b$  champs de signalisation et de les soustraire au signal reçu. Après cette opération, il reste  $N_u - 1$  utilisateurs à localiser. Le processus est répété jusqu'à ce que tous les bursts de tous les utilisateurs soient localisés ou qu'il n'y ait plus de champs de signalisation qui puissent être décodés.

Ensuite, le décodage des données est lancé pour l'utilisateur localisé qui a la probabilité de décodage la plus grande. Le récepteur rassemble tous les bursts du même utilisateur, démodule chaque bursts, fait le calcul des LLR, reconstruit un mot de code de longueur  $k/R_d$  et commence le processus de décodage. Dans CSA, les bursts en collision sont considérés effacés. Dans MuSCA, quand un burst est localisé, même s'il est interféré par des bursts d'autres utilisateurs, il peut encore participer au processus de décodage. Un burst est considéré comme perdu seulement quand il est fortement interféré et n'apporte aucune information utile pour le décodage. Le seuil de haute interférence est défini selon le code utilisé par chaque utilisateur. Si le décodage est réussi, le récepteur recrée le mot de code de l'utilisateur, puis ses  $N_b$  bursts. Après cela, les signaux correspondant aux  $N_b$  bursts récupérés sont soustraits du signal reçu. Notons que la soustraction se fait bien au niveau signal, pas au niveau bit. La contribution des interférences causées par ces bursts est donc retirée. Après la soustraction, le signal résultant est la combinaison du bruit du canal et des signaux des  $N_u - 1$  utilisateurs restants. Le signal restant après le premier tour de décodage est donné par :

$$r_1(t) = c_d(t) \times G_r \times \left( \sum_{\substack{i=1 \\ i \neq j}}^{N_u} c_i(t) s_i(t) + n_u(t) \right) + n_d(t). \quad (3.3)$$

L'algorithme de décodage est itératif jusqu'à ce que les données de tous les utilisateurs soient décodées ou qu'une situation de blocage apparaisse, c'est à dire lorsque plus aucun utilisateur n'est décodable.

### 3.3.2 Descriptions détaillées de MuSCA

#### 3.3.2.1 Émetteur

La Figure 3.3 est l'organigramme de programmation qui illustre l'émission d'un message par un utilisateur selon les principes de MuSCA. L'émission commence par l'obtention du message (des données) à transmettre (étape E1). On suppose que les messages transmis sur le canal de communication sont de longueur convenue fixe de  $k$  bits. Si un message d'une autre longueur devait être transmis, il faudrait le couper en paquets de la longueur convenue et/ou ajouter des bits de remplissage. Dans la suite, il sera donc supposé, sans perte de généralité, que les messages à transmettre possèdent la longueur convenue. A l'étape E2, le message à transmettre est codé avec un code correcteur ayant un rendement de codage  $R_d$ . Le mot de code obtenu, de longueur  $k/R_d$  bits, est modulé, par exemple par la modulation QPSK, et est ensuite découpé (étape E3) en  $N_b$  parties ( $N_b \geq 1$ ). Comme dans toutes les méthodes d'accès de type Slotted ALOHA, chaque utilisateur sélectionne (étape E4) les slots, dans lesquels il transmettra ses bursts, de manière aléatoire, sans tenir compte des autres utilisateurs. L'utilisateur génère ensuite un champ de signalisation pour chacun des  $N_b$  bursts (étape E5). Chaque champ de signalisation comprend une indication des  $N_b - 1$  slots (par exemple les numéros des slots à l'intérieur de la trame utilisée pour transmettre

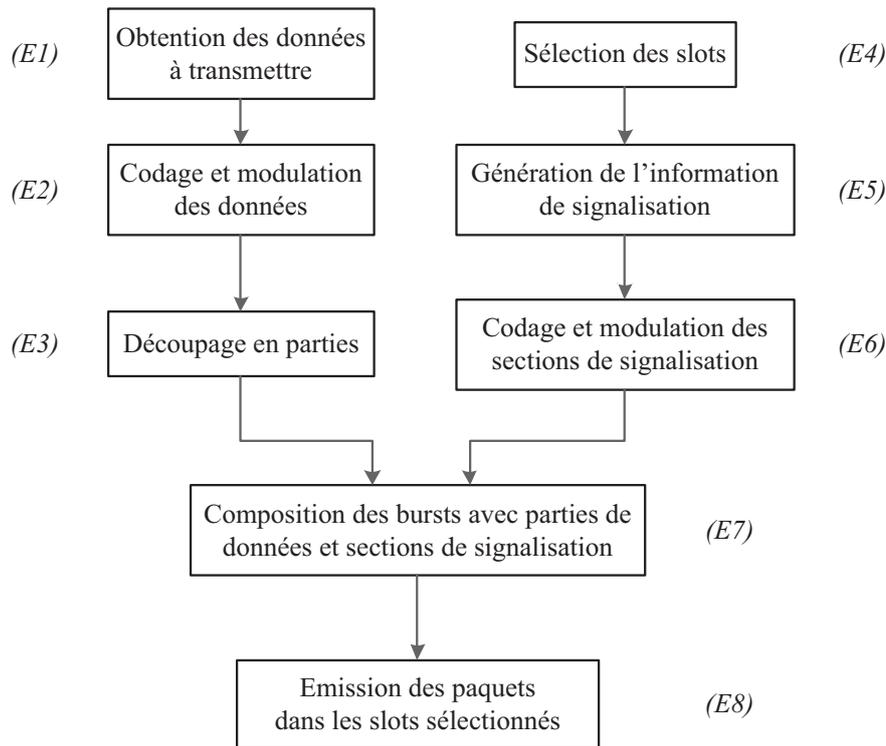


Figure 3.3 – Description de l'émission réalisée dans MuSCA

les autres bursts). Les champs de signalisation sont encodés avec un code correcteur ayant un rendement de codage  $R_s$  et modulés (étape  $E6$ ). Notons que le codage du message et le codage des champs de signalisation sont effectués séparément et avec des codes correcteurs différents. Chacun des  $N_b$  bursts est composé par l'assemblage de la partie de données utiles codées et modulées et du champ de signalisation codé et modulé (étape  $E7$ ). Un préambule et/ou un postambule est rajouté à chaque burst. Finalement, l'utilisateur émet ses bursts dans les slots sélectionnés de la trame (étape  $E8$ ).

Pour bien distinguer les différentes façons de construire des bursts de CRDSA, CSA et MuSCA, les étapes principales de leurs générations sont représentées sur la Figure 3.4. Les rendements de codes sont donnés comme exemple et permettent à chaque utilisateur des trois méthodes de transmettre la même quantité de bits utiles. Comme l'insertion des intervalles de garde et des préambules des protocoles sont similaires, nous ne la présentons pas dans la figure.

Tous les utilisateurs procèdent de la même manière pour émettre un message. Dans ce chapitre, nous supposons que chaque utilisateur ne peut envoyer que  $N_b$  bursts par trame,  $N_b$  étant égal pour tous les utilisateurs. Nous supposons également que tous les utilisateurs emploient les mêmes codes correcteurs de rendement  $R_d$  pour encoder les données et les mêmes codes de rendement  $R_s$  pour encoder les champs de signalisation. Notons toutefois que les utilisateurs pourraient utiliser différents codes

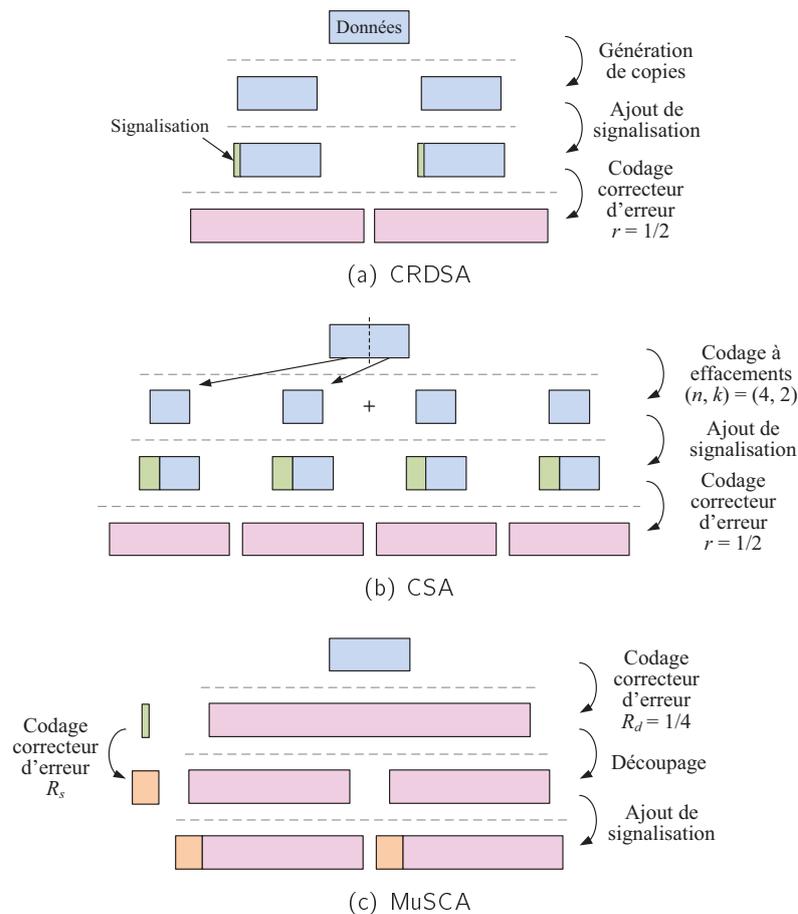
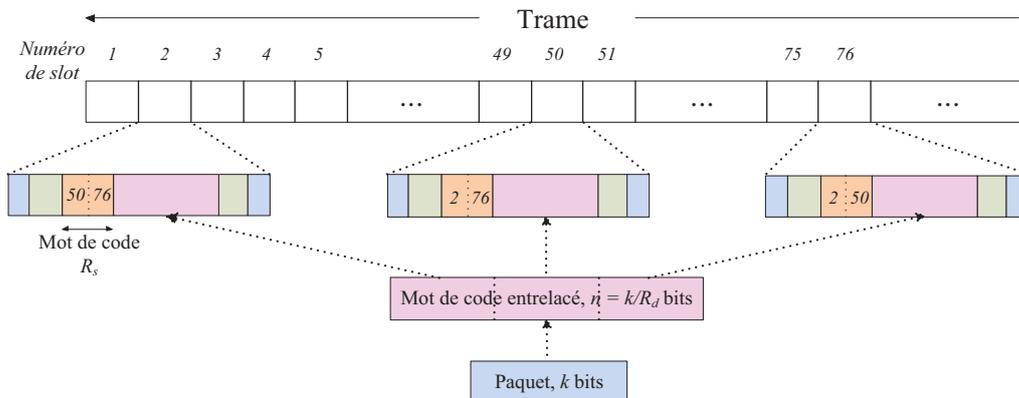


Figure 3.4 – Différentes étapes de la génération des bursts dans CRDSA, CSA et MuSCA

correcteurs pour encoder les données et découper les mots de code en des nombres de bursts différents ( $N_b$  variables selon les utilisateurs et/ou les conditions de charge et/ou de bruit sur le canal de communication) avant de les envoyer. Cette possibilité sera développée et évaluée dans le Chapitre 5.

La Figure 3.5 est une illustration schématique de l'émission d'un paquet de données sur une trame MuSCA. Dans l'exemple, un utilisateur a choisi les slots 2, 50 et 76 de la trame pour transmettre son message (ici  $N_b = 3$ ). Le message, après encodage et modulation est réparti sur trois bursts qui sont transmis dans respectivement un des slots sélectionnés. Comme le montre la Figure 3.5, le champ de signalisation de chaque burst contient l'indication des deux slots occupés par les autres bursts du même message : le premier burst pointe donc vers les slots 50 et 76, le deuxième burst vers les slots 2 et 76 et le dernier burst vers les slots 2 et 50. Dans la suite, les bursts appartenant au même paquet (même utilisateur) sont appelés un groupe de bursts. De même, nous appelons groupe de slots l'ensemble des slots occupés par un groupe de bursts.

Figure 3.5 – Scénario de transmission,  $N_b = 3$ 

### 3.3.2.2 Récepteur

Les Figures de 3.6 à 3.9 sont des organigrammes de programmation illustrant le fonctionnement mis en œuvre par un récepteur ou un relais pour décoder des messages transmis sur une voie de communication MuSCA.

La Figure 3.6 concerne le décodage et la suppression successive des champs de signalisation. Le décodage de données est illustré dans la Figure 3.8. La réception commence par la numérisation du signal interféré (étape *DS1*), incluant entre autres la conversion de fréquence, l'échantillonnage, la quantification ainsi que la mise en mémoire du flux de données numériques. Une liste des slots à examiner (liste 1) est initialisée (étape *DS2*). Au départ, tous les slots de la trame sont à examiner. Une liste des groupes de slots (liste 2) contenant des bursts appartenant au même paquet d'un utilisateur est également créée (étape *DS3*).

Le décodeur parcourt ensuite les slots de la trame pour identifier un slot contenant un/des champs de signalisation avec une probabilité de décodage élevée (étape *DS4*). Au cas où plusieurs slots ont la même probabilité, le décodeur peut choisir parmi eux au hasard ou simplement le premier sur lequel il tombe.

La Figure 3.7 montre comment l'étape *DS4* peut être réalisée en pratique. Le décodeur cherche d'abord un slot contenant un seul burst ( $N = 1$ ) parmi les slots à examiner. Dès qu'il trouve un tel slot, il décode ce slot. S'il n'y a aucun slot à un seul burst dans la trame, le décodeur cherche un slot avec (exactement) deux bursts en collision ( $N = 2$ ) parmi les slots à examiner. Dès qu'il trouve un tel slot, il décode ce slot. En cas d'échec, le décodeur continue la recherche en augmentant progressivement le nombre de bursts en collision jusqu'à une valeur maximale ( $N_{max}$ ).  $N_{max}$  dépend de l'encodage des champs de signalisation : plus l'encodage introduit de redondance, plus grand sera  $N_{max}$ . Si la recherche ne retourne aucun slot avec  $N = N_{max}$ , les slots restants sont considérés comme non identifiables et le décodeur continue avec le décodage des messages (données utiles).

Si un slot potentiellement décodable est trouvé à l'étape *DS4*, le décodeur passe à l'étape *DS5*. Ensuite, il

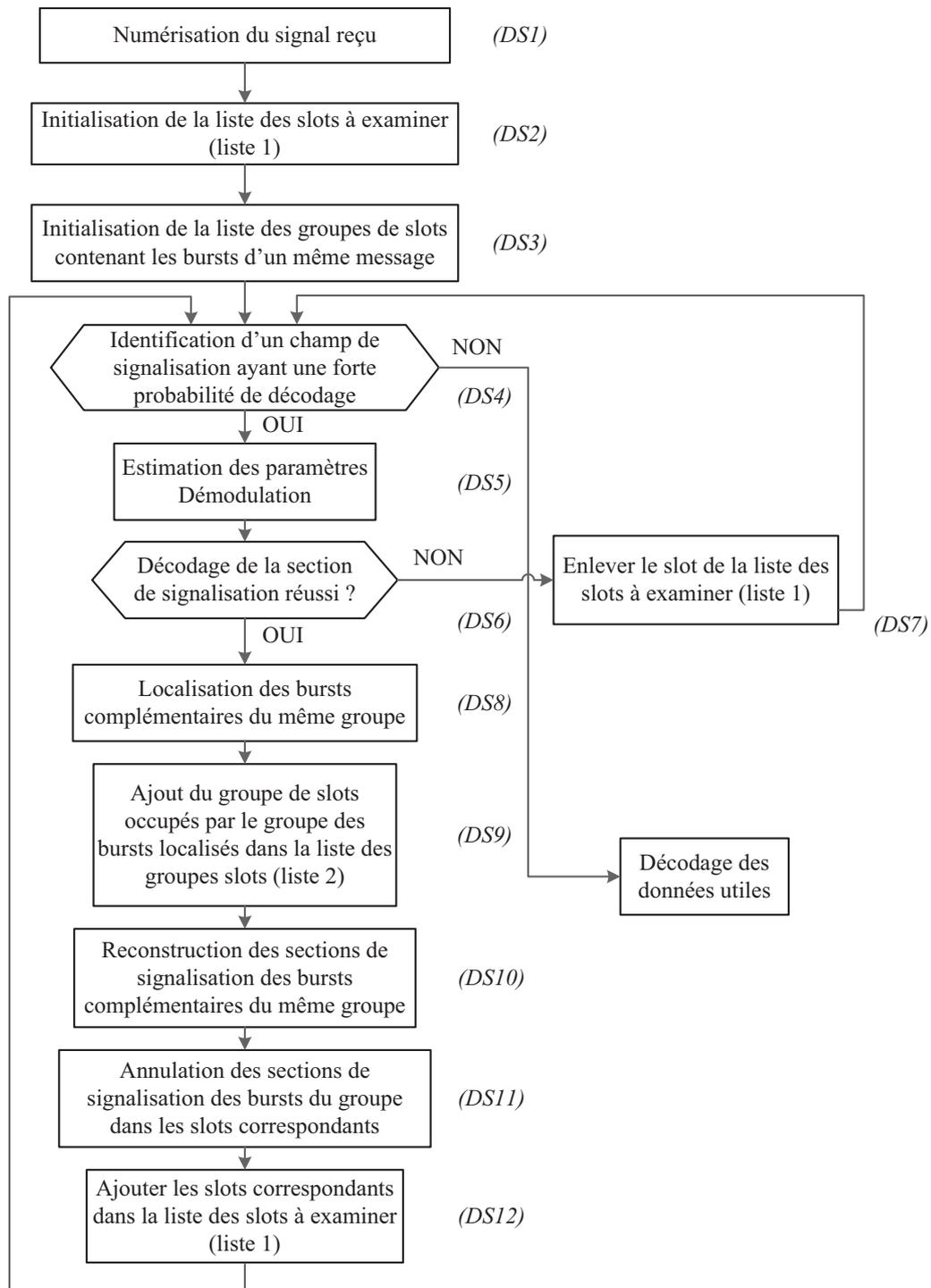


Figure 3.6 – Décodage de signalisation (DS) réalisé dans MuSCA

tente le décodage du champ de signalisation (étape DS6). Si le décodage échoue, le slot en question est provisoirement supprimé de la liste des slots à examiner (liste 1)

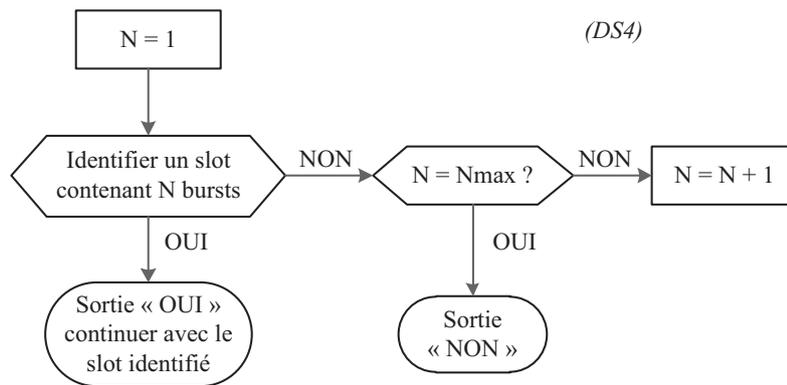


Figure 3.7 – Identification d'un slot contenant un champ de signalisation ayant une forte probabilité de décodage

(étape *DS7*). Dans le cas contraire, le décodeur identifie les localisations (les slots) des autres bursts du même utilisateur (étape *DS8*). Ces slots sont ainsi ajoutés dans la liste des groupes de slots des utilisateurs identifiés (liste 2) (étape *DS9*). Le décodeur reconstruit les champs de signalisation des autres bursts du même utilisateur (étape *DS10*) et les supprime dans le signal numérisé, au niveau des slots concernés (étape *DS11*). La suppression des champs de signalisation rend éventuellement possible un décodage qui ne l'était pas auparavant sur ces slots. Donc, ces slots sont rajoutés à la liste des slots à examiner (étape *DS12*).

Les étapes de *DS4* à *DS12* sont répétées jusqu'à ce qu'il ne reste plus aucun champ de signalisation dans les slots de la liste 1. Au fur et à mesure des itérations, la liste des groupes de slots (ou des groupes de bursts localisés) est complétée. Le décodeur passe ensuite au décodage des données utiles, le processus est expliqué plus en détail dans les Figures 3.8 et 3.9.

Les mots de code à décoder sont identifiés par les groupes de slots obtenus par décodage des champs de signalisation. La liste à examiner est donc initialisée comme la liste des groupes de slots identifiés (liste 2 de la phase de décodage de signalisation) (étape *DD1*). Le décodeur essaie ensuite de détecter le mot de code ayant la probabilité de décodage la plus élevée parmi les éléments de la liste à examiner (étape *DD2*). Comme montré à la Figure 3.9, le décodeur cherche d'abord dans la liste le groupe de slots ayant le plus de bursts "propres" ( $N = \text{nombre d'interférences} = 0$ ). Dès qu'il trouve un tel groupe, il tente le décodage du mot de code correspondant. S'il n'existe pas de groupe de slots ayant au moins un burst non collisionné, le décodeur cherche le groupe de slots ayant le plus de bursts interférés par seulement un autre signal ( $N = \text{nombre d'interférences} = 1$ ). Dès qu'il trouve un tel groupe, il tente le décodage du mot de code correspondant. Si le code correcteur utilisé permet le décodage, même en présence de collisions de plus de deux bursts, le décodeur cherche un groupe de slots ayant le plus de slots en commun avec (exactement) 2, 3, etc. autres groupes de slots. Si la recherche ne retourne aucun groupe de slots avec  $N = N_{max}$ , aucun autre message n'est considéré comme décodable et le décodeur s'arrête (étape *DD3*).

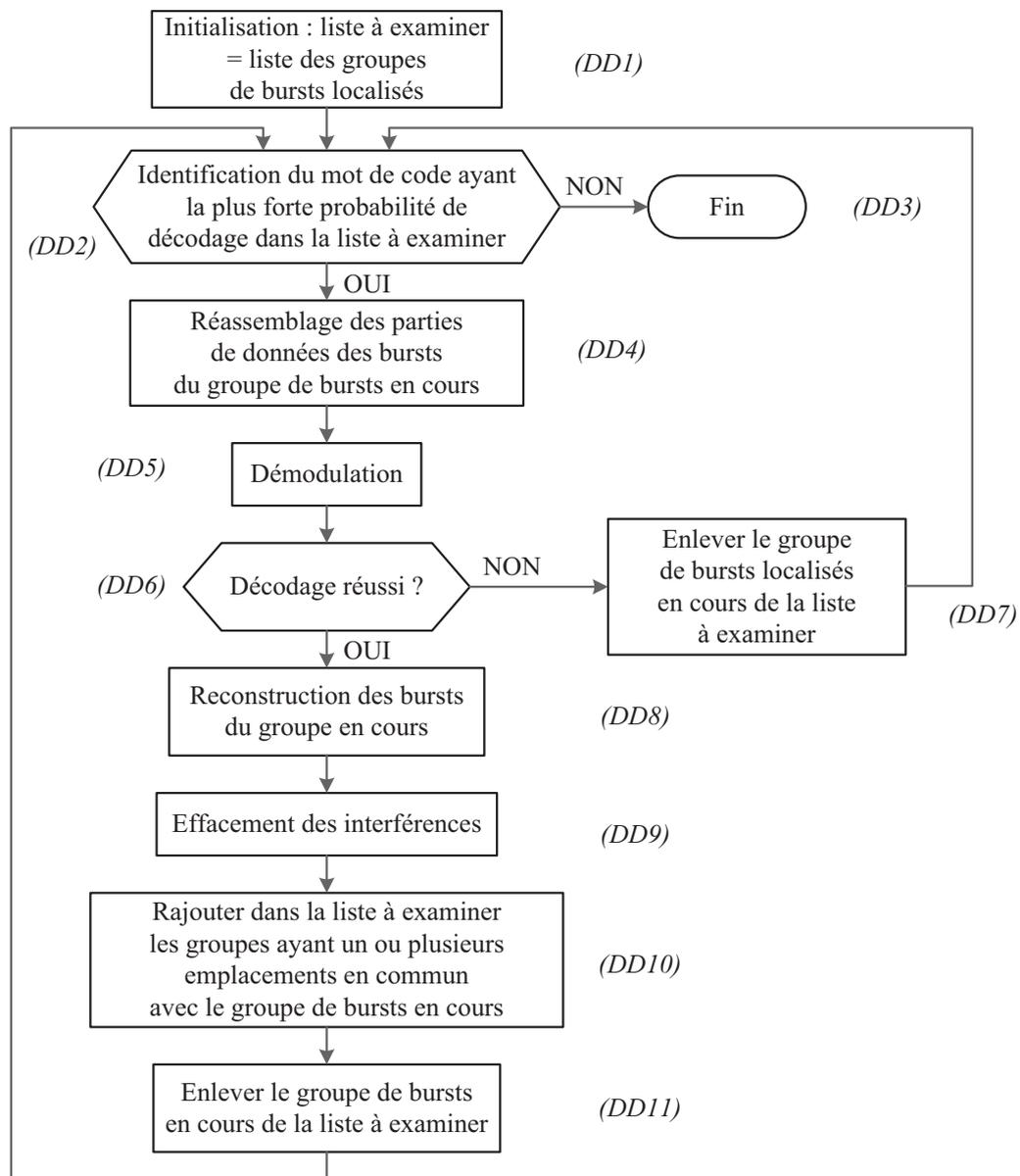


Figure 3.8 – Décodage des données (DD) utiles réalisé dans MuSCA

Une fois que le groupe de slots présentant la probabilité de décodage la plus élevée est identifié, les parties de mots de code contenues dans les slots du groupe sont rassemblées (concaténées) (étape *DD4*) et démodulées (étape *DD5*). Ensuite, le décodeur tente le décodage (étape *DD6*). Si le décodage n'est pas réussi (sortie "NON"), le groupe de slots en cours est enlevé (étape *DD7*) de la liste à examiner. Si le décodage est réussi, le décodeur régénère les bursts (étape *DD8*) et les soustrait du signal numérisé en mémoire (étape *DD9*). Si l'élimination des interférences change la configuration de collisions d'un autre groupe de slots (précédemment supprimé de la

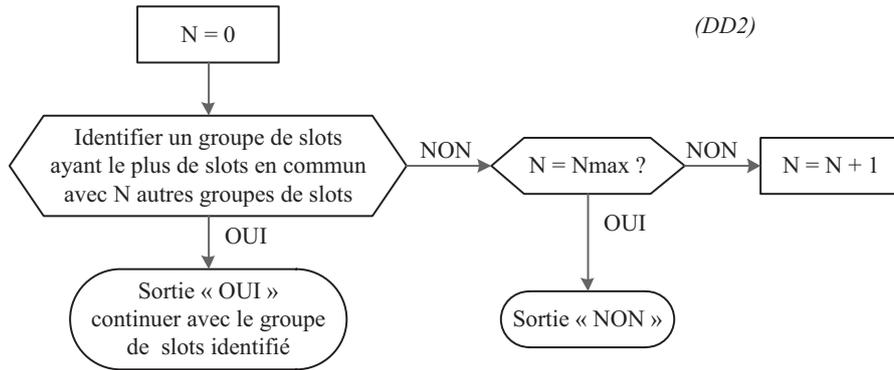


Figure 3.9 – Identification du mot de code ayant la plus forte probabilité de décodage dans la liste

liste à examiner), celui-ci est remis sur la liste à examiner (étape *DD10*). Le groupe de slots traité avec succès est supprimé de la liste à examiner (étape *DD11*). Le décodeur répète les étapes *DD12*, et de *DD4* à *DD11* jusqu'à ce qu'il n'arrive plus à trouver un mot de code potentiellement décodable.

## 3.4 Exemples d'algorithme de décodage

### 3.4.1 Premier exemple

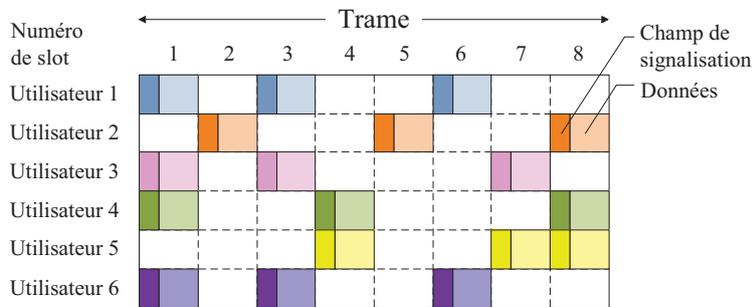


Figure 3.10 – Mapping des bursts dans une trame,  $N_u = 6$ ,  $N_s = 8$

La Figure 3.10 montre un exemple des transmissions dans une trame. Le déroulement de l'algorithme de décodage de MuSCA est illustré dans les Figures de 3.11 à 3.13 pour un exemple concret (mais très simplifié par rapport à une situation réelle). Le scénario consiste en six utilisateurs qui envoient chacun trois bursts par paquet de données utiles sur une trame de longueur de huit slots ( $N_u = 6$ ,  $N_b = 3$ ,  $N_s = 8$ ). Le code et la modulation utilisés par chacun des utilisateurs n'influencent pas de manière importante le principe de décodage. À titre d'exemple, la Figure 4.10 présente la performance d'un couple (code, modulation) possible à utiliser dans ce scénario.

