



HAL
open science

Allocation de ressources pour la transmission de données multimedia scalables

Heykel Houas

► **To cite this version:**

Heykel Houas. Allocation de ressources pour la transmission de données multimedia scalables. Traitement du signal et de l'image [eess.SP]. Université de Cergy Pontoise, 2009. Français. NNT: . tel-00767889

HAL Id: tel-00767889

<https://theses.hal.science/tel-00767889>

Submitted on 20 Dec 2012

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

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



ECOLE DOCTORALE SCIENCES ET INGENIERIE
De l'université de Cergy-Pontoise

THÈSE

Présentée pour obtenir le grade de :

Docteur ès Science de l'Université de Cergy-Pontoise

Spécialité : Sciences et Technologies de l'Information et de la Communication

ALLOCATION DE RESSOURCES POUR LA TRANSMISSION DE DONNÉES MULTIMEDIA SCALABLES

par

Heykel HOUAS

Laboratoire des Equipes de Traitement des Images et du Signal (ETIS) - UMR 8051

Soutenu le 4 Juin 2009 devant le jury composé de:

MLLE CLÉO BARAS

Co-encadrante

MME CATHERINE LAMY-BERGOT

Examinatrice

MME INBAR FIJALKOW

Directrice de thèse

M. PIERRE SIOHAN

Rapporteur

M. PATRICK DUVAUT

Président et Rapporteur

M. CONOR HENEGHAN

Rapporteur

Remerciements

L'homme n'est heureux que de vouloir et d'inventer. (Alain)

David Declercq mon premier interlocuteur (téléphonique) pour ce projet de thèse qui m'a orienté vers Inbar.

Inbar Fijalkow pour m'avoir choisi, bien qu'ayant un profil atypique (ingénieur ayant travaillé dans l'industrie pendant 4 ans).

Luc Vanderdorpe pour l'animation du séminaire de la théorie de l'information à Louvain la Neuve en Avril 2005.

Charly Poulliat pour ses remarques pertinentes lors de relecture de l'article pour la conférence Spawc 2006.

Cléo Baras pour son sens de la psychologie, son sens des responsabilités et ses encouragements.

Adrien Renoult pour ces intéressantes discussions autour de l'OFDM et de la modélisation du canal de propagation.

Bessem Saïadi pour ses questions portant sur les aspects systèmes (Cross-Layer) soulevés dans la mise en oeuvre de mes algorithmes d'allocation de ressources.

Michel Leclerc pour sa gentillesse et la possibilité qu'il m'a donnée d'encadrer des étudiants en TPs d'informatique tout au long de cette thèse.

Laurent Protois pour ses multiples interventions salvatrices sur le réseau Dumbo (Galactus désormais), ainsi que sur ma machine, mais également sa disponibilité pour les logiciels.

Jean-Paul Bachmann pour les nombreux cafés offerts après le déjeuner.

Jérémy Jaquin pour ses interventions hors cadre professionnel (notamment le diagnostic de mon disque dur!).

Dimitri Nion pour les quelques jours passés à l'occasion d'une conférence (Spawc 2006) et des matchs de l'équipe de France de foot (coupe du monde 2006).

Gilles Gorlier pour son enthousiasme, les quelques footing ensemble, sa disponibilité en tant que co-bureau.

Emmanuel Huck pour ses ressources sur le temps réel et l'architecture embarquée (discussion, sources, liens...) ainsi que nos discussions politico-philosophiques.

Tim Lévy pour ses nombreux contacts qui m'ont permis d'arrondir mes fins de mois (merci les cours particuliers).

Imed Hadj Kacem pour son code C d'entrelaceur aléatoire.

Julien Gony pour les discussions autour de l'informatique, les parties de foot et autres...

Patrick David pour ses conseils avisés en Statistiques et Probabilités.

Pierre Andry et Benoit Miramond pour notre collaboration passée (et actuelle) en informatique temps réel à l'UCP.

Laurence Hafemeister pour notre collaboration passée (et actuelle) en traitement d'antennes.

Béatrice Fusier pour sa patience lorsque les obstacles inhérents à mi-chemin de la thèse se sont présentés.

Abdelnasser Assimi et Ayman Alsawah pour nos discussions scientifiques, culturelles et philosophiques.

Thomas Lefèvre pour ses biscuits propices à la remontée glycémique en milieu d'après-midi.

Jonathan Gasnier pour son aide précieuse dans l'implémentation de l'algorithme E-UEP-H.

David Picard pour ses nombreuses suggestions en programmation informatique et surtout pour nos interminables discussions autour de l'enseignement, du hard rock et des films d'horreur en voiture.

Sylvain Traverso pour nos discussions en début de thèse sur l'OFDM et les nombreuses documentations qu'il m'a remises sur ce même sujet.

François Bierre pour m'avoir aidé à installer durablement et efficacement le questionnaire durant cette thèse et sans qui l'art de la maïeutique aurait rendu l'accouchement de ce manuscrit plus douloureux qu'il ne l'a été.

Marcel Alcoverro et Manuel Palau pour m'avoir invité à faire des pauses quotidiennes salvatrices durant les journées de travail.

Frédéric Précioso pour son écoute, sa disponibilité et son attention.

Edouardo Valle et Guillermo Camara pour leur bonne humeur et l'aide précieuse qu'ils ont pu m'apporter lorsque j'avais rencontré quelques soucis informatiques sur Windows.

Emmanuel Cadic et Adrian Voicila pour leur altruisme dans mon code informatique lorsque les simus ne fonctionnaient pas en tout début de thèse.

Kader Hamdi pour ses sources précieuses en codage vidéo.

Emmanuelle Petit pour son enthousiasme et sa joie de vivre.

Maëva pour son soutien indéfectible et les relectures du manuscrit en fin de thèse.

Je terminerai les remerciements en évoquant quelques lignes que m'avait écrites un enseignant (et proche) lorsque j'étais élève-ingénieur à l'ENST Bretagne :

D'ingénieur d'ailleurs, pour moi ce n'est pas absolument certain. Parce que je te connais bien et comme je sais qu'il y a dans les Grandes Ecoles des labos de recherche, je ne serais pas étonné que dans 2 ans tu me parles de DEA et de thèse!

Ces quelques lignes sont extraites d'une lettre qu'il m'avait adressé le 12 Septembre 1998...

Table des matières

Introduction générale	19
1 Contexte et introduction	25
1.1 Présentation des données scalables	25
1.1.1 Le concept de scalabilité	25
1.1.2 Catégories de scalabilité	26
1.1.3 Stratégies de représentation de la scalabilité	27
1.1.4 Exemples de données scalables	28
1.2 Adaptation de lien pour la transmission de données scalables	34
1.2.1 Adaptation de lien	34
1.2.2 Transmission de données scalables	36
1.2.3 Optimisation Cross-Layer	39
1.2.4 QoS	43
1.3 Modélisation et scénarisation des problèmes d'allocation de ressources	45
1.3.1 Les différents multiplexages de données à transmettre	45
1.3.2 Emetteur	47
1.3.3 Canal de propagation	49
1.3.4 Récepteur	50
1.3.5 Idée directrice de la thèse	51
1.4 Conclusion	52
2 Optimisation des ressources par minimisation de la charge utile	53
2.1 Introduction	53
2.1.1 Etat de l'Art	53
2.1.2 La notion de troncature des données	55
2.1.3 Position du problème d'optimisation	55
2.2 Allocation de ressources pour la transmission de données scalables sur canal de Rayleigh	57
2.2.1 Solution proposée : l'algorithme Extreme-UEP (E-UEP)	58
2.2.2 Interprétations et commentaires	60
2.2.3 Application : transmission de données audio MPEG-4 sur DS-CDMA point-à-point avec connaissance parfaite du canal	61
2.3 Allocation de ressources pour la transmission de données scalables sur canal sélectif en fréquence	66
2.3.1 Limitations de la solution Extreme UEP	66

2.3.2	Stratégie d'allocation réduisant la sélectivité en fréquence du canal	67
2.3.3	Stratégie d'allocation avec utilisation locale de la sélectivité en fréquence du canal	76
2.3.4	L'algorithme <i>Extreme UEP Hybride (E-UEP-H)</i>	82
2.3.5	Remarques	91
2.4	Complexité algorithmique	92
2.5	Conclusion	92
3	Optimisation des ressources par maximisation de la robustesse aux erreurs d'estimation du canal	95
3.1	Robustesse des transmissions de données scalables	95
3.1.1	Erreur d'estimation du canal	95
3.1.2	Etude de la robustesse de l'algorithme E-UEP-MPC	98
3.1.3	Adaptation de l'algorithme E-UEP-MPC à l'estimation imparfaite du canal	103
3.2	Allocation de ressources pour la robustesse à la connaissance du canal	108
3.2.1	Définition du critère de robustesse à la connaissance du canal	108
3.2.2	Transposition du problème d'optimisation initial	108
3.2.3	Idée directrice	110
3.2.4	Une solution basée sur le Waterfilling	111
3.2.5	Remarques	112
3.2.6	Résultats	113
3.2.7	Maximisation des marges de robustesse et adaptation de débit	114
3.3	Conclusion	116
4	Allocation de ressources pour la transmission de données scalables avec contraintes d'énergie	119
4.1	Choix du critère d'optimisation de l'allocation des ressources	119
4.1.1	Vers un compromis entre ces deux critères?	119
4.2	Allocation de ressources avec répartition d'énergie	121
4.2.1	Vers une minimisation exclusive de la charge utile : l'algorithme <i>Extreme UEP par Répartition d'Energie (E-UEP-RE)</i>	121
4.2.2	Vers une maximisation de la robustesse en contrebalance de la charge utile	127
4.3	Conclusion	135
	Conclusion et perspectives	137
A	Optimisation Cross-Layer	141
A.1	Etat de l'Art	141
A.2	Modélisation du système de communication	142
B	Description de la liaison DS-CDMA	143
B.1	Spécificité de la bande Ka	143
B.2	Caractéristique du satellite choisi	143

B.3	Modélisation du canal de propagation	144
B.4	Bilan de liaison (Canal de propagation + Récepteur)	144
C	Modélisation de l'erreur d'estimation du canal	145
D	Transmission d'images JPEG-2000 par l'algorithme E-UEP-Hybride	147
D.1	Description du système de transmission	147
D.2	Performance en terme de qualité perçue	148
D.3	Performance en terme de vitesse de transmission	148
E	Calcul de lois de probabilité	151
E.1	Calcul de densités de probabilité	151
E.2	Calcul des moments d'une loi du Khi-Deux décentrée "généralisée"	153
E.2.1	Calcul de l'espérance mathématique	153
E.2.2	Calcul de la variance	153
E.3	Intervalle de confiance	154
	Bibliographie	155

Liste des tableaux

1-1	L'échelle du Mean Opinion Score (MOS) et de l'ODG	31
1-2	"Structure du LID pour des transmissions d'images et de parole"	42
2-1	Configurations de QoS	63
2-2	Stratégies de transmission sur canal de Rayleigh	63
2-3	Configurations de transmission Dardari EEP et UEP retenues sur canal sélectif en fréquence	76
2-4	Complexité des algorithmes d'allocation de ressources	92
3-1	Configurations de QoS	98
3-2	Ecart de performances pour un canal de Rayleigh ($\Delta = 0dB$)	100
3-3	Ecart de performances pour un nombre de classes transmises fixé ($I^* = 1$) .	100
3-4	Ecart de performances pour un canal sélectif en fréquence ($\Delta = 30dB$) . .	103
3-5	Robustesse des schémas E-UEP sur canal non sélectif en fréquence ($\Delta = 0dB$)	107
3-6	Robustesse des schémas E-UEP sur canal sélectif en fréquence ($\Delta = 60dB$)	107
3-7	Robustesse des schémas E-UEP sur canal non sélectif en fréquence ($\Delta = 0dB$)	113
3-8	Robustesse des schémas E-UEP sur canal sélectif en fréquence ($\Delta = 60dB$)	114
3-9	Robustesse des schémas E-UEP sur canal non sélectif en fréquence ($\Delta = 0dB$)	115
3-10	Robustesse des schémas E-UEP sur canal sélectif en fréquence ($\Delta = 60dB$)	116

Table des figures

1-1	Plusieurs choix de scalabilités sur un codeur MPEG-4/CELP	30
1-2	Plusieurs choix de décodage de l'image	32
1-3	Transmission progressive par fidélité	34
1-4	Transmission progressive par résolution	34
1-5	Exemple d'une liaison mobile-mobile à travers un réseau	40
1-6	Synoptique de la chaîne de communication	46
2-1	Diagramme de l'algorithme E-UEP.	58
2-2	La classe la moins importante bruitée pour mesurer la QoS	63
2-3	Evolution du nombre de classes transmises en fonction de l'état de canal	64
2-4	L'algorithme E-UEP sur le banc d'essai	65
2-5	Variations de $\left. \frac{E_b}{N_o} \right _{eq} = P \left(m, \frac{E_s}{N_o} \right)$ en fonction de l'ordre de la modulation m et du rapport signal-à-bruit $\frac{E_s}{N_o}$	69
2-6	Diagramme de l'algorithme E-UEP-MPP.	70
2-7	Synoptique d'aplatissement du canal	72
2-8	Réponse en fréquence d'un canal ADSL	74
2-9	Evolution du débit source en fonction de l'état de canal	75
2-10	Traitement d'une classe dans l'algorithme E-UEP-MPC.	78
2-11	Evolution du débit source en fonction de l'état de canal	79
2-12	Taux d'occupation d'une UT OFDM par rapport aux paramètres du canal	81
2-13	Evolution du débit source d'une UT par rapport aux paramètres du canal	82
2-14	Traitement d'une classe dans l'algorithme E-UEP-H.	83
2-15	RSB équivalent relatif à la modulation de référence m_{ref}	84
2-16	Allocation binaire et platification de canal de la classe i	87
2-17	Evolution du débit source en fonction de l'état de canal	88
2-18	Relaxation des contraintes sur l'algorithme E-UEP-MPC	90
2-19	Politique d'allocation des porteuses	91
3-1	L'algorithme E-UEP-MPC sur canal non sélectif en fréquences (connaissance partielle du canal)	100
3-2	L'algorithme E-UEP-MPC sur canal sélectif en fréquences (connaissance partielle du canal)	101
3-3	L'algorithme E-UEP-MPC sur canal très sélectif en fréquences (connaissance partielle du canal)	102
3-4	Erreur relative de mesure des gains du canal η_{dB}	102

3.5	Performances en terme de robustesse pour différentes stratégies de transmissions sur canal de Rayleigh	105
3.6	Performances en terme de robustesse pour différentes stratégies de transmissions sur canal sélectif en fréquence	106
3.7	Choix des images de test	107
3.8	Quelques fonctions $f_i(R_i, m_i)$ plongeant de l'espace des RSBs à l'espace des TEBs	109
3.9	Allocation itérative de la surprotection sur la classe la plus sensible	112
3.10	Analogie avec l'algorithme de Waterfilling	113
3.11	Diagramme de l'algorithme R-E-UEP-Seuil correctif.	115
4.1	Synoptique de l'algorithme E-UEP-RE.	122
4.2	L'algorithme E-UEP-RE comme méthode de répartition des ressources par Waterfilling.	124
4.3	Configuration des ressources (en terme de nombre de classes émises I^* et taux d'occupation de l'UT) donnée par le schéma E-UEP-RE.	126
4.4	Performances des différents schémas d'allocation de ressources sur canal ADSL.	127
4.5	Performances en terme de robustesse pour différentes stratégies de transmissions sur canal sélectif en fréquence	132
4.6	Performances en terme de robustesse pour différentes stratégies de transmissions sur canal sélectif en fréquence	133
4.7	Performances en terme de robustesse pour différentes stratégies de transmissions sur canal sélectif en fréquence	134
4.8	E-UEP-MPC	134
4.9	R-E-UEP-Seuil	134
4.10	R-E-UEP-RE	134
A.1	Exemple de liaison descendante station de base-mobile	141
A.2	Exemple de liaison montante mobile-station de base	142
D.1	PSNR de l'image reçue pour différentes stratégies de transmission	147
D.2	Image reçue à l'aide de l'E-UEP-MPC (à gauche) et l'E-UEP-Hybride (à droite) pour un $\overline{RSB} = 15 \text{ dB}$	148
D.3	Performance en vitesse de transmission pour différentes stratégies d'allocation sur un canal sélectif en fréquence	149
D.4	Image reçue à l'aide de l'E-UEP-MPC (à gauche) et l'E-UEP-Hybride (à droite) pour un $T = 100$, $\overline{RSB} = -8 \text{ dB}$	150
E.1	Choix du seuil correctif des RSBs	154

Acronymes

AR	Auto Régressif
BPSK	Binary Phase Shift Keying
CELP	Code Excited Linear Prediction
DSP	Densité Spectrale de Puissance
CDMA	Code Division Multiple Access
CSI	Channel State Information
EEP	Equal Error Protection
PSNR	Peak Signal to Noise Ratio
FDMA	Frequency Division Multiple Access
FFT	Fast Fourier Transform (transformée de Fourier rapide)
GPS	Global Position System
GSM	Global System for Mobile communications
IID	Indépendant Identiquement Distribué
QPSK	Quadrature Phase Shift Keying
LID	Layer Independent Descriptor
LLR	Log Likelihood Ratio (log rapport de vraisemblance)
PESQ	Perceptual Evaluation of Speech Quality
MAP	Maximum A Posteriori
DS-CDMA	Direct Sequence Code Division Multiple Access
DWT	Discrete Wavelet Transform
JPEG	Joint Photographic Experts Group
JPWL	JPEG-2000 Wireless
MAC	Medium Access Control
MPE	Multi Pulse Excitation
RPE	Regular Pulse Excitation
MJE	Motion JPEG-2000
MMSE	Minimum Mean Square Error (Minimisation de l'erreur quadratique moyenne)
MOS	Mean Opinion Score
DAB	Digital Audio Broadcasting
MPEG	Moving Picture Experts
IFFT	Inverse Fast Fourier Transform (Transformée Inverse de Fourier Rapide)

ABRÉVIATIONS

OFDM	Orthogonal Frequency Division Multiplexing
OFDMA	Orthogonal Frequency Division Multiple Access
OSI	Open Systems Interconnection
PDA	Personal Digital Assistant
BBAG	Bruit Blanc Additif Gaussien
PDF	Probability Density Fonction (fonction de densité de probabilité)
RNIS	Réseau Numérique à Intégration de Services
ROI	Region Of Interest
RSB	Rapport Signal sur Bruit
SVC	Scalable Video Coding
TCP	Transmission Control Protocol
TDMA	Time Division Multiple Access
TEB	Taux d'Erreur Binaire
UDP	User Datagram Protocol
UEP	Unequal Error Protection
UIT	Union Internationale des Télécommunications
UMTS	Universal Mobile Telecommunications System
UT	Unité de Transmission

Notations

Dans toute la thèse, nous considérons en lettres minuscules et maigres les valeurs scalaires, en lettres minuscules et grasses les vecteurs et en lettres majuscules et maigres les transformées de Fourier de ces quantités. Nous notons les valeurs estimées par $\hat{\cdot}$, les valeurs moyenne par $\bar{\cdot}$, le module d'une quantité par $|\cdot|$.

Signal

- s Signal émis en sortie d'émetteur
- g Réponse impulsionnelle du canal de propagation
- n Bruit blanc additif Gaussien
- x Signal reçu en entrée du récepteur
- y Signal reçu en sortie d'égaliseur

Variables d'états du système

- t Variable temporelle continue
- ν Variable fréquentielle discrète
- l, l' Variables temporelles discrètes
- j, j' Variables fréquentielles discrètes
- h Indice itération
- i Indice classe
- j Indice porteuse
- k Indice bit symbole
- u Indice utilisateur
- p Indice symbole
- r Indice du retard du multi-trajet
- q • Nombre de porteuses utilisées pour transmettre la classe numéro •

Variables décrivant le système

- α • Atténuation

- B_u Bande utilisateur
- B^\bullet Borne supérieure d'erreur sur la classe numéro •
- T Taille classe numéro • (en bits)
- I_{max} Nombre maximal de classes à transmettre
- m_\bullet Taille symbole (classe ou porteuse) numéro •
- E_b Energie bit
- $E_{s\bullet}$ Energie symbole répartie sur la porteuse ou sur la classe numéro •
- ε_\bullet Erreur commise sur le paramètre •
- b_\bullet bit non codé numéro •
- c_\bullet bit codé numéro •
- a_\bullet symbole (composé de bits codés et entrelacés) numéro •
- R_\bullet Rendement de code classe numéro •
- L Nombre de coefficients du canal
- N_p Nombre de sous-porteuses
- N_{OFDM} Nombre de symboles OFDM transmis par Unité de Transmission (UT).
- N_{PC} Nombre de symboles composant le préfixe cyclique
- N_u Nombre d'utilisateurs
- N_s Nombre de symboles à transmettre
- N_{SP} Nombre de symboles pilotes utilisés pour estimer le canal.
- RSB_\bullet Rapport signal sur bruit sur la porteuse numéro •
- S_{max} Nombre de symboles maximum transmissibles sur une UT
- S_\bullet Nombre de symboles transmis sur la classe numéro •
- T_{PC} Temps préfixe cyclique
- T_c Temps chip
- T_s Temps symbole
- T_{UT} Temps UT
- T_{OFDM} Temps slot OFDM
- $(\Delta f)_c$ Bande de cohérence du canal
- $(\Delta t)_c$ Temps de cohérence du canal
- N_o Densité Spectrale de Puissance du bruit blanc.
- τ Retard dû au multi-trajet

Fonctions et Fonctionnelles

- \mathcal{F} Fonction de platitude du canal
- $E(.)$ Espérance mathématique
- $\lfloor \rfloor$ Partie entière
- σ Variance
- $*$ Convolution

t Transposition

$$\binom{n}{k} = \frac{n!}{k!(n-k)!}$$

Ensembles et intervalles

- \mathcal{C} ensemble des RSBs constituant le canal de propagation
- \mathcal{C}_e ensemble des RSBs constituant le canal équivalent
- \mathcal{L}_\bullet ensemble des bits formant la classe numéro \bullet
- \mathcal{M} ensemble des tailles de modulation
- \mathcal{R} ensemble des valeurs prises par le rendement de code
- \mathcal{N} ensemble des indices de porteuse
- $\llbracket a; b \rrbracket$ intervalle d'entiers compris entre a et b
- $\{\dots\}$ ensemble d'éléments
- (\dots) suite d'éléments

Probabilité d'erreur

TEB Taux d'Erreur Binaire

Introduction générale

Avec nos pensées, nous créons le monde. (Bouddha)

Contexte

La convergence des services multimédia (téléphonie, vidéo, image...) à l'intérieur d'un terminal peu encombrant, au coût réduit est un projet que caressaient de nombreux constructeurs et opérateurs de télécoms dans les années 90. Le premier en date fut le modèle SIMON¹ développé par IBM pour Bell et apparu en 1994. L'idée de combiner un ordinateur portable avec un téléphone cellulaire en un seul équipement de communication, vieille de près de quinze années, a donc suivi la voie de la démocratisation. A cette même période le réseau internet tissait sa toile dans le monde entier et c'est tout naturellement qu'il accompagna l'évolution de ces terminaux vers des "smartphones" au début des années 2000 (Blackberry 2001, le Windows Smartphone en 2002) jusqu'à aboutir à l'I-Phone plus récemment (Juin 2007). Un an après, un modèle compatible 3G permet à un tel terminal de rejoindre un réseau de plus de 200 millions d'abonnés dans le monde. La multitude de réseaux auxquels ces équipements de taille réduite donnent accès ne fait guère oublier leur diversité et donc leur spécificité.

Une telle situation inscrit les réseaux hétérogènes comme les principaux acteurs de ce boom technologique. Par essence, ils demeurent flexibles sur la capacité des liens de transmission (débit) ainsi que la nature des terminaux se connectant à ces derniers. Cette souplesse n'occulte en rien les limitations (en terme de ressources) auxquels le réseau considéré est soumis et occasionne des exigences aussi diverses que les besoins des utilisateurs (fluctuant aussi bien en quantité qu'en qualité). D'où l'émergence de bouquets, forfaits veillant à regrouper les services mis à la disposition de ces abonnés en fonction du terminal qu'ils utilisent. En signalant enfin que tous les utilisateurs ne sont pas égaux en terme de ressources disponibles pour pouvoir visualiser de tels flux (types de réseaux de transmission, terminaux de visualisation), nous mesurons toute la difficulté à gérer de tels réseaux.

La multiplicité des profils d'exigence de la part des utilisateurs, des services assurés par les opérateurs et de l'environnement de communication exige fatalement d'échelonner la qualité des données multimédia à transporter pour la rendre flexible, en organisant le flux de données sous forme de classes hiérarchisées. Cette hétérogénéité ainsi dévoilée amène finalement la notion de scalabilité sur le devant de la scène et instrumentalise cette dernière pour répondre à ce défi de diversité précédemment évoqué.

1. Simon Personal Communicator http://en.wikipedia.org/wiki/IBM_Simon

Chacune de ces classes de qualité de service spécifie les valeurs d'un certain nombre de paramètres tels que le taux d'erreurs de bits, le délai de transfert, la garantie ou non d'un débit minimum, paramètres qui sont liés aux ressources à affecter à l'utilisateur considéré et que le système de communication s'engage à respecter.

Les besoins sans cesse croissants en terme de débit d'information sont le fait d'une augmentation sensible du nombre d'abonnés, mais également de l'émergence de services plus gourmands en flux de transmission (tels que les services de vidéo) dans le réseau. Ces exigences sollicitent l'emploi de techniques d'accès multiples d'une ou plusieurs ressources (citons les techniques fréquentielle : OFDM, de codes : CDMA, temporelle : TDMA, spatiale : architecture multi-antennaires) ceci afin de transporter l'information à travers l'environnement, qu'il s'agisse de liaisons non filaires ou filaires. Certaines d'entre elles exploitent à merveille la topologie du milieu de propagation, mais élèvent en retour la complexité des systèmes de transmissions car elles requièrent le plus souvent des précautions complémentaires (codage, estimation de canal).

Il faut donc exploiter de manière optimale les ressources mises à disposition par le système de transmission pour répondre aux exigences de l'utilisateur.

Le processus d'allocation de ressources consiste à allouer à chaque utilisateur les ressources nécessaires pour qu'il puisse disposer des services et des classes de qualité de service qu'il a demandés tout en partageant entre les différents utilisateurs la capacité disponible du lien de transmission par lequel il est connecté au réseau. Ainsi, le processus d'allocation de ressources a deux rôles à remplir : d'une part, garantir aux différents utilisateurs la qualité de service qu'ils ont requis et, d'autre part, utiliser au mieux l'ensemble de la bande passante de chacun des liens de transmission impliqués dans la communication. Ces deux rôles révèlent des objectifs bien contradictoires. En effet, le premier a tendance à sous-utiliser la bande passante car il peut chercher à garder de la bande passante disponible pour un utilisateur même si celui-ci ne transmet pas. Quant au second, au contraire, il peut chercher à chaque fois qu'un premier utilisateur transmet moins de données, à allouer à un second la bande passante non utilisée par le premier. L'allocation de ressources est donc un processus qui consiste à réaliser un compromis entre réservation de ressources et réutilisation des ressources non utilisées. Si l'on cherche à optimiser l'utilisation de la capacité des liens de transmission, on veillera à rendre le processus d'allocation de ressources aussi dynamique que possible.

Cela passe par l'identification, la localisation, de manière quasi-instantanée de ressources disponibles, mais également des fonctionnalités du réseau (terminal, nœud de réseau, etc.), amenant à découper le système de communication de manière hiérarchisée en couches d'une part (transport, liaison, physique par exemple) et à analyser les interactions possibles entre ces blocs d'autre part (Cross-Layer). Cette connaissance quasi "en temps réel" des conditions de transmission constitue l'enjeu soulevé par l'optimisation Cross-Layer.

Origine de la thèse

Cette thèse s'inscrit dans le cadre d'un projet financé par la Commission Européenne, le projet *Multimedia-PIPEline (M-PIPE)* [56], ayant pris racine sur les problèmes de transmission de données multimédia constatés sur les applications temps réel portant sur des

réseaux hétérogènes. Les axes de recherches de ce projet étant nombreux², notre domaine d'étude s'est essentiellement focalisé sur les problèmes relatifs à la couche physique et les solutions flexibles de transmission à lui apporter pour l'adaptation de lien.³

Ce projet d'une durée de trente mois dresse donc naturellement l'état des lieux du travail à réaliser, dans cette thèse. En outre, il circonscrit les applications (multimédia) dans leurs attributs les plus nombreux : valeur de débit, type de liaison (radio, sans fils, satellite) ou l'équipement utilisé pour véhiculer ces mêmes données (chaîne de transmission). Il met l'accent sur la spécificité de la compression scalable des données multimédia, enjeu des problèmes et solutions sujettes à éclosion tout au long de ce manuscrit.

Organisation du document

L'objet de cette thèse est d'étudier de manière structurée les problèmes d'allocation de ressources dans le cadre de la transmission de données scalables. Il ne s'agit donc pas de proposer successivement des solutions mais de proposer une démarche présentant ces stratégies de transmission de manière rationnelle ou intuitive et s'appuyant sur des critères qui leur conféreront leur légitimité à travers des applications multimédia diverses (transmission de la parole, d'images, de vidéo).

Ce mémoire est organisé de la manière suivante :

Le premier chapitre est consacré à une large présentation du contexte dans lequel s'exercent les transmissions étudiées. Nous lèverons le voile sur la dénomination "données scalables" afin d'exposer quels enjeux se posent sur leur transport. Nous cristalliserons à travers deux exemples concrets la spécificité de ces données scalables en présentant deux codeurs multimédia : de parole (CELP-MPEG4) et d'images (JPEG-2000). Il ne restera plus qu'à préciser dans quel environnement de telles données multimédia sont amenées à évoluer (mode de transmission : OFDM, DS-CDMA) et surtout la structure des entités qui s'échangent de telles données (composantes et modélisation de la chaîne de communication émetteur-canal-récepteur : éléments de la chaîne, communications entre éléments de la chaîne). Ce faisant, de tels modèles s'appuieront sur les réalités qui animent les transmissions sans fils et filaires qu'il s'agisse de contraintes (haut débit, temps réel, embarqué) ou d'exigences (qualité de service pour les utilisateurs) de façon à créditer la pertinence des solutions qui seront apportées par la suite.

Le second chapitre de ce manuscrit s'attache à étudier de tels problèmes d'allocation de ressources lorsqu'on souhaite minimiser l'une d'entre elles : la charge utile (ou débit

2. pour la couche application : développement de nouveaux codeurs media scalable - audio et vidéo - encore plus flexibles, pour la couche réseau : méthodes de signalisation adaptées à la granularité qu'offrent les compressions des données.

3. Sur le site internet hébergeant ce projet, il est proposé à tout internaute une démonstration interactive (par le biais d'une vidéo sur lequel on pourra configurer de nombreux paramètres et voir les effets de la solution "cognitive" adaptative) des performances d'une telle solution comparées à celle d'un système actuel :

http://www.ist-mpipe.org/demonstrator/M-Pipe_Demonstrator_web/demo.html

canal), en se fixant une qualité de service (qualité perçue par l'utilisateur). Il propose une solution dans le cas simple du canal de Rayleigh (canal à réponse fréquentielle plate) puis explore deux voies différentes pour ce qui est du cas du canal sélectif en fréquence où l'allocation est moins aisée, car chaque porteuse doit être traitée (en terme de configuration de transmission : modulation) individuellement. Nous illustrons enfin les apports de ces deux chemins de manière conjointe en décrivant un dernier algorithme les combinant.

Le troisième chapitre étudie la robustesse des transmissions scalables dans un premier temps, en soulignant quelle robustesse est concernée (en précisant quelle valeur de paramètres est considérée comme biaisée), quelle modélisation de ces erreurs est considérée, toujours en rapport à des situations réelles. Nous montrons ensuite que la robustesse des données multimédia à des erreurs d'estimation peut être considérée comme un critère de sélection d'une solution de transmission. A cet effet, nous présentons finalement une solution de transmission optimale au sens de la robustesse.

Le quatrième chapitre constitue une synthèse des deux précédents. Il considère en effet deux critères distincts qui ont permis de mettre en lumière des réponses aux problèmes d'allocation de ressources pour la transmission de données multimédia scalables. Leurs performances sont intrinsèquement liées à leur critère et nous proposons une démarche constructive visant à donner à l'utilisateur un moyen d'effectuer de manière "intelligente" son allocation de ressources. Cette démarche se réalisera en considérant une ressource supplémentaire clef dans les transmissions sans fils (l'énergie/la puissance) et sur lequel un algorithme pour chaque critère sera présenté.

La conclusion rappellera les jalons importants qui ont été franchis tout au long des précédents chapitres. Il jettera enfin les bases de travaux futurs qui peuvent être réalisés en prolongement de cette thèse.

Outils

Si la réalisation d'une chaîne de transmission complète (en langage C) ne pose aucune difficulté, il nous est apparu crucial d'intégrer des codeurs sources pour les différentes applications étudiées (parole, image) afin de représenter les utilisateurs en bout de liaison et de mesurer l'impact de la qualité de service (*Quality of Service QoS*) sur ces derniers (qualité perçue de la donnée reçue). Compte tenu de la thématique abordée dans cette thèse, les codeurs de sources que nous utiliserons sont :

- un codec audio MPEG4 de type CELP [36],
- un codeur d'images JPEG2000 scalable (en langage C) ainsi que sa bibliothèque développé par le TELE, l'UCL et le CNES en vue d'appliquer à la transmission d'images fixes certaines de nos solutions [100],
- un codeur vidéo Motion-JPEG2000 scalable (en langage C) implémenté également par le TELE, l'UCL et le CNES.

La mesure de qualité perçue mérite quelques précisions. Si la qualité d'une image s'évalue simplement par le biais du PSNR sans trop s'éloigner d'une qualité vraisemblable, le cas de la qualité de parole exige d'utiliser un modèle psycho-acoustique pour "coller" aux attentes et exigences des utilisateurs. C'est la raison pour laquelle nous utiliserons

l'algorithme *Perceptual Evaluation of Speech Quality PESQ* développé conjointement par British Telecommunications (BT), Psytechnics Limited et OPTICOM GmbH⁴.

Contributions de l'auteur

Le premier point d'étude a été d'examiner et de montrer la flexibilité des transmissions de données (multimédia) scalables en adaptant le débit source (nombre de classes à transmettre) en fonction de l'environnement du canal, pour des systèmes soumis à des contraintes de qualité de service (qualité perçue de l'information pour l'utilisateur), de charge utile (débit canal) dans les réseaux sans fils, filaires, bas débits à travers une application de transmission de parole.

Le second point d'étude a pris en compte la réalité du "terrain" en supposant la connaissance du canal de propagation imparfaite et en évaluant l'impact de ces erreurs d'estimation sur les performances (en terme de qualité perçue) du système de communication. En outre, une solution dédiée en priorité à la stabilité des performances est proposée et mise en application sur de la transmission d'images.

Le troisième point d'étude souligne les deux analyses précédentes en les identifiant comme deux critères d'optimisation distincts. En outre, il suggère une procédure à suivre visant à aider l'opérateur à construire sa propre solution d'allocation de ressources en fonction de ses exigences (contraintes intercouches, priorités).

Publications de l'auteur liées aux travaux de thèse

EN SOUMISSION

Baras C., Houas H., Fijalkow I., *Resources allocation for scalable multimedia data transmission over frequency selective OFDM channels*, Mai 2008.

ACCEPTÉ AVEC ACTE

Houas H., Baras C., Fijalkow I., *Resources Allocation Optimization for Scalable Multimedia Data Subject to Quality of Service Constraints*, Proc. IEEE 7th Workshop on Signal Processing Advances in Wireless Communications (SPAWC'06), Cannes, France, Juin 2006.

Houas H., Baras C., Fijalkow I., *A new transmission strategy for scalable multimedia data on OFDM systems*, Proc. European Signal Processing Conference (EUSIPCO 2007) (p2194-2198), Poznan, Pologne, Septembre 2007.

Houas H., Baras C., Fijalkow I., *Allocation de ressources pour la transmission de données scalables sous contraintes de qualité de service sur canal OFDM*, Proc. (GRETSI 2007), Troyes, France, Septembre 2007.

4. <http://www.pesq.org/>

H. Houas, C. Baras et I. Fijalkow, *Robust and extreme unequal error protection scheme for the transmission of scalable data over OFDM systems*, International Conference Acoustic Speech and Signal Processing (ICASSP 2008) (p2973-2976), Las Vegas, USA, mars 2008.

Houas H., Baras C., Fijalkow I., *Transmission of scalable images on OFDM systems over frequency selective channels*, IEEE International Conference on Communications (ICC 2009), Dresde, Allemagne, Juin 2009.

RAPPORTS DE CONTRATS

Fijalkow I., Houas H., *Physical layer scenarios*, Work Package 5 (WP5), Media-Pipe (M-PIPE), Avril 2005.

Houas H., Fijalkow I., *Quality of Service (QoS) estimation method*, Work Package 5 (WP5), Media-Pipe (M-PIPE), Avril 2006.

Houas H., Fijalkow I., *Technical report on the impact of channel state information mismatch on resource allocation schemes*, Work Package 5 (WP5), Media-Pipe (M-PIPE), Avril 2007.

Chapitre 1

Contexte et introduction

Comme nous l'avions annoncé dans l'introduction, nous allons par la suite exploiter la scalabilité de la compression des données afin de les protéger conformément à leur degré de sensibilité (à leur transmission sur divers réseaux). Dans ce chapitre, nous définissons dans un premier temps la terminologie de "scalabilité" et de "classes de sensibilité", que nous illustrerons à travers deux exemples (de parole et d'image) dans un second temps. Nous clôturons cette partie en décrivant le contexte de transmission Cross-Layer de ces classes de sensibilité.

1.1 Présentation des données scalables

1.1.1 Le concept de scalabilité

La scalabilité consiste à structurer le flux binaire résultant de la compression (codage) d'un objet multimédia en classes d'importance de sorte que le décodeur n'impose pas de les avoir toutes à disposition lorsqu'il s'agit de reconstruire une version de l'objet multimédia compressé. Cela signifie que ces classes d'importance caractérisent et décrivent un certain niveau de détail/précision du média sur la base d'un critère de perception objectif ou subjectif. Scalabiliser consiste donc à échelonner le contenu d'une donnée, le niveau d'information de cette donnée.

Si l'existence de cette *échelle* ne fait plus aucun doute, son unicité ouvre la porte aux débats les "plus passionnés".

Citons pêle-mêle à titre d'exemple pour une automobile les couleurs, la marque, la vitesse, les options, la sécurité, le prix comme autant d'informations requises du point de vue de l'acquéreur. Du point de vue du mécanicien, il s'agira plutôt de carrosserie, de moteur (propulsion, injection), de système d'embrayage, d'éclairage. Dans les deux cas, nous avons une succession d'informations d'importances multiples mais illustrant une diversité d'échelonnage de l'information, qui relève de la perception¹.

La définition de scalabilité amène donc à concevoir² autant d'échelles différentes de contenus que la perception humaine le permet.

1. étymologiquement percevoir *prendre pour*.

2. *concevoir* signifiant étymologiquement *ce que le cerveau prend comme une structure*.

Attribuer une note de perception à un objet ou encore une qualité perçue relèvera "pour la raison commune" de s'accorder sur un certain nombre de critères qui vont hiérarchiser l'information en classes d'importance. Plus nous aurons accès à un grand nombre de ces classes, meilleure notre perception de la donnée sera. Cela présuppose toutefois que ces classes ont été correctement reçues, car dans le cas contraire, la perception pourra être erronée, donc mauvaise.

Accordons-nous donc sur la définition du verbe *scalabiliser*: *échelonner le contenu d'une donnée suivant une succession de critères et définissant des qualités de perception dépendant du niveau atteint sur l'échelle (d'informations)*.

1.1.2 Catégories de scalabilité

Il existe plusieurs types de scalabilité : temporelle, spatiale, fréquentielle.

1.1.2.1 Scalabilité temporelle

La scalabilité temporelle ne se définit que pour les données vidéo : elle correspond en fait au nombre d'images transmises par unité de temps. On la perçoit comme une qualité d'animation dans le cas de données vidéo. Il s'agit donc d'un débit en nombre d'images par secondes [88]. En image comme en audio ou en parole, elle ne revêt plus aucune réalité.

1.1.2.2 Scalabilité spatiale

La scalabilité spatiale concerne :

- la résolution spatiale pour des données comme la vidéo, l'image (ex : 256×256 pixels),
- le nombre de "canaux" pour des données audio : un pour le mono, deux pour le stéréo, cinq pour le Dolby Surround (deux avants gauche et droite, un canal au centre, deux arrières gauche et droite).

Pour les données audio, la structure hiérarchique pourrait correspondre à une classe pour du son mono, deux classes pour du son stéréo (sur deux voies) et trois classes pour le son Dolby. La qualité perçue change entre transmettre une ou deux classes, puisque la scène audio et l'ambiance (bruits de fond, accompagnement) sont prises séparément et contribuent à restituer la diversité que chaque son possède.

En revanche, les données de parole n'en disposent pas encore.

1.1.2.3 Scalabilité fréquentielle

La scalabilité fréquentielle permet de traiter les signaux sur une largeur de bande accrue : on passe d'un signal à bande étroite (basses fréquences) à un signal large bande (basses, moyennes et hautes fréquences) lorsque le nombre de classes augmente. En parole par exemple, la qualité s'en ressent sur deux signaux identiques mais filtrés sur des bandes de largeurs différentes : la détérioration de la qualité d'écoute est fonction de la réduction de la bande passante. Cela peut s'expliquer par le fait des fréquences d'excitation qui permettent de reconstituer le signal "physique" émis (avec le conduit vocal modélisé par un filtre *Auto-Régressif (AR)*). Les classes d'amélioration renferment d'autres fréquences d'excitation

(correspondant à des fréquences hautes) qui raffinent un peu plus la reconstruction du signal de parole.

Rappelons que la scalabilité en fréquence ne cherche pas à échelonner des niveaux de quantification croissants, mais d'informations supplémentaires. Même si le niveau de quantification augmente, ce n'est pas ce qui caractérise une telle scalabilité. Pour fixer cette idée, supposons par exemple que l'on augmente le nombre de pics d'excitation dans la même gamme de fréquences que pour la classe de base. On améliore alors le niveau de quantification du signal car avec plus de pics d'excitation sur la même bande en sortie du conduit vocal (filtre), le signal prend "davantage" de valeurs, sans pour autant que la largeur de bande sur lequel il s'étend s'élargisse. C'est ce que l'on retrouve dans les codeurs CELP (*Code Excited Linear Prediction (CELP)*) *Multi Pulse Excitation (MPE)* [71] par exemple. La scalabilité en fréquence n'opère alors pas dans ce cas (il s'agit alors de la scalabilité en qualité).

1.1.2.4 Scalabilité en qualité

Elle consiste à diminuer la distorsion entre la donnée originale et la donnée reconstruite. Il peut s'agir de détails dans une image. Toutes les autres scalabilités contribuent indirectement à augmenter la scalabilité en qualité.

1.1.3 Stratégies de représentation de la scalabilité

Comme l'indique [78], la hiérarchisation du flux de données peut être réalisée de deux manières : une scalabilité par classe ou bien une scalabilité pleine.

1.1.3.1 Scalabilité fine

Aucun axe de raffinement lors de la reconstruction de la donnée n'est privilégié, ce qui signifie que l'on peut décoder le niveau N (le nombre de classes) d'une scalabilité en X (spatiale, qualité ou fréquence) et le niveau P (le nombre de classes) d'une scalabilité en Y , sans se soucier de N , P , X et Y , pour une classe donnée.

Le codec vidéo *Scalable Video Coding (SVC)* [88] emploie une telle stratégie pour les transmissions sans fils avec des émetteurs/récepteurs variés (portable, ordinateur...). Le passage d'une classe à un plus grand nombre de classes peut s'accompagner d'une amélioration sur plusieurs axes, en fonction de la nature des éléments en bout de chaîne.

Cette flexibilité dans le codage impose toutefois de mettre en place des règles contraignantes car la relation à un grand nombre de paramètres (autant que de scalabilités concernées) doit être clairement spécifiée.

1.1.3.2 Scalabilité par classe

L'axe d'amélioration est unique cette fois-ci lors du passage d'un nombre de classes à un nombre plus élevé. On retrouve cette politique dans les transmissions bas débit où la flexibilité est rarement exigée ou encore dans les transmissions où peu de directions de scalabilité sont proposées (pour le codage de la parole notamment). On devine la faiblesse

d'une telle méthode pour les transmissions haut débit sur des réseaux hétérogènes où la diversité des exigences est accrue.

1.1.4 Exemples de données scalables

1.1.4.1 Le cas de la parole

Nous allons détailler un exemple de codage scalable de la parole, celui proposé par MPEG-4 et qui servira aux applications du chapitre 2.

Principe

Transmission de la parole

Pour des considérations de capacités de canaux, il est nécessaire de réduire le débit de transmission de parole : à l'entrée d'un réseau numérique, le signal de parole est couramment échantillonné au rythme de 8000 échantillons par seconde (pas d'échantillonnage de $125 \mu s$) et codé sur 8 bits, soit un débit de 64 kbits/sec. Il faut ramener ce débit à 13 kbits/s. Une technique retenue est celle de la prédiction linéaire dont nous tenterons d'expliquer le principe en quelques lignes. En première approximation, la génération du signal vocal peut être interprétée de la manière suivante. Les cordes vocales produisent un signal qui correspond à la mélodie ; c'est une suite d'impulsions assez régulières donnant l'intonation. La forme du conduit vocal (ouverture de la bouche, position de la langue, ouverture ou fermeture du conduit vocal) caractérise le son qui est émis ; en particulier les fréquences de résonance du conduit vocal sont caractéristiques des sons et sont reconnues par l'oreille. On peut modéliser le conduit vocal sous la forme d'un filtre linéaire auquel on applique le signal d'entrée généré par les cordes vocales ou bien dans le cas des sons fricatifs par un bruit. Comme les paramètres qui caractérisent le signal d'entrée et la forme du filtre varient relativement lentement, cette représentation permettra d'effectuer la réduction de débit recherchée [65].

Scalabilités concernées

Généralement, la scalabilité en audio explore trois axes [97] : la largeur de bande (scalabilité en fréquence), le *Rapport Signal Sur Bruit RSB* (scalabilité en qualité) et l'espace (nombre de canaux de sortie).

Le codage de la parole quant à lui ne s'intéresse pas à la dimension spatiale puisque les conversations constituent sa principale application et que l'usage de plusieurs canaux de sortie offre peu d'intérêt. Il reste donc ancré sur les deux autres types de scalabilité (fréquentielle et de qualité).

Contenu des classes

La couche principale contient un certain nombre de signaux d'excitation ainsi que le filtre de synthèse modélisant le conduit vocal. Les classes d'amélioration augmentent :

- le nombre de signaux d'excitation s'il s'agit d'une scalabilité en RSB,
- la largeur de bande (rajoutant les composantes haute fréquence).

Un exemple de codeur de parole : le codeur CELP à multi-impulsions

Principe

Dans la gamme des codeurs scalables de paroles MPEG-4, le CELP est un algorithme de codage basé sur le modèle autorégressif dédié aux transmissions bas débit (allant de 4 jusqu'à 24 kbits/s).

En téléphonie mobile, le système *GSM (Global System for Mobile Communications)* utilise une variante d'encodeur CELP : il s'agit du *RPE (Regular Pulse Excited)* [50] qui permet d'obtenir une qualité proche de la technique *PCM (pulse code modulation)*³ avec un débit de seulement 13 kbits/s.

Le codeur CELP que nous utiliserons dans le chapitre suivant est constitué de trois blocs :

- le codeur central qui réalise l'encodage de la classe de base (la première classe),
- l'extension de scalabilité en débit appelée (*Bit Rate Scalable BRS*) chargée de générer les classes d'amélioration à partir du signal résiduel (différence entre le signal d'entrée et de sortie du filtre de synthèse *Linear Prediction LP* du codeur central),
- l'extension de scalabilité en fréquence appelée (*Band Width Extension BWE*) destinée à encoder les composantes fréquentielles non traitées par le codeur central bande étroite ou encore les composantes bande étroite qui n'ont pas été encodées.

Nous ne décrivons dans le paragraphe qui suit que le fonctionnement du codeur central, utile à la compréhension du codage scalable de parole utilisé. On se référera à [69] pour le BRS, [70] concernant le BWE, pour de plus amples renseignements.

Description du codeur central

A l'encodage, les coefficients du filtre de synthèse du conduit vocal sont obtenus par prédiction linéaire sur le signal de parole. Ce filtre de synthèse est utilisé en entrée de signaux d'excitation afin de discriminer quel vecteur d'excitation (parmi un certain nombre formant un dictionnaire de ces vecteurs) minimise l'erreur quadratique moyenne avec le signal de parole. L'indice repérant ce vecteur dans le dictionnaire est stocké dans le flux binaire des données, en plus des coefficients de prédiction du filtre précédemment calculés. Le décodeur disposant du même dictionnaire d'excitations, il peut reconstruire le signal codé à l'aide de l'indice contenu dans le flux reçu et du filtre de synthèse. En fonction du nombre de classes transmises, on aura accès à un plus grand nombre de signaux d'excitation (donc à un plus grand nombre d'indices) et autant d'impulsions supplémentaires qui permettront de reconstruire avec une meilleure qualité (précision) le signal émis.

Scalabilités proposées

Les scalabilités incluent la scalabilité en débit (avec trois classes d'amélioration 1, 2 et 3 en haut de la figure 1.1) et en fréquence (avec une classe d'amélioration contenant les composantes hautes fréquences pour le passage d'un signal bande étroite - signal de base en sortie du codeur central - à un signal large bande, en bas de la figure 1.1).

3. permettant la transmission de parole, non compressée, notamment en VoIP

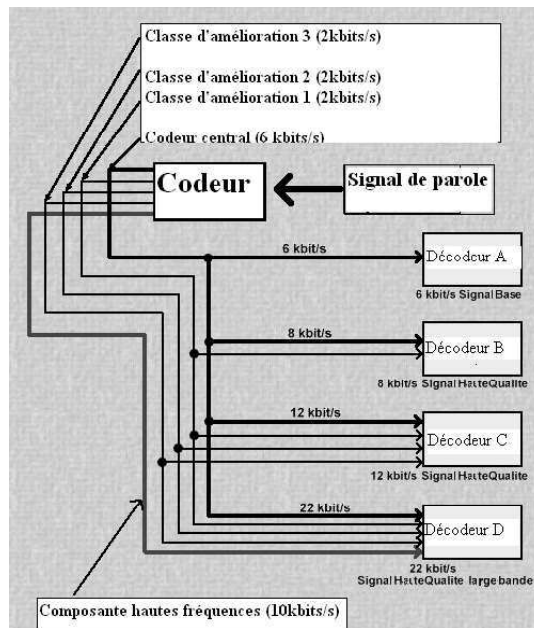


FIG. 1.1 – Plusieurs choix de scalabilités sur un codeur MPEG-4/CELP

Avantages

Puisqu'il permet de décoder les flux binaires erronés (tant que les en-têtes sont préservées de tout risque d'erreurs), ce codeur est robuste aux erreurs de transmission. Il permet également de s'adapter aux besoins de l'application en jouant sur la taille du dictionnaire et sur la finesse de la modélisation des filtres de prédiction linéaire (plus précisément la contribution résiduelle des filtres de synthèse). Achéons cette énumération de points positifs en relevant la simplicité d'utilisation d'un tel codeur :

- les trames sont indépendantes les unes des autres,
- la taille des classes ne varie pas d'une trame à l'autre,
- l'ordre des classes dans le flux codé est directement lié à l'amélioration induite sur la qualité perçue du signal reconstruit.

Ces différents avantages légitimeront son usage dans le chapitre 2.

Qualité perçue

Pour mesurer la qualité d'un signal audio, ni le RSB, ni le taux de distorsion ne permettent de tenir compte des caractéristiques de l'appareil auditif de l'homme.

L'*Union Internationale des Télécommunications (UIT)* a, dans cette optique, développé un modèle auditif basé sur la perception et la cognition, afin d'analyser plus finement la qualité de la parole avant et après sa transmission. Il en résulte plusieurs outils d'évaluation de la qualité de la parole. Citons le *PSQM (Perceptual Speech Quality Measure)* [38] ou sa version améliorée, dénommée le *PESQ (Perceptual Evaluation of Speech Quality)* [38] que nous utiliserons dans nos simulations.

La qualité de la parole reçue est évaluée objectivement en mesurant la distorsion entre le signal original et reçu sur une grille de notes, appelée *Objective Differential Grade ODG*.

Cette grille s'échelonne de manière continue sur l'intervalle [-4;0].

L'échelle d'évaluation est continue et présente des "points de référence" qui coïncident avec l'échelle de dégradation à 5 notes proposé dans la Recommandation R-BS-562 de l'UIT⁴, usuellement nommé le *Mean Opinion Score (MOS)* [41] tableau 1-1 page 31.

TAB. 1.1 – L'échelle du Mean Opinion Score (MOS) et de l'ODG

ODG	MOS	Qualité	Imperfections
0	5	Excellente	Imperceptible
-1	4	Bonne	Perceptible mais non gênante
-2	3	Acceptable	Légèrement gênante
-3	2	Médiocre	Gênante
-4	1	Mauvaise	Très gênante

1.1.4.2 Le cas des images avec JPEG-2000

Les origines

L'appel à propositions pour le nouveau standard ISO/ITU de compression d'images, pré-nommé *JPEG-2000*, a débouché en Mars 2000 [82] dans l'élaboration de la première partie de la norme. L'objectif était de spécifier un nouveau format de compression des données plus performant que les précédents et son algorithme de décodage adéquat. Ceci laisse donc une assez grande liberté dans le choix du système de codage et ouvre la porte à la compétition pour l'élaboration de codeurs optimaux, pour autant que ceux-ci produisent des flux compressés (*codestreams* en anglais) conformes aux spécifications de la norme.