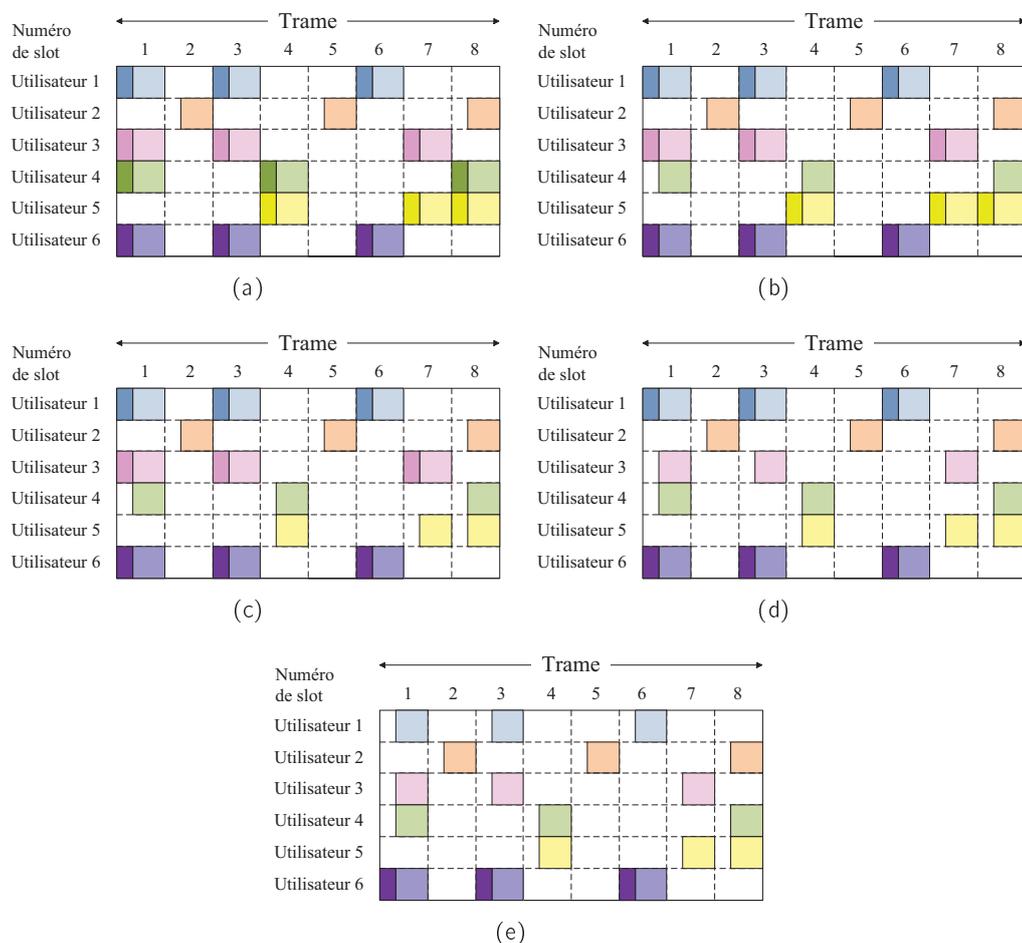
Nous supposons que tous les signaux sont soumis à un bruit blanc gaussien de

$E_s/N_0 = 5$  dB (avec  $E_s$  est l'énergie par symboles).

L'entité réceptrice (le récepteur ou le relais) qui s'occupe du décodage reçoit le signal interféré, le numérise et le met en mémoire. La suite des traitements de signal est réalisée sur la copie numérisée du signal.

### 3.4.1.1 Décodage de signalisation

La première phase de l'algorithme de décodage concerne le décodage des champs de signalisation. Le décodeur parcourt toute la trame à la recherche d'un champ de signalisation potentiellement décodable.



Le décodeur détecte un burst "propre" sur le slot 2. Il essaye donc de décoder le champ de signalisation transmis dans ce slot. Avec le code détaillé dans la Section 4.4.1.1, les simulations montrent que la probabilité de non décodage dans ce cas est largement en dessous de  $10^{-4}$ . Le champ de signalisation de ce burst a donc une forte chance d'être décodé. Supposons que ce décodage réussisse. Le décodeur peut alors

localiser les  $(N_b - 1) = 2$  autres bursts complémentaires (du même groupe de bursts) et soustraire leurs champs de signalisation du signal numérisé, comme le montre la Figure 3.11(a).

Le décodeur parcourt la trame une deuxième fois. Il n'y a pour l'instant aucun slot ne contenant qu'un seul burst. Ceci est une situation de blocage pour les algorithmes CRDSA, CRDSA++, IRSA et CSA. Dans MuSCA, le décodeur cherche donc un slot avec deux bursts. Il trouve en premier le slot 4. Dans ce cas, le taux d'erreur de paquets  $PER = 2 \times 10^{-2}$ . Supposons que le décodage du champ de signalisation du burst de l'utilisateur 4 dans ce slot réussisse. Le décodeur enlève ensuite tous les champs de signalisation des autres bursts de cet utilisateur (cf. Figure 3.11(b)).

En parcourant la trame une nouvelle fois, le décodeur trouve un champ de signalisation "propre" dans le slot 4. Il le décode ( $PER \ll 10^{-4}$ ) et enlève ensuite tous les champs de signalisation de l'utilisateur 5 (cf. Figure 3.11(c)). Le décodeur trouve ensuite un champ de signalisation non collisionné dans le slot 7, le décode et enlève tous les champs de signalisation de l'utilisateur 3 (cf. Figure 3.11(d)).

Il n'y a de nouveau aucun slot qui ne contient qu'un seul burst. Le décodeur cherche donc un slot avec deux bursts ( $PER = 2 \times 10^{-2}$ ). Il trouve le premier slot. Supposons que le décodage ne réussisse pas cette fois-ci. Le décodeur continue sa recherche. Il trouve le slot 3. Supposons qu'il réussisse à décoder un champ de signalisation (par exemple celui de l'utilisateur 1). Tous les champs de signalisation de l'utilisateur trouvé peuvent être supprimés (cf. Figure 3.11(e)). Dans le cas où il n'arriverait à décoder aucun des champs de signalisation dans les slots 1, 3 et 6 (probabilité très faible,  $(2 \times 10^{-2})^3$ ), les bursts des utilisateurs 1 et 6 ne pourraient pas être localisés et les données de ces deux utilisateurs ne pourraient pas être décodées par la suite.

A cette phase du processus, il ne reste donc que les champs de signalisation d'un seul utilisateur. La probabilité qu'on n'arrive pas à décoder au moins l'un d'entre eux est nettement inférieure à  $(10^{-4})^3$ . On considère donc que le décodage est réussi et que les champs de signalisation de l'utilisateur 6 peuvent être supprimés (cf. Figure 3.12).

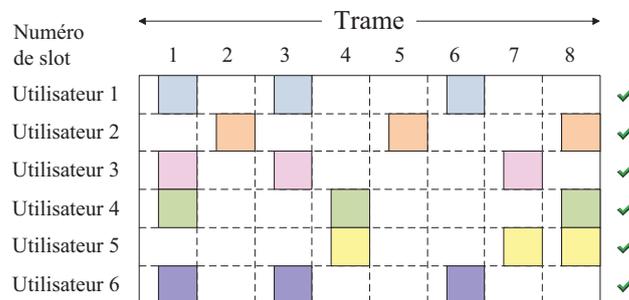


Figure 3.12 – Bursts de données localisés après la première phase

### 3.4.1.2 Décodage des données utiles

Après le décodage des champs de signalisation, dans notre exemple, le décodeur a l'information sur la localisation de tous les bursts de chaque utilisateur, ainsi que sur le nombre de collisions dans lesquelles chacun de ses bursts est impliqué. Quand tous les champs de signalisation ont été décodés, la situation peut être résumée par le tableau suivant. A priori, tous les groupes de bursts identifiés sont à décodé (marqués d'une coche dans les figures). Dans le tableau, la colonne "Collisions" indique le nombre de collisions pour les trois bursts du groupe respectif : [3, 2, 1] signifie que le premier, deuxième et troisième bursts du groupe partagent leurs slots avec, respectivement, 3, 2 et 1 autre(s) burst(s).

Utilisateur	Position 1	Position 2	Position 3	Collisions	A décodé ?
1	1	3	6	[3, 2, 1]	Oui
2	2	5	8	[0, 0, 2]	Oui
3	1	3	7	[3, 2, 1]	Oui
4	1	4	8	[3, 1, 2]	Oui
5	4	7	8	[1, 1, 2]	Oui
6	1	3	6	[3, 2, 1]	Oui

Table 3.1 – Tableau du mapping des bursts découverts par le décodeur

Pour commencer le décodage des messages, le décodeur cherche l'utilisateur qui a le plus de bursts "propres" (non collisionnés). Dans notre exemple, il trouve l'utilisateur 2 (voir Tableau 3.1). Il rassemble (concatène) les trois parties de mot de code trouvées de cet utilisateur afin de pouvoir réaliser le décodage. Avec le code considéré dans la Section 4.4.1, à  $E_s/N_0 = 5$  dB, le  $PER$  est inférieur à  $10^{-5}$ . Supposons donc que le décodeur arrive à décodé ce mot de code. Connaissant le paquet de données de l'utilisateur 2, le récepteur ou le relais peut reconstituer le mot de code correspondant et les bursts envoyés. Les bursts de cet utilisateur sont alors supprimés du signal numérisé mis en mémoire et le groupe de bursts de l'utilisateur est supprimé de la liste des groupes de bursts à examiner (cf. Figure 3.13(a)).

Dans la situation de la Figure 3.13(a), aucun autre message ne pourrait être décodé si on employait les procédés CRDSA ou CSA, car il n'y a plus aucun utilisateur ayant des bursts "propres". Selon le procédé MuSCA, le décodeur cherche donc l'utilisateur qui a le plus de bursts dont chacun est interféré par un seul autre utilisateur. Après élimination des bursts de l'utilisateur 2, la configuration de l'utilisateur 5, en termes de collisions, est [1, 1, 1]. Le  $PER_{[1,1,1]}$  à  $E_s/N_0 = 5$  dB est inférieur à  $10^{-5}$ . Supposons qu'on ne puisse pas décodé cet utilisateur malgré ce faible taux d'erreur. Le groupe de bursts de l'utilisateur 5 sera marqué comme non décodable (cf. Figure 3.13(b)) jusqu'à ce que sa configuration de collisions (actuellement [1, 1, 1]) change.

Le décodeur cherche donc un autre message à décodé. La configuration de l'utilisateur 4 est [3, 1, 1]. Le  $PER_{[3,1,1]}$  à  $E_s/N_0 = 5$  dB est de  $2 \times 10^{-4}$ . Supposons que le décodage du message de l'utilisateur 4 réussisse. Le décodeur recrée les bursts de l'utilisateur 4 et les soustrait du signal numérisé en mémoire. L'élimination des bursts

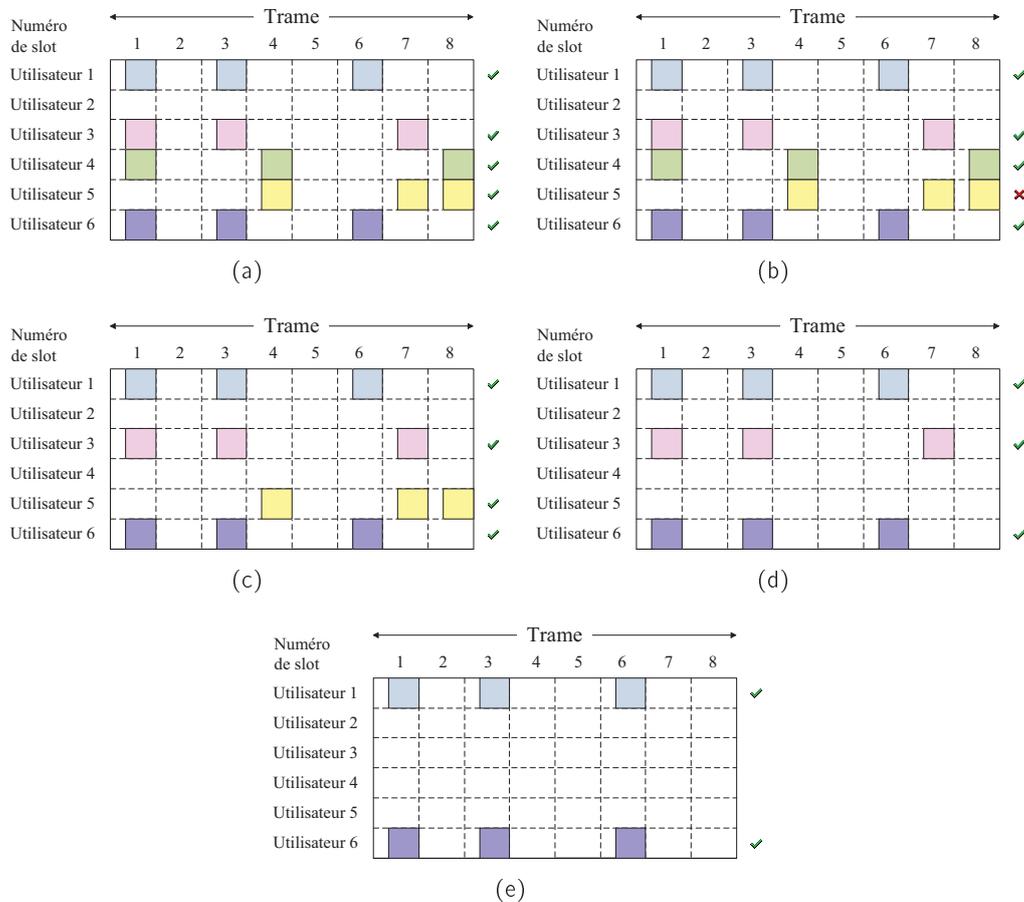


Figure 3.13 – Décodage des données utiles du premier exemple

de l'utilisateur 4 change la configuration des collisions de l'utilisateur 5 en  $[0, 1, 0]$ . Le groupe de bursts de l'utilisateur 5 est donc rajouté à la liste des groupes à traiter (cf. Figure 3.13(c)).

En supposant que les décodages suivants réussissent, le décodeur extrait le message de l'utilisateur 5 et ensuite celui de l'utilisateur 3. A chaque fois, les bursts concernés sont éliminés (cf. Figures 3.13(d) et 3.13(e)).

On retombe sur un cas de blocage pour les systèmes CRDSA et CSA. Dans l'exemple, la probabilité de décodage d'un des deux groupes de bursts qui restent est élevée ( $1 - 2 \times 10^{-5}$ ). Une fois qu'un message restant est décodé, les bursts correspondants sont supprimés. Les données du dernier utilisateur ont ensuite toutes les chances d'être récupérées à leur tour.

### 3.4.2 Deuxième exemple

Dans le paragraphe précédent, nous avons présenté un exemple contenant les principales étapes du processus de décodage de MuSCA. Ici, sur les Figures 3.14 et

3.15, nous proposons un exemple illustrant le décodage d'un scénario de transmission simple dans lequel le nombre d'utilisateurs est plus grand que le nombre de slots dans la trame ( $N_u > N_s$ ). Si les signaux de tous les utilisateurs sont décodés, le débit normalisé (calculé par l'Équation 2.15) est égal à la charge. Ceci implique notamment que ce débit normalisé est supérieur à 1.

Dans cet exemple, quatre utilisateurs encodent et modulent leur paquet de  $k$  bits pour les envoyer sur une trame de trois slots. Le mot de code modulé est découpé en deux parties ( $N_b = 2$ ). La Figure 4.11 présente la performance d'un couple (code, modulation) possible à utiliser dans ce scénario.

Le champ de signalisation est codé avec un code court du rendement  $R_s$  et est ajouté aux deux parties. Si ce code court est le code de Reed-Müller (64, 14), ses performances sont connues et détaillées dans la Section 4.4.1.1. Nous supposons que le SNR est de 5 dB pour tous les utilisateurs. Ils envoient leurs paquets codés, modulés sur deux slots aléatoirement choisis dans la trame comme représenté dans la Figure 3.14(a). Nous pouvons observer que tous les bursts sont en collision.

### 3.4.2.1 Décodage de signalisation

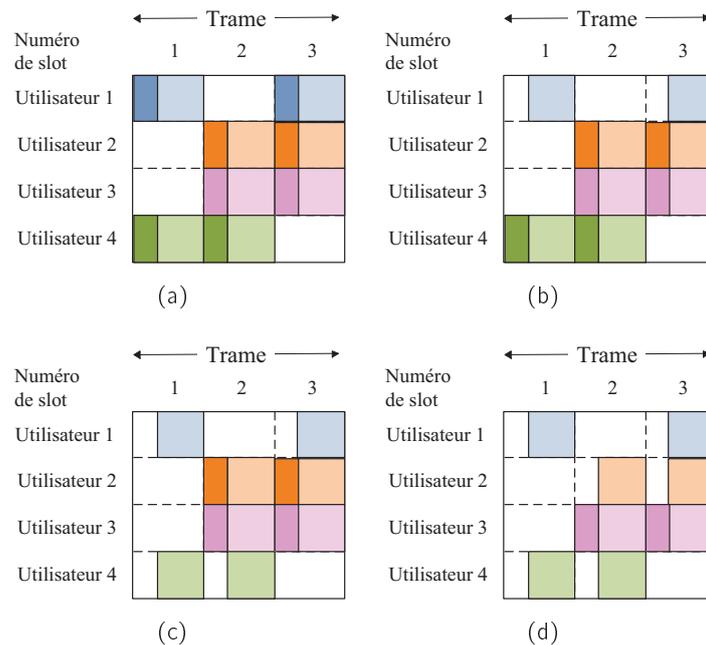


Figure 3.14 – Décodage de signalisation du deuxième exemple

Le décodeur parcourt toute la trame pour chercher un champ de signalisation potentiellement décodable. Sur le slot 1, le décodeur détecte des bursts des utilisateurs 1 et 4 qui sont interférés par un burst. Il commence donc par le décodage du signal sur le premier slot. Avec le code de rendement  $R_s$  choisi comme dans la Section

4.4.1.1, un des deux champs de signalisation dans le slot a une probabilité de 90% d'être correctement décodé. Nous supposons alors que le décodage soit réussi et nous obtenons le champ de signalisation de l'utilisateur 1. Grâce au pointeur décodé, l'emplacement du deuxième burst est découvert. Le décodeur peut alors soustraire les deux champs de signalisation du signal initial (cf. Figure 3.14(b)).

Le décodeur parcourt la trame une deuxième fois. Sur le premier slot, la signalisation de l'utilisateur 4 se trouve toute seule. La probabilité de non décodage dans ce cas est très faible, en dessous de  $10^{-4}$ . Le champ de signalisation de ce burst est donc facilement décodé. Le décodeur peut ensuite localiser le burst complémentaire et soustraire les deux champs de signalisation du signal total (cf. Figure 3.14(c)).

De la même manière, la signalisation du premier burst de l'utilisateur 2 est décodée sur le deuxième slot avec une probabilité de 90%. Ceci entraîne la suppression des deux champs de signalisation de cet utilisateur sur les slots 2 et 3 (cf. Figure 3.14(d)).

Les bursts du dernier utilisateur (l'utilisateur 3) sont donc facilement localisés. Leurs champs de signalisation sont aussi à leurs tours décodés et supprimés.

### 3.4.2.2 Décodage des données utiles

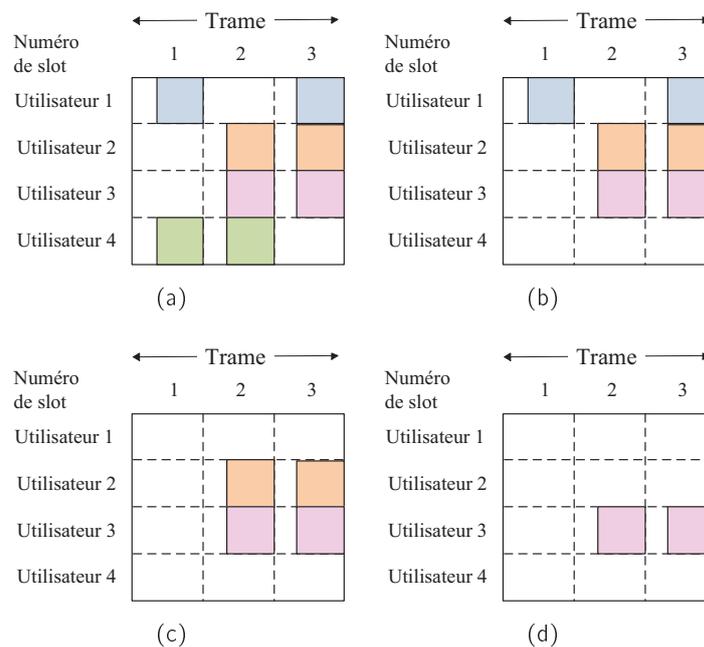


Figure 3.15 – Décodage de données utiles du deuxième exemple

Après le décodage des champs de signalisation, le décodeur a localisé les bursts et possède la connaissance sur la configuration de chacun des utilisateurs dans le système. Ce scénario représente un cas de figure où il n'y a aucun burst "propre". Les deux utilisateurs 1 et 4 ont la probabilité de décodage la plus élevée avec la configuration

$[1, 2]$  ( $PER_{[1,2]} = 10^{-2}$ ). Le décodeur commence par essayer de décoder l'utilisateur 1. Supposons que le décodage échoue malgré la bonne probabilité, le décodeur passe à l'utilisateur 4. L'utilisateur 1 est enlevé de la liste des groupes de bursts à décoder. Si ce décodage est réussi, les deux bursts de l'utilisateur 4 sont reconstruits et soustraits de la somme des signaux (cf. Figure 3.15(b)). Sur le premier slot, le premier burst de l'utilisateur 1 devient "propre", i. e. la configuration de cet utilisateur est changée. Le groupe de bursts de l'utilisateur 1 est donc rajouté à la liste des groupes à décoder.

L'utilisateur 1 est celui qui a la probabilité de décodage la plus élevée de la liste ( $PER_{[0,2]} < 10^{-4}$ ). Le décodeur continue le processus en essayant de décoder cet utilisateur. Si le décodage est réussi, son signal est reconstruit et soustrait de la somme (cf. Figure 3.15(c)).

Après le décodage de l'utilisateur 1, sur la trame, il ne reste plus que quatre bursts, répartis sur deux slots. La probabilité de non décodage de la configuration  $[1, 1]$  est très faible pour un SNR de 5 dB ( $PER_{[1,1]} < 10^{-4}$ ). Supposons que l'utilisateur décodé soit le second. De la même manière, son signal est enlevé de la partie restante du signal total (cf. Figure 3.15(d)).

Les deux bursts de l'utilisateur 3 sont "propres", le paquet qu'il a envoyé est donc facilement récupéré. Le décodage de ce paquet marque la fin du processus.

Finalement, nous avons réussi à décoder correctement les paquets envoyés par tous les utilisateurs. L'exemple a montré comment la transmission de quatre signaux peut être réalisée sur trois slots. Ceci est équivalent à un des cas possibles où le débit est supérieur à 1 ( $T = 1.33$ ).

### 3.5 Conclusion

Dans ce chapitre, une nouvelle méthode d'accès appelée MuSCA permettant d'améliorer les protocoles CRDSA, IRSA et CSA a été présentée. Nous avons proposé deux modifications importantes qui permettent d'envoyer des données d'un nombre d'utilisateurs plus élevé que le nombre de slots disponibles dans la trame. Au lieu d'envoyer plusieurs fois le même paquet de données, nous transmettons différentes parties d'un mot de code d'un code correcteur d'erreurs. Au niveau du récepteur, si elles sont localisées, le décodeur utilise l'information venant de tous les bursts (même ceux qui sont interférés) afin de réaliser le décodage du mot. Nous avons présenté des scénarios avec certaines configurations de blocages pour d'autres protocoles mais résolubles par le nouvel algorithme proposé. Dans le prochain chapitre, nous évaluons la performance de MuSCA par des méthodes théoriques et par simulation.



# Analyse et évaluation de performance de MuSCA

---

## Sommaire

<b>4.1</b>	<b>Introduction</b>	<b>59</b>
<b>4.2</b>	<b>Métriques</b>	<b>60</b>
<b>4.3</b>	<b>Analyse théorique</b>	<b>61</b>
4.3.1	Analyse basée sur la capacité QPSK	61
4.3.2	Analyse basée sur l'évolution des densités	67
<b>4.4</b>	<b>Évaluation de performance par simulations au cas synchrone</b>	<b>71</b>
4.4.1	Implémentation	71
4.4.2	Simulations	75
<b>4.5</b>	<b>Prise en compte des contraintes pratiques</b>	<b>80</b>
4.5.1	Décalage d'horloge	80
4.5.2	Décalage en fréquence	82
4.5.3	Différence de puissances reçues entre les utilisateurs	83
<b>4.6</b>	<b>Conclusion</b>	<b>83</b>

---

## 4.1 Introduction

Après le chapitre précédent consacré à la présentation du fonctionnement de la méthode d'accès aléatoire MuSCA, ce chapitre présente des analyses permettant d'évaluer la performance du schéma proposé. Les analyses se composent de deux parties. Tout d'abord, certaines approches théoriques permettent d'évaluer les performances asymptotiques du système. Nous présentons ensuite des détails d'implémentation tels que les codes correcteurs d'erreurs utilisés pour encoder la partie de données utiles et le champ de signalisation. Ces codes sont spécialement choisis pour être appliqués dans le contexte de la voie de retour du standard DVB-RCS2. Finalement, les simulations montrent les performances réellement atteintes par MuSCA avec des codes existants et avec des conditions pratiques de transmission.

Bien que la conception de l'algorithme permette l'utilisation d'un code différent pour chaque utilisateur (ce qui pourrait être bénéfique pour les performances du système), nous ne détaillons dans ce chapitre que le cas où les utilisateurs codent leurs données avec la même code correcteur d'erreurs de taux de  $R_d$  donc le même  $N_b$ .

## 4.2 Métriques

Comme dans les parties précédentes, nous considérons une trame composée de  $N_s$  slots, sur laquelle les  $N_u$  utilisateurs tentent une transmission. La charge normalisée, représentant le nombre moyen de paquets transmis par slot, est calculée par :

$$G = \frac{N_u}{N_s}. \quad (4.1)$$

Pour chaque valeur de  $E_s/N_0$  et  $G$ , nous obtenons un  $PLR$  du système. Pour un  $E_s/N_0$  fixe, le débit normalisé, défini comme le nombre de paquets transmis avec succès par slot, est donné par :

$$T = G \times (1 - PLR(G)). \quad (4.2)$$

Comme présenté dans le deuxième exemple du Chapitre 2, le débit normalisé  $T$  peut être supérieur à 1. Dans ce cas, en moyenne, plus d'un paquet peut être transmis par slot. La valeur de  $G$  qui maximise  $T$  doit être soigneusement choisie. En effet, pour un  $E_s/N_0$  donné,  $T$  est borné par  $G$  alors qu'avec un plus grand  $G$ , le débit normalisé obtenu peut être plus élevé. Mais si  $G$  dépasse une certaine valeur, la trame est pleine, le taux de collision est élevé, ce qui provoque un grand taux de perte de paquets et réduit  $T$ .

Le débit fourni par le système est compté en nombre d'utilisateurs par slot. C'est un paramètre important pour évaluer la performance. Néanmoins, il n'est pas suffisant de quantifier seulement le nombre de paquets que l'on peut transmettre par slot. En particulier, pour MuSCA, si les utilisateurs prennent un code de taux très petit pour coder leurs paquets, le décodage des paquets se fait avec une probabilité plus élevée. Ce code permet donc d'obtenir un débit normalisé  $T$  important mais le nombre de bits utiles véhiculés par le système de communication reste très bas. Finalement, la métrique qui nous paraît la plus représentative est la quantité totale de bits utiles transmis par slot. Pour chaque valeur de SNR et pour un ensemble d'utilisateurs utilisant le code  $(R_d, k)$ , cette quantité est calculée par :

$$Q = \max T \times k. \quad (4.3)$$

où  $\max T$  est le débit normalisé maximal pour ce SNR. Nous définissons l'efficacité spectrale  $S$  comme le nombre maximal de bits par symbole pour chaque distribution. Pour un SNR donné,  $S$  est définie par :

$$S = \frac{\max T \times k}{L_d}, \quad (4.4)$$

où  $L_d$  est le nombre de symboles dans le champ de données. Par construction, la longueur du champ de données est  $L_d = k/(R_d \times N_b \times \log_2(M))$  symboles, donc  $S$  peut être écrite comme :

$$S = \max T \times R_d \times N_b \times \log_2(M). \quad (4.5)$$

## 4.3 Analyse théorique

### 4.3.1 Analyse basée sur la capacité QPSK

Le principe de décodage de MuSCA est basé sur l'utilisation des informations venant de tous les bursts même si leur fiabilité est réduite en raison des interférences. Afin d'avoir des bursts interférés avec une qualité raisonnable (d'être plus résistant aux interférences), nous choisissons d'utiliser une modulation d'ordre 4 pour MuSCA même dans le cas d'un fort rapport  $E_s/N_0$ . La modulation QPSK est un bon exemple.

Dans cette partie, nous considérons que les codes utilisés sont parfaits, c'est-à-dire adaptés à chaque valeur de  $E_s/N_0$ . Le rendement du code est obtenu à partir de la capacité du canal d'un signal combiné avec la modulation QPSK. Le calcul de la capacité, présenté ci-dessous, est basé sur les notions contenues dans [75, 76, 77].

#### 4.3.1.1 Information mutuelle et capacité du canal

Nous considérons les variables aléatoires  $X$ , qui prend ses valeurs dans  $x_1, x_2, \dots, x_n$ , et  $Y$ , qui prend ses valeurs dans  $x_1, x_2, \dots, x_m$ . La variable  $X$  représente la source d'information et  $Y$  représente les symboles reçus.

**Définition 4.1.** *L'information mutuelle entre  $X$  et  $Y$ , notée  $I(X; Y)$  est une quantité mesurant la dépendance statistique de ces deux variables. Autrement dit, elle mesure la quantité d'information apportée en moyenne par une réalisation de  $X$  sur les probabilités de réalisation de  $Y$ .*

Notons  $p(x)$  et  $p(y)$  la probabilité des événements  $X = x$  et  $Y = y$ . Le densité de probabilité jointe est notée  $p(x, y) = P[X = x; Y = y]$ . Dans le cas des variables aléatoires discrètes, l'information mutuelle est calculée par :

$$I(X; Y) = \sum_x \sum_y p(x, y) \log \left( \frac{p(x, y)}{p(x)p(y)} \right). \quad (4.6)$$

Suivant la définition de la probabilité conditionnelle, nous avons :

$$p(x|y) = \frac{p(x, y)}{p(y)}. \quad (4.7)$$

De plus, le théorème de Bayes [78] nous indique que :

$$p(x|y) = \frac{p(y|x)p(x)}{p(y)}. \quad (4.8)$$

L'information mutuelle entre les variables  $X$  et  $Y$  peut être donc exprimée sous la forme :

$$I(X; Y) = \sum_x \sum_y p(x)p(y|x) \log \left( \frac{p(y|x)}{p(y)} \right). \quad (4.9)$$

**Définition 4.2.** La capacité du canal est définie comme le maximum d'information mutuelle,

$$C = \max_{p(x)} I(X; Y), \quad (4.10)$$

où le maximum est calculé sur toutes les distributions possibles de  $X$ .

Supposons que le débit du canal soit fixe. La capacité du canal correspond alors à la quantité d'information que l'on peut transmettre de façon fiable par unité de temps sur le canal.

Dans cette étude, nous considérons un canal Gaussien avec des entrées discrètes et sorties continues. L'entrée du canal, notée  $x = x_i$ ,  $i = 1, \dots, M$ , est le résultat d'une modulation utilisée avant la transmission. Ces valeurs  $x_i$  font partie d'un ensemble de points ( $x_i \in \mathbb{R}^2$ ) que nous appelons une constellation.  $M$  est l'ordre de la modulation et est également le nombre de points de la constellation. Pour un canal gaussien, le bruit suit la fonction de densité de probabilité :

$$p(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma^2}} \exp\left(-\frac{(x - \mu)^2}{2\sigma^2}\right), \quad (4.11)$$

avec  $\mu = 0$  est la moyenne du bruit et la variance est  $\sigma^2 = \frac{N_0}{2}$ .

La capacité du canal d'un signal modulé avec la modulation QPSK ( $M = 4$ ) est calculée par [77] :

$$C = \log_2(M) - \frac{1}{M} \sum_{i=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \int_{-\infty}^{\infty} p(y|x_i) \log_2 \left( \frac{\sum_{j=1}^M p(y|x_j)}{p(y|x_i)} \right) dy. \quad (4.12)$$

Les variables  $X$ ,  $Y$  sont de dimension 2 (les coordonnées de  $x_i$  sont donc  $[x_{i1}, \dots, x_{iN}]$  avec  $N = 2$ ). La distribution de probabilité conditionnelle  $p(y|x_i)$  est :

$$\begin{aligned} p(y|x_i) &= \prod_{n=1}^N p(y_n|x_{in}), \\ &= \prod_{n=1}^N \frac{1}{\sqrt{\pi N_0}} \exp\left(-\frac{(y_n - x_{in})^2}{N_0}\right). \end{aligned} \quad (4.13)$$

Les  $M$  valeurs possibles sont équiprobables. Notons  $d_{ij}$  le vecteur de dimension  $N$  relatif à la distance entre 2 points de la constellation et l'écart type du bruit,  $d_{ij} = (x_i - x_j)/\sqrt{N_0}$ . Dans le cas d'une modulation QPSK (cf. Figure 4.1), il est facile de calculer des valeurs  $d_{ij}$ . La capacité du canal peut être calculée par :

$$C = \log_2(M) - \frac{(\sqrt{\pi})^{-N}}{M} \sum_{i=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \int_{-\infty}^{\infty} \exp(-|t|^2) \log_2 \left[ \sum_{j=1}^M \exp(-2t d_{ij} - |d_{ij}|^2) \right] dt, \quad (4.14)$$

avec  $d_{ij}$  est une fonction de  $E_s/N_0$ .

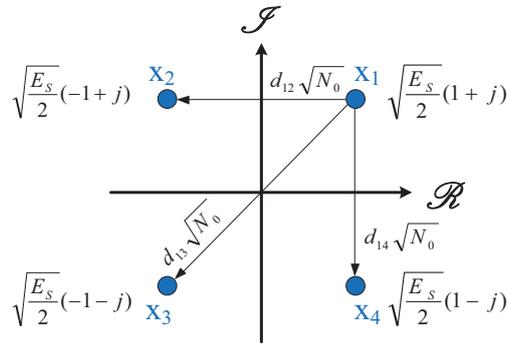


Figure 4.1 – Distance entre les points dans une constellation QPSK

Dans notre système, nous appelons  $I_0$  le maximum d'information apporté par le signal reçu quand les bursts d'un utilisateur sont seuls sur les slots.  $I_0$  est donc le débit maximal atteignable par l'utilisateur calculé en fonction du rapport signal sur bruit et  $E_s/N_0$  :

$$I_0 \left( \frac{E_s}{N_0} \right) = C \left( \frac{E_s}{N_0} \right). \quad (4.15)$$

Nous notons ensuite  $I_1$  le débit maximal atteignable quand l'utilisateur est interféré par un autre signal de même puissance. Nous considérons que le signal du deuxième utilisateur peut être considéré comme un bruit de la même puissance que celui du signal utile. Le rapport signal sur bruit équivalent devient alors :

$$\begin{aligned} \left( \frac{E_s}{N_0} \right)' &= \frac{E_s}{E_s + N_0}, \\ &= \frac{E_s}{N_0} \frac{1}{\frac{E_s}{N_0} + 1}. \end{aligned} \quad (4.16)$$

Exprimé en dB, nous obtenons :

$$\left( \frac{E_s}{N_0} \right)'_{dB} = 10 \log_{10} \left( \frac{E_s}{N_0} \right) - 10 \log_{10} \left( \frac{E_s}{N_0} + 1 \right). \quad (4.17)$$

Pour une valeur de  $E_s/N_0$ ,  $I_1$  vaut alors :

$$I_1 \left( \frac{E_s}{N_0} \right) = C \left( \left( \frac{E_s}{N_0} \right)' \right). \quad (4.18)$$

De même manière,  $I_2$  est défini comme le débit maximal quand l'utilisateur est interféré par deux autres signaux de même puissance. De la même manière, le rapport signal sur bruit est calculé par :

$$\left( \frac{E_s}{N_0} \right)''_{dB} = 10 \log_{10} \left( \frac{E_s}{N_0} \right) - 10 \log_{10} \left( \frac{2E_s}{N_0} + 1 \right). \quad (4.19)$$

Ainsi, nous avons :

$$I_2 \left( \frac{E_s}{N_0} \right) = C \left( \left( \frac{E_s}{N_0} \right)'' \right). \quad (4.20)$$

Nous supposons que si le signal reçu est interféré par trois autres signaux ou plus, il n'apporte aucune information sur le signal transmis. Par conséquent,  $I_3$  est fixé à 0. La Figure 4.2 représente les courbes des débits  $I_0, I_1, I_2$  en fonction de SNR.

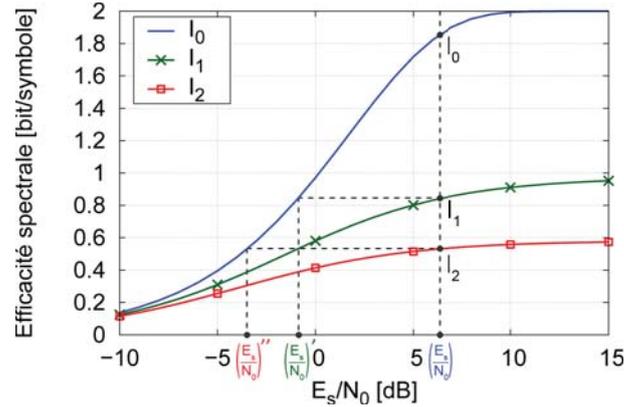


Figure 4.2 – Capacité de la modulation QPSK, efficacité spectrale d'un utilisateur interféré par 1 ou 2 autres signaux de même puissance

**Définition 4.3.** Un utilisateur est dit de configuration  $C_f = [a_1, a_2, \dots, a_{N_b}]$  si cet utilisateur transmet  $N_b$  bursts et si, pour  $i = 1, \dots, N_b$ , le  $i^{\text{ème}}$  burst est interféré par  $a_i$  autres bursts provenant d'autres utilisateurs.

Ensuite, nous calculons l'information mutuelle entre le signal reçu et le signal transmis d'un utilisateur de configuration à la réception  $C_f = [a_1, a_2, \dots, a_{N_b}]$ , notée  $I_{[a_1, a_2, \dots, a_{N_b}]}$ . L'information mutuelle calculée pour un niveau de  $E_s/N_0$  peut être vue comme le nombre de bits utiles qu'on transmet par symbole sur le canal. Dans le cas où chacun des slots est soumis à un niveau de  $E_s/N_0$  différent, il peut donc calculer l'information mutuelle de l'ensemble des slots comme la moyenne des informations mutuelles de ces slots. Ce type de calcul est par exemple utilisé dans [79].

Dans notre système, tous les  $L_d$  symboles sur le même slot sont soumis au même bruit. A un  $E_s/N_0$  donné, nous avons donc :

$$I_{[a_1, a_2, \dots, a_{N_b}]} \left( \frac{E_s}{N_0} \right) = \frac{1}{N_b} \left( I_{a_1} \left( \frac{E_s}{N_0} \right) + I_{a_2} \left( \frac{E_s}{N_0} \right) + \dots + I_{a_{N_b}} \left( \frac{E_s}{N_0} \right) \right). \quad (4.21)$$

Nous pouvons alors obtenir toutes les courbes de débit maximal atteignable par un utilisateur pour toutes les configurations possibles. Par exemple, l'information mutuelle entre le signal reçu et le signal transmis d'un utilisateur ayant la configuration  $[0, 1, 1]$  est donnée par :

$$I_{[0, 1, 1]} \left( \frac{E_s}{N_0} \right) = I_0 \left( \frac{E_s}{N_0} \right) + 2 \times I_1 \left( \frac{E_s}{N_0} \right). \quad (4.22)$$

## 4.3.1.2 Performances d'un code parfait

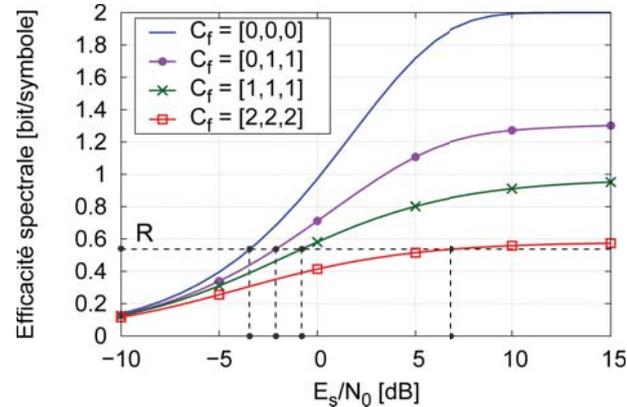


Figure 4.3 – Valeurs de  $E_s/N_0$  à partir desquelles l'utilisateur est décodable pour chacune des configurations

Fixons  $R_d$  le taux de code utilisé. La capacité atteignable par l'utilisateur est calculée par  $R = R_d \times \log_2(M)$ . Pour une capacité  $R$  donnée, grâce aux courbes créées précédemment, pour chacune des configurations  $C_f = [a_1, a_2, \dots, a_{N_b}]$ , nous pouvons en déduire une valeur de  $(E_s/N_0)_{C_f}$  à partir de laquelle l'utilisateur ayant cette configuration est décodable (cf. Figure 4.3). Considérons un utilisateur ayant une configuration  $C_f$  et la valeur correspondante  $(E_s/N_0)_{C_f}$ , nous supposons que pour toutes les valeurs de  $E_s/N_0 < (E_s/N_0)_{C_f}$ , le taux d'erreur de décodage du paquet de cet utilisateur est à 1. Dans le cas contraire, si  $E_s/N_0 > (E_s/N_0)_{C_f}$ ,  $PER = 0$ . La Figure 4.4 représente les courbes de performance d'un code parfait avec  $R_d = 1/6$  dans les trois cas :

- Tous les bursts sur des slots "propres" ;
- Tous les bursts en collision avec le signal d'un utilisateur de même puissance ;
- Tous les bursts en collision avec deux autres utilisateurs de même puissance.

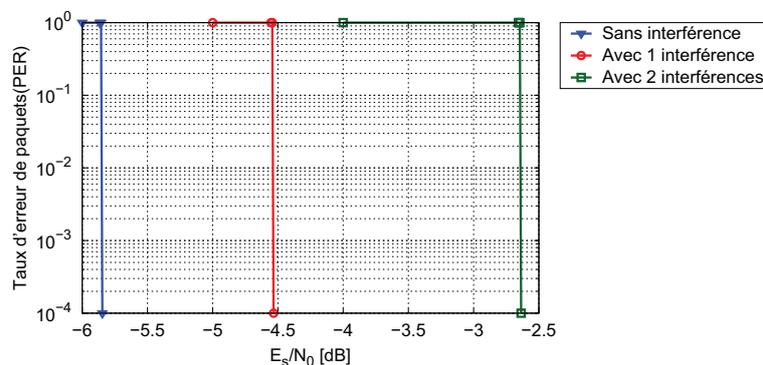


Figure 4.4 – Code parfait  $R_d = 1/6$ , modulation QPSK

Nous faisons varier le taux de code dans l'intervalle de 0 à 1. Pour chaque valeur

de  $E_s/N_0$ , nous utilisons les courbes de *PER* théoriques du code et les intégrons dans le processus de décodage de MuSCA qui permet d'obtenir les débits normalisés. Ce processus de décodage suit le principe décrit dans le chapitre précédent.

L'efficacité spectrale d'un système pour chaque taux de code est calculée grâce à l'Équation 4.5. Une enveloppe supérieure de toutes ces courbes forme la courbe de la capacité fournie par MuSCA avec des codes parfaits et la modulation QPSK.

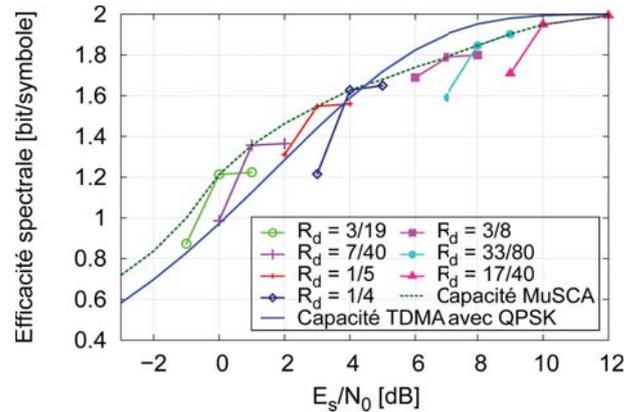


Figure 4.5 – Efficacité spectrale théorique de MuSCA comparée avec la capacité d'un système TDMA utilisant la modulation QPSK pour différentes valeurs de SNR

Dans la Figure 4.5, les courbes d'efficacité spectrale (mesurée en nombre de bits par symbole) de MuSCA sont comparées avec la courbe de capacité d'un système utilisant la méthode d'accès multiple à répartition dans le temps ("Time division multiple access" - TDMA). Dans le cas de TDMA, les utilisateurs encodent leurs paquets avec un code qui est adapté parfaitement au niveau de bruit. Les paquets encodés sont modulés avec la modulation QPSK. Chaque utilisateur transmet ensuite son paquet sur le slot qui lui est réservé.

Nous pouvons constater que pour chaque valeur de SNR, l'efficacité spectrale optimale de MuSCA est obtenue avec un code différent. Il est donc nécessaire de définir des zones de fonctionnement dans lesquelles le code utilisé permet au système d'atteindre la meilleure performance. Pour les petites valeurs de SNR ( $E_s/N_0 < 4.5$  dB), MuSCA nous permet d'avoir de meilleures efficacités spectrales que la capacité QPSK. À  $E_s/N_0 = 12$  dB, le débit maximal atteignable par MuSCA est comparable au débit de la méthode d'accès centralisé utilisant une QPSK. Notons que si la méthode centralisée était autorisée à utiliser d'autres types de modulations (notamment avec un ordre supérieur), ses performances seraient logiquement meilleures que celles de MuSCA.

Les résultats de cette analyse ont montré la borne théorique du processus de décodage itératif de MuSCA utilisant des codes parfaits créés à partir du calcul de capacité de la modulation QPSK. Nous avons ainsi montré qu'en théorie, l'utilisation de MuSCA au lieu d'une méthode d'accès basée sur le multiplexage temporel et la modulation QPSK ne fait pas diminuer le débit du système. Au contraire, pour cer-

taines valeurs de SNR, ce débit est même amélioré si le bon code correcteur d'erreur est utilisé.

### 4.3.2 Analyse basée sur l'évolution des densités

Comme nous avons pu le constater, le principe de l'algorithme de décodage de MuSCA est basé sur une structure de code correcteur d'erreur combiné avec un décodage itératif. Récemment, des travaux sur l'analyse théorique de performance d'IRSA et de CSA ont intégré la notion des graphes bipartis afin de définir des bornes de capacité [61, 71]. Dans le contexte de ces travaux, la représentation du graphe biparti permet d'analyser la convergence du processus décodage itératif et d'obtenir une première caractéristique des performances.

Dans cette section, nous présentons la modélisation de la méthode d'accès MuSCA sous forme de graphe et nous détaillons le processus de décodage basé sur l'échange de messages entre des noeuds. Notons que l'analyse de l'évolution des densités nécessite l'hypothèse d'indépendance entre le décodage des noeuds. Dans le cas pratique, cette hypothèse n'est pas vérifiée car la taille de la trame en nombre de slots  $N_s$  est limitée. Le but de l'analyse est donc de trouver la borne théorique du système et la comparer avec les résultats obtenus par simulation. Nous supposons que  $N_u \rightarrow \infty$ , donc  $N_s \rightarrow \infty$ .

#### 4.3.2.1 Définitions et notations

De la même manière que pour les analyses théoriques d'IRSA et CSA détaillées dans le Chapitre 2, nous considérons un système de communications incluant un ensemble de  $N_u$  noeuds de burst (Burst Node-BN), un ensemble de  $N_s$  noeud de slot (Slot Node-SN) et des liens. Le nombre de liens connectés à un noeud est appelé le degré du noeud.

**Définition 4.4.** *Un SN  $j$  est de degré  $d$  si et seulement si  $d$  utilisateurs envoient un de leurs bursts sur le slot numéro  $j$  de la trame. Autrement dit,  $d$  liens sont connectés à ce SN (cf. Figure 4.6(a)).*

**Définition 4.5.** *Le BN  $i$  est de degré  $l$  si et seulement si l'utilisateur  $i$  transmet  $l$  bursts dans la trame ( $N_{b_i} = l$ ). Autrement dit,  $l$  liens sont connectés à ce BN (cf. Figure 4.6(b)).*

Soit  $N_{b_{max}}$  le degré maximum d'un utilisateur dans le système et soit  $\Lambda_l$  la probabilité qu'un utilisateur ait le degré  $l$ . Clairement, on a  $\sum_l \Lambda_l = 1$ . Le nombre moyen de bursts émis est calculé par :

$$\bar{N}_b = \sum_{l=1}^{N_{b_{max}}} \Lambda_l \times l, \quad (4.23)$$

Pour décrire l'analyse d'évolution des densités, nous appelons  $\psi_d$  la probabilité d'un SN de degré  $d$ . Cette probabilité est calculée comme la somme de  $N_u$  variables

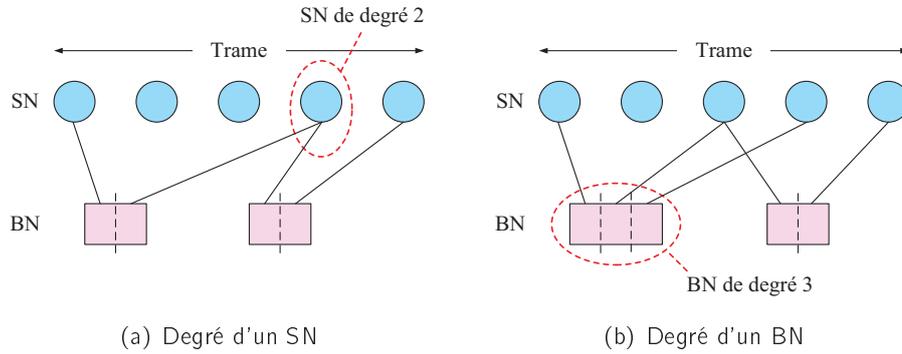
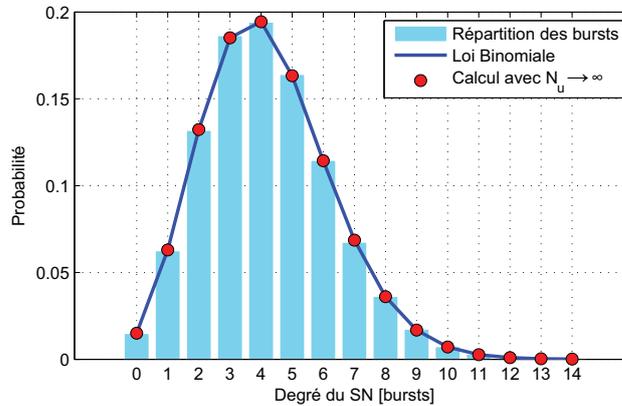


Figure 4.6 – Degré d'un noeud

aléatoires (correspondant aux  $N_u$  BN) de Bernoulli de paramètre  $\bar{N}_b/N_s$ .  $\bar{N}_b/N_s$  est la probabilité qu'un BN soit connecté au SN considéré.  $\psi_d$  suit donc la loi de probabilité binomiale :

$$\psi_d \sim \mathcal{B} \left( N_u, \frac{\bar{N}_b}{N_s} \right). \quad (4.24)$$

La Figure 4.7 représente la répartition des bursts d'un cas réel avec 42000 utilisateurs, chacun envoie 3 bursts sur 30000 slots, ce qui est équivalent à une charge de 1.4. Nous pouvons constater que la distribution de degrés d'un SN vérifie bien l'Équation 4.24 ainsi que l'Équation 2.37 présentée dans le Chapitre 2.

Figure 4.7 – Degré du SN,  $G = 1.4$ 

Notons  $\rho_d$  la probabilité qu'un lien soit connecté à un SN de degré  $d$ .  $\rho_d$  vaut alors :

$$\begin{aligned} \rho_d &= \frac{d \times \psi_d \times N_s}{\bar{N}_b \times N_u} \\ &= \frac{d \times \psi_d}{\bar{N}_b \times G}. \end{aligned} \quad (4.25)$$

Du côté des BN, nous avons la probabilité qu'un lien est connecté à un BN de degré  $l$  :

$$\alpha_l = \frac{\Lambda_l \times l}{N_b}. \quad (4.26)$$

**Définition 4.6.** Une collision est d'ordre  $y$  à l'itération  $i$  si et seulement si le SN où il y a la collision est de degré  $y$  à l'itération  $i$

**Définition 4.7.** Un BN est de configuration  $C_f = [a_1, a_2, \dots, a_l]$  si et seulement si ce BN est de degré  $l$  et qu'il a des liens vers  $l$  SN de degrés  $a_1 + 1, a_2 + 1, \dots, a_l + 1$ .

Nous notons aussi :

- $q_i^{(l)}$  la probabilité qu'un BN de degré  $l$  ne peut pas décoder à l'itération  $i$  ;
- $q_i$  la probabilité qu'un lien porte un message de non décodage d'un BN vers un SN ;
- $p_i^{(y,d)}$  la probabilité qu'un SN de degré  $d$  envoie un message de collision de l'ordre  $y$  au tour  $i$  ;
- $p_i^{(y)}$  la probabilité qu'un lien porte un message de collision de l'ordre de  $y$  à l'itération  $i$  d'un SN vers un BN.

Nous considérons que les utilisateurs dans le système utilisent de vrais codes correcteurs d'erreur. En effet, pour chaque configuration  $C_f$  d'un BN, il est possible de trouver le  $PER$  correspondant.  $PER$  dépend de la configuration de l'utilisateur, le code correcteur d'erreur utilisé et la valeur de  $E_s/N_0$ . Nous le notons

$$PER^{(R_d, C_f)} = f(E_s/N_0, R_d, C_f) \quad (4.27)$$

La probabilité qu'un BN est de configuration  $C_f$  à l'itération  $i$  est notée  $P_i^{(C_f)}$ .  $P_i^{(C_f, l)}$  est la probabilité qu'un BN est de degré  $l$  et a la configuration  $C_f$ . Dans ce cas, nous avons :

$$P_i^{(C_f)} = P_i^{(C_f, l)} \times \Lambda_l. \quad (4.28)$$

Dans notre système, la probabilité initiale qu'un BN de degré  $l$  et a la configuration  $C_f$  est calculée par :

$$P_0^{(C_f, l)} = \prod_{a \in C_f} \rho_a. \quad (4.29)$$

À partir de la deuxième itération,  $P_i^{(C_f, l)}$  devient :

$$P_i^{(C_f, l)} = \prod_{a \in C_f} p_i^{(a)}. \quad (4.30)$$

À l'itération  $i$ , la probabilité qu'un BN de degré  $l$  envoie un message de non décodage est :

$$q_i^{(l)} = \sum_{R_d, C_f} PER^{(R_d, C_f)} \times P_{i-1}^{(C_f, l)}. \quad (4.31)$$

Donc la probabilité qu'un lien porte un message de non décodage d'un BN à l'itération  $i$  peut être calculée en faisant la moyenne sur toutes les valeurs possibles de  $l$ . Nous obtenons :

$$q_i = \frac{\sum_{l=1}^{N_{bmax}} (l \times P_l \times q_i^{(l)})}{\bar{N}_b} \quad (4.32)$$

$$= \sum_{l=1}^{N_{bmax}} \alpha_l \times q_i^{(l)}.$$

À l'itération  $i$ , la probabilité qu'un BN envoie un message de non décodage est calculée par :

$$Q_i = \sum_{l=1}^{N_{bmax}} \Lambda_l \times q_i^{(l)}. \quad (4.33)$$

De l'autre côté, la probabilité qu'un SN de degré  $d$  envoie un message de collision de l'ordre  $y$  à l'itération  $i$  est calculée par :

$$p_i^{(y,d)} = C_{d-1}^{y-1} \times (q_i)^{y-1} \times (1 - q_i)^{d-y}. \quad (4.34)$$

Nous faisons alors la moyenne sur le degré  $d$  et obtenons donc la probabilité qu'un lien porte un message de collision de l'ordre  $y$  venant d'un SN à l'itération  $i$  :

$$p_i^{(y)} = \sum_{d=1}^{\infty} \rho_d \times p_i^{(y,d)}. \quad (4.35)$$

Notons  $i_t$  le nombre d'itérations de décodage totales réalisées. Le débit théorique calculé en fonction de la charge du système peut être exprimé par :

$$T_{th} = G \times (1 - Q_{i_t}). \quad (4.36)$$

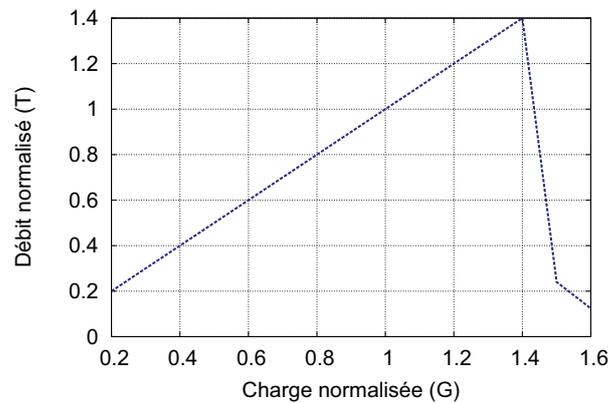


Figure 4.8 – Débit théorique de MuSCA avec un turbo code de rendement  $R_d = 1/6$ ,  $k = 456$  bits,  $N_b = 3$  bursts

À partir de ces équations, nous parviendrons à calculer les débits théoriques offerts par MuSCA en utilisant différents codes correcteur d'erreur. La Figure 4.8 illustre un exemple de performance théorique d'un système où tous les utilisateurs encodent leurs paquets de données de 456 bits avec un turbo code de rendement 1/6. Les détails concernant la performance du code ainsi que la comparaison entre l'analyse théorique et les résultats de simulations seront présentés dans la prochaine section.

## 4.4 Évaluation de performance par simulations au cas synchrone

### 4.4.1 Implémentation

Nous avons montré dans le chapitre précédent que la méthode d'accès aléatoire MuSCA nous permet de décoder les configurations qui ne peuvent pas être récupérées par d'autres systèmes basés sur Slotted-ALOHA. Cependant, le choix de codes pour les champs de signalisation, de charge utile et les paramètres  $N_b$ ,  $N_s$  joue un rôle important qui peut influencer fortement les performances du système.

#### 4.4.1.1 Signalisation

Comme dans CRDSA, le champ de signalisation de chaque burst contient des pointeurs vers les positions où les autres bursts du même utilisateur sont situés. La taille du champ dépend de la taille  $N_s$  de la trame mais reste relativement faible afin de maintenir un débit élevé. Le décodeur de CRDSA ne réalise le décodage que sur des bursts sans collision. La signalisation de CRDSA ne sert qu'à localiser des répliques du burst décodé pour les supprimer. Contrairement à ce principe, dans MuSCA, le décodeur collecte tous les bursts du même utilisateur pour réaliser le décodage sur tout le groupe. Le décodage de la signalisation est fait avant le décodage des données. Le code utilisé pour coder la signalisation doit donc avoir une performance supérieure que celui utilisé pour les données pour pouvoir récupérer des informations contenues dans ce champ même si le burst est interféré. Ainsi, le choix du code influence de façon importante la performance du système entier.

Parmi les codes existants, les codes de Reed-Müller (RM) [80, 81] sont bien connus pour réaliser un excellent compromis performance/complexité pour le décodage soft-décision [82] des blocs de petite longueur. En effet, ces codes sont utilisés dans un grand nombre de contextes, un des derniers en date étant la protection des entêtes des trames de niveau physique de Digital Video Broadcasting-Satellite-Second Generation (DVB-S2) [83]. Un point faible de ce code est le manque de flexibilité des paramètres. Un code Reed-Müller est caractérisé par 2 paramètres :  $m$  qui indique la longueur du code  $n = 2^m$ , et  $r$ , l'ordre du code, qui décide le nombre de bits d'information  $k = \sum_{i=0}^r C_m^i$ . Un tel code est noté  $RM(r, m)$  ou  $(n, k)$  suivant la notation classique des codes linéaires. Nous pouvons noter que la longueur du code  $n$  est obligatoirement une puissance de 2 et la dimension  $k$  est aussi fixée. Le Tableau 4.1 indique les

paramètres  $k$  disponibles pour certaines valeurs de  $n$ .