1.1.4.2.1 Contenu de la norme

La norme JPEG2000 est constituée de 11 parties effectives. Mentionnons entre autres :

- JPWL : dédiées aux transmissions sans fils, requérant une couche de codage de canal pour répondre aux exigences de ce type de transmission [67].
- Motion JPEG2000 : Standard (ISO/IEC 15444-3 depuis Novembre 2001) *MJE* vidéo composé d'images codées (de manière indépendante) au format JPEG2000. Le granularité en qualité étant plus fine que le standard SVC H264 rend le Motion JPEG 2000 particulièrement attractif notamment dans les domaines où une qualité haut de gamme est exigée, où les opérations d'édition (indexation) sont rendues aisées tels que le cinéma numérique, l'imagerie médicale et le satellite.

Principe du JPEG2000

Idées et motivations

- Travailler avec des images de tailles plus larges que 64k*64k, avec des taux de compression (avec et sans pertes) plus élevés d'un flux de données, des distorsions plus faibles pour des applications bas débit (effets de blocs en JPEG).

4. pour les évaluations subjectives de qualité de la parole transmise.

- Répondre à la flexibilité des applications multimédia en favorisant :
 - la transmission progressive de l'information lorsque les délais de transport des données peuvent être longs : afficher rapidement une image dans une qualité faible puis améliorer sa résolution (taille de l'image) ou sa qualité (niveaux de couleur, détails) au fur et à mesure que le code arrive (affichage de contenu d'une page web) par opposition à l'affichage séquentiel [103],
 - le codage du pixel indépendamment de la taille de l'image (nombre de bits),
 - une organisation souple du flux binaire favorisant la multiplicité des reconstructions possibles (figure 1-2).

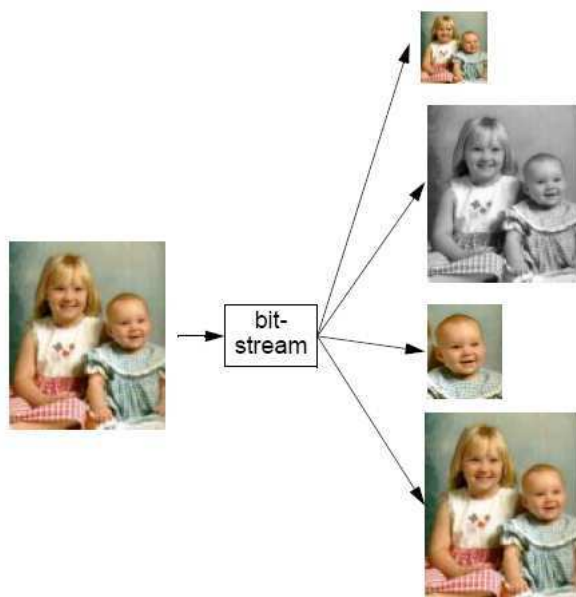


FIG. 1.2 – Plusieurs choix de décodage de l'image

- Transmettre dans des environnements bruités tels que les canaux mobiles (imagerie mobile avec l'association PDA (Personal Digital Assistant) + GPS (Global Position System) [99]).
- Gérer la qualité d'une image en pondérant ses *régions d'intérêt Region Of Interest ROI*, notamment en imagerie médicale (télémédecine) et satellite (pour la météo) par exemple.

Étapes de la compression JPEG-2000

Dans les grandes lignes, les étapes de la compression sont :

- Prétraitement de l'image : le *partitionnement de l'image* en tuiles (*tiles* en anglais) permet à l'utilisateur d'une part de compresser une image trop grande pour la mémoire allouée au codec mais également de sélectionner les zones dont il voudrait que la qualité soit mieux préservée. Afin de ne plus dépendre du nombre de bits nécessaires pour coder l'image, on procède ensuite à la *normalisation des pixels*. Ainsi le

format JPEG2000 gagne en flexibilité. On pourra ainsi coder n'importe quelle profondeur de bit. De manière analogue au format JPEG, l'étape suivante (facultative) transforme l'image (*RVB (Rouge Vert Bleu)* par exemple) en YCrCb (Luminance, Chrominance rouge, Chrominance bleue) en opérant par des transformations des espaces de couleurs *Reversible Colour Transform (RCT)* (codage sans pertes) et *Irreversible Colour Transform (ICT)* (codage avec pertes).

- la transformation en ondelettes (*Discrete Wavelet Transform DWT*) appliquée aux composantes (1 pour une image noir et blanc, 3 pour une image couleur usuellement, pouvant aller jusqu'à 16384 composantes) de l'image permet de suivre le contour de cette dernière.
- la *quantification* s'opère sur les coefficients calculés par la DWT en s'appuyant sur un critère de mesure psychovisuel appelé *Contrast Sensitivity Function (CSF)* et montrant la sensibilité au contraste de l'œil humain en fonction de la fréquence de changement de luminance.
- Le post-traitement se déroule en trois étapes : la première vise à réduire la taille du code (codage arithmétique adaptatif avec contexte) tout en conservant une certaine organisation qui sera exploitée lors de la seconde étape. Cette structuration du flux binaire en paquets (unité de données composant le flux compressé) dépend du ou des degrés de scalabilité choisis à la transmission : on parle alors de progression des paquets (Couche, Résolution, Zone, Composante). L'allocation de débit enfin génère des paquets en fixant le taux de compression avec la meilleure qualité possible (RSB, visuel, ...). Une fois de plus, tous les paramètres sont ajustables pour chacun des paquets.

Nous renvoyons le lecteur désireux d'approfondir certains points de l'algorithme au livre [98] ou à l'article très complet [77].

Structure du flux compressé

Organisé en tuiles ou en parties de tuiles, le flux compressé se compose de paquets qui sont structurés en résolution R , en plan de bits *Layer (L)*, en composante C (chromatique) et en zone *Position/Precinct P*. La manière dont on ordonne ces paquets caractérise le type de raffinement (progressif) ou scalabilité des images lors de leur reconstruction. Par exemple, si on désire un découpage spatial de la donnée en régions d'intérêt, la progression se trouve triée par zone P (au sein de laquelle les autres scalabilités C , R , L seront stockées) et sera *PCRL* ; ce type de découpage se retrouve dans le cinéma numérique [10] ou la vidéo-surveillance [23].

La scalabilité en qualité nécessite quant à elle d'ordonner la progression des paquets suivant les couches L , soit *LRCP* (figure 1-3) : dans cet exemple, la première classe comprend toutes les résolutions R , composantes C , zones de l'image P mais une seule couche L , tandis que la seconde classe comprend toujours tous les R , C , P mais deux couches L (celle de la première classe et celle d'une couche d'amélioration), et ainsi de suite.

Un flux compressé d'ordre de progression *RLCP* autorise un affichage progressif en fonction de la résolution (figure 1-4). Dans ce second exemple, ce sont des résolutions supplémentaires qui sont rajoutées au fur et à mesure qu'on avance dans les classes (la classe i contient les résolutions des $i - 1$ précédentes classes en plus de la résolution qu'elle ap-

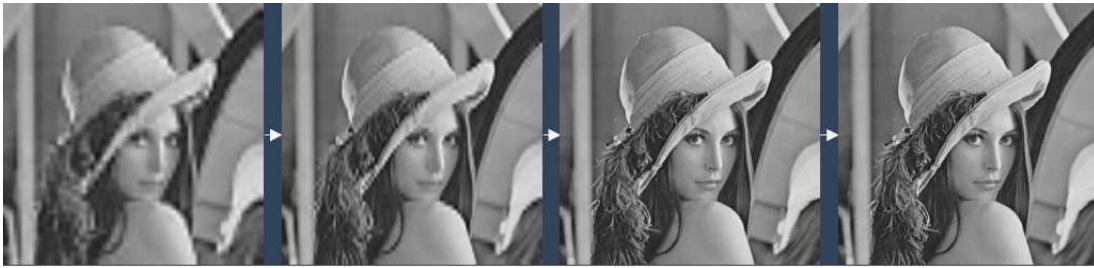


FIG. 1.3 – Transmission progressive par fidélité



FIG. 1.4 – Transmission progressive par résolution

porte). Précisons en dernier lieu que la structure de ces paquets rend aisé le changement d'ordre de progression (en réordonnant ces paquets de données).

Bien entendu, la nature de l'application visée (application militaire, commerciale, médicale...) et de l'environnement considéré (sans fils, réseau à large bande passante, PDA...) définit l'ordre de progression à sélectionner.

1.2 Adaptation de lien pour la transmission de données scalables

1.2.1 Adaptation de lien

L'explosion des transmissions haut débit (internet, mobile) découle de la démocratisation (nombre sans cesse croissant d'utilisateurs) d'une part de leurs applications, mais également de l'hétérogénéité des besoins caractérisant de tels réseaux : le débit, la bande utile, la qualité requise ne remplissent pas les mêmes exigences sur de la voix sur IP que sur de la vidéoconférence. La rationalisation de ces ressources est donc une nécessité à une utilisation extensive de ces réseaux, pour répondre favorablement à une croissance non ménagée de l'utilisation de ces services.

L'adaptation de lien est une technique qui permet d'améliorer la performance des systèmes

de télécommunications en ajustant les ressources radio aux conditions de propagation et aux contraintes des services hétérogènes. Ce procédé porte sur les différents paramètres du système comme le type de modulation, le codage, le débit ou la puissance de transmission. Dans cette définition, plusieurs mots posent question : qu'entend-on par "performance" ? Que signifie "conditions de propagation" ? De quelles "contraintes" parle-t-on lorsqu'on l'applique aux services proposés par un réseau (filaire ou non filaire) ? Voici quelques éléments de réponses :

- Performance renvoie à la partie réception du système de communication. Elle dépend principalement de la couche considérée (physique, réseau, application...). Comme on le verra dans le paragraphe suivant, elle illustre un taux d'erreur binaire (par classe de données) et une qualité perçue de la donnée (au sens psycho-sensoriel pour une mesure subjective ou mathématique pour une mesure objective) reçue. Terminons enfin sur la *multiplicité* que revêt la performance d'un système de communication : il peut s'agir du respect de la contrainte temps réel (en minimisant les temps d'accès, de calcul), de la robustesse aux erreurs d'estimation des paramètres (taille des classes, paramètre du canal de propagation...), du débit de transmission, de la distorsion (à minimiser). Les spécificités de l'application définissent le cadre d'étude des performances du réseau considéré. Il conviendra de détailler ce que nous entendons par "performances" dans la suite du manuscrit, lorsqu'il s'agira par exemple de mettre en compétition notre système avec d'autres stratégies d'allocation de ressources.
- Les conditions de propagation concernent la connaissance du canal à l'émission (sous forme de RSB par exemple). Cette connaissance requiert la présence d'un canal de retour (*Feedback Channel*) entre l'émetteur et le récepteur afin de suivre les variations du canal pendant la transmission. La définition précédente présuppose la connaissance parfaite du canal de transmission pour déterminer au mieux la quantité des ressources utilisées. En pratique, l'émetteur ne dispose que d'une estimation plus ou moins fidèle de ce même canal qui évolue dans le temps. Les raisons sont multiples et puisent leur origine dans la nature des éléments de la chaîne de transmission. La nature variable de l'environnement (conditions atmosphériques, présence de bâtiments faisant office d'obstacles à la progression du signal de communication, interférences entre utilisateurs...) et la nature mobile de l'émetteur expliquent en premier lieu un tel constat. Du point de vue du récepteur, cette méconnaissance du canal s'illustre à travers:
 - les méthodes actives [68], performantes mais relativement coûteuses en temps de calcul ; elles se prêtent peu aux canaux dont les propriétés statistiques fluctuent fréquemment dans le temps,
 - les méthodes passives [52], très souvent utilisées car disposant d'une complexité en temps réduite, offrent quant à elles une précision grossière des caractéristiques du canal.
- Les contraintes peuvent s'appliquer à certaines ressources à allouer (quantité d'énergie à répartir, nombre de porteuses de transmission, débit maximal...) mais également aux données à traiter : on parlera par exemple de contrainte de qualité de service à atteindre pour des classes de données à transmettre.

Il en résulte une altération des performances obtenues lorsque la robustesse des algorithmes d'allocation de ressources vis-à-vis de ces erreurs d'estimation du canal n'est pas suffisante pour garantir les performances attendues.

1.2.2 Transmission de données scalables

1.2.2.1 Spécificité de la scalabilité dans la transmission

L'objectif de la transmission de données multimédia sur les réseaux hétérogènes est de garantir, voire de maximiser par l'adaptation de lien la qualité de service (*Quality of Service QoS*) attendue par le récepteur. Comme nous le verrons plus loin, cette qualité de service est directement liée aux erreurs de transmission (introduites dans le flux binaire par le réseau de diffusion), se traduisant sous forme de distorsion.

L'approche principale de cette thèse est d'utiliser cette sensibilité variable des bits (aux erreurs de transmission) d'une classe de données à l'autre pour définir une protection inégale contre les erreurs (*Unequal Error Protection UEP*) sur ces classes de données, de façon à respecter la QoS. Ainsi les classes les plus sensibles aux erreurs bénéficieront d'une protection à la hauteur de leur "importance" tandis qu'une protection moindre sera accordée à celles qui sont moins "importantes", car elles transcrivent les éléments les moins significatifs de la donnée (les détails).

La transmission de données scalables offre un degré de liberté supplémentaire dans l'allocation de ressources : le nombre de classes de données (constituant le flux émis) à transmettre. Elle répond favorablement aux contraintes posées sur les services de transmission de données multimédia, où les utilisateurs et leurs exigences en terme de QoS croissent plus vite que les prestations offertes par les fournisseurs d'accès sur la plupart des couches du réseau concerné. Elle permet d'une part à chacune de ces entités de modifier (si le besoin s'en fait ressentir⁵) la quantité des données en tronquant par exemple plusieurs de ses parties. D'autre part, elle s'adapte parfaitement à des applications multicast (transmission vers un groupe d'utilisateurs[102]) en réduisant les coûts de transmission (diffusion à grande échelle avec un réseau restreint), sans réduire les débits (téléchargements, transferts) par rapport à la solution point-à-point⁶. Enfin ce système permettant la transmission progressive des classes de données, il répond de manière adéquate au problème d'hétérogénéité : un récepteur "rapide" s'abonnera et recevra un grand nombre de classes tandis qu'un récepteur "très lent" seulement la classe de base.

1.2.2.2 Hypothèses sur les scénarii considérés

Nous nous intéressons principalement à la transmission des données sur la couche physique, abordant de ce fait leur protection contre les erreurs (codage de canal), la mise

5. congestion du trafic sur la couche réseau, protection importante d'une classe pour la couche MAC (Medium Access Control), adaptation du niveau et du type de scalabilité en fonction du service demandé pour la couche Application.

6. la bande passante du réseau d'accès n'étant pas à partager (même si certains problèmes subsistent : pas de contrôle de congestion, complications rencontrées avec le nombre de destinataires à cause du protocole de transport UDP (User Datagram Protocol) employé).

sous forme de symboles des données à émettre (modulation) ainsi que la répartition d'énergie sur chacun d'entre eux. Nous nous plaçons la plupart du temps dans un cas mono-utilisateur et les cas multi-utilisateurs traités serviront d'applications où ne sera prise en compte que l'influence des autres utilisateurs (en terme d'interférences des autres utilisateurs) sur la performance attendue par l'utilisateur étudié.

Si les schémas de transmission avec codage de canal ne favorisent guère l'émergence de solutions analytiques aux problèmes d'optimisation de ressources à allouer (qui nous concernent), ils constituent une base réaliste d'étude pour des systèmes de communication contraints (systèmes embarqués où la faible disponibilité de puissance impose de recourir au codage de canal ou plus généralement les réseaux sans fils) ou ceux pour lesquels la protection des données devient cruciale (transmission de la vidéo *Haute Définition*, des données). C'est la raison pour laquelle nous considérerons la fonction de codage de canal comme présente dans nos scénarii.

La vie doit être vécue en regardant vers l'avenir, mais elle ne peut être comprise qu'en se retournant vers le passé. (Kierkegaard)

1.2.2.3 Vers une optimisation de la couche physique connaissant la source

Dans le cas de transmissions point-à-point mono-utilisateur de données scalables, mono (*Direct Sequence Code Division Multiple Access DS-CDMA*) ou multiporteuses (*Orthogonal Frequency Division Multiplexing OFDM*), les contributions scientifiques se sont orientées autour de plusieurs axes de recherche :

Première dualité : les aspects conjoints (*Joint Source Channel Coding (JSCC)*) et disjoints des processus de compression et de protection des données

Conformément au théorème de séparation de Shannon [92], il est possible d'atteindre asymptotiquement sur un canal de transmission une distorsion minimale de la séquence d'informations en dissociant codage de source et codage de canal. Les problématiques de codage source et canal ont alors été longtemps traitées de manière séparée, laissant les codeurs de source atteindre des taux de compression importants au détriment d'une faible robustesse aux erreurs de transmission, les codeurs de canal prendre une part importante au débit accordé (mais également dans la puissance de calcul pour les codeurs sophistiqués) pour assurer la protection des données aux erreurs de transmission[24]. Les performances attendues étant asymptotiques (au sens où la taille des blocs de données doit être infinie), la distorsion minimale prédite ne peut être atteinte *qu'à la limite*. Pour des applications où les ressources sont limitées, le niveau de distorsion annoncé par le principe de séparation ne peut donc pas être atteint ; une architecture en couches séparées (une pour le codage de source et l'autre pour le codage de canal) peut donc ne pas être optimale car elle nécessiterait des tailles de blocs importants pour atteindre la convergence voulue comme le souligne [81].

La communauté scientifique s'est alors orientée vers des stratégies de codage source/canal conjoint [6], [62] minimisant cette distorsion. Cette dernière dépend à la fois de la compression (débit source) mais également de la transmission du flux de données (caractéristiques

du canal, conditions de transmission : codage, modulation). On parle alors de distorsion globale. Comme le souligne [32], cette distorsion globale s'écrit comme la somme de la distorsion due à la compression du signal, notée \mathcal{D}_s avec la distorsion induite par le bruit de transmission sur le canal, notée \mathcal{D}_c soit : $\mathcal{D} = \mathcal{D}_s + \mathcal{D}_c$. De manière concrète, ces distorsions ou *Operational Rate Distortion Functions* [47] sont mesurées puis tabulées en balayant toutes les valeurs que peuvent prendre les paramètres retenus. En dépit des enjeux applicatifs qu'elle amène (applications multi-cast, systèmes embarqués...), cette stratégie étant intrinsèquement liée à la nature du codeur source, elle nécessite de disposer de toutes les fonctions *Operational Rate Distortion Function ORDF* [87]. Elle est relativement coûteuse à mettre en oeuvre lorsque l'espace d'états du codeur source, de canal et/ou de l'environnement est grand, ce qui la rend peu flexible, même si les utilisateurs ont recours à des courbes de débit distorsion "génériques" (*Universal Distortion Characteristics*[73]) pour réduire cette complexité.

Notre positionnement dans cette thèse se situera à la frontière de ces deux stratégies : source et canal ne sont pas optimisés de manière disjointe dans la mesure où le schéma UEP (fonction de codage de canal) influe sur la quantité de données sources transmises (scalabilité de la compression de source). Le débit source transmis pouvant varier en fonction du codage de canal, on n'a pas d'architecture en couches séparées. D'un autre côté, le fait que notre stratégie se montre indépendante du codeur source (du moment qu'une mesure de sensibilité du bitstream aux erreurs de transmission est prise en compte) la rend compatible avec de nombreux systèmes de communication et donc standardisable. En ce sens, notre stratégie ne révèle pas du codage source/canal conjoint "intégré" puisqu'elle n'est pas spécifique au schéma de source et de canal considéré comme nous le verrons plus loin (en début de chapitre 2 et en conclusion), cette stratégie étant appliquée à des codeurs scalables de parole, d'images et vidéo dans les chapitres suivants.

Seconde dualité : optimiser les ressources ou les performances ?

L'adaptation de lien agit sur les ressources et les performances du système de communication de manière antinomique : en tant que contraintes chez les unes, en tant qu'objet à optimiser chez les autres. Le rôle de chacune n'est pas unique comme l'attestent les stratégies de transmission qui suivent.

Par exemple, [11] et [26] œuvrent leur optimisation sur les performances de la chaîne de transmission (la maximisation du débit pour le premier, la minimisation de la probabilité d'erreur pour le second), en s'encadrant des contraintes portant sur les ressources de cette même chaîne (énergie), tandis que [8], [5] et [16] dressent par exemple des contraintes de performances (contraintes de qualité de service), en tentant d'exploiter *au mieux* les ressources disponibles (à savoir la puissance).

A la lumière de ces quelques éléments bibliographiques, on prend la mesure que l'optique de l'adaptation de lien mérite d'être clairement identifiée à travers le critère à optimiser et les contraintes identifiées.

1.2.3 Optimisation Cross-Layer

1.2.3.1 Contexte et objet de la communication Cross-Layer

Description du contexte

Les réseaux hétérogènes supportent mal l'utilisation des protocoles de communication utilisés dans les réseaux filaires. En effet, citons à titre d'exemple la couche réseau (en particulier aux algorithmes de routage), la couche transport (le comportement du protocole TCP - Transmission Control Protocol - est sensible aux variations de délai inhérent aux liaisons hertziennes), la couche physique (influence des obstacles, du mouvement, des interférences...).

Une adaptation de ces protocoles est donc nécessaire [94] mais est d'autant plus difficile que les conditions de propagation entre chaque point du réseau varient constamment.

En rappelant que les systèmes de communications sont représentés en couches (physique, transport, réseau par exemple), chacune d'entre elles remplit un jeu de fonction spécifiques destinées au système. Pour que s'exécute correctement chacune des fonctions, des informations provenant des autres couches sont souvent requises afin d'assurer l'adaptation précédemment décrite. Notamment les données provenant de la couche physique qui procure aux autres couches : (MAC par exemple) des renseignements tels que l'état du canal de transmission.

Traditionnellement, les informations requises d'une couche à l'autre sont véhiculées de façon hiérarchique (de bas en haut ou inversement) à l'aide d'interfaces (protocoles). Ce qui ne favorise guère l'optimisation des couches basses à cause des informations provenant des couches hautes (couche Application). C'est le cas par exemple de la transmission par VoIP où l'encapsulation successive des en-têtes à chaque couche enrayer toute optimisation inter-couches.

L'émergence des stratégies inter-couches

Dans [48], les auteurs considèrent que pour que s'exécute correctement chacune des fonctions, les protocoles conçus doivent satisfaire les propriétés clés suivantes :

1. correspondance des critères de QoS entre les différentes couches et optimisation de la QoS à travers ces couches ;
2. adaptabilité suffisante aux variations de l'état du canal ;
3. robustesse aux pertes de données ;
4. support du facteur d'échelle pour la bande passante et les équipements.

Dans [63], [93] et [51], les auteurs considèrent que les exigences de QoS ne peuvent être satisfaites si les solutions proposées se focalisent sur des couches particulières de la pile protocolaire sans se préoccuper des autres aspects liés aux autres couches, ni à la nature même des réseaux sans fil en termes de variations continues dans le temps et dans l'espace. Ces différentes études illustrent et justifient la tendance actuelle qui consiste à développer des approches inter-couches permettant aux différentes couches de coopérer ensemble afin de supporter la QoS tout en considérant les spécificités du canal radio. Cette notion "cross-layer" (nous gardons cette terminologie anglophone clef qui signifie inter-couches ou multi-couches) implique "une cassure" de la notion de couches isolées et un échange d'informations entre toutes les couches, éventuellement non adjacentes, selon

une méthodologie non encore normalisée. C'est la raison pour laquelle des stratégies de partage de l'information entre la couche physique et les couches supérieures sont apparues sous la dénomination de "cross-layer strategy" dans les réseaux sans fils [112]. En favorisant les interactions entre couches tout en minimisant les délais (d'interaction), on s'adapte davantage aux variations de l'environnement (cela concerne l'utilisateur et donc la couche application, l'état du canal et donc la couche physique par exemple). Nous allons décrire dans les paragraphes suivants la stratégie Cross-Layer employée dans notre système de communication.

Le grade confère autorité et non supériorité. (Sartre)

1.2.3.2 Choix de la communication Cross-Layer

L'idée est de combiner les stratégies *Top-Down* et *Bottom-Up* données en Annexe A.1 en s'appuyant sur une couche intelligente qui définit la politique de transmission des données [4]. Comme c'est le cas dans de nombreux réseaux sans fils, dans cette thèse, ce sera la couche *MAC* [101] qui se chargera de déterminer les paramètres d'allocation des ressources.

La figure 1-5 illustre à travers un exemple l'utilité d'une telle combinaison.

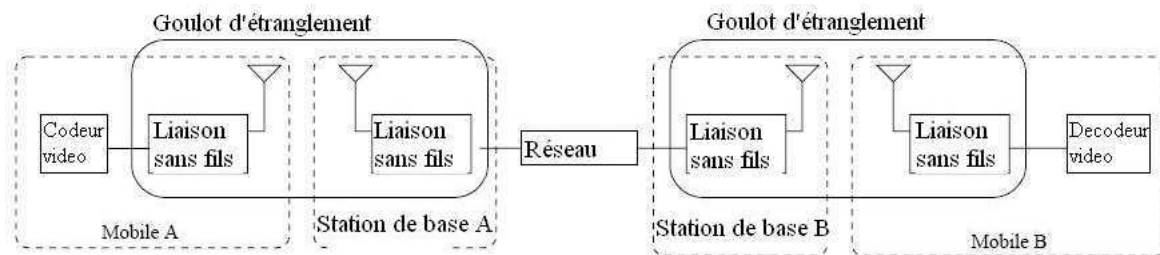


FIG. 1-5 – Exemple d'une liaison mobile-mobile à travers un réseau

1.2.3.3 Vers le descripteur de classes

Objectif

On souhaite renseigner les couches les plus basses (liaison, MAC, PHY) sur les données à transmettre. Une solution faisant référence à l'étiquetage des données à transmettre, à inclure dans l'en-tête est donnée dans l'Annexe A.1. On rappelle en effet que l'idée est de pouvoir échelonner la reconstruction des données sur d'autres couches que la couche *Application* en fonction de l'environnement de transmission, car ce dernier peut amener un élément de la chaîne à adapter le contenu du flux de données si nécessaire. On pense à la couche réseau si le trafic fluctue rapidement, la couche physique si l'environnement de propagation varie fréquemment.

Avoir une liste d'informations relatives à ces données (quels paquets peuvent être jetés, tronqués...) permettrait à ces couches d'avoir des droits de gestion de ce flux. [96] parle

alors de descripteur indépendant de couche (*Layer Independent Descriptor LID*). C'est cette forme d'étiquetage auquel nous allons nous intéresser dans ce qui suit.

Contenu du LID

A la différence de descripteurs dédiés (en-tête RTP [33]), le LID se présente comme un type abstrait de données, ne nécessitant pas de la part des réseaux hétérogènes d'avoir à s'adapter aux formats d'en-têtes des nouveaux codecs. Ce dernier se compose :

- d'un champ en-tête spécifiant le type de service concerné, si ce dernier tolère la perte de paquets, l'organisation utilisant le descripteur,
- d'un champ définissant les modalités d'adaptation de débit : le temps de synchronisation nécessaire pour le décodeur de source en cas de perte de paquets, les points de troncature des classes/paquets dans le flux binaire, le statut de chaque paquet/classe (base, d'amélioration, pouvant être perdues),
- d'un champ référençant les paramètres associés à la politique de protection contre les erreurs de transmission (UEP, EEP - *Equal Error Protection* - : rendements de code, ordre de modulation, TEB, ainsi que leur position dans le flux). Notons que plus la classe sera importante, meilleure sera la protection qui lui est appliquée, tandis qu'une classe pouvant être perdue nécessitera une protection modérée.

On distingue dans une telle structure (du LID) le découpage en couches du système de communication : le premier champ serait relatif à la couche Application (quel type de service), la seconde s'identifierait à la couche Présentation (compression des données avec le codeur de source) et la couche Réseau, la troisième renvoie à la couche liaison de données et la couche *PHY*. Ce qui légitimise la dénomination d'un tel descripteur (par couche *Layer L*).

En plus du choix flexible du nombre de classes de données à transmettre, le second champ se révèle particulièrement utile lorsque les composants de la couche réseau sont amenés à résoudre des problèmes de congestion de trafic qui ne trouvent leur régulation qu'en "perdant volontairement" certains paquets (les moins importants). Bien entendu, une taille minimum des données correspondant au seul envoi de la classe de base (que l'on nommera la charge utile minimum S_{min}), la protection la "plus légère" ainsi que des entêtes (avec la meilleure protection possible pour garantir la décompression en réception) sont également spécifiées dans ce champ.

On précise enfin que la structure du LID ainsi présentée est généralisable à un système contenant un plus grand nombre de couches (auquel cas ces dernières agiront au même titre que la couche Réseau lorsque des problèmes de transmission surviennent dans la chaîne de communication).

Problème posé et exemples

N'ayant pas encore spécifié quel voisinage nous considérons pour introduire ce *LID*, on s'intéresse maintenant à déterminer "à quel niveau des données" nous nous plaçons pour encapsuler un *LID* : par classe, par paquets, par trames de données ? Si les tailles de ces unités sont différentes, elles peuvent être également variables (c'est le cas des paquets qui composent une image), changer d'ordre de grandeur suivant le media considéré. On se rend très vite compte que les solutions extrêmes offrent des inconvénients multiples : intégrer un

LID à la plus petite des unités risque d'alourdir le flux et de diminuer considérablement le débit source notamment dans les applications temps réel (conversation téléphonique), mais en même temps implémenter un *LID* par trames n'offre pas les informations suffisantes aux couches basses (*PHY* et *Liaison*) pour traiter correctement le bistream (caractéristiques des images constituant une trame vidéo par exemple).

Le tableau 1-2 illustre deux cas d'applications bas et haut débit utilisant le *LID*.

TAB. 1.2 – "Structure du *LID* pour des transmissions d'images et de parole"

Champ	Organisation		ITU-T			Champ	Organisation		ETSI			
	Type de service	Scalabilité	Affichage web qualité				Type de service	Scalabilité	Conversation qualité			
1	Tolérance perte paquets		oui			1	Tolérance perte paquets		non			
Champ 2	Indice classe	1	2	3		Champ 2	Indice classe	1	2	3	4	
	Statut de la classe	Base	Troncable				Statut de la classe	Base	Troncable			
	Nombre classes envoyées	3			Nombre classes envoyées		4					
Champ 3	QoS	10^{-5}	10^{-4}	10^{-3}		Champ 3	QoS	10^{-5}	10^{-4}	10^{-3}	10^{-2}	
	UEP	R_1	R_2	R_3			UEP	R_1	R_2	R_3	R_4	
	UEP	m_1	m_2	m_3			UEP	m_1	m_2	m_3	m_4	
	Taille classe (octets)	2205	61323	106740			Taille classe (bits)	120	40	40	40	
	Offset classe	X	X	X			Offset classe	X	X	X	X	

Grâce à ce *LID*, nous modélisons le système de communication comme indiqué dans l'annexe A.2.

Conclusion sur l'optimisation Cross-Layer

L'optimisation Cross-Layer s'appuie donc sur la correspondance des critères de QoS inter-couches d'une part et à l'usage du *LID* d'autre part. Ce dernier permet en effet :

- de réduire les phénomènes d'encombrement du trafic des données en rendant possible à chaque couche une adaptation du flux multimedia lorsque l'environnement de transmission le nécessite,
- de garantir la bonne réception des données (décodage source/canal), réduisant de ce fait les procédures d'ARQ fréquentes lorsque les conditions de canal sont très mauvaises et par de la même la latence dans les applications audiovisuelles.

On veillera toutefois à garder en mémoire l'efficacité limitée du LID dans l'accroissement de l'overhead dans la mesure où la sélectivité du canal en temps, la taille de la ressource disponible du canal (taille de l'UT suivant la largeur de bande, nombre de clefs CDMA) peuvent réduire ou accroître la fréquence d'étiquetage du LID à la donnée (à l'échelle d'une UT)⁷. Le LID reste néanmoins moins gourmand en terme d'overhead que dans le cas d'un étiquetage IP.

1.2.4 QoS

1.2.4.1 Place de la qualité de service dans un système multi-couches

Dans le cas des transmissions non filaires, cette notion échappe à l'unicité de définition, car suivant la couche concernée, elle décrira un indicateur de mesure (du service) différent. Nous avons donc :

QoS du point de vue de la couche physique et MAC

La QoS s'axe sur la robustesse des codeurs scalables. On peut considérer un décodage d'un flux binaire jusqu'à atteindre la première erreur pour les décodeurs non robustes, utilisé dans les codes progressifs [35]. La mesure de la distorsion obtenue ne subit alors pas les effets des erreurs dues à la transmission lors du décodage. Les décodeurs robustes aux erreurs de transmission quant à eux, n'ont pas ce souci et la distorsion sera mesurée sur tout le flux binaire reçu. La QoS sur les réseaux sans fils nécessite de travailler avec des décodeurs robustes (car chaque bit du flux de données est susceptible d'être erroné), ce qui exclut l'utilisation des codes progressifs (à la différence des réseaux câblés). Bien entendu, le signal reçu sera dégradé, mais sur des applications multimédia, il reste néanmoins utile, tant que la qualité perçue le rend "acceptable" aux yeux de l'utilisateur. Puisqu'il n'y a plus de réjection de paquets erronés dans le cas des réseaux sans fils (étant donné que nous considérons un flux de données erroné), on raisonnera par classe d'importance lorsqu'on décodera notre donnée (i.e nos classes) pour ce type de décodeur. Il s'agira ici d'utiliser un taux d'erreurs binaires par classe de données i , que l'on notera TEB_i . Si on a :

$$TEB < TEB_i, \tag{1.1}$$

alors la QoS sera vérifiée.

Remarque : ceci ne s'applique pas pour des données sensibles (de type en-tête) où le signal perturbé n'est plus du tout exploitable.

QoS du point de vue de la couche application

Le respect du taux d'erreurs binaires seuil ne reflète pas au mieux la performance du système de transmission en bout de chaîne. En particulier, dans le cas d'applications multimédia, ce qui importe n'est pas que le signal soit parfaitement restitué, mais plutôt qu'il ressemble à l'original. D'un point de vue perceptif, cette ressemblance s'évalue par

7. Si le canal est peu sélectif en temps, on peut en effet imaginer que le LID ne soit renseigné qu'à chaque nouvelle estimation de canal, auquel cas l'overhead s'en trouverait préservé comparé à une solution de transmission avec en-tête IP. C'est le cas d'un canal ADSL.

une mesure subjective humaine ou par une mesure objective censée représenter ladite mesure subjective. Une telle mesure objective est souvent reliée à une distance, prise dans son sens mathématique. La qualité perçue subjective spécifique aux données multimédia implique donc l'utilisateur en attribuant une qualité "reçue" à la donnée à évaluer : on parle alors de niveau de satisfaction de l'utilisateur (par exemple le *MEAN OPINION SCORE*). Cette métrique croît avec le nombre de classes décodées mais diminue avec les erreurs de transmission sur les classes.

QoS du point de vue de la couche réseau, transport

Le *Taux d'Erreur Paquets (TEP)* indique le nombre de paquets perdus. Utilisé dans les réseaux cellulaires DS-CDMA pour évaluer les performances TCP des liaisons sans fils, il est supposé être grand et invariant dans le temps.

Vers une synthèse de la QoS ?

Comment exploiter une telle notion avec autant de visages que de couches composant le système de communication considéré ? On pourrait relier ces définitions, en commençant par le *TEP* et le *TEB*. En supposant une distribution uniforme des erreurs sur un train binaire, on a :

$$TEP = 1 - (1 - TEB)^N \quad (1.2)$$

où N est la taille de la trame non codée. Par conséquent :

$$TEB = 1 - (1 - TEP)^{1/N}. \quad (1.3)$$

Dans le cas d'une hiérarchisation des données en classes d'importance où N_i représente la taille de la $i^{\text{ème}}$ classe, N_c le nombre de classes, TEB_i son TEB, il en résulte :

$$TEP = 1 - (1 - TEB_1)^{N_1} \dots (1 - TEB_{N_c})^{N_{N_c}}. \quad (1.4)$$

La détermination de chaque TEB_i n'est pas unique, compte tenu de la seule connaissance du *TEP*. Il suffirait de connaître une relation de récurrence entre les TEB des classes, malheureusement, une telle hypothèse est fortement soumise au choix du codeur de source. Cela suggère de chercher ailleurs une relation entre deux définitions de la QoS, à savoir dans la mesure subjective de la qualité perçue (cf. chapitre suivant).

1.2.4.2 Comment mesurer la QoS ?

Avantages et inconvénients des mesures objectives et subjectives

Il est courant d'utiliser pour mesure objective l'erreur quadratique moyenne ou, de manière équivalente, le rapport signal à bruit crête-à-crête (PSNR : Peak Signal To Noise Ratio [7]).

Quelque soit le type d'optimisation, le choix de la métrique est crucial. A première vue, les systèmes de communications multimédia devraient être équipés en bout de chaîne (au niveau de l'utilisateur) de métriques de qualité perçue subjective, compte tenu de la manière dont ils sont conçus (souvent basés sur des modèles psycho-sensoriels). En dépit de leur vraisemblance avec la réalité, ces dernières sont gourmandes en temps de calcul, ce

qui explique l'utilisation assez fréquente pour certains media (image, vidéo) de métriques de mesure objective (moins coûteuses en puissance de calcul). Il est néanmoins requis que les résultats obtenus sur ces mesures objectives puissent être comparables avec ceux réalisés sur mesure subjective. Ce que l'on peut trouver dans les applications audios [40], d'image et de vidéo [64] par exemple.

Le calcul de ces qualités de service

Les qualités de service dont nous venons de parler reflètent le degré de sensibilité de chacune des classes. En pratique, comment les mesure-t-on ?

En référence au paragraphe 1.2.4.1, on considère un TEB par classe i , TEB_i . Il suffit alors d'utiliser un générateur binaire d'erreurs à taux fixé que l'on applique à la classe cible de façon à mesurer la distorsion résultante, tout en épargnant les autres classes. Autrement dit, nous observons la contribution à la dégradation due à cette seule classe de données sur la donnée globale. En rappelant que la chaîne de transmission est constituée d'un codeur source avec pertes, les qualités perçues des données reçues (mesurées à l'aide de la donnée originale avant compression et de la donnée reçue) prennent des valeurs bornées. Ce premier lien entre qualité de service (TEB par classe) et qualité perçue en appelle un autre qui joint le RSB et le TEB. Dans les systèmes comportant une unité de codage de canal, une expression analytique reliant TEB et RSB n'est valable que pour des valeurs asymptotiques (grandes) de RSB. Une tabulation fine répond à ce problème et nous permet d'accéder en fin de compte à une relation entre la qualité perçue par l'utilisateur et l'environnement de canal (RSB).

Nous recourons à cette procédure dans les chapitres suivants sur des codeurs scalables de parole (chapitre 2) et d'images (chapitre 3). Cela illustre bien le caractère générique d'une telle méthode rendant cette qualité de service TEB comme indépendante du codeur de source, si plusieurs modèles suivent le même standard de scalabilité (dans la structure hiérarchique des classes, l'influence de la propagation des erreurs dans les classes les moins importantes) pour une application multimédia donnée. On pourra donc l'étendre à des codeurs vidéo ou audio.

1.3 Modélisation et scénarisation des problèmes d'allocation de ressources

Le schéma global de la transmission est considéré figure 1.6.

1.3.1 Les différents multiplexages de données à transmettre

1.3.1.1 DS CDMA

Idée directrice

L'*Accès Multiple par Répartition de Codes (CDMA)* permet à plusieurs utilisateurs d'accéder (de manière synchrone ou asynchrone) au canal physique en multipliant leurs signaux par des séquences distinctes pré-attribuées usuellement appelées séquences d'étalement. La dualité temps-fréquence précise cette notion en insistant sur le fait que le rythme du

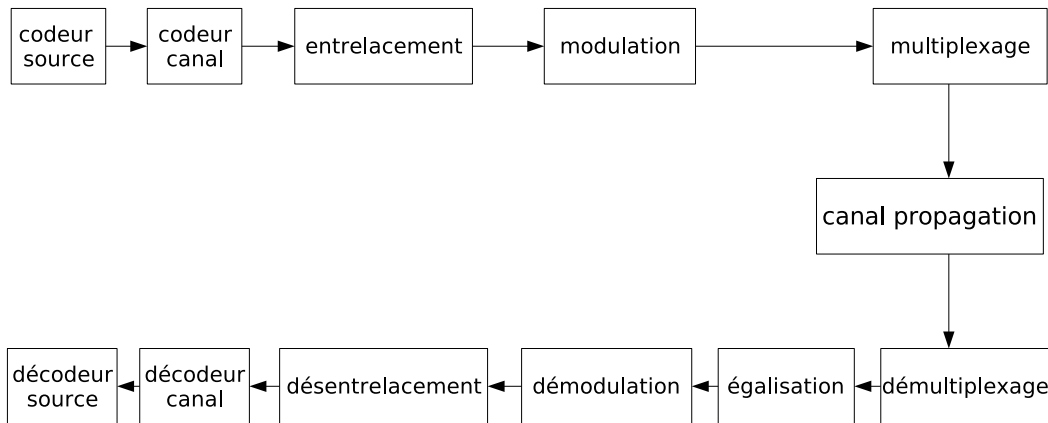


FIG. 1-6 – Synoptique de la chaîne de communication

signal étalé (on parle de débit *Chip*) est largement supérieur à celui du signal d'origine. La propriété d'orthogonalité dont disposent les codes offre des solutions de protection à l'interférence générée entre utilisateurs d'une part mais également la construction de récepteurs élémentaires (récepteur *RAKE* [76]) exploitant la diversité des multi-trajets caractérisant les canaux mobiles d'autres part. On notera enfin que si cette orthogonalité est atteinte pour des systèmes faiblement contraints par le retard multi-trajets (systèmes synchrones), elle ne l'est pas forcément pour des systèmes asynchrones où des codes "quasi" orthogonaux limitent les interférences au mieux.

Le modèle considéré

Dans un tel contexte, nous nous placerons dans le cadre d'une liaison descendante (station de base-utilisateur) qui est donc synchrone. D'autre part, en se plaçant dans le cas d'un environnement où les retards dus au multi-trajets seront négligeables devant le temps de cohérence $(\Delta t)_c$ (canal de Rayleigh par exemple), nous n'aurons guère à nous soucier de l'indice d'autocorrélation temporelle pour choisir la séquence d'étalement de notre transmission. On se contentera d'utiliser les séquences de Walsch associées au nombre d'utilisateurs considérés.

1.3.1.2 OFDMA

Transmission multiporteuse

La fonction de transfert d'un canal résultant d'une propagation à trajets multiples présente une réponse fréquentielle qui n'est pas "plate" (constante sur toute la bande de fréquence utile) et qui peut même comporter des zones où l'amplitude du spectre est fortement atténuée (canal sélectif en fréquence). L'égalisation du signal reçu permet de faire face à de tels phénomènes. Un moyen permettant de simplifier le processus d'égalisation est d'utiliser plusieurs fréquences porteuses afin d'émettre le flot d'informations (initialement à travers un canal de transmission à large bande) sur plusieurs sous-bandes pour lesquelles la réponse du canal peut être considérée comme constante (ou plate). Un tel découpage

permet de réduire l'étape d'égalisation dans chaque sous-bande à une simple multiplication par un coefficient correspondant à l'atténuation subie sur cette sous-bande. Ce principe de transmission est généralement nommé transmission multi-porteuses. Un cas particulier des modulations multiporteuses est la modulation multiporteuse à multiplexage orthogonal connue sous le nom de modulation OFDM (Orthogonal Frequency Division Multiplexing).

Description de la modulation OFDM

La modulation OFDM est une transmission multi-porteuses, utilisant la Transformée de Fourier Rapide *Fast Fourier Transform (FFT)* dans les processus de modulation et de démodulation [106]. Elle a la particularité d'incorporer entre deux blocs de symboles OFDM un intervalle de garde de durée supérieure à la réponse impulsionnelle du canal. Ce dernier contient un *préfixe cyclique* permettant de garantir l'orthogonalité entre les sous-porteuses en offrant à la convolution des blocs de symboles OFDM la propriété de cyclicité [74].

Systèmes C-OFDM

Depuis l'avènement de la radiodiffusion numérique *DAB* (Digital Audio Broadcasting), on associe souvent aux modulations OFDM un bloc de codage comportant un code convolutif et un entrelaceur [79]. De tels systèmes sont appelés *C-OFDM* le "C" faisant référence au codage [114]. Il existe plusieurs méthodes de codage en C-OFDM, entre autres :

- combiner un codeur convolutif avec un entrelaceur fréquentiel [53],
- concaténer deux codes correcteurs d'erreur aux propriétés complémentaires ([18] ou plus récemment [44]), l'un corrigeant les erreurs résiduelles (codes convolutifs), l'autre les paquets d'erreurs (code de Reed-Solomon),
- utiliser une modulation codée en treillis *TCM* [53].

Nous utiliserons la première solution de codage dans notre modèle utilisant l'OFDM car elle permet d'adapter le débit d'information de manière aisée en effectuant un simple poinçonnage en sortie du code convolutif.

1.3.2 Emetteur

1.3.2.1 Couche MAC

Chargée de la gestion de la transmission et des problèmes d'allocation, elle pilote les entités impliquées dans la transmission de la donnée multimédia (les composants de la couche physique par exemple). La couche MAC a la responsabilité de définir quelle combinaison de paramètres utiliser pour transmettre dans les conditions requises par l'utilisateur (Couche Application) les données multimédia. Ainsi donc, les stratégies d'adaptation de lien sont implémentées dans cette couche.

1.3.2.2 Couche Application

Elle spécifie la nature du média et constitue le point d'accès de l'utilisateur au système de communication.

Codage de source : le codeur scalable de données traite le flux de données numérique, en les structurant en classes de données. Ces classes sont hiérarchisées en degré d'importance. Ce degré reflète d'une part la sensibilité aux erreurs de transmission subies lors de son transport sur le canal mais également la contribution dans la reconstruction de la donnée. Le type de scalabilité (en qualité, en résolution...), le niveau de scalabilité (nombre de classes) sont paramétrables. A la sortie du codeur, nous obtenons un flux binaire compressé se composant d'une en-tête et des classes à transmettre.

Interface générant autant de bitstreams que de classes à transmettre (en parallèle) : la donnée compressée est ensuite découpée en classes, de telle sorte qu'autant de flux binaires que de classes sont générés en sortie de cette interface. Cette étape permettra à la couche physique de traiter individuellement chaque classe d'importance qui sera susceptible d'être envoyée.

On a donc en sortie d'interface un flux binaire $(b_k)_{k \in \llbracket 1, N_b \rrbracket}$, où N_b désigne le nombre de bits d'information à transmettre. Ce flux binaire est composé des différentes classes.

1.3.2.3 Couche PHYsique

Codage de canal : les erreurs liées au canal de transmission nécessitent d'employer des codes correcteurs d'erreur pour protéger les données à émettre. Les séquences binaires de chaque classe sont codées à l'aide d'un convolutif non récursif systématique poinçonné. Le poinçonnage permet aisément d'adapter le niveau de protection (et donc le rendement de code) des bits à envoyer en fonction de leur sensibilité aux erreurs (spécifique à chaque classe).

Entrelacement : dans le cas d'un canal non plat (canal à réponse fréquentielle non constante), des bits associés à un même symbole peuvent se situer sur une même sous-bande fortement atténuée. Cela a pour effet de favoriser des paquets d'erreurs que les codes convolutifs ont du mal à traiter efficacement. C'est la raison pour laquelle les séquences binaires en sortie de codeur de canal sont dispersées afin d'émettre les bits successifs à travers des sous-bandes non corrélées. On parle alors d'entrelacement des données (ici entrelacement fréquentiel). L'entrelaceur est mis en oeuvre sous la forme d'une matrice triangulaire ou carrée. Une loi d'entrelacement permet de définir les permutations effectuées sur les données.

Le flux binaire codé et entrelacé $(c_k)_{k \in \llbracket 1, N_c \rrbracket}$ (où N_c correspond au nombre de bits codés) résulte de ces deux étapes.

Mise sous forme de symbole (mapping) : La mise sous constellation du flux binaire $(c_k)_{k \in \llbracket 1, N_c \rrbracket}$ est l'objet de cette étape. On utilisera des modulations binaires *Binary Phase Shift Keying (BPSK)* ainsi que les *Modulations d'Amplitude en Quadrature (MAQ) d'ordre M*, présentes dans [37]. Ces dernières regroupent les données binaires codées (entrelacées ou non) en q -uplets $a_p = [a_p^1, \dots, a_p^q]$, $p \in \llbracket 1, N_s \rrbracket$ (N_s étant le nombre de symboles à transmettre) tels que $M = 2^q$. On utilise une table de correspondance (mapping) vérifiant

un codage de Gray⁸. Un tel codage est approprié en général lorsqu'il s'agit de passer de la probabilité d'erreur sur un symbole (souvent donnée analytiquement) à la probabilité d'erreur binaire (plus utile en pratique mais sans expression analytique) de manière aisée. Nous obtenons donc un flux de symboles $(a_p)_{p \in \llbracket 1, N_s \rrbracket}$ à transmettre par utilisateur.

Multiplexage des données :

Qu'il s'agisse d'OFDMA ou de DS-CDMA, ces données sont transmises pour chaque

utilisateur u suivant $s_u(t) = \sum_{p=1}^K \sum_{l=1}^N (AD)_{p, l+L(u-1)} \mathbf{1}[t - (p-1)NT_s - (l-1)\frac{T_s}{L}]$ où :

- N_p, N_{pc} désignent respectivement le nombre de porteuses ($N_p = 1$ en DS-CDMA) et la taille du préfixe cyclique (en OFDMA),
- K désigne le nombre de symboles à transmettre par porteuse ($K = N_s$ dans le cas DS-CDMA et $K = \lfloor \frac{N_s}{N_p} \rfloor + 1 - \lfloor 1 - \frac{N_s}{N_p} + \lfloor \frac{N_s}{N_p} \rfloor \rfloor$ dans le cas OFDMA),
- u et N_u désignent respectivement l'indice utilisateur ($u \in \llbracket 1, N_u \rrbracket$) et le nombre d'utilisateurs ($N_u = 1$ en OFDMA),
- N représente le nombre d'échantillons temporels par symbole émis ($N = N_p + N_{pc}$ par symbole OFDM en OFDMA, $N = L$ par séquence d'étalement en DS-CDMA),
- l désigne l'indice d'échantillons temporels, $l \in \llbracket 1, N \rrbracket$,
- A décrit la matrice des symboles d'information à transmettre, de taille $K \times (N_u \times N_p)$,
- D décrit la matrice "d'étalement" (de code, de fréquence) de taille $(N_p \times N_u) \times (N \times N_u)$. Dans le cas DS-CDMA, elle renferme les coefficients des séquences d'étalement de chaque utilisateur, tandis qu'elle reprend la matrice de Fourier avec des colonnes de redondance (correspondant au préfixe cyclique) dans le cas OFDMA.

Bien entendu, parler d'étalement dans le cas de l'OFDMA est un abus de langage car les différents symboles sont localisés dans des bandes fréquentielles distinctes et ne sont pas "étalés" spectralement.

1.3.3 Canal de propagation

La modélisation d'un canal en *canal discret équivalent* [29] rend aisé l'expression des caractéristiques de ce dernier. En particulier, la dualité temps-fréquence dévoile un double visage à la "sélectivité". D'une part la sélectivité fréquentielle compare la *bande de cohérence* du canal $(\Delta f)_c = \frac{1}{\tau_{max}}$ avec la largeur de bande occupée par l'utilisateur B_u (où τ_{max} représente le retard maximal sur les multi-trajets). Un canal sera dit *sélectif* en fréquence si : $(\Delta f)_c < B_u$. D'autre part la sélectivité temporelle traduit l'invariance temporelle du canal si le *temps de cohérence* du canal $(\Delta t)_c$ est grand devant la durée d'utilisation T de ce même canal.

Nous considérons trois types de canaux physiques dans notre modélisation :

- le canal à *Bruit Blanc Additif Gaussien (BBAG)* : qui se définit par un délai de transmission τ .

8. qui consiste à associer à deux valeurs adjacentes de l'alphabet des symboles deux mots de q éléments binaires qui diffèrent uniquement par un élément binaire.

$$g(t) = \delta(t - \tau)$$

- le canal à évanouissements lents : une atténuation α est couplée au trajet reçu avec un délai τ , supposée constante sur tout la durée de la trame radio.

$$g(t) = \alpha\delta(t - \tau)$$

- les canaux multi-trajets : on a L trajets multiples reçus avec des délais τ_r et atténués d'un facteur α_r , supposé ici constant sur la durée d'une trame.

$$g(t) = \sum_{r=1}^L \alpha_r \delta(t - \tau_r)$$

Ce sont des canaux sélectifs en fréquence, mais non sélectifs en temps car les coefficients α_r modélisant le canal sont invariants dans le temps.

Dans les deux derniers cas, les atténuations suivent une loi de Rayleigh.

1.3.4 Récepteur

En entrée de récepteur, le signal reçu est de la forme : $x_u(t) = (s_u * g)(t) + n_u(t)$ ou encore

sous sa forme échantillonnée $s_u(p,l) = \sum_{l'=0}^{L_c-1} g_{l'} s_u^{p,l-l'} + n_u^{p,l-l'}$ où L_c correspond à la longueur

du canal (c'est-à-dire la dispersion temporelle du canal en durée symbole), n_u est le BBAG complexe de moyenne nulle et de variance N_o , l désigne le numéro d'échantillon temporel d'un symbole émis d'indice p . Ce modèle est ainsi appelé *canal discret équivalent à bruit blanc*.

1.3.4.1 Estimation de canal et égalisation

L'estimation de canal est réalisée par le récepteur et est active (utilisation de séquences d'apprentissage ou symboles pilotes) dans cette thèse. Lorsque le canal est finalement estimé, la chaîne de réception renvoie cette estimation à l'émetteur par le biais du *Feedback Channel*.