$r$	$m$	$n$	$k$
2	4	16	11
1			5
3	5	32	26
2			16
1			6
4	6	64	57
3			42
2			22
1			7
5	7	128	120
4			99
3			64
2			29
1			8

Table 4.1 – Des codes de Reed-Müller

Afin d'augmenter la flexibilité de cette famille de codes, des travaux ont été réalisés pour pouvoir adapter facilement ces paramètres sans réduire de façon importante sa performance [84, 85]. L'objectif de ces études était d'obtenir des codes ayant des rendements et des dimensions spécifiques. Dans [85], trois méthodes ont été étudiées : le raccourcissement, le poinçonnage et la combinaison des deux premières. Le raccourcissement d'un code revient à fixer certains bits d'informations et à travailler avec un sous-code du code Reed-Müller. Le poinçonnage consiste à supprimer certains bits du mot codé. La difficulté dans les deux méthodes est la sélection des bits d'information à raccourcir ou le choix des bits à poinçonner dans le mot codé.

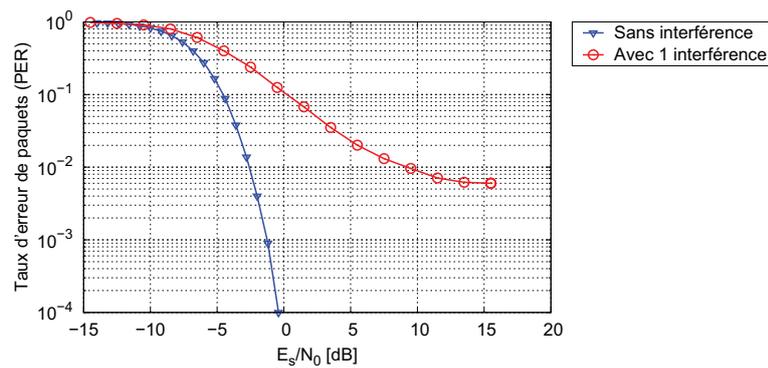


Figure 4.9 – Code de Reed-Müller (64, 14) pour encoder des informations de signalisation

Dans MuSCA, nous proposons d'utiliser les codes Reed-Müller pour encoder les pointeurs, ainsi que pour créer le champ de signalisation. Avec  $N_b = 3$ , le champ de signalisation d'un burst contient deux pointeurs qui indiquent les emplacements des deux autres bursts du même utilisateur. Si  $N_s = 100$ , chaque emplacement est

représenté sur sept bits. En conséquence, le code adopté est un sous-code du code  $RM(2, 6)$  de dimension  $k = 14$  et de longueur  $n = 64$ . Les courbes de performance de ce code combinées avec la modulation BPSK sont illustrées dans la Figure 4.9 pour les deux cas suivants : le burst sur un slot "propre" et le burst interféré avec un autre utilisateur.

Une fois codées et modulées, les signalisations seront ajoutées aux  $N_b$  parties d'un mot de code entrelacé pour former  $N_b$  bursts. Le décodage de la signalisation est lancé dans le cas où le burst est sur un slot sans collision ou s'il est interféré par un seul autre utilisateur.

#### 4.4.1.2 Données utiles

L'algorithme proposé par MuSCA ne nécessite aucune contrainte sur le choix de codes pour le bloc de données utiles. Toutefois, afin de le comparer avec les méthodes existantes, nous avons d'abord mené des études avec un code permettant d'obtenir la même longueur de burst et d'envoyer une quantité équivalente de bits utiles par slot que CRDSA. Dans l'algorithme de CRDSA\*, un terminal envoie  $N_b$  copies des paquets MAC dans  $N_b$  emplacements choisis au hasard, la charge utile de chaque burst est codée par un code convolutif [51] ou un turbo code [54] de taux  $r = 1/2$ . Dans MuSCA, ceci est équivalent à un code général des taux de  $R_d = 1/2N_b$ . Un turbo codeur du CCSDS de taux  $R_d$ , associé à la modulation QPSK peut être appliqué à des paquets d'information de longueur  $k$ , produisant des mots de codes de  $k/2R$  symboles, ce qui équivaut à  $k/R$  bits. Notons que les codes n'atteignent pas leur meilleure performance s'il y a des longues séquences de données corrompues dans le mot de code reçu. Par conséquent, de la même manière que pour le standard Digital Video Broadcasting - Satellite Handheld (DVB-SH) [86], nous appliquons un entrelaceur bit à chaque mot de code pour répartir les séquences corrompues sur l'ensemble du mot du code. Le mot entrelacé est ensuite divisé pour créer  $N_b$  parties de longueur environ  $L_d = 460$  symboles.

Pour  $N_b = 3$ , afin d'envoyer la même quantité de bits utiles par utilisateur et par trame que CRDSA (environ 450 bits), les émetteurs de MuSCA utilisent un code de taux  $1/6$  associé avec la modulation QPSK pour encoder des paquets de 456 bits. Ce code est noté turbo code  $(1/6, 456)$  ( $R_d = 1/6, k = 456$ ). Le mot de code de 1380 symboles est découpé en trois et transmis sur trois slots. La Figure 4.10 représente les courbes de performance de ce code turbo dans les trois cas :

- trois bursts sur des slots "propres" (configuration  $[0, 0, 0]$ );
- trois bursts en collision avec le signal d'un utilisateur de même puissance (configuration  $[1, 1, 1]$ );
- trois bursts en collision avec deux autres utilisateurs de même puissance (configuration  $[2, 2, 2]$ ).

Les bursts interférés par plus de deux autres bursts sont considérés comme effacés.

Avec  $N_b = 2$ , pour envoyer le même nombre de bits d'information par utilisateur que CRDSA, nous utilisons le turbo code  $(1/4, 456)$ . La performance du code  $(1/4, 456)$  combinée avec la modulation QPSK est illustrée sur la Figure 4.11

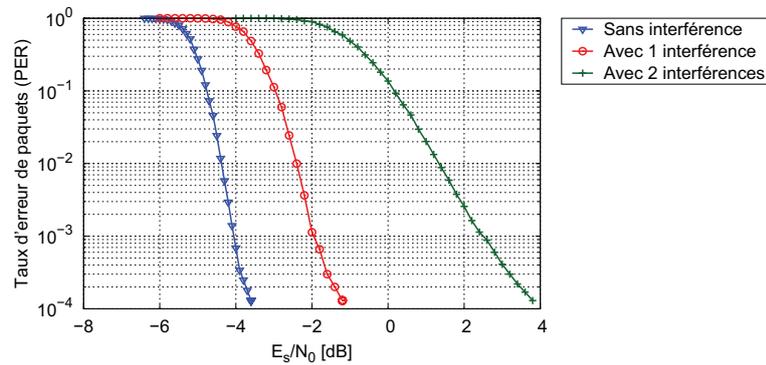


Figure 4.10 – Turbo code (1/6, 456), modulation QPSK

D'autres analyses utilisant d'autres codes ont été réalisées afin d'augmenter le débit atteint par le système. Par exemple, la Figure 4.12 présente les performances de MuSCA avec le turbo code (1/4, 680). Il faut noter que dans notre travail, les performances du système sont évaluées avec les codes CCSDS classiques [87] fournis par la librairie CML [88]. Il est fort probable que l'utilisation des codes spécialement conçus pour ce contexte permette d'améliorer ces performances.

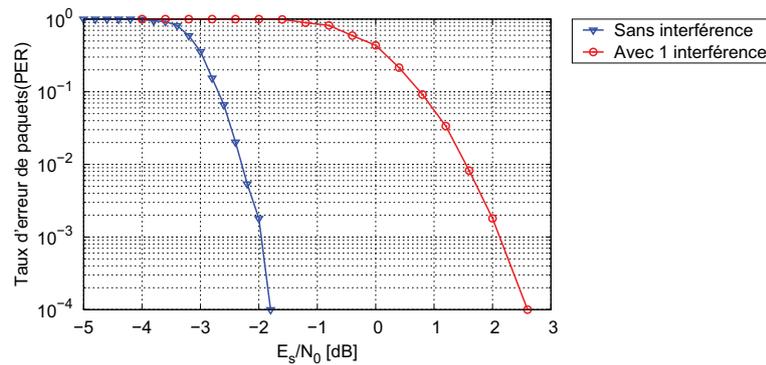


Figure 4.11 – Turbo code (1/4, 456), modulation QPSK

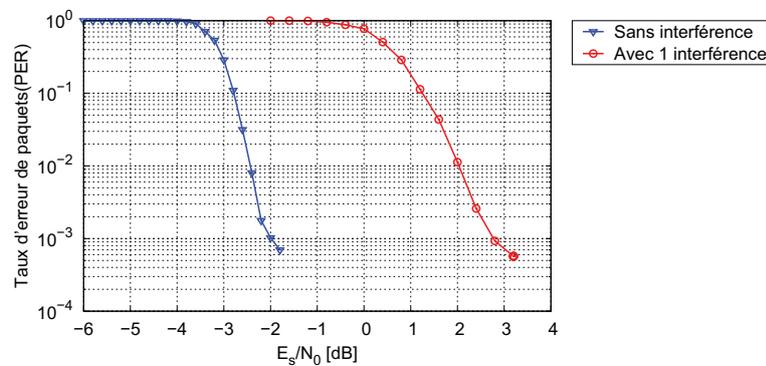


Figure 4.12 – Turbo code (1/4, 680), modulation QPSK

Le Tableau 4.2 donne des exemples de taux et de longueurs de codes possibles pour coder la partie de données utiles de MuSCA. Ces codes sont choisis de telle sorte que la longueur d'un burst corresponde à un slot du type TRF1 du standard DVB-RCS2 détaillé dans le Chapitre 2. Dans le cas d'une adaptation à un autre contexte, il est tout à fait possible d'utiliser d'autres codes qui fournissent des bursts de longueurs convenues sans modifier le fonctionnement du protocole d'accès.

k	n	$R_d$	Modulation	Longueur du mot [symboles]	$N_b$	Longueur de données d'un burst [symboles]
456	2760	1/6	QPSK	1380	3	460
680	2760	1/4	QPSK	1380	3	460
912	2748	1/3	QPSK	1374	3	458
456	1840	1/4	QPSK	920	2	460
456	920	1/2	QPSK	460	1	460

Table 4.2 – Exemple de codes utilisés pour la partie de données dans MuSCA appliqué au standard DVB-RCS2

#### 4.4.2 Simulations

Nos premières analyses reposent sur les hypothèses que les utilisateurs sont synchronisés à la fois en temps et en phases et qu'ils émettent à la même puissance. L'algorithme de décodage de MuSCA utilise SIC pour éliminer les interférences de l'utilisateur le plus récemment décodé. Le récepteur re-encode la séquence de bits décodée, la module avec l'amplitude et la phase appropriée, et la soustrait du signal composite reçu. Pour réaliser cette opération, nous supposons que l'estimation du canal est parfaite. Le nombre d'utilisateurs dans le système simulé est statique et égale à  $G \times N_s$ . D'autres simulations comprenant une erreur de phase aléatoire, des différences de fréquence, des décalages des instants d'arrivée au récepteur, et du déséquilibre des puissances entre des utilisateurs seront détaillées dans la Section 4.5.

##### 4.4.2.1 Quantité de bits d'information équivalent à CRDSA

###### Turbo code (1/6, 456), $N_b = 3$

Dans la première série de simulations, le turbo code (1/6, 456) est utilisé,  $N_b$  est fixé à 3. Nous supposons que des bursts interférés par un nombre supérieur ou égal à trois autres utilisateurs n'apportent pas d'informations fiables et n'améliorent pas la performance du décodage. Ils sont donc considérés comme effacés (le seuil est fixé à 2). Par contre, tenir compte des bursts qui ne sont interférés que par un ou deux autres utilisateurs peut considérablement faciliter le décodage et donc permettre d'augmenter le débit.

Dans la Figure 4.13, nous évaluons le débit pour différents tailles de la trame,  $N_s = 100, 200$  et  $500$  pour  $E_s/N_0 = 10$  dB. La courbe du débit théorique calculée

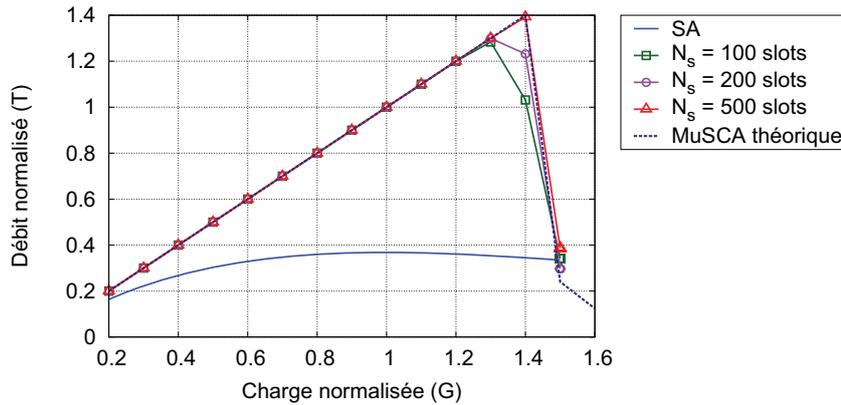


Figure 4.13 – Débit normalisé théorique et par simulation pour MuSCA en utilisant le turbo code (1/6, 456) avec différentes tailles de trame

avec l'analyse basée sur l'évolution des densités est aussi donnée comme référence. Nous pouvons observer qu'une trame de 500 slots permet au système d'atteindre la performance théorique. Néanmoins, la taille de la trame n'a pas un impact significatif sur la performance de MuSCA :  $T_{max} = 1.4$  pour  $N_s = 500$  v.s. 1.3 pour  $N_s = 200$  et de  $T_{max} = 1.29$  pour  $N_s = 100$ . En même temps, une augmentation importante de  $N_s$  augmenterait de façon significative le délai de transmission, car le processus de décodage ne peut pas être démarré avant que toute la trame soit reçue. Par exemple, l'utilisation d'une trame formée par 500 slots introduirait un délai cinq fois plus grand. Pour cette raison, une taille de trame de 100 slots a été utilisée pour toutes les simulations suivantes. Rappelons que le fait que le débit normalisé soit supérieur à 1 signifie que plusieurs utilisateurs peuvent transmettre leurs données sur le même slot.

Nous pouvons également noter que le gain entre MuSCA et d'autres méthodes est significatif. Pour la longueur de trame  $N_s = 500$  slots, CSA approche  $T \approx 0.8$  avec l'hypothèse qu'il n'y a pas de bruit du canal [70], tandis que MuSCA atteint un débit maximal d'environ 1.4 pour  $E_s/N_0 = 10$  dB. La limite supérieure de débit normalisé de IRSA est de 0.97 pour une taille de trame très importante ( $N_s \rightarrow \infty$ ). Avec une trame de  $N_s = 200$  slots, sous l'hypothèse d'un SNR suffisamment élevé, IRSA obtient un débit de 0.8 alors que MuSCA peut atteindre  $T = 1.3$  dans les mêmes conditions.

La performance du système en terme de débit est étudiée en faisant varier le SNR et en déterminant la charge normalisée  $G$  qui maximise le débit normalisé  $T$  pour chaque SNR. Nous supposons qu'une trame est divisée en 100 slots. À partir de la Figure 4.14, nous observons que MuSCA est capable d'atteindre un meilleur débit que CDRSA avec trois copies (noté CRDSA-3) pour chaque  $E_s/N_0$ . Pour cette longueur de trame (100 slots), le système peut servir jusqu'à 129 utilisateurs ( $T = 1.29$ ) pour  $E_s/N_0 = 8$  dB alors que CRDSA est limité à moins de 70 utilisateurs. En dessous du pic de débit à environ 1.3, il est important de noter que la relation entre  $T$  et  $G$  est presque linéaire jusqu'à un  $G$  autour de 1.2. Cela signifie que même si le support de communication est chargé à 120%, la probabilité qu'une transmission soit réussie est quasiment de 100%. Lorsque la puissance de bruit est égale au signal utile ( $E_s/N_0 = 0$  dB), MuSCA permet

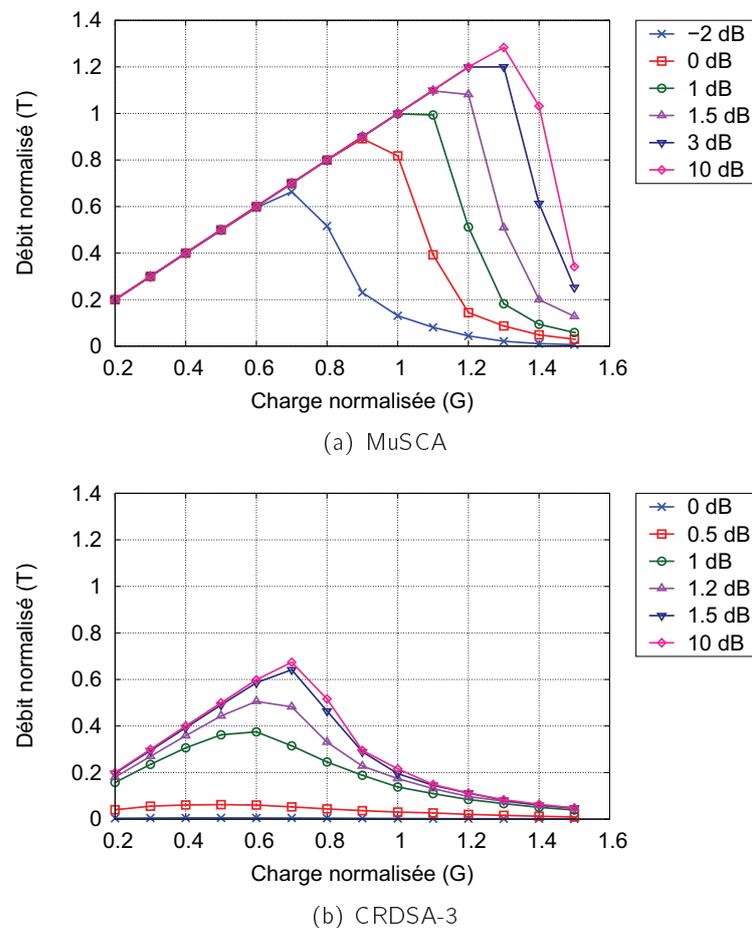


Figure 4.14 – Débit  $T$  en fonction de la charge  $G$  pour MuSCA et CRDSA pour plusieurs valeurs de  $E_s/N_0$   $N_s = 100$  slots

encore à 80 utilisateurs de transmettre, alors que le système CRDSA-3 ne fonctionne plus dans cette situation.

La Figure 4.15 montre les performances en termes de taux de perte de paquets en fonction de  $G$  pour SA, CRDSA et MuSCA. On observe que MUSCA atteint un  $PLR$  relativement faible (moins de 0.1%) à charge normalisée importante  $G = 1.2$ . Par conséquent, la plupart des bursts sont transmis avec succès aux premières tentatives, ce qui implique de faibles latences. Nous observons aussi que MuSCA a un  $PLR$  plus faible pour toutes les valeurs de la charge  $G$  dans le cas de non réémission. Pour un  $PLR$  d'environ égal à  $10^{-3}$ , le canal de MuSCA peut être chargé 2.3 fois plus que le canal CRDSA-3 ( $G_{MuSCA} \approx 1.22$  vs.  $G_{CRDSA-3} \approx 0.54$ ) et beaucoup plus que le canal SA ( $G_{SA} \approx 0.001$ ). Lorsque l'on cible un  $PLR$  égal à  $10^{-2}$ , CRDSA à deux et trois répliques peut, respectivement, offrir un trafic proche de 0.35 et 0.66 [54]. Pour ce  $PLR$ , SA fonctionne uniquement à une charge très basse  $G_{SA} \approx 0.01$  alors que MuSCA peut l'atteindre avec une charge  $G \approx 1.27$ .

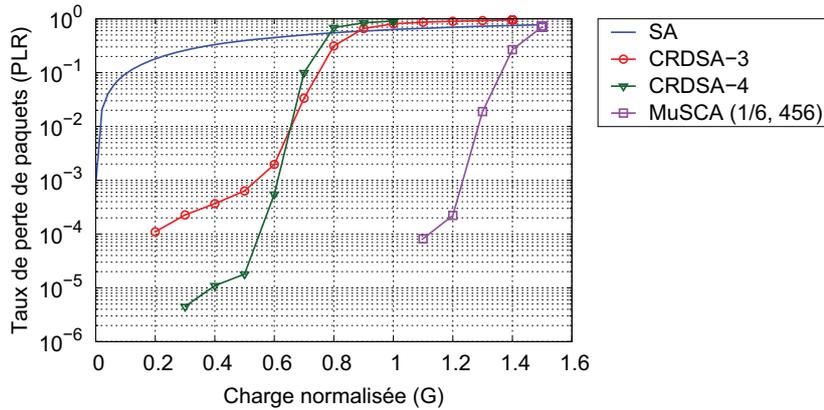


Figure 4.15 –  $PLR$  pour SA, CRDSA avec trois répétitions et pour MuSCA.  $E_s/N_0 = 8$  dB

#### Turbo code (1/4, 456), $N_b = 2$

Pour comparaison MuSCA avec CRDSA utilisant deux répliques, nous avons choisi d'utiliser un code correcteur d'erreur global avec les paramètres (1/4, 456). La Figure 4.16 montre les courbes théoriques et simulées de la performance de MuSCA utilisant ce code et les compare avec celles de MuSCA utilisant le code (1/6, 456) et celles de CRDSA-3 à 10dB. Nous pouvons constater un grand écart entre les courbes obtenues par l'évaluation théorique et par la simulation. Cet écart vient du comportement trop optimiste de l'analyse théorique. Dans une évaluation par évolution de densité classique, le message qu'un BN envoie vers un SN ne tient pas compte du message de ce SN vers le BN à l'itération précédente. Cependant, l'intérêt de MuSCA par rapport au CRDSA et ses variantes vient du fait que le décodeur (le BN) collectionne l'information venant de tous les bursts (les SN). Pour cette raison, ce modèle choisi reste plus réaliste par rapport au modèle classique.

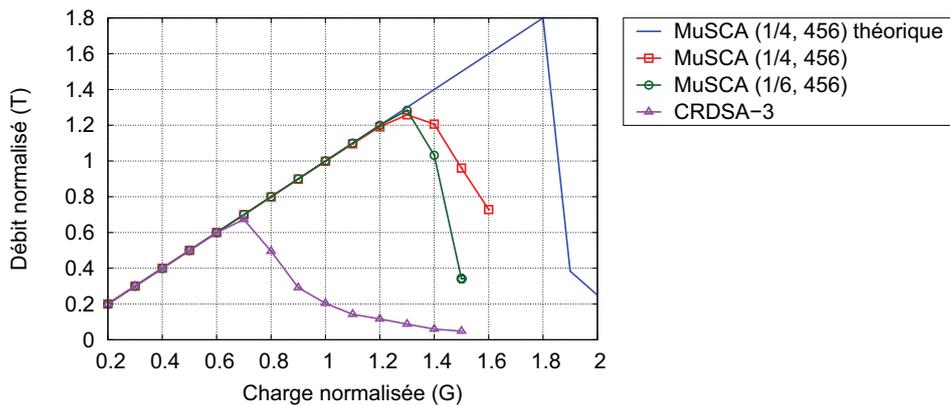


Figure 4.16 – Débit  $T$  en fonction de la charge  $G$  pour MuSCA utilisant turbo codes (1/4, 456), (1/6, 456) et CRDSA-3 à 10 dB,  $N_s = 100$  slots

Les débits obtenus par MuSCA en utilisant le turbo code (1/4, 456) pour  $N_b = 2$

sont très proches des débits du système avec le turbo code (1/6, 456) pour  $N_b = 3$ . En effet, nous pouvons observer une différence sur le pic de performance autour de  $G = 1.3$  où MuSCA (1/6, 456) est légèrement supérieur. En contrepartie, avec les niveaux de charge  $G > 1.3$ , MuSCA (1/4, 456) a un meilleur comportement car pour  $N_b = 2$  la trame est moins saturée et le nombre de collisions bloquantes est moins important que pour  $N_b = 3$ , ce qui facilite le processus de décodage.

#### 4.4.2.2 Généralisation

Dans les scénarios précédents, le choix du taux de code et le nombre de bursts transmis précédemment a été fait pour correspondre à un taux de codage de 1/2 par slot et au nombre de symboles par burst mis en œuvre dans CRDSA. L'objectif des simulations suivantes est d'évaluer si les performances du système lorsque chaque utilisateur envoie plus de données utiles sur chaque slot, c'est à dire si  $R_d$  est augmenté. Par conséquent, nous considérons un turbo code de taux  $R_d = 1/4$  pour encoder des séquences de 680 bits, combiné avec une modulation QPSK. On obtient ainsi un mot codé de 2720 bits, c'est-à-dire de 1380 symboles QPSK, qui sont divisés en  $N_b = 3$  parties. Cette configuration signifie que chaque utilisateur essaie de transmettre environ 1.5 fois plus d'informations utiles sur chaque trame et sur chaque slot. Le débit du protocole MuSCA a été simulé en faisant varier la charge normalisée  $G$  pour plusieurs valeurs de  $E_s/N_0$ . Les performances obtenues sont présentées sur la Figure 4.17.

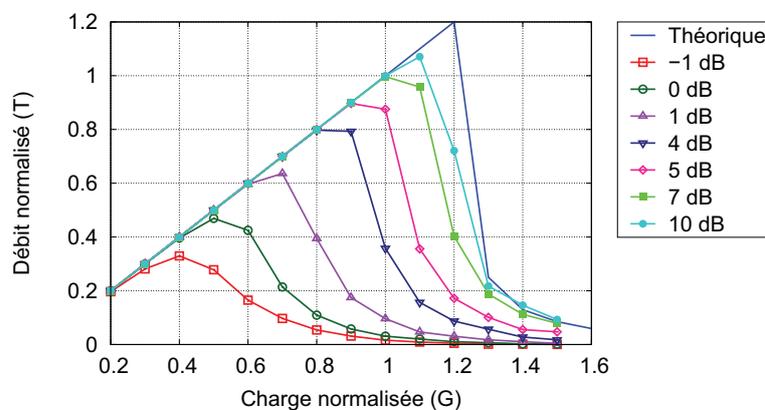


Figure 4.17 – Débit  $T$  en fonction de la charge  $G$  pour MuSCA utilisant turbo code (1/4, 680) pour plusieurs valeurs de  $E_s/N_0$ ,  $N_s = 100$  slots

En combinant les résultats obtenus des deux ensembles de simulations, nous pouvons quantifier le nombre de bits utiles maximal pour chaque code. Pour le même SNR, le nombre de bits utiles transmis par slot est proportionnel à l'efficacité spectrale (voir Équation 4.4).

La Figure 4.18 compare les résultats de simulations de MuSCA avec ceux de CRDSA-3, la capacité du système TDMA utilisant la modulation QPSK et l'efficacité théorique calculée dans la Section 4.3.1. Tous les systèmes fonctionnent sur une trame composée de 100 slots. Nous pouvons voir que même si le débit normalisé de MuSCA

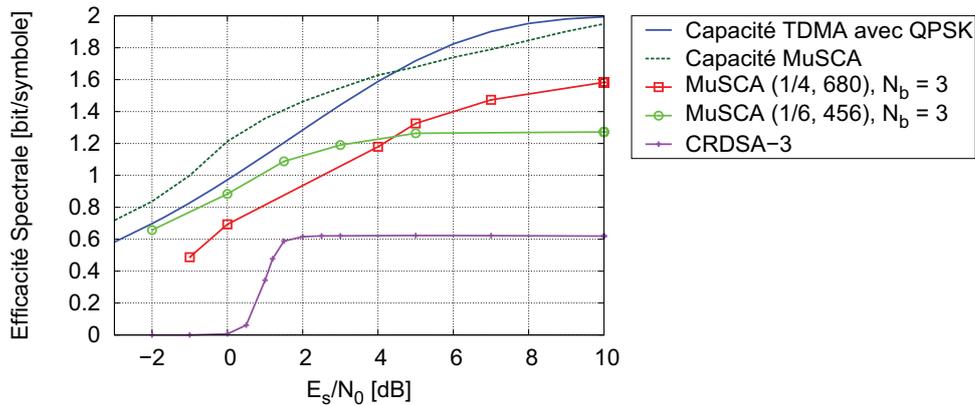


Figure 4.18 – Efficacité spectrale de MuSCA avec le turbo code (1/6, 456), (1/4, 680) et CRDSA-3 sur une trame de  $N_s = 100$  slots, l'efficacité spectrale théorique de MuSCA et la capacité d'un système TDMA utilisant la modulation QPSK

avec le turbo code (1/4, 680) est inférieur à celui avec le turbo code (1/6, 456) (débit maximal de 0.9 par rapport à 1.25), l'efficacité spectrale du code (1/4, 680) est plus grande pour des valeurs élevées de  $E_s/N_0$ . Cela est dû à la faible quantité de redondance. De plus, pour tous les  $E_s/N_0$ , MuSCA permet d'obtenir un gain d'au moins 50% comparé à CRDSA-3.

## 4.5 Prise en compte des contraintes pratiques

Cette partie présente un certain nombre d'études complémentaires introduisant des conditions plus réalistes pour le système. L'objectif de ces études est de définir les impacts de ces conditions sur la performance du code correcteur d'erreurs en termes de  $PLR$  par rapport à  $E_s/N_0$ . Nous supposons toujours que l'estimation du canal est idéale pour le processus d'annulation des interférences, cependant, la non synchronisation en temps/fréquence et le déséquilibre de puissance entre les utilisateurs sont pris en compte.

### 4.5.1 Décalage d'horloge

MuSCA, comme tous les protocoles similaires (CRDSA, IRSA, CSA, ...), nécessite une synchronisation d'horloge. En effet, les signaux des différents utilisateurs n'arrivent pas au relais exactement au début de chaque slot. Par exemple, dans le système de type DVB-RCS, la synchronisation entre les utilisateurs est comprise dans un intervalle de 0 à 4 symboles [56], mais il n'est pas possible de synchroniser les utilisateurs au niveau des échantillons. En d'autres termes, l'écart des moments d'arrivée peut ne pas être un nombre entier de symboles.

La Figure 4.19 illustre un exemple de la réception des symboles opposés de deux utilisateurs différents dans le cas où ils sont parfaitement synchronisés et dans le cas

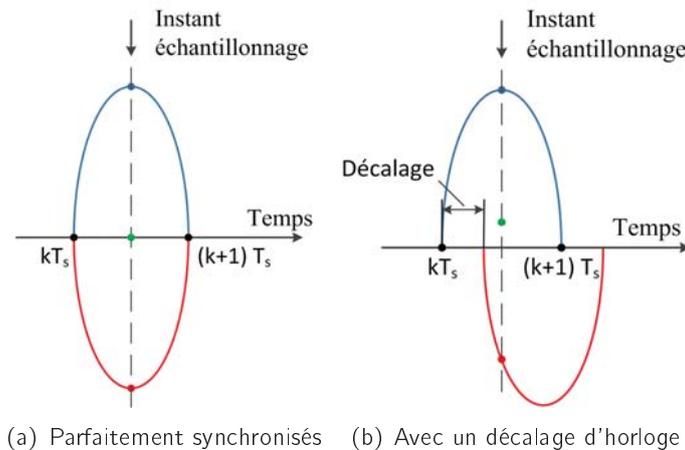
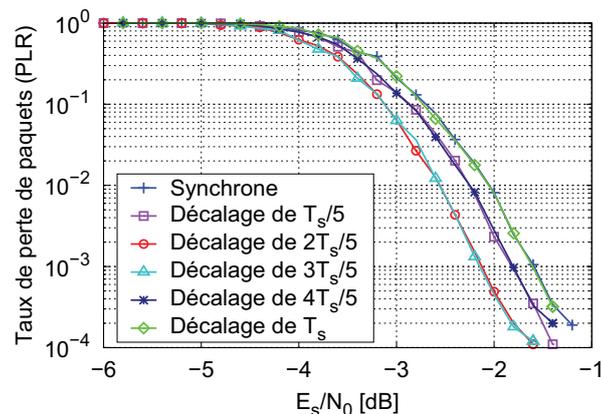


Figure 4.19 – Symboles de deux utilisateurs sans ou avec un décalage d'horloge

d'un décalage d'horloge. Nous pouvons observer qu'avec un décalage, si nous réalisons l'échantillonnage à l'instant optimal de l'utilisateur 1, la valeur détectée est plus proche du symbole émis par cet utilisateur. Si les deux utilisateurs sont synchronisés en temps, la valeur détectée est égale à 0.

Figure 4.20 –  $PLR$  en fonction de  $E_s/N_0$  pour différents décalages entre deux utilisateurs, turbo code  $R_d = 1/6$ ,  $k = 456$ 

Nous estimons le  $PLR$  atteint par le turbo code  $(1/6, 456)$  dans le cas d'un utilisateur interféré par un autre signal en considérant différents décalages possibles dans l'intervalle d'un symbole. La Figure 4.20 montre les courbes du  $PLR$  par rapport à  $E_s/N_0$  pour des décalages de 0 à  $T_s$  échantillons ( $T_s$  est la période symbole). On peut observer que l'absence de la synchronisation parfaite est en réalité un avantage pour le processus de décodage. Quand le décalage est proche de la moitié de la période de symbole, le code atteint sa meilleure performance (ce qui est équivalent au plus bas  $PLR$  pour la même  $E_s/N_0$ ). La performance diminue quand on approche des cas de synchronisation parfaite ou quand les utilisateurs sont décalés d'un nombre entier

de  $T_s$ . Cela signifie que la synchronisation imparfaite entre les utilisateurs ne provoque aucune gêne, bien au contraire, le système peut bénéficier des avantages directs.

#### 4.5.2 Décalage en fréquence

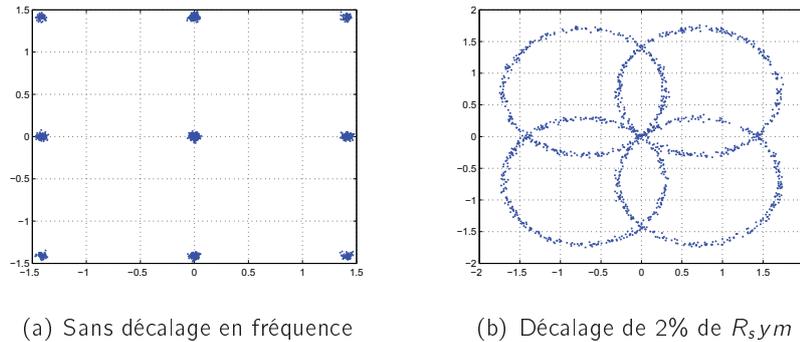


Figure 4.21 – Signal après l'échantillonnage au niveau du récepteur dans les deux cas avec et sans décalage en fréquence,  $E_s/N_0 = 30$  dB

Jusqu'à présent, nous avons supposé que les signaux de tous les utilisateurs étaient transmis sur exactement la même fréquence porteuse. Dans la réalité, chaque émetteur a son propre oscillateur de fréquence, donc les fréquences porteuses ne sont pas exactement identiques. Pour DVB-RCS, les bandes de fréquences utilisées pour les communications entre la Terre et l'espace sont de 14.00 – 14.25 GHz et 29.50 – 30.00 GHz [56]. Quand un burst est en collision avec un burst d'un autre utilisateur, le décalage de fréquence entre les deux utilisateurs  $\Delta f$  est dans l'intervalle  $[0, \Delta f_{max}]$ , où  $\Delta f_{max}$  est égal à environ 2% de  $R_{sym}$  (avec  $R_{sym}$  le débit symbole). La Figure 4.21 représente le mapping d'un signal modulé en QPSK après l'échantillonnage au niveau du récepteur dans les cas suivants : sans décalage et décalé de 2% de  $R_{sym}$  en fréquence.

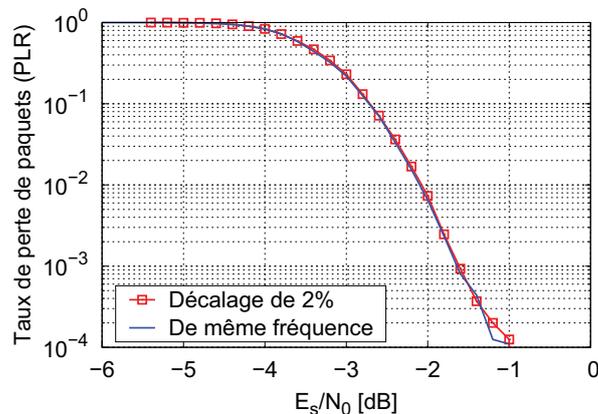


Figure 4.22 –  $PLR$  par rapport à  $E_s/N_0$  pour des différents décalages de fréquence entre deux utilisateurs, turbo code  $R_d = 1/6$ ,  $k = 456$

Les simulations montrent que les décalages de fréquence entre les utilisateurs ne provoquent aucune baisse de performances pour le décodage (cf. Figure 4.22).

### 4.5.3 Différence de puissances reçues entre les utilisateurs

Dans la section précédente, nous avons supposé que les niveaux de puissances de tous les utilisateurs à l'arrivée au relais sont égaux. En pratique, cette hypothèse n'est pas facilement satisfaite à cause des différences des conditions de transmission, des équipements, des environnements, des distances entre les sources et le relais. Par conséquent, l'algorithme de décodage doit prendre en compte les différents niveaux de puissance entre les utilisateurs.

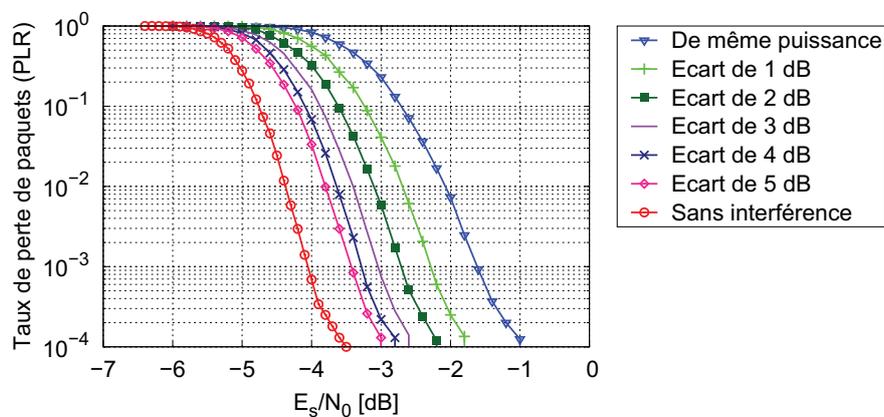


Figure 4.23 –  $PLR$  par rapport à  $E_s/N_0$  pour différents rapports de puissance entre le signal utile et l'interférence, turbo code  $R_d = 1/6$ ,  $k = 456$

Avec MuSCA, ainsi que dans tous les systèmes basés sur SIC, les signaux sont extraits du signal composite reçu successivement. Donc le premier utilisateur à décoder devrait avoir le signal le plus fort, le plus faible utilisateur doit être décodé en dernier. La Figure 4.23 montre comment le turbo code de  $R_d = 1/6$  se comporte lorsque l'utilisateur est perturbé par un signal plus faible. Les courbes de  $PLR$  de ce code peuvent fortement varier entre le cas où les puissances des deux utilisateurs sont égales et le cas sans interférence (le deuxième utilisateur est très faible par rapport au premier). Plus le rapport de puissance entre le signal utile et l'interférence est grand, plus la performance du code est proche du cas sans interférence. En conséquence, nous pouvons utiliser cette caractéristique pour augmenter la performance du système en variant la puissance émise des utilisateurs.

## 4.6 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons proposé deux analyses théoriques pour estimer l'efficacité spectrale et le débit de MuSCA. La première, basée sur le processus de décodage réel, utilise la performance des codes parfaits. Nous avons identifié ainsi la capacité

de transmission d'un tel processus. La deuxième analyse est similaire aux analyses de l'évolution des densités, récemment réalisées dans IRSA et CSA. Cette méthode a été modifiée, notamment au niveau de la prise en considération de la performance des vrais codes, pour être mieux adaptée à nos hypothèses. Cette analyse nous permet d'avoir une idée sur le débit atteignable par MuSCA pour chaque code correcteur utilisé. Une partie des résultats obtenus ont été confirmés par les simulations. Néanmoins, la façon de calculer la probabilité de non décodage d'un burst devra être améliorée pour que le résultat final soit encore plus proche de la réalité.

Les résultats des simulations montrent que MuSCA fournit un gain important en termes de débit et de taux de perte de paquets par rapport à des techniques d'accès aléatoire existantes. Pour  $E_s/N_0$  égal à 10 dB, MuSCA peut atteindre un débit normalisé proche de 1.29 sur une trame de 100 slots et 1.4 sur une trame de 500 slots. Ceci se résume par des augmentations de 2 et 1.75 fois par rapport aux débits de CRDSA et CSA. Un petit  $PLR$  est aussi maintenu même si le support de transmission est fortement chargé ( $G$  jusqu'à 1.25). Pour satisfaire les paramètres et les conditions de l'algorithme, les champs de signalisation spécifiques sont nécessaires et, par conséquent, un changement important dans le processus de décodage est introduit par rapport aux algorithmes précédents. Différentes hypothèses plus réalistes ont été également présentées et analysées. La présence de ces hypothèses n'a pas pénalisé, par ailleurs, elle apporte aussi des avantages aux performances du système.

# Distribution irrégulière de degrés des utilisateurs dans MuSCA

---

## Sommaire

<b>5.1</b>	<b>Introduction</b>	<b>85</b>
<b>5.2</b>	<b>Description du système</b>	<b>85</b>
5.2.1	Distribution de probabilité	86
5.2.2	Signalisation	86
5.2.3	Données utiles	87
<b>5.3</b>	<b>Évaluation de la performance</b>	<b>87</b>
<b>5.4</b>	<b>Conclusion</b>	<b>91</b>

---

## 5.1 Introduction

Comme nous l'avons expliqué dans le chapitre précédent, MuSCA est une généralisation de CRDSA. Dans ce système, chaque utilisateur transmet plusieurs parties d'un mot de code d'un code correcteur d'erreur au lieu d'envoyer plusieurs fois le même paquet. Dans ce chapitre, nous présentons une amélioration de la performance en termes de débit de cette méthode d'accès.

En reprenant l'idée qui a permis à IRSA de généraliser CRDSA, nous proposons une optimisation de MuSCA en appliquant des rendements de code variables et des distributions de degrés d'utilisateur irrégulières. À un instant donné, les utilisateurs du même système peuvent encoder leurs paquets de données avec des codes de rendements et longueurs différents. Par conséquent, le nombre de bursts émis peut varier (cf. Figure 5.1) suivant les utilisateurs. Le choix du code de chaque utilisateur est fait en fonction d'une distribution de probabilité.

## 5.2 Description du système

Dans le chapitre précédent, nous avons montré que le choix du code pour les champs de signalisation, pour les données utiles et les paramètres  $N_b$ ,  $N_s$  peuvent influencer de façon importante sur la performance du système. Dans ce chapitre, nous étudions le cas de figure où les utilisateurs peuvent utiliser différents codes et possèdent différents degrés d'utilisateur (différentes valeurs de  $N_b$ ).

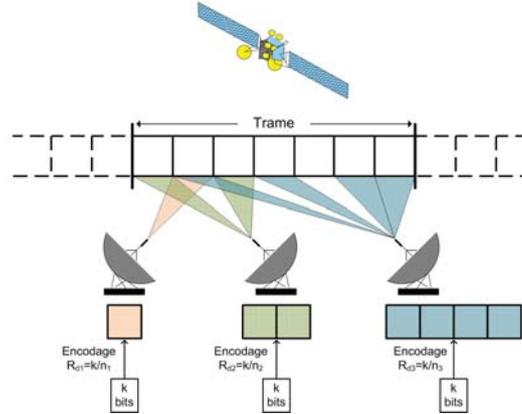


Figure 5.1 – Accès multiple sur un canal segmenté en slots avec une distribution irrégulière de degrés des utilisateurs

### 5.2.1 Distribution de probabilité

Notre système fonctionne de la façon suivante : pour chaque transmission, l'utilisateur emploie un rendement de code  $R_d$  et un degré  $N_b$  variables qui sont sélectionnés suivant une distribution donnée  $\Lambda$ . La distribution doit être optimisée pour augmenter la performance du système en termes de débit. Notons qu'il est possible de choisir  $N_b$  et  $R_d$  indépendamment. Toutefois, dans ce document, nous détaillons seulement le cas où  $R_d$  varie de manière inversement proportionnelle à  $N_b$ . Ceci revient à dire que chaque mot de code contient une quantité de bits d'information fixe. La distribution peut donc être présentée comme :

$$\Lambda(x) = \sum_{l=1}^{N_{b_{max}}} \Lambda_l \times x^l, \quad (5.1)$$

où  $N_{b_{max}}$  est le degré d'utilisateur maximal dans le système,  $\Lambda_l$  est la probabilité qu'un utilisateur ait le degré  $l$  et  $\sum_l \Lambda_l = 1$ .

### 5.2.2 Signalisation

Comme dans la version régulière de MuSCA, le champ de signalisation contient  $N_b - 1$  pointeurs vers les emplacements des autres bursts du même utilisateur. La taille des pointeurs varie en fonction de la longueur de la trame et est calculée par :

$$L_p = \lceil \log_2(N_s) \rceil. \quad (5.2)$$

La taille du champ de signalisation dépend du rendement de code  $R_s$ , du nombre

de pointeurs ainsi que de leur taille. Elle peut être estimée par :

$$\begin{aligned} L_s &= \frac{L_p \times (N_b - 1)}{R_s}, \\ &= \frac{\lceil \log_2(N_s) \rceil \times (N_b - 1)}{R_s}. \end{aligned} \quad (5.3)$$

où  $N_b - 1$  est le nombre de pointeurs dans un champ de signalisation.  $L_s$  doit rester relativement petit afin de maintenir une bonne efficacité spectrale. Comme pour MuSCA régulier, nous choisissons de protéger ces champs avec des codes Reed-Müller [82].

### 5.2.3 Données utiles

Dans CRDSA, chaque terminal transmet  $N_b$  copies d'un paquet par trame composée de  $N_s$  slots. La charge utile des copies est identique et est codée par un code correcteur d'erreurs de taux  $1/2$  [51, 54]. La version régulière de MuSCA remplace les  $N_b$  copies par  $N_b$  parties d'un mot de code d'un code correcteur d'erreur de taux  $R_d$ . Pour être comparable avec CRDSA, des simulations ont été réalisées avec des codes de taux  $R_d = 1/2N_b$  (Section 4.4.1.2).

Pour continuer dans cette optique, dans nos simulations de MuSCA avec des distributions irrégulières, nous utilisons en même temps différents turbo codes qui permettent d'avoir la même quantité de bits d'information que CRDSA.  $R_d = 1/(2N_b)$  où  $N_b$  dépend de la distribution irrégulière  $\Lambda$  définie dans la Section 5.2.1. Pour  $N_b = 1, 2$  ou  $3$ ,  $R_d$  vaut respectivement  $1/2, 1/4, 1/6$ . Dans notre implémentation, les turbo codes CCSDS [87], associés à la modulation QPSK, sont appliqués aux séquences de bits de longueur  $k = 456$  pour produire des mot de codes de  $456/(2R_d)$  symboles.

## 5.3 Évaluation de la performance

Avec la définition de la distribution de probabilité des degrés précédemment décrite dans la Section 5.2.1, la méthode d'accès Slotted ALOHA peut être vue comme un cas particulier de notre système où la distribution est  $\Lambda_1(x) = x$ . En outre, MuSCA régulier avec  $N_b = 3$  (appelé MuSCA-3) correspond à la distribution  $\Lambda_3(x) = x^3$ .

Dans le dernier chapitre, nous avons montré que MUSCA peut atteindre un débit normalisé jusqu'à  $1,29$  [89]. Ce résultat représente un gain de débit significatif entre MuSCA et les autres méthodes présentées. Comme dans MuSCA régulier, une trame de 100 slots est considérée pour toutes les simulations de ce chapitre. Une trame plus longue pourrait améliorer le débit, mais elle augmenterait le délai de transmission car le processus de décodage ne peut pas être démarré avant la réception de la trame entière.

Dans la Section 5.2.2, nous avons présenté le lien entre la taille du champ de signalisation  $L_s$  et le degré d'utilisateur  $N_b$ . Avec un degré d'utilisateur plus grand (c'est à dire plus de pointeurs dans l'entête du burst), la proportion du flux de données

## 88 Chapitre 5. Distribution irrégulière de degrés des utilisateurs dans MuSCA

occupée par la signalisation devient plus grande par rapport au données utile. Par conséquent, nous choisissons de limiter les degrés d'utilisateur à trois afin de maintenir un débit élevé. Le Tableau 5.1 représente le débit normalisé maximal pour différentes distributions de degrés avec un niveau de SNR élevé ( $E_s/N_0 = 8$  dB).

Distribution $\Lambda(x)$	Débit maximal $T_{max}$
$\Lambda_1(x) = x$	0.368
$\Lambda_2(x) = x^2$	1.270
$\Lambda_3(x) = x^3$	1.293
$\Lambda_4(x) = 0.7x^2 + 0.3x^3$	1.401
$\Lambda_5(x) = 0.1x + 0.3x^2 + 0.6x^3$	1.426
$\Lambda_6(x) = 0.2x + 0.3x^2 + 0.5x^3$	1.366

Table 5.1 – Débits simulés pour différentes distributions,  $E_s/N_0 = 8$  dB

L'évaluation théorique basée sur l'évolution de densité [61, 70] n'est pas utilisée dans les analyses de ce chapitre car cette technique est basée sur l'hypothèse d'indépendance entre les messages échangés dans le processus de décodage itératif. Cette hypothèse n'est pas vérifiée pour les trames courtes considérées dans notre étude. De plus, cette méthode ne permet pas d'évaluer les distributions qui contiennent des utilisateurs de degré 1 alors que ce degré est intégrée dans certaines des distributions étudiées (notamment dans celle qui obtient les meilleurs résultats). Pour cette raison, afin de trouver la distribution optimale, nous avons réalisé des simulations en faisant varier la probabilité de chaque degré. Comme mentionné ci-dessus, tous les utilisateurs utilisent des turbo codes pour encoder des paquets de 456 bits ( $k = 456$ ). Dans le Tableau 5.1, la distribution optimale, obtenue par simulations, est  $\Lambda_5(x) = 0.1x + 0.3x^2 + 0.6x^3$ . Le débit correspondant dépasse 1.43 pour une trame de longueur 100 slots. Notons que ceci est équivalent à la performance de MuSCA-3 avec une trame de 500 slots [89].

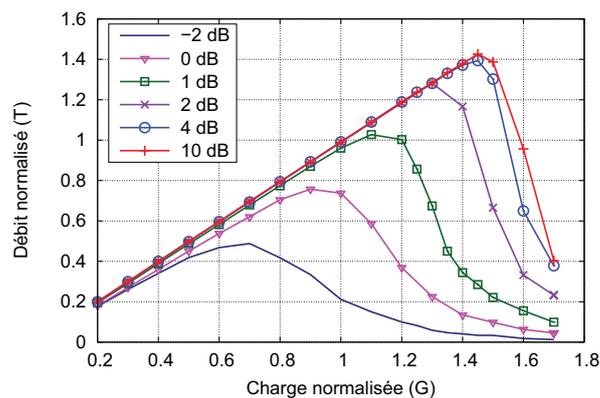


Figure 5.2 – Débit de MuSCA avec la distribution optimal  $\Lambda_5(x)$  pour les différentes valeurs de SNR

Nous avons ensuite évaluée la distribution optimale  $\Lambda_5(x)$  pour plusieurs valeurs

de SNR. Pour chaque SNR, la charge normalisée  $G$  qui maximise le débit  $T$  a été identifiée. La Figure 5.2 présente des courbes de simulation pour notre système avec la distribution  $\Lambda_5(x)$ . Pour un SNR supérieur à 4 dB, le système autorise le service de plus de 140 utilisateurs sur 100 slots. La relation entre  $T$  et  $G$  est presque linéaire jusqu'à  $G = 1.4$ . Ceci revient à dire que le taux de transmissions réussies est conservé à près de 1 même si le système est chargé à 140%. À un SNR faible ( $E_s/N_0 = 2$  dB), le débit normalisé est maintenu à  $T \approx 1.28$ . Pour un SNR encore plus bas ( $E_s/N_0 = 0$  dB), notre méthode de transmission permet encore à 76 utilisateurs de transmettre leurs données.

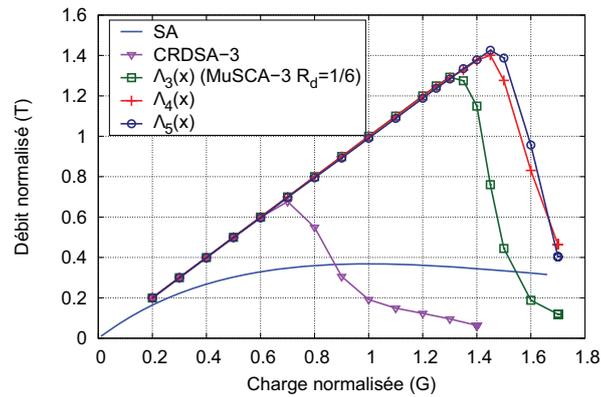


Figure 5.3 – Débit normalisé ( $T$ ) pour SA, CRDSA-3, MuSCA-3 régulier et des distributions irrégulières appliquées sur MuSCA,  $E_s/N_0 = 10$  dB

La Figure 5.3 représente les courbes de débit à  $E_s/N_0 = 10$  dB de SA, CRDSA-3 et de MuSCA pour les différentes distributions de probabilités du Tableau 5.1. Nous pouvons constater que la distribution irrégulière  $\Lambda_5(x)$  contenant les degrés 1, 2 et 3 atteint un débit allant jusqu'à 1.43. L'utilisation de MuSCA irrégulier permet un gain de débit de 10% par rapport à celui de MUSCA régulier. La distribution  $\Lambda_4(x)$  contenant seulement des degrés 2 et 3 conduit à un débit proche de l'optimal.

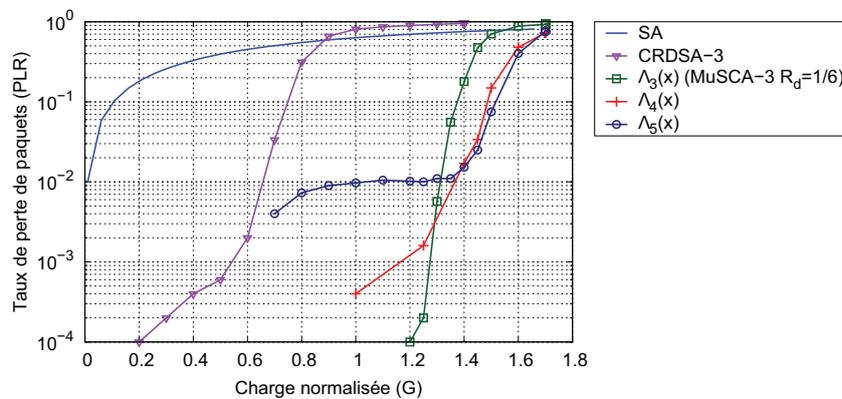


Figure 5.4 – Taux de perte de paquet ( $PLR$ ) pour SA, CRDSA-3, MuSCA-3 régulier et des distributions irrégulières appliquées sur MuSCA,  $E_s/N_0 = 10$  dB

## 90 Chapitre 5. Distribution irrégulière de degrés des utilisateurs dans MuSCA

Dans la Figure 5.4, nous comparons le  $PLR$  à  $E_s/N_0 = 10$  dB de SA, CRDSA-3 et de MuSCA pour différentes distributions de probabilités. Nous pouvons noter que pour une charge normalisée inférieure à 1.3, un système avec des distributions irrégulières offrent des  $PLR$  plus élevés que MuSCA-3 qui utilise le turbo code du rendement  $R_d = 1/6$ . La différence s'explique par les  $PLR$  importants venant des utilisateurs avec des degrés inférieurs à 3 (cf. Figure 5.5). Ces petits degrés font partie de la distribution irrégulière. Cependant, pour des valeurs plus grandes de  $G$ , le gain en termes de  $PLR$  entre MuSCA régulier et irrégulier est significatif. Pour  $G = 1.4$ ,  $PLR_{irrégulier} = 0.015$  alors que  $PLR_{MuSCA-3} = 0.179$ . Le choix de la meilleure distribution doit être fait en fonction du  $PLR$  requis. Pour un  $PLR$  inférieur à  $10^{-4}$ , MuSCA-3 régulier donne le meilleur résultat. Pour un  $PLR = 10^{-2}$ , SA fonctionne à une charge extrêmement faible  $G_{SA} \approx 0.01$ ; CRDSA-2 et CRDSA-3 offrent, respectivement, un trafic proche de 0.35 et de 0.66 [54] alors que les distributions irrégulières appliquées sur MuSCA permettent d'obtenir un trafic proche de 1.3.

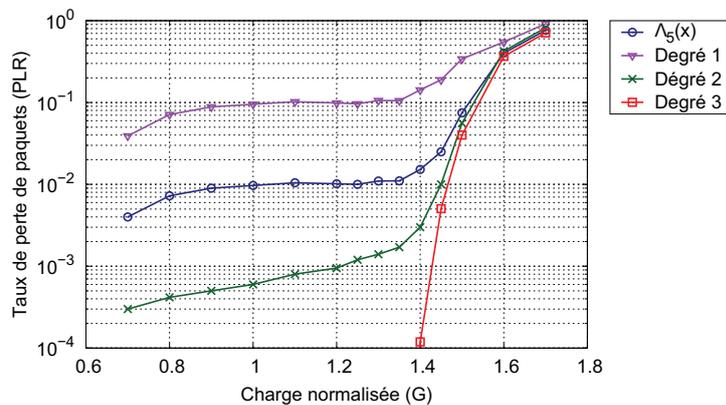


Figure 5.5 –  $PLR$  obtenu avec  $\Lambda_5(x)$  et pour chaque degré d'utilisateur de la distribution

Sur la Figure 5.5, nous observons l'écart entre les courbes de  $PLR$  des utilisateurs avec différents degrés pour la distribution  $\Lambda_5(x)$ . Pour un SNR à 10 dB, nous pouvons voir que les utilisateurs de degré 3 ont un niveau de  $PLR$  largement inférieur à ceux de degré 2. Ces derniers possèdent un niveau de  $PLR$  inférieur à ceux de degré 1. Ceci définit naturellement une notion de qualité de service entre chaque groupe d'utilisateurs du même système de communication. D'un point de vue prospectif, cette distinction au niveau de taux de perte pourrait être appliquée à la protection inégale des différents types d'images dans un flux vidéo. Les images de priorité haute seraient encodées et transmises avec le degré ayant un faible taux de perte et inversement. L'utilisation du canal de transmission est ainsi optimisée par rapport à cette application vidéo.