L'égaliseur est chargé de réduire l'*Interférence Entre Symboles (IES)* générée par le canal sélectif en fréquence. Il s'appuie sur la connaissance du canal pour réaliser cette tâche. Compte tenu des scénarii d'étude retenus (transmission sur canal de Rayleigh en DS-CDMA, sur canal sélectif en fréquence en OFDMA) et du fait que les méthodes d'égalisation n'entrent pas dans les thématiques que nous aborderons, nous nous restreignons à l'utilisation d'un seul critère d'égalisation simple : le *Zero-Forcing* opérant sur les échantillons reçus par simple inversion des coefficients du spectre du canal (variables d'une porteuse à l'autre dans le cas OFDMA, constante sur le canal de Rayleigh utilisé en DS-CDMA). L'estimation de canal sera supposée sans erreur dans le chapitre 2.

1.3.4.2 Démultiplexage et démodulation

Le désétalement (DS-CDMA) est réalisé par filtrage adapté au temps chip. La démodulation ici est souple (*demapping*) et consiste à calculer une information de fiabilité souple sur chaque bit a_p^r composant le symbole égalisé \hat{a}_p . Cette information peut se mettre sous

la forme d'un *Logarithme de Rapport de Vraisemblance (LRV)* défini par :

$$LRV(\hat{a}_p^r) = \ln \left[\frac{P(a_p^r = 0 | \hat{a}_p)}{P(a_p^r = 1 | \hat{a}_p)} \right] = \ln \left[\frac{\sum_{a_p \in \mathcal{A}_0} \frac{1}{\sigma \sqrt{2\pi}} e^{-\frac{1}{2\sigma^2}(\hat{a}_p - a_p)^2}}{\sum_{a_p \in \mathcal{A}_1} \frac{1}{\sigma \sqrt{2\pi}} e^{-\frac{1}{2\sigma^2}(\hat{a}_p - a_p)^2}} \right]$$

où $\mathcal{A}_i = \{(b_1, \dots, b_r = i, \dots, b_q)\}$.

1.3.4.3 Désentrelacement, décodage de canal

Après désentrelacement fréquentiel, le décodage de canal est réalisé à l'aide de l'algorithme de Viterbi [27], prenant en entrée les LRVs et fournissant en sortie la séquence binaire décodée, classe par classe ou trame par trame (au sein d'une même classe) lorsque les classes de données atteignent de grandes tailles. La connaissance des codes correcteurs utilisés en émission est cruciale dans cette étape pour adapter le décodage (au sens de *connaître le rendement de code employé*) à la séquence reçue. Cette connaissance à la réception est rendue possible grâce à l'utilisation du LID 1.2.3.3. Précisons enfin que, lors du décodage, les bits poinçonnés n'interviennent pas dans le calcul de la métrique sur chaque branche assurant les transitions entre les sections du treillis (représentant ces codes) comme indiqué chez [34].

1.3.4.4 Décodage source

La synthèse du flux binaire (rassemblant les classes reçues) permet de reconstruire la donnée multimédia avant de la décompresser. Le décodeur source a besoin de connaître le nombre de classes à décoder pour procéder à cette reconstruction, ce qui signifie qu'il est essentiel de lui renseigner le nombre de classes qui ont été envoyées par l'émetteur. Le LID permet encore une fois de connaître cette information en réception.

1.3.5 Idée directrice de la thèse

En s'appuyant sur la nature scalable du codage des données, lorsque (N-1) classes de données ne sont pas suffisamment protégées, l'introduction d'une classe supplémentaire :

- dégradera la qualité perçue de la donnée reçue si elle n'est pas bien protégée,
- n'améliorera pas la qualité perçue même si cette dernière est suffisamment protégée.

Cette première idée nous impose donc de protéger suffisamment ces classes contre les erreurs (dûes à la transmission) avant d'en ajouter une autre. Ces dernières dégradent en effet la qualité de la donnée voire risque de se propager sur les classes d'importance moins élevées, ce qui empêche toute amélioration par addition de classes.

On pourrait donc se définir un niveau d'erreurs pour chaque classe au dessus duquel nous ne pourrions plus garantir la qualité perçue sur les classes transmises. Protéger les classes émises en s'assurant que ce niveau ne soit pas dépassé (1.2.4.1) garantirait une qualité de service "attendue" d'une part et améliorerait cette qualité en augmentant le nombre de classes à envoyer d'autre part. La sensibilité aux erreurs de chaque classe étant spécifique à chacune d'entre elles, les niveaux requis seront distincts. Ce taux d'erreur s'appliquant

sur des données binaires, nous raisonnerons donc en taux d'erreur bits par classe, que nous notons $B^{(i)}$ pour chaque classe i , qui seront définis comme des bornes supérieures de qualité de service.

Une classe ne serait envoyée que si sa contribution est susceptible d'améliorer la qualité perçue de la donnée globale ; sinon elle est inutile voire pénalisante, en dégradant la qualité perçue de la donnée émise.

1.4 Conclusion

Avant de jouer la pièce "allocation de ressources pour la transmission de données multimédia scalables", il nous a semblé essentiel de décrire l'intrigue et les éléments du décor afin de mieux cerner les enjeux qu'elle renferme et de saisir ses temps forts (Chapitres 2,3 et 4).

Dans un premier temps, nous nous sommes intéressés aux applications formant le contexte de cette thèse : les transmissions filaires et sans fils des données multimédia scalables. Si "multimédia" nous a naturellement conduits à l'audio et l'image, il nous est apparu crucial de préciser la terminologie "scalable" en partant d'une définition conceptuelle. Nous avons orienté par la suite un point d'ancrage de la scalabilité vers le domaine de la réalité en nous intéressant aux applications d'images (affichage du contenu d'une page web) ou de parole (conversation téléphonique). La description de codeurs scalables de parole, d'images et la structure de tels équipements nous a permis de mettre en évidence le découpage de données multimédia compressées en classes d'importance, qui constituaient l'essence même des données scalables.

Dans un second temps, la manière dont les données sont échangées entre les utilisateurs a été décrite :

- de façon interne en s'intéressant à la modélisation en couches de la chaîne, aux composantes de l'émetteur et du récepteur ainsi que leurs interactions via des stratégies cross-layer et l'usage du LID, pour assurer le partage des informations entre couches réseaux,
- de façon externe en spécifiant le milieu de propagation séparant l'émetteur du récepteur (modélisation d'un canal discret équivalent à évanouissements lents, sélectif en fréquence, transmission par trames...) ainsi que la ressource qui est utilisée pour transporter ces informations (accès en fréquence, par répartition de codes).

Dans un troisième temps, nous avons défini de différents points de vue (couche physique et application notamment) la qualité de service qui était exigée des données multimédia échangées entre expéditeur et destinataire, en nous intéressant notamment aux notions de qualités perçues et à leurs outils de mesure psycho-sensoriels associés.

Chapitre 2

Optimisation des ressources par minimisation de la charge utile

Ce chapitre est consacré à l'étude de la transmission de données scalables par minimisation de la charge utile.

2.1 Introduction

2.1.1 Etat de l'Art

2.1.1.1 Allocation de bits sur les systèmes multi-porteuses

Dans le cadre de communications radio, certains canaux de propagation présentent généralement des conditions (exprimées sous forme de RSB) de transmissions variant très lentement dans le temps. Dans de telles conditions, il est possible d'optimiser les performances d'un système multi-porteuses à travers le choix des symboles à émettre dans chaque sous-porteuse en vue d'atteindre la capacité du canal [104]. Ce processus revient à adapter le débit d'information (nombre de bits par symbole à transmettre) pour chaque sous-bande en fonction de son RSB et est usuellement appelé *Bit Loading Algorithm* [21]. Par exemple, [58] montre dans le cas d'un canal sélectif en fréquence pour des symboles MAQ que le calcul de capacité est équivalent au problème d'allocation de bits alloués (fractionnaires dans le cas idéal). Comme nous l'avons relevé dans le chapitre 1, les problèmes d'optimisation ayant à trait l'adaptation de lien tournent généralement autour de deux familles : garantir un débit en minimisant un critère propre à l'une des ressources¹ (puissance, sous porteuses), ou bien maximiser le débit d'information en garantissant des contraintes portant sur les ressources (énergie, sous-porteuses...)². On peut également envisager les deux problèmes simultanément mais en attribuant des priorités distinctes aux optimisations : privilégier par exemple la maximisation du débit d'informations sous contraintes de qualité de service et minimiser ensuite une des ressources disponibles si plusieurs solutions candidates répondent au problème initial pour les discriminer. Dans

1. connus sous le nom de *Margin Adaptive Optimization*

2. connus sous le nom de *Rate Adaptive Optimization*

un tel cas, le problème considéré sera :

- la maximisation en premier du nombre de classes de données à transmettre,
- la minimisation en deuxième d'une ressource, la charge utile par exemple. Elle peut s'exprimer en terme de débit canal (nombre de symboles transmis sur la bande) ou de largeur de bande utilisée (en nombre de porteuses) comme c'est le cas dans [2].
- Le respect de contraintes sur la qualité de service QoS, exprimée en terme de TEB pour un seul utilisateur [108].

2.1.1.2 Stratégies Source Canal Conjoint

Le codage source canal conjoint JSCC comprend [84] plusieurs catégories :

1. les schémas où le codage de canal et le codage de source sont totalelement intégrés. Malheureusement ces schémas ne se prêtent pas aux cas où les opérations de décodage de canal et de source sont réalisées par des composants issues de couches distinctes comme c'est parfois le cas sur les réseaux hétérogènes ;
2. les schémas où le codage de canal et le codage de source sont concaténés mais où les rendements de codage et de compression sont optimisés pour améliorer les performances suivant le critère considéré (distorsion, ressource minimum).

La classification ainsi proposée trouve sa légitimité à travers deux critères : le type de méthode utilisée [109] et le contexte d'utilisation de ces techniques [43].

Compte tenu de la stratégie de découpage en couches de notre système de communications (section 1.2.3 page 39), nos procédures d'allocation de ressources s'inscriront dans cette deuxième famille de codages source canal conjoint.

2.1.1.3 Stratégies UEP

Historiquement, les premières chaînes de transmission considérées sont des canaux BBAG avant de tendre vers des canaux sélectifs en fréquence, plus réalistes et dans lesquels l'utilisation des techniques OFDM offre une large marge de manoeuvre pour la conception des schémas UEP depuis [61]. Une multitude de paramètres de transmission est considérée pour atteindre l'UEP des données :

- les codes correcteurs et leur rendement,
- la modulation et son ordre : les modulations MAQ [113], les modulations hiérarchiques [85],
- l'énergie symbole dans un contexte OFDM [113],
- le nombre de sous-bandes OFDM [22],
- la durée de la séquence d'étalement pour une transmission CDMA [28].

Si quelques combinaisons de ces paramètres sont considérées (le couple ordre de modulation/débit source [49], le couple nombre de sous-bandes/énergie symbole [22] et le quadruplet ordre de modulation/énergie/nombre de sous bandes/débit source [113]), la majorité des articles de la littérature ne s'intéresse qu'au choix le plus adapté de l'un de ces paramètres. De surcroît, ces solutions de transmission se révèlent peu flexibles à la diversité (en fréquence) des canaux de transmission. Le débit source (ou dans le cas

scalable le nombre de classes d'amélioration transmises) utilisé par [49] et [113] répond à cette flexibilité mais en considérant d'autres critères que ceux retenus dans cette thèse.

2.1.2 La notion de troncature des données

La structure scalable de la compression des données est une opportunité à saisir lorsqu'il s'agit d'adapter les liaisons hétérogènes (radio, satellite, filaire...) à l'environnement de transmission ou aux services ciblés (débit de transmission, QoS attendu par l'utilisateur) en offrant un minimum de garanties sur la fiabilité de ces dernières. La hiérarchisation des données en classes d'importance permet d'agir sur les flux des données qui s'échangent entre utilisateurs par exemple.

Nous proposons de ne transmettre que les classes de données pour lesquelles la protection associée est suffisante pour garantir la QoS attendue. Ainsi compte tenu du fait que le poids de cette protection est soumis à l'influence du canal de propagation, cette dernière sera légère si les conditions de transmission sont peu hostiles et perturbent peu l'intégrité des données. En outre, elle n'encombrera pas ou peu le débit canal et autorisera à transmettre des classes d'amélioration pour offrir une meilleure qualité de service à l'utilisateur. Dans le cas d'un environnement de transmission très perturbé, une protection renforcée des classes sera nécessaire pour garantir la QoS ciblée, occasionnant un engorgement du débit canal. Ce dernier ne pourra alors pas tolérer l'ajout de classes supplémentaires.

Cette politique d'allocation tend à adapter le débit source en fonction de la "météo qui se présente" lors du transport de l'information. On mesure bien que le facteur commun à tous ces réseaux de communication réside dans le maintien d'une qualité perçue pour l'utilisateur, sans se préoccuper de la fluctuation du débit d'information transmis.

2.1.3 Position du problème d'optimisation

Ayant spécifié notre système de communication au chapitre précédent (page 45), nous sommes en mesure d'identifier les ressources disponibles pour l'allocation comme étant :

- le nombre de classes à transmettre I^* , $I^* \in \llbracket 1, I_{max} \rrbracket$, où I_{max} est le nombre maximal de classes à transmettre,
- le rendement de code correcteur d'erreurs appliqué à chaque classe i de données ($i \in \llbracket 1, I^* \rrbracket$), noté R_i ,
- les indices j des porteuses associées aux symboles d'une classe à transmettre ($j \in \llbracket 1, N_p \rrbracket$),
- l'ordre de modulation appliqué à chaque classe de données i , noté m_i , ou bien à chaque porteuse j , noté m_j .

Lors de la transmission, la valeur que prend chacun de ces paramètres à allouer est conditionnée par le milieu de propagation : l'environnement du canal est décrit par la CSI en terme de RSB par porteuse, soit $RSB_j = |G_j|^2 \frac{E_s}{N_o}$ où G_j désigne le gain en fréquence sur la porteuse j et E_s l'énergie symbole normalisée.

Le service multimédia coordonné par le réseau considéré répond aux exigences de différentes couches :

- Application en ce qui concerne les contraintes de QoS qui puisent leur origine à travers deux idées : 1) elles tolèrent que les données reçues à être affectées d'erreurs de transmission tant que la reconstruction du média offre une qualité perçue satisfaisante, 2) elles intègrent l'amélioration de la qualité perçue lorsque le nombre de classes (ou encore le débit source \mathbb{R}_s) augmente. En conséquence, une classe d'importance i ne sera pas transmise si la QoS associée n'est pas vérifiée.
- MAC pour ce qui est de la charge utile. On parle usuellement d'efficacité spectrale (*i.e.* le débit numérique en bits/s, offert sur le canal, rapporté à la largeur du canal - en Hz -) ou encore de débit symboles par porteuse, par *Unité de Transmission UT*. Nous argumenterons les raisons de notre choix suivant les cas d'étude.

Nous nous situons donc en face d'un service à assurer (transmettre des données multimedia sous contraintes) pour lequel des ressources sont disponibles afin de le garantir, tout en considérant le cadre (nature du service, environnement de propagation) dans lequel s'inscrit ce service. Cela correspond aux situations d'adaptation de lien que nous avons entrevues dans le chapitre précédent (section 1.2.1 page 34).

Ces problématiques d'adaptation de lien se ramènent alors au problème d'optimisation suivant : maximiser le débit source (à savoir le nombre de classes d'importance à transmettre) et trouver les ressources adaptées (ordres de modulation, rendements de code et distribution des porteuses) de la couche PHY, dans l'ensemble \mathcal{S} , pour répondre aux contraintes de QoS et de charge utile imposées par le service multimédia, de manière conjointe. La formulation mathématique de ce problème peut être donnée par :

$$(\mathcal{P}) \begin{cases} I^* = \arg \max_{I \in \llbracket 1, I_{max} \rrbracket} \mathbb{R}_s(I) & (2.1a) \\ \left\{ \begin{array}{l} \forall i \in \llbracket 1, I \rrbracket, \forall j \in \mathcal{N}_i, \quad \text{TEB}_j(m_j, R_i, RSB_j) \leq B^{(i)} \\ S_{UT} = \sum_{i=1}^I S_i \leq S_{max} \end{array} \right. & (2.1b) \end{cases}$$

où $\underline{R} = (R_i)_{i \in \llbracket 1, I \rrbracket}$, $\underline{m} = (m_j)_{j \in \llbracket 1, N_p \rrbracket}$ et $\underline{\mathcal{N}} = (\mathcal{N}_i)_{i \in \llbracket 1, I \rrbracket}$ correspondent aux représentations vectorielles des rendements de code, des modulations et des indices de porteuses alloués.

Le débit source dépend du nombre de classes transmises I et $\mathbb{R}_s(I) = \sum_{i=1}^I T_i$ où T_i est

la taille (en bits) de la classe i . $S_i = \sum_{j \in \mathcal{N}_i} \frac{T_i}{R_i m_j}$ caractérise la charge utile *i.e.* le nombre

de symboles utilisés pour transmettre la $i^{\text{ème}}$ classe. $\text{TEB}_j(m_j, R_i, RSB_j)$ désigne le TEB appliqué à la porteuse j . S_{UT} représente quant à elle le nombre de symboles émis par l'UT. Ce nombre de symboles est limité par la charge utile maximale pour une transmission donnée, définie par S_{max} au niveau de la couche MAC. S_{max} constitue en quelque sorte un débit symbole sur le canal à ne pas dépasser.

Ce système d'équations est constitué :

- d'un critère à optimiser : la maximisation du nombre de classes à transmettre (2.1a),

- de contraintes (sous forme d'inégalités) posées par différentes couches du système de communication (2.1b), portant sur la QoS (en terme de borne de TEB par classe d'importance) et la charge utile (en terme de débit symboles sur la bande utile).

La première observation de ce problème nous renseigne sur le caractère multiple des solutions répondant à \mathcal{P} . Il faut discriminer une solution parmi plusieurs : si l'existence d'une solution n'est pas toujours garantie (notamment si l'environnement est suffisamment hostile pour ne proposer aucune transmission répondant aux contraintes 2.1b), il en va de même pour son unicité. A performances égales *i.e.* avec le même nombre de classes transmises et à contraintes 2.1b remplies, ce sera donc l'économie d'une des ressources qui sera le critère de sélection de la solution à \mathcal{P} : économiser la charge utile requise pour transmettre une UT.

Nous remarquons également que les paramètres à déterminer prennent des valeurs discrètes (donc finies), sous contraintes non linéaires. En l'absence d'expressions analytiques reliant les paramètres entre eux, les méthodes de résolutions classiques (données par [9]) n'offrent aucune perspective de résultats. On s'orientera donc vers des algorithmes itératifs proposant une solution numérique à ce problème.

La difficulté de résolution d'un tel problème survient lorsque les contraintes de TEB (2.1b) s'appliquent à chaque porteuse j , dans le cas d'un canal à réponse fréquentielle non plate, où les valeurs de RSB_j peuvent varier d'une porteuse à l'autre.

L'art de persuader consiste autant en celui d'agréer qu'en celui de convaincre. (Pascal)

2.2 Allocation de ressources pour la transmission de données scalables sur canal de Rayleigh

Dans le cas d'un canal de Rayleigh, la réponse en fréquence du canal sur la bande utile est plate, donc égale à une constante $|G|^2$, de telle sorte que :

$RSB_j = |G|^2 \frac{E_s}{N_o} = RSB, \forall j \in \llbracket 1, N_p \rrbracket$). La contrainte de TEB (2.1b) devient alors :

$$\forall i \in \llbracket 1, I \rrbracket, \forall j \in \mathcal{N}_i, \text{TEB}_j(m_j, R_i, RSB) \leq B^{(i)}. \quad (2.2)$$

De plus, en vertu de la platitude de la réponse en fréquence du canal de propagation, il n'y a plus lieu de distinguer les modulations au sein d'une même classe, l'algorithme d'allocation associera une modulation par classe, si bien que (2.2) devient :

$$\forall i \in \llbracket 1, I \rrbracket, \text{TEB}(m_i, R_i, RSB) \leq B^{(i)}. \quad (2.3)$$

L'occupation de la $i^{\text{ème}}$ classe dans l'UT s'exprime alors à l'aide de

$$S_i = \left\lfloor \frac{T_i}{m_i R_i} \right\rfloor + 1 - \left[1 - \left[\frac{T_i}{R_i m_i} - \left\lfloor \frac{T_i}{m_i R_i} \right\rfloor \right] \right]. \quad (2.4)$$

2.2.1 Solution proposée : l'algorithme Extreme-UEP (E-UEP)

Une solution constructive, basée sur le principe d'UEP, répond au problème (\mathcal{P}). Il s'agit d'un algorithme itératif, s'inspirant du principe de troncature des classes (section 2.1.2), qui traite les classes \mathcal{L}_i en commençant par la classe la plus importante (*i.e.* la classe la plus sensible aux erreurs de transmission). Pour ce faire, on suppose que les classes sont triées par ordre décroissant de sensibilité aux erreurs de transmission. Le choix de la protection à appliquer à chaque classe s'appuie sur les contraintes de QoS (2.1b), tant que la charge utile supportée S_{max} n'est pas dépassée. La configuration retenue sur chaque classe \mathcal{L}_i , notée (R_i^*, m_i^*) , minimise la charge utile S_i . Sa dénomination d'"extrême" tire son origine dans le fait que l'on puisse tronquer les classes de données à transmettre (si elles ne vérifient pas la contrainte de QoS (2.1b)).

La figure 2-1 présente le déroulement de cet algorithme. Notons que toutes les étapes de la procédure à l'exception de l'étape §2 seront communes aux stratégies de transmission présentées dans ce chapitre. C'est la raison pour laquelle lorsque nous décrirons les autres solutions de transmission, nous nous contenterons d'explicitier l'étape §2.

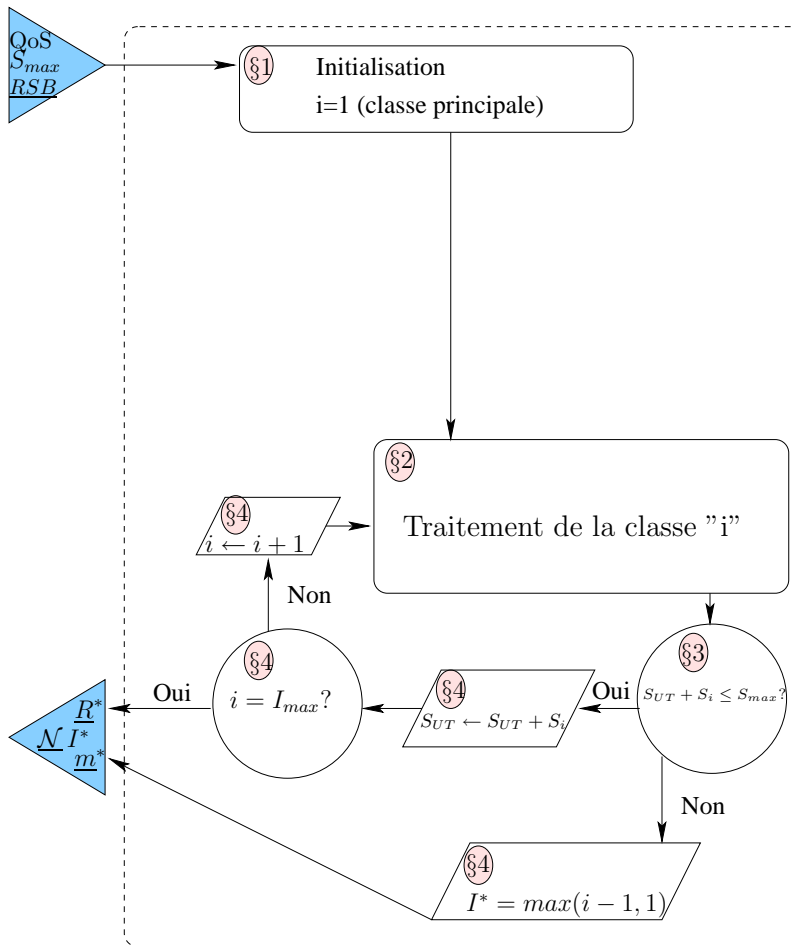


FIG. 2-1 – Diagramme de l'algorithme E-UEP.

L'algorithme E-UEP se déroule en trois étapes :

Etape 1 : Initialisation des paramètres d'allocation (§1 sur la figure 2-1)

- les contraintes S_{max} et \mathcal{B} sont données,
- la classe à traiter est initialisée à : $i = 1$, (*i.e.* la plus importante)
- le RSB est imposé par l'estimation du canal

Pour une valeur de RSB, on passe à l'étape 2.

étape 2 : Recherche du rendement de code et de la modulation optimale pour la classe traitée \mathcal{L}_i .

Connaissant la charge utile actuelle S_{UT} des $(i - 1)$ classes les plus importantes, que nous noterons $S_{UT}^{(i-1)}$, nous recherchons le couple (m_i^*, R_i^*) qui minimise la charge utile S_i (dont l'expression est donnée par la relation (2.4)) sur la classe \mathcal{L}_i en vérifiant la contrainte de TEB (2.1b) soit :

$$\begin{cases} (m_i^*, R_i^*) = \arg \min_{(m, R) \in \mathcal{M} \times \mathcal{R}} S_i \\ \text{TEB}_i(m_i, R_i, RSB) \leq B^{(i)} \end{cases} \quad (2.5)$$

La recherche de ce couple est réalisée en §2 sur la figure 2-1.

Si ce couple existe, nous vérifions que : $S_{UT}^{(i-1)} + S_i \leq S_{max}$ où $S_{UT}^{(i-1)}$ est la charge utile pour transmettre les $(i-1)$ premières classes, S_i la charge utile pour transmettre la i ème classe (§3 sur la figure 2-1). On doit toujours vérifier la contrainte portant sur la charge utile en étudiant la contribution de la i ème classe. Si cette inégalité est vérifiée, nous pouvons passer à l'Etape 3.

Dans le cas contraire (pas de couple (m_i^*, R_i^*) ou charge utile S_{UT}^i trop élevée), si $i > 1$, alors : $I^* = i - 1$ et les configurations de transmission optimales des classes transmises sont $(R_1^*, \dots, R_{i-1}^*)$ et $(m_1^*, \dots, m_{i-1}^*)$. Si $i=1$, l'algorithme décrète qu'il ne peut envoyer la première classe.

Etape 3 : Actualisation des valeurs des paramètres d'allocation (§4 sur la figure 2-1).

On actualise la charge utile : $S_{UT}^{(i)} = S_{UT}^{(i-1)} + S_i$.

Si $i = I_{max}$, $I^* = i$ et les configurations de transmission des classes transmises sont (R_1^*, \dots, R_i^*) et (m_1^*, \dots, m_i^*) (triangle en sortie d'algorithme 2-1).

Si $i < I_{max}$, nous traitons la classe suivante $i+1$, par ordre décroissant d'importance, en revenant à l'étape 2 (§2 sur la figure 2-1).

L'algorithme se termine et délivre les paramètres suivants : I^* , $\underline{R}^* = (R_1^*, \dots, R_I^*)$ et $\underline{m}^* = (m_1^*, \dots, m_I^*)$ (triangle en sortie d'algorithme 2-1).

Remarquons que si la contrainte de QoS (2.1b) n'est même pas garantie pour la première classe, la couche MAC se chargera malgré tout de transmettre la classe de base avec la

meilleure protection possible (modulation et rendement de code les plus performants). On n'envisage guère de ne rien transmettre.

Employer l'expression de "troncature des classes" n'impose pas de transmettre systématiquement une partie des classes. Le nombre de classes à transmettre dépend grandement de la charge utile max S_{max} . La flexibilité du débit source qu'offre un tel schéma de transmission se prête favorablement à des liaisons pour lesquelles les contraintes de débit canal sont très fortes (débit réduit), puisqu'il vérifie la QoS ciblée par classes en minimisant cette charge utile S_{UT} .

La couche MAC renvoie donc par le biais de l'algorithme le nombre de classes à envoyer I^* (en sortie du codeur source) ainsi que les configurations de transmission associées $(R_1, \dots, R_{I^*}), (m_1, \dots, m_{I^*})$ pour piloter le codeur de canal et la mise sous symboles du flux binaire.

2.2.2 Interprétations et commentaires

Du point de vue de l'émetteur, la maximisation du débit source, sous contraintes de QoS et de charge utile, est réalisée au niveau de la couche PHY : le codeur scalable délivre à la couche PHY un nombre fixe et maximum de classes à transmettre, qui amorce le lancement de la stratégie d'allocation. La couche MAC est le lieu de résidence de cette stratégie et attend de recevoir les informations de sortie du codeur source avant de déployer la politique de transmission sur la couche PHY.

Du point de vue du récepteur, la stratégie de transmission choisie pour chaque UT reçue (et qui peut différer d'une UT à l'autre) nécessite d'être connue pour reconstruire de manière cohérente les données reçues par UT. La stratégie Cross-Layer d'utilisation du LID (décrite section 1.2.3.3 page 40) répond précisément à cette exigence, à condition de garantir l'intégrité des informations que ce descripteur porte (en la protégeant suffisamment). Notons que $(I^*, \underline{m}^*, \underline{R}^*)$ sera spécifiée dans le LID pour garantir un décodage (au niveau du récepteur) des UTs dans les meilleures conditions.

D'un point de vue pratique, l'implémentation de l'algorithme ne privilégie aucune phase d'initialisation précise : on aurait pu initier le balayage des modulations en commençant par la moins performante (celle de taille symbole la plus grande). Par ailleurs, pour chaque configuration de transmission (m_i^*, R_i^*) , la taille de la classe codée, si elle n'est ni multiple du cycle de poinçonnage du codeur de canal et/ou ni multiple de la taille des symboles employée, nécessitera de procéder à un rajout de bits supplémentaires pour former les derniers symboles : on parle de *padding* (remplissage en anglais). Ces bits ne constituent pas des bits "utiles" au sens de "porteurs d'information" mais veillent à former des mots de code et des symboles à transmettre.

Sur des canaux qui varient peu dans le temps, il n'est pas nécessaire de lancer la procédure d'allocation de ressources pour chaque UT, surtout lorsque cette dernière est courte. On comprend alors l'utilité de ne pas disposer d'un LID par UT. On garde donc les mêmes configurations de transmission pendant une durée où le canal est supposé ne pas varier. Cette économie de temps de calcul se prête favorablement aux applications disposant de la contrainte temps-réel, comme celle que nous allons présenter dans la section qui suit.

Il est intéressant de noter que cette économie (en temps de calcul) en appelle une autre :

en adaptant les ressources à allouer sur la liaison hétérogène, on minimise également les demandes de retransmission de données (*Acknowledgement Request (ARQ)* [75]).

2.2.3 Application : transmission de données audio MPEG-4 sur DS-CDMA point-à-point avec connaissance parfaite du canal

2.2.3.1 Description du service considéré

On considère une liaison de type *Station de base -Satellite-Mobile* délivrant un service de communication mobile de type conversation téléphonique sur bande Ka (20/30 GHz). Elle est constituée d'une liaison montante (vers le satellite à 30 GHz) et d'une liaison descendante (depuis le Satellite-Mobile à 20 GHz). La contrainte principale d'une telle liaison porte sur la charge utile (en terme de *Puissance Isotrope Rayonnée Emise (PIRE)*), compte tenu des exigences portant sur le poids et la technologie des composants. C'est donc sur la liaison descendante (où la puissance d'émission du satellite est contrainte) que s'orientera notre étude des performances. Un système de transmission multi-utilisateurs ($N_u = 2$) de type DS-CDMA est utilisé pour délivrer un tel service. L'aspect multi-utilisateurs n'étant pas primordial dans notre étude, ce sera la modélisation du canal de transmission en canal de Rayleigh qui retiendra notre attention. En s'inspirant de [12], nous supposerons une atténuation globale (prenant en compte les atténuations en espace libre, liées à la pluie ainsi que le facteur de mérite en réception de chaîne) de l'ordre de $A_{totale} = -8.1 \text{ dB}$ (cf Annexe B). En outre, nous nous intéresserons aux performances en réception de notre solution de transmission sur un de ces utilisateurs. En l'absence de problèmes de synchronisation sur la liaison descendante, nous emploierons des séquences d'étalement de *Walsh* utilisant des matrices carrées d'Hadamard d'ordre 2. On se référera à l'annexe B pour plus de détails concernant ce service de transmission.

2.2.3.2 Choix du codeur source

Dans le cadre de cette application à la téléphonie, nous considérons le codeur de parole scalable MPEG-4 CELP. Ce codeur conçu sur un modèle de parole source/filtre génère pour un signal échantillonné à 8kHz un flux binaire scalable (*en débit*) structuré en trames de quatre classes. Chaque trame non codée (UT) contient $N=240$ bits, dont 120 pour la 1^{ère} classe et 40 pour chacune des trois restantes (ajoutant un débit d'informations de 2kbits/s pour chaque classe). On dispose donc de plusieurs configurations de débits possibles : une seule classe (6 kbits/s), deux classes (8kbits/s) ou encore quatre classes (12kbits/s) comme indiqué sur la figure 1-1 page 30.

2.2.3.3 Paramètres de la chaîne de transmission

A l'émetteur, les données sources sont protégées par des codes convolutifs poinçonnés du type *Rate Compatible Punctured Convolutional* (RCPC) [34]. Ces derniers sont générés à partir d'un code convolutif de rendement $\frac{1}{3}$ et de polynômes générateurs $G_1 = [133]_8$,

$G_2 = [145]_8$ et $G_3 = [175]_8$. Pour une période de poinçonnage $P = 8$, les codes poinçonnés associés sont : $\mathcal{R} = \left\{ \frac{8}{9}, \frac{8}{10}, \frac{8}{12}, \frac{8}{14}, \frac{8}{16}, \frac{8}{18}, \frac{8}{20}, \frac{8}{22}, \frac{8}{24} \right\}$.

Les modulations \mathcal{M} utilisées sont : BPSK, MAQ-4, MAQ-16, MAQ-64.

2.2.3.4 Evaluation des contraintes de charge utile

La contrainte de charge utile porte sur le nombre maximal de symboles transmis par trame codée, S_{max} sur le canal de transmission. Rappelons que la taille de l'en-tête n'est pas comptabilisée dans l'UT (on la suppose transmise sans erreur), seules les classes de sensibilité le sont. En considérant un modèle de transmission standard *Equal Error Protection* de toutes les classes avec une protection maximale $R_{max} = \frac{8}{24}$ et une modulation QPSK, le nombre de symboles transmis est: $S_{max} = \frac{N}{R_{max}m_{QPSK}} = \frac{240 \times 3}{2} = 360$. On prendra donc $S_{max} = 360$ dans tout le chapitre en référence. Notons que S_{max} ne permet pas la transmission de toutes les classes avec les protections maximales (R,m), ce qu'aurait occasionné une modulation BPSK, avec 720 symboles par UT. La durée de chaque trame de parole étant de $T_{UT} = 20 \text{ ms}$, pour une durée de conversation transmise de 37,06s, on en déduit un nombre de trames $\frac{37,06}{20 \cdot 10^{-3}} = 1853$. De plus, le temps symbole est égal à $T_s = \frac{T_{UT}}{S_{max}} = 55 \mu\text{s}$.

2.2.3.5 Evaluation des contraintes de TEB

Pour obtenir les bornes de TEB traduisant la qualité de service sur chaque classe, nous procédons à la mesure de la distorsion globale (source + canal) de la donnée reçue par rapport à la valeur de TEB considérée. La sensibilité de chaque classe i est mesurée en lui appliquant un bruit, induisant de ce fait un TEB propre à cette seule classe, épargnant les autres.

Par ailleurs, le décodage des classes ne s'applique qu'aux i premières classes, de telle manière que lorsque le TEB converge vers zéro, la qualité perçue reflète exclusivement la distorsion du codeur source. La borne de TEB $B^{(i)}$ à déterminer pour la classe i exprime la valeur maximum de TEB permise sur cette même classe pour atteindre une valeur de qualité perçue exprimée par le *cible MOS*; cette cible correspond à un pourcentage de la valeur *MOS* obtenue en l'absence d'erreur.

Nous choisissons d'atteindre deux pourcentages 95% et 99% de la valeur maximale du *MOS*. Une simulation de Monte-Carlo opérée sur une centaine de versions bruitées du signal de parole débouche sur les résultats de la figure 2-2 représentant l'évolution de la dégradation des classes de sensibilité, mesurée en terme de MOS (en ordonnées) en fonction du TEB (en abscisses).

Les QoS obtenues pour différents pourcentages référencées dans le tableau 2.1 illustrent le niveau d'exigence (en terme de TEB) attendue sur chaque classe.

Plus ce niveau d'exigence est sévère, plus les bornes de TEB diminuent : nous verrons qu'il est alors plus difficile de transmettre une classe supplémentaire. En retour, cette contrainte s'accompagne d'une qualité perçue garantie meilleure ($MOS_{99\%} \geq MOS_{95\%}$). Pour quelle configuration de QoS opter? Nous avons besoin d'étudier son impact sur l'algorithme E-UEP pour orienter notre choix.

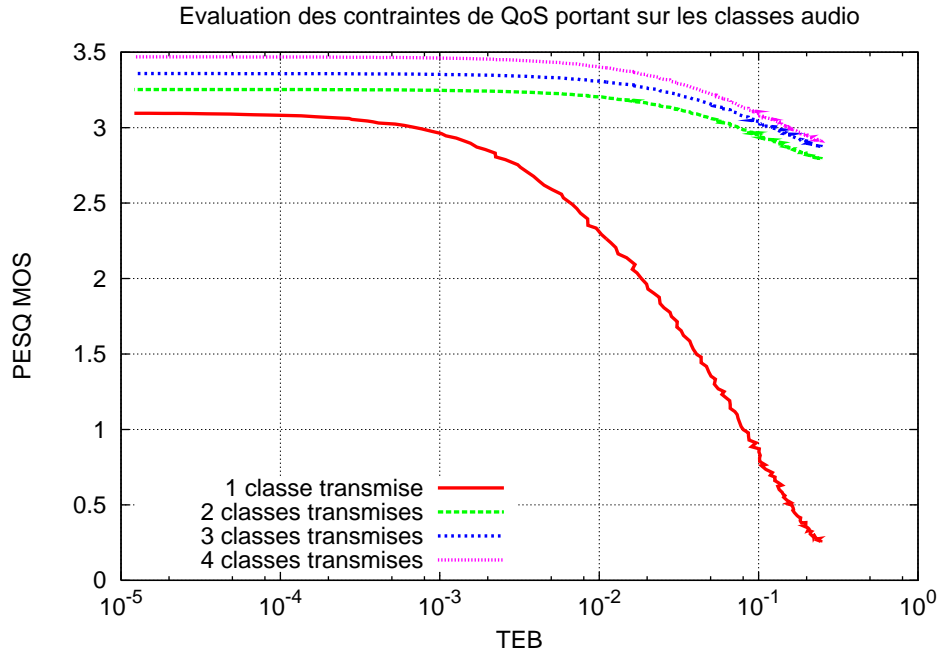


FIG. 2.2 – La classe la moins importante bruitée pour mesurer la QoS

Pourcentage de la qualité max	TEB Classe \mathcal{L}_1	TEB Classe \mathcal{L}_2	TEB Classe \mathcal{L}_3	TEB Classe \mathcal{L}_4
95%	$B_1 = 7,7 \cdot 10^{-4}$	$B_2 = 3 \cdot 10^{-2}$	$B_3 = 3 \cdot 10^{-2}$	$B_4 = 2,3 \cdot 10^{-2}$
99%	$B_1 = 1,2 \cdot 10^{-5}$	$B_2 = 1,4 \cdot 10^{-3}$	$B_3 = 5,2 \cdot 10^{-4}$	$B_4 = 5,2 \cdot 10^{-4}$

TAB. 2.1 – Configurations de QoS

2.2.3.6 Evaluation des performances

Les performances de notre algorithme en terme de qualité perçue de la donnée reçue sont évaluées au travers d'une mesure objective de la qualité fournie par l'outil *PESQ*. Chaque mesure de MOS est une moyenne, estimée par une simulation de Monte-Carlo (sur 100 tirages), de la qualité de transmission d'un signal de parole d'une trentaine de secondes. Elles seront comparées à deux stratégies d'allocation standard, dont les caractéristiques sont résumées table 2.2.

Schéma	Classe \mathcal{L}_1	Classe \mathcal{L}_2	Classe \mathcal{L}_3	Classe \mathcal{L}_4
Stratégie EEP	$R_1 = 8/24$	$R_2 = 8/24$	$R_3 = 8/24$	$R_4 = 8/24$
	QPSK	QPSK	QPSK	QPSK
Stratégie UEP	$R_1 = 8/18$	$R_2 = 8/12$	$R_3 = 8/12$	$R_4 = 8/12$
	MAQ-4	MAQ-16	MAQ-16	MAQ-16

TAB. 2.2 – Stratégies de transmission sur canal de Rayleigh

La première est un schéma de protection égale contre les erreurs *Equal Error Protection (EEP)* que l'on retrouve sur la plupart des standards de transmission (GSM, UMTS).

La suivante *Unequal Error Protection (UEP)* prend en compte la sensibilité de chaque classe en leur adressant une protection personnalisée. Pour étudier de manière équitable les schémas d'allocation, il est crucial de les comparer sur le même environnement de canal fixé. Notre algorithme fonctionnant à débit source variable, le rapport énergie bit utile sur bruit $\frac{E_b}{N_o}$ n'est guère le paramètre adéquat pour analyser les trois schémas retenus, à la différence du rapport énergie symbole sur bruit $\frac{E_s}{N_o}$, qui est caractérisé par l'énergie symbole transmise (normalisée E_s sur la chaîne de transmission) et le bruit en réception N_o . En conséquence, le RSB considéré sera un multiple (en présence d'un canal à évanouissement) du rapport énergie symbole sur bruit $\frac{E_s}{N_o}$ et représentera le paramètre invariant de notre étude.

2.2.3.7 Résultats

L'algorithme E-UEP délivre le nombre de classes à transmettre ainsi que les paramètres de transmission qui s'y appliquent, conditionnant ainsi le débit source en sortie d'émetteur. Les variations du nombre de classes en fonction de l'environnement de canal sont brossées sur la figure 2-3.

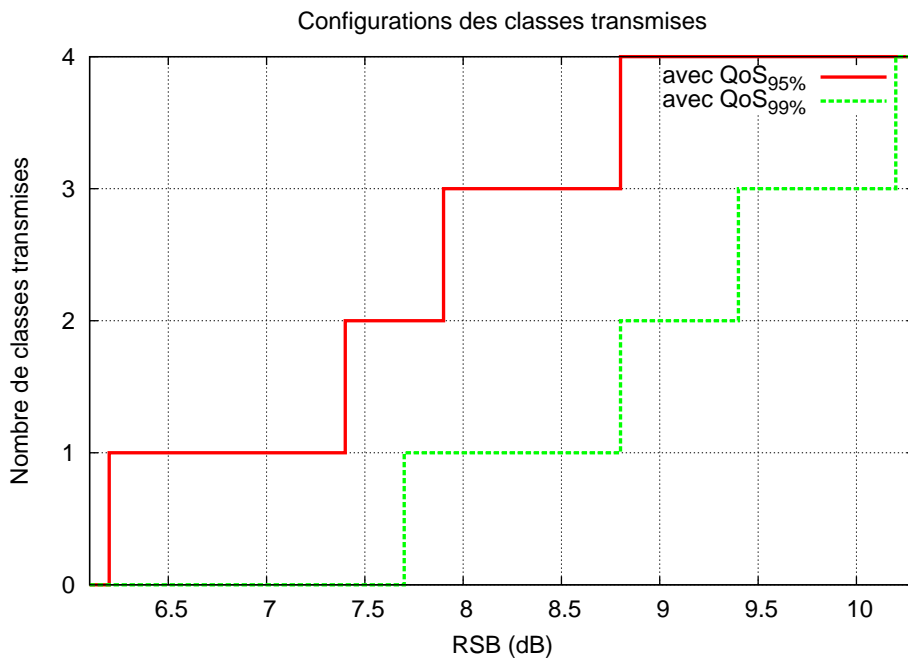


FIG. 2.3 – Evolution du nombre de classes transmises en fonction de l'état de canal

Si l'environnement est hostile à la transmission des données ($RSB \leq 6.2 \text{ dB}$), la condition de QoS n'est pas vérifiée sur la première classe, auquel cas l'algorithme ne transmet aucune classe. Au dessus de cette valeur pour une $QoS_{95\%}$, une ou plusieurs classes peuvent être transmises alors qu'il faut avoir un $RSB \geq 7.7 \text{ dB}$ pour une $QoS_{99\%}$ afin de transmettre une ou plusieurs classes. Cela dévoile la nature laxiste de $QoS_{95\%}$ sur $QoS_{99\%}$. Plus l'environnement est hostile, plus la protection renforcée des classes à transmettre est

nécessaire, consommant de la charge utile et limitant l'envoi de classes supplémentaires (1 à 2 classes transmises selon la courbe considérée). En cas d'environnement peu bruité ($RSB \geq 8.8 \text{ dB}$), on peut envoyer davantage de classes (soit 4) et augmenter le débit source. Cette spécificité légitimise le terme de transmission flexible en adaptant le débit source au canal de propagation, à la différence des autres schémas de l'Etat de l'Art qui ne tronquent aucune classe.

L'influence des contraintes de QoS sur le débit source obtenu s'exprime figure 2.3 de manière souple lorsque la qualité ciblée n'est pas la plus élevée ($MOS_{95\%}$) en augmentant "plus tôt" (au sens de : *pour un RSB plus petit*) le nombre de classes à transmettre et de manière rigide dans le cas contraire ($MOS_{99\%}$ en courbe verte).

On pourrait être naturellement tenté de considérer la QoS la plus laxiste pour maximiser le débit source. La figure 2.4 nous éclaire sur le choix des QoS à considérer, en présentant les performances obtenues par les trois stratégies de transmission retenues en terme de qualité perçue par l'utilisateur.

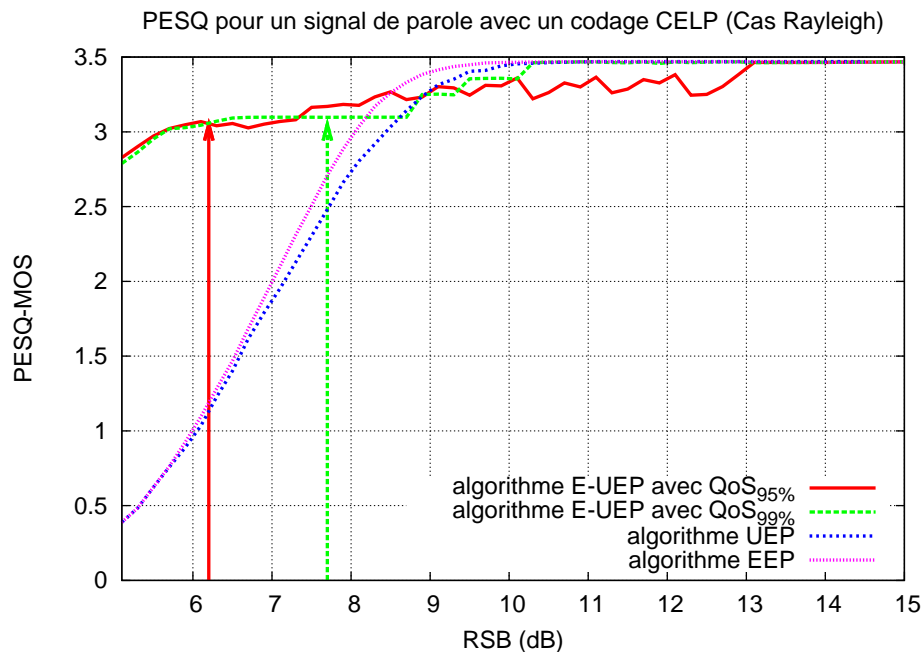


FIG. 2.4 – L'algorithme E-UEP sur le banc d'essai

En comparant les courbes obtenues par l'algorithme E-UEP avec les deux palettes de QoS ($QoS_{95\%}$ et $QoS_{99\%}$), nous observons que les performances s'améliorent plus rapidement pour des QoS plus laxistes : sur la gamme de RSBs [7.4dB ; 8.8 dB], l'algorithme E-UEP- $QoS_{95\%}$ transmet deux classes tandis que la stratégie E-UEP- $QoS_{99\%}$ reste cantonné à une seule classe. Cependant, on se rend compte que les performances de la technique E-UEP- $QoS_{95\%}$ n'atteignent le MOS maximum que très tardivement (pour un $RSB = 13.1 \text{ dB}$), donnant l'opportunité aux schémas EEP (à partir d'un $RSB = 8.5 \text{ dB}$), UEP (à partir d'un $RSB = 9 \text{ dB}$) et E-UEP- $QoS_{99\%}$ (à partir d'un $RSB = 9.4 \text{ dB}$) de le dépasser. Pour des RSBs inférieures à 13.1 dB, l'allure (oscillante) de la courbe associée à E-UEP- $QoS_{95\%}$

dévoile la souplesse des QoS ainsi choisies. Elle s'explique en ce que la configuration de transmission retenue (pour la transmission de quatre classes) minimise la charge utile tout en vérifiant la QoS laxiste. Lorsque l'environnement s'améliore (augmentation des RSBs), le nombre de configurations de transmission qui vérifie la QoS augmente. Ainsi la configuration de transmission sélectionnée (qui minimise la charge utile) change régulièrement jusqu'à ce que toutes les configurations de transmission possibles vérifient la QoS, auquel cas l'algorithme se stabilise sur la configuration dont l'occupation de l'UT est la plus petite et la note atteinte devient constante (à partir de $RSB = 13.1 \text{ dB}$). Enfin, rappelons que la nature laxiste des QoS $QoS_{95\%}$ permet à l'algorithme E-UEP- $QoS_{95\%}$ de vérifier les QoS sur les classes (à partir d'un $RSB = 6.2 \text{ dB}$ symbolisé par la droite verticale rouge) pour des RSBs plus faibles que pour l'algorithme E-UEP- $QoS_{99\%}$ (à partir d'un $RSB = 7.7 \text{ dB}$ symbolisé par la droite verticale de couleur verte). Ces constatations mettent en lumière l'enjeu du choix des bornes de QoS : assurer une stabilité des performances au risque d'être sévère (et d'être surclassé par le schéma EEP sur [8.2dB ; 10.3dB] par exemple) ou bien être laxiste et ne pas atteindre des performances stables avant un RSB seuil assez élevé.

Quelles que soient les bornes de TEB choisies, notre stratégie de transmission flexible garantit de bonnes performances y compris en présence d'un canal fortement bruité (sur [5.6dB ; 8.1dB] où le MOS=3) ce qui n'est pas le cas des schémas de l'Etat de l'Art. L'adaptation du débit source est responsable de cette stabilité quel que soit l'environnement de propagation considéré.

Nous appliquerons les qualités de service $QoS_{99\%}$ dans la suite du rapport si l'application multimédia considérée est de type transmission de parole.

Les écarts entre algorithmes obtenus sur la figure 2.4 sont spécifiques au signal de parole émis (bruité sur une centaine de tirages). Pour être en mesure de garantir de tels écarts *en moyenne*, il est nécessaire d'effectuer la transmission sur un certain nombre de signaux, ce que nous ferons dans la suite de ce chapitre en considérant une dizaine de signaux de parole. Cette procédure permettra de valider le bon choix des QoS réalisé grâce à un seul signal.

2.3 Allocation de ressources pour la transmission de données scalables sur canal sélectif en fréquence

2.3.1 Limitations de la solution Extreme UEP

La sélectivité en fréquence du canal introduit une variété de gains propres à chaque porteuse composant la bande utile.

En rappelant que l'algorithme d'allocation de ressources prend en entrée l'information sur l'état du canal (CSI) sous la forme d'une seule valeur de RSB (commune à toutes les porteuses dans un canal de Rayleigh), on comprend la difficulté à laquelle on se heurte lorsqu'il s'agit d'utiliser cette solution telle quelle sur un canal à réponse fréquentielle non plate.

Considérer la moyenne du RSB (sur toute la bande) comme valeur RSB entrée ne suffit

pas à garantir le même niveau de performances sur chaque porteuse dans la transmission des classes. L'hétérogénéité des RSBs par porteuse fera que tantôt la QoS sera vérifiée, tantôt elle ne le sera pas. En ce sens, le choix d'une telle entrée n'est pas pertinent.

En se donnant la durée d'un slot OFDM T_{OFDM} , le nombre de slots OFDM que l'on peut transmettre sur un canal de propagation, noté N_{OFDM} , prend en compte plusieurs facteurs :

- le temps de cohérence du canal $(\Delta t)_c$, car pendant cette durée, le comportement de l'environnement de propagation sera considéré comme statistiquement invariant, rendant une seule allocation de ressources (i.e. avec la même configuration de transmission) cohérente et valide ; on suppose que $(\Delta t)_c$ est grand devant la durée d'un slot OFDM T_{OFDM} ;
- la capacité de prise en charge, en nombre de symboles (modulation), de chaque porteuse. On parle alors de capacité de canal. Cela donne une idée de la quantité de données que l'on peut transmettre, étiquetée par la procédure d'allocation de ressources, par porteuse (où l'amplitude des atténuations est considérée comme constante),
- le nombre de porteuses N_p qui découpent la bande utilisateur B_u . N_p est choisi de façon à ce que la largeur de bande résultante $\frac{B_u}{N_p}$ vérifie la propriété de non sélectivité (en fréquence) sur chaque porteuse, attribuant une réponse plate au gain du canal sur cette "bande étroite".

En conservant la même contrainte de charge utile S_{max} , nous pouvons déterminer le nombre de slots OFDM que l'on peut transmettre sur un canal de propagation sans changement de ses propriétés statistiques : $N_{OFDM} = \lfloor \frac{S_{max}}{N_p} \rfloor + 1 - \left\lceil 1 - \left(\frac{S_{max}}{N_p} - \lfloor \frac{S_{max}}{N_p} \rfloor \right) \right\rceil$.

2.3.2 Stratégie d'allocation réduisant la sélectivité en fréquence du canal

Expérimenter, c'est imaginer. (Nietzsche)

La stratégie d'allocation E-UEP est ici adaptée pour compenser le canal sélectif en fréquence. Cette dernière opérant sur un canal plat, on souhaite au mieux "aplatir" ce canal de manière à se ramener à l'algorithme E-UEP. Si le concept a du sens (sans lui avoir conféré de matérialité pour le moment), on précise que le résultat ne garantit en aucun cas un canal plat, mais un canal "plus aplati".