Pour définir la meilleure distribution des degrés, nous comparons les efficacités spectrales  $S$  pour chaque valeur de SNR. La Figure 5.6 présente les résultats numériques obtenus par simulation en termes d'efficacité spectrale pour  $\Lambda_2(x)$ ,  $\Lambda_3(x)$ ,  $\Lambda_4(x)$ ,  $\Lambda_5(x)$  et pour le système CRDSA-3. Nous présentons aussi la courbe de la capacité QPSK comme référence. Pour chaque  $E_s/N_0$ , nous pouvons voir que MuSCA

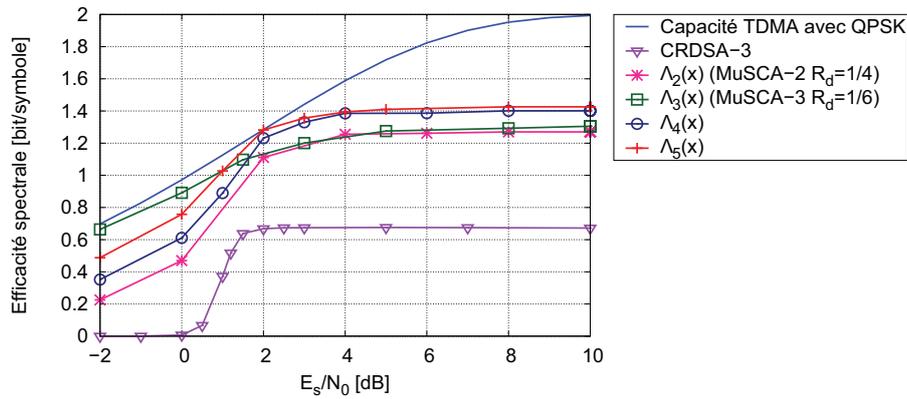


Figure 5.6 – Efficacité spectrale pour différentes valeurs de SNR

obtient un gain significatif par rapport à CRDSA. À des valeurs de SNR supérieures à 1 dB, la distribution  $\Lambda_5(x)$  permet d'obtenir une efficacité spectrale supérieure à celle de MuSCA-3 régulier. En particulier, à 2 dB, l'efficacité spectrale de notre système est extrêmement proche de la capacité de la modulation QPSK. Ce résultat s'explique par le fait que la somme de 2 signaux modulés avec la modulation QPSK peut être vue comme un signal modulé avec une modulation de l'ordre plus élevé [90]. Nous expliquons ce point plus en détail dans le Chapitre 6.

## 5.4 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons introduit une amélioration de la méthode d'accès aléatoire MuSCA. L'approche proposée permet aux utilisateurs d'utiliser des taux de code et des degrés d'utilisateur variables, selon une distribution de probabilité. Nous avons analysé des distributions identifiées en faisant varier la charge du système pour chaque valeur du SNR.

Les résultats obtenus par simulation ont montré qu'avec un choix optimal de la distribution, nous pouvons obtenir un gain significatif en termes de débit et de taux de perte de paquets par rapport aux techniques d'accès aléatoire existantes. Pour  $E_s/N_0$  égal à 10 dB, notre système parvient à fournir à un débit proche de 1.43 sur une trame de 100 slots. Ceci représente un gain de 10% par rapport à MuSCA-3 classique et de 104% par rapport au débit maximal de CRDSA-3. Notons que  $T \approx 1.4$  correspond au débit atteint par MuSCA-3 sur une trame de 500 slots. Autrement dit, en choisissant un taux de code variant suivant la distribution optimale, nous arrivons à obtenir le même débit qu'avec une trame cinq fois plus longue, sachant que la longueur de la trame est un des paramètres à optimiser.

Cependant, quelques pistes d'optimisation sont encore envisageables. Tout d'abord, au niveau de la longueur du paquet de données, nous avons seulement étudié le cas où le paquet de données est de la même taille que dans CRDSA pour faciliter la comparaison. Du point de vue du lien entre le taux de code et le nombre de bursts,

## **92 Chapitre 5. Distribution irrégulière de degrés des utilisateurs dans MuSCA**

les simulations réalisées n'ont traité qu'une petite partie de combinaisons de ces deux paramètres. La seule contrainte sur le choix de la taille du paquet de données, le taux de code et le nombre de bursts transmis par chaque utilisateur est de respecter la longueur du champ de données d'un burst. Cette longueur, qui est dépendante du contexte d'application, est en général fixe. Une généralisation permettant une variation de ces paramètres, pourrait apporter des augmentations significatives en terme d'efficacité spectrale.

# Méthode d'accès déterministe utilisant le PNC

---

## Sommaire

---

<b>6.1</b>	<b>Introduction</b>	<b>93</b>
<b>6.2</b>	<b>Modulation superposée</b>	<b>94</b>
<b>6.3</b>	<b>Description du système</b>	<b>96</b>
6.3.1	Définitions et hypothèses	96
6.3.2	Description du système	97
<b>6.4</b>	<b>Analyse de la capacité</b>	<b>99</b>
6.4.1	Puissance limitée	103
6.4.2	Énergie consommée équivalente au système TDMA	104
<b>6.5</b>	<b>Évaluation des performances</b>	<b>105</b>
6.5.1	Intérêt de l'utilisation de la modulation superposée	106
6.5.2	Comparaison de l'efficacité spectrale avec celle du TDMA	107
6.5.3	Comparaison avec les méthodes d'accès aléatoires	109
<b>6.6</b>	<b>Conclusion</b>	<b>110</b>

---

Ce chapitre a fait d'objet d'un travail commun avec Hugo Méric, doctorant de DMIA/ISAE.

## 6.1 Introduction

Dans les chapitres précédents, nous avons détaillé le principe du codage réseau couche physique ainsi que certaines de ses applications. Nous avons montré que le PNC allié aux techniques de décodage itératif apporte une grande amélioration dans les méthodes d'accès aléatoires. Certaines de ces méthodes ont été dernièrement introduites dans un nouveau standard de communication par satellite, le DVB-RCS2. Comme nous l'avons présenté dans la Section 2.4.2, deux types d'accès sont prévus pour la voie retour : aléatoire et déterministe. Actuellement, les méthodes d'accès aléatoires sont seulement optionnelles. Leur utilisation à une échelle plus grande que la transmission de la signalisation et des très petits paquets est encore en cours d'étude. Ainsi, la plus grande proportion de données transmise par le système est assurée par la méthode d'accès déterministe MF-TDMA. Si nous nous concentrons sur une seule des fréquences porteuses disponibles, cette méthode est équivalente au TDMA.

Dans un schéma TDMA conventionnel, pour chaque utilisateur, l'accès au relais se fait généralement dans un slot de temps donné où l'utilisateur est le seul à pouvoir émettre. Cependant, il est possible d'améliorer la capacité du réseau en autorisant les transmissions simultanées et en exploitant les interférences ainsi créées.

Considérons un récepteur qui cherche à démoduler un signal interféré. La démodulation se base sur deux mécanismes. Tout d'abord, si ce récepteur connaît une partie du signal interféré, il peut soustraire cette partie en utilisant le PNC. Ensuite, si le récepteur ne connaît aucune partie du signal interféré ou a déjà soustrait la partie connue, nous proposons de considérer le signal comme une modulation superposée [91].

Dans ce chapitre, nous étudions une possibilité d'améliorer les performances d'un système en utilisant la technique TDMA classique dans un scénario de communication par relais. La première partie du chapitre introduit la notion de modulation superposée que nous souhaitons combiner avec le PNC pour traiter le problème des interférences. Ensuite, nous présentons en détails le fonctionnement du système au niveau des éléments principaux : émetteur, relais et récepteur. Finalement, nous analysons la performance par une analyse théorique basée sur la capacité du canal et par simulation.

## 6.2 Modulation superposée

Sur un canal de diffusion, l'idée de fusionner plusieurs flux de données a été initialement proposée par Cover en 1972 [92]. À partir de ces travaux, des études ont été réalisées pour développer, entre autre, la possibilité de combiner des flux de données au niveau de la modulation. Une des solutions est la modulation hiérarchique ("Hierarchical Modulation" - HM), utilisée par exemple dans le contexte de la diffusion de la télévision numérique par liaison hertziennes terrestre DVB-T [93] ou par satellite tels que DVB-S2 [83] et DVB-SH [94].

La modulation hiérarchique a été initialement proposée pour fournir une notion de classe de données aux utilisateurs dans les différentes conditions de réception [95]. Elle est une des techniques de multiplexage et de modulation de plusieurs flux de données dans un seul flux de symboles. Dans la plupart des applications, la modulation est composée de deux flux : haute priorité ("High Priority" - HP) et basse priorité ("Low Priority" - LP). La formation d'un symbole avec la HM est présentée dans la figure 6.1. Dans l'exemple, les deux flux HP et LP sont modulés en QPSK. La combinaison des deux est une 16-QAM non-uniforme. Notons qu'en pratique, les constellations des flux HP et LP ne sont pas nécessairement identiques.

Le paramètre  $\alpha$  de la constellation finale est défini par :

$$\alpha = \frac{d_h}{d_l}, \quad (6.1)$$

où  $d_h$  est la distance minimale entre deux points de la constellation du flux HP et  $d_l$  est la distance minimale entre deux points de la constellation du flux LP.

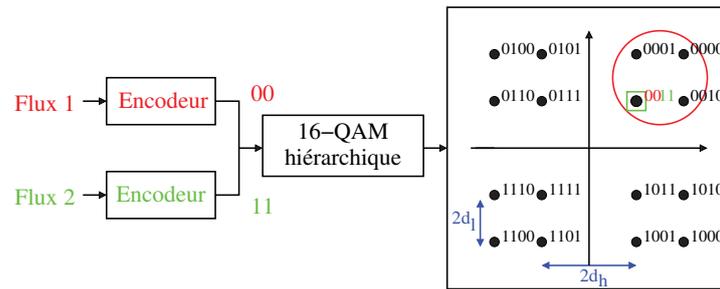


Figure 6.1 – Exemple de la formation de symbole dans la modulation hiérarchique

La relation entre  $\alpha$  et les proportions de la puissance consacrée aux deux flux s'exprime sous la forme :

$$\frac{\rho^+}{\rho^-} = (1 + \alpha)^2, \quad (6.2)$$

où  $\rho^+$  est la proportion de puissance utilisée pour l'émission du flux HP et  $\rho^-$  est la proportion de puissance utilisée pour l'émission du flux LP.

À la réception, les récepteurs avec de "bonnes" conditions de réception peuvent décoder les deux flux alors que les récepteurs avec des conditions moins bonnes ne peuvent décoder que le flux HP. Il est donc possible de profiter de cette caractéristique pour définir des niveaux de protection de données ou des niveaux de service.

Plusieurs études ont été réalisées concernant la HM aussi bien pour calculer sa capacité dans différents contextes [96] que pour proposer des améliorations des performances des systèmes dans lesquels la HM est appliquée [97, 98, 99].

Récemment, la modulation hiérarchique a été présentée sous un autre nom : modulation superposée ("Superposition Modulation" ou "Superposition Mapping" - SM) [91]. Hoehner et Wo ont introduit ce type de modulation comme le résultat de la superposition de plusieurs constellations élémentaires [100]. Dans ce papier, les auteurs insistent sur la nature qui peut être non-bijective de la modulation. Une constellation de  $M$  points est utilisée pour représenter  $N$  bits. Or, suivant l'allocation de puissance,  $M$  peut être inférieur à  $2^N$ . Cette configuration se trouve dans la modulation hiérarchique si la puissance du flux HP est égale à celle du flux LP ( $\rho^+ = \rho^-$ ,  $\alpha = 0$ ).

Dans [101], Schlegel et al. proposent d'interpréter des modulations PAM comme la superposition de modulations BPSK avec des puissances variables. Puisque le récepteur n'est intéressé que par une partie du signal, il démodule cette partie comme un flux d'une modulation hiérarchique.

Certains travaux ont adapté la modulation superposée et la modulation hiérarchique dans un contexte de codage réseau numérique [102, 103, 104]. Dans un réseau de communication bidirectionnel avec relais utilisant le codage réseau (cf. Section 2.1.2), Lin et al. proposent de remplacer la diffusion du XOR des deux signaux décodés par la diffusion d'un message modulé avec la modulation superposée sur le troisième slot [105].

Une des principales caractéristiques de la modulation hiérarchique et de la modulation superposée est la synchronisation parfaite entre les flux de données. Par consé-

quent, les applications se limitent au domaine de la diffusion. Toutefois, il existe une similarité importante entre la constellation des points d'un signal numérique modulé avec la SM et celle d'une somme des signaux distingués. Pour cette raison, dans ce chapitre, nous souhaitons explorer la possibilité d'utiliser les notions de la SM, en les combinant avec la technique PNC pour améliorer les performances d'un système à accès TDMA. La capacité du scénario est calculée avec les hypothèses de synchronisation parfaite entre les utilisateurs. Les impacts dûs à l'asynchronisme sont évalués ensuite par simulation. Notons que dans notre système, la notion de hiérarchie (ou de priorité) entre des flux n'existe pas. Nous utilisons donc par la suite le terme de modulation superposée pour désigner la superposition de plusieurs modulations. Les notions de HP et LP sont utilisées pour distinguer les différents niveaux de la puissance émise des signaux.

### 6.3 Description du système

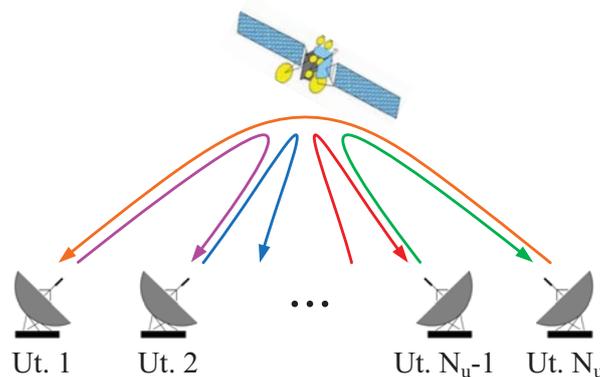


Figure 6.2 – Scénario de communication via un relais de  $N_u$  utilisateurs

Nous nous intéressons ici à un schéma de transmission où  $N_u$  utilisateurs ( $N_u \geq 2$ ) communiquent entre eux à l'aide d'un relais. La Figure 6.2 illustre le cas où le relais est un satellite. L'utilisation d'un satellite implique d'utiliser des modulations d'ordre faible. Cependant, notre schéma peut être généralisé à d'autres cas avec l'utilisation de relais terrestre. Dans notre scénario, nous considérons que chaque utilisateur cherche à communiquer avec son voisin. Ainsi l'utilisateur  $i$  transmet des données à l'utilisateur  $i+1$  pour  $1 \leq i \leq N_u-1$  et l'utilisateur  $N_u$  transmet vers l'utilisateur 1. Pour optimiser le débit, les puissances de transmission sont coordonnées entre les émetteurs.

#### 6.3.1 Définitions et hypothèses

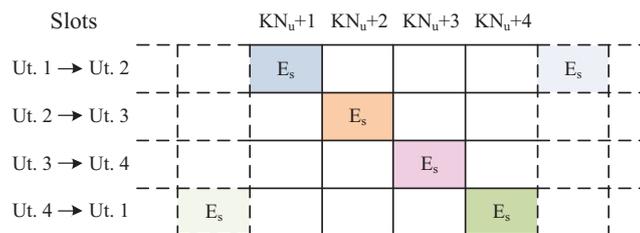
Nous considérons un relais de type "Amplifier et Retransmettre". Il amplifie tous les signaux qu'il reçoit avec un gain fixe  $G$  avant de les retransmettre, sans aucun décodage. Les performances de ce type de relais ont été étudiées dans [106]. Nous sup-

posons qu'une telle amplification est toujours possible. Le canal est considéré comme étant linéaire et les transmissions sont soumises à un bruit blanc Gaussien.

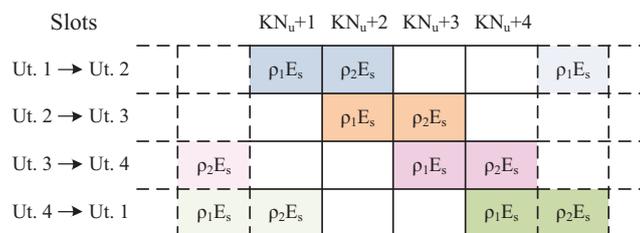
Dans ce scénario, chaque utilisateur transmet ses données à son voisin. Pour simplifier les calculs, nous supposons que tous les utilisateurs ont la même énergie maximale par symbole  $E_s$  et le même bilan de liaison. Le système cherche à offrir le même débit à tous les utilisateurs et ses paramètres de transmission (modulation et taux de codage) sont identiques. Nous supposons qu'il n'y a pas de liaison directe entre les utilisateurs. Le système de communication est divisé en slots de temps de même taille. Dans chaque slot, des transmissions simultanées sont possibles. Finalement, nous supposons que l'estimation du canal est parfaite. Ainsi chaque récepteur connaît le retard, le décalage en fréquence/phase ainsi que l'atténuation introduits par le canal.

### 6.3.2 Description du système

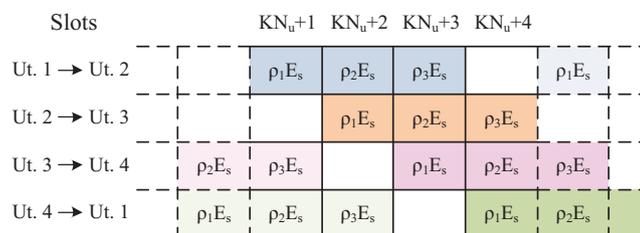
#### 6.3.2.1 Émetteur



(a) Accès multiple avec répartition dans le temps



(b) Schéma proposé avec  $N_b = 2$



(c) Schéma proposé avec  $N_b = 3$

Figure 6.3 – Ordonnancement des bursts avec quatre utilisateurs ( $N_u = 4$ ) sur le lien montant

Chaque utilisateur émet des paquets de  $k$  bits d'information. Tout d'abord, les données sont encodées avec un code correcteur d'erreurs de rendement  $R_d$  qui génère des mots de code de longueur  $n = k/R_d$  bits. Le signal est ensuite modulé avec une QPSK. Chaque mot de code est divisé en  $N_b$  paquets de la couche physique appelés bursts ( $N_b \leq N_u$ ). La taille d'un burst est la même pour tous les utilisateurs. Chaque utilisateur transmet ses bursts sur  $N_b$  slots consécutifs avec une énergie par symbole  $\rho_j E_s$  sur le  $j$ -ième slot où  $0 \leq \rho_j \leq 1$  et  $1 \leq j \leq N_b$ . Plus formellement, l'utilisateur  $i$  transmet son  $K$ -ième mot de code ( $K \geq 1$ ) à l'utilisateur  $i+1$  sur les slots  $(K-1)N_u + i$  jusqu'à  $(K-1)N_u + i + N_b - 1$ . Avec ce schéma, nous vérifions que :

- chaque utilisateur transmet son mot de code sur  $N_b$  slots consécutifs ;
- après avoir transmis un mot de code, chaque utilisateur attend  $N_u - N_b$  slots avant d'en envoyer un nouveau ;
- exactement  $N_b$  utilisateurs interfèrent sur chaque slot.

Le codage réseau couche physique présenté dans [27] est une configuration particulière de notre solution avec  $(N_u, N_b) = (2, 2)$ . L'accès multiple à répartition dans le temps correspond au cas  $N_b = 1$  et est représenté sur la Figure 6.3(a). Les cas  $(N_u, N_b) = (4, 2)$  et  $(N_u, N_b) = (4, 3)$  sont respectivement illustrés sur la Figure 6.3(b) et la Figure 6.3(c).

### 6.3.2.2 Relais

Sur chaque slot, le relais reçoit un signal composé d'une somme de  $N_b$  signaux en sortie des canaux associés aux  $N_b$  utilisateurs. Il amplifie ce signal d'entrée avec un gain fixe  $G$  et le diffuse vers les utilisateurs dans d'autres slots de temps ou sur d'autres fréquences.

### 6.3.2.3 Récepteur

L'utilisateur  $i + 1$  cherche à recevoir les données transmises par l'utilisateur  $i$ . Il décode donc les slots  $(K-1)N_u + i$  à  $(K-1)N_u + i + N_b - 1$ . Le signal sur ces slots est une superposition de signaux provenant de plusieurs utilisateurs. Dans notre système, le récepteur connaît son signal et les paramètres des canaux associés à chaque utilisateur (hypothèse d'estimation parfaite du canal). Après avoir fait la compensation de canal, le récepteur peut soustraire son propre signal à l'aide d'un algorithme de PNC et ainsi en déduire une version bruitée des autres signaux. Cette étape s'appelle l'annulation d'auto-interférence. Des études récentes montrent que le PNC est très robuste aux erreurs de synchronisation [31]. Ainsi, nous supposons que l'annulation d'auto-interférence est parfaitement réalisée. Après cette opération, les signaux sur les slots  $(K-1)N_u + i$  à  $(K-1)N_u + i + N_b - 1$  sont des superpositions des modulations QPSK. Pendant la démodulation, le récepteur choisit les données qui lui sont dédiées comme pour le décodage d'un flux d'une modulation superposée. Finalement, les bits démodulés de tous les slots sont assemblés et envoyés au décodeur. La démodulation et le décodage sont identiques pour tous les utilisateurs.

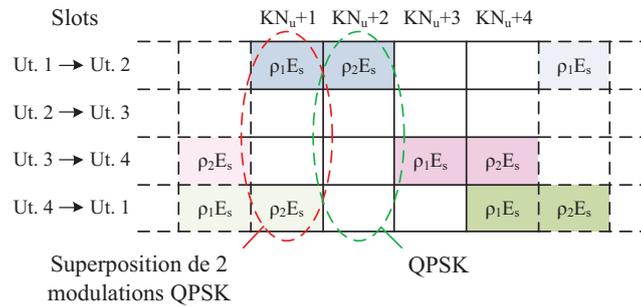


Figure 6.4 – Signal obtenu après la soustraction de l'interférence de l'utilisateur 2

À titre d'exemple, nous détaillons le processus de décodage de l'utilisateur 2 dans le scénario illustré sur la Figure 6.3(b). L'utilisateur 2 veut récupérer le message que l'utilisateur 1 lui a envoyé. Tout d'abord, avec le PNC, il soustrait son signal de la somme des messages. Après cette étape, il observe la superposition de deux modulations QPSK sur le slot  $KN_u + 1$  et la superposition d'une seule QPSK sur le slot  $KN_u + 2$  (cf. Figure 6.4). La Figure 6.5 illustre la superposition de deux modulations QPSK dans le cas où les signaux sont parfaitement synchronisés. L'utilisateur 2 démodule ensuite le slot  $KN_u + 2$  comme une modulation QPSK et le slot  $KN_u + 1$  comme une modulation superposée 16-QAM. Il récupère le bon flux de données (si  $\rho_1 \leq \rho_2$ , il prend le flux LP ; dans le cas contraire, il prend le flux HP). Les signaux démodulés sur les slots sont ensuite concaténés dans un seul mot de code avant d'être décodés.

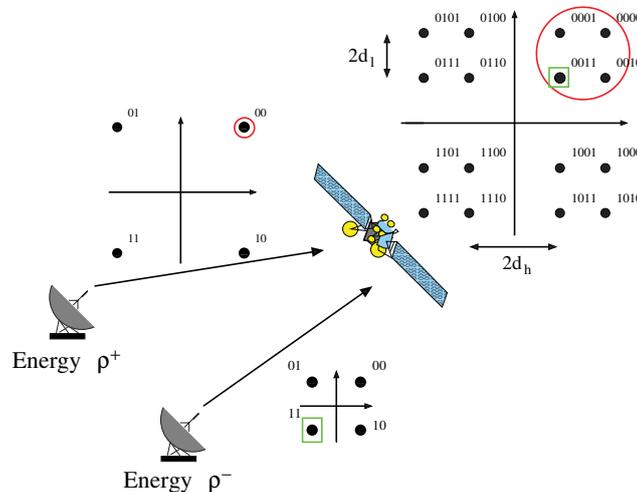


Figure 6.5 – Superposition de deux modulations QPSK envoyées par deux utilisateurs

## 6.4 Analyse de la capacité

Le but de cette analyse est de définir la capacité du canal entre un émetteur et un récepteur. Nous montrons également que les puissances émises entre les émetteurs sur

chacun des slots peuvent être coordonnés pour optimiser le débit. Pour cette analyse de la capacité, nous supposons une synchronisation parfaite entre les utilisateurs.

Nous commençons notre étude par une évaluation du rapport signal sur bruit entre un émetteur et un récepteur sur n'importe quel slot. Dans le schéma avec les paramètres  $(N_u, N_b)$ , nous considérons les signaux transmis sur le slot numéro  $q$  ( $q \geq 1$ ). Exactement  $N_b$  utilisateurs transmettent sur ce slot. Nous notons  $e_{p,q}$  les signaux transmis sur le slot  $q$  avec une énergie par symbole  $\rho_p E_s$  ( $1 \leq p \leq N_b$ ). Le signal reçu sur le slot  $q$  au niveau du relais peut s'écrire :

$$r_{relay,q}(t) = \beta_u \sum_{p=1}^{N_b} e_{p,q}(t) + n_u(t), \quad (6.3)$$

où  $\beta_u$  est le coefficient d'atténuation du lien montant,  $n_u(t)$  est le bruit Gaussien du lien montant avec une variance  $\sigma_u^2 = N_{0_u}/2$ . Le relais amplifie les signaux reçus avec un gain  $G$  et les retransmet aux utilisateurs. Le signal reçu par chaque utilisateur est :

$$r_q(t) = \beta_d \times G \times r_{relay,q}(t) + n_d(t) \quad (6.4)$$

$$= \underbrace{\beta_d \times G \times \beta_u \sum_{p=1}^{N_b} e_{p,q}(t)}_{\text{signal utile}} + \underbrace{\beta_d \times G \times n_u(t) + n_d(t)}_{\text{bruit}}, \quad (6.5)$$

où  $\beta_d$  est le coefficient d'atténuation du lien descendant,  $n_d(t)$  est le bruit Gaussien du lien descendant avec une variance  $\sigma_d^2 = N_{0_d}/2$ . Le rapport signal sur bruit est alors :

$$SNR_q = \sum_{p=1}^{N_b} \rho_p \times \frac{E_s G^2 \beta_u^2 \beta_d^2}{N_{0_u} \beta_d^2 G^2 + N_{0_d}}. \quad (6.6)$$

Pour le schéma TDMA, chaque utilisateur transmet avec une puissance maximale sur chaque slot. Ainsi, le rapport signal sur bruit est :

$$SNR_{q,tdma} = \frac{E_s G^2 \beta_u^2 \beta_d^2}{N_{0_u} \beta_d^2 G^2 + N_{0_d}}. \quad (6.7)$$

On peut noter la présence d'un facteur  $\sum_{i=1}^{N_b} \rho_i$  entre les énergies transmises par notre solution et le système utilisant la méthode TDMA. Si  $\sum_{i=1}^{N_b} \rho_i > 1$ , la quantité d'énergie globale dépensée par un utilisateur est supérieure à celle dépensée avec l'accès TDMA classique. Cette contrainte peut être gênante si les utilisateurs ont des terminaux de faible autonomie tels que les terminaux mobiles. Cependant, d'autres types de terminaux comme les terminaux VSAT sont limités par leur puissance isotrope rayonnée équivalente (PIRE) et non pas par leur énergie totale consommée. Dans nos analyses, nous allons considérer les deux cas de figures ( $\sum_{i=1}^{N_b} \rho_i = 1$  et  $\sum_{i=1}^{N_b} \rho_i > 1$ ) adaptés à chacun des types de terminaux.

Notre analyse de la capacité se base sur les modulations superposées [100, 91]. Un niveau de la modulation est défini par le flux de données transmis par un utilisateur. Autrement dit, un niveau contient deux bits par symbole dans le cas de QPSK.

Comme mentionné précédemment, chaque utilisateur transmet ses données sur  $N_b$  slots consécutifs avec des puissances de transmission  $(\rho_1 E_s, \dots, \rho_{N_b} E_s)$ . Nous notons  $\chi_i$  ( $1 \leq i \leq N_b$ ) la constellation de l'utilisateur qui transmet avec la puissance  $\rho_i E_s$  sur le slot  $q$ . Cette constellation est une QPSK avec l'énergie par symbole  $\rho_i E_s$ . Nous définissons aussi la constellation superposée par :

$$\chi = \sum_i \chi_i \quad (6.8)$$

La constellation obtenue après la soustraction du signal de l'utilisateur ayant la puissance  $\rho_i E_s$  est :

$$\chi_{\setminus i} = \sum_{j \neq i} \chi_j \quad (6.9)$$

Ainsi, chaque symbole de la modulation superposée transporte  $2N_b$  bits sur  $N_b$  niveaux. Le niveau  $i$  correspond aux données transmises avec l'énergie  $\rho_i E_s$ .

L'obtention de l'allocation de puissance optimale se fait en deux étapes. Tout d'abord, nous calculons la capacité sur chaque slot entre un émetteur et un récepteur. Le calcul est similaire à la capacité d'un flux dans une modulation hiérarchique. Pour toute modulation superposée  $\chi$  avec  $L$  niveaux, nous notons  $C_\chi^l$  la capacité du niveau  $l$  ( $l \leq L$ ). Dans [96], l'expression de  $C_\chi^l$  d'un canal Gaussien s'exprime sous la forme :

$$C_\chi^l = \log_2(M) - \frac{1}{\pi M} \sum_{i=1}^M \int_{-\infty}^{\infty} \int_{-\infty}^{\infty} \left( \frac{1}{|\chi_i|} \sum_{x \in \chi_i} \exp \left( \left\| u - \frac{x}{\sqrt{N_0}} \right\|^2 \right) \right) \log_2 \left( 1 - \frac{\sum_{x \in \chi_{\setminus i}} \exp \left( \left\| u - \frac{x}{\sqrt{N_0}} \right\|^2 \right)}{\sum_{x \in \chi_i} \exp \left( \left\| u - \frac{x}{\sqrt{N_0}} \right\|^2 \right)} \right) du, \quad (6.10)$$

où  $M$  est l'ordre de la modulation ( $M = 4$  pour la modulation QPSK).

Nous cherchons ensuite l'allocation de puissance qui maximise la somme des capacités sur chaque slot.

Chaque utilisateur décode le signal sur  $N_b$  slots. Après l'annulation d'auto-interférence, le récepteur obtient sur le premier slot une modulation superposée avec  $N_b$  niveaux et cherche à décoder le niveau 1 avec l'énergie  $\rho_1 E_s$ . Sur les  $N_b - 1$  slots restants, l'utilisateur cherche à décoder un niveau d'une modulation superposée de  $N_b - 1$  niveaux. Plus formellement, après la soustraction de son propre signal avec une énergie  $\rho_i E_s$  ( $1 \leq i \leq N_b - 1$ ), le récepteur observe sur le slot correspondant la constellation  $\chi_{\setminus i}$ . Le récepteur essaie de décoder le niveau avec l'énergie  $\rho_{i+1} E_s$ , ce qui correspond au niveau  $i + 1$ . Ainsi, pour un rapport signal sur bruit donné entre un émetteur et un récepteur, le débit atteignable (ou plus exactement l'efficacité spectrale théorique, exprimée en bit/symbole) global du système est :

$$R_a(\rho_1, \dots, \rho_{N_b}) = C_\chi^1 + \sum_{i=1}^{N_b-1} C_{\chi_{\setminus i}}^{i+1}, \quad (6.11)$$

où  $C_{\chi_{\setminus i}}^{i+1}$  est la capacité du  $(i + 1)$ -ième niveau dans la modulation superposée  $\chi_{\setminus i}$ . Pour atteindre l'efficacité spectrale théorique dans l'Équation 6.11, le principe consiste

à appliquer une répartition temporelle avec des codes atteignant la capacité sur chaque slot. Cependant, pour l'implémentation dans la Section 6.5, nous utilisons un code de grande longueur avec un taux de codage calculé par :

$$R_d = \frac{C_x^1 + \sum_{i=1}^{N_b-1} C_{x_{\setminus i}}^{i+1}}{N_b \log_2(M)}. \quad (6.12)$$

Les termes  $C_x^l$  et  $R_a$  dépendent du rapport signal sur bruit et de l'allocation de puissance  $(\rho_1, \dots, \rho_{N_b})$ . Pour un rapport signal sur bruit donné, l'efficacité spectrale maximale atteignable par le système est sa capacité. L'allocation de puissance est choisie pour maximiser l'efficacité spectrale dans l'Équation 6.11 et est définie par :

$$(\rho_1, \dots, \rho_{N_b})_{opt.} = \arg \max_{(x_1, \dots, x_{N_b}) \in [0,1]^{N_b}} R_a(x_1, \dots, x_{N_b}). \quad (6.13)$$

La capacité se calcule ensuite par :

$$C = R_a((\rho_1, \dots, \rho_{N_b})_{opt.}). \quad (6.14)$$

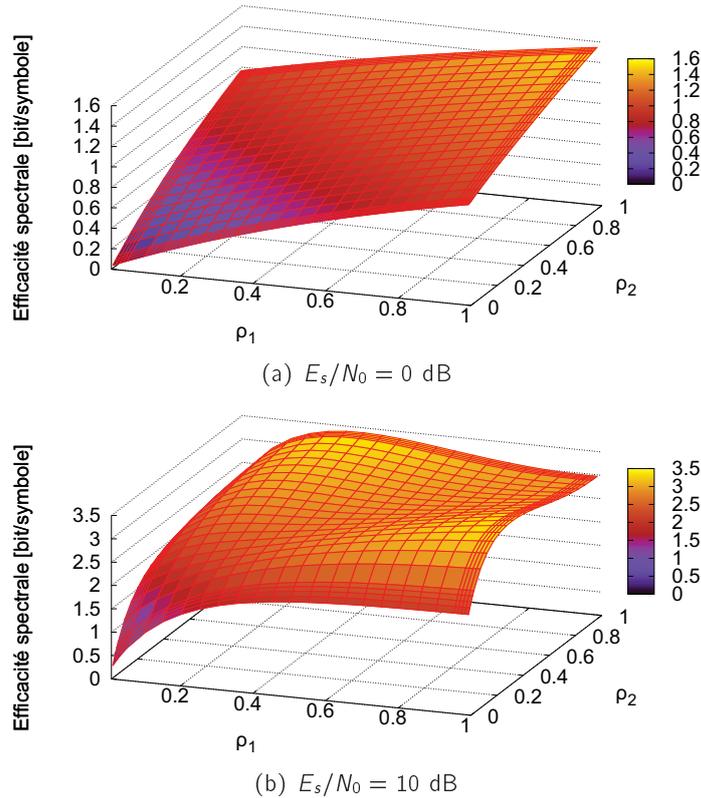


Figure 6.6 – Efficacité spectrale pour différentes allocations de puissance pour  $N_b = 2$

La Figure 6.6 représente  $R_a$  en fonction de l'allocation de puissance dans le cas  $N_b = 2$  pour deux niveaux de SNR. Nous pouvons constater que  $R_a$  est symétrique

par rapport au plan  $\rho_1 = \rho_2$ . De plus, la figure montre que pour des rapports signal sur bruit faibles ( $E_s/N_0 = 0$  dB) les utilisateurs doivent transmettre à pleine puissance sur les deux slots pour maximiser l'efficacité spectrale. La modulation superposée est la somme de deux modulations QPSK de même puissance. Ceci est équivalent à  $\alpha = 0$ . La modulation superposée est donc non-bijective.

Quand le rapport signal sur bruit augmente ( $E_s/N_0 = 10$  dB), l'efficacité spectrale n'est plus maximisée pour  $\rho_1 = \rho_2 = 1$ . Il faut donc trouver un compromis entre les puissances émises sur chacun des slots.

### 6.4.1 Puissance limitée

Nous observons d'abord l'allocation de puissance pour  $N_b = 2$  et  $N_b = 3$  dans le cas où la transmission est limitée au niveau de la PIRE des terminaux et pas au niveau de l'énergie globale qu'ils peuvent consommer ( $\sum_{i=1}^{N_b} \rho_i > 1$  avec  $0 \leq \rho_i \leq 1$ ). La Figure 6.7 montre la capacité calculée par l'Équation 6.11 avec les allocations optimales de puissance. Les courbes de capacité des systèmes utilisant la méthode d'accès TDMA combinée avec les modulations QPSK et 16-QAM sont présentées comme référence. Pour les SNR compris entre 0 et 5 dB, les systèmes avec  $N_b = 2$  et  $N_b = 3$  obtiennent des capacités très proches, sachant que dans un scénario de communication avec  $N_b = 3$ , l'ordre de la modulation superposée peut aller jusqu'à  $M = 64$  (superposition de trois modulations QPSK). Ainsi, dans la suite, nous analysons seulement le cas avec  $N_b \leq 3$ . Ceci permet d'éviter l'apparition de modulations d'ordre élevé qui ne sont pas envisageables pour les SNR classiques utilisés dans les communications par satellites. En effet, les standards DVB-RCS2 et DVB-S2 n'utilisent pas, respectivement, de modulation d'ordre supérieur à 16 et 32.

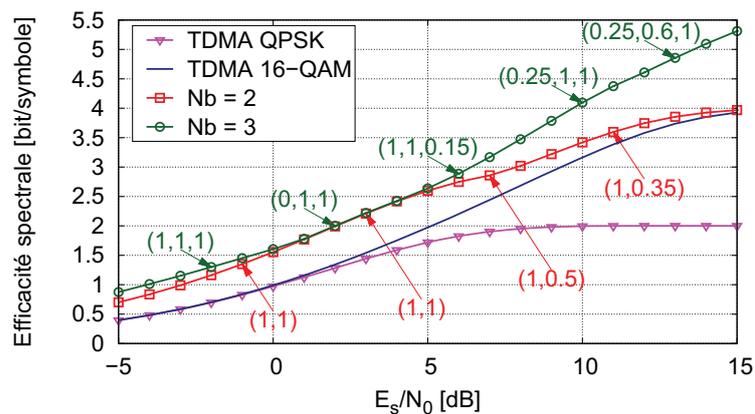


Figure 6.7 – Capacités de nos scénarios avec  $N_b = 2$ ,  $N_b = 3$  et les capacités des systèmes à l'accès TDMA utilisant la modulation QPSK et la modulation 16-QAM

### 6.4.2 Énergie consommée équivalente au système TDMA

Nous nous intéressons ensuite à un scénario où les utilisateurs transmettent avec une énergie globale équivalente à celle de la solution utilisée dans la méthode d'accès TDMA classique. Si  $N_b = 2$ , chaque utilisateur, au lieu d'encoder son paquet avec un code correcteur d'erreurs de taux de code  $r$  et le transmettre sur un seul slot avec une énergie par symbole  $E_s$ , l'encode avec un code de taux  $R_d = r/2$  et transmet le mot sur deux slots consécutifs avec l'énergie par symbole  $\rho_1 E_s$  sur le premier slot et  $\rho_2 E_s$  sur le deuxième slot. Si  $\rho_1 + \rho_2 = 1$ , les terminaux consomment la même quantité d'énergie que dans TDMA pour transmettre chacun un paquet.

Suivant la procédure de transmission présentée dans la Section 6.3, nous pouvons rapidement constater que si  $\sum_{i=1}^{N_b} \rho_i = 1$ , la puissance totale reçue par le satellite est aussi égale à la puissance reçue dans le cas de TDMA. En imposant  $\sum_{i=1}^{N_b} \rho_i = 1$ , nous limitons donc aussi la puissance requise au niveau du satellite pour retransmettre les messages.

Pour  $N_b = 2$ , parmi les couples vérifiant  $\rho_1 + \rho_2 = 1$ , le couple retenu est celui qui maximise l'efficacité spectrale et est défini par :

$$(\rho_1, \rho_2)_{opt.} = \underset{(x_1, x_2) \in [0,1]^2, x_1+x_2=1}{\operatorname{arg\,max}} R_a(x_1, x_2). \quad (6.15)$$

La Figure 6.8 représente la capacité en fonction de  $\rho_1$  avec la contrainte  $\rho_1 + \rho_2 = 1$ . Ces courbes correspondent en fait à une coupe de la Figure 6.6 selon le plan  $\rho_1 + \rho_2 = 1$ . Nous pouvons bien vérifier sur cette figure que dans le cas où les utilisateurs sont parfaitement synchronisés, les allocations de puissance sont symétriques. Autrement dit, l'efficacité spectrale atteint avec l'allocation  $(\rho_1, \rho_2)$  est également obtenue avec  $(\rho_2, \rho_1)$ .

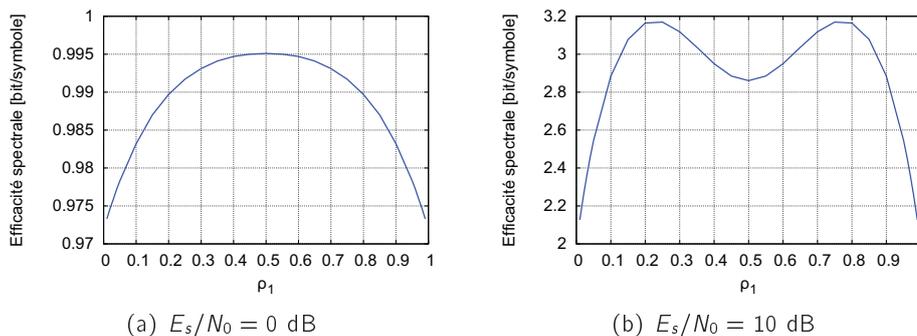


Figure 6.8 – Efficacité spectrale théorique (bits/symbole) pour  $N_b = 2$  avec  $\rho_1 + \rho_2 = 1$

Les allocations de puissance qui maximisent l'efficacité spectrale sont calculées pour plusieurs valeurs de SNR entre -5 dB à 15 dB. Chaque valeur de la capacité correspond donc à une allocation. Nous utilisons les résultats obtenus dans les simulations dans la prochaine section. Le Tableau 6.1 montre le lien entre l'efficacité spectrale théorique attendue, l'allocation de puissance optimale pour le scénario  $N_b = 2$  et les taux de codes utilisés pour les simulations.

ES théorique [bits/symbole]	Taux de code	$\sum_{i=1}^{N_b} \rho_i > 1$		$\sum_{i=1}^{N_b} \rho_i = 1$	
		$\rho_1$	$\rho_2$	$\rho_1$	$\rho_2$
4/5	1/5	1	1	0.5	0.5
4/3	1/3	1	1	0.5	0.5
8/5	2/5	1	1	0.5	0.5
16/9	4/9	1	1	0.6	0.4
12/5	3/5	1	1	0.7	0.3
8/3	2/3	1	1	0.75	0.25
44/15	11/15	1	0.45	0.75	0.25
28/9	7/9	1	0.4	0.75	0.25
148/45	37/45	1	0.35	0.8	0.2
32/9	8/9	1	0.3	0.8	0.2

Table 6.1 – Allocation de puissance en fonction du taux de codage

## 6.5 Évaluation des performances

Nous étudions maintenant, par les simulations, l'efficacité spectrale du canal, noté  $S$ , dans un cas pratique. Comme mentionné dans les hypothèses générales du système, pour réaliser l'annulation d'auto-interférence, l'estimation de canal est supposée être parfaite. Nous supposons aussi que tous les utilisateurs ont la même puissance moyenne reçue. La probabilité de ne pas décoder un paquet, notée PLR, dépend du rapport signal sur bruit et de l'allocation de puissance. L'efficacité spectrale est définie comme le nombre moyen de bits transmis par le système par période symbole ( $T_s$ ). Étant donné que les paquets décodés qui contiennent encore des erreurs sont supprimés, l'efficacité spectrale obtenue par simulation du système est :

$$S = \log_2(M) \times N_b \times R_d \times (1 - PLR), \quad (6.16)$$

où  $M$  est l'ordre de la modulation et  $R_d$  est le taux de codage. Toutes les données sont encodées avec les codes LDPC de longueur 16200 bits de DVB-S2 et modulées avec une QPSK fournie par le librairie CML [88]. De plus, nous implémentons un entrelaceur pseudo-aléatoire pour casser de longues séquences endommagées à l'entrée du décodeur.

En pratique, il est peu probable que les signaux émis par des sources différentes arrivent à une destination au même instant avec la même fréquence. Pour cette raison, nous étudions des scénarios avec décalage temporel de quelques symboles et un décalage en fréquence  $\Delta f$  entre les différents émetteurs. En se basant sur le standard DVB-RCS, l'asynchronisme temporel entre deux utilisateurs est choisi aléatoirement dans l'intervalle  $[0, 4T_s]$ . Lors des simulations, le décalage en temps est tiré aléatoirement pour chaque mot de code. Le décalage de fréquence entre deux utilisateurs  $\Delta f$  est dans l'intervalle  $[0, \Delta f_{max}]$  où  $\Delta f_{max}$  est égal à 2% du débit symbole. La Figure 6.9 illustre un exemple de symboles reçus quand deux émetteurs transmettent avec la même puissance. La Figure 6.9(a) montre les symboles obtenus avec l'hypothèse de synchronisation parfaite et la Figure 6.9(b) montre les symboles obtenus avec un décalage en fréquence. Comme les émetteurs transmettent avec la même puissance,

dans le cas synchrone, la modulation superposée ne comporte que neuf symboles.

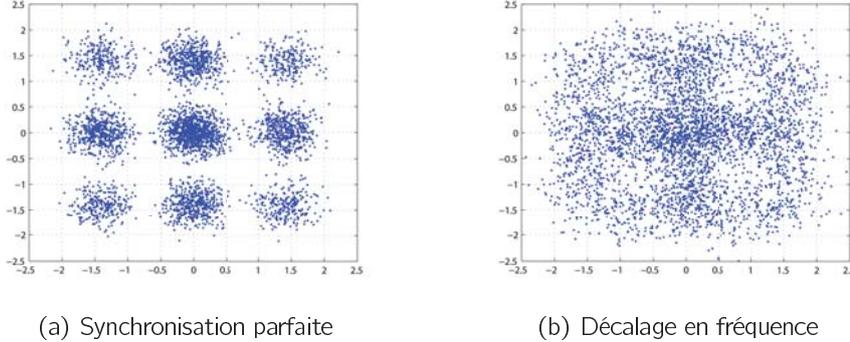


Figure 6.9 – Symboles reçus,  $E_s/N_0 = 10$  dB,  $\rho_1 = \rho_2 = 1$

### 6.5.1 Intérêt de l'utilisation de la modulation superposée

Nous souhaitons comparer l'amélioration apportée par le fait de considérer deux signaux interférés sur la voie montante dans un système de communication par rapport à la démodulation classique.

La démodulation classique se fait de manière similaire à la démodulation d'un burst dans MuSCA. Traditionnellement, au niveau d'un récepteur, les signaux, qui ne lui sont pas destinés, sont considérés comme un bruit additionnel. Par exemple, si nous reprenons la démodulation de l'utilisateur 2 dans la Figure 6.4, après sa soustraction d'auto-interférence, il essaye de démoduler les signaux sur les slots  $KN_u+1$  et  $KN_u+2$ . Avec la démodulation classique, sur le slot  $KN_u+1$ , il considère le signal envoyé par l'utilisateur 4 comme un bruit. Connaissant le niveau de  $E_s/N_0$  du canal grâce aux méthodes d'estimation et  $\rho_2$ , l'utilisateur 2 peut calculer le  $E_s/N_0$  équivalent, noté  $(E_s/N_0)'$ , de ce slot d'une façon similaire à l'Équation 4.16 :

$$\begin{aligned} \left(\frac{E_s}{N_0}\right)' &= \rho_1 \frac{E_s}{\rho_2 E_s + N_0}, \\ &= \rho_1 \frac{E_s}{N_0} \frac{1}{\rho_2 \frac{E_s}{N_0} + 1}. \end{aligned} \quad (6.17)$$

Le burst sur le slot  $KN_u+2$  est tout seul. Le  $E_s/N_0$  sur ce slot est donc le rapport de puissance du signal sur la puissance du bruit du canal.

Les signaux de l'utilisateur 2 ont des  $E_s/N_0$  différents sur les deux slots. Suivant [79] nous pouvons calculer un niveau de bruit équivalent pour tout le mot de code. L'information mutuelle du mot calculé à ce  $E_s/N_0$  est équivalente à la somme des informations mutuelles des deux slots. Le  $E_s/N_0$  équivalent s'écrit sous la forme :

$$\left(\frac{E_s}{N_0}\right)_{eq} = I^{-1} \left( \frac{1}{2} \left( I \left( \frac{E_s}{N_0} \right) + I \left( \left( \frac{E_s}{N_0} \right)' \right) \right) \right). \quad (6.18)$$

L'utilisateur 2 démodule les deux slots avec un signal modulé en QPSK avant de réaliser l'opération de décodage du mot de code.

La Figure 6.10 montre la performance des codes LDPC de rendement  $R_d$  et de  $k = 16200$  bits pour les deux méthodes de démodulation (la démodulation classique et celle avec la constellation superposée). Les couples  $(\rho_1, \rho_2)$  sont choisis par les allocations optimales pour les taux de code, données dans le Tableau 6.1. Notons que les utilisateurs ne sont pas supposés être synchrones. Nous pouvons constater un gain entre les deux méthodes. Notamment sur la Figure 6.10(b), le gain peut atteindre 0.4 dB.

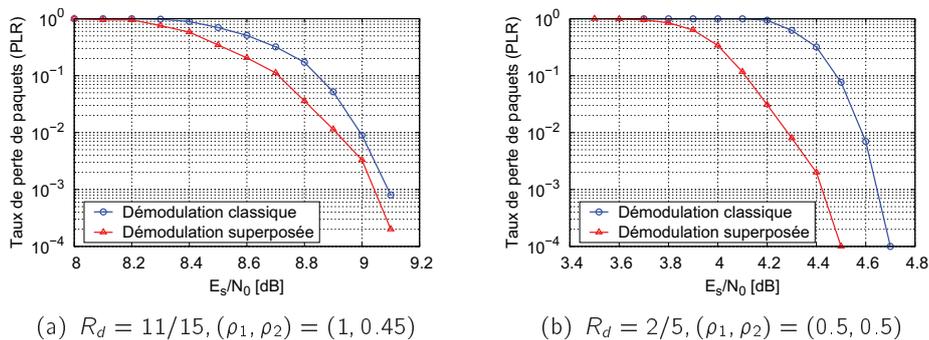


Figure 6.10 – Comparaison entre deux méthodes de démodulation

## 6.5.2 Comparaison de l'efficacité spectrale avec celle du TDMA

### 6.5.2.1 Puissance limitée

Dans le cas  $N_b = 2$ , sans la synchronisation parfaite, la symétrie observée sur la Figure 6.6 n'est plus valable. Les simulations montrent que  $\rho_1 \geq \rho_2$  donnent de meilleures performances.

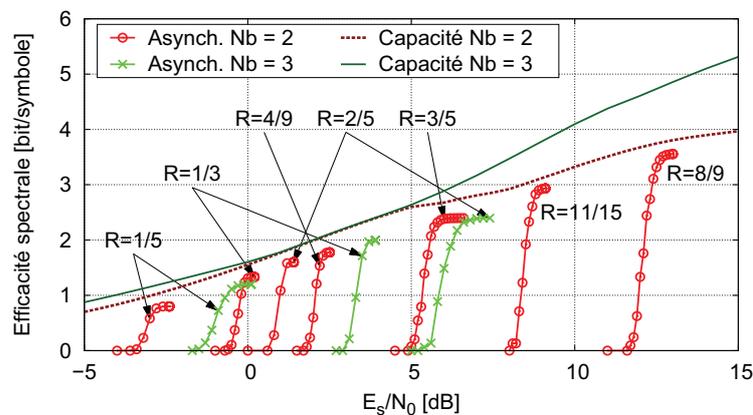


Figure 6.11 – Capacités et efficacités spectrales obtenues par simulation du système avec  $N_b = 2, N_b = 3$

Les efficacités spectrales pour  $N_b = 2$  et  $N_b = 3$  avec différents taux de codage sont illustrées dans la Figure 6.11. Nous remarquons que les codes LDPC conduisent à des performances très proches de la capacité. Pour le scénario avec  $N_b = 3$ , malgré la bonne capacité pour des rapports signaux sur bruit élevés présentée dans la Figure 6.7, les simulations montrent que les récepteurs ne peuvent pas décoder des messages ayant des taux de codage supérieurs à  $2/5$ . Le manque de synchronisation est ici plus pénalisant que pour le cas  $N_b = 2$ . Ainsi, une efficacité spectrale supérieure à 2.4 bits/symbole ne peut pas être atteinte avec  $N_b = 3$ . En conséquence, nous fixons  $N_b = 2$  pour garder de bonnes performances en comparaison du multiplexage temporel.

La Figure 6.12 présente les résultats de simulation pour notre schéma avec  $N_b = 2$  et pour le TDMA combiné avec une modulation 16-QAM. La courbe de capacité du système de communication utilisant l'accès TDMA et la modulation 16-QAM est aussi donnée comme référence. Nous pouvons constater que le schéma traitant des signaux en collision comme une modulation superposée obtient des niveaux d'efficacité spectrale bien meilleurs que les résultats de simulation de TDMA. Par exemple, le code de rendement  $1/5$  avec les paramètres  $(\rho_1, \rho_2) = (1, 1)$  transmet autant de bits/symbole que TDMA mais à 3.6 dB plus tôt. Il faut noter que cette allocation de puissance entraîne une consommation d'énergie deux fois supérieure à celle du TDMA. Si nous réduisons de deux fois la puissance émise, théoriquement, nous devons tout de même arriver à atteindre le même niveau d'efficacité spectrale mais avec un  $E_s/N_0$  décalé de 3 dB. Ceci nous conduit à un gain de 0.6 dB par rapport au système à l'accès TDMA.

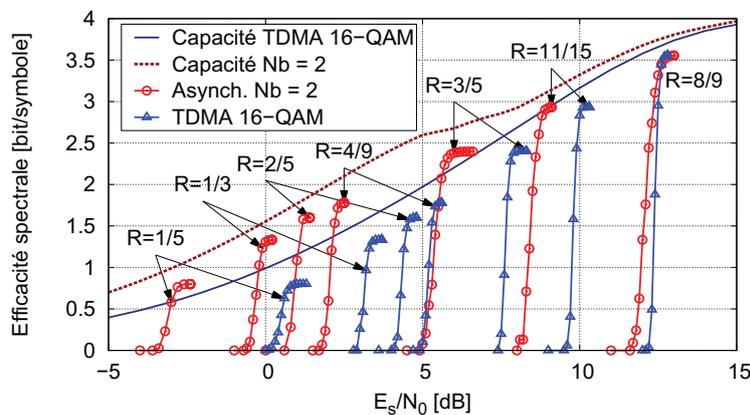


Figure 6.12 – Efficacités spectrales obtenues par simulation du scénario avec  $N_b = 2$  et du système à l'accès TDMA utilisant la modulation 16-QAM ainsi que sa capacité

La différence entre les courbes d'efficacité spectrale des deux systèmes diminue quand le taux de codage augmente mais il reste significatif. Par exemple, il est de l'ordre de 1 dB pour  $R_d = 11/15$ . En effet, nous constatons sur la Figure 6.7 que notre solution dépasse la capacité du système à l'accès TDMA utilisant la modulation 16-QAM pour un rapport de signal sur bruit jusqu'à 15 dB. Ce résultat est totalement

logique étant donné que les deux scénarios ne consomment pas le même niveau d'énergie. Toutefois, en considérant seulement la puissance émise maximale des terminaux, notre système représente une amélioration de performance significative par rapport au TDMA. La pénalité est due à la synchronisation imparfaite des utilisateurs au support de communication.

### 6.5.2.2 Énergie consommée équivalente au système TDMA

La Figure 6.13 présente les résultats de simulation pour un système utilisant la modulation superposée et où chaque utilisateur partage son énergie de transmission sur deux slots de temps. Ainsi,  $\rho_1 + \rho_2 = 1$  et la consommation énergétique sont identiques au cas de TDMA. Le gain part rapport au TDMA est surtout intéressant pour des faibles taux de codage. Nous avons bien un écart de 0.6 dB entre notre schéma de transmission avec un code LDPC de taux 1/5,  $(\rho_1, \rho_2) = (0.5, 0.5)$  et celui de TDMA avec le même taux de code. Néanmoins, pour les taux de codes élevés (à partir de 11/15) qui correspondent à un SNR de 10 dB, l'utilisation de la modulation superposée est moins performante que TDMA combiné avec la modulation 16-QAM.

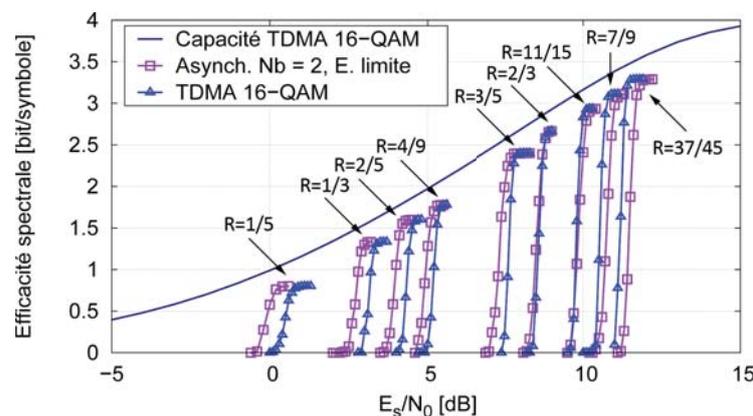


Figure 6.13 – Efficacité spectrale dans le cas où  $N_b = 2$ , l'énergie est limitée, comparée avec TDMA

### 6.5.3 Comparaison avec les méthodes d'accès aléatoires

Même s'il n'y a pas de doute sur la différence entre la performance des méthodes d'accès déterministes et aléatoires, nous voulons tout de même présenter, dans cette Section, les courbes d'efficacité spectrale des deux types d'accès. La Figure 6.14 illustre les courbes obtenues par simulation de MuSCA avec des configurations différentes et de notre scénario avec  $N_b = 2$ . La dernière courbe représente l'enveloppe supérieure qui relie des niveaux d'efficacité spectrale maximaux offerts par des codes disponibles.

Les deux familles de méthodes d'accès ont chacune leurs avantages et leurs inconvénients. Les accès déterministes permettent d'atteindre un débit plus élevé mais demande des processus de connexion et de réservation de ressource complexes. Les accès aléatoires ont pour avantage un accès rapide, sans la réservation. Les méthodes de synchronisation de ce type d'accès restent également plus simples. Néanmoins, le débit offert par les méthodes d'accès aléatoires reste pour l'instant relativement limité par rapport aux méthodes d'accès déterministes.

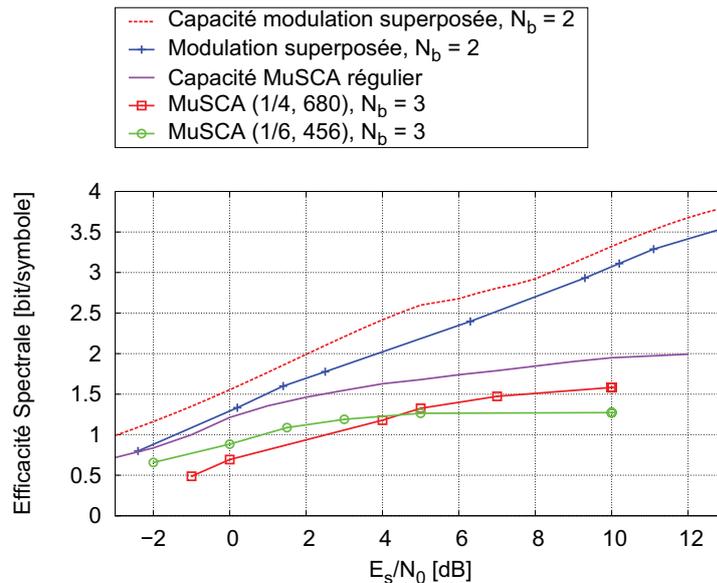


Figure 6.14 – Efficacité spectrale théorique et par simulation du scénario  $N_b = 2$  et de MuSCA

## 6.6 Conclusion

Dans ce chapitre nous avons proposé un schéma de communication qui utilise à la fois la technique du codage réseau couche physique et la modulation superposée. Les résultats montrent des gains intéressants en comparaison avec le débit offert par le TDMA, notamment dans le scénario où les terminaux sont seulement limités par leur PIRE. Dans ce cas, un gain maximal de 3.6 dB est observé pour le taux de code utilisé à 1/5.

À travers cette étude, nous avons proposé et évalué une possibilité d'utiliser la modulation superposée sur la voie montante d'un système de communication par relais. L'application la plus directe est une communication par satellite telle que la voie de retour de DVB-RCS ou DVB-RCS2. Dans le but de comparer les performances avec les résultats théoriques, les codes correcteurs d'erreurs choisis pour les simulations sont des codes LDPC assez longs (16200 bits). Suivant l'application et le système de communication visés, l'utilisation d'autres codes plus adaptés est possible et ne devraient pas changer les caractéristiques du schéma proposé de façon significative.