2.3.2.1 Vers un aplatissement du canal : notion de canal équivalent BPSK

Définition Dans le contexte BBAG, les performances d'un canal de transmission \mathcal{C} (en terme de probabilité d'erreur) sont entièrement définies par l'ordre de la modulation m et le rapport signal à bruit (rapport de l'énergie symbole E_s sur la DSP du bruit N_o) présent sur le canal.

On appelle **canal équivalent BPSK**, \mathcal{C}_{eq} , le canal ayant les mêmes performances (en terme de TEB) que \mathcal{C} si l'information était transmise sous forme de symboles BPSK et

avec une énergie bit E_b . Cette équivalence induit un $RSB = \frac{E_b}{N_o}$ choisi de sorte que :

$$\mathcal{P}_e^{(m)} \left(\frac{E_s}{N_o} \right) = \mathcal{P}_e^{(BPSK)} \left(\frac{E_b}{N_o} \right). \quad (2.6)$$

où $\mathcal{P}_e^{(BPSK)}$ est la probabilité d'erreur binaire de \mathcal{C}_{eq} pour la modulation BPSK et le $RSB = \frac{E_b}{N_o}$ et $\mathcal{P}_e^{(m)}$ celle de \mathcal{C} pour la modulation m et le $RSB = \frac{E_s}{N_o}$.

On appellera **le rapport énergie bit sur bruit du canal équivalent BPSK** la valeur de $\frac{E_b}{N_o}$ satisfaisant l'équation précédente. Ce rapport est noté $\frac{E_b}{N_o} \Big|_{eq}$ et est défini par :

$$\frac{E_b}{N_o} \Big|_{eq} = \underbrace{\mathcal{P}_e^{(BPSK)^{-1}} \left(\mathcal{P}_e^{(m)} \left(\frac{E_s}{N_o} \right) \right)}_{P(m, \frac{E_s}{N_o})} \quad (2.7)$$

Par la suite, on notera $P(m, \cdot)$ la fonction qui, pour chaque rapport signal-à-bruit donné $\frac{E_s}{N_o}$, associe le rapport énergie bit sur bruit du canal équivalent BPSK $\frac{E_b}{N_o} \Big|_{eq}$ en fonction de l'ordre de la modulation m .

Comportement asymptotique L'expression de la probabilité d'erreur pour les différentes modulations considérées est :

- $\mathcal{P}_e^{(BPSK)} \left(\frac{E_b}{N_o} \right) = Q \left(\sqrt{\frac{2E_b}{N_o}} \right)$ avec $E_b = E_s$,
- $\mathcal{P}_e^{(QPSK)} \left(\frac{E_s}{N_o} \right) = Q \left(\sqrt{\frac{E_s}{N_o}} \right)$,
- $\mathcal{P}_e^{(MAQ-M)} \left(\frac{E_s}{N_o} \right) = 4 \frac{\sqrt{M}-1}{\sqrt{M \log_2(M)}} Q \left(\sqrt{\frac{3 \log_2(M)}{M-1} \frac{E_s}{N_o}} \right)$

où Q désigne la fonction *queue de gaussienne* définie par : $Q(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_x^\infty \exp^{-\frac{t^2}{2}} dt$, que l'on peut approcher par la fonction $\sqrt{\frac{2}{\pi}} \frac{\exp^{-\frac{x^2}{2}}}{x + \sqrt{x^2 + 4}}$.

On peut montrer que les fonctions $P(m, \cdot) : \frac{E_s}{N_o} \mapsto \frac{E_b}{N_o} \Big|_{eq} = P \left(m, \frac{E_s}{N_o} \right)$ (quelle que soit la modulation m autre que la BPSK) tendent, lorsque le RSB est suffisamment grand, vers les fonctions asymptotiques données par :

$$\frac{E_s}{N_o} \mapsto \frac{E_b}{N_o} \Big|_{eq, asymptotique} = P_{asymptotique} \left(m, \frac{E_s}{N_o} \right) = \frac{3}{2} \frac{1}{M-1} \frac{E_s}{N_o}.$$

La comparaison des fonctions $P(m, \cdot)$ et de leur comportement asymptotique des courbes est présentée figure 2.5.

Remarque : Le coefficient $\frac{3}{2} \frac{1}{M-1}$ n'est autre que le carré du rapport entre l'*amplitude* de la constellation³ et l'énergie symbole moyenne de la constellation.

3. On rappelle que la constellation associée à une modulation M-MAQ est décrite par les symboles complexes $s_k = \mathcal{A}(a_k + ib_k)$ où \mathcal{A} est l'amplitude du symbole et $a_k, b_k \in \{\pm 1, \pm 3, \dots, \pm \log_2(M) + 1\}$

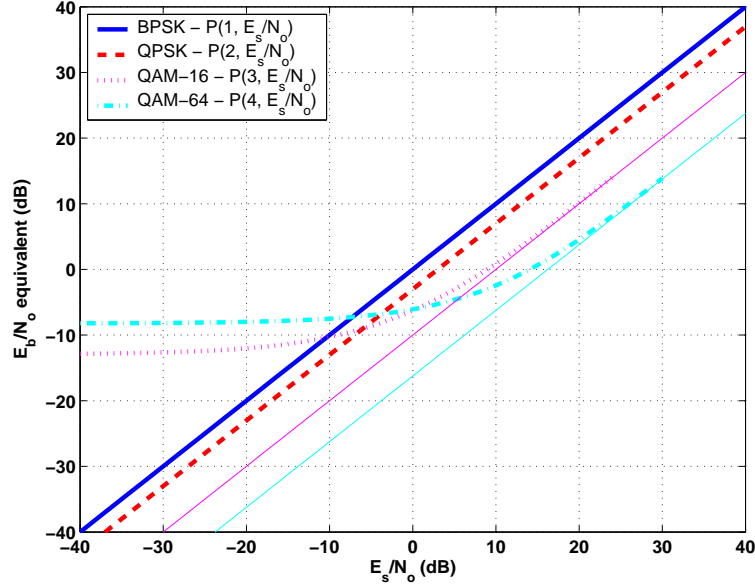


FIG. 2-5 – Variations de $\left. \frac{E_b}{N_o} \right|_{eq} = P\left(m, \frac{E_s}{N_o}\right)$ en fonction de l'ordre de la modulation m et du rapport signal-à-bruit $\frac{E_s}{N_o}$

2.3.2.2 Algorithme *Extreme UEP Modulation Par Porteuse (E-UEP-MPP)*

Déroulement de l'allocation de ressources

Le canal sélectif en fréquence \mathcal{C} peut être vu comme N_p sous-canaux indépendants, parallèles de rapports signal-à-bruit variables (variant d'une valeur maximale $\left. \frac{E_s}{N_o} \right|^{(max)}$ à une valeur minimale $\left. \frac{E_s}{N_o} \right|^{(min)}$).

Nous nous proposons de scinder l'allocation de ressources en deux problèmes d'optimisation plus simples à résoudre :

- (1) déterminer les ordres de modulation de chaque sous-canal $\{m_j\}_{j=1..N_p}$ optimaux qui convertissent le canal OFDM \mathcal{C} en un canal équivalent \mathcal{C}_{eq} BPSK le plus plat possible, sous la contrainte que tous les sous-canaux de \mathcal{C}_{eq} soient de RSB plus élevé que le $\left. \frac{E_s}{N_o} \right|^{(min)}$ du canal d'origine \mathcal{C} ,
- (2) étant donné le canal équivalent précédent, utiliser l'algorithme E-UEP (en imposant à la modulation d'être BPSK) pour déterminer les rendements de code optimaux et la quantité de données optimale à transmettre.

La figure 2-6 décrit le déroulement de l'algorithme que nous allons détailler par la suite. Elle est constituée de deux parties : la partie de gauche reprend la généralité des algorithmes E-UEP en incorporant deux étapes supplémentaires (représentées en pointillés et notées §1bis) correspondant à (1); la partie de droite décrit comme attendu la partie spécifique (§2) à chaque classe de la procédure, correspondant à (2) (\mathcal{N}_i comprend les indices de porteuses qui transmettent la classe i). On rappelle que l'aplatissement de canal est commun à toutes les classes ce qui explique qu'il ne figure pas dans la partie §2 du

2.3. ALLOCATION DE RESSOURCES POUR LA TRANSMISSION DE DONNÉES SCALABLES SUR CANAL SÉLECTIF EN FRÉQUENCE

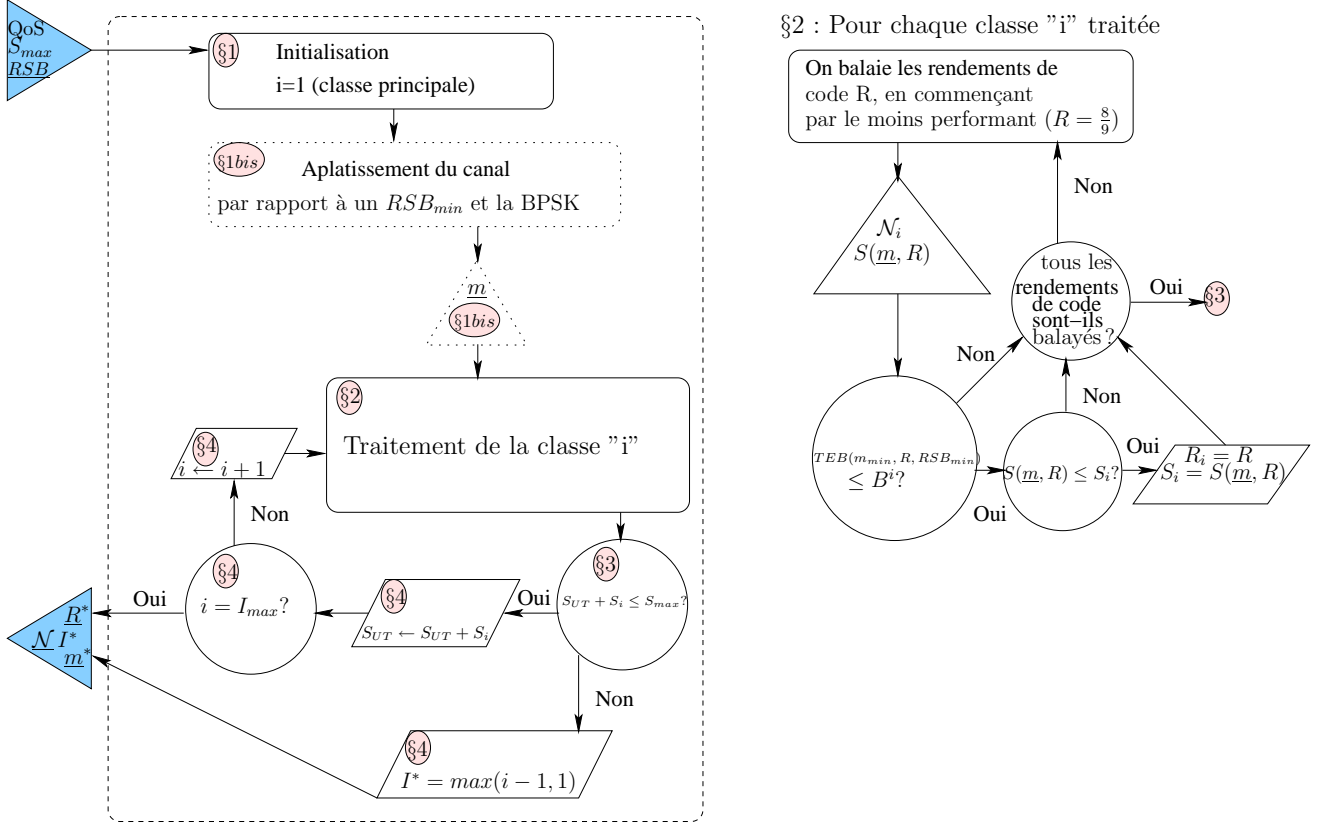


FIG. 2.6 – Diagramme de l'algorithme E-UEP-MPP.

traitement local à chaque classe.

Cette technique d'allocation de ressources procède par *étapes* en séparant l'allocation globale (numéros de porteuses, ordres de modulation) et le schéma (local à chaque classe) de codage de canal. Le défi proposé porte ici sur l'efficacité de l'algorithme en terme de complexité en temps de calcul comme nous le verrons en fin de chapitre (lorsque nous nous intéresserons à la rapidité d'exécution des stratégies de transmission présentées).

Allocation des ordres de modulations

On cherche à allouer une modulation m_j à chaque porteuse j pour convertir le canal OFDM en un canal équivalent le moins sélectif en fréquence possible. On considère que les atténuations sur les porteuses sont décorréées, ce qui permet de les traiter séparément. En vertu de la définition de *canal équivalent BPSK* \mathcal{C}_{eq} donnée dans 2.3.2.1 ainsi que de l'équation (2.7), nous pouvons caractériser la platitude du canal au travers du critère suivant :

$$\mathcal{F} \left(\left\{ \left\{ \frac{E_s}{N_o} \right\}_j \right\}_{j \in [1, N_p]} \right) = \max_{j \in [1, N_p]} \frac{E_b}{N_o} \Big|_j^{eq} - \min_{j \in [1, N_p]} \frac{E_b}{N_o} \Big|_j^{eq}, \quad (2.8)$$

où $\frac{E_b}{N_o} \Big|_j^{eq}$ est le rapport énergie bit sur bruit de canal équivalent BPSK de la porteuse j . D'autre part, nous formulons l'hypothèse que le canal équivalent BPSK \mathcal{C}_{eq} ne doit pas être plus mauvais que le canal initial \mathcal{C} dans le pire cas. Le jeu de modulations le plus adapté à la platification du canal répond donc au problème d'optimisation sous contrainte suivant :

$$\left\{ \begin{array}{l} \mathbf{m}^* = \arg \min_{\mathbf{m} \in \mathcal{M}^{N_p}} \mathcal{F} \left(\left\{ \frac{E_s}{N_o} \Big|_j \right\}_{j=1..N_p} \right) \\ \forall j = 1..N_p, \frac{E_b}{N_o} \Big|_j^{eq} \geq \min_{j=1..N_p} \frac{E_s}{N_o} \Big|_j \end{array} \right. \quad (2.9)$$

Une simplification de la contrainte : $\forall j = 1..N_p, \frac{E_b}{N_o} \Big|_j^{eq} \geq \min_{j=1..N_p} \frac{E_s}{N_o} \Big|_j$, va nous permettre de réécrire le critère de platitude (2.8) comme suit et de résoudre (2.9).

On note min l'indice de la porteuse ayant le plus petit RSB sur toute la bande utile B_u et $\frac{E_s}{N_o} \Big|^{(min)}$ son RSB.

La fonction $m_j \mapsto \frac{E_b}{N_o} \Big|_j^{eq} = P(m_j, \frac{E_s}{N_o} \Big|_j)$ pour une valeur de $\frac{E_s}{N_o} \Big|_j$ fixée est une fonction décroissante de l'ordre de la modulation (cf. figure 2-5 donnant $\frac{E_b}{N_o} \Big|_j^{eq}$ en fonction de $\frac{E_s}{N_o}$ pour les différentes modulations).

On peut démontrer que l'ordre de la modulation associée à la porteuse la moins bonne (en terme de gain d'amplitude) $j = min$ doit nécessairement être la modulation la plus performante, soit $m_{min} = 1$ (*i.e.* une modulation BPSK) pour satisfaire la contrainte du problème (2.9).

De fait compte tenu de 2.7, $\frac{E_b}{N_o} \Big|_{eq}^{(min)} = \frac{E_s}{N_o} \Big|^{(min)}$. Le critère de platitude devient donc :

$$\mathcal{F} \left(\left\{ \frac{E_s}{N_o} \Big|_j \right\}_{j \in \llbracket 1, N_p \rrbracket} \right) = \max_{j \in \llbracket 1, N_p \rrbracket} \frac{E_b}{N_o} \Big|_j^{eq} - \frac{E_s}{N_o} \Big|^{(min)}, \quad (2.10)$$

Le problème (2.9) revient à faire tendre les RSBs équivalents du canal BPSK vers la valeur palier $\min_{j=1..N_p} \frac{E_s}{N_o} \Big|_j$ par valeur supérieure. Cela correspond à une mise en œuvre de type Waterfilling [9] dans lequel on choisit les ordres de modulation de sorte que le RSB équivalent tende vers le niveau de référence $\frac{E_s}{N_o} \Big|^{(min)}$. La solution au problème d'optimisation consiste alors à choisir la modulation m_j allouée à la porteuse j indépendamment des autres, et celle-ci, telle que son RSB équivalent (2.7) soit le plus proche du palier tout en restant supérieur⁴. Les porteuses du canal \mathcal{C}_{eq} résultant seront finalement ordonnées par ordre décroissant des RSBs équivalents sur chaque porteuse comme chez [22].

4. Remarquons que la modulation la plus performante (binaire BPSK) est associée à la porteuse la plus affaiblie.

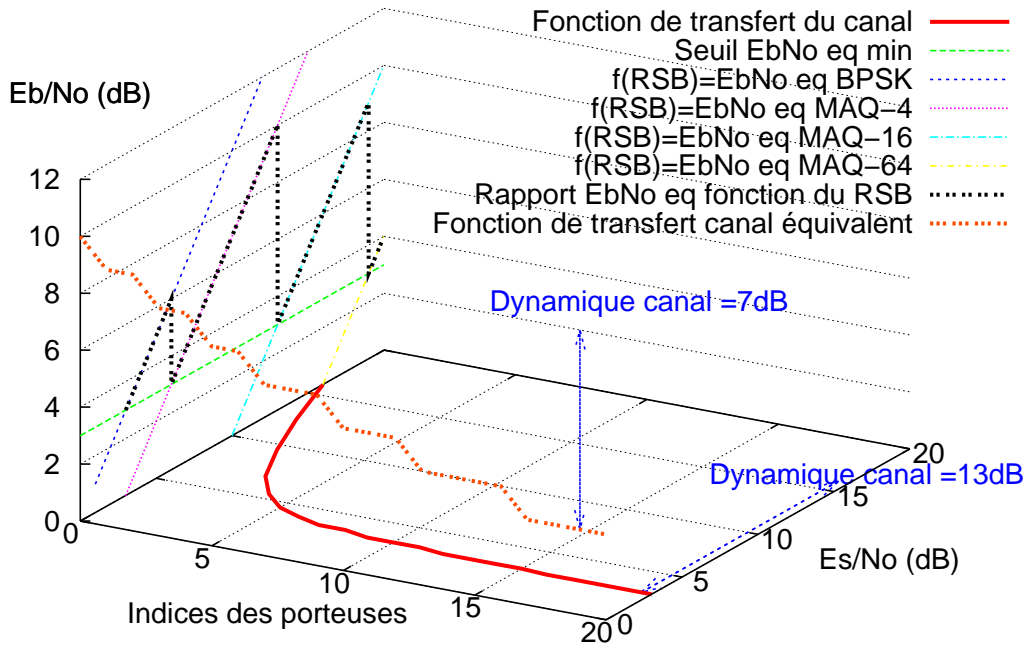


FIG. 2-7 – Synoptique d'aplatissement du canal

La figure 2-7 synthétise l'étape d'aplatissement du canal et d'allocation des porteuses à travers un exemple :

- Dans le plan horizontal, on considère la réponse (en terme de RSB) d'un canal sélectif en fréquence \mathcal{C} (axe \hat{y}) suivant l'indice de porteuses (axe \hat{x}), de dynamique 13 dB⁵.
- L'aplatissement du canal consiste à se fixer un RSB équivalent BPSK minimum à garantir (Seuil E_b/N_0 eq min en vert) sur toute la bande. Ceci signifie que pour chaque porteuse, on associera l'ordre de modulation pour lequel le RSB équivalent BPSK est le plus proche de ce seuil par valeurs supérieures.
- Dans le plan (O, \hat{y}, \hat{z}) où \hat{y} désigne E_s/N_0 (dB) et \hat{z} E_b/N_0 (dB), on dresse les courbes de RSB équivalent pour chaque modulation, soit quatre courbes ici. Plus le RSB est faible, plus une modulation performante doit être utilisée pour atteindre le seuil, tandis que de forts RSBs nécessiteront d'utiliser des modulations d'ordre élevé : par exemple pour un $RSB \leq 7$ dB, la BPSK sera employée tandis que des $RSB \geq 18$ dB recourront à des modulations MAQ – 64. Sitôt les modulations allouées, la courbe résultante (en noir) reflète la réponse en RSB équivalent sur toute la bande.
- Dans le plan (O, \hat{x}, \hat{z}) , en triant les porteuses par RSBs équivalents décroissants, on en déduit la réponse en fréquence du canal discret *équivalent BPSK* (en pointillés

5. écart maximum de RSBs sur B_u dont nous verrons ultérieurement une définition plus explicite.

orange) \mathcal{C}_{eq} de dynamique 7 dB. L'écart de dynamique entre les deux canaux \mathcal{C} et \mathcal{C}_{eq} (ici de 6 dB) dénote l'aplatissement du canal.

Allocation des ressources restantes

En vertu de l'importance qui caractérise chaque classe, on devine que les porteuses ayant le meilleur RSB seront allouées pour transmettre la classe de base, tandis que les plus mauvaises seront soit utilisées pour les classes les moins importantes, soit inutilisées (si leur niveau est trop faible pour respecter la QoS (2.1b)). Etant donné le canal BPSK équivalent \mathcal{C}_{eq} obtenu (et trié), l'algorithme E-UEP (décrit section 2.2.1) peut être sollicité pour déterminer le nombre de classes à transmettre I^* et les rendements associés $\{R_i\}_{i=1..I^*}$ en prenant en compte la pluralité des RSBs équivalents. Les classes de données sont traitées de manière successive en démarrant par la plus importante \mathcal{L}_1 . Pour chaque classe i , le rendement de code approprié, de manière analogue à l'algorithme E-UEP, est choisi dans l'ensemble \mathcal{R} pour vérifier la QoS, exprimée sous la forme d'un TEB à satisfaire (2.1b) tout en minimisant la charge utile S_i . Etant donné l'allocation des modulations et l'introduction du canal équivalent BPSK, il n'y a plus lieu de rechercher les ordres de modulation appropriés comme le proposait la procédure E-UEP : nous travaillerons à modulation fixée BPSK. D'autre part, la contrainte de TEB peut maintenant être évaluée sur ce canal en ne considérant que le sous-ensemble des RSBs $\left\{ \frac{E_b}{N_o} \Big|_j^{eq} \right\}_{j \in \mathcal{N}_i}$ associés aux q_i "meilleures" sous-porteuses (parmi celles encore disponibles) qui transmettront la classe i codée avec R_i . Une condition suffisante pour vérifier cette contrainte consiste finalement à envisager le pire cas, celui de la sous-porteuse de RSB équivalent le plus petit. La QoS se réduit donc à :

$$TEB_i \left(\min_{j \in \mathcal{N}_i} \frac{E_b}{N_o} \Big|_j^{eq}, R_i, BPSK \right) \leq B^i$$

Précisons enfin que le nombre q_i de porteuses allouées pour transporter la classe i , dépend intrinsèquement de la taille des symboles transmis sur chacune d'entre elles et du rendement de code R_i choisi. En effet ce dernier détermine la taille de la classe codée (en bits), notée \tilde{S}_i (et égale à $\frac{T_i}{R_i}$) qu'il faut répartir sur les porteuses destinées à transporter \mathcal{L}_i . La politique d'allocation des sous-bandes ayant été réalisée en amont, on en déduit l'effectif q_i requis pour envoyer la $i^{\text{ème}}$ classe.

L'algorithme s'arrête lorsque toutes les classes ont été traitées ou lorsque la contrainte de charge utile S_{max} est atteinte.

2.3.2.3 Commentaire sur la charge utile

Les symboles pouvant varier d'une porteuse à l'autre, nous disposons de symboles pouvant être de tailles différentes pour une même classe. La taille de la classe \mathcal{L}_i codée, vaut maintenant $\tilde{S}_i = \sum_{j \in \mathcal{N}_i} m_j N_{OFDM} = N_{OFDM} \sum_{j \in \mathcal{N}_i} m_j$.

Donc, la taille totale de l'UT codée (en bits) est : $\tilde{S}_{UT} = \sum_{i=1}^{I^*} \tilde{S}_i = N_{OFDM} \sum_{i=1}^{I^*} \sum_{j \in \mathcal{N}_i} m_j$.

La charge maximale S_{max} de la contrainte (2.1b) s'exprime en nombre de symboles transmis par UT. Par conséquent si des modulations de taille réduite sont utilisées, la classe (de taille \tilde{S}_i) sera prise en charge par un grand nombre de porteuses. Autrement dit, l'occupation spectrale des classes d'importance dépendra des ordres de modulations employés. Enfin, soulignons que dans le déroulement du schéma résultant, intitulé *Extreme UEP Modulation Par Porteuse (E-UEP-MPP)*, l'allocation des ordres modulations (en vue d'aplatir le canal) est strictement indépendante des contraintes de charge utile (2.1b) portant sur S_{max} .

2.3.2.4 Simulations

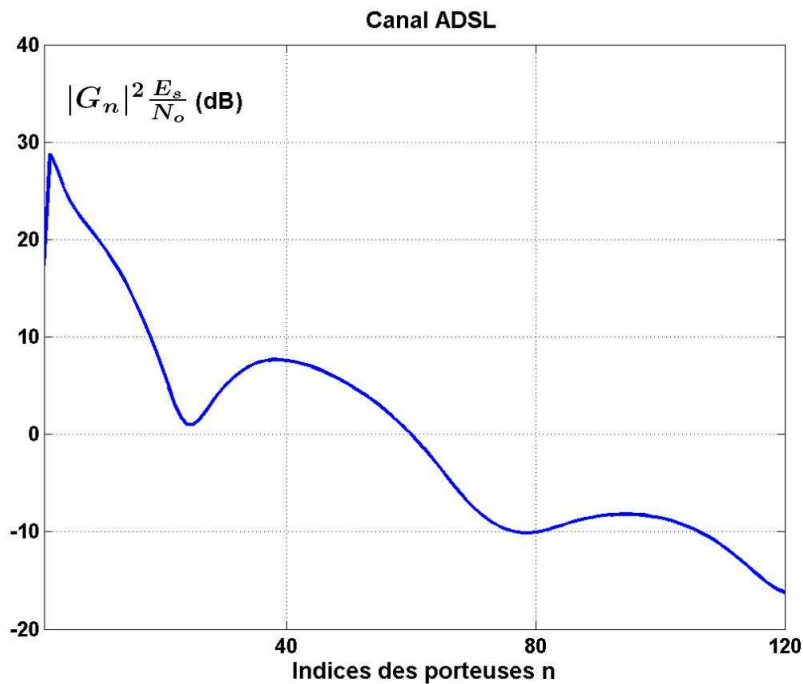


FIG. 2.8 – Réponse en fréquence d'un canal ADSL

Le canal sélectif en fréquence choisi pour étudier les performances de notre algorithme est un canal ADSL de type Bridge-Tap [66] (méthode de câblage des lignes téléphoniques aux USA), dont la réponse en fréquence est donnée figure 2.8. Usuellement, un canal ADSL se présente comme une paire torsadée très prédictible et la présence des pôles sur la réponse fréquentielle traduit la réflexion du signal (phénomène d'échos) liée à la dérivation réalisée sur la ligne téléphonique.

La transmission choisie ici est une modulation OFDM opérant sur $N_p=120$ porteuses et de charge maximale $S_{max}=360$, induisant un nombre de slots OFDM $N_{OFDM} = \frac{360}{120} = 3$. Contrairement au cas d'un canal de Rayleigh, nous ne pouvons plus considérer le RSB comme paramètre invariant de comparaison des différentes solutions de transmission (sur la bande utile B_u), du fait de la sélectivité du canal de propagation; on lui substituera un RSB moyen, valeur moyenne des RSBs du canal sur l'ensemble des porteuses. Ce RSB

moyen constituera l'invariant dans le cadre de notre étude et correspond à la moyenne géométrique des RSBs par porteuse (en linéaire), soit :

$$\overline{RSB}_{dB} = 10 \log_{10} \left(\prod_{j=1}^{N_p} RSB_j \right)^{\frac{1}{N_p}} = \frac{10}{N_p} \log_{10} \left(\prod_{j=1}^{N_p} RSB_j \right) = \frac{1}{N_p} \sum_{j=1}^{N_p} (RSB_j \text{ dB}).$$

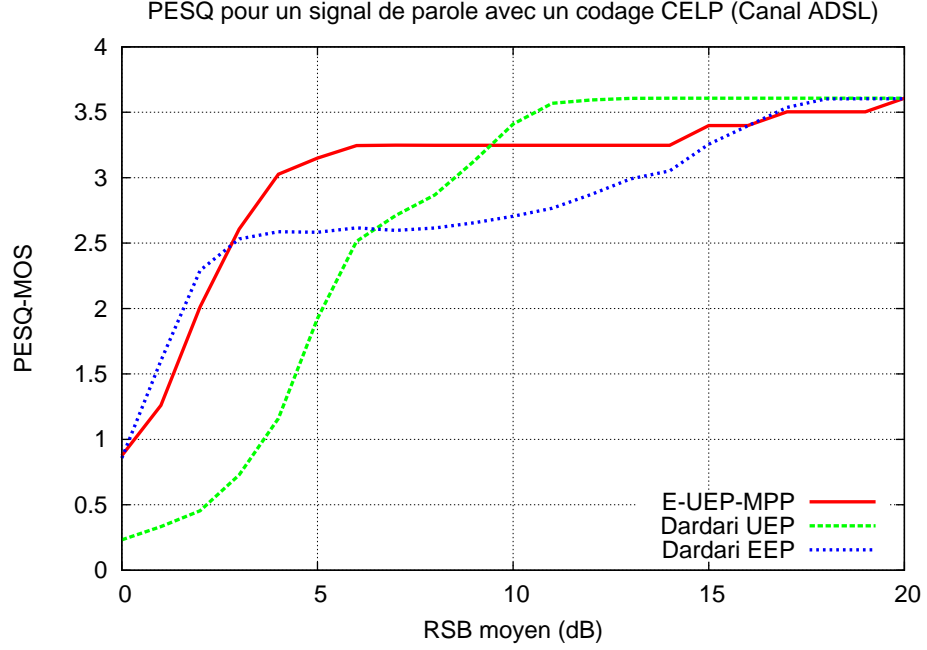


FIG. 2.9 – Evolution du débit source en fonction de l'état de canal

La figure 2.9 présente les performances obtenues sur ce canal par les deux stratégies de transmission retenues inspirées de [22], notée Dardari EEP et Dardari UEP ainsi que l'algorithme E-UEP-MPP, en fonction du *RSB moyen du canal*.

Le choix des configurations de transmission des quatre classes pour les stratégies Dardari EEP et Dardari UEP :

- correspond à la première configuration de quatre classes que l'algorithme E-UEP-MPP délivre, indiquée sur le tableau 2.3 pour la stratégie UEP,
- respecte la condition d'utilisation des porteuses imposée par [22] et donc ne peut plus être la configuration EEP précédemment utilisée (tableau 2.2) puisque la charge utile maximale correspond à 50% des porteuses disponibles, soit :

$$S_{UT} = \frac{N_p}{2} \cdot N_{OFDM} = 180 < 360 = S_{UT}(R_i = \frac{8}{24}, m_i = MAQ - 16).$$

La configuration retenue est renseignée sur le tableau 2.3.

Comme indiqué précédemment, chaque mesure de MOS constitue une moyenne (estimée par une simulation de Monte-Carlo) de la qualité perçue de 12 signaux de parole reçus (distincts suivant le sexe et la langue du locuteur : anglais, allemand, français) de durée comprise entre une trentaine de secondes et une minute.

En premier lieu, l'allure de la courbe de performance de l'E-UEP-MPP laisse entrevoir la garantie des QoS à partir d'un RSB moyen de 6 dB alors que la meilleure des autres

2.3. ALLOCATION DE RESSOURCES POUR LA TRANSMISSION DE DONNÉES SCALABLES SUR CANAL SÉLECTIF EN FRÉQUENCE

Schéma	Classe \mathcal{L}_1	Classe \mathcal{L}_2	Classe \mathcal{L}_3	Classe \mathcal{L}_4
Stratégie UEP	$R_1 = 8/12$	$R_2 = 8/9$	$R_3 = 8/22$	$R_4 = 8/12$
	MAQ-64	MAQ-16	MAQ-16	QPSK
Stratégie EEP	$R_1 = 8/24$	$R_2 = 8/24$	$R_3 = 8/24$	$R_4 = 8/24$
	MAQ-16	MAQ-16	MAQ-16	MAQ-16

TAB. 2.3 – Configurations de transmission Dardari EEP et UEP retenues sur canal sélectif en fréquence

stratégies (*Dardari UEP*) atteint cette même qualité 3 dB plus loin. En revanche la stratégie *Dardari UEP* offre de meilleurs résultats lorsque l'environnement de canal est bon ($9dB \leq RSB \leq 20dB$), ce qui laisse augurer un gaspillage des ressources au sein de l'E-UEP-MPP en environnement de propagation favorable comme nous le verrons plus loin. La sélectivité en fréquence du canal ADSL ainsi que la sensibilité des classes (aux erreurs de transmission) influencent fortement les performances qu'affichent les techniques de transmission de l'Etat de l'Art, en faveur du schéma UEP.

En dessous de 6 dB, les QoS (en terme de TEB par classe) ne sont pas garanties, et l'algorithme E-UEP-MPP enclenche une configuration de transmission par défaut (correspondant à la configuration pour un RSB moyen égal à 13 dB), comme pour l'algorithme E-UEP. Cette configuration par défaut continue à offrir de meilleurs résultats que les autres stratégies de transmission jusqu'à des RSBs de 3 dB et se dégrade au delà ($RSB \leq 3dB$). Elle est arbitraire. Néanmoins, on peut donner une piste de détermination de la configuration par défaut, qui sera néanmoins différente de celle utilisée pour l'algorithme E-UEP. En effet, compte tenu de la sélectivité du canal, on préférera pour des environnements de propagation hostiles (où peu de porteuses disposent de bons RSBs), utiliser une modulation occupant le moins de porteuses possible, (d'ordre la plus élevée MAQ-64), même si elle n'est certes pas la plus performante des modulations, avec le rendement de code le plus performant (soit $R = \frac{8}{24}$ ici). Bien entendu, pour un canal faiblement sélectif, ce choix n'est certainement pas optimal. Mais n'étant plus "sous la juridiction des QoS" (où l'algorithme a "des comptes à rendre"), aucun problème ne se pose, puisque cette configuration est considérée comme arbitraire.

2.3.3 Stratégie d'allocation avec utilisation locale de la sélectivité en fréquence du canal

2.3.3.1 Vers une autre voie d'allocation des ressources

Le problème soulevé par la sélectivité en fréquence du canal est que l'on ne peut associer une seule entrée caractérisant l'environnement ce qui a conduit un algorithme d'allocation de ressources (E-UEP-MPP) différent de celui pour le cas Rayleigh. Dans le paragraphe précédent, nous avons considéré un environnement local (relatif à une porteuse) le plus défavorable comme entrée possible de l'algorithme (E-UEP-MPP). Même si son comportement est satisfaisant au regard des algorithmes de l'Etat de l'Art en milieu sévère, ses performances restent malheureusement inférieures à ces derniers lorsque l'environnement de transmission est bon, compte tenu du gaspillage des ressources sur les porteuses "en

meilleur état". En effet, considérer le RSB de la porteuse la plus affaiblie gaspillerait les ressources en surprotégeant inutilement les porteuses les moins affaiblies. Ce phénomène est d'autant plus marquant lorsque les conditions du canal s'améliorent.

Si on raisonne localement, en considérant une portion de la bande utilisatrice, on gaspillera moins de ressources et l'effet de "nivellement par le bas" sera moins important.

Nous proposons ici :

- comme précédemment, de prendre en compte le RSB sur chaque porteuse, inhérent à la diversité (en fréquence) du canal de transmission,
- comme précédemment, de décrire l'affectation des porteuses aux classes à transmettre (figure 2-19),
- d'attribuer cette fois un couple (ordre de modulation, rendement de code) par classe de données. Ainsi :

$$\forall i \in \llbracket 1, I \rrbracket, \forall j \in \mathcal{N}_i, m_j \stackrel{\Delta}{=} m_i \quad (2.11)$$

2.3.3.2 Choix des valeurs de RSB

Comme précédemment, la diversité des RSBs rend le traitement de la contrainte (2.1b) plus complexe que dans le cas d'un canal non sélectif en fréquence. En effet, nous avons à traiter des TEBs différents pour chaque porteuse impliquée dans le transport de la classe \mathcal{L}_i . Cette fois-ci, en vertu de (2.11), nous avons:

$$\begin{aligned} \forall i \in \llbracket 1, I \rrbracket, \forall j \in \mathcal{N}_i, TEB_j(m_j, R_i, RSB_j) &= TEB_j(m_i, R_i, RSB_j) = TEB_j(m_i, R_i, \frac{E_s}{N_o} |G_j|^2) \\ &\leq TEB_j(m_i, R_i, \frac{E_s}{N_o} \min_{j \in \mathcal{N}_i} |G_j|^2) = TEB_{\pi_i}(m_i, R_i, \frac{E_s}{N_o} |G_{\pi_i}|^2) \text{ avec } \pi_i = \arg \min_{j \in \mathcal{N}_i} |G_j|^2. \end{aligned}$$

Pour la $i^{\text{ème}}$ classe, la contrainte de QoS (2.1b) peut être remplie en considérant le TEB associé à la valeur de RSB (ou de gain) la plus petite des porteuses qui sont chargées de transmettre \mathcal{L}_i (*i.e.* $\min_{j \in \mathcal{N}_i} |G_j|^2$). Cela revient à vérifier la condition suffisante pour satisfaire (2.1b) : $\forall i \in \llbracket 1, I \rrbracket, TEB_{\pi_i} \leq B^{(i)}$.

2.3.3.3 Charge utile considérée et politique d'allocation des porteuses

Compte tenu de la structure de l'allocation des modulations (une par classe), l'expression de la charge par classe S_i est identique à celle donnée par la relation (2.4).

A l'instar de l'algorithme précédent E-UEP-MPP et ceux de l'Etat de l'Art, nous allons également trier les porteuses par RSBs décroissants, afin d'associer aux classes les plus importantes les "meilleures" porteuses (au sens de "ayant le meilleur RSB") tout en respectant la QoS (2.1b).

En supposant la distribution des RSBs triés par ordre décroissant, la classe \mathcal{L}_1 associée à ses configurations de transmission (R_1^*, m_1^*) sera transmise sur les porteuses ayant les meilleurs RSBs, dont l'indice appartient à : $\mathcal{N}_1 = \llbracket 1, q_1 \rrbracket$.

2.3.3.4 Description de l'algorithme *Extreme UEP Modulation Par Classe (E-UEP-MPC)*

La solution que nous proposons ici s'inspire de l'algorithme Extreme-UEP (Cas Rayleigh) en ce sens qu'il traite de manière itérative les classes de données, en commençant par la classe la plus importante, tout en remplissant la charge utile S_{UT} jusqu'à la dernière classe I^* lorsque la charge max S_{max} (ou le débit source max I_{max}) est atteinte. Au cours du traitement d'une classe i , le schéma sélectionne la configuration (m_i, R_i) ainsi que la distribution des porteuses associée \mathcal{N}_i (par rapport aux distributions sur les classes précédentes) vérifiant la contrainte (2.1b).

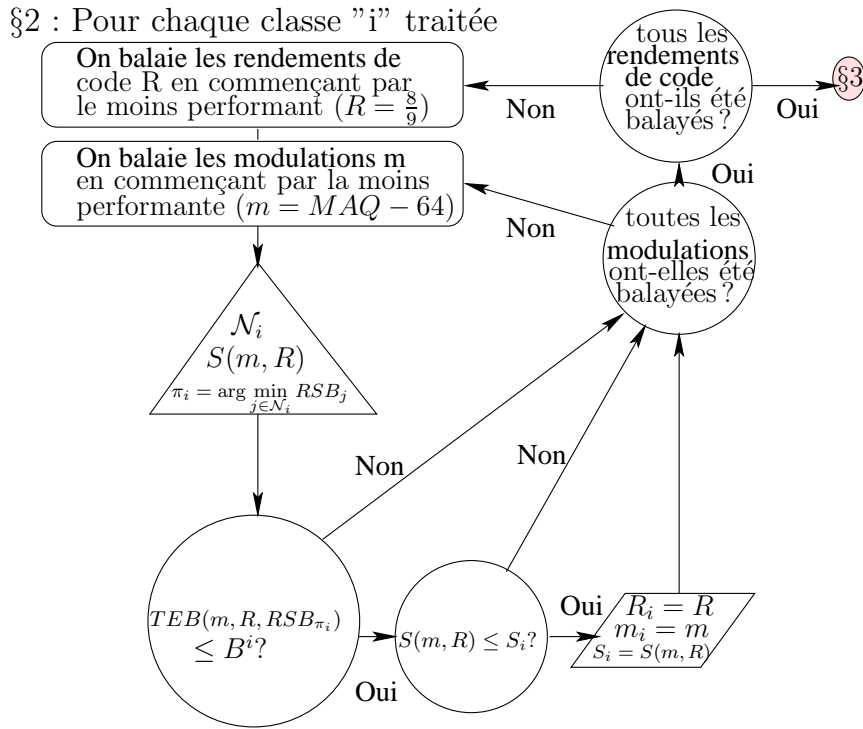


FIG. 2.10 – Traitement d'une classe dans l'algorithme E-UEP-MPC.

Quelle valeur de RSB choisir pour tester cette QoS? D'après 2.3.3.2, la plus petite valeur de RSB, notée RSB_{min}^i et valant $\min_{j \in \mathcal{N}_i} |G_j|^2 \frac{E_s}{N_o}$ parmi les q_i sous-porteuses, est le candidat pour vérifier la QoS (2.1b) (d'indice π_i d'après la figure 2.10).

Comment calculer ce nombre de porteuses q_i pour la classe \mathcal{L}_i et identifier les porteuses qui seront sollicitées? q_i ne correspond pas à tout l'effectif de porteuses restantes mais au nombre de porteuses requises pour transmettre \mathcal{L}_i affublé d'une protection (de rendement de code) R_i , soit une taille binaire de $\frac{T_i}{R_i}$ bits ($= \tilde{S}_i$ d'après 2.3.2.3). Comme l'ordre de modulation est fixé pour une classe donnée (d'après 2.3.3.1), on en déduit aisément q_i . Ainsi, pour chaque couple (m_i, R_i) , on obtient le nombre de porteuses q_i adéquat, soit l'ensemble \mathcal{N}_i puisque ces dernières sont triées par gains (en amplitude) décroissants.

Le jeu de paramètres $(m_i, R_i, \mathcal{N}_i)$ vérifiant la QoS et minimisant la charge utile S_i sur la classe \mathcal{L}_i est finalement retenu. Cette procédure est réalisée autant de fois que les QoS sont vérifiées et tant que le débit symboles max sur le canal S_{max} n'est pas dépassé.

Si le canal n'est pas sélectif en fréquence (canal de Rayleigh), l'algorithme E-UEP-MPC décrit correspond à la solution E-UEP. Il s'agit donc d'une extension de l'algorithme E-UEP au cas d'un canal sélectif en fréquences.

2.3.3.5 Simulations

Performances en terme de qualité perçue

Les performances de l'algorithme E-UEP-MPC sont évaluées suivant le même protocole expérimental que précédemment (section 2.3.2.4 page 74) et sont comparées aux performances des algorithmes de l'Etat de l'Art ainsi que l'algorithme précédent E-UEP-MPP. On peut les visualiser sur la figure 2-11. Nous avons donc deux stratégies de transmission à débit source fixé (les schémas EEP, UEP) et deux stratégies de transmission à débit source variable (E-UEP-MPP, E-UEP-MPC).

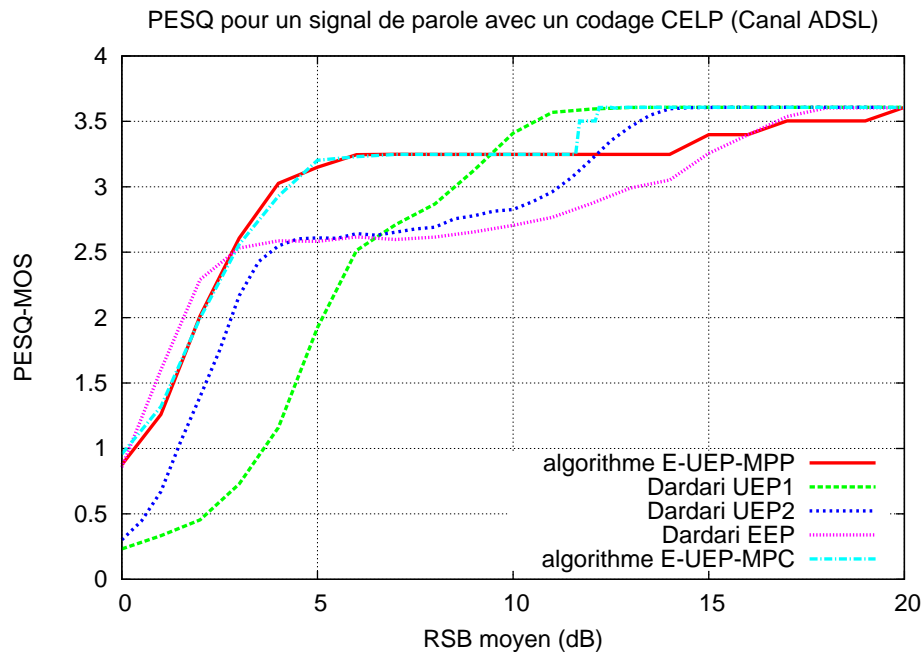


FIG. 2.11 – Evolution du débit source en fonction de l'état de canal

Si le point de fonctionnement correspond à la valeur de RSB moyenne minimale pour laquelle le MOS maximal accessible par la solution X pour trois classes transmises, notée $(\overline{RSB}_{min})_{\rightarrow Q_3}^X$, est atteint, nous pouvons observer que le schéma E-UEP-MPC surclasse les stratégies de l'Etat de l'Art sur toute la gamme de RSBs à l'exception de la gamme [9dB;12.2dB] où la stratégie Dardari UEP offre un meilleur MOS. En effet sur cette gamme de RSBs, nous obtenons un décalage du point de fonctionnement de $1.2dB$: $(\overline{RSB}_{min})_{\rightarrow Q_3}^{E-UEP-MPC} - (\overline{RSB}_{min})_{\rightarrow Q_3}^{UEP} = 11.7 - 10.5 = 1.2 dB$. La courbe d'E-UEP-MPC montre l'efficacité de notre procédure d'allocation : les QoS peuvent être garanties

à partir d'un $\overline{RSB} = 6 \text{ dB}$. En dessous de cette valeur, comme pour l'algorithme E-UEP-MPP, une configuration de transmission par défaut est assurée (qui peut correspondre à la même configuration que pour l'algorithme E-UEP-MPP). Au dessus de cette valeur, le MOS augmente par palier (par exemple $MOS^{E-UEP-MPC} = 3.25$ pour un $\overline{RSB} = 6 \text{ dB}$, $MOS^{E-UEP-MPC} = 3.5$ pour un $\overline{RSB} = 11.7 \text{ dB}$, $MOS^{E-UEP-MPC} = 3.61$ pour un $\overline{RSB} = 12.2 \text{ dB}$) au fur et à mesure que le débit source (en nombre de classes transmises) s'accroît.

Les meilleures performances de l'algorithme E-UEP-MPC que celles de l'E-UEP-MPP s'expliquent à travers l'aplatissement de canal sur la porteuse la moins bonne de la bande (que la stratégie E-UEP-MPP effectue), même si cette dernière n'est pas utilisée (car ayant une forte atténuation). L'algorithme E-UEP-MPC, quant à lui, classe par classe, utilise la porteuse la moins bonne (dans la portion de porteuses étudiées pour la classe traitée) comme porteuse de référence pour ce qui est de vérifier les contraintes (2.1b) page 56. C'est ce qui explique que l'augmentation du débit source (et des performances) pour le schéma E-UEP-MPC se fait pour des RSBs plus petits que pour l'E-UEP-MPP : 3 classes transmises pour un $\overline{RSB} \geq 12 \text{ dB}$ pour l'E-UEP-MPC, 3 classes transmises pour un $\overline{RSB} \geq 17 \text{ dB}$ pour l'E-UEP-MPP par exemple.

De la même manière que pour les algorithmes précédents, une configuration de transmission par défaut est prévue, lorsque les contraintes de QoS ne sont pas vérifiées. C'est le cas pour la gamme de RSBs inférieurs à -3 dB, quelle que soit la dynamique considérée comme l'atteste la figure 2-13 (le nombre de classes à transmettre étant minimisé par 1).

Influence de la dynamique du canal sur l'allocation de ressources

L'influence du canal sélectif en fréquence sur les sorties de l'algorithme précédemment décrit, exige de prendre en compte un ou plusieurs attributs caractérisant le milieu de transmission. Ces attributs vont nous permettre d'exhiber une famille de modèles de propagation et d'étudier l'impact de cette suite sur le débit source (variable) fourni par notre stratégie d'allocation. Pour disposer d'un nombre restreint de paramètres tout en définissant avec précision la fonction de transfert du canal, nous utiliserons une approximation du canal OFDM par fonction étagée [58]. Deux paramètres définissent cette fonction étagée : le niveau de chaque étage (correspondant aux amplitudes des gains du canal) et la longueur de chaque étage (correspondant à un multiple de la largeur de bande de chaque porteuse $\frac{B_u}{N_p}$). Si de surcroît, on considère une fonction à étages réguliers (de même longueur), cette génération du canal revient à se donner un \overline{RSB} (correspondant à peu de choses près à la valeur moyenne atteinte en plein milieu de la fonction étagée) et l'écart entre le niveau maximum et le niveau minimum de la fonction étagée, appelée dynamique du canal que l'on notera Δ . Fort de ces deux éléments bâtisseurs d'un canal sélectif en fréquence, les RSBs $\left\{ |G_j|^2 \frac{E_s}{N_o} \right\}_{j \in \llbracket 1, N_p \rrbracket}$ de chaque porteuse sont générés de manière à suivre une décroissance linéaire (en dB) autour de la valeur moyenne. En d'autres mots :

$$RSB_{j(\text{dB})} = |G_j|^2 \frac{E_s}{N_o} \Big|_{(\text{dB})} = \overline{RSB}(\text{dB}) + \left(\frac{\Delta}{2N_p} - j + 1 \right) \text{ avec } j \in \llbracket 1, N_p \rrbracket, \quad (2.12)$$

Précisons que la dynamique Δ du canal reflète la différence de RSBs entre la meilleure et la moins bonne porteuse de la bande utile du canal et illustre de manière numérique cette sélectivité fréquentielle du canal. En outre : $\Delta(\text{dB}) = \max_{j \in \llbracket 1, N_p \rrbracket} \text{RSB}_j(\text{dB}) - \min_{j \in \llbracket 1, N_p \rrbracket} \text{RSB}_j(\text{dB})$.

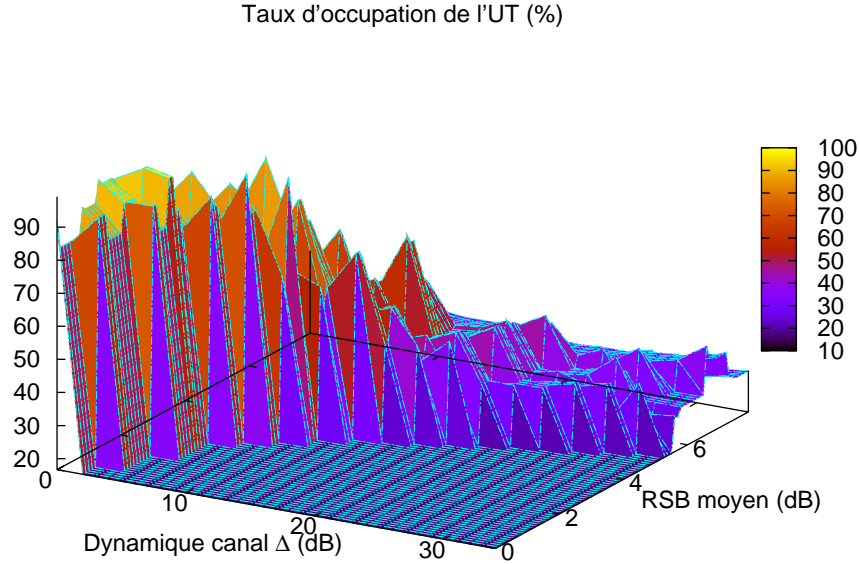


FIG. 2-12 – Taux d'occupation d'une UT OFDM par rapport aux paramètres du canal

La figure 2-12 décrit les variations du taux d'occupation de l'UT (défini comme étant le rapport entre le nombre de porteuses allouées pour la transmission de l'UT et le nombre de porteuses total disponible N_p) par rapport à la charge utile maximale S_{max} en fonction des paramètres du canal. L'adaptation de l'algorithme est fortement liée à la politique d'allocation des porteuses. En effet, la figure 2-12 montre que le taux d'allocation baisse lorsque le \overline{RSB} augmente. Dans la gamme de forts \overline{RSB} , la transmission des classes s'effectue essentiellement sur un faible nombre de porteuses de plus hauts RSBs.

Ces canaux de RSB élevé sont capables de supporter des transmissions avec des modulations d'ordre le plus élevé (dans notre cas, il s'agira de MAQ-64) et des rendements de code à faible performance, tout en respectant les QoS.

La figure 2-13 présente le débit source en terme de nombre de classes transmises I^* fourni par l'E-UEP-MPC, en fonction du \overline{RSB} et de la dynamique de canal. Elle illustre la forte adaptation du débit source aux \overline{RSB} surtout entre 0 et 8 dB et à la dynamique du canal : dans cette gamme, le débit a tendance à diminuer sitôt que la dynamique augmente. Ce phénomène s'explique par le simple fait que le nombre de porteuses de faible RSB augmente en effectif lorsque la dynamique (et donc la sélectivité) augmente et que ce sont ces porteuses qui sont les plus contraignantes du point de vue de la QoS. Pour de grandes valeurs de RSBs (supérieures à 10 dB), le débit source atteint son maximum ($I^* = 4$) et ne requiert aucune adaptation de débit, car les conditions de transmission sont suffisamment bonnes pour envoyer toutes les classes.