De nombreuses pistes sont encore à explorer. Tout d'abord sur l'analyse des efficacités spectrales théoriques, et des capacités, par simplification, nous avons supposé une synchronisation parfaite. Il est cependant possible de prendre en compte le manque de synchronisation [107] dans ces calculs.

Du point de vue de l'implémentation, dans notre schéma de transmission, chacun des utilisateurs cherche à communiquer avec son "voisin". Si nous considérons que le satellite est transparent, le schéma des échanges de messages forme actuellement un cercle. Dans un contexte d'usage pratique, suivant le besoin et le type d'applications, il est possible que cette topologie ne soit pas directement formée. Dans ce cas, pendant l'étape de connexion et d'allocation de ressource, il est possible d'appliquer un calcul qui partage le système de communication en plusieurs groupes dans lesquels le scénario est envisageable.



# Conclusion et perspectives

---

## 7.1 Résumé des contributions

Dans ce manuscrit, nous avons tout d'abord présenté la méthode d'accès aléatoire MuSCA pour les communications par relais. Ce mécanisme a été construit en s'appuyant sur des techniques de codage réseau couche physique, de décodage et de suppression de l'interférence itératifs. Par rapport à d'autres méthodes d'accès aléatoires qui sont aussi basées sur ces techniques, nous avons effectué des modifications majeures dans la structure des bursts. Ces modifications ont pour objectif de tirer partie de l'ensemble des informations apportées par tous les bursts reçus. Ceci apporte une amélioration significative à la performance du processus de décodage mais demande une construction des champs de signalisation plus adaptée car ces champs doivent pouvoir résister au bruit du canal de transmission mais aussi aux interférences venant des signaux d'autres utilisateurs. Nous avons ainsi proposé de séparer le codage de la signalisation et celui des données. Les codes choisis pour l'application dans ce contexte sont les codes de Reed-Müller, classiquement utilisés pour protéger des petits paquets. Afin de réduire la longueur des champs de signalisation, nous nous sommes servis d'une version optimisée des codes de Reed-Müller permettant de choisir les rendements et les dimensions suivant nos besoins spécifiques.

Par la suite, nous avons présenté deux analyses théoriques de performance pour MuSCA. La première utilise la performance des codes parfaits combinés avec la modulation QPSK pour estimer une borne supérieure de l'efficacité spectrale que MuSCA peut offrir. La deuxième analyse étudie la convergence de la proportion des paquets décodés grâce à l'évolution des densités d'un graphe biparti. Cette étude nous donne une estimation du débit que l'on peut obtenir pour chacun des codes et des ensembles de paramètres utilisés.

Nous avons ensuite évalué la performance en termes de débit, de taux de perte de paquet et d'efficacité spectrale grâce à des simulations. Les résultats ont montré que MuSCA fournit un gain très important par rapport aux méthodes d'accès aléatoire existantes. Sur une trame de la même longueur, MuSCA permet d'avoir une augmentation de débit de 2 et 1.75 fois par rapport à CRDSA et CSA avec un taux de perte de paquet beaucoup plus faible. Nous avons également proposé une amélioration de MuSCA qui permet aux utilisateurs, dans le même système, d'utiliser des taux de codes différents suivant une distribution de probabilité. Les distributions permettant d'atteindre des débits optimaux sont identifiées. Les résultats des simulations ont montré un gain significatif en terme de débit. En effet, sur une trame de 100 slots, MuSCA irrégulier atteint le même débit que celui offert par MuSCA régulier avec une

trame cinq fois plus longue.

Pour toutes les simulations, nous avons choisi des paramètres adaptés au contexte d'utilisation sur la voie de retour du système DVB-RCS2. Avec le niveau de débit atteignable assez élevé par rapport aux méthodes d'accès aléatoire actuellement implémentées dans ce standard, MuSCA nous paraît être un bon candidat pour ces futures améliorations.

Nous avons également présenté un schéma d'accès déterministe pour les communications par relais, basé sur le codage réseau couche physique et la modulation superposée. Des calculs de capacité, confirmés ensuite par les résultats de simulations ont montré un gain intéressant en comparaison avec le débit offert par la méthode d'accès TDMA classique.

Les travaux dans les deux domaines d'accès, déterministe et aléatoire, présentés précédemment ont apporté des améliorations très significatives par rapport aux méthodes existantes. Cependant, plusieurs pistes d'optimisation sont encore envisageables.

## 7.2 Perspectives

À propos de MuSCA, les améliorations possibles sont encore nombreuses. Tout d'abord, du point de vue théorique, la question de l'optimisation des modèles de calcul des taux de non décodage, au niveau des utilisateurs dans l'échange des messages d'un graphe biparti, reste un point ouvert. En effet, lors de nos simulations, nous avons constaté un écart assez grand entre le débit obtenu et celui prédit par les calculs théoriques pour certains jeux de paramètres.

Du point de vue de l'implémentation, nous avons proposé l'hypothèse que l'estimation du canal est parfaite dans toutes les simulations. Cependant, l'impact des erreurs de l'estimation mériterait d'être approfondi. En effet, l'estimation du canal est un domaine important dans les systèmes de communications sans fil, et plus particulièrement, dans les systèmes où le processus de décodage utilise une technique d'annulation d'interférences successives telle que MuSCA, CRDSA et ses variantes. L'impact des erreurs d'estimation se comporte comme un effet domino et pourrait s'avérer gênant. De la même manière, un travail important reste à effectuer sur le développement des méthodes d'estimation spécialement construites pour ce type d'accès.

Dans MuSCA, nous avons supposé que la puissance émise et reçue est la même pour tous les utilisateurs. En pratique, il est très peu probable que les signaux de multiples sources arrivent à la destination avec exactement la même puissance. De plus, plusieurs études ont montré que le cas, où le signal utile et l'interférence ont la même puissance, est le plus difficile à traiter pour les techniques de suppression d'interférence. En conséquence, en considérant une distribution de puissances émises irrégulière, on devrait pouvoir observer une amélioration de performance du système.

Dans la transmission de données, les méthodes d'accès aléatoires et déterministes sont actuellement utilisées séparément. Cependant, il est possible d'appliquer les deux dans la même communication d'un utilisateur. Par exemple, dans un système DVB-

RCS2, un certain nombre de slots pourraient être réservés aux nouveaux utilisateurs venus. Ceci leur permettrait de commencer à transmettre tout de suite en attendant que le centre de contrôle d'accès leur attribue des slots assignés. Pour chaque type de données/services, la recherche des configurations optimisant le débit et latence du système est un sujet d'étude intéressant.

### 7.3 Publications

- H. Bui, J. Lacan, M-L. Boucheret, "An Enhanced Multiple Random Access Scheme for Satellite Communications" in Wireless Telecommunications Symposium (WTS), London, UK, 2012
- H. Bui, H. Méric, J. Lacan, M. Boucheret, "A Cooperative Network Coding Strategy for the Interference Relay Channel", IEEE Wireless Communications Letters, 2012
- H. Bui, J. Lacan, M-L. Boucheret, "Multi-slot Coded ALOHA with Irregular Degree Distribution" in AESS Conference in Europe about Space and Satellite Telecommunications (ESTEL), Rome, Italy, 2012
- H. Bui, J. Lacan, M-L. Boucheret, G. Lesthievant, "Random Access Method based on decoding of interfered codeword", patent pending submitted by the CNES, 2011



# Bibliographie

- [1] P. M. Feldman, *An Overview and Comparison of Demand Assignment Multiple Access (DAMA) Concepts for Satellite Communications Networks*. Santa Monica, USA : RAND, 1996. 1
- [2] J. N. Laneman, D. N. C. Tse, and G. W. Wornell, "Cooperative diversity in wireless networks : Efficient protocols and outage behavior," *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 50, no. 12, pp. 3062–3080, 2004. 6
- [3] T. Cover and A. E. Gamal, "Capacity theorems for the relay channel," *IEEE Trans. Information Theory*, pp. 572–584, Sept. 1979. 6
- [4] L. Lai, K. Liu, and H. E. Gamal, "The three-node wireless network : Achievable rates and cooperation strategies," *IEEE International Conf on Wireless Networks, Communications and mobile Computing*, 2005. 6
- [5] J. N. Laneman, G. W. Wornell, and D. N. C. Tse, "Cooperative diversity in wireless networks : Efficient protocols and outage behavior," *ISIT*, 2001. 6
- [6] S. Borade, L. Zheng, and R. Gallager, "Amplify-and-Forward in Wireless Relay Networks : Rate, Diversity, and Network Size," *IEEE Trans. Information Theory*, vol. 53, no. 10, pp. 3302–3318, Oct. 2007. 6
- [7] P. Elias, A. Feinstein, and C. Shannon, "A note on the maximum flow through a network," *Information Theory, IEEE Transactions on*, vol. 2, no. 4, pp. 117–119, 1956. 7
- [8] L. R. Ford and D. R. Fulkerson, "Maximal flow through a network," *Canadian Journal of Mathematics*, vol. 8, 1956. 7
- [9] F. Rossetto, "A comparison of different physical layer network coding techniques for the satellite environment," *ASMA-SPSC*, 2010. 7
- [10] R. Ahlswede, N. Cai, S. Y. R. Li, and R. W. Yeung, "Network information flow," *Transaction Information Theory*, vol. 46, no. 4, pp. 1204–1216, 2000. 8
- [11] S. yen Robert Li, S. Member, R. W. Yeung, and N. Cai, "Linear network coding," *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 49, pp. 371–381, 2003. 8
- [12] T. Ho, M. Médard, R. Koetter, D. R. Karger, M. Effros, J. Shi, and B. Leong, "A random linear network coding approach to multicast," *IEEE Transaction Information Theory*, vol. 52, no. 10, pp. 4413–4430, 2006. 8
- [13] Y. Wu, P. A. Chou, and K. Jain, "A comparison of network coding and tree packing," in *ISIT*, 2004, p. 143. 8
- [14] R. Koetter and M. Médard, "An algebraic approach to network coding," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 11, pp. 782–795, 2003. 8
- [15] S. Jaggi, P. Sanders, P. A. Chou, M. Effros, S. Egner, K. Jain, and L. Tolhuizen, "Polynomial time algorithms for multicast network code construction," *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 51, no. 6, pp. 1973 – 1982, 2005. 8

- [16] P. C. Y. Wu, "Information exchange in wireless networks with network coding and physical-layer broadcast," in *39th Annual Conference on Information Sciences and Systems (CISS)*, 2005. 9
- [17] S. Katti, I. Maric, A. Goldsmith, D. Katabi, and M. Médard, "Joint relaying and network coding in wireless networks," in *in the Proc. of IEEE international Symposium on Information Theory*, 2007. 9
- [18] T. Cui, L. Chen, and T. Ho, "Energy efficient opportunistic network coding for wireless networks." in *INFOCOM*. IEEE, 2008, pp. 361–365. 9
- [19] H.-K. Lee and S.-L. Kim, "Network coded aloha for wireless multihop networks." in *WCNC*. IEEE, 2009, pp. 1866–1870. 9
- [20] D. Traskov, D. Lun, R. Koetter, and M. Médard, "Network coding in wireless networks with random access," in *ISIT*, 2009. 9
- [21] S. Katti, H. Rahul, W. Hu, D. Katabi, M. Médard, and J. Crowcroft, "XORs in the air : practical wireless network coding," in *In Proc. ACM SIGCOMM*, 2006, pp. 243–254. 9
- [22] R. W. Yeung, S.-Y. R. Li, N. Cai, and Z. Zang, "Network coding theory," in *Foundations and Trends in Communications and Information Theory*, 2005, pp. 241–381. 9
- [23] C. Fragouli and E. Soljanin, "Network coding fundamentals," in *Foundations and Trends in Network*, 2007, pp. 1–133. 9
- [24] ———, "Network coding applications," in *Foundations and Trends in Network*, 2007, pp. 135–269. 9
- [25] T. Ho and D. Lun, "Network coding : An introduction." NY :Cambridge University Press, 2008. 9
- [26] R. W. Yeung, "Information theory and network coding." NY :Springer, 2008. 9
- [27] S. Zhang, S. C. Liew, and P. P. Lam, "Physical-layer network coding," in *ACM MOBICOM*, 2006. 10, 98
- [28] P. Popovski and H. Yomo, "The anti-packets can increase the achievable throughput of a wireless multi-hop network," in *Communications, 2006. ICC '06. IEEE International Conference on*, 2006. 10
- [29] B. Nazer and M. Gastpar, "Reliable physical layer network coding," *Proceedings of the IEEE*, 2011. 10
- [30] R. H. Y. Louie, Y. Li, and B. Vucetic, "Practical physical layer network coding for two-way relay channels : performance analysis and comparison," *Trans. Wireless. Comm.*, vol. 9, no. 2, pp. 764–777, Feb. 2010. 10
- [31] S. Zhang, S.-C. Liew, and P. Lam, "On the synchronization of physical-layer network coding," *ITW*, 2006. 10, 98
- [32] S. Katti, S. Gollakota, and D. Katabi, "Embracing wireless interference : Analog network coding," *ACM SIGCOMM*, 2007. 10, 11, 14

- [33] L. Lu, T. Wang, S. C. Liew, and S. Zhang, "Implementation of physical-layer network coding," *Elsevier Physical Communication*, 2012. 10
- [34] L. Lu, S. C. Liew, and S. Zhang, "Optimal decoding algorithm for asynchronous physical-layer network coding," *IEEE ICC*, 2011. 10
- [35] F. Gao, R. Zhang, and Y. C. Liang, "Optimal channel estimation and training design for two-way relay networks," *IEEE Transactions on Communications*, vol. 57, no. 10, Oct. 2009. 10
- [36] G. Wang, F. Gao, and C. Tellambura, "Joint frequency offset and channel estimation methods for two-way relay networks," *IEEE Globecom*, Nov. 2009. 10
- [37] F. Gao, R. Zhang, and Y. C. Liang, "Channel estimation and training design for two-way relay networks with power allocation," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 57, no. 10, 2010. 10
- [38] S. C. Liew, S. Zhang, and L. Lu, "Physical-layer network coding : Tutorial, survey, and beyond (invited paper)," *Elsevier Physical Communication*, 2012. 10
- [39] M. Dankberg, "Paired Carrier Multiple Access (PCMA) for satellite communications," *Pacific Telecommunications Conference*, January 1998. 12
- [40] J. Puetz and M. Dankberg, "Waveform Advances for Satellite Data Communications," *Pacific Telecommunications Council*, 2001. 12
- [41] M. D. Dankberg, M. J. Miller, and M. G. Mulligan, "Self-interference cancellation for two-party relayed communication," Patent US005 596 439A, 1997. 12
- [42] R. Zhou, Z. Li, C. Wu, and C. Williamson, "Physical Layer Network Coding with Signal Alignment for MIMO Wireless Networks," in *IEEE MASS*, 2011. 13
- [43] S. Gollakota, S. D. Perli, and D. Katabi, "Interference alignment and cancellation," in *ACM SIGCOMM*, ser. SIGCOMM '09, 2009. 13
- [44] S. Zhang and S. C. Liew, "Physical layer network coding with multiple antennas," in *WCNC*, 2010. 14
- [45] N. Abramson, "The ALOHA system : another alternative for computer communications," *ACM*, 1970. 14
- [46] L. G. Roberts, "ALOHA packet system with and without slots and capture," *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, vol. 5, no. 2, pp. 28–42, Apr. 1975. 15
- [47] N. Abramson, "The throughput of packet broadcasting channels," *IEEE Transactions on Communications*, 1977. 15
- [48] G. Choudhury and S. Rappaport, "Diversity ALOHA a random access scheme for satellite communications," *IEEE Transactions on Communications*, 1983. 16

- [49] Telecommunication Industry Association (TIA), "TIA-1008-A IP over Satellite ." 16
- [50] D. Raychaudhuri and K. Joseph, "Channel access protocols for ku-band vsat networks : a comparative evaluation," *IEEE Communications Magazine*, vol. 26, no. 5, pp. 34–44, May 1988. 16
- [51] E. Casini, R. D. Gaudenzi, and O. D. R. Herrero, "Contention resolution diversity slotted ALOHA (CRDSA) : An enhanced random access scheme for satellite access packet networks," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 2007. 17, 18, 73, 87
- [52] E. Casini, O. D. R. Herrero, R. D. Gaudenzi, D. M. E. Delaruelle, and J. pierre Georges Joseph Ghislain Choffray, "Method of packet mode digital communication over a transmission channel shared by a plurality of users," Patent US 20 060 171 418, 2006. 17
- [53] ETSI, "DVB Document ETSI EN 301 545-2 v1.1.1 (2001-08), Digital Video Broadcasting (DVB); Second Generation DVB Interactive Satellite System (DVB-RCS2)." 17, 35
- [54] O. del Rio Herrero and R. D. Gaudenzi, "A high-performance MAC protocol for consumer broadband satellite systems," *IET*, 2009. 18, 73, 77, 87, 90
- [55] R. D. Gaudenzi and O. del Rio Herrero, "Advances in random access protocols for satellite networks (invited paper)," *IWSSC*, 2009. 18
- [56] ETSI, "DVB Document ETSI TS 101 790, Digital Video Broadcasting (DVB), Interaction channel for Satellite Distribution Systems." 20, 80, 82
- [57] B. Tacca, "Implementation of iterative multiuser joint detection techniques in a DVB-RCS satellite scenario," Ph.D. dissertation, University of Rome, 2009. 20
- [58] G. Liva, "Contention resolution diversity slotted ALOHA with variable rate burst repetition," *Globecom*, 2010. 22
- [59] ———, "Method of transmitting data," Patent US 2010/0 124 222 A1, 2010. 22
- [60] ———, "A slotted ALOHA scheme based on bipartite graph optimization," *SCC*, 2010. 22, 23
- [61] ———, "Graph-based analysis and optimization of contention resolution diversity slotted ALOHA," *IEEE Transactions on Communications*, 2011. 22, 23, 26, 67, 88
- [62] R. G. Gallager, "Low Density Parity Check Codes," Ph.D. dissertation, MIT, 1963. 23
- [63] A. Shokrollahi, "LDPC Codes : An Introduction," *Digital Fountain, Inc., Tech. Rep*, April 2003. 23
- [64] R. Tanner, "A recursive approach to low complexity codes," *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 27, no. 5, pp. 533–547, 1981. 23
- [65] A. Soro, "Mecanisme de fiabilisation pro-actifs," Ph.D. dissertation, ISAE, 2010. 23

- [66] M. G. Luby, M. Mitzenmacher, and M. A. Shokrollahi, "Analysis of random processes via and-or tree evaluation," in *Proceedings of the ninth annual ACM-SIAM symposium on Discrete algorithms*, 1998, pp. 364–373. 24, 25
- [67] M. G. Luby, M. Mitzenmacher, M. A. Shokrollahi, and D. A. Spielman, "Improved low-density parity-check codes using irregular graphs," *IEEE Trans. Inform. Theory*, vol. 47, pp. 585–598, 2001. 24
- [68] T. J. Richardson, M. A. Shokrollahi, and R. L. Urbanke, "Design of capacity-approaching irregular low-density parity-check codes," *IEEE Trans. Inform. Theory*, vol. 47, pp. 619–637, 2001. 24
- [69] G. Liva, E. Paolini, and M. Chiani, "High throughput random access via codes on graphs (invited paper)," *Future Network and MobileSummit 2010 Conference*, 2010. 28, 30
- [70] E. Paolini, G. Liva, and M. Chiani, "High throughput random access via codes on graphs : Coded slotted ALOHA," *ICC*, 2011. 28, 30, 76, 88
- [71] —, "Graph-based random access for the collision channel without feedback : Capacity bound." in *GLOBECOM*, 2011. 28, 67
- [72] G. Liva, "Method for contention resolution in time-hopping or frequency-hopping," Patent US 2011/0 096 795 A1, 2011. 28
- [73] G. Cocco, C. Ibars, D. Gunduz, and O. del Rio Herrero, "Collision resolution in slotted ALOHA with multi-user physical-layer network coding," *Vehicular Technology Conference (VTC Spring), 2011 IEEE 73rd*, 2011. 31, 32
- [74] G. Cocco, N. Alagha, C. Ibars, and S. Cioni, "A Network-Coded Diversity Protocol for Collision Recovery in Slotted ALOHA Networks," *submitted to IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 2012. [Online]. Available : <http://arxiv.org/pdf/1205.1672.pdf> 31, 32
- [75] C. E. Shannon, "A mathematical theory of communication," *Bell System Technical Journal*, vol. 27, pp. 379–423, 1948. 61
- [76] S. Kullback, *Information Theory and Statistics*. Wiley, 1959. 61
- [77] C. Berrou, *Codes and turbo codes*. New York, NY, USA : Springer-Verlag New York, Inc., 2010. 61, 62
- [78] T. Bayes, "An essay towards solving a problem in the doctrine of chances," *Phil. Trans. of the Royal Soc. of London*, vol. 53, pp. 370–418, 1763. 61
- [79] W. Chauvet, C. Amiot-Bazile, and J. Lacan, "Prediction of performance of the DVB-SH system relying on mutual information," *ASMS*, 2010. 64, 106
- [80] D. E. Muller, "Application of boolean algebra to switching circuit design and to error detection." *IEEE Transactions on Computers*, vol. 3, pp. 6–12, 1954. 71
- [81] I. S. Reed, "A class of multiple-error-correcting codes and the decoding scheme." *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 4, pp. 38–49, 1954. 71
- [82] I. Dumer, "Soft-decision decoding of reed-muller codes : a simplified algorithm," *IEEE Transactions on Information Theory*, 2006. 71, 87

- [83] ETSI, "DVB Document ETSI EN 302 307 V1.2.1 (2009-08), Digital Video Broadcasting (DVB); Second generation framing structure, channel coding and modulation systems for Broadcasting, Interactive Services, News Gathering and other broadband satellite applications (DVB-S2)." 71, 94
- [84] I. Dumer and K. Shabunov, "Soft-decision decoding of Reed-Muller codes : recursive lists," *IEEE Trans. Inf. Theor.*, 2006. 72
- [85] Y. Oster, J. Lacan, and A. Duverdier, "Benchmark of Reed-Muller codes for short packet transmission," *25th AIAA International Communications Satellite Systems Conference*, 2007. 72
- [86] ETSI, "DVB Document TS 102 584, Digital Video Broadcasting (DVB) DVB-SH Implementation Guidelines." 73
- [87] CCSDS, "TM Synchronization and channel coding ; Recommended Standard, CCSDS 131.0-B-2 ; Blue Book," 2011. 74, 87
- [88] M. Valenti, "Coded modulation library." [Online]. Available : <http://www.iterativesolutions.com/Matlab.htm> 74, 105
- [89] H. C. Bui, J. Lacan, and M.-L. Boucheret, "An enhanced multiple random access scheme for satellite communications," *WTS*, 2012. 87, 88
- [90] H. C. Bui, H. Meric, J. Lacan, and M.-L. Boucheret, "A cooperative network coding strategy for the interference relay channel," *IEEE Wireless Communication Letters*, 2012. 91
- [91] T. Wo, "Superposition mapping & related coding techniques," Ph.D. dissertation, University of Kiel, 2011. 94, 95, 100
- [92] T. M. Cover, "Broadcast channels," *IEEE transaction on Information Theory*, vol. 18, pp. 2–14, 1972. 94
- [93] ETSI, "DVB Document ETSI EN 300 744, Digital Video Broadcasting (DVB); Framing structure, channel coding and modulation for digital terrestrial television." 94
- [94] ———, "DVB Document ETSI EN 302 583, Digital Video Broadcasting (DVB); Framing Structure, channel coding and modulation for Satellite Services to Handheld devices (SH) below 3 GHz." 94
- [95] H. Jiang and P. A. Wilford, "A hierarchical modulation for upgrading digital broadcast systems," *IEEE Transactions on Broadcasting*, vol. 51, pp. 223–229, 2005. 94
- [96] H. Meric, J. Lacan, C. Amiot-Bazile, F. Arnal, and M. Boucheret, "Generic approach for hierarchical modulation performance analysis : Application to DVB-SH," in *WTS*, 2011. 95, 101
- [97] H. Meric, J. Lacan, F. Arnal, G. Lesthievant, and M. Boucheret, "Improving broadcast channel rate using hierarchical modulation," in *European Wireless*, 2012. 95

- [98] H. Meric, J. Lacan, C. Amiot-Bazile, F. Arnal, M. Boucheret, Z. Faraj, and G. Lesthievant, "Making hierarchical modulation more flexible," in *AIAA International Communications Satellite Systems Conference (ICSSC 2011)*, 2011. 95
- [99] S. Wang, S. Kwon, , and B. K. Y, "On enhancing hierarchical modulation," in *IEEE International Symposium on Broadband Multimedia Systems and Broadcasting*, 2008. 95
- [100] P. Hoeher and T. Wo, "Superposition modulation : myths and facts," *Communications Magazine, IEEE*, vol. 49, no. 12, 2011. 95, 100
- [101] C. Schlegel, M. V. Burnashev, and D. V. Truhachev, "Generalized superposition modulation and iterative demodulation : A capacity investigation," *J. Electrical and Computer Engineering*, 2010. 95
- [102] R. Kim and Y. Y. Kim, "Symbol-level random network coded cooperation with hierarchical modulation in relay communication," *Consumer Electronics, IEEE Transactions on*, vol. 55, no. 3, august 2009. 95
- [103] J. M. Park, S.-L. Kim, and J. Choi, "Hierarchically modulated network coding for asymmetric two-way relay systems," *Vehicular Technology, IEEE Transactions on*, vol. 59, no. 5, jun 2010. 95
- [104] J. Sykora and A. Burr, "Network coded modulation with partial side-information and hierarchical decode and forward relay sharing in multi-source wireless network," in *European Wireless Conference*, april 2010. 95
- [105] R. Lin, P. Martin, and D. Taylor, "Two-user cooperative transmission using superposition modulation and soft information combining," in *Vehicular Technology Conference Fall*, 2010. 95
- [106] M. Hasna and M.-S. Alouini, "A performance study of dual-hop transmissions with fixed gain relays," *Wireless Communications, IEEE Transactions on*, vol. 3, no. 6, pp. 1963 – 1968, nov. 2004. 96
- [107] L. Farkas and T. Kófi, "On capacity regions of discrete asynchronous multiple access channels," *CoRR*, vol. abs/1204.2447, 2012. 111



---

## Méthodes d'accès basées sur le codage réseau couche physique

**Résumé :** Dans le domaine des réseaux satellitaires, l'apparition de terminaux interactifs à bas-prix nécessite le développement et la mise en œuvre de protocoles d'accès multiple capables de supporter différents profils d'utilisateurs. En particulier, l'Agence Spatiale Européenne (ESA) et le centre d'étude spatial allemand (DLR) ont récemment proposé des protocoles d'accès aléatoires basés sur le codage réseau couche physique et l'élimination itérative des interférences pour résoudre en partie le problème de collisions sur une voie de retour du type Slotted ALOHA.

C'est dans ce contexte que s'inscrit cette thèse qui vise à fournir une amélioration dans des méthodes d'accès aléatoires existantes. Nous introduisons Multi-Slot Coded Aloha (MuSCA) comme une nouvelle généralisation of CRDSA. Au lieu de transmettre des copies du même paquet, l'émetteur envoie plusieurs parties d'un mot de code d'un code correcteur d'erreurs; chaque partie étant précédée d'un entête permettant de localiser les autres parties du mot de code. Au niveau du récepteur, toutes les parties envoyées par le même utilisateur, y compris celles qui sont interférées par d'autres signaux, participent au décodage. Le signal décodé est ensuite soustrait du signal total. Ainsi, l'interférence globale est réduite et les signaux restants ont plus de chances d'être décodés. Plusieurs méthodes d'analyse de performance basées sur des concepts théoriques (calcul de capacité, évolution des densités) et sur des simulations sont proposées. Les résultats obtenus montrent un gain très significatif de débit global comparé aux méthodes d'accès existantes. Ce gain peut encore être augmenté en variant le taux de découpe des mots de code.

En modifiant certains de ces concepts, nous proposons également une application du codage réseau couche physique basée sur la superposition de modulations pour l'accès déterministe à la voie retour des communications par satellite. Une amélioration du débit est aussi obtenue par rapport à des stratégies plus classiques de multiplexage temporel.

**Mots-clés :** Codage réseau couche physique, accès aléatoire, accès déterministe, annulation d'interférence successive, DVB-RCS2

---



---

## Access methods based on physical-layer network coding

**Abstract :** In the domain of satellite networks, the emergence of low-cost interactive terminals motivates the need to develop and implement multiple access protocols able to support different user profiles. In particular, the European Space Agency (ESA) and the German Aerospace Center (DLR) have recently proposed random access protocols such as Contention Resolution Diversity Coded ALOHA (CRDSA) and Irregular Repetition Slotted ALOHA (IRSA). These methods are based on physical-layer network coding and successive interference cancellation in order to attempt to solve the collisions problem on a return channel of type Slotted ALOHA.

This thesis aims to provide improvements of existing random access methods. We introduce Multi-Slot Coded Aloha (MuSCA) as a new generalization of CRDSA. Instead of transmitting copies of the same packet, the transmitter sends several parts of a codeword of an error-correcting code; each part is preceded by a header allowing to locate the other parts of the codeword. At the receiver side, all parts transmitted by the same user, including those are interfered by other signals, are involved in the decoding. The decoded signal is then subtracted from the total signal. Thus, the overall interference is reduced and the remaining signals are more likely to be decoded. Several methods of performance analysis based on theoretical concepts (capacity computation, density evolution) and simulations are proposed. The results obtained show a significant gain in terms of throughput compared to existing access methods. This gain can be even more increased by varying the codewords stamping rate.

Following these concepts, we also propose an application of physical-layer network coding based on the superposition modulation for a deterministic access on a return channel of satellite communications. We observe a gain in terms of throughput compared to more conventional strategies such as the time division multiplexing.

**Keywords :** Physical-layer network coding, random access, deterministic access, successive interference cancellation, DVB-RCS2

---