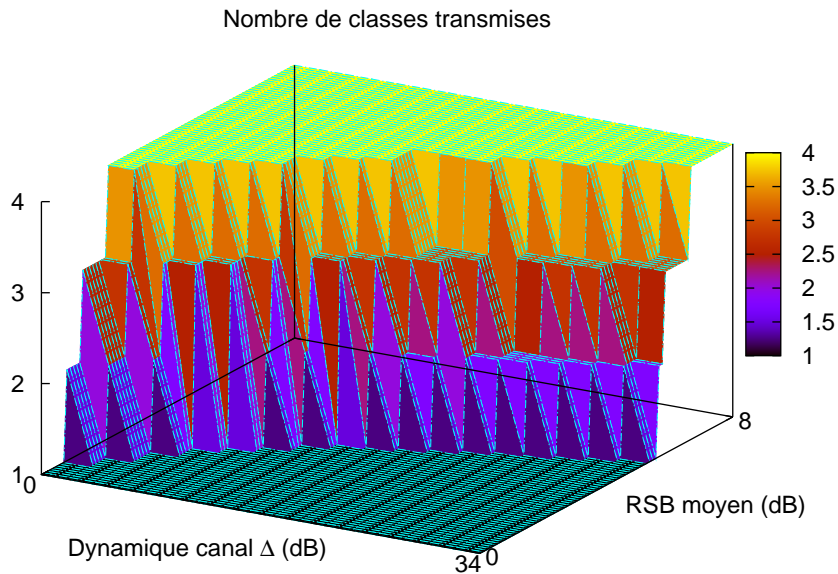


FIG. 2.13 – Evolution du débit source d'une UT par rapport aux paramètres du canal

2.3.4 L'algorithme *Extreme UEP Hybride (E-UEP-H)*

Si les deux méthodes précédentes offrent des performances supérieures à celles de l'Etat de l'Art, elles rencontrent néanmoins certaines limitations :

1. l'algorithme E-UEP-MPP utilise la valeur minimale de RSB équivalent BPSK $\frac{E_b}{N_o eq}$ sur toute la bande OFDM. Il nivelle par le bas les performances d'une telle stratégie de transmission : certaines portions ou totalité de classes sont surprotégées, gaspillant de la charge utile et limitant le recours à un nombre de classes transmises supérieur.
2. l'algorithme E-UEP-MC distribue la même modulation au sein d'une même classe, alors que cette dernière est transmise sur des porteuses j à l'état (RSB_j ou $|G_j|^2$) variable. Si la contrainte de QoS est vérifiée sur la porteuse "la moins bonne", on devine qu'elle l'est également sur les autres porteuses (en particulier les "meilleures" porteuses) mais rien ne nous dit que l'on n'aurait pas pu vérifier cette même QoS sur les "meilleures porteuses" avec des modulations "moins performantes" (que celle employée sur la porteuse la "moins bonne") économisant de la charge utile et des porteuses pour transmettre une nouvelle classe.

Dans les deux cas, le fait de ne s'en remettre qu'à une seule valeur de paramètre (une modulation pour plusieurs porteuses de gain variable, un RSB équivalent de référence pour toutes les classes) occasionne un gaspillage des ressources utilisées.

2.3.4.1 Principes de la stratégie

On souhaite donc concevoir une stratégie qui platifie le canal (comme pour l'algorithme E-UEP-MPP) non pas par rapport à un RSB équivalent (égal à RSB_{min}) sur toute la bande OFDM, mais localement à chaque classe (comme pour l'algorithme E-UEP-MPC) avec une référence RSB local à chaque classe.

Pour chaque classe, on utilisera les ordres de modulation sur chaque porteuse $j \in \mathcal{N}_i$ allouée à la classe pour platifier le canal tout en allouant un rendement de code R_i pour protéger la classe, conformément à la QoS.

Le diagramme 2-14 synthétise le traitement d'une classe de données.

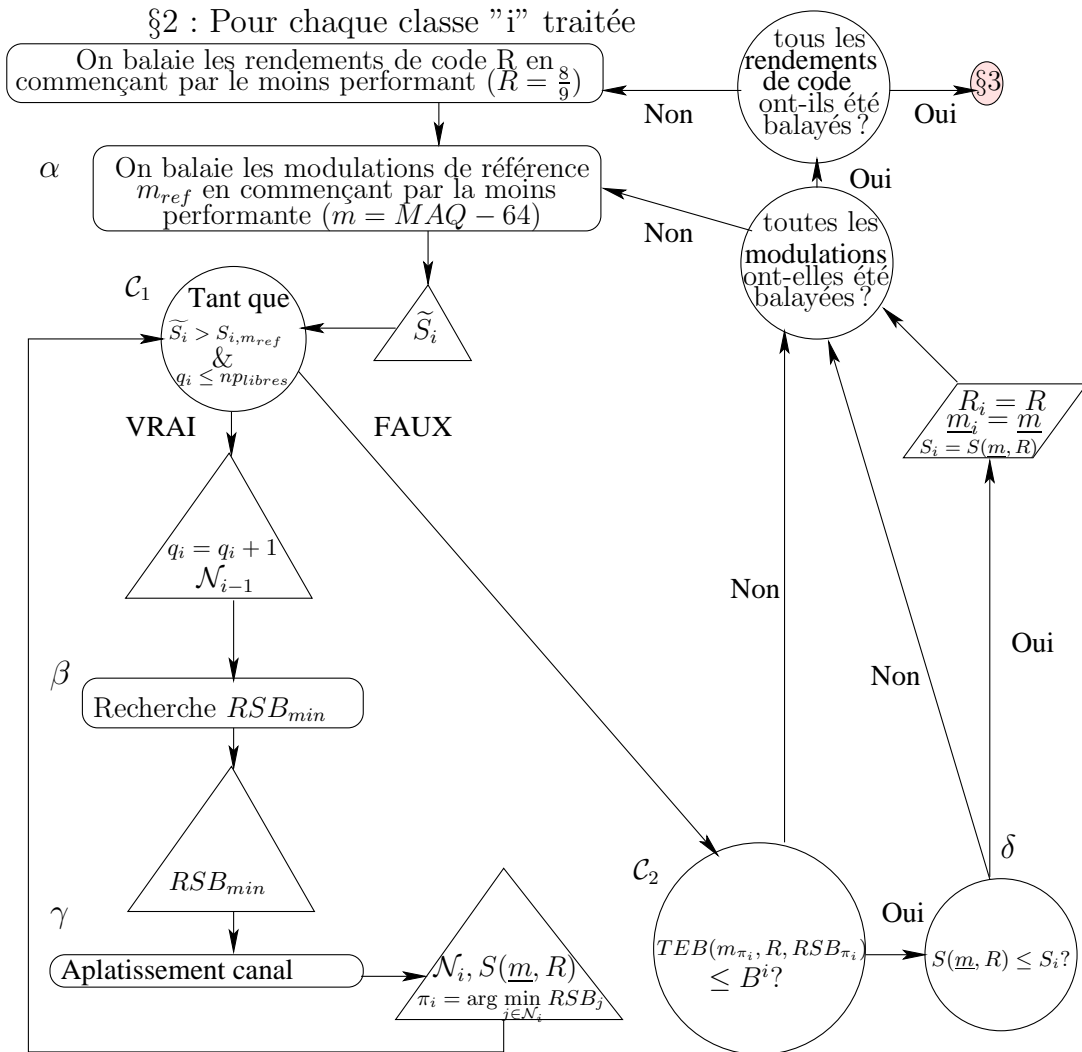


FIG. 2.14 – Traitement d'une classe dans l'algorithme E-UEP-H.

2.3.4.2 Allocation de porteuses et des modulations

Cette partie décrit l'étape d'allocation des modulations sur les porteuses transportant la $i^{\text{ème}}$ classe \mathcal{L}_i . Le rendement de code R associé à cette classe est pour l'instant supposé connu. Nous supposons à nouveau que les porteuses sont triées par ordre décroissant de RSBs.

Position du problème pour la classe i

Les contraintes de QoS (2.1b) sont évaluées pour chaque porteuse j parmi les q_i affectées au transport de \mathcal{L}_i . La sélection des modulations m_j à affecter sur chaque porteuse j doit respecter cette contrainte en garantissant le TEB_j en dessous de la borne supérieure $B^{(i)}$ tout en minimisant le nombre de symboles S_i transmettant \mathcal{L}_i . Augmenter l'ordre de modulation allouée à la porteuse j augmente son TEB mais diminue en retour le débit symboles S_i . Par conséquent, le choix optimal de l'ordre de modulation pour la porteuse j revient à sélectionner la plus grande taille symbole possible qui vérifie un TEB inférieur à $B^{(i)}$, et donc finalement qui se rapproche le plus possible de $B^{(i)}$ par valeurs inférieures. Ce qui est équivalent à faire tendre le canal vers un canal à atténuation quasi constante ou à RSB équivalent quasi constant dans la largeur de bande sur laquelle est transmise la classe \mathcal{L}_i .

RSB équivalent modulation de référence

Reprenons le RSB équivalent introduit (à la section 2.3.2.1), en généralisant sa définition. En adoptant les mêmes notations que (2.3.2.1), nous désignons par $\mathcal{P}_e^{(m)}(RSB_j)$ la probabilité d'erreur binaire de transmettre un symbole de taille m avec un RSB_j sur la $j^{\text{ème}}$ porteuse. Nous définissons le RSB équivalent relatif à la modulation de référence m_{ref} comme étant la valeur de RSB vérifiant la relation suivante :

$$RSB_j^{(m)} \Big|_{m_{ref}}^{eq} = \mathcal{P}_e^{(m_{ref})^{-1}}(\mathcal{P}_e^{(m)}(RSB_j)). \quad (2.13)$$

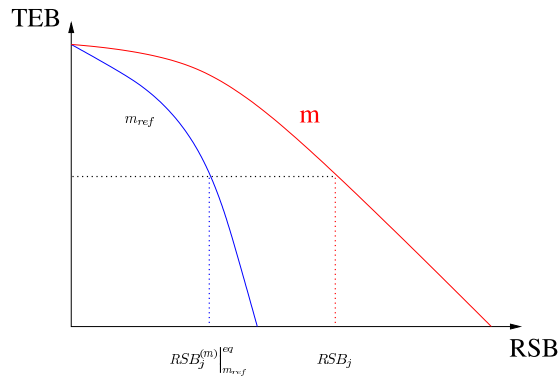


FIG. 2.15 – RSB équivalent relatif à la modulation de référence m_{ref} .

En d'autres mots, la transmission d'un symbole de taille m sur la $j^{\text{ème}}$ porteuse avec un

$RSB = RSB_j$ atteint le même TEB que pour un canal BBAG équivalent sur lequel on transmettrait des symboles de taille m_{ref} avec un $RSB_j^{(m)} \Big|_{m_{ref}}^{eq}$ (figure 2-15).

Notons RSB_{min} la plus petite valeur sur toutes les porteuses (associées à \mathcal{L}_i) de RSB atteinte par une porteuse prenant en charge le transport d'une partie de la $i^{\text{ème}}$ classe. En vertu du tri (par gains décroissants) des porteuses, nous en déduisons : $RSB_{min} = RSB_{\pi_i}$, où π_i est la dernière porteuse parmi \mathcal{N}_i . Considérons le *RSB minimum équivalent de référence*, que l'on notera $RSB_{min} \Big|_{m_{ref}}^{eq}$: cette valeur correspond à la plus petite valeur de RSB des porteuses impliquées dans la transmission de la $i^{\text{ème}}$ classe sur lequel des symboles de taille m_{ref} sont utilisés. La porteuse considérée représente en fait la dernière π_i associée à RSB_{min} . En outre, $RSB_{min} \Big|_{m_{ref}}^{eq} = RSB_{\pi_i}^{(m_{ref})} \Big|_{m_{ref}}^{eq}$, et d'après (2.13), vaut également RSB_{min} . On retrouve cette étape dans la partie β du diagramme 2-14.

Aplatissement de canal

Pour une valeur de rendement de code R fixée, en supposant fixé le nombre de porteuses q_i allouées au transport de \mathcal{L}_i , nous aplatissons le canal sur ces q_i porteuses par rapport à une modulation de référence m_{ref} à définir (partie γ de la figure 2-14). De manière analogue à (2.3.2.1) (page 67), l'aplatissement du canal consiste à déterminer l'ordre de modulation m_j de chaque porteuse j de telle sorte que son *RSB équivalent* soit aussi proche que possible de la valeur de *RSB minimum équivalent de référence* par valeurs supérieures. La formulation mathématique de ce problème nous mène alors à redéfinir le critère de platitude pour chaque porteuse j par :

$$\mathcal{F}_j(m) = RSB_j^{(m)} \Big|_{m_{ref}}^{eq} - RSB_{min} \Big|_{m_{ref}}^{eq}, \quad (2.14)$$

$RSB_{min} \Big|_{m_{ref}}^{eq}$ ayant été défini au paragraphe précédent. Le processus d'aplatissement du canal se ramène (par analogie avec l'équation 2.9) au problème d'optimisation, dont la formulation mathématique correspond à :

$$\forall j \in \mathcal{N}_i, m_j^* = \arg \min_{m \in \mathcal{M}, m \geq m_{ref}} \mathcal{F}_j(m) \text{ avec } \mathcal{F}_j(m) \geq 0 \quad (2.15)$$

Précisons que cette minimisation est atteinte pour des ordres de modulation (m_j^* où $j \in \mathcal{N}_i$) supérieurs ou égaux à m_{ref} .

Les modulations adaptées $\underline{m}^* = (m_j^*)_{j \in \mathcal{N}_i}$ sont finalement obtenues et le canal est aplati par rapport à la *modulation de référence* m_{ref} et les q_i porteuses considérées. A ce stade, m_{ref} doit encore être choisie et les contraintes de QoS et de charge utile (2.1b) doivent être vérifiées.

Choix des modulations et politique d'allocation

Pour un rendement de code donné R , l'algorithme balaie toutes les combinaisons possibles de *modulations de référence* parmi \mathcal{M} (étape α de 2-14). Pour chaque *modulation de référence* m_{ref} traitée, la procédure d'aplatissement du canal s'applique aux q_i porteuses

encore disponibles de plus hauts RSBs, générant un jeu d'ordres de modulation adaptés $(m_j)_{j \in \mathcal{N}_i}$ par porteuse (étape γ de 2-14). Nous vérifions ensuite les contraintes suivantes, imposées par le système :

- la classe "rentre-t-elle" dans les q_i porteuses? Le nombre maximum de bits $S_{i,m_{ref}}$ que les q_i porteuses peuvent prendre en charge par le biais de la distribution des modulations est calculé par: $S_{i,m_{ref}} = N_{OFDM} \sum_{j \in \mathcal{N}_i} m_j$. $S_{i,m_{ref}}$ est comparée à la taille de la classe codée \mathcal{L}_i , soit \tilde{S}_i (condition \mathcal{C}_1 de 2-14). Dans le cas où la taille de la classe codée est trop grande pour tenir sur q_i porteuses, une autre valeur de *modulation de référence* est testée.
- La contrainte de QoS est-elle satisfaite? Puisque la procédure d'aplatissement de canal est imparfaite, $RSB_j^{(m)} \Big|_{m_{ref}}^{eq}$ présente encore de légères variations dans le voisinage de RSB suivant $RSB_{min} \Big|_{m_{ref}}^{eq}$. Cependant, compte tenu du tri décroissant des RSBs et du choix fixé des ordres de modulation (m_j^*) censés être supérieurs ou égaux à celui de la modulation de référence m_{ref} , $RSB_{min} \Big|_{m_{ref}}^{eq}$ reste encore la plus petite valeur de RSB équivalent RSB du canal aplati. La contrainte de QoS (2.1b) peut être vérifiée en utilisant uniquement le $TEB(m_{\pi_i}, R, RSB_{\pi_i})$ affectant la dernière porteuse π_i parmi \mathcal{N}_i , de modulation m_{π_i} et de RSB_{min} (condition \mathcal{C}_2 de 2-14). Si le TEB est supérieur à la borne $B^{(i)}$, une autre *modulation de référence* est testée.

Parmi les *modulations de référence* (et les distributions de \mathcal{L}_i sur les porteuses qu'elles induisent) et en ne gardant que celles qui vérifient les contraintes de charge utile ($S_{UT} \leq S_{max}$) et de QoS, la configuration $m_{ref}^*, (m_j^*)_{j \in \mathcal{N}_i}$ atteignant la valeur minimum de S_{i,m_{ref}^*} est finalement sélectionnée.

2.3.4.3 Allocation du rendement de code

Dans la partie précédente, l'allocation des ordres de modulations aux porteuses candidates à la prise en charge du transport de la classe est conditionnée à une valeur de rendement de code fixée. Dans cette partie, nous allons déterminer quelle valeur de R choisir.

Pour chaque classe i , l'algorithme balaie toutes les valeurs de rendement de code possible parmi \mathcal{R} . Pour chaque valeur de R , pour chaque *modulation de référence*, un aplatissement du canal est appliqué. Il en résulte des ordres de modulation sur la distribution des porteuses optimales mais également la valeur de $TEB(m_{\pi_i}, R, RSB_{\pi_i})$ utilisée pour vérifier les contraintes de QoS. Si la QoS est satisfaite, R est un candidat pour protéger la $i^{\text{ème}}$ classe. Il est retenu s'il minimise la charge utile S_i parmi tous les rendements de code balayés (étape δ de 2-14). On teste ensuite le rendement de code suivant jusqu'à balayer tout l'ensemble \mathcal{R} .

Dans le cas où aucune valeur de R ne vérifie la QoS, on ne transmettra pas la $i^{\text{ème}}$ classe et l'algorithme s'arrêtera à $I^* = i - 1$, sauf s'il s'agit de la première classe auquel cas, elle sera transmise avec une configuration de protection par défaut.

Par ailleurs, la procédure d'allocation de ressources s'arrête dès qu'une ressource est épuisée (il peut s'agir du nombre maximum de classes à transmettre I_{max} ou de la charge utile $\max S_{max}$).

2.3.4.4 Remarques

Les analogies entre l'algorithme E-UEP-H et les deux schémas (E-UEP-MPP et E-UEP-MPC) dont la solution hybride E-UEP-H s'inspire dévoilent néanmoins des distinctions de fond :

- pour l'algorithme E-UEP-MPP, l'aplatissement de canal est indépendante du choix du rendement de code et est donc réalisée une seule fois, en fonction du RSB équivalent (modulation BPSK) le plus petit sur toute la bande. Dans la version hybride, les choix du couple (rendement de code, modulation de référence) vont conditionner le nombre de porteuses sur lequel l'aplatissement de canal est réalisé (local à chaque classe). En changeant de couple, on amorce un nouvel aplatissement de canal. Cela rend la procédure hybride plus coûteuse en temps de calcul, puisqu'on sollicite autant d'aplatissements de canal que de couples à tester, et ceci, classe par classe.
- pour l'algorithme E-UEP-MPC, nous avons une modulation (de référence) par classe. Elle peut ne pas être utilisée pour l'algorithme E-UEP-H. Supposons par exemple que l'on platifie le canal sur q_i porteuses vérifiant chacune la contrainte de QoS mais que la classe ne "rentre pas" (figure 2-16 §1).

Taille de la classe $T_i = 15$ bits

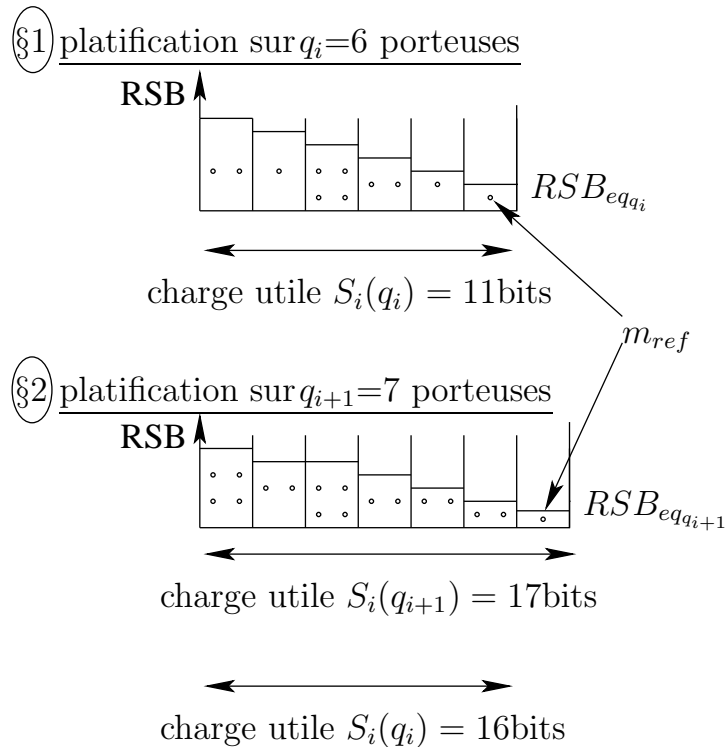


FIG. 2-16 – Allocation binaire et platification de canal de la classe i

On est contraint de considérer $q_i + 1$ porteuses où la porteuse rajoutée est de RSB le plus petit. Si on alloue la modulation la plus performante (de TEB le plus petit)

sur cette porteuse alors :

$$RSB_{eq|q_{i+1}} \leq RSB_{eq|q_i}. \quad (2.16)$$

On platifie alors le canal avec une référence plus petite $RSB_{eq|q_{i+1}}$ sur q_{i+1} porteuses (figure 2-16 §2), favorisant l'utilisation de modulations moins performantes que pour la platification à q_i porteuses. La charge utile va donc augmenter et on a : $S_i(q_i) \leq S_i(q_{i+1})$ (figure 2-16 §2). Cette augmentation de la charge utile permettra peut-être de rentrer la classe dans les q_i porteuses sans utiliser la plus petite (la $q_{i+1}^{\text{ième}}$). Si cette dernière est la seule à utiliser la modulation m_{ref} dans la platification de canal, m_{ref} ne sera donc pas utilisée.

2.3.4.5 Simulations

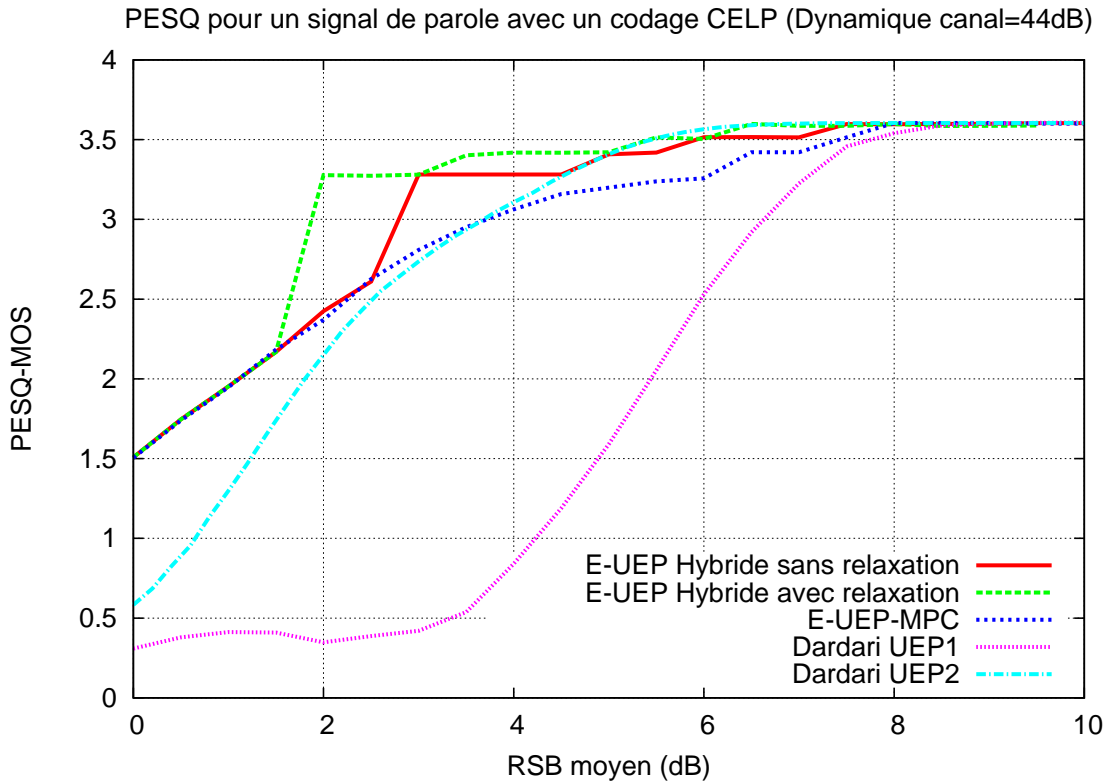


FIG. 2-17 – Evolution du débit source en fonction de l'état de canal

La figure 2-17 présente les performances en terme de qualité perçue du signal de parole reçu de deux schémas de transmission : celui que nous venons de décrire (E-UEP-Hybride ici sans relaxation) et le précédent (E-UEP-MPC), toujours dans des environnements sélectifs en fréquences variant en fonction du RSB moyen du canal. Le canal choisi adopte la même distribution que celle donnée par la relation (2.12).

Le canal de propagation considéré n'étant plus ADSL, la configuration UEP Dardari (tableau 2-3) n'est plus aussi performante sur ce canal qu'elle ne l'était sur le canal ADSL, c'est la raison pour laquelle nous intégrons une seconde configuration UEP de transmission

de quatre classes, nommée *Dardari UEP2*. Cette dernière est construite comme le fut la précédente (*Dardari UEP*), en se référant à la première configuration de transmission de 4 classes qui vérifie les QoS pour l'E-UEP-MPC⁶. La figure 2-17 montre bien la supériorité de *Dardari UEP2* sur *Dardari UEP*.

Dans toutes les gammes de RSBs moyen, le schéma E-UEP-H surpasse l'algorithme E-UEP-MPC (et donc l'E-UEP-MPP). Ces bonnes performances héritent de la propriété d'adaptation du débit source propre à tous les autres algorithmes d'E-UEP présentés dans cette thèse, à la différence des schémas UEP qui même en s'adaptant à la sélectivité fréquentielle du canal [22] (en ne retenant que 50% des meilleurs porteuses) ne tronquent jamais les données sources émises. Un apport spécifique de cette solution de transmission reste la politique d'allocation de porteuses : basée sur un aplatissement du canal local sans surprotection excessive de l'information. Le RSB équivalent modulation de référence varie d'une classe à l'autre et concerne la moins bonne porteuse utilisée pour transmettre la classe. Il n'y a donc pas de nivellement par le bas à la différence de l'E-UEP-MPP, ni de surprotection d'une partie des classes de données inutile à la différence de l'algorithme E-UEP-MPC. C'est ce dernier phénomène qui explique l'écart de performances entre la stratégie E-UEP-MPC et E-UEP-Hybride.

Donnons-nous une définition du point de fonctionnement pour quantifier ce différentiel de performances. Le point de fonctionnement désigne la plus petite valeur de \overline{RSB} pour laquelle la qualité Q_i est atteinte ($i = 1,2,3$) par l'algorithme X, notée $(\overline{RSB}_{min})_{\rightarrow Q_i}^X$. Si $i=1$, le différentiel est égal à 3 dB⁷, tandis que pour $i=2$, il est de 1.5 dB⁸ ou encore 0.5 dB pour $i=4$ ⁹. On peut montrer que ce décalage du point de fonctionnement est d'autant plus marqué que le nombre de porteuses sollicitées par classe s'élève. En l'occurrence, lorsque la taille des classes de données diminuent ou stagnent ($T_1 > T_2 = T_3 = T_4$), le décalage du point de fonctionnement diminue ou stagne (comme c'est le cas ici). On trouvera en annexe D dans le cas d'une transmission d'images l'illustration d'un tel phénomène lorsque la taille des classes augmente (augmentation du décalage du point de fonctionnement).

Nous avons défini section 2.2.3.5 page 62 notre stratégie de choix des qualités de services. Il faut préciser qu'en pratique ces QoS peuvent également s'exprimer en terme de pourcentage de conformité par rapport à une ressource, le temps par exemple : "la qualité de service est garanti pendant X% du temps" [13]. Cela permet de relâcher les contraintes et d'améliorer les performances. Nous allons appliquer cette conception de conformité sur la ressource fréquentielle, à savoir les porteuses sollicitées pour véhiculer nos données multimédia. Compte tenu de la contrainte de QoS 2.1b, cette surestimation peut sembler sévère parfois, au point d'envisager une relaxation en autorisant un pourcentage β (inférieur à 100%) de la classe traitée \mathcal{L}_i à vérifier les contraintes de QoS 2.1b. En notant $\mathcal{N}_i^{(\beta)}$ l'ensemble de porteuses chargées de transporter les $\beta \tilde{S}_{UT}$ premiers bits de \mathcal{L}_i , les contraintes de QoS seront finalement formulées en considérant la plus mauvaise configuration de TEB sur la distribution de sous-porteuses $\mathcal{N}_i^{(\beta)}$:

6. Et pas l'E-UEP-H qui, certes est plus performant que l'E-UEP-MPC, mais qui ne fonctionne pas à modulation fixée par classe (mais par porteuse) comme cela est imposé chez [22]

7. car $(\overline{RSB}_{min})_{\rightarrow Q_1}^{E-UEP-MPC} = 6 \text{ dB}$ et $(\overline{RSB}_{min})_{\rightarrow Q_1}^{E-UEP-Hybride} = 3 \text{ dB}$

8. car $(\overline{RSB}_{min})_{\rightarrow Q_2}^{E-UEP-MPC} = 6.5 \text{ dB}$ et $(\overline{RSB}_{min})_{\rightarrow Q_2}^{E-UEP-Hybride} = 5 \text{ dB}$

9. car $(\overline{RSB}_{min})_{\rightarrow Q_4}^{E-UEP-MPC} = 8 \text{ dB}$, $(\overline{RSB}_{min})_{\rightarrow Q_4}^{E-UEP-Hybride} = 7.5 \text{ dB}$

$$\forall i \in \llbracket 1, I \rrbracket, TEB_i \approx TEB_{\pi_i^\beta}^{(i)} \leq B_i \text{ avec } \pi_i^\beta = \arg \min_{j \in \mathcal{N}_i^{(\beta)}} |G_j|^2.$$

Si cette relaxation est raisonnable ($\beta = 90\%$ pour le schéma de transmission avec relaxation figure 2.17), les performances ne s'en trouveront guère affectées. Au contraire, elles n'en seront qu'améliorées puisque l'algorithme E-UEP Hybride avec relaxation peut atteindre la même QoS cible que pour l'E-UEP Hybride pour un \overline{RSB} plus faible (par exemple Q_2 est atteinte à partir d'un $\overline{RSB} = 5 \text{ dB}$ alors qu'en relaxant les contraintes, elle l'est dès $\overline{RSB} = 3.5 \text{ dB}$, Q_4 est atteinte à partir d'un $\overline{RSB} = 7.5 \text{ dB}$ alors qu'en relaxant les contraintes, elle l'est dès $\overline{RSB} = 6.5 \text{ dB}$). Au point de surpasser les algorithmes de l'Etat-de-l'Art Dardari UEP1 et UEP2 sur toute la plage de RSBs y compris lorsque les conditions de canal sont bonnes (à l'exception de la gamme [5.5dB;6.5dB]), là où les précédents algorithmes E-UEP (E-UEP-MPP, E-UEP-MPC) affichaient leurs limites.

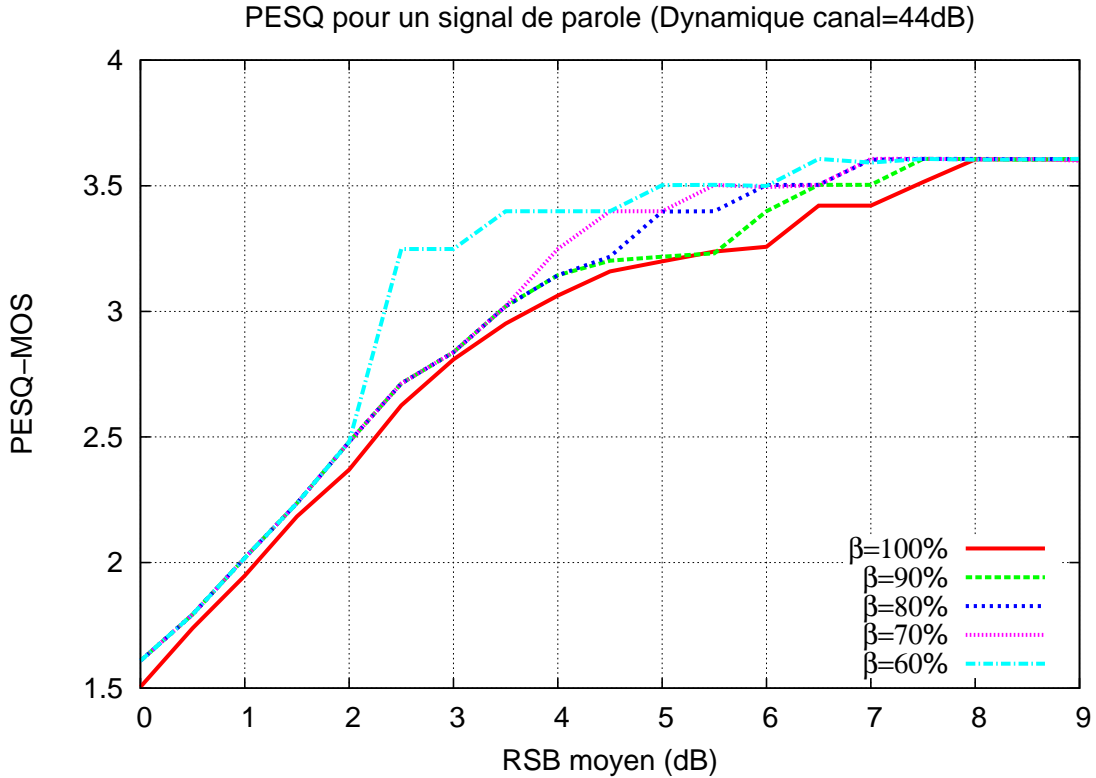


FIG. 2-18 – Relaxation des contraintes sur l'algorithme E-UEP-MPC

En revanche, à trop assouplir les contraintes, les performances s'en trouveront dégradées, l'algorithme ne gaspillant que peu de ressources (par opposition à la solution E-UEP-MPC où la marge de relaxation est plus grande comme le souligne la figure 2.18).

Notons enfin que le gain en performances apporté par la relaxation est plus réduit dans l'E-UEP-H que dans l'E-UEP-MPC, compte tenu du fait que l'E-UEP-H gaspille moins de ressources que l'E-UEP-MPC.

2.3.5 Remarques

Supposons que le transport d'une classe nécessite un nombre de symboles qui n'est pas un multiple de N_{OFDM} . Cela signifie qu'elle ne sera pas transmise sur la totalité des porteuses concernées : certaines (une seule) ne seront pas entièrement sollicitées et il sera possible d'utiliser le reliquat de symboles à transmettre sur cette porteuse pour la classe suivante. On a donc affaire à un chevauchement de deux classes adjacentes sur une seule porteuse (figure 2-19).

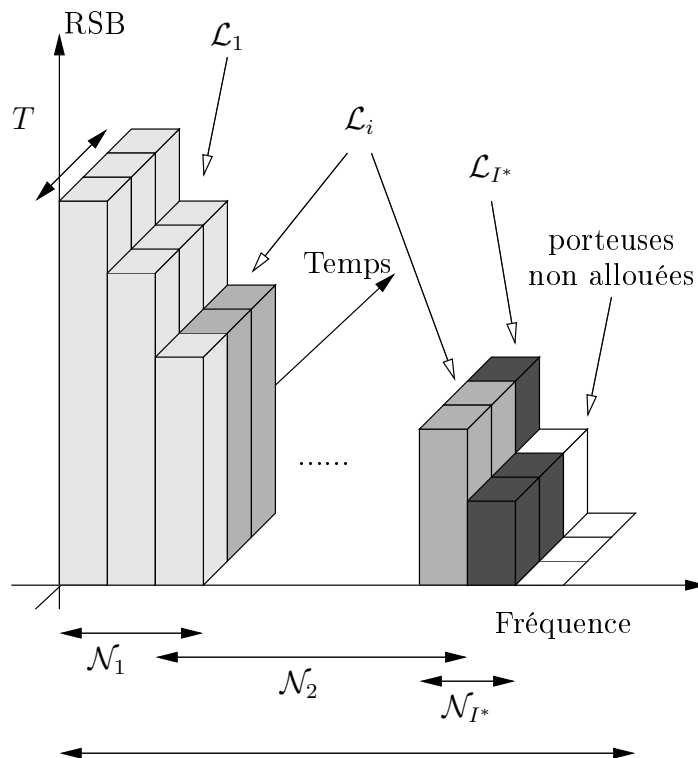


FIG. 2-19 – Politique d'allocation des porteuses

La classe suivante exploite donc l'espace libre laissé par la classe précédemment traitée, avec une modulation distincte si l'on s'appuie sur la solution E-UEP-MPC. On peut alors avoir des symboles de tailles différentes (associées à des classes différentes) sur une même porteuse. Dans le cas des stratégies E-UEP-MPP et E-UEP-Hybride, l'aplatissage du canal par allocation des ordres de modulation nous impose de travailler avec **une modulation et une seule, par porteuse**. Ce qui définit une mise en symbole suivant l'ordre de modulation employé sur la porteuse pour les premiers bits de la classe suivante.

Pour résumer, nous pouvons avoir deux portions de classes différentes qui sont transmises sur une même porteuse pour une transmission sur canal sélectif en fréquence, avec deux philosophies de mise sous symbole par porteuse : constante (une modulation par porteuse : E-UEP-MPP et E-UEP-Hybride) ou variable (une modulation par classe : E-UEP-MPC). Notons enfin que de manière duale, la philosophie de mise sous symbole par classe est rendue variable pour les algorithmes E-UEP-MPP et E-UEP-Hybride, constante pour

l'algorithme E-UEP-MPC.

2.4 Complexité algorithmique

Nous nous proposons de calculer la complexité algorithmique pour les trois stratégies de transmission présentées dans ce chapitre. Ce qui nous permettra de sélectionner la solution d'allocation de ressources offrant le meilleur compromis (*temps de calcul, performances*) pour les chapitres suivants.

Le calcul de la complexité asymptotique pour catégoriser les algorithmes sur le banc d'essai est fourni par le tableau 2.4. Le nombre d'opérations élémentaires (dans le pire cas) dépend de plusieurs variables : le nombre de rendements de code $Card(\mathcal{R})$, de modulations $Card(\mathcal{M})$, le nombre de classes d'importance total I_{max} et le nombre de porteuses N_p . Asymptotiquement parlant, on peut raisonnablement supposer que tous les paramètres sont négligeables devant N_p , puisque cette dernière est le plus souvent la ressource utile qui augmente le plus vite avec l'évolution des services sur les réseaux multimédia.

E-UEP-MPP	E-UEP-MPC	E-UEP-H
$O(N_p)$	$O(N_p)$	$O(N_p^2)$

TAB. 2.4 – Complexité des algorithmes d'allocation de ressources

La complexité de E-UEP-H s'explique par le fait que la procédure d'aplatissement du canal est réalisée autant de fois que de nombre de rendements de code, de modulation de référence, de nombre de porteuses et de nombre de classes à transmettre, à la différence de la procédure E-UEP-MPP qui n'en requiert qu'une seule en première étape.

Si les performances de la procédure E-UEP-H surpassent les deux autres, la puissance de calcul requise pour y parvenir ($O(N_p^2)$) n'invite pas à la sélectionner en pratique. En privilégiant une nouvelle fois le compromis (qualité perçue, temps de calcul), notre choix d'algorithme se portera sur la stratégie E-UEP-MPC dans les chapitres à venir.

2.5 Conclusion

Nous venons de présenter plusieurs solutions de transmission des données scalables en minimisant la charge utile, dans les cas de canaux non sélectifs et sélectifs en fréquence. Ces stratégies, basées sur une philosophie de codage source/canal conjoint, présentent plusieurs avantages et innovations communes :

- du point de vue de la source : elles prennent en compte une mesure de sensibilité du flux source compressé aux erreurs de transmission, aisée à mettre en oeuvre (cf. 1.2.4.2 page 45) et **indépendante du codeur source**,
- du point de vue de la couche physique : elles considèrent **un paramètre peu usité** dans les schémas UEP : la quantité de données sources transmises (ou encore le nombre de classes transmises). Elles retiennent un **nombre élevé de paramètres** :

rendement de code, ordre de modulation, nombre de classes à transmettre, nombre et indices de porteuses.

- du point de vue de la couche MAC : si ces algorithmes sont sous-optimaux, ils se révèlent compétitifs par la faible complexité qui les caractérise. Par ailleurs, ils répondent à un problème d'allocation de ressources de plus en plus fréquent : maximiser la quantité de données source transmise sous contrainte de QoS (ou de distorsion) en minimisant l'utilisation d'une des ressources (ici la charge utile). Ces problèmes sont communs à tous les réseaux hétérogènes multi-utilisateurs et multi-services.

La solution que nous avons proposée dans le cas Rayleigh (E-UEP) a le mérite de combiner autant de paramètres d'allocation de ressources pour transmettre conformément aux exigences système (portant sur le débit, sur la QoS) les données multimedia, de manière simple (en complexité et mise en oeuvre). Dans le cas d'un canal sélectif en fréquence, la situation est différente ce qui a amené à utiliser une partie des ressources pour rendre le canal "plus" plat en fréquence. Afin de réaliser cette tâche, deux raisonnements simples ont été alors avancés :

- *Extreme UEP Modulation Par Porteuse (E-UEP-MPP)*. Il s'agit d'allouer astucieusement les ordres de modulation par porteuse de façon à ce qu'un canal discret équivalent "le plus plat" possible soit obtenu sur toute la bande et de raisonner ensuite comme dans le cas de la solution E-UEP mais en ne considérant que les rendements de code à allouer (avec la modulation de référence qui est la BPSK).
- un canal peut être aplati localement, classe par classe, avec une seule valeur de RSB en entrée de l'algorithme (ce qui correspondrait ni plus ni moins à l'algorithme E-UEP avec une entrée différente pour chaque classe) avec une modulation allouée par classe : *Extreme UEP Modulation Par Classe : E-UEP-MPC*.

Les résultats obtenus nous ont naturellement encouragés à combiner ces deux facteurs en proposant une solution dite *hybride E-UEP-H* surpassant les deux précédentes et pour laquelle le gaspillage des ressources est minimisée (si on en juge le fait que la marge de relaxation des contraintes est très réduite comparée à l'algorithme E-UEP-MPC par exemple).

Nous avons ainsi présenté de manière constructive un algorithme d'allocation de ressources (sur les ordres de modulation, le rendement de code, les numéros de porteuses, le nombre de classes à transmettre) flexible pour les canaux sélectifs et non sélectifs en fréquence car adaptant son débit source par la possible troncature des classes de données et répondant aux contraintes de QoS et de charge utile (à minimiser) imposée par l'utilisateur du service multimédia considéré.

Ce schéma de transmission est donc standardisable à de nombreux réseaux.

2.5. CONCLUSION

Chapitre 3

Optimisation des ressources par maximisation de la robustesse aux erreurs d'estimation du canal

L'homme est malmené non pas tant par les événements que, surtout, par ce qu'il pense des événements. (Montaigne, Essais)

Les schémas d'adaptation de lien présentés dans le chapitre 2 ont tous été développés dans le cas idéal où le canal était parfaitement connu à l'émetteur. Cependant, la seule information disponible à l'émission n'est qu'une estimation partielle du canal transmis du récepteur par voie de retour. Cette estimation étant obtenue au moyen d'une séquence d'apprentissage (ou symboles pilotes) la plus courte possible, il devient alors intéressant d'étudier l'impact de la taille de cette séquence sur les performances des algorithmes précédemment décrits. Ce sera la première motivation de ce chapitre. Dans un second temps, nous en déduisons des solutions minimisant cet impact pour assurer la stabilité des performances.

3.1 Robustesse des transmissions de données scalables

3.1.1 Erreur d'estimation du canal

Le contraire de la vérité est la fausseté : quand elle est tenue pour vérité, elle se nomme erreur. (Kant)

3.1.1.1 Origine

La connaissance du canal étant en réalité imparfaite, elle comporte des erreurs dont les origines sont multiples :

- la variation temporelle du canal peut générer un retard lié à la transmission par feedback du CSI, du récepteur vers l'émetteur. Ainsi un écart néfaste entre la mesure réalisée à l'instant t et la valeur effective des paramètres (gain complexe) du

canal à l'instant $t + \delta t$ peut se produire. [30] étudie son impact sur des canaux à évanouissements par exemple,

- l'estimation du canal par le récepteur pourrait être parfaite mais la transmission de cette information vers l'émetteur est dégradée (bruit de quantification par exemple [89]),
- la mauvaise estimation du canal liée à l'influence du bruit à la réception [54], [95].

3.1.1.2 Modélisation de l'erreur d'estimation du canal

Dans la suite de cette thèse, on suppose que l'erreur d'estimation des gains (complexes) est une variable aléatoire gaussienne complexe circulaire additive de moyenne μ_ε et de variance σ_ε^2 . On formule l'hypothèse supplémentaire que les parties réelle et imaginaire de cette variable aléatoire complexe, notées respectivement ε_r et ε_i , ont même variance $\frac{1}{2}\sigma_\varepsilon^2$. Le calcul suivant privilégie la troisième origine de l'erreur d'estimation du canal en liant erreur d'estimation et bruit du récepteur. On montre en Annexe C que :

$$\begin{cases} \mu_{\varepsilon_j} = 0 & (3.1a) \\ \sigma_{\varepsilon_j}^2 = \frac{\sigma_n^2}{N_{SP}}, j \in \llbracket 1, N_p \rrbracket & (3.1b) \end{cases}$$

Puisque la variance d'erreur d'estimation du canal σ_ε^2 ne dépend que de la variance du bruit σ_n^2 et du nombre de symboles pilotes utilisées pour réaliser l'estimation du canal N_{SP} , on en déduit que toutes les porteuses subissent le même σ_ε^2 .

3.1.1.3 Modélisation de l'erreur d'estimation du RSB

La prise en compte de l'erreur d'estimation du canal a pour objet de garantir la préservation des performances attendues sur le service multimédia fourni à l'utilisateur. Ceci exige de corriger les mesures effectuées sur les paramètres du canal en vue de ne pas surestimer l'environnement de propagation¹. Le caractère complexe des gains du canal ne favorise pas une telle politique. Fort de ces considérations, nous nous intéressons à l'erreur d'estimation des rapports signal sur bruit $\Delta RSB_j = \left| \frac{\widehat{RSB}_j}{RSB_j} \right|$ en linéaire et $|\widehat{RSB}_{j,dB} - RSB_{j,dB}|$ en logarithmique, $\forall j \in \llbracket 1, N_p \rrbracket$.

Il va de soi que la *variable aléatoire réelle (v.a.r)* ΔRSB_j n'est pas gaussienne. L'annexe E nous renseigne sur la loi que suit ΔRSB_j : il s'agit d'une v.a.r à densité de type Khi deux décentrée généralisée de paramètres respectifs :

- $k = 2$ (car le gain du canal est complexe),
- $\lambda = |G_j|^2$,
- $\alpha = \frac{1}{2}\sigma_\varepsilon^2 = \frac{1}{2} \frac{\sigma_n^2}{N_{SP}} = \frac{N_o}{2N_{SP}}$,
- $\beta = 0$.

1. la pire configuration serait de considérer le canal moins dégradé qu'il ne l'est en réalité sauf s'il y a de l'ARQ.

Les deux premiers paramètres sont caractéristiques de la loi du Khi deux décentrée (le degré de liberté k , le paramètre de décentrage λ) tandis que les deux suivants (α et β) expriment l'extension de cette loi telle qu'elle est définie dans l'annexe E. Nous nous contenterons donc ici de calculer ces seuls moments d'ordre un et deux.

Le calcul de la moyenne de ΔRSB_j donne :

$$\mu_{X_j} = E\left(\frac{\frac{E_s}{N_o} |\hat{G}_j|^2}{\frac{E_s}{N_o} |G_j|^2}\right) = \frac{1}{|G_j|^2} E\left(|\hat{G}_j|^2\right), G_j \text{ étant déterministe. En développant (Annexe E)}$$

$$E(|\hat{G}_j|^2), \text{ on en déduit que :}$$

$$\mu_{X_j} = \frac{1}{|G_j|^2} \left(|G_j|^2 + 2 \frac{N_o}{2N_{SP}} \right) = 1 + \frac{N_o}{|G_j|^2 N_{SP}} = 1 + \frac{\sigma_\varepsilon^2}{|G_j|^2} \quad (3.2)$$

Le calcul de la variance de ΔRSB_j donne quant à lui :

$$Var(\Delta RSB_j) = Var\left(\frac{|\hat{G}_j|^2 \frac{E_s}{N_o}}{|G_j|^2 \frac{E_s}{N_o}}\right) = \frac{1}{|G_j|^4} \cdot Var\left(|\hat{G}_j|^2\right), \text{ ce qui donne finalement (cf Annexe E):}$$

$$Var(\Delta RSB_j) = \frac{1}{|G_j|^4} \times \frac{N_o}{N_{SP}} \left[\frac{N_o}{N_{SP}} + 2|G_j|^2 \right] = \left(\frac{\sigma_\varepsilon^2}{|G_j|^2} \right)^2 + \frac{2\sigma_\varepsilon^2}{|G_j|^2} \quad (3.3)$$

Les deux moments dépendent bien entendu du nombre de symboles pilotes N_{SP} , mais également du gain $|G_j|^2$. Par conséquent, ils varient d'une porteuse à l'autre, à la différence des moments de l'erreur d'estimation des gains ($\mu_{\varepsilon_j}^2$ et $\sigma_{\varepsilon_j}^2$). On retrouve alors le résultat connu suivant : pour une bonne estimation du canal sur toute la bande utilisateur B_u , il suffit d'introduire un nombre de symboles pilotes suffisant dans la séquence émise (auquel cas σ_{RSB}^2 tendra vers 0). Bien entendu, il n'est pas toujours possible de disposer d'une grande valeur de N_{SP} lorsque les variations du canal sont trop rapides temporellement.

Plus le gain sur la porteuse j est élevé, plus la variance et l'espérance d'erreur d'estimation du RSB_j seront faibles. Ainsi sur les canaux où l'atténuation est forte ($|G_j|$ faible), l'erreur commise sur le calcul du gain est élevée. Ceci signifie que l'erreur commise sera plus importante sur les mauvaises que sur les bonnes porteuses. On est incité à n'exploiter que les meilleures porteuses (pour les transmissions) et le moins possible. Le critère de minimisation de la charge utile dans nos solutions de transmission minore l'occupation spectrale et donc le nombre de porteuses utilisées. Ce critère, on le voit ici, se révèle une précaution profitable. De manière générale, dans le cas où les erreurs ne sont pas négligeables pour les meilleures porteuses, on peut imaginer que ces dernières peuvent rendre les bonnes porteuses mauvaises à l'estimation, reléguant les mauvaises *aux premiers rôles*. Ceci complique singulièrement le bon déroulement de tout algorithme d'allocation de porteuses par gains décroissants (comme c'est le cas depuis le début de cette thèse).

On mesure donc toute l'importance de ce paramètre dans un schéma de transmission qui se veut robuste aux erreurs d'estimation des paramètres de l'environnement.

3.1.2 Etude de la robustesse de l'algorithme E-UEP-MPC

3.1.2.1 Transmission d'images scalables au format JPEG-2000

Nous nous intéressons à la transmission progressive d'images fixes sur canal sélectif en fréquences. Il peut s'agir d'une transmission sur réseau hertzien d'images par raffinement progressif du contenu comme le transport d'images entre téléphones mobiles par exemple. Ce type d'application s'inscrit dans les transmissions sans fil d'images JPEG-2000 JPWL (JPEG-2000 Wireless) où les contraintes de bande passante et de résistance aux erreurs mettront davantage en évidence l'effet d'une mauvaise estimation des paramètres du canal (gain, RSB par porteuse) sur la qualité perçue des images reçues. En outre, dans un tel contexte, nous serons en mesure de quantifier la robustesse d'un des schémas décrit dans le chapitre 2 (E-UEP-MPC).

Dans une telle optique, on considère l'image couleur (à trois composantes, codées sur 8 bits chacune) "Lena", de résolution 512×512 compressée au format JPEG-2000, en adoptant une scalabilité en qualité déployée sur trois classes (le critère retenu étant le PSNR) :

$$Q_1 = 25 \text{ dB}, Q_2 = 35 \text{ dB}, Q_3 = 40 \text{ dB}.$$

Les tailles de classes (en octets) sont (par ordre décroissant d'importance) : $C_1 = 2205$, $C_2 = 61323$, $C_3 = 106740$. Par ailleurs, il apparaît nécessaire de prendre en compte la sensibilité et la structure de la source afin de minimiser convenablement l'impact des erreurs. Ainsi donc, et de manière analogue à la section 2.2.3.5, les QoS cibles pour chacune des classes de qualité sont calculées en mesurant la distorsion de chacune pour différentes exigences de la qualité maximum : 90%, 95% et 99% (tableau 3.1).

Pourcentage du PSNR maximum	TEB Classe \mathcal{L}_1	TEB Classe \mathcal{L}_2	TEB Classe \mathcal{L}_3
90%	$B_1 = 1,99.10^{-4}$	$B_2 = 3.10^{-5}$	$B_3 = 1,41.10^{-4}$
95%	$B_1 = 1,18.10^{-4}$	$B_2 = 1,56.10^{-5}$	$B_3 = 3.10^{-5}$
99%	$B_1 = 4,53.10^{-5}$	$B_2 = 4,73.10^{-6}$	$B_3 = 9,83.10^{-6}$

TAB. 3.1 – Configurations de QoS

En choisissant l'exigence la plus sévère (99%), nous obtenons les bornes supérieures de TEB suivantes :

$$B_1 = 4,53.10^{-5}, B_2 = 4,73.10^{-6}, B_3 = 9,83.10^{-6}$$

De manière analogue à la transmission audio traitée dans le chapitre précédent, les entêtes bénéficient d'une protection particulière et ne sont pas incluses dans les classes de sensibilité. Ceci n'empêche pas le décodeur source d'être robuste aux erreurs de transmissions (grâce notamment à l'usage de marqueurs) affectant les classes de sensibilité. Ainsi, il n'y aura aucun échec au décodage même si le rendu de l'image reconstruite peut souffrir considérablement de l'influence de ces erreurs dans le flux binaire compressé.

En vertu du volume important des classes de données imposé par la transmission d'images comparé à celui de la transmission de parole, les valeurs de charge, de bande utile utilisées dans le chapitre 2 doivent être revues à la hausse. Les paramètres de transmission retenus sont alors : le nombre de porteuses $N_p = 22400$ et la charge utile maximale S_{max} calibrée

sur un schéma standard de protection EEP de rendement de code $R = \frac{8}{18}$ de modulation MAQ-16 (pour un volume de données égal à 4 fois la taille de $\sum_{i=1}^3 \mathcal{L}_i$). On obtient la charge utile maximale $S_{max} = 3136000$. On en déduit $N_{OFDM} = \frac{S_{max}}{N_p} = 140$. Par ailleurs, l'énergie symbole est toujours constante et vaut 1.

3.1.2.2 Simulations

Les figures 3-1, 3-2 et 3-3 dépeignent les performances du schéma de transmission E-UEP-MPC soumis à différents régimes d'erreur d'estimation des paramètres du canal. On considère le canal estimé pour un nombre variable de symboles pilotes (N_{SP} allant de 1 à 10). On se place dans le cas de canaux sélectifs en fréquence (figures 3-2 et 3-3) et non sélectif (canal de Rayleigh) (figure 3-1).

Les observations s'articulent autour de plusieurs paramètres: le débit source (nombre de classes à transmettre), le nombre de symboles pilotes utilisés dans l'estimation de la réponse en fréquence du canal N_{SP} , la sélectivité du canal (évaluée via la dynamique Δ). Nous souhaitons mesurer le comportement de notre procédure d'allocation de ressources en *milieu estimé* autour de ces paramètres. Dans cette optique, définissons l'écart suivant $(v_{i,N_{SP},\Delta})_{i \in [1,I^*], N_{SP} \in \mathbb{N}, Dyn \in \mathbb{N}}$ entre :

- le point de fonctionnement dans le cas d'une estimation parfaite, noté $(\overline{RSB}_{min})_{\rightarrow Q_i}^{E-UEP-MPC \text{ sans erreur}}$ (défini à la section 2.3.4.5 page 88) et
- le point de fonctionnement dans le cas d'une estimation partielle à N_{SP} symboles pilote d'un canal de dynamique Δ (dB), noté $(\overline{RSB}_{min})_{\rightarrow Q_i}^{E-UEP-MPC \text{ avec erreur}}$

À titre d'exemple, le terme $(v_{1,5,0})$ correspond à l'écart de performances du schéma E-UEP-MPC pour atteindre la qualité $Q_1 = 24.5 \text{ dB}$ entre l'estimation parfaite et l'estimation imparfaite avec $N_{SP} = 5$ pour une dynamique de 0 dB . La figure 3-1 montre que $(\overline{RSB}_{min})_{\rightarrow Q_1}^{E-UEP-MPC \text{ avec erreur}} = 15.5 \text{ dB}$ et $(\overline{RSB}_{min})_{\rightarrow Q_1}^{E-UEP-MPC \text{ sans erreur}} = 0 \text{ dB}$, soit un écart $v_{1,5,0} = 15.5 - 0 = 15.5 \text{ dB}$.

La figure 3-1 illustre deux valeurs de cette suite correspondant à deux débits distincts: une classe transmise $v_{1,1,0} = 20.5 \text{ dB}$ et trois classes transmises $v_{3,1,0} = 13 \text{ dB}$.

Etudier les valeurs d'écart revient par conséquent à étudier la robustesse de l'algorithme aux erreurs d'estimation du canal.

Compte-tenu de la dégradation que provoque la connaissance partielle du milieu de transmission sur la qualité perçue à la réception de l'image, cette suite prend donc des valeurs positives. Intéressons-nous maintenant à la monotonie de $(v_{i, N_{SP}, Dyn})$ suivant chaque paramètre i , N_{SP} et Dyn .

Les niveaux de robustesse de l'algorithme E-UEP-MPC sont éclairés sous ces trois aspects :

- a- Sur l'influence du nombre de symboles pilotes N_{SP} : $(v_{N_{SP}})_{N_{SP}}$ décroît suivant N_{SP} pour Δ et i fixés puisque d'après le tableau 3-2:
 $v_{1,1,0} = 20.5 \text{ dB} > v_{1,5,0} = 16 \text{ dB} > v_{1,10,0} = 11.5 \text{ dB}$ sur la figure 3-1 par exemple. Plus N_{SP} augmente, plus la qualité perçue (PSNR) de la donnée reçue (à RSB et dynamique du canal fixés) s'améliore.

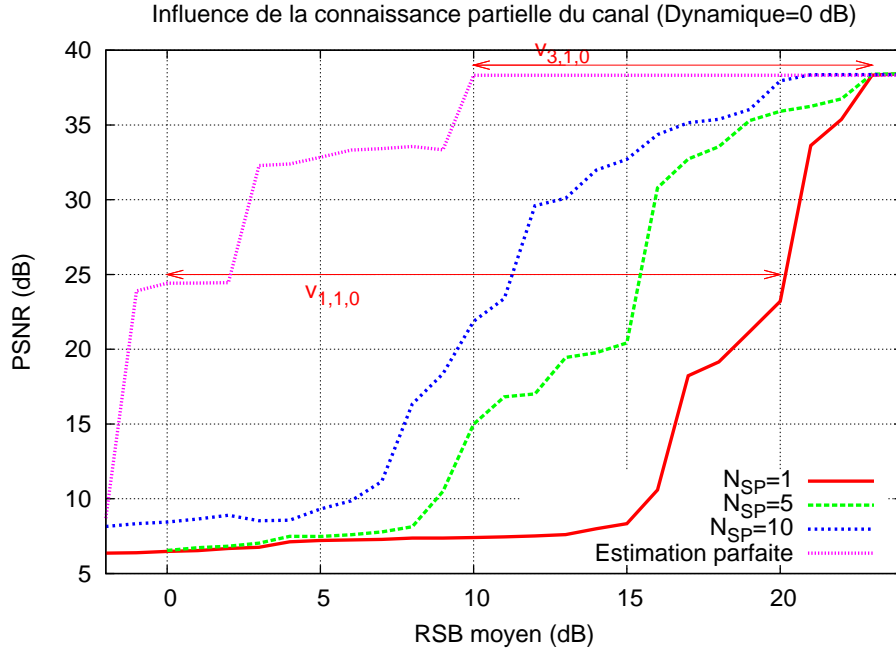


FIG. 3-1 – L’algorithme E-UEP-MPC sur canal non sélectif en fréquences (connaissance partielle du canal)

TAB. 3-2 – Ecart de performances pour un canal de Rayleigh ($\Delta = 0dB$)

I^* \ N_{SP}	1	5	10
1	20.5 dB	16 dB	11.5 dB
2	14 dB	10 dB	8.5 dB
3	13 dB	13 dB	11 dB

Cela s’explique par le fait que la variance d’erreur d’estimation des gains du canal est inversement proportionnelle au nombre de symboles pilotes utilisés pour cette estimation.

b– Sur l’influence de la dynamique de l’environnement de propagation (cf. tableau 3.3) :

TAB. 3-3 – Ecart de performances pour un nombre de classes transmises fixé ($I^* = 1$)

N_{SP} \ Dynamique canal	0 dB	30 dB	60 dB
1	20.5 dB	17.5 dB	14 dB
5	15.5 dB	13 dB	12 dB
10	11.25 dB	11 dB	6 dB

$(v_{Dyn})_{Dyn}$ décroît, $v_{1,1,0} = 20.5 \text{ dB} > v_{1,1,30} = 17.5 \text{ dB} > v_{1,1,60} = 14 \text{ dB}$ ou encore $v_{1,5,0} = 15.5 \text{ dB} > v_{1,5,30} = 13 \text{ dB} > v_{1,5,60} = 11 \text{ dB}$ pour la transmission de la première classe, $v_{2,5,0} = 10 \text{ dB} > v_{2,5,30} = 2 \text{ dB} > v_{2,5,60} = 0 \text{ dB}$, $v_{3,1,0} = 13 \text{ dB} >$

$v_{3,1,30} = 0 \text{ dB} \geq v_{3,1,60} = 0 \text{ dB}$ pour la transmission des autres classes (figures 3-1,3-2,3-3).

En vue d'interpréter ce résultat, précisons qu'à \overline{RSB} fixé, plus la dynamique augmente, plus l'effectif des meilleures porteuses offre un meilleur RSB. Ce facteur est déterminant sur la taille des données à émettre. La taille de la première classe étant très petite devant les deux autres, il sera aisé de la transmettre pour des dynamiques croissantes favorisant les RSBs des meilleures porteuses. Ce qui réduit l'influence de l'erreur d'estimation du canal sur la qualité perçue de la donnée reçue.

Précisons enfin que cela occasionne une dilatation du régime de fonctionnement du débit source dans l'espace des RSBs : $[0;10]$ pour une $Dyn = 0 \text{ dB}$, $[-7; 20]$ pour une $Dyn = 30 \text{ dB}$ et $[-8;30]$ pour une $Dyn = 0 \text{ dB}$.

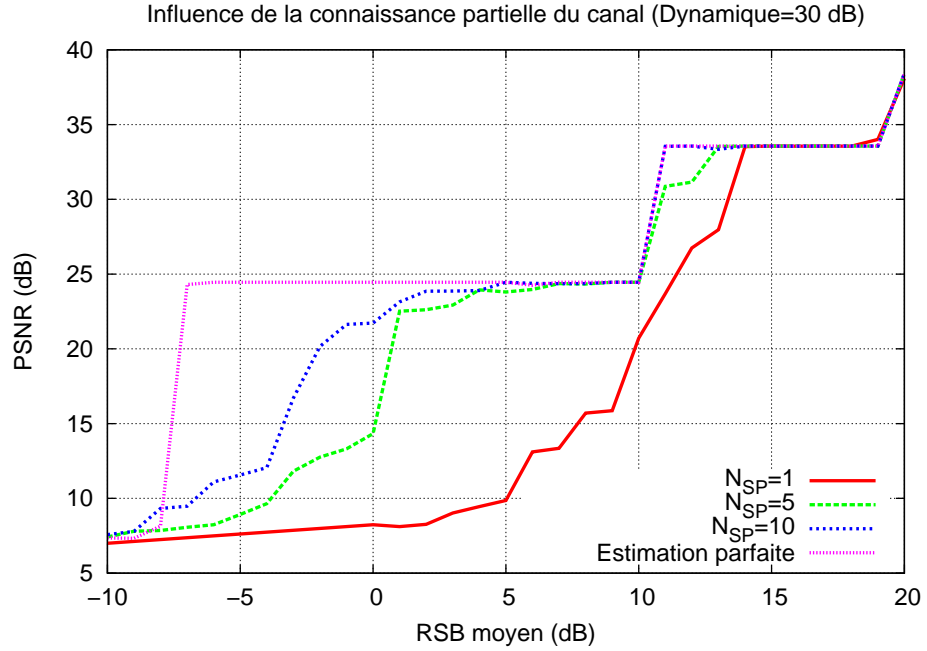


FIG. 3-2 – L'algorithme E-UEP-MPC sur canal sélectif en fréquences (connaissance partielle du canal)

c– Sur l'influence du \overline{RSB} : Il n'y a pas stricte monotonie de $(v_i)_i$ comme le montre le tableau 3-2 : $v_{1,5,0} = 16 \text{ dB} > v_{2,5,0} = 10 \text{ dB} < v_{3,5,0} = 13 \text{ dB}$ ou encore $v_{1,10,0} = 11.5 \text{ dB} > v_{2,10,0} = 8.5 \text{ dB} < v_{3,10,0} = 11 \text{ dB}$ (cf figure 3-2) par exemple. Ceci s'explique puisque deux phénomènes s'opposent :

1. une plus grande valeur de \overline{RSB} tend à rendre l'environnement plus favorable, réduisant de ce fait le poids de l'erreur d'estimation du canal dans la dégradation des performances de la stratégie d'allocation de ressources, à N_{SP} fixé;
2. une plus grande valeur de \overline{RSB} peut tendre à augmenter le nombre de classes transmises et donc le nombre de porteuses allouées. Comme l'erreur d'estimation du canal errone le tri des porteuses (par gains décroissants), son influence sera d'autant plus importante que le nombre de porteuses (allouées) à trier sera

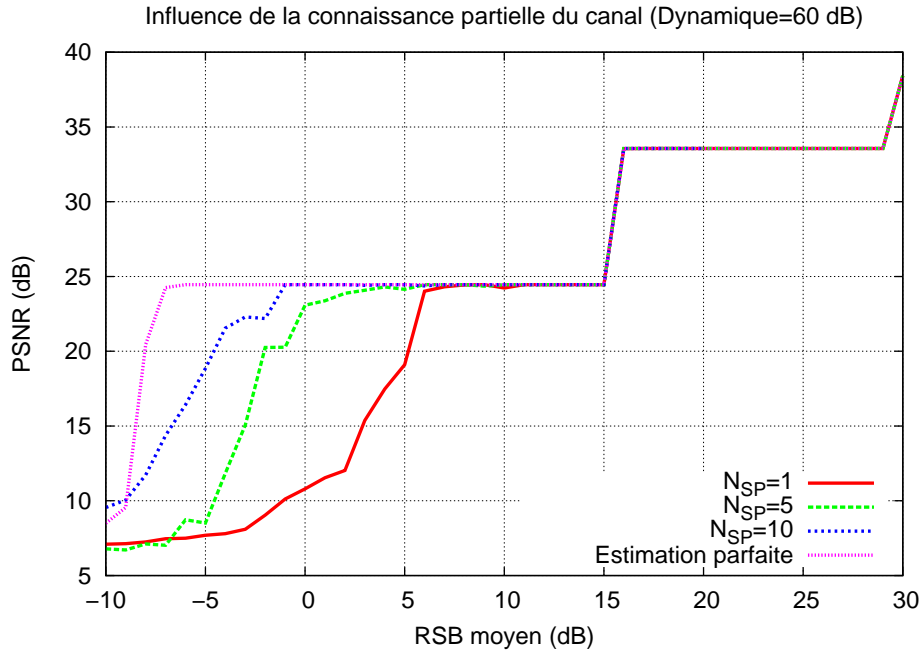


FIG. 3.3 – L’algorithme E-UEP-MPC sur canal très sélectif en fréquences (connaissance partielle du canal)

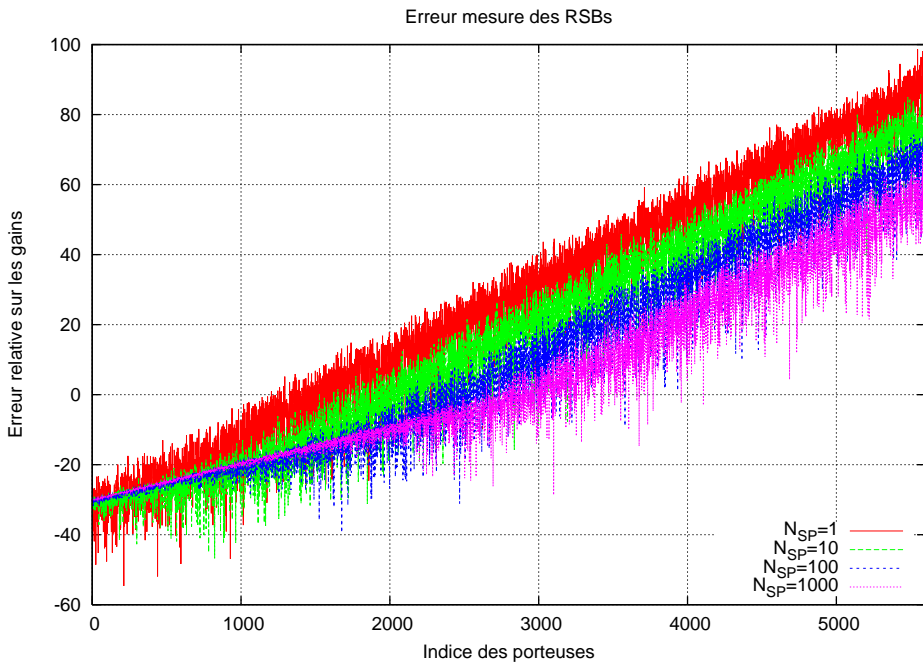


FIG. 3.4 – Erreur relative de mesure des gains du canal η_{dB}

grand. La figure 3.4 représente l’erreur relative des gains de canal η_{dB} dont l’ex-

pression linéaire est : $\eta = \frac{\Delta|G|^2}{|G|^2} = \frac{|\hat{G}|^2}{|G|^2}$. Elle illustre l'augmentation de l'erreur pour les moins bonnes porteuses (d'indices élevés) et de ce fait, l'erreur dans le tri des porteuses par gains décroissants. Notons que η_{dB} est relative dans le sens où son expression est algébrique d'une part, que l'écart entre gains estimé et réel $\Delta|G|^2$ est un écart géométrique d'autre part.

Le nombre de porteuses à trier étant faible pour l'émission d'une seule classe, on en déduit la faible portée de l'erreur d'estimation des paramètres du canal sur la dégradation du PSNR de l'image reçue.

Ces deux caractéristiques ont donc tendance à se compenser, ce qui explique la non stricte monotonie de la suite v suivant le \overline{RSB} .

Cette compensation s'atténue avec la dynamique du canal en faveur du premier phénomène au point de rendre la suite décroissante suivant le nombre de classe à transmettre i . Plus le régime de fonctionnement du débit source se dilate, moins l'influence de l'erreur d'estimation du canal sur le tri des porteuses allouées dégrade le niveau de robustesse de l'E-UEP-MPC comme l'indique les éléments colonne du tableau 3.4 par exemple.

TAB. 3.4 – Ecart de performances pour un canal sélectif en fréquence ($\Delta = 30dB$)

I^* \ N_{SP}	1	5	10
1	18.5 dB	13 dB	11 dB
2	3 dB	3 dB	0 dB
3	0 dB	0 dB	0 dB

3.1.3 Adaptation de l'algorithme E-UEP-MPC à l'estimation imparfaite du canal

3.1.3.1 Utilisation de la statistique d'erreur d'estimation du canal dans l'allocation de ressources

On a pu mesurer l'effet dégradant sur les performances qu'avait la mauvaise estimation des paramètres du canal. Il est donc essentiel de se donner les moyens de rectifier l'allocation des ressources lorsque l'erreur aura le plus d'impact. Cette correction sera d'autant plus importante que l'erreur commise sur l'estimation des gains du canal ou des RSBs par porteuse sera grande. On veillera donc à lier le degré d'influence de l'erreur sur la correction à appliquer. Ceci revient à incorporer espérance mathématique et/ou variance de l'erreur d'estimation du canal dans cette correction. On se propose donc d'utiliser le RSB comme paramètre d'estimation du canal, qui exploite le gain du canal en considérant son module carré (à un facteur multiplicatif $\frac{E_s}{N_o}$ près). Néanmoins, comme nous venons de le voir précédemment, ses moments dépendent du gain relatif à la porteuse et donc varient d'une porteuse à une autre. Est-il envisageable de recourir à une correction spécifique à chaque porteuse à appliquer aux estimées du canal avant d'amorcer l'algorithme d'allocation de

ressources? Ou bien de n'en utiliser qu'une seule et si tel est le cas, quel serait un choix pertinent de cette correction?

En rappelant que les porteuses sont triées par gains décroissants, on se rend très vite compte que n'appliquer qu'une unique correction à tous les gains risque de niveler par le bas l'état du canal corrigé en cas de prudence, puisqu'on devra appliquer une correction qui ne surestime aucune des porteuses. La qualité de service est certes épargnée d'une détérioration prévisible des performances à cause de biais commis sur l'estimation des paramètres, mais le débit source n'est pas optimisé autant que nous l'aimerions. En personnalisant la correction à chaque porteuse, nous alourdissons la procédure d'allocation de ressources (en nombre de calculs de corrections) mais nous optimisons les performances en terme de qualité perçue, notamment en maximisant les chances de retrouver le bon ordre de distribution de porteuses. De plus, le déroulement de l'algorithme utilisé (E-UEP-MPC) nous renseigne sur la procédure à suivre. En effet, l'affectation des configurations de transmission pour chaque classe \mathcal{L}_i se base sur le niveau de la porteuse la moins bonne retenue pour transporter \mathcal{L}_i . On pourrait donc penser qu'une correction par classe transmise serait suffisant à se montrer robuste aux erreurs de transmission sans trop niveler les performances par le bas, d'autant plus que c'est cette dernière porteuse qui est soumise (statistiquement parlant) à l'erreur d'estimation du canal la plus forte. Mais en retour, l'erreur d'estimation de canal ne sélectionne pas la même porteuse que l'émetteur. En effet le tri des porteuses par RSBs décroissants est faussé par l'erreur d'estimation et donc la véritable porteuse de gain le plus faible n'est pas nécessairement sélectionnée par l'algorithme comme telle. Une seule correction par classe ne constitue pas un critère fiable pour la transmission. On en déduit donc que la correction à appliquer est spécifique à chaque porteuse.

Précisons enfin que la correction que nous appliquons, spécifique à chaque porteuse, s'effectue en entrée d'algorithme E-UEP-MPC. Ainsi les entrées $(RSB_j)_{j \in [1, N_p]}$ corrigées sont utilisées comme précédemment (chapitre 2) sur l'E-UEP-MPC.

Il reste à définir la manière dont on va évaluer la robustesse d'un tel procédé aux erreurs d'estimation du canal. Nous pouvons par exemple déterminer la valeur de RSB minimum requise RSB_{min} pour atteindre une qualité de service ciblée Q_i . En considérant l'algorithme E-UEP-MPC comme élément de comparaison, nous comparons les performances de cette adaptation à l'E-UEP-MPC avec et sans erreur d'estimation des paramètres du canal.

3.1.3.2 Simulations

Les figures 3-5 et 3-6 illustrent l'évolution du RSB_{min} requis pour garantir Q_1 , par rapport au nombre de symboles pilotes N_{SP} utilisés pour estimer des canaux à dynamiques distinctes (canal de Rayleigh et canal sélectif en fréquence). La valeur de \overline{RSB}_{min} (réelle) obtenue lorsque l'état du canal est parfaitement connu est également utilisée comme élément de comparaison pour mesurer la perte de performances des algorithmes en présence d'erreur d'estimation de canal. Nous dirons qu'un algorithme est robuste aux erreurs d'estimation du canal lorsque ses performances atteignent le même \overline{RSB}_{min} que celui dans le cas d'une connaissance parfaite du canal. La plus petite valeur de N_{SP} pour laquelle cette configuration est obtenue est appelée **point de fonctionnement de robustesse**.

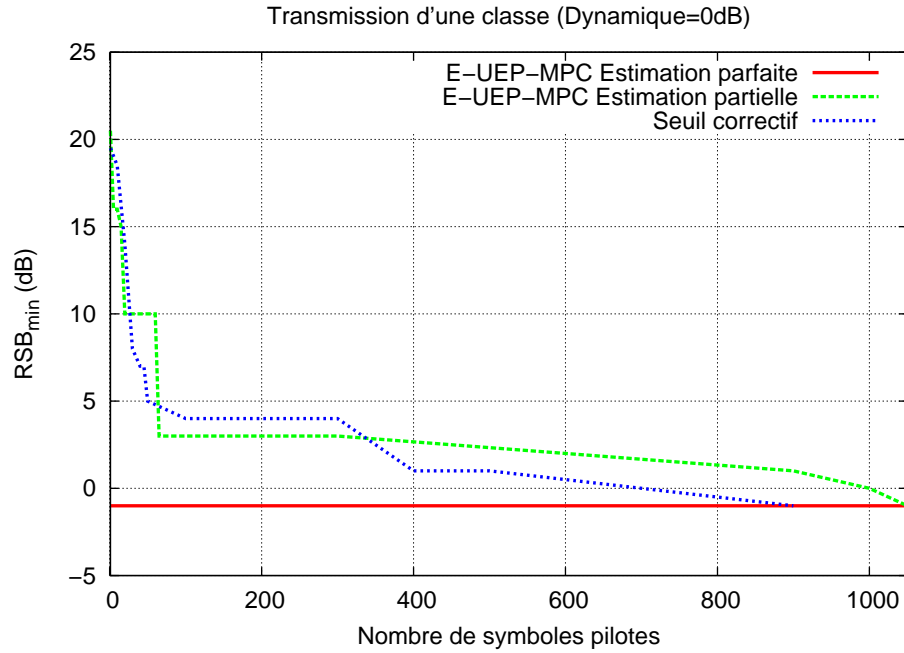


FIG. 3-5 – Performances en terme de robustesse pour différentes stratégies de transmissions sur canal de Rayleigh

A titre d'exemple, sur un canal de dynamique égale à 0 dB (figure 3-5), le point de fonctionnement de robustesse de l'E-UEP-MPC avec estimation partielle est de $N_{SP} = 1050$, tandis que celui de l'E-UEP-MPC avec seuil correctif est de $N_{SP} = 900$. Pour se représenter l'impact d'un tel écart de performances entre les deux stratégies, supposons un système de communication maintenant un service multimédia où l'estimation du canal comporte 900 symboles pilote. Pour un $\overline{RSB} = 0 \text{ dB}$, la liaison garantira le respect de Q_1 avec l'adaptation de l'E-UEP-MPC par correction alors qu'il faudrait 1 dB de plus pour que le même algorithme sans correction des RSBs cible la même Q_1 .

Comme attendu, les performances de l'algorithme E-UEP-MPC pour une connaissance parfaite du canal se dégradent dès que la connaissance du canal est partielle : par exemple, pour un canal à réponse fréquentielle plate tel que présenté figure 3-5, le \overline{RSB}_{min} augmente de -1 jusqu'à 10 dB pour $N_{SP} \leq 60$. De plus il faut atteindre un $N_{SP} \geq 1050$ pour atteindre les mêmes performances qu'en cas d'estimation parfaite. Lorsque la sélectivité en fréquence du canal augmente (figure 3-6 avec une dynamique du canal $\Delta = 60 \text{ dB}$), la détérioration des performances s'atténue puisqu'il faut atteindre un $N_{SP} = 60$ pour avoir le même \overline{RSB}_{min} qu'en cas d'estimation parfaite.

Aussi bien pour les canaux sélectifs et non sélectifs en fréquence, la modification de l'algorithme E-UEP-MPC par correction des RSBs (en entrée) offre de meilleurs résultats : par exemple, il lui suffit de 50 symboles pilote pour obtenir les mêmes performances qu'en cas d'estimation parfaite à même $RSB_{min} = -1 \text{ dB}$, alors que l'E-UEP-MPC requiert au moins un $RSB_{min} = -6 \text{ dB}$ pour ce même N_{SP} et qu'il faut aller jusqu'à 60 symboles pilote pour atteindre un $RSB_{min} = -1 \text{ dB}$ (figure 3-6). Cela est attribué à la prudence

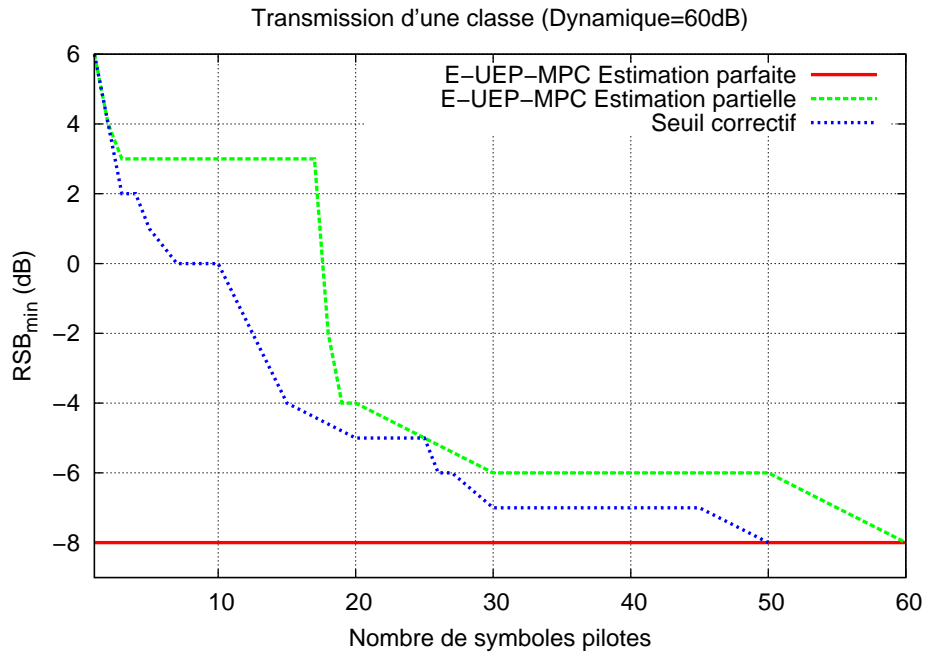


FIG. 3-6 – Performances en terme de robustesse pour différentes stratégies de transmissions sur canal sélectif en fréquence

affichée par les corrections des RSBs visant à ne pas surestimer les paramètres du canal. On aboutit fatalement à une sous-estimation, ce qui explique que les corrections appliquées sur les gains les rendent moins favorables pour garantir la QoS mais renforcent en retour les protections des classes à transmettre, améliorant le point de fonctionnement de robustesse.

Pour généraliser la comparaison entre ces deux algorithmes, considérons plusieurs images différentes soumises au même régime de compression JPEG-2000 (3 classes de qualité de PSNRs : 25dB, 35dB, 40dB...). Ces images correspondent à des thèmes différents (portrait, paysage, bâtiment, texte) comme l'atteste la figure 3-7 de façon à ne pas cantonner les résultats attendus à un profil spécifique d'image. Les figures 3-5 et 3-6 référencent les points de fonctionnement obtenus sur ces différentes données et confirment les résultats annoncés plus haut, à savoir la supériorité de l'E-UEP-MPC-Correction sur l'E-UEP-MPC.

On fait le choix volontaire de ne pas étudier la détermination du seuil de correction qui optimise les performances, mais on souligne que la correction à apporter aux RSBs se compose de l'espérance mathématique de l'écart de RSBs μ_{RSB_j} ainsi que de l'écart type de ce même écart σ_{RSB_j} , affecté d'une pondération.

D'un point de vue "pratique", cette pondération constitue le "calibrage" de l'algorithme, qui peut être fréquent, si la correction optimale est locale à une gamme réduite de \overline{RSB} ou de dynamique de canal. D'un point de vue théorique, ce paramètre "reflète" un niveau de confiance attribué à la transmission des classes (même si l'intervalle de confiance au sens statistique du terme met en jeu une moyenne empirique et non une espérance mathématique ainsi que la taille de l'échantillon). Plus cette pondération est grande, plus la



FIG. 3-7 – Choix des images de test

TAB. 3-5 – Robustesse des schémas E-UEP sur canal non sélectif en fréquence ($\Delta = 0dB$)

Image \ Stratégies	E-UEP-MPC erreur	E-UEP-MPC correction
Lena	$N_{SP} = 1050$	$N_{SP} = 900$
Cévennes	$N_{SP} = 248$	$N_{SP} = 203$
Façade	$N_{SP} = 500$	$N_{SP} = 340$
Texte	$N_{SP} = 710$	$N_{SP} = 660$

TAB. 3-6 – Robustesse des schémas E-UEP sur canal sélectif en fréquence ($\Delta = 60dB$)

Image \ Stratégies	E-UEP-MPC erreur	E-UEP-MPC correction
Lena	$N_{SP} = 60$	$N_{SP} = 50$
Cévennes	$N_{SP} = 26$	$N_{SP} = 26$
Façade	$N_{SP} = 8$	$N_{SP} = 7$
Texte	$N_{SP} = 141$	$N_{SP} = 120$

correction ainsi que le niveau de confiance (rendant la transmission prudente) s'élèvent avec l'inconvénient majeur de ne pas vérifier aisément les QoS et d'augmenter le débit source. La correction apportée au RSB sur chaque porteuse j dans nos simulations est du type : $\mu_{RSB_j} + \sigma_{RSB_j}$. Notons que ce procédé de correction des RSBs (en l'occurrence une sous-estimation des RSBs), lorsque la pondération est élevée, se révèle peu performant sur les canaux à faible dynamique où aucune porteuse n'est suffisamment meilleure qu'une autre pour surpasser ce nivellement par le bas occasionné par ces corrections. Les canaux fortement sélectifs en fréquence, quant à eux, profitent de ces corrections en retrouvant les "bonnes" porteuses astucieusement triées des mauvaises. On devine bien que la pondération va grandement dépendre de la dynamique du canal de propagation. L'annexe E donne un aperçu du niveau de confiance que l'on pourrait attribuer à un tel seuil.

3.2 Allocation de ressources pour la robustesse à la connaissance du canal

3.2.1 Définition du critère de robustesse à la connaissance du canal

Dans ce qui précède, la solution au problème (\mathcal{P}) minimise la charge utile. En l'occurrence on s'est rendu compte que l'on n'exploite pas entièrement le débit maximum S_{max} . On peut envisager de protéger davantage les classes de données à transmettre pour utiliser tout le débit canal imposé par (2.1b). Cela aura pour effet de garantir une même QoS si les conditions de canal sont en deçà de celles estimées. Cette surprotection des classes agira ainsi sur les données en les rendant "robustes" aux erreurs d'estimation de canal (et plus précisément aux surestimations du canal). On va donc introduire un critère de "robustesse" propre à ce problème.

La maximisation du débit source sous contraintes de qualité de service et de débit reste toujours notre problème d'optimisation : le nombre de classes à transmettre dans le cas d'une maximisation de la robustesse pour discriminer une solution est donc le même que pour le problème initial (avec minimisation de l'efficacité spectrale). On se propose ici de quantifier la robustesse que l'on obtiendrait avec I^* classes transmises, mais en employant tout le débit disponible.

On a le choix entre un paramètre type de *TEB* ou *RSB* pour exprimer la robustesse. Le plus pertinent est celui qui peut être facilement relié à l'information et à l'erreur permise sur l'estimation du canal pour garantir les performances de transmission, comme on le verra par la suite. Dans notre cas, le *Channel State Information CSI* s'exprime à l'aide des gains de canal G_j sur chaque porteuse j ($1..N_p$). Le paramètre le plus adapté pour définir notre critère de robustesse est donc le *RSB*.

Le critère de robustesse de notre algorithme s'exprime donc pour les entrées suivantes :

- le nombre de classes I^* ,
- la distribution des gains (par sous-bandes) du canal $(G_j)_{j \in \llbracket 1, N_p \rrbracket}$ sur toute la bande utilisateur,

sous la forme d'une marge ΔRSB sur l'erreur d'estimation du canal à ne pas dépasser si l'on souhaite garantir le maintien de la qualité de la donnée reçue.

Bien entendu, l'erreur n'est pas la même d'une sous-porteuse à l'autre. Le critère de robustesse nous dit seulement que l'erreur de mesure réalisée sur chaque porteuse peut être inférieure ou égale à ce différentiel, sans que les performances en terme de QoS s'en trouvent dégradées.

3.2.2 Transposition du problème d'optimisation initial

En réécrivant la contrainte (2.1b) du problème d'optimisation (\mathcal{P}), on obtient :

$$(\mathcal{P}) \begin{cases} I^* = \arg \max_{I \in \llbracket 1, I_{max} \rrbracket} \mathbb{R}_s(I) \\ \text{TEB}(m_i^*, R_i^*, RSB_{\pi_i}) \leq B^{(i)}, \forall i \leq I^*. \\ S_{UT} = \sum_{i=1}^I S_i \leq S_{max} \end{cases} \quad (3.4a)$$

$$(\mathcal{P}) \begin{cases} \text{TEB}(m_i^*, R_i^*, RSB_{\pi_i}) \leq B^{(i)}, \forall i \leq I^*. \\ S_{UT} = \sum_{i=1}^I S_i \leq S_{max} \end{cases} \quad (3.4b)$$

L'ensemble des applications $(f_i)_{i \in \llbracket 1, I^* \rrbracket}$ définies par :

$$f_i : \mathbb{R} \rightarrow f_i(\mathbb{R})$$

$$f_i : RSB \in \mathbb{R} \mapsto f_i(RSB) = \text{TEB}(m_i^*, R_i^*, RSB)$$

sont continues et strictement décroissantes, donc injectives. Par construction de l'espace d'arrivée, elles sont également surjectives. $(f_i)_{i \in \llbracket 1, I^* \rrbracket}$ est donc une famille d'applications bijectives et décroissantes. En composant (3.4b) par f_i^{-1} (décroissante) comme suit :

$$f_i^{-1}(\text{TEB}(m_i^*, R_i^*, RSB_{\pi_i})) \geq f_i^{-1}(B^{(i)}), \forall i \leq I^*,$$

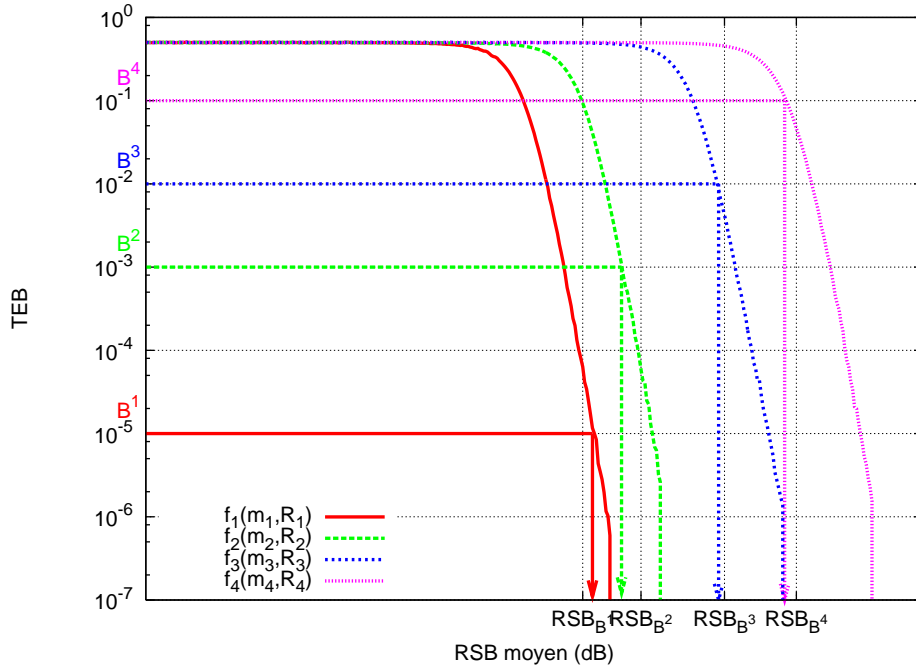


FIG. 3.8 – Quelques fonctions $f_i(R_i, m_i)$ plongeant de l'espace des RSBs à l'espace des TEBs

il vient : $RSB_{\pi_i} \geq RSB_{B^{(i)}} \forall i \in \llbracket 1, I^* \rrbracket$, où $RSB_{B^{(i)}}$ est l'antécédent de $B^{(i)}$ par f_i , c'est-à-dire le RSB nécessaire pour avoir un $TEB = B^{(i)}$ avec la configuration (m_i^*, R_i^*) . La figure 3-8 dresse un échantillon de ces fonctions et de ces antécédents.

On en déduit finalement :

$$(3.4b) \implies RSB_{\pi_i} - RSB_{B^{(i)}} \geq 0, \forall i \in \llbracket 1, I^* \rrbracket \quad (3.5)$$

Par exemple, tant que $RSB_{\pi_1} \geq RSB_{B^{(1)}}$, la configuration de transmission $(m_1^*, R_1^*, \mathcal{N}_1^*)$ vérifie la contrainte de TEB portant sur la première classe ; plus généralement on appellera (2.1b) et $\Delta RSB_i = RSB_{\pi_i} - RSB_{B^{(i)}}$ la marge d'erreur de surestimation de RSB

maximale autorisée (sur toutes les porteuses chargées de transmettre la classe i) pour garantir la QoS sur toute la classe i .

En vertu des équations (3.4b) et (3.5) et de la définition de marge ΔRSB_i , on établit l'équivalence générale :

$$TEB(m_i, R_i, RSB_{\pi_i}) \leq B^{(i)} \Leftrightarrow \Delta RSB_i \geq 0$$

où $f_i : RSB \in \mathbb{R} \mapsto f_i(RSB) = TEB(m_i, R_i, RSB)$.

On a ainsi exprimé la contrainte de TEB (2.1b) dans le domaine des rapports signal-à-bruit.

Ces marges ne sont, hélas, pas identiques d'une classe à l'autre. On dresse alors le constat suivant : si une marge de robustesse donnée garantit la qualité de service pour une classe, il n'en est pas forcément de même pour les autres classes. Ayant besoin de définir une marge de robustesse pour tout le flux compressé transmis (donc commune à toutes les classes i , $i = 1..I^*$), on choisira la quantité $\Delta RSB_{min} = \min_{i \in [1, I^*]} (\Delta RSB_i)$ qui désigne cette

plus petite marge d'erreur garantissant la QoS sur toutes les I^* classes transmises.

Le problème (\mathcal{P}) devient donc (\mathcal{Q}) et s'écrit :

$$(\mathcal{Q}) \begin{cases} I^* = \arg \max_{I \in [1, I_{max}]} \mathbb{R}_s(I) & (3.6a) \\ (\underline{\mathbf{m}}^*, \underline{\mathbf{R}}^*, \underline{\mathcal{N}}^*) = \arg \max_{(\underline{\mathbf{m}}, \underline{\mathbf{R}}, \underline{\mathcal{N}}) \in \mathcal{S}} \Delta RSB_{min}(\underline{\mathbf{m}}, \underline{\mathbf{R}}, \underline{\mathcal{N}}) & (3.6b) \\ \Delta RSB_{min}(\underline{\mathbf{m}}, \underline{\mathbf{R}}, \underline{\mathcal{N}}) \geq 0 & (3.6c) \\ S_{UT} = \sum_{i=1}^I S_i \leq S_{max} & (3.6d) \end{cases}$$

3.2.3 Idée directrice

La contrainte (3.6d) n'étant pas entièrement exploitée dans les solutions du chapitre 2 (à savoir que la charge utile S_{UT} est le plus souvent très inférieure à S_{max}), nous allons surprotéger les classes de manière à augmenter leur marge de robustesse pour répondre au problème précédent. La classe ayant la marge de robustesse la plus petite sera la première traitée.

Remarquons qu'en surprotégeant la classe i avec une protection R_{ip} , la valeur de RSB_{ip} décroît, tout comme la nouvelle valeur $RSB_{\pi_{ip}}$ décroît compte tenu de l'effet de la surprotection d'une classe sur la plus petite valeur de rapport signal-à-bruit des porteuses utilisées. On n'a donc pas l'assurance d'augmenter la marge de robustesse sur une classe donnée en la surprotégeant. Tout dépend du niveau de décroissance de ces deux quantités : si le rapport signal-à-bruit relatif à la borne B^i décroît plus vite que ne décroît celle associée au signal-à-bruit minimum de la classe, alors la marge de robustesse augmentera. Dans le cas contraire, la marge se réduira et on conservera la protection initiale. Ce phénomène dépend grandement de la sélectivité en fréquence du canal.

La problématique est alors de chercher² un $\Delta^{(p)}RSB_i$ supérieur à ΔRSB_i , c'est-à-dire avec $RSB_{B^i}^{(p)}$ décroissant plus vite que $RSB_{\pi_i}^{(p)}$ ne décroît. On continuera à essayer d'aug-

2. sans garantie de "trouver mieux" que le résultat initial ΔRSB_i .

menter cette marge tant qu'elle reste la plus petite marge de toutes les classes transmises et tant que la contrainte de charge utile (3.6d) le permet. On actualise ensuite la valeur de la nouvelle marge obtenue sur la classe traitée.

Les marges de robustesse étant réactualisées en suivant ce procédé, une autre classe peut alors disposer de la marge de robustesse la plus petite. On traite par conséquent de la même manière que précédemment cette nouvelle classe, tant que la contrainte (3.6d) le permet.

On obtient finalement un jeu de nouvelles marges de robustesse que l'on représente comme un vecteur à I^* composantes, noté $\underline{\Delta^*RSB}$, pour les I^* classes à transmettre et on en déduit la nouvelle marge de robustesse $\Delta^{(1)}RSB_{min} = \min_{i \in \llbracket 1, I^* \rrbracket} \Delta^{(1)}RSB_i$.

3.2.4 Une solution basée sur le Waterfilling

Initialisation Avec la connaissance estimée du canal, on détermine les configurations de transmission comme si nous nous trouvions en cas d'estimation parfaite : l'algorithme E-UEP-MPC est lancé pour déterminer les paramètres d'initialisation de notre procédure : $S^* = (I^*, \underline{m}^*(I^*), \underline{R}^*(I^*), \underline{N}^*)$.

On calcule la marge de robustesse de chaque classé envoyée $i \in \llbracket 1, I^* \rrbracket$:

$$\Delta RSB_i = \min_{j \in \mathcal{N}_i} RSB_j - f_{R_i^*, m_i^*}^{-1}(B^i).$$

Nous en déduisons alors la marge de robustesse initiale pour la transmission de ces I^* classes : $\Delta^{(0)}RSB_{min} = \min_{i \in \llbracket 1, I^* \rrbracket} \Delta RSB_i$.

Itération h On privilégie la classe la plus sensible aux erreurs d'estimation de canal (i.e dont la marge de robustesse est la plus faible) et on tente d'augmenter sa marge de robustesse en la surprotégeant, tant que le débit canal S_{max} n'est pas atteint et tant que cette classe est la plus sensible. Si la marge de robustesse de la classe la plus sensible a été améliorée (supposons qu'il s'agisse de la classe i), il faut recalculer ensuite les marges de robustesse des classes suivantes $i + 1..I^*$ et s'assurer :

- que les contraintes de QoS sur les classes $i + 1..I^*$ sont encore vérifiées,
- que la plus petite des marges de robustesse des classes $i + 1..I^*$ reste supérieure ou égale à la marge de robustesse qui vient juste d'être réactualisée (c'est-à-dire ΔRSB_i).

Si les deux conditions sont vérifiées, on continue la maximisation de la robustesse. Dans le cas contraire, l'algorithme de maximisation de la robustesse s'arrête et on ne retient pas cette amélioration. La marge de robustesse $\Delta^{(h)}RSB_{min}$, les configurations de transmission $(\underline{m}^{*(h)}, \underline{R}^{*(h)}, \underline{N}^{*(h)})$ et la charge utile $S_{UT}^{(h)}$ de la classe traitée sont alors réactualisées. Par exemple, à l'itération 1, la classe la plus sensible est la classe 2 (figure 3-9 (a)). Sa surprotection est rendue possible d'après la figure 3-9 (b), puisque la charge utile n'atteint pas S_{max} . La marge de robustesse ΔRSB_2 est donc réactualisée et est supérieure à celle de la 4^{ième} classe. A l'itération 2, ce sera donc la 4^{ième} classe qui sera la plus sensible (partie (a)) qui sera surprotégée et ainsi de suite.

Conditions d'arrêt L'algorithme réitère ce processus comme l'illustre la figure 3-9 pour chaque nouvelle classe sensible, jusqu'à atteindre S_{max} ou à balayer toutes les protections

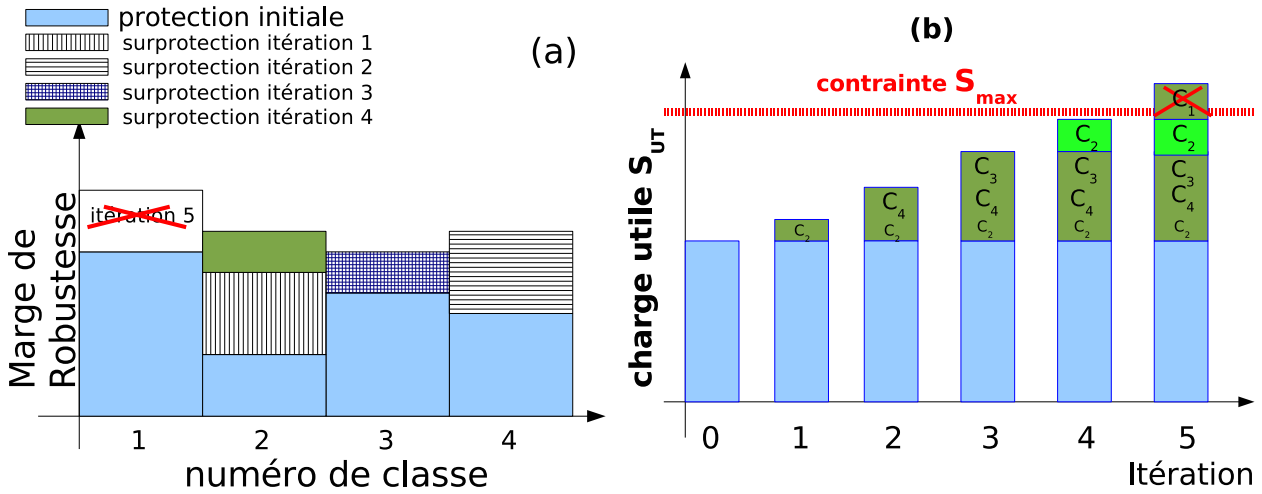


FIG. 3.9 – Allocation itérative de la surprotection sur la classe la plus sensible

possibles pour les I^* classes. D'autre part, si la classe disposant de la plus petite marge de robustesse est la même depuis l'étape d'initialisation et ne voit plus sa marge de robustesse croître, l'algorithme s'arrête. Dans l'exemple de la figure 3-9, la charge utile maximale est atteinte (partie (b)) à l'itération 5 et la classe 1, la plus sensible (partie (a)), ne peut bénéficier de la surprotection attendue.

Sorties fournies Les nouvelles configurations de transmission résultantes $S'^* = (I^*, \underline{m}', \underline{R}', \underline{N}^*)$ ainsi que la marge de robustesse finale notée $\Delta'RSB_{min}$ sont obtenues.

3.2.5 Remarques

Le nombre de classes transmises est le seul paramètre qui ne varie pas tout au long de l'algorithme.

La figure 3-10 illustrant le déroulement de notre procédé rappelle l'algorithme de Waterfilling: le poids de chaque classe transmise i est illustré par la marge de robustesse initiale ΔRSB_i . Toute la zone est inondée jusqu'à un niveau qui correspond à la marge de robustesse finale obtenue $\Delta'RSB_i$. La hauteur "d'eau" (en vert) à remplir pour chaque classe i est α_i , qui est l'écart entre la marge de robustesse initiale et la marge finale.

Le critère de maximisation de la robustesse dont se dote notre algorithme ne le met pas à l'abri de performances dégradées. Si les marges de robustesse de toutes les classes de données sont maximisées, cela signifie que leur tenue aux erreurs de transmission sur le canal peut être suffisante pour préserver la qualité perçue des informations **jusqu'à un certain niveau** d'erreur d'estimation du canal; en cas d'erreur très élevée, la protection peut se révéler insuffisante. Il n'y a donc aucune garantie de QoS, seulement la certitude d'assurer *au mieux* la protection sur chaque classe transmise.

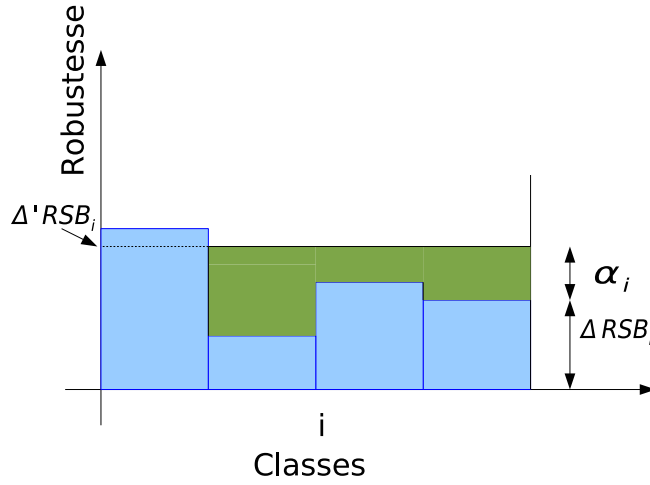


FIG. 3-10 – Analogie avec l'algorithme de Waterfilling

3.2.6 Résultats

En reprenant les mêmes critères de mesure que ceux définis dans la section 3.1.3.2, nous comparons la nouvelle solution R-E-UEP avec la meilleure des solutions précédentes (E-UEP-MPC avec correction des RSBs), sur deux types de canaux de propagation. Dans le cas d'un canal non sélectif en fréquence (tableau 3-7),

TAB. 3-7 – Robustesse des schémas E-UEP sur canal non sélectif en fréquence ($\Delta = 0dB$)

Stratégies	E-UEP-MPC correction	R-E-UEP
Image		
Lena	$N_{SP} = 900$	$N_{SP} = 300$
Cévennes	$N_{SP} = 203$	$N_{SP} = 30$
Façade	$N_{SP} = 340$	$N_{SP} = 8$
Texte	$N_{SP} = 660$	$N_{SP} = 317$

la procédure R-E-UEP surpasse l'E-UEP-MPC-Correction. Ceci est dû au processus de maximisation de la marge de robustesse qui réduit plus efficacement l'influence de l'erreur d'estimation du canal (sur la qualité perçue de la donnée reçue) que la correction des gains, car la surprotection par rendement de code et modulation des classes à transmettre préserve ces dernières favorablement pour garantir la QoS Q_1 dans des conditions d'estimation moins favorables ($N_{SP}^{R-E-UEP} \leq \frac{1}{2} N_{SP}^{E-UEP-MPC-Correction}$ quelles que soient les images considérées).

Dans le cas d'un canal sélectif en fréquence (tableau 3-8), l'effet de maximisation de la robustesse est moins net. Pour preuve, signalons que la diminution du N_{SP} requis pour atteindre Q_1 pour l'algorithme R-E-UEP est inférieure à 50% de celui de l'E-UEP-MPC-Correction (30% pour l'image Lena, 11.5% pour l'image Cévennes, 14.2% pour l'image Façade, 30% pour l'image Texte). L'écart de performances avec le cas d'estimation parfaite témoigne néanmoins des limitations de la solution R-E-UEP : la surprotection des classes

TAB. 3-8 – Robustesse des schémas E-UEP sur canal sélectif en fréquence ($\Delta = 60dB$)

Stratégies	E-UEP-MPC correction	R-E-UEP
Image		
Lena	$N_{SP} = 50$	$N_{SP} = 35$
Cévennes	$N_{SP} = 26$	$N_{SP} = 23$
Façade	$N_{SP} = 7$	$N_{SP} = 6$
Texte	$N_{SP} = 120$	$N_{SP} = 84$

que nécessite l'augmentation de leur marge de robustesse nécessite de consommer plus de porteuses et donc de bande passante. Cette élévation de l'occupation spectrale dans des canaux sélectifs en fréquence sollicite de plus en plus les porteuses les plus faibles, qui ne garantissent plus l'amélioration de la marge de robustesse voire la vérification de la QoS. Ainsi la sélectivité du canal influence grandement la maximisation des marges de robustesse.

3.2.7 Maximisation des marges de robustesse et adaptation de débit

3.2.7.1 Principe

La solution précédente fonctionne à débit source fixé (le nombre de classes à transmettre ne varie pas entre la phase d'initialisation et la fin de l'algorithme). Elle présente l'inconvénient que les données sources émises, en cas d'erreur d'estimation de canal, puissent ne pas bénéficier d'une protection suffisante pour atteindre les objectifs de QoS.

Supposons que la distribution des gains de canal soit surestimée : l'environnement de canal est estimé (à tort) comme favorable à la transmission d'un grand nombre de classes, faiblement protégées. On comprend que dans ce cas là, la maximisation des marges de robustesse n'y changera rien à moins de pouvoir opérer sur le débit en diminuant la quantité de classes de sensibilité à transmettre. Ce qui nous amène à adapter le débit en complément de la solution précédente. Cette flexibilité du nombre de classes à transmettre s'effectue en corrigeant les estimations de gains de canal par mesure de prudence. On se dit alors que le nombre de symboles pilotes constitue une information quantitative pertinente sur l'erreur d'estimation des paramètres du canal. On envisage de s'en servir pour décider si la maximisation des marges de robustesse est suffisante ou non (étape 2 sur le diagramme 3-11). Si elle n'est pas suffisante, on diminue le nombre de classes à transmettre (étape 3 sur le diagramme 3-11) et on relance l'algorithme R-E-UEP (étape 1 sur le diagramme 3-11). On recalcule à nouveau la nouvelle marge de robustesse et on procède ainsi de suite (réduction du nombre de classes à transmettre) tant que la marge de robustesse n'atteint pas l'erreur maximale admissible sur l'estimation des RSBs. Bien entendu, le nombre de classes à transmettre est limité à 1 (on n'envisage pas de ne rien transmettre même si les contraintes de QoS ne sont pas vérifiées pour la première classe) et le fait de diminuer le nombre de classes à transmettre favorise l'augmentation des marges de robustesse des classes retenues puisque la même contrainte de charge utile se partage entre un nombre plus réduit de classes de données à transmettre. En ce sens, on a la

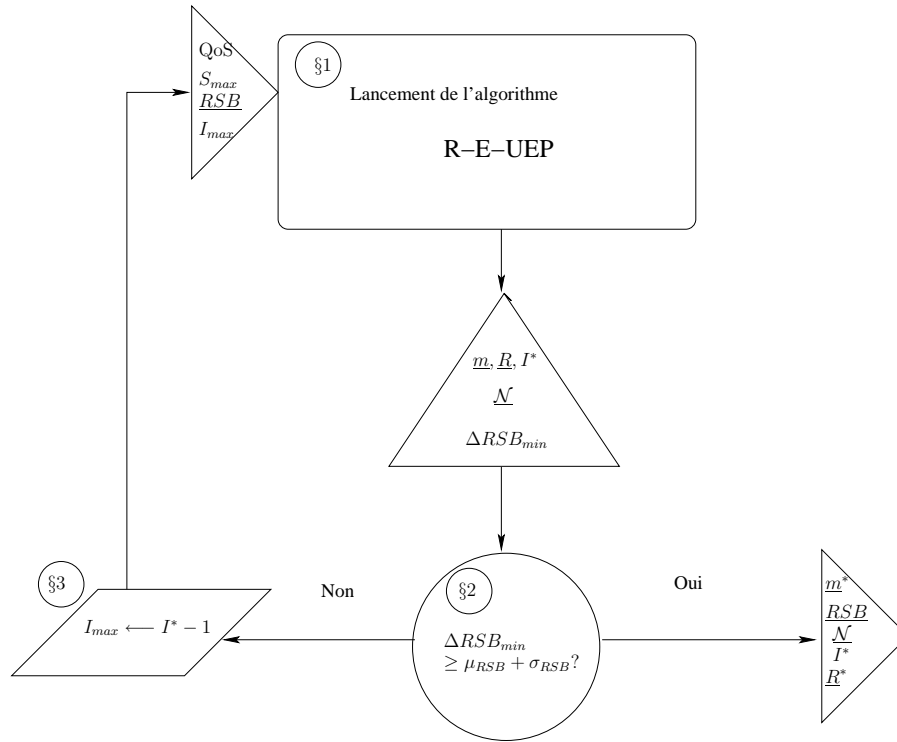


FIG. 3.11 – Diagramme de l'algorithme R-E-UEP-Seuil correctif.

possibilité de rectifier le débit source en fonction de l'importance de l'erreur commise sur les paramètres d'estimation de canal.

3.2.7.2 Résultats

Les performances des stratégies R-E-UEP et R-E-UEP-Seuil sont illustrées dans les tableaux 3.9 et 3.10. A une exception près (image Façade), nous atteignons le même point de fonctionnement de robustesse que dans le cas d'une estimation parfaite pour $N_{SP} = 1$ pour la R-E-UEP-Seuil. L'effet d'adaptation du débit source filtre les surestimations de canal pour déployer la maximisation des marges de robustesse autour d'un nombre plus restreint de classes à transmettre améliorant de ce fait la robustesse de la transmission aux erreurs sur la connaissance du canal et réduisant en conséquence N_{SP} .

TAB. 3.9 – Robustesse des schémas E-UEP sur canal non sélectif en fréquence ($\Delta = 0dB$)

Stratégies	R-E-UEP	R-E-UEP-Seuil
Image		
Lena	$N_{SP} = 300$	$N_{SP} = 1$
Cévennes	$N_{SP} = 30$	$N_{SP} = 1$
Façade	$N_{SP} = 8$	$N_{SP} = 8$
Texte	$N_{SP} = 317$	$N_{SP} = 1$

Les performances sur un canal sélectif en fréquence sont identiques à l'algorithme R-E-UEP sans seuil correctif comme le présente le tableau 3-10. Ceci s'explique par le simple fait que l'erreur d'estimation de canal a moins d'influence sur les canaux sélectifs en fréquence, de sorte que les surestimations de gains de canal induisant des surestimations du débit source à transmettre sont moins fréquentes sur des milieux à forte dynamique que sur des milieux faiblement sélectifs en fréquence. Une modification du débit n'est alors pas réalisée la plupart du temps.

TAB. 3-10 – Robustesse des schémas E-UEP sur canal sélectif en fréquence ($\Delta = 60dB$)

Stratégies	R-E-UEP	R-E-UEP-Seuil
Image		
Lena	$N_{SP} = 35$	$N_{SP} = 35$
Cévennes	$N_{SP} = 23$	$N_{SP} = 23$
Façade	$N_{SP} = 6$	$N_{SP} = 6$
Texte	$N_{SP} = 84$	$N_{SP} = 84$

Nous avons choisi un seuil correctif sur les RSBs du type : $\mu_{RSB} + \xi\sigma_{RSB}$ où ξ est la pondération à régler pour maximiser les performances (en référence à la remarque du paragraphe 3.1.3.2). Nous prenons $\xi = 40$.

3.3 Conclusion

Nous avons réalisé l'étude de la robustesse des transmissions de données scalables en deux temps :

1. en modélisant l'erreur d'estimation du canal (seul paramètre dans l'allocation de ressources susceptible d'être erroné en vertu de l'hypothèse d'utilisation d'un descripteur de trames LID transmis sans erreur) : gain, RSB sur chaque porteuse,
2. en analysant les performances de l'algorithme retenu (E-UEP-MPC) en terme de qualité perçue, en présence d'erreurs d'estimation sur différents canaux sélectifs en fréquence.

Nous n'avons néanmoins pas souhaité limiter l'étude de la robustesse des stratégies d'allocation à leurs seules performances en milieu non parfaitement estimé. Nous avons considéré la robustesse davantage comme un critère de sélection d'une configuration de transmission dans le problème de maximisation du débit source sous contraintes. La robustesse assure ainsi la stabilité de sa performance (en terme de qualité perçue de la donnée reçue) à environnement de canal très hostile qui serait le critère d'évaluation mais quelle que soit l'erreur d'estimation commise sur les paramètres utilisés.

C'est la raison pour laquelle nous avons initié un algorithme de maximisation de la robustesse de la transmission aux erreurs d'estimation du canal dénommée R-E-UEP. Les résultats obtenus sur le terrain des biais d'estimation des paramètres du canal légitiment alors une telle approche, arguant le bien-fondé de la robustesse comme critère secondaire d'optimisation. Elles dévoilent néanmoins leur faille lorsque la sélectivité du canal en

hausse réduit l'augmentation des marges de robustesse, car le quota des porteuses à niveaux de gain exploitables se réduit à mesure que la dynamique du canal s'élève, limitant de ce fait les configurations de surprotection.

D'autres ressources pourraient remplir la même fonction de surprotection que les rendements de code sans se heurter à la sélectivité du canal, en ne requérant pas des porteuses supplémentaires. On pense notamment à l'énergie des symboles qui peut améliorer les performances de transmission, sans augmenter la charge utile.

3.3. CONCLUSION

Chapitre 4

Allocation de ressources pour la transmission de données scalables avec contraintes d'énergie

Dans le chapitre précédent, nous avons présenté des solutions de transmission robustes aux erreurs d'estimation du canal dans les réseaux hétérogènes. Si les stratégies ainsi décrites permettent de gérer les débits (nombre de classes à envoyer), leur localisation (fréquentielle : distribution des porteuses transportant les classes de données) en fonction de la connaissance de l'environnement de propagation, il est également crucial de spécifier quelle puissance allouer à l'émission de l'objet multimédia sur les différentes porteuses. C'est l'objet de ce chapitre de décrire la politique d'adaptation de la puissance sur les transmissions de données scalables.

Ce qui importe, ce n'est pas d'arriver, mais d'aller vers. (A. Saint Exupéry)

4.1 Choix du critère d'optimisation de l'allocation des ressources

4.1.1 Vers un compromis entre ces deux critères ?

4.1.1.1 Contrainte d'énergie sur les transmissions sans fils

Un réseau de communication sans fil permet à des systèmes d'interagir avec leur environnement. Lorsque cette interaction est forte et que le système est autonome (i.e disposant des éléments physiques nécessaires à son fonctionnement), on parle de systèmes embarqués. Ils sont nombreux à être exploités dans le domaine public : téléphones cellulaires, ordinateurs de poche. La QoS de ces systèmes s'exprime en considérant le temps de livraison des informations à acheminer d'un émetteur vers un récepteur. On parle de alors de systèmes temps réel. Dans un tel contexte, les stratégies d'allocation (précédemment développées) répondaient favorablement à cette contrainte, compte tenu de leur faible coût en puissance de calcul. Une autre contrainte accompagne cette famille de systèmes :

l'énergie. Il faut savoir qu'une grande majorité des systèmes embarqués dans le domaine multimédia sont confrontés au problème de l'autonomie, mais également aux spécificités du milieu de transmission. A titre d'exemple, la principale caractéristique de l'interface radio est l'affaiblissement de la puissance en fonction de la distance qui sépare l'émetteur du récepteur. Il est néanmoins possible de faire face à ces problèmes de gestion de puissance :

- d'un point de vue matériel en améliorant la technologie des composants employés dans la chaîne (augmentation de la capacité de stockage des batteries, diminution de la consommation d'énergie),
- d'un point de vue logiciel en optimisant ce dernier (pour diminuer le coût énergétique de son exécution) ou en consommant moins d'énergie tout en garantissant les mêmes performances de QoS.

Nous tenterons d'y répondre d'un point de vue logiciel en prenant en charge cette contrainte dans la partie qui suit.

4.1.1.2 Introduction de l'énergie dans le problème de l'allocation de ressources

Les problèmes d'optimisation inhérents aux stratégies d'allocation des deux chapitres précédents revêtaient de manière spécifique l'expression d'un besoin de la part de l'utilisateur :

- l'excellence des performances couplée à l'économie des ressources disponibles en minimisant la charge utile ou encore l'emploi de la bande utilisateur,
- la stabilité des performances même en cas de mauvaise évaluation des paramètres inhérents à l'environnement de propagation.

En intégrant l'énergie (la puissance de l'émetteur) comme nouveau paramètre, nous nous proposons de "revisiter" ces problématiques d'adaptation de lien en mettant l'accent sur le choix qui revient à l'utilisateur d'orienter l'impact de cette ressource sur la minimisation de la charge utile ou la maximisation de la robustesse. Nous déduisons de cette étude des solutions dédiées à chaque besoin (deux algorithmes au total), qui sans se départir de la philosophie de leurs prédécesseurs, bonifient les résultats attendus en terme de qualité de transmission.

Le critère de minimisation de la charge utile, traité dans le chapitre 2, s'exprimait à travers l'équation (2.5) (page 59) et devient, après rajout du paramètre d'énergie par porteuse E_{sj} :

$$\left\{ \begin{array}{l} (m_i^*, R_j^*) = \arg \min_{(m, R) \in \mathcal{M} \times \mathcal{R}} S_i \\ \forall j \in \mathcal{N}_i \text{ TEB}_j \left(m_j, R_i, \frac{|G_j|^2 E_{sj}}{N_o} \right) \leq B^{(i)} \end{array} \right. \quad (4.1)$$

où E_{sj} est l'énergie des symboles transmis sur la $j^{\text{ème}}$ porteuse.

Le critère de maximisation de la robustesse de la transmission des classes d'importance aux erreurs de transmission, s'exprimait à travers l'équation (3.6b) (page 110) et devient, après rajout du paramètre d'énergie :

$$\begin{cases} (\underline{m}^*, \underline{R}^*, \underline{E}_s^*, \underline{\mathcal{N}}^*) = \arg \max_{(m, R, E_s, \mathcal{N}) \in \mathcal{T}} \Delta RSB_{min}(m, R, E_s, \mathcal{N}) \\ \Delta RSB_{min}(\underline{m}, \underline{R}, \underline{E}_s, \underline{\mathcal{N}}) \geq 0 \end{cases} \quad (4.2)$$

Cette énergie E_{sj} n'étant pas infinie pour chaque porteuse, elle est bornée. Cela suppose la prise en compte d'une contrainte portant sur la puissance de l'émetteur : contrainte énergie. Cette contrainte s'exprime par : $\sum_{j=1}^{N_p} E_{sj} \leq E_s \text{ max}$.

4.2 Allocation de ressources avec répartition d'énergie

4.2.1 Vers une minimisation exclusive de la charge utile : l'algorithme *Extreme UEP par Répartition d'Energie (E-UEP-RE)*

4.2.1.1 Introduction

Toujours dans le cas d'un canal sélectif en fréquence, la procédure d'allocation doit définir une politique d'allocation des porteuses sur lesquelles sera défini un couple (ordre de modulation, énergie), ceci dans le but de transmettre les classes sélectionnées. Le caractère continu du paramètre d'énergie nous garantira d'obtenir un canal parfaitement aplati et de déployer cette énergie sur les seules porteuses impliquées dans le transport des classes de données.

Comme précédemment (algorithmes E-UEP-MPP, E-UEP-H traités dans le chapitre 2), pour chaque classe à traiter \mathcal{L}_i , nous nous fixons l'objectif de cibler un TEB au plus égal à la borne supérieure de TEB, $B^{(i)}$. La problématique soulevée par cette forme d'allocation de ressources (énergie, modulation) est semblable à celle traitée par Goldsmith et Chua dans [31] : l'état du canal permet de sélectionner l'ordre de modulation et l'énergie de transmission à répartir sur chaque porteuse de manière à compenser les effets d'évanouissement provoqués par l'environnement de propagation et transmettre l'information avec un TEB fixé.

Nous proposons ici de présenter un algorithme d'allocation de ressources dans la même philosophie que ceux décrits dans le chapitre 2 et exploitant l'énergie comme paramètre supplémentaire :

1. ce dernier est couplé avec les ordres de modulation pour compenser les effets du canal en accord avec les contraintes de QoS fixées en terme de bornes de TEB, basées sur [31].
2. le choix des rendements de code et la liste des porteuses allouées pour transmettre les classes se chargent de protéger le flux de données à émettre contre les erreurs liées au milieu de propagation.

Ce procédé est nommé *Extreme UEP par Répartition d'Energie (E-UEP-RE)* et fait partie de la famille des algorithmes d'allocation de *Modulation Par Porteuses (MPP)*. On

retrouve les spécificités d'aplatissement de canal de cette famille d'algorithmes sur la figure 4.1.

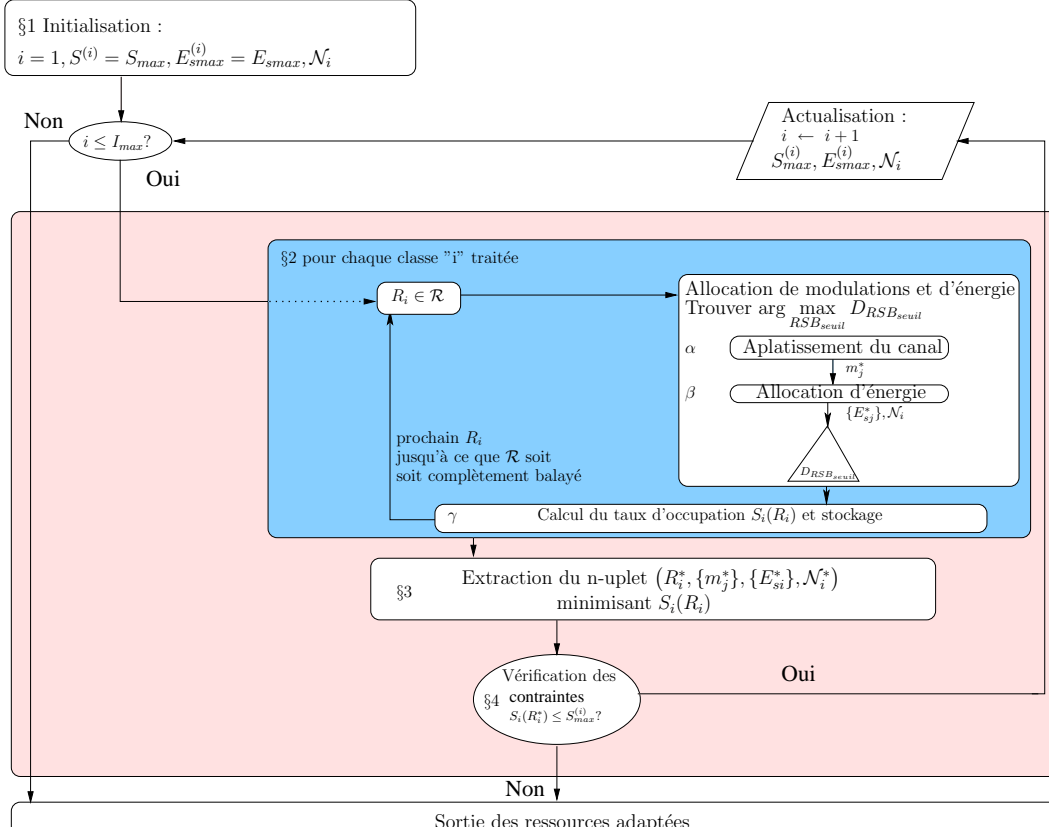


FIG. 4.1 – Synoptique de l'algorithme E-UEP-RE.

Les ressources allouées sur chaque classe i sont l'ordre de modulation $\{m_j\}_{j \in \mathcal{N}_i}$ et l'énergie à transmettre $\{E_{sj}\}_{j \in \mathcal{N}_i}$ sur les q_i porteuses dans un premier temps, le rendement de code R_i . Cette allocation prend en compte les contraintes système suivantes :

a) la QoS via les bornes de TEB B^i

b) le débit canal via la charge utile restante $S_{max}^{(i)} = S_{max}^{(i-1)} - S_{i-1}$, sachant que $S_{max}^{(1)} = S_{max}$,

c) la puissance au travers de l'énergie à répartir restante $E_{s\ max}^{(i)} = E_{s\ max}^{(i-1)} - \sum_{i'=1}^{i-1} \sum_{j \in \mathcal{N}_{i'}} E_{sj}$

sachant que $E_{s\ max}^{(1)} = E_s \cdot N_p$

d) les porteuses non utilisées restantes $\mathcal{C}_i = \llbracket 1, N_p \rrbracket \setminus \bigcup_{i'=1}^{i-1} \mathcal{N}_{i'}$.

La partie suivante s'attache à décrire les étapes principales d'un tel schéma.

Désormais, nous supposons de manière analogue aux algorithmes des chapitres précédents que les porteuses sont triées par gains décroissants de façon à allouer les porteuses

de plus faible atténuation aux classes les plus importantes (cf section 4.2.1.3). Nous allons détailler le déroulement d'une itération i de l'algorithme correspondant au traitement de la $i^{\text{ème}}$ classe de données, en supposant que les $i - 1$ premières classes ont déjà été traitées.

4.2.1.2 Allocation des ordres de modulation et des énergies pour l'aplatissement du canal

Position du problème

Comme l'esquisse la figure 4-1, on suppose dans un premier temps le rendement de code de la classe i fixé à R_i . Nous nous attachons à déterminer les ordres de modulation et les énergies dédiés à l'aplatissement de la portion de canal sur laquelle la classe i est transmise sous contrainte de borne supérieure de TEB $B^{(i)}$ (partie §1 de la figure 4-1).

A l'image des algorithmes traités dans le chapitre 2, la problématique de maximisation du débit source (nombre de classes d'importance à transmettre) par minimisation de la charge utile (occupation spectrale) évolue avec l'incorporation supplémentaire d'une ressource flexible à chaque porteuse (l'énergie transmise sur la porteuse j E_{sj}) mais également d'une contrainte de déploiement maximum sur la puissance, exprimée avec l'énergie max E_{smax} . Le fait de pouvoir parfaitement aplatir un canal de transmission permet de "simplifier" la contrainte de QoS portant sur les TEBs en transposant les inégalités en égalités :

$$\begin{aligned} (\{m_j\}_{j \in \mathcal{N}_i}, \{E_{sj}\}_{j \in \mathcal{N}_i}) = \arg \max \sum_{j \in \mathcal{N}_i} m_j \\ \left\{ \begin{array}{l} \sum_{j \in \mathcal{N}_i} E_{sj} \leq E_{smax}^{(i)} \\ \forall j \in \mathcal{N}_i, TEB_j \left(m_j, R_i, \frac{|G_j|^2 E_{sj}}{N_0} \right) = B^{(i)}, \end{array} \right. \end{aligned} \quad (4.3)$$

Cette simplification permettra d'optimiser au mieux les ressources puisque les contraintes sont exactement atteintes.

La technique *variable-rate variable-power M-QAM modulation* proposée dans [31] répond à ce problème lorsqu'aucun codage de canal n'est utilisé.

Notre problème d'allocation utilise, lui, une fonction de codage de canal qui nous empêche d'appliquer directement la stratégie [31] sur un canal sélectif en fréquence. C'est la raison pour laquelle nous allons aménager une modification structurelle à cette stratégie de manière à réaliser la politique d'allocation des modulations. Ce changement consiste à utiliser des approximations de TEBs pour les différents rendements de code de l'ensemble \mathcal{R} sous forme de tabulations (numériques). Nous allons également nous inspirer des procédures d'aplatissement de canal réalisées dans le chapitre 2, en considérant le canal initial \mathcal{C} et son canal équivalent résultant \mathcal{C}_{eq} .

Aplatissement du canal (partie α du diagramme 4-1)

Le critère de platitude, analogue à celui donné par (2.9) s'exprime par :

$$\forall j \in \mathcal{N}^{(i)}, \mathcal{F}_j(m) = RSB_j^{m_j|_{BPSK}^{eq}} - RSB_{seuil} \quad (4.4)$$

où RSB_{seuil} est un seuil de RSB minimum à garantir sur toutes les porteuses qui seront utilisées pour transporter la classe \mathcal{L}_i dont nous précisons plus loin la valeur.

Le processus d'aplatissement du canal se ramène donc au problème d'optimisation suivant (déjà exposé au chapitre 2) :

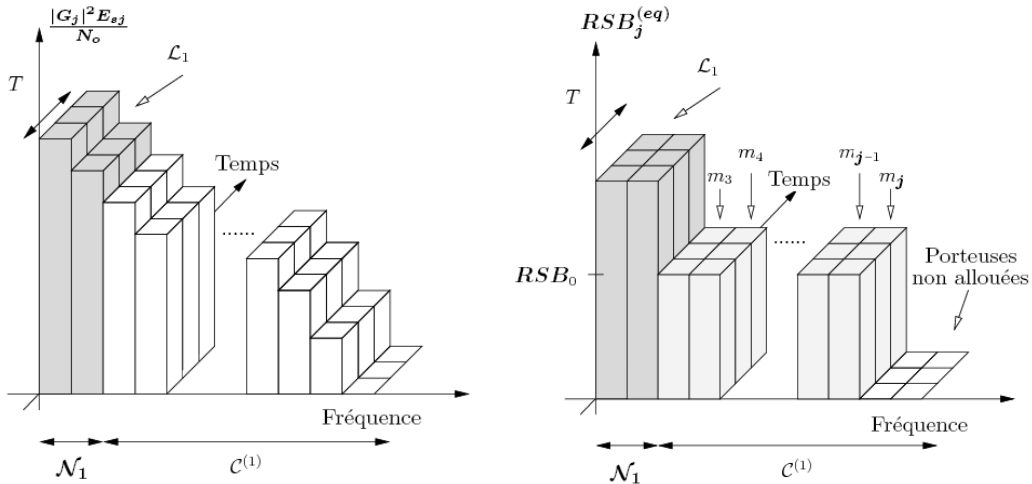
$$\begin{aligned} \forall j \in \mathcal{N}^{(i)}, m_j &= \arg \min_{m \in \mathcal{M}} \mathcal{F}_j(m) \\ \mathcal{F}_j(m) &\geq 0 \end{aligned} \quad (4.5)$$

Allocation d'énergie (partie β du diagramme 4.1)

Une fois la platification du canal réalisée, l'énergie est répartie sur les porteuses non utilisées ($N_{restantes}$), en commençant par la porteuse de gain la moins atténuée, avec comme objectif d'atteindre un $RSB_{eq}^i = \mathcal{P}_e^{(R_i, BPSK)}^{-1}(B^{(i)})$ lié à la QoS. On en déduit un effectif de porteuses ($\leq N_{restantes}$) sur lequel sont allouées modulation et valeur d'énergie vérifiant la QoS et donc un débit binaire résultant $D_{RSB_{seuil}}$.

Sélection des ordres de modulations et de l'énergie

Les étapes de platification du canal et d'allocation d'énergie dépendent du paramètre RSB_{seuil} . Cette valeur doit permettre de maximiser le débit $D_{RSB_{seuil}}$, soit : $RSB_{seuil}^* = \arg \max_{RSB_{seuil}} D_{RSB_{seuil}}$. On vérifie si le débit disponible de transmission $D_{RSB_{seuil}^*}$ induit suffit à transporter toute la classe \mathcal{L}_i conformément aux conditions de QoS. En fin de procédure, le n-uplet d'ordres de modulation, d'énergies et d'indices de porteuses capables de transporter l'information avec un TEB fixé (pour la classe \mathcal{L}_i) est obtenu pour une valeur de rendement de code fixé R_i , comme l'illustre la figure 4.2 (b). On notera que la puissance n'est pas nécessairement allouée à toutes les porteuses disponibles dans la bande utilisateur. En outre, l'exploitation totale de la contrainte d'énergie n'est pas systématique.



(a) Etats d'allocation des porteuses après la première étape de l'algorithme

(b) Allocation des ordres de modulation et des énergies destinés à l'aplatissement du canal pendant la seconde étape

FIG. 4.2 – L'algorithme E-UEP-RE comme méthode de répartition des ressources par Water-filling.

4.2.1.3 Allocation des porteuses et du rendement de code par minimisation de la charge utile

Après avoir alloué les ordres de modulations et l'énergie à affecter aux porteuses, nous nous intéressons à l'allocation de la protection à appliquer R_i ainsi qu'à l'effectif de porteuses \mathcal{N}_i qui seront affectées au transport de la classe \mathcal{L}_i .

Pour chaque rendement de code possible R , l'algorithme détermine en premier lieu les ordres de modulation $\{m_j\}_{j \in \mathcal{N}_i}$ et les niveaux d'énergie $\{E_{sj}\}_{j \in \mathcal{N}_i}$ à répartir sur les q_i porteuses qui garantissent un TEB égal à $B^{(i)}$, comme décrit dans la section 4.2.1.2 et sur la figure 4.1. L'allocation de bits sera donc maximale pour des sous-bandes présentant un meilleur RSB dans la bande, minimisant de ce fait le taux d'occupation de la classe prise en charge par ces porteuses.

Notons qu'après aplatissements de canal successifs, il est possible que le nombre de porteuses de niveau d'énergie non nul ne soit pas suffisant pour envisager de transmettre la classe considérée avec un rendement de code fixé R_i . Auquel cas cette valeur R_i n'est pas retenue parmi les valeurs de rendement de code possibles dans \mathcal{R} .

Dans le cas contraire, on lance le calcul de la charge utile résultante $S_i(R_i)$ (partie γ du diagramme 4.1).

En balayant toutes les valeurs possible de rendements de code, on retient la valeur R_i^* qui minimise la charge symbole de la classe $S_i(R)$ (partie §3 du diagramme 4.1).

Si les exigences de charge symbole de l'UT (partie §4 du diagramme 4.1) ne sont pas remplies, la $i^{\text{ème}}$ classe peut ne pas être transmise ce qui entraîne l'arrêt de la procédure avec $I^* = i - 1$. Si cette contrainte est vérifiée, la $i^{\text{ème}}$ classe peut être émise. Ce qui permet de déduire l'ensemble des ressources restantes des porteuses à allouer : l'ensemble des porteuses \mathcal{C}_i^* , les ordres de modulation $\{m_j^*\}_{j \in \mathcal{C}_i^*}$ et les niveaux d'énergie $\{E_{sj}^*\}_{j \in \mathcal{C}_i^*}$.

4.2.1.4 Allocation de ressources pour la classe suivante

La charge symbole restante $S_{max}^{(i+1)}$, l'ensemble des porteuses non allouées \mathcal{C}_{i+1} et l'énergie encore disponible après le traitement de la $i^{\text{ème}}$ classe $E_{s_{max}}^{(i+1)}$ sont évaluées grâce aux relations données au paragraphe (4.2.1.1) avant de réitérer la procédure pour la classe suivante $i+1$, schématisée sur la figure 4.1. Comme toutes les autres stratégies d'allocation de ressources traitées dans les chapitres précédents, cette dernière s'achève dès qu'une des ressources disponibles a été épuisée : il peut s'agir du nombre maximal de classes à transmettre I_{max} , d'une des contraintes système portant sur l'énergie, la charge utile ou encore les bornes supérieures de TEB.

A la fin de l'algorithme, on veillera à réallouer le reliquat d'énergie non utilisée de ressources de manière à atteindre une énergie moyenne $E_{s_{max}}$ sur l'UT.

4.2.1.5 Résultats

On se place dans le cas d'une transmission de parole, sous les mêmes hypothèses systèmes (propriétés du canal, degré de scalabilité de la compression...) que dans le chapitre 2.

La figure 4.3 dresse partiellement le jeu de ressources allouées par le schéma de transmission E-UEP-RE lorsque le milieu de propagation considéré est un canal ADSL (utilisé

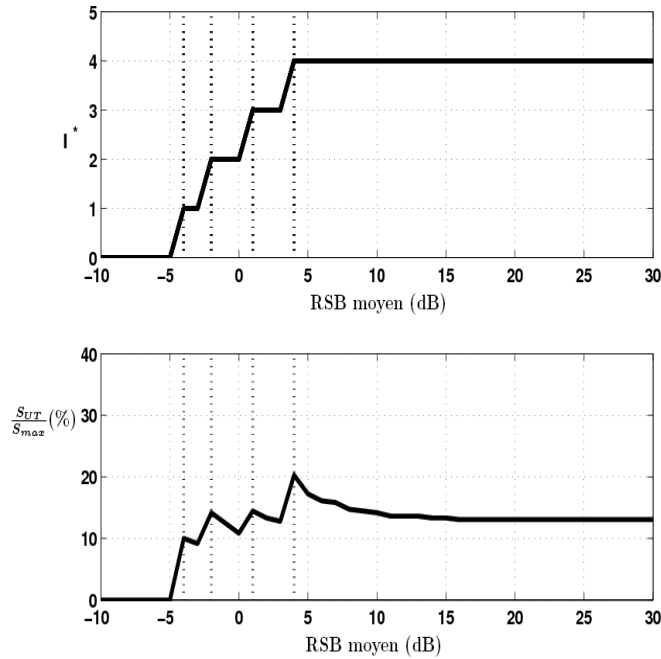


FIG. 4.3 – Configuration des ressources (en terme de nombre de classes émises I^* et taux d'occupation de l'UT) donnée par le schéma E-UEP-RE.

dans la section 2.3.2.4 page 74). Cet ensemble de ressources concerne le nombre de classes transmises, indiqué au sommet de la figure 4-3 et pour lequel deux types de comportement synthétisent l'évolution du débit source en fonction du \overline{RSB} du canal:

- pour des RSBs supérieurs à -4 dB, la QoS peut être garantie pour au moins une classe (la classe la plus importante) et la transmission des données de parole est réalisée en conformité des exigences de QoS qui s'y appliquent ;
- l'environnement se montre hostile avec des \overline{RSB} en dessous de -4 dB, on transmettra néanmoins les données (comme dans le chapitre 2, on ne conçoit pas de rien envoyer du tout!), mais sans la garantie de la tenue des QoS et une configuration par défaut sera sélectionnée pour émettre ces données et qui correspondra aux paramètres de transmission opérant pour un $\overline{RSB} = -4$ dB.

Le taux d'occupation de l'UT (défini section 2.3.3.5 page 80) est présenté en fonction du \overline{RSB} sur la figure 4.3. Pour des RSBs inférieurs à -4 dB, aucune ressource n'est allouée par l'algorithme aboutissant à une UT non occupée. Au delà de -4 dB, le taux d'occupation croît progressivement avec le nombre de classes transmises jusqu'à la valeur 4 dB, où le débit source atteint son maximum ($I_{max} = 4$ atteint). Les conditions de canal s'améliorent ensuite pour des $\overline{RSB} \geq 4$ dB jusqu'à exiger des protections plus faibles ou des ordres de modulation plus élevés pour garantir les mêmes QoS, ce qui occasionne une diminution du taux d'occupation de l'UT.

Le MOS obtenu grâce au PESQ est représenté sur la figure 4.4 pour trois stratégies d'allocation de ressources concurrentes ainsi que notre schéma de transmission sur canal ADSL. Les deux premières (Dardari EEP et Dardari UEP) ont déjà été utilisées (Tableau 2-2 page

63) tandis que la troisième n'est autre que la stratégie E-UEP-MPC (décrite section 2.3.3.4 page 78). Ces courbes témoignent de l'efficacité de notre stratégie d'allocation des bits sur porteuses : une bonne qualité perçue de la donnée reçue, correspondant à une note (minimale de) Q_1 (cf section 2.3.4.5 page 88), peut être garantie jusqu'à des \overline{RSB} supérieurs ou égaux à -4 dB. De plus, la plus petite valeur de \overline{RSB} pour laquelle le MOS Q_4 est garanti est 5 dB plus petite que pour la meilleure des autres stratégies soit l'algorithme E-UEP-MPC, $((\overline{RSB}_{min})_{\rightarrow Q_4}^{E-UEP-RE} = 4$ dB contre $(\overline{RSB}_{min})_{\rightarrow Q_4}^{E-UEP-MPC} = 9$ dB), reléguant les deux autres stratégies loin derrière. Comme pour le chapitre 2, si les stratégies Dardari UEP et EEP fonctionnent à débit source fixé, elles reflètent leur manque de flexibilité à l'environnement de transmission. La stratégie E-UEP-MPC, quant à elle adapte le nombre de classes à transmettre en fonction de l'état du canal mais fonctionne à énergie symbole normalisée et n'aplatit pas assez le canal. C'est donc la répartition de l'énergie sur les porteuses (pour l'aplatissement de canal) qui est responsable de ce décalage du point de fonctionnement de 5 dB.

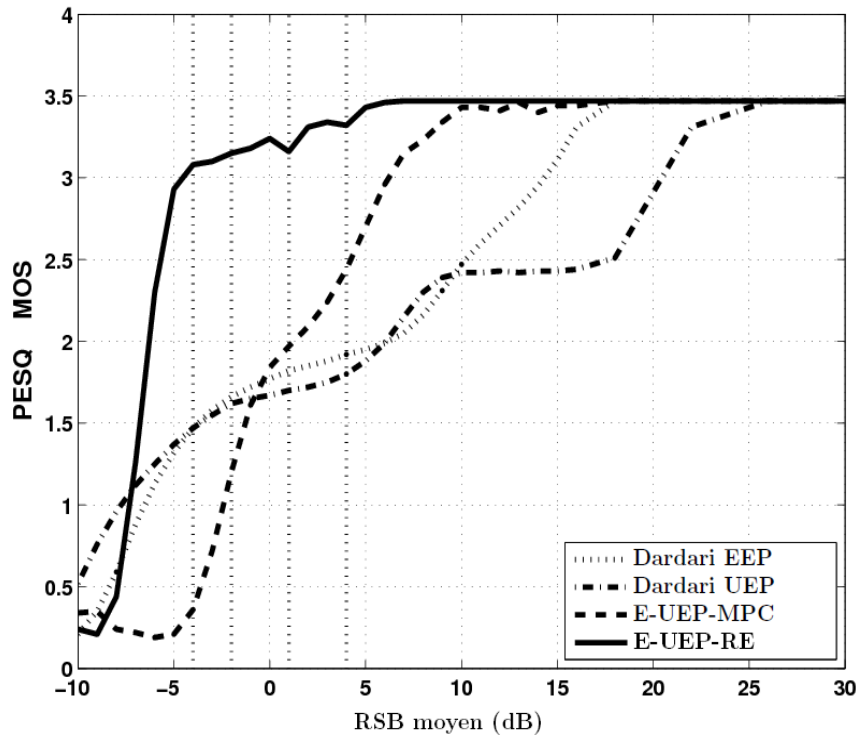


FIG. 4.4 – Performances des différents schémas d'allocation de ressources sur canal ADSL.

4.2.2 Vers une maximisation de la robustesse en contrebalance de la charge utile

4.2.2.1 Limitations de l'algorithme E-UEP-R

Dans le cas d'un canal sélectif en fréquence à forte dynamique, le niveau de décroissance des gains de canal est tellement élevé que la contribution d'un code correcteur d'erreurs et

d'un entrelaceur ne suffit plus à compenser la sélectivité du canal. La marge de robustesse de la classe traitée n'offre plus la garantie d'être améliorée par la surprotection de cette dernière.

Ainsi donc, si un code correcteur d'erreurs de rendement $R_2 \leq R_1$ offre un meilleur pouvoir de correction, il consomme un nombre de porteuses supplémentaires $p = p_2 - p_1$ où p_1, p_2 désignent respectivement le nombre de porteuses utilisées avec une protection de la classe traitée par R_2 puis R_1 .

Si le niveau des gains décroît plus vite que le TEB ne décroît avec le pouvoir correctif de R_2 supérieur à R_1 (cas d'un canal à forte dynamique), l'amélioration de la marge de robustesse n'est alors plus possible. L'algorithme E-UEP-R s'inscrit donc dans le registre d'application restreint des canaux sélectifs en fréquence à faible/moyenne dynamique.

Il faudrait donc pouvoir augmenter la marge de robustesse des classes les plus sensibles aux erreurs d'estimation, sans augmenter le nombre de porteuses allouées pour transmettre la classe considérée, car ce paramètre (nombre de porteuses supplémentaires) est celui qui contrarie l'augmentation de cette marge de robustesse. Le choix d'une modulation plus performante impose d'utiliser une taille symbole plus petite et donc un nombre de porteuses résultant plus élevé. Il n'est donc pas souhaitable, au même titre que la surprotection due aux codes correcteurs d'erreurs plus performants.

L'énergie pourrait constituer ce paramètre d'allocation qui répondrait à notre objectif d'amélioration de la robustesse d'une classe à l'environnement de propagation. Par énergie, on entendrait l'énergie transmise par porteuse pour un symbole de modulation donné, E_s , qui jusqu'à présent, était normalisée, pour des raisons de simplicité (pour considérer par exemple $\frac{E_s}{N_o}$ comme paramètre invariant d'étude des algorithmes dans le même milieu de transmission). D'autre part, si une partie de la bande utile est seulement sollicitée, une partie de l'énergie "disponible" est utilisée. On peut imaginer répartir "astucieusement" l'énergie encore disponible (des porteuses non utilisées) sur les porteuses sollicitées.

4.2.2.2 Vers une exploitation de l'énergie pour renforcer la robustesse

Quelle répartition de l'énergie employer ?

Le premier adage qui s'offre à nous parle d'économie et exclut tout gaspillage : on répartit l'énergie non utilisée sur les porteuses transmettant l'information.

Le second adage nous renseigne sur le destinataire de ces "attentions" : qui privilégier dans un premier temps ? Par principe de renforcement de robustesse sur la classe la plus "sensible" aux erreurs d'estimation des paramètres du canal, on distribue le reliquat d'énergie (récupéré des porteuses non impliquées dans la transmission des classes de données) en priorité sur les porteuses de niveaux les plus faibles.

Le troisième adage concerne l'équilibre des porteuses en matière de niveau de RSB. Si des porteuses n'ont pas encore reçu suffisamment d'énergie de la procédure d'allocation au point de ne pas rattraper la stabilité en RSB (au sein d'une même classe ou bien sur des classes différentes) ? La marge des porteuses de hauts RSBs sera diminuée en faveur de celle des porteuses "les plus démunies" (plus faible marge de RSB). Cela équilibre les marges de RSB et rend la transmission des classes collectivement robuste "au même niveau".

Qualitativement, comment répartir cette énergie? On s'attaque à la porteuse de la classe de marge de RSB la plus petite : pour réhausser cette dernière on utilise toute l'énergie disponible tant qu'elle n'atteint pas la deuxième plus petite marge de RSB. Cette énergie provient soit de la contrainte énergie ou bien de porteuses de niveau de RSB les plus élevés. On notera que la diversité des gains en fréquence sur chaque bande étroite voit les niveaux de RSB évoluer de manière non constante, ce que la procédure d'allocation d'énergie prendra en compte.

Caractère itératif du procédé

Si le niveau de la classe la plus sensible aux erreurs d'estimation de canal atteint le niveau de la deuxième classe la plus sensible, ce sont sur ces deux classes que la répartition d'énergie se déroulera, pour atteindre la marge de robustesse de la troisième classe la plus sensible. On utiliserait donc encore plus de ressources (d'énergie) que précédemment pour atteindre un niveau similaire, compte tenu du fait que "plus" de porteuses cherchent à atteindre la prochaine marge de robustesse.

On actualise à chaque itération le niveau d'énergie disponible.

4.2.2.3 Description de l'algorithme Robuste-Extreme-UEP-par Répartition d'Énergie (R-E-UEP-RE)

Phase d'initialisation

On peut considérer la même phase d'initialisation que pour l'algorithme R-E-UEP. Elle correspondra à la sortie de l'algorithme E-UEP-MPC, soit : $(I^*, \underline{m}, \underline{R}, \underline{\mathcal{N}})$

Cette configuration est caractérisée par une transmission à énergie normalisée E sur chaque porteuse.

On calcule les marges de robustesse ΔRSB_i associées à chaque classe $i \in \llbracket 1, I^* \rrbracket$.

On note $i_o = \arg \min_{i \in \llbracket 1, I^* \rrbracket} \Delta RSB_i$.

On note $TEB_{j_o} = TEB(m_{j_o}, R_{i_o}, RSB_{j_o})$.

On trie les RSBs par niveau décroissant de sorte que :

$$\forall j, j' \in \bigcup_{i=1}^{I^*} \mathcal{N}_i, j < j', RSB_{j'} < RSB_j.$$

Les paragraphes qui suivent dessinent l'étape itérative d'élévation de la marge de robustesse la plus petite parmi les classes transmises.

Aplatissement du canal

Par répartition d'énergie : $\forall j < j', TEB(m_{i_o}^*, R_{i_o}^*, RSB_j) \leq TEB(m_{i_o}^*, R_{i_o}^*, RSB_{j'})$

Et plus généralement : $TEB(m_{i_o}^*, R_{i_o}^*, RSB_j) \leq TEB_{i_o}$ en notant $TEB_{i_o} = TEB(m_{i_o}^*, R_{i_o}^*, \min_{j' \in \mathcal{N}_{i_o}} RSB_{j'}) =$

TEB_{i_o}

On considère comme référence la porteuse associée au gain le plus faible.

En notant $j_o = \arg \min_{j' \in \mathcal{N}_{i_o}} RSB_{j'}$, on a un $RSB_{j_o} = \frac{|G_{j_o}|^2 E}{N_o}$.

Egaliser les TEBs par rapport à un seuil "bas" reviendrait à réduire l'énergie symbole transmise par porteuse E_{sj} . On a donc :

$$\forall j \in \mathcal{N}_{i_o}, \exists E_{sj} \in [0, E], TEB(m_{i_o}^*, R_{i_o}^*, |G_j|^2 \frac{E_{sj}}{N_o}) = TEB_{i_o}$$

En égalisant les valeurs de TEB suivant le seuil TEB_{i_o} sur l'ensemble \mathcal{N}_{i_o} , on aplatit cette portion de canal. Il suffit de prendre : $E_{sj} = \frac{|G_{j_o}|^2}{|G_j|^2} E_{sj_o}$

On en déduit :

$$- \text{l'énergie utilisée à l'itération (1)} : E_u^{(1)} = \sum_{i=1}^{I^*} \sum_{j \in \mathcal{N}_i} E_{sj}$$

$$- \text{l'énergie restante à l'itération (1)} : E_r^{(1)} = N_p E - E_u^{(1)}$$

Remarquons que : $\forall j \in \mathcal{N}_i, E_{sj} \leq E_s$, donc par rapport à l'énergie employée initialement,

$$E_u^{(0)} = E \cdot \text{Card} \left(\bigcup_{i=1}^{I^*} \mathcal{N}_i \right), E_u^{(1)} \leq E_u^{(0)}.$$

Cet aplatissage du canal a donc pour effet d'économiser l'énergie utilisée.

Augmentation des marges de robustesse

On part de la marge de robustesse la plus petite (par valeur positive) i_o .

On augmente cette marge jusqu'à atteindre :

- la deuxième plus petite marge de robustesse s'il y a assez d'énergie pour y parvenir,
- ou toute l'énergie disponible E_r .

De manière analogue au paragraphe précédent, on aplatit le canal en réhaussant les marges de robustesse des porteuses associées à la classe la moins robuste i_o , ce qui donne :

$$\forall j \in \mathcal{N}_{i_o}, \exists E_{sj}^{(1)} \geq E_{sj}^{(0)}, \frac{E_{sj}^{(1)}}{N_o} |G_j|^2 = \min_{i \neq i_o} \Delta RSB_i$$

On en déduit que l'énergie utilisée est (2^{ème} itération) : $E_u^{(2)} = \sum_{i=1}^{I^*} \sum_{j \in \mathcal{N}_i} E_{sj}^{(1)}$

On utilise finalement $\min(E_u^{(2)}, E_{tot})$ pour atteindre la marge de robustesse suivante, notée $\min \left(\min_{i \neq i_o} \Delta RSB_i, \Delta RSB_{i_o}^{(1)} \right)$, où $\Delta RSB_{i_o}^{(1)}$ a été obtenue en utilisant le principe du Waterfilling.

Actualisation de la marge de robustesse à traiter

Si la plus petite marge de robustesse a été réhaussée suffisamment pour se hisser au même niveau que la seconde plus petite marge de robustesse, cela signifie :

- qu'il reste de l'énergie à répartir $E_r^{(2)}$ pour élever les marges de robustesse,
- qu'il faudra la répartir sur la classe qui avait anciennement la plus petite marge de robustesse ainsi que sur la classe qui avait la seconde plus petite marge de robustesse (puisqu'elle devient alors la plus petite puisque "rejointe" par la classe i_o) : le nombre de porteuses sur lequel se déploie l'énergie augmente donc à chaque itération.

Si la plus petite marge de robustesse reste toujours la même, on veillera à exploiter comme nous le soulignons précédemment les marges de robustesse les plus élevées en diminuant ces dernières. Nous les abaisserons de manière à récupérer un reliquat d'énergie à transmettre sur la ou les classes de plus faible marge de robustesse en lançant la procédure d'aplatissement du canal.

On retrouve bien le principe du Waterfilling qui consiste à diminuer les niveaux les plus hauts pour réhausser les niveaux les plus bas.

Réponse en cas d'insuffisance de la marge de robustesse

On avait observé au chapitre 3 que le critère de maximisation de la robustesse ne garantissait en aucun cas la stabilité des performances attendues du point de vue de l'utilisateur destinataire. Le recours à la statistique des paramètres d'estimation du canal était une issue favorable à ce problème (en réadaptant les RSBs par porteuse et en rendant flexible le débit source via le nombre de classes à transmettre). Il est alors légitime d'appliquer la même précaution lorsque la marge de robustesse (des classes à envoyer) est calculée. Compte tenu du fait que les expressions 3.2 et 3.3 des moments des erreurs d'estimation du RSB ne font guère intervenir l'énergie répartie sur chaque porteuse E_{sj} , la détermination et l'utilisation du seuil correctif introduit à la section 3.1.3 (page 103) restent les mêmes (appliquées **avant** que la maximisation de la robustesse par répartition d'énergie ne s'effectue).

4.2.2.4 Performances de l'algorithme R-E-UEP-RE

Nous allons évaluer les performances de la stratégie R-E-UEP-RE dans le cas d'une transmission vidéo au format Motion JPEG 2000. La vidéo considérée est de type trafic autoroutier¹ et se compose de 200 images en noir et blanc (1 composante codée sur 8 bits), chacune ayant une résolution 352 x 288. Chaque image est compressée au format JPEG-2000, en adoptant une scalabilité en qualité déployée sur trois classes avec les taux de compression suivant :

$$R_1 = 100, R_2 = 50, R_3 = 10.$$

Les QoS cibles pour chacune des classes de qualité sont calculées conformément à la procédure décrite dans le chapitre 3 (grâce à la première image de la séquence vidéo) en considérant l'exigence la plus sévère (99% de la qualité max Q_i , $i = 1,2,3$), aboutissant aux bornes supérieures de TEB suivantes :

$$B_1 = 3,46.10^{-5}, B_2 = 4,1.10^{-5}, B_3 = 8,1.10^{-7}$$

Les paramètres de transmission restent inchangés depuis le chapitre 3 (à l'exception du nombre de porteuses $N_p = 5600$).

Nous comparons la stratégie R-E-UEP-RE au meilleur schéma décrit dans le chapitre 3, à savoir la procédure R-E-UEP-Seuil.

1. <http://www.openjpeg.org/index.php?menu=samples>

Deux remarques méritent d'être soulignées afin d'éclairer nos précautions d'étude :

- L'énergie n'étant plus normalisée comme dans le cas des algorithmes précédents, nous ne pouvons plus considérer le \overline{RSB}_j comme le paramètre invariant de notre étude de performance. En effet, on devine bien que l'énergie va se concentrer sur le quota de porteuses sollicitées pour la transmission des classes d'importance et que le RSB local sera *plus élevé* que celui qu'on aurait dans les cas précédents où toutes les porteuses (y compris celles non utilisées) disposaient d'une énergie symbole normalisée. Ce sera donc le niveau de bruit moyen qui constituera notre invariant d'étude des schémas d'allocation de ressources.
- Si l'énergie totale disponible prend en compte le nombre de porteuses et l'énergie normalisée, dans les faits, l'énergie déployée par les algorithmes du chapitre 2 utilise rarement la totalité de la contrainte d'énergie puisqu'elle n'exploite qu'une portion de la bande utilisateur (en délaissant les porteuses de faibles gains). Ainsi les problèmes d'allocation de ressources des chapitres 2 et 3 sont implicitement contraints dans leur déploiement de puissance. La spécificité de notre solution, outre le fait qu'elle réponde de manière explicite à cette contrainte, exploite pleinement l'énergie disponible et la répartit de façon adaptée au niveau des gains des porteuses utilisées. La contrainte d'énergie sera considérée la même sur les différentes stratégies

de transmission et est égale à $\sum_{j=1}^{N_p} E_{sj} \leq E_s \text{ max}$.

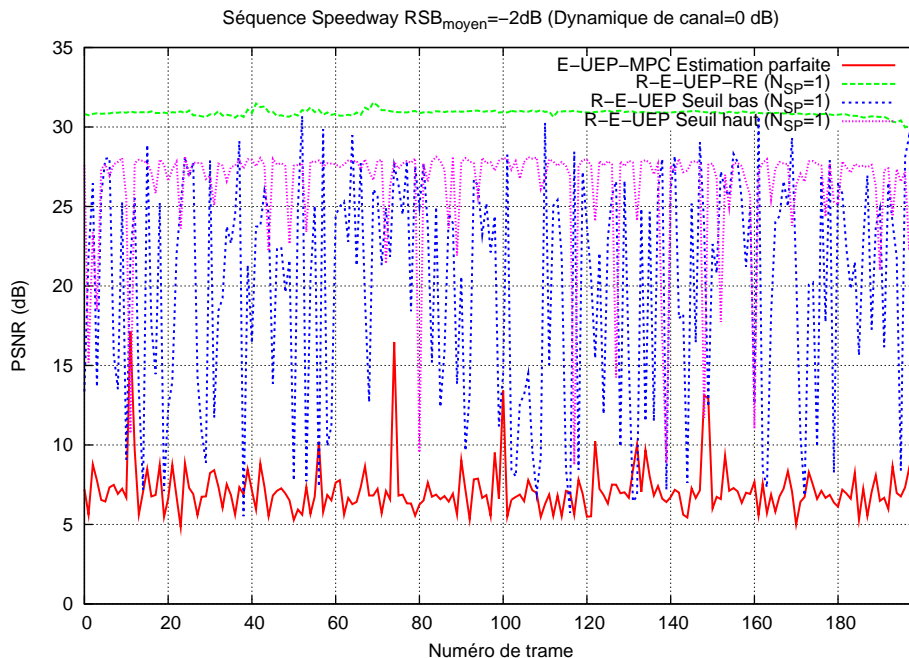


FIG. 4-5 – Performances en terme de robustesse pour différentes stratégies de transmissions sur canal sélectif en fréquence

Dans le cas d'un milieu de transmission de Rayleigh (figure 4-5), la robustesse de l'al-

gorithme aux erreurs de transmission, en plus de garantir la stabilisation de la qualité perçue, surpasse les performances de l'algorithme E-UEP-MPC en cas d'estimation parfaite du canal (il faut un $\overline{RSB} = -1 \text{ dB}$ pour que l'E-UEP-MPC avec estimation parfaite garantisse la qualité Q_1) même si le canal est très mal estimé ($N_{SP} = 1$). La politique de répartition d'énergie proposée est responsable d'un tel écart à la différence de l'algorithme R-E-UEP (avec ou sans seuil correctif) qui est très gourmand en consommation de porteuses (car l'utilisation d'un code correcteur d'erreurs offre une meilleure protection mais consomme en retour de la redondance et donc des porteuses). La valeur moyenne du PSNR, située à 31 dB, correspond à la transmission de deux classes sans erreur, tandis que la solution R-E-UEP-Seuil pour différentes valeurs de seuil, n'atteint guère la même performance. En mode "Seuil bas", il autorise la transmission de deux classes, mais sans vérifier la QoS, occasionnant un PSNR très irrégulier. En mode "Seuil haut", la marge de robustesse exigée étant plus élevée, le débit étant réduit (1 classe transmise), même si le PSNR se veut plus régulier (avec une valeur moyenne de PSNR=24dB), il n'en demeure pas moins que le taux d'images de qualité satisfaisante n'est pas suffisant.

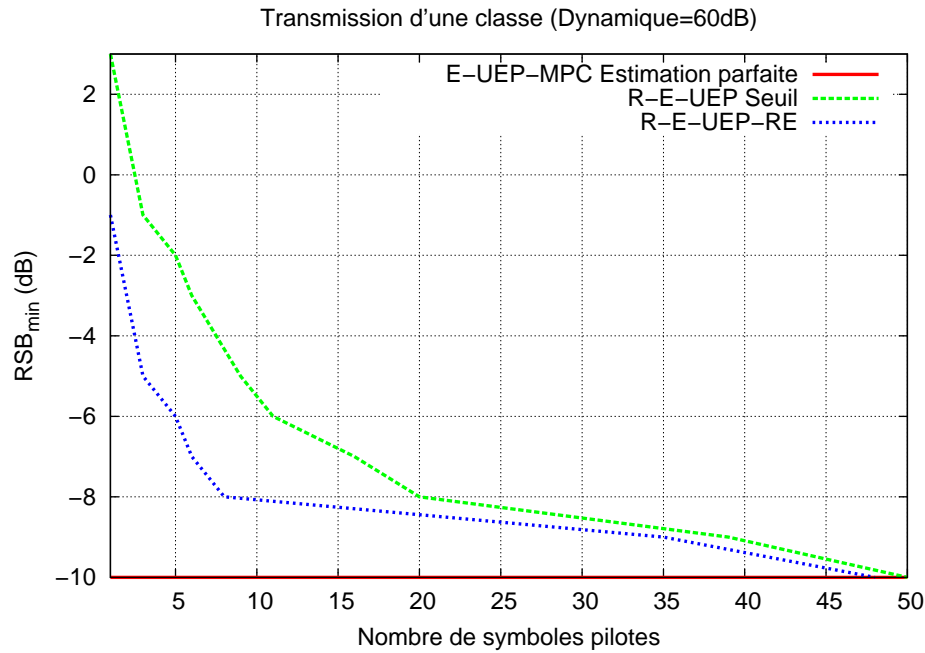


FIG. 4-6 – Performances en terme de robustesse pour différentes stratégies de transmissions sur canal sélectif en fréquence

Sur canal sélectif en fréquence, le R-E-UEP-RE affiche à nouveau de meilleures performances que le R-E-UEP-Seuil pour un $\overline{RSB} = -1 \text{ dB}$ avec $N_{SP} = 1$ (transmission d'une seule classe sur les trois algorithmes) sur la première image de la séquence vidéo (figure 4-6). Son niveau de robustesse ne lui permet cependant pas de garantir la stabilité des performances pour le même environnement de canal que lorsqu'il est parfaitement connu ($RSB_{min}^{E-UEP-MPC} = -10 \text{ dB}$). La dynamique élevée du canal pousse à la consommation en énergie sitôt que le niveau des porteuses allouées chute, ceci en vue de garantir la qua-

lité de service attendue (Q_1 ici). Pour valider cette observation, les performances des trois algorithmes sur toute la séquence vidéo, pour un environnement de transmission donné : $\overline{RSB} = -1$ dB et avec un seul symbole pilote utilisé pour estimer le canal sont données sur la figure 4-7.

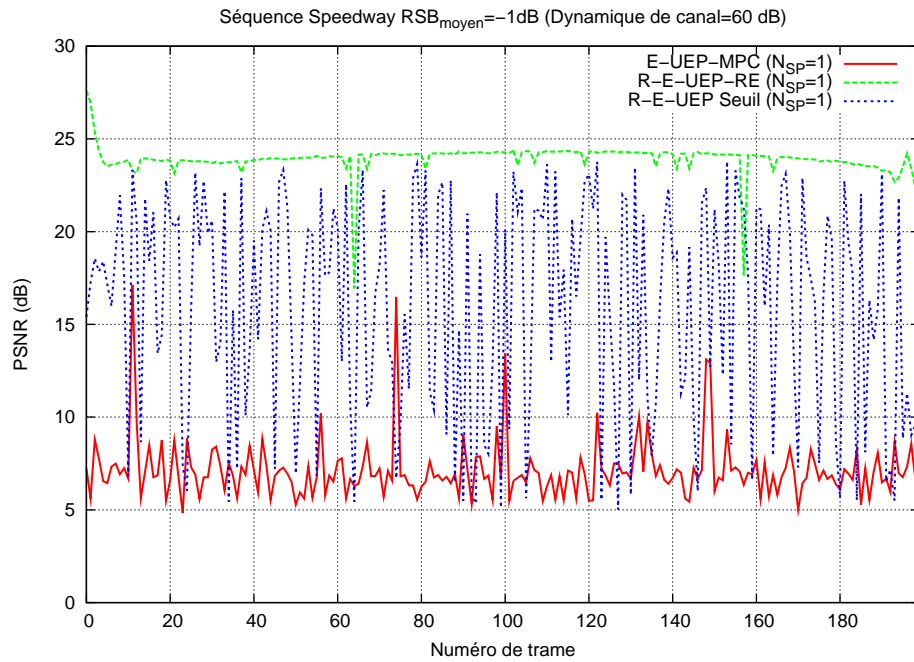


FIG. 4-7 – Performances en terme de robustesse pour différentes stratégies de transmissions sur canal sélectif en fréquence

Un aperçu visuel d'une image de la séquence vidéo (image no 19) pour les différents schémas d'allocation employés (figures 4-8,4-9,4-10) permet d'apprécier cette performance.

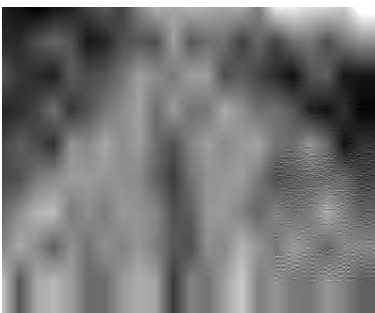


FIG. 4-8 – E-UEP-MPC



FIG. 4-9 – R-E-UEP-Seuil



FIG. 4-10 – R-E-UEP-RE

La charge utile, minimisée par l'algorithme E-UEP-MPC (où les ressources disponibles ne prenaient pas en compte l'énergie comme variable), est épargnée même en cas d'amélioration de la robustesse car c'est la répartition de puissance qui se charge de cette tâche, sans solliciter de porteuses supplémentaires.

4.3 Conclusion

A la lumière de cette nouvelle contrainte que représente l'énergie, se dessine une stratégie d'allocation de ressources, jalonnée par :

1. la mise en place des contraintes de QoS et de débit canal. Les QoS s'expriment en terme de TEBs par classe. Elles sont calculées quel que soit le choix du codeur source employé, en mesurant par distorsion (entre la donnée source et la donnée reçue tronquée en nombre de classes reçues) la sensibilité de chaque classe. Le calcul du débit canal ou encore de la charge utile prend en compte les caractéristiques en temps (temps de cohérence $(\Delta t)_c$) et en fréquence $(\Delta f)_c$ du milieu de propagation ;
2. le choix du critère de l'utilisateur : robustesse de la transmission aux erreurs d'estimation du canal ou bien minimisation d'une des ressources,
3. le choix de la ressource critique qui optimise le critère : par exemple si nous choisissons la maximisation de la robustesse par surprotection de codage de canal, le paramètre critique de l'utilisateur est le rendement de code.

Le problème d'optimisation clôture ce chemin de piste.

Telle qu'elle est présentée à travers ces deux exemples d'algorithmes (E-UEP-RE et R-E-UEP-RE), les algorithmes d'allocation de ressources intégrant l'énergie comme paramètres semblent se positionner en tête des stratégies de transmission du point de vue des performances. Aussi, il faut veiller à prendre bien en compte que si l'énergie ne consomme pas davantage de porteuses lorsqu'elle est augmentée en vue d'assurer une meilleure protection des données à la différence de la redondance binaire (occasionnant une augmentation de symboles et de porteuses à envoyer), elle comporte néanmoins l'inconvénient majeur d'être une ressource critique dans les équipements embarqués ou à de taille réduite (autonomie, puissance des batteries). Au point de se retrouver avec des contraintes plus fortes sur la puissance disponible que sur la largeur spectre notamment dans les applications large bande à faible puissance comme l'Ultra-wideband (UWB). Ce qui relativise la comparaison établie entre les algorithmes, suivant le niveau de contrainte posé sur la puissance et la largeur de la bande.

Précisons également que des stratégies d'allocation dynamique de l'énergie telles que *Dynamic Spectrum Management (DSM)* [17] sont à actuellement à l'étude (notamment pour améliorer les performances en débit des transmissions xDSL), crédibilisant et favorisant nos solutions de transmission (E-UEP-RE et R-E-UEP-RE) à se porter candidat pour ce type de réseau.

On aurait très bien pu considérer un autre paramètre pour favoriser soit le critère de robustesse, soit le critère de minimisation de ressources. Le choix d'intégrer sur des algorithmes existant un paramètre supplémentaire utilisé pour optimiser l'un ou l'autre de ces critères visait à souligner que ces derniers peuvent "cohabiter" dans la mesure où un niveau de priorité sera accordé à l'un ou l'autre. Le premier algorithme proposé E-UEP-RE minimise purement l'occupation spectrale, tandis que le second maximise la robustesse, avec une étape d'initialisation qui minimise la charge spectrale. La seconde stratégie répond à un problème d'optimisation multi-critères dans le sens où elle s'amorce sur l'un (initialisation avec l'algorithme E-UEP-MPC, mais cela pourrait en être un autre)

4.3. CONCLUSION

et termine sur l'autre².

2. mais d'autres la considèreront uni-critère dans le sens où le premier critère n'est qu'un choix d'initialisation des valeurs des paramètres à estimer et passe inaperçu dans la suite.

Conclusion et perspectives

Conclusion

Cette thèse est dédiée à l'allocation et l'optimisation de ressources pour la transmission de données multimédia scalables.

Le premier chapitre de cette thèse a été consacré à la description du contexte mis en place par l'adaptation de lien des réseaux multimédia scalables. Il initie le choix de modélisation (canal discret, hypothèses de transmission) du système de communication ainsi que les outils de mesure de performances (MOS, PSNR) mis en place pour évaluer l'efficacité et la flexibilité des algorithmes présentés par la suite. La problématique de l'allocation de ressources a été ensuite posée et la démarche entreprise pour la résoudre décrite. Cette démarche se positionne à la frontière du Source/Canal conjoints et du Source/Canal séparés et constitue ce que nous appelons un schéma de **protection inégale extrême E-UEP** (*Extreme Unequal Error Protection* en anglais) dans le sens où:

- le niveau de protection à attribuer aux classes à transmettre dépend de leur sensibilité aux erreurs de transmission (par exemple leur niveau de distorsion par rapport à un TEB),
- il est possible de ne transmettre qu'une partie des informations compressées. On rend flexible le nombre de classes de données à émettre, en l'occurrence le débit source. En ce sens on qualifie "par abus de langage" la protection d'*extrême*³.

Ces stratégies d'allocation recourent à l'optimisation de paramètres aussi bien du côté de la source (nombre de classes à transmettre) que du côté du canal (rendement de code, ordre de modulation, distribution des données/porteuses). Appliquer de tels schémas requiert de connaître les contraintes de QoS définies par l'application, que nous avons exprimé sous forme de TEB par classe. On est alors en mesure de maximiser le débit source en fonction des conditions/contraintes du système en vue d'optimiser la qualité perçue pour l'utilisateur (PSNR en image, MOS en parole).

Les deux chapitres suivants se sont attachés à définir chacun un critère de sélection caractérisant le problème d'allocation de ressources par maximisation du débit source :

1. Dans le chapitre 2, le premier critère minimise la charge utile S_{UT} , (*i.e.* le nombre de symboles utilisés pour transmettre une trame de données sources). Cela revient à utiliser le moins de porteuses possible pour transmettre chaque UT. Pour ce faire,

3. Si la classe i n'est pas envoyée, cela signifie que sa taille "supposée" $\frac{T_i}{R_i}$ est nulle et comme $T_i \neq 0$ on en déduit " $R_i = +\infty$ ".

nous avons exploité la sélectivité en fréquence du canal en convoyant les classes les plus importantes sur les porteuses les moins affaiblies et nous avons adapté les modulations au niveau d'atténuation des sous-bandes. L'adaptation du débit source à l'état du canal (une seule classe transmise si le canal est mauvais, toutes les classes si le canal est à fort RSB) ainsi que les contraintes de QoS rendent les stratégies de *E-UEP* plus performantes que les algorithmes de l'Etat de l'Art parmi celles non spécifiques à une application ou à un codec source. Plusieurs allocations des ordres de modulation aux porteuses ont été proposées :

- un traitement intra-classes (porteuse par porteuse) par rapport à une référence globale qui est la porteuse de niveau d'atténuation le plus faible de toute la bande. Ce qui a débouché sur l'algorithme E-UEP-MPP. Malheureusement, ce traitement a l'inconvénient de niveler les performances par rapport à une porteuse qui ne sera peut-être pas utilisée dans la transmission ;
- un traitement inter-classes (E-UEP-MPC) pour bénéficier d'une référence locale à chaque classe qui est la porteuse d'atténuation la plus faible utilisée pour le transport de la classe concernée. Cette stratégie n'optimise pas les ressources au sein d'une même classe puisqu'une seule et même modulation y était utilisée.
- un traitement simultané intra (porteuse par porteuse) et inter-classe (avec une référence locale) illustré par l'algorithme E-UEP-H.

Cette stratégie *E-UEP* dans un système multi-porteuses bénéficie de nombreux avantages. Les sous-porteuses non allouées à la donnée multimédia peuvent être proposées à d'autres utilisateurs qui souhaiteraient employer le système de transmission (pour un système multi-utilisateurs). Les porteuses libres pourraient aussi être affectées à d'autres services (pour un seul utilisateur par exemple).

2. Dans le chapitre 3, nous avons étudié la robustesse d'un schéma E-UEP (E-UEP-MPC) en présence d'estimées du canal et avons maximisé cette dernière en vue de limiter la dégradation des performances liées à ces erreurs d'estimation. Dans un premier temps, nous avons introduit des corrections sur les paramètres du canal (RSBs, gains de canal) en fonction de la statistique du canal. Dans un second temps, nous avons intégré en entrée de la stratégie E-UEP étudiée ces paramètres corrigés. Les résultats obtenus témoignent de l'amélioration de la robustesse sans être maximisée, ce qui limite les performances dans les cas des canaux faiblement sélectifs en fréquence. Pour améliorer les performances de la transmission, nous avons alors proposé un critère de robustesse à maximiser (marge de RSB) qui nous a permis de répondre au problème de la surprotection des classes (R-E-UEP). L'inconvénient de cette solution étant que le débit source ne varie pas, si le nombre de classes est surestimé, la surprotection des classes n'atteindra pas l'effet escompté. C'est la raison pour laquelle nous avons combiné les deux idées précédentes, en modifiant le débit source lorsque la marge de RSB n'est pas suffisante pour prévenir la robustesse (R-E-UEP-Seuil correctif).

Le dernier chapitre a exploré les deux critères étudiés précédemment en complexifiant le problème d'allocation de ressources par l'ajout du paramètre d'énergie. On précise également que ces critères expriment la robustesse de l'application dans toutes situations, les performances de l'application dans un contexte applicatif clairement défini par l'utilisa-

teur. L'un ou l'autre de ces critères est naturellement sélectionné et amène le paramètre adéquat (une marge de RSB, une charge utile) à être optimisé (minimiser une charge utile, maximiser une marge de robustesse).

Perspectives

De tels schémas d'allocation constituent des motifs d'accentuation des développements tournant autour du "spectrum pooling" [107] et le "spectrum agile radios" [57], où les questions d'utilisation de ressource restante préfigurent l'émergence de nouveaux services, d'utilisateurs "bas débit" par exemple. Les applications haut débit (vidéo) employant des codecs scalables est en marche (Google a lancé son nouveau service "Gmail Video chat" qui utilise un codec H.264/SVC en Novembre 2008, MJPEG 2000 a été choisi pour être la norme du cinéma numérique ISO 26428-1), renforçant l'utilité et le gain effectif des stratégies de transmission décrites dans les chapitres 2,3 et 4 pour minimiser les ressources et/ou les rendre stables à l'environnement de propagation sur les réseaux hétérogènes. Le travail réalisé et présenté durant cette thèse constitue un point de départ à une série d'études possibles. Citons en substance plusieurs d'entre elles.

1. Schéma d'allocation de ressources évolutif

- au sens du besoin : basculer d'un critère de sélection des ressources à un autre dans le temps suivant la priorité fluctuante de l'utilisateur (un service provisoire à environnement hostile, service long à environnement moyen...)
- au sens de la criticité de la ressource : évaluer les ressources critiques et minimiser leur utilisation, y compris dans une optique de stabilisation des performances (robustesse).

2. Aspect multi-utilisateurs

Minimiser la charge utile constitue un exemple de ressource stratégique à allouer de manière économique tout en respectant la QoS exigée par les utilisateurs du service multimédia. On peut envisager d'accroître le nombre de "clients" sans surdimensionner le système existant ou d'augmenter la marge de sécurité pour laquelle est garantie la QoS ou même d'élever, augmenter le nombre de services proposés sans augmenter les ressources disponibles. Bien entendu, l'économie de porteuses tient sur les sous-bandes de plus faibles niveaux et il serait sans doute préjudiciable de les attribuer aux nouveaux utilisateurs⁴. Il est envisageable de raisonner en terme d'équilibre de performances entre utilisateurs : ne pas augmenter le nombre d'utilisateurs mais récupérer les ressources que les uns n'utilisent pas en faveur de ceux dont les conditions de transmission sont moins favorables. La connaissance des conditions de transmission passe par une estimation du canal de type MIMO, dont la précision peut amener l'opérateur à envisager de recourir à des algorithmes d'allocation robustes ou minimisant la charge utile. La *solidarité* des utilisateurs en terme d'usage

⁴ sauf si on les réhausse par le biais de l'énergie économisée dans l'allocation pour les utilisateurs initiaux.

CONCLUSION

des ressources est la politique préconisée mais elle déguise simplement une politique d'opérateurs de services prudente⁵.

5. pour ce qui est du déploiement en terme d'augmentation du nombre d'abonnés ou d'amélioration de la QoS.

Annexe A

Optimisation Cross-Layer

A.1 Etat de l'Art

[86] propose une classification des solutions cross-layer en fonction du sens des interactions entre les couches, tandis que [110], [90] s'intéressent plus spécifiquement à la relation entre les couches *PHY* et *MAC*.

Top Down

En fonction de la nature (hétérogène) et de l'importance des données à transmettre, on attribue par le biais d'étiquettes les spécificités de chaque composante [91] (données troncables, jetables) du train binaire à envoyer, de manière à ce que les couches supérieures (MAC, réseau...) concernées puissent agir en faveur de la transmission si des opérations à réaliser sont à prévoir (figure A-1).

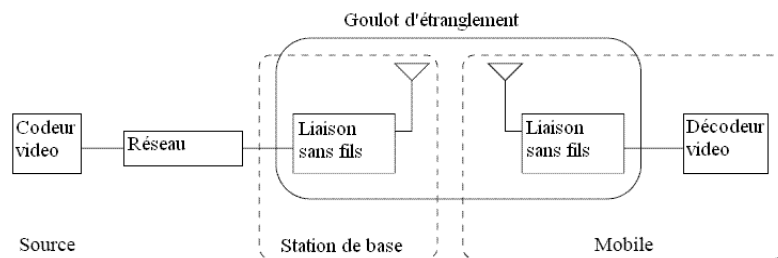


FIG. A.1 – Exemple de liaison descendante station de base-mobile

Il n'y a donc pas de dépendance du codeur scalable vis-à-vis de l'environnement de canal. Ainsi les couches dites "intermédiaires" ont la possibilité d'adapter le débit à tout moment. Néanmoins dans le cadre d'une transmission à débit variable, les performances des codeurs scalables ne sont pas optimales.

Bottom-Up

Les couches basses identifient le goulot d'étranglement dans le réseau et consignent l'information relative à l'état du canal (*Channel State Information CSI*) vers les couches

supérieures (*MAC, Application*) [111]. Ceci permet notamment d'adapter le débit source (en fonction de la capacité du canal). En revanche la proximité physique des couches *PHY* et *Application* est requise pour fonctionner avec des délais courts (téléphone cellulaire, PDA) comme sur la figure A-2, où le codeur source et la liaison sans fils se retrouvent dans la même unité.

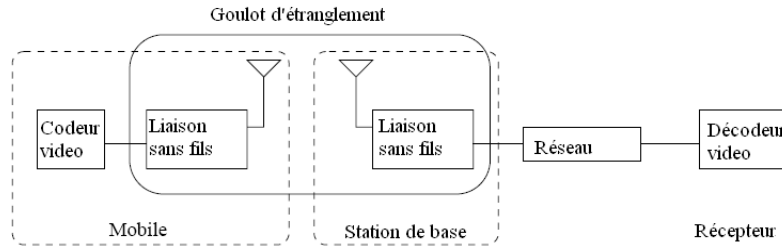


FIG. A-2 – Exemple de liaison montante mobile-station de base

Model Based

Le principe est d'utiliser un modèle statistique de comportement du canal pour optimiser les performances du système [46]. Une phase d'initialisation suffit à calibrer le système (hors-ligne) et rend l'implémentation de ce dernier plus simple. En revanche, les performances du système sont soumises au degré de précision d'un tel modèle.

A.2 Modélisation du système de communication

Dans le contexte de la thèse, nous travaillons au plus bas des couches du système de communication considéré. Cette motivation est renforcée par l'intérêt que les normes relatives aux transmissions non filaires ([37], [Hiperlan]) par ondes radio prêtent aux basses couches du modèle OSI [60] que sont la *couche physique (PHY)* et la *couche d'accès au support (MAC)*. La couche *PHY* [39] est chargée de la transmission effective des signaux électriques ou optiques entre les interlocuteurs. Le choix de ces signaux dépend de la valeur des paramètres de transmission qui lui ont été dictées par la couche *MAC*. En d'autres mots, la couche *MAC* fixe la stratégie d'allocation des ressources de transmission en pilotant la couche *PHY*. Compte tenu de la présence du *LID*, les informations véhiculées d'une couche à une autre sont toujours supposées reçues sans erreur (liée à cette transmission). C'est la raison pour laquelle nous modéliserons les couches *MAC, PHY* et *Application* sans définir d'interfaces, d'un point de vue accès. Les utilisateurs en bout de chaîne représentent la couche *Application* (à l'émission et à la réception). La couche *MAC* attend quant à elle les informations relatives à l'utilisateur (qualités de service, débit canal) de la couche *Application* ainsi que l'état du canal de la couche *PHY*, pour initier l'algorithme d'allocation de ressources. Cette couche *PHY* s'occupe d'appliquer la transmission et la réception des données multimédia que lui aura commandité la couche *MAC*.

Annexe B

Description de la liaison DS-CDMA

B.1 Spécificité de la bande Ka

La bande Ka est une gamme de fréquences utilisées dans les communications par satellites. Elle opère en liaison descendante sur une largeur de bande de 500 MHz située dans les intervalles [18.3; 18.8 GHz] ou [19.7; 20.2 GHz]. Elles étaient initialement destinées à des applications militaires et scientifiques. Mais les études intensives dont elle fait l'objet depuis une dizaine d'années découlent de la saturation des autres bandes L, C et Ku par les opérateurs de télécommunications (les largeurs de bande étant plus réduites que celles de la bande Ka). Ces derniers déploient depuis 2007 des services multimédia tels que le format de diffusion haute définition pour la télévision (HDTV) aux USA en lançant des chaînes locales et nationales HD (DirecTV), tandis que d'autres proposeront des services d'accès à internet (Eutelsat pour fin 2010).

Compte tenu du milieu hyperfréquence dans lequel nous nous trouvons, les gains en émission/réception (dépendant des fréquences d'émission/réception [59]) des équipements utilisés pour ce type de liaison sont plus grands. Les paraboles nécessaires pour recevoir les signaux sont alors plus petites que pour les autres bandes Ku, C ou L (certaines antennes Ka mesurent 20 cm de diamètre) attirant de ce fait les applications hauts débits pour des terminaux de dimensions réduites (téléphones mobiles, ordinateurs portables). Cependant, les signaux de cette bande sont beaucoup plus sensibles à l'atténuation atmosphérique et principalement à la pluie. Cette atténuation la rendait difficilement utilisable pour la diffusion télévisuelle et pour d'autres services dits "critiques". Mais des solutions ont réglé ces problèmes [20] pour la vidéoconférence et pour des applications à bas débits (<1.2 Mb/s) [83] et moyens débits (1.5 à 6 Mb/s) [3], souvent étiquetées *Fade Mitigation Techniques (FMT)* (que [45] répertorie et compare et dont [55] se sert sur un service de type broadcast numérique).

B.2 Caractéristique du satellite choisi

Nous nous inspirons de [105] et [80] en considérant un satellite à orbite géostationnaire *Geostationary Earth Orbiting (GEO)* transmettant les données par multiplexage DS-

CDMA avec des séquences de Walsh parfaitement orthogonales (dans la gamme des fréquences Ka), ce qui simplifiera la modélisation de l'environnement de transmission.

B.3 Modélisation du canal de propagation

Compte tenu de la longue distance qui sépare un point de la terre d'un satellite, de l'absence de perturbations diverses (absorption, réflexion, réfraction), nous pouvons employer le concept d'espace libre pour caractériser un tel canal. En plus de l'*Atténuation en Espace Libre (AEL)* (*Free Space Loss* en anglais [59]), les atténuations des signaux satellitaires en bande Ka sont essentiellement d'origine atmosphérique et météorologique. Les causes des dégradations peuvent être classées en deux catégories. La première catégorie comprend tous les éléments qui sont présents dans l'atmosphère terrestre d'une façon permanente tels que la vapeur d'eau ainsi que les différents gaz qui constituent cette atmosphère comme l'hydrogène et l'oxygène. L'atténuation causée par ce type de facteur est ainsi invariante au cours du temps et quasiment indépendante de l'emplacement géographique. La seconde catégorie comprend les facteurs météorologiques et climatiques dont la présence est fonction aléatoire du temps et de l'espace, comme les nuages ou les précipitations. C'est cette deuxième classe qui a la plus forte contribution dans l'atténuation des signaux satellitaires en bande Ka.

Compte tenu de la vitesse de déplacement des nuages (supposée lente) et de la durée des précipitations (dont le temps de cohérence est de l'ordre de quelques minutes, jugé grand devant la durée d'une courte conversation téléphonique par exemple [25]), nous supposons le canal de propagation comme canal à évanouissements lents pendant la durée de transmission des données multimédia, que nous dépeint [19] pour des liaisons de type mobile terrestre-satellite (*Land Mobile Satellite service (LMS)*).

B.4 Bilan de liaison (Canal de propagation + Récepteur)

En vertu de l'expression de l'AEL et de la distance séparant les antennes d'émission du satellite et de réception du mobile terrestre d'après [59] page 201, l'AEL opérant sur la bande Ka en liaison descendante (20 GHz) donne une atténuation de 211 dB.

Le choix de l'atténuation liée à la pluie dépend grandement de la zone géographique considérée. En choisissant une région européenne à climat tempéré (France), en vertu de la procédure indiquée dans [59] (p. 224-236), on obtient une atténuation liée à la pluie $\alpha_{pluie} = 16.3$ dB.

Il reste à prendre en compte le récepteur choisi dans la gamme des équipements VSAT (de diamètre 90 cm, de température de bruit globale $T = 627$ K, de rendement $\eta = 0.4$). Ceci permet de calculer le facteur de mérite ([59]) $\frac{G}{T} = -9.4$ dB/K ainsi que le terme en $\frac{1}{k} = 228.6$ dB/K.Hz, où k désigne la constante de Boltzmann.

La contribution totale d'atténuation (canal+récepteur) aboutit donc à :

$$A_{totale} = -211 - 16.3 + 228.6 - 9.4 = -8.1 \text{ dB.}$$

Annexe C

Modélisation de l'erreur d'estimation du canal

En rappelant que g désigne la réponse impulsionnelle du canal, n un processus complexe aléatoire additif, gaussien, blanc, centré, s le signal à transmettre, x le signal reçu, on a alors :

$$x(t, \omega) = (s * g)(t, \omega) + n(t, \omega).$$

Le caractère aléatoire de x (exprimé par ω élément de Ω) est donc hérité du bruit en réception n ainsi que de la réponse en temps du canal g .

Dans le domaine fréquentiel, nous obtenons (s et g étant intégrables) :

$$X(f, \omega) = S(f)G(f, \omega) + N(f, \omega), \forall f \in B_u = [f_{min}, f_{max}]$$

où X , S , G , N sont respectivement la transformée de Fourier de x , s , g et n .

Le canal est paramétré par les retards $\tau = (\tau_r)_r$ ainsi que la distribution des atténuations $\alpha = (\alpha_r)_r$ changeant toutes les $N_{OFDM} \cdot T_{OFDM}$ secondes ($\leq (\Delta t)_c$). Les valeurs prises par $\tau = (\tau_r)_r$ et $\alpha = (\alpha_r)_r$ (constantes pendant le temps de cohérence $(\Delta t)_c$) suivent une loi de Rayleigh de paramètre λ . La notation $G(f, \omega)$ exprime les variations aléatoires et en fréquence du canal.

La modélisation dans le domaine discret amène à utiliser la Transformée de Fourier Discrète (TFD) et l'expression précédente devient : $X(f_j, \omega) = S(f_j) \cdot G(f_j, \omega) + N(f_j, \omega)$ où $f_j = f_{min} + j \frac{f_{max} - f_{min}}{N_p}$ et $G(f_j, \omega)$ est le gain de la porteuse j sur le symbole OFDM l .

Notons enfin que les gains de canal associés à des symboles OFDM appartenant au même bloc temporel (de durée $N_{OFDM} \cdot T_{OFDM}$ secondes) sur la même porteuse sont égaux (en supposant les variations du canal négligeables pendant le temps de cohérence).

En allégeant les notations pour les gains complexes du canal associés aux porteuses j pour le symbole OFDM l :

- le véritable gain complexe du canal G_{jl} , $j \in \llbracket 1, N_p \rrbracket$,
- le gain complexe du canal mesuré \tilde{G}_{jl} , $j \in \llbracket 1, N_p \rrbracket$.

G_{jl} est affecté par le bruit et nous pousse à définir un estimateur de gain \tilde{G}_{jl} .

En notant \hat{G}_j l'estimateur du gain de canal de la $j^{\text{ème}}$ sous-porteuse, nous choisissons :

$\hat{G}_j = \frac{1}{N_{SP}} \sum_{l=1}^{N_{SP}} \tilde{G}_{jl}$ où N_{SP} est le nombre de symboles pilotes utilisés pour obtenir l'estimateur, avec $N_{SP} \leq N_{OFDM}$.

Sous l'hypothèse $N_{SP} \leq N_{OFDM}$, il vient :

$$G(j,l) = G(j,1) \triangleq G_j, \forall l \in \llbracket 1, N_{SP} \rrbracket. \quad (C.1)$$

$$\text{Mais : } \tilde{G}_{jl} = \frac{X_{jl}}{S_{jl}} = \frac{S_{jl}G_{kl} + N_{jl}}{S_{jl}} = \frac{S_{jl}G_k + N_{jl}}{S_{jl}} = G_j + \frac{N_{jl}}{S_{jl}}.$$

En dépit de (C.1), les variations causées par le bruit donnent \tilde{G}_{jl} pour chaque symbole OFDM l et l'erreur d'estimation du canal résultante vaut : $\varepsilon_j = G_j - \hat{G}_j, \forall j \in \llbracket 1, N_p \rrbracket$.

Sur chaque porteuse j ($j \in \llbracket 1, N_p \rrbracket$), ε_j se comporte comme un terme additif gaussien à la sortie du récepteur. Pour évaluer l'influence de ε_j , nous calculons les deux moments statistiques caractérisant une telle variable aléatoire :

$$\begin{aligned} - \text{ Moyenne : } \mu_{\varepsilon_j} &= E \left[G_j - \frac{1}{N_{SP}} \sum_{l=1}^{N_{SP}} \tilde{G}_{jl} \right] = E \left[G_j - \frac{1}{N_{SP}} \sum_{l=1}^{N_{SP}} G_j + \frac{N_{jl}}{S_{jl}} \right] \\ &= E \left[G_j - G_j - \frac{1}{N_{SP}} \sum_{l=1}^{N_{SP}} \frac{N_{jl}}{S_{jl}} \right] = -\frac{1}{N_{SP}} \sum_{l=1}^{N_{SP}} \frac{E[N_{jl}]}{S_{jl}} \\ - \text{ Variance : } \sigma_{\varepsilon_j}^2 &= Var \left[\frac{1}{N_{SP}} \sum_{l=1}^{N_{SP}} \frac{N_{jl}}{S_{jl}} \right] = \frac{1}{N_{SP}^2} Var \left[\sum_{l=1}^{N_{SP}} \frac{N_{jl}}{S_{jl}} \right] \end{aligned}$$

Bien entendu, la TFD est réalisée sur des intervalles de durée finie équivalents à $T - T_{PC}$ secondes (pour des systèmes OFDM) dans le modèle continu, T_{PC} étant la longueur du préfixe cyclique. Les deux espaces considérés étant de mesure finie, l'intervention des symboles d'intégration exprimant la TFD et l'espérance mathématique est possible ce qui amène à l'équation suivante :

$$E[N_{jl}] = E[TFD(n_l)(j)] = TFD[E[n_l]](j) = 0 \text{ puisque } n \text{ est centré.} \quad (C.2)$$

D'autre part, compte tenu du fait que les échantillons $(N_{jl})_l$ sont temporellement indépendants, que les $(S_{jl})_l$ sont déterministes (de puissance unitaire) et en considérant (C.2), il vient :

$$\frac{1}{N_{SP}^2} Var \left[\sum_{l=1}^{N_{SP}} \frac{N_{jl}}{S_{jl}} \right] = \frac{1}{N_{SP}^2} \sum_{l=1}^{N_{SP}} Var \left[\frac{N_{jl}}{S_{jl}} \right] = \frac{1}{N_{SP}^2} \sum_{l=1}^{N_{SP}} \frac{1}{|S_{jl}|^2} Var [N_{jl}] = \frac{1}{N_{SP}^2} \sum_{l=1}^{N_{SP}} \frac{1}{|S_{jl}|^2} E [|N_{jl}|^2] \quad (C.3)$$

Le théorème de *Parseval* donne : $\sigma_N^2 = E [|N_{jl}|^2] = \sigma_n^2$, nous obtenons donc les paramètres caractérisant $(\varepsilon_j)_j$:

$$\begin{cases} \mu_{\varepsilon_j} = 0 & (C.4a) \\ \sigma_{\varepsilon_j}^2 = \frac{\sigma_n^2}{N_{SP}} & (C.4b) \end{cases}$$

Annexe D

Transmission d'images JPEG-2000 par l'algorithme E-UEP-Hybride

L'objet de cette annexe est d'illustrer les performances du schéma E-UEP-H dans le cas d'une transmission d'images, comparées à l'algorithme E-UEP-MPC.

D.1 Description du système de transmission

En se plaçant sous les mêmes hypothèses de transmission que dans le chapitre 3 (transmission OFDM avec mêmes valeurs de paramètres), en précisant les paramètres OFDM suivant : $N_p = 5600$, le temps de cohérence $T = 140$, atteignant la contrainte de charge utile $S_{max} = TN_c = 784000$. Nous considérons la transmission progressive d'images codées au format JPEG-2000 avec une scalabilité en qualité de trois classes.

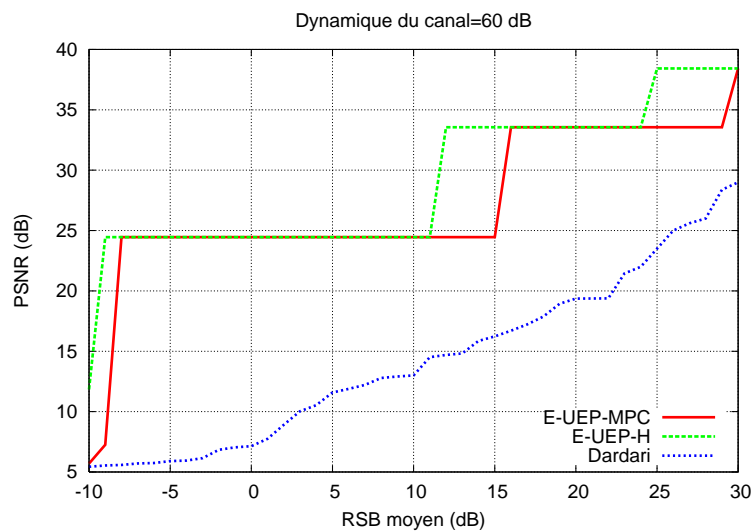


FIG. D.1 – PSNR de l'image reçue pour différentes stratégies de transmission

D.2 Performance en terme de qualité perçue

La figure D-1 dresse les performances des schémas d'allocation E-UEP-MPC, E-UEP-H (à débit source variable) et UEP (à débit source fixé) en terme de qualité perçue pour différents environnements de transmission, sélectifs en fréquence. Le PSNR de la donnée reçue est représentée sur l'axe vertical pour différents canaux de propagation à dynamique fixée (60 dB ici) et à \overline{RSB} variant sur l'axe horizontal. De la même manière que pour une application audio, quelle que soit la gamme de RSBs moyen considérée, l'algorithme E-UEP-H surpasse les autres. Ce qui attire notre attention sur une telle application, ce sont les tailles des classes de données qui confèrent une caractéristique de la solution de transmission E-UEP-H. Le décalage du point de fonctionnement (défini dans la partie 2.3.3.5 page 79) s'accroît avec la taille des classes transmises : 1 dB pour \mathcal{L}_1 ($T_1 = 17640$ bits), 4 dB pour \mathcal{L}_2 ($C_2 = 490584$ bits), 5 dB pour \mathcal{L}_3 ($C_3 = 853920$ bits). Pour se forger une opinion sur la qualité perçue "visuelle" obtenue sur les deux algorithmes (E-UEP-MPC et E-UEP-H) à environnement de canal similaire, intéressons-nous à l'image reçue dans les deux cas (figure D-2). La différence de débit source dans les deux cas (une classe transmise pour l'E-UEP-MPC et deux classes transmises pour l'E-UEP-H) est visuellement perceptible ($Q_1 = 25$ dB, $Q_2 = 35$ dB).

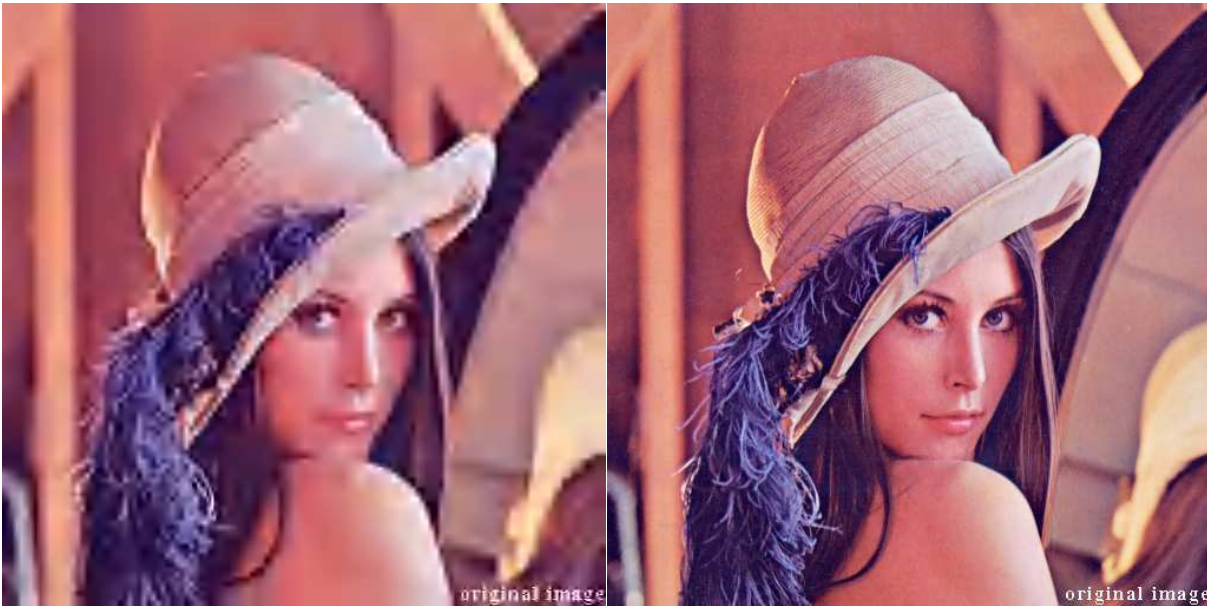


FIG. D-2 – Image reçue à l'aide de l'E-UEP-MPC (à gauche) et l'E-UEP-Hybride (à droite) pour un $\overline{RSB} = 15$ dB

D.3 Performance en terme de vitesse de transmission

Atteindre une qualité minimum requise en un minimum de temps constitue un critère de performance lorsqu'il s'agit de transmettre des données de manière progressive (*Progressive Image Transmission* (PIT) [14]) par exemple. La figure D-3 fait usage de ce critère

lorsque la qualité d'affichage ciblée est Q_1 (Q_1 correspondant à peu de chose près à la qualité de restitution de la première classe transmise seule et sans erreur). Nous estimons la quantité minimum de symboles OFDM requis pour garantir cette qualité Q_1 en présence d'erreurs liées à la transmission sur le canal, spécifié par sa dynamique (60 dB) et son \overline{RSB} (sur l'axe horizontal) pour les trois stratégies d'allocation des ressources. Quel que soit l'environnement de canal considéré (hostile si $\overline{RSB} \leq 5$ dB, moyen si $5 \text{ dB} \geq \overline{RSB} \geq 10$ dB, favorable pour des RSBs situés au dessus de 10 dB), la procédure E-UEP-H se révèle la plus rapide à atteindre Q_1 : le gain en rapidité d'exécution augmente avec la dégradation de l'environnement de transmission (jusqu'à atteindre 30 % lorsque $\overline{SNR} = -8$ dB).

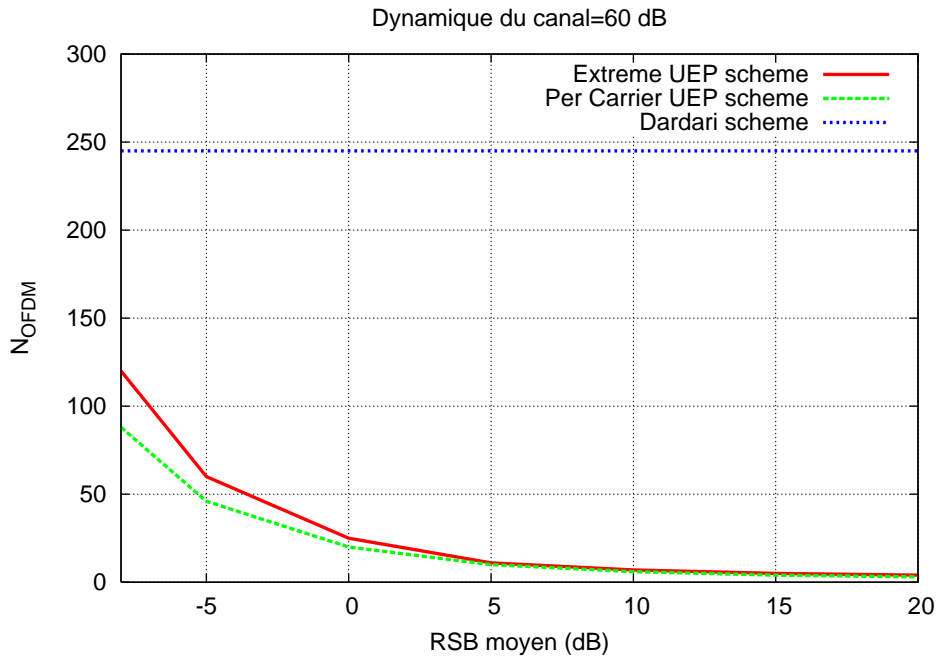


FIG. D.3 – Performance en vitesse de transmission pour différentes stratégies d'allocation sur un canal sélectif en fréquence

Le rendu visuel de l'image reçue pour un temps de cohérence $T = 100$ dans le cas des deux transmissions (E-UEP-H et E-UEP-MPC) figure D-4, donne une juste appréciation du bon respect ou non de la QoS. Dans le cas E-UEP-MPC, la QoS pour la classe 1 n'étant pas atteinte, une configuration par défaut est lancée, n'assurant pas une protection suffisante de l'image à transmettre. L'algorithme E-UEP-H quant à lui, garantit le bon transport de l'image pour des conditions de canal encore moins bonnes ($T \geq 87$).



FIG. D-4 – Image reçue à l'aide de l'E-UEP-MPC (à gauche) et l'E-UEP-Hybride (à droite) pour un $T = 100$, $\overline{RSB} = -8 \text{ dB}$

Annexe E

Calcul de lois de probabilité

E.1 Calcul de densités de probabilité

Définition 1 (Loi du Khi deux décentrée). *Soient deux variables aléatoires réelles (v.a.r) X, Y , indépendantes, suivant une loi normale de paramètres respectifs $\mathcal{N}(\mu_X, 1)$ et $\mathcal{N}(\mu_Y, 1)$. On dit alors que les var X^2 et Y^2 suivent une loi du Khi-deux décentrée à un degré de liberté et de paramètres de décentrage respectifs $\lambda_X = \mu_X^2$ et $\lambda_Y = \mu_Y^2$, que l'on notera $\chi^2(1, \lambda_X)$ et $\chi^2(1, \lambda_Y)$.*

[1] et [42] donnent deux expressions de la densité de probabilité (d.d.p) d'une loi du Khi deux décentrée :

- à l'aide des ddp des lois du Khi deux centrées :

$$f_X(x ; k, \lambda) = \sum_{i=0}^{\infty} \frac{e^{-\lambda/2} (\lambda/2)^i}{i!} f_{Y_{k+2i}}(x) \quad (\text{E.1})$$

où $(Y_l)_l$ indépendantes et suivant une loi du Khi deux centrée à l degrés de liberté.

- à l'aide des fonctions de Bessel : $f_X(x ; k, \lambda) = \frac{1}{2} e^{-(x+\lambda)/2} \left(\frac{x}{\lambda}\right)^{k/4-1/2} I_{k/2-1}(\sqrt{\lambda x})$

où $I_a(y)$ est une fonction de Bessel modifiée de première espèce donnée par :

$$I_a(y) = (y/2)^a \sum_{j=0}^{\infty} \frac{(y^2/4)^j}{j! \Gamma(a + j + 1)}$$

L'expression (E.1) montre que de manière analogue aux ddp de loi du Khi deux centrée, la ddp d'une loi du Khi deux décentrée est nulle en dehors de \mathbb{R}^+ . C'est cette dernière que nous considérerons dans la suite de nos calculs.

S'il est aisé de trouver dans la littérature que la somme de deux var indépendantes suivant une loi du Khi deux est également une var de loi du Khi deux ([1] et [72] par exemple), la démonstration du résultat pour le cas de var de loi du Khi deux décentrée n'est jamais traitée.

Nous nous proposons donc de démontrer le résultat suivant :

Théorème 1. Soient deux v.a.r indépendantes T , U suivant une loi du Khi deux décentrée de paramètres respectifs $\chi^2(k, \lambda_T)$ et $\chi^2(k, \lambda_U)$. Alors $T+U$ suit une loi du Khi deux décentrée de paramètres $\chi^2(2k, \lambda_T + \lambda_U)$.

Démonstration. Nous raisonnerons sur les ddp pour déterminer la loi de $T+U$.

Soit f_{T+U} la ddp de la v.a.r $T+U$. Comme T et U sont à densité, indépendantes, on a [15]: $f_{T+U} = f_T * f_U$.

On en déduit :

$$(f_T * f_U)(x) = \int_{-\infty}^{+\infty} f_T(t)f_U(x-t)dt = \int_0^x f_T(t)f_U(x-t)dt \text{ (en remarquant que : } f_T(t) = 0 \forall t < 0, \text{ et } f_U(x-t) = 0 \forall x-t < 0)$$

En développant les ddp f_T et f_U , il vient :

$$\begin{aligned} (f_T * f_U)(x) &= \int_0^x \sum_{i=0}^{\infty} \frac{e^{-\lambda_T/2}(\lambda_T/2)^i}{i!} f_{V_{k+2i}}(t) \sum_{j=0}^{\infty} \frac{e^{-\lambda_U/2}(\lambda_U/2)^j}{j!} f_{W_{k+2j}}(x-t)dt \\ &= e^{-\frac{\lambda_T+\lambda_U}{2}} \int_0^x \sum_{i,j=0}^{\infty} \frac{(\lambda/2)^{i+j}}{i!j!} f_{V_{k+2i}}(t)f_{W_{k+2j}}(x-t)dt \end{aligned}$$

Etant sur des espaces de mesure finie, l'interversion des symboles d'intégration et de (double) sommation est possible et nous donne :

$$\begin{aligned} (f_T * f_U)(x) &= e^{-\frac{\lambda_T+\lambda_U}{2}} \sum_{i,j=0}^{\infty} \frac{(\frac{\lambda_T}{2})^i(\frac{\lambda_U}{2})^j}{i!j!} \int_0^x f_{V_{k+2i}}(t)f_{W_{k+2j}}(x-t)dt \\ &= e^{-\frac{\lambda_T+\lambda_U}{2}} \sum_{i,j=0}^{\infty} \frac{(\frac{\lambda_T}{2})^i(\frac{\lambda_U}{2})^j}{i!j!} f_{V_{k+2i}} * f_{W_{k+2j}}(x) \\ &= e^{-\frac{\lambda_T+\lambda_U}{2}} \sum_{i,j=0}^{\infty} \frac{(\frac{\lambda_T}{2})^i(\frac{\lambda_U}{2})^j}{i!j!} f_{V_{k+2i}+W_{k+2j}}(x) \end{aligned}$$

La somme de deux v.a.r indépendantes de loi du Khi deux centrée respectives $\chi^2(l)$ et $\chi^2(m)$ étant une v.a.r de loi du Khi deux $\chi^2(l+m)$, on en déduit :

$$(f_T * f_U)(x) = e^{-\frac{\lambda_T+\lambda_U}{2}} \sum_{i,j=0}^{\infty} \frac{(\lambda/2)^{i+j}}{i!j!} \int_0^x f_{Z_{2(k+i+j)}}(x) dt$$

Posons $l = i + j$ et remplaçons l'indice j dans la double sommation par l . Il vient :

$$\begin{aligned} (f_T * f_U)(x) &= e^{-\frac{\lambda_T+\lambda_U}{2}} \sum_{l=0}^{\infty} \sum_{i=0}^l \frac{(\frac{\lambda_T}{2})^i(\frac{\lambda_U}{2})^{l-i}}{i!(l-i)!} f_{Z_{2(k+l)}}(x) \\ &= e^{-\frac{\lambda_T+\lambda_U}{2}} \sum_{l=0}^{\infty} \sum_{i=0}^l \binom{l}{i} \frac{(\frac{\lambda_T}{2})^i(\frac{\lambda_U}{2})^{l-i}}{l!} f_{Z_{2(k+l)}}(x) \\ &= e^{-\frac{\lambda_T+\lambda_U}{2}} \sum_{l=0}^{\infty} \frac{f_{Z_{2(k+l)}}(x)}{l!} \sum_{i=0}^l \binom{l}{i} (\frac{\lambda_T}{2})^i (\frac{\lambda_U}{2})^{l-i} \\ &= e^{-\frac{\lambda_T+\lambda_U}{2}} \sum_{l=0}^{\infty} \frac{f_{Z_{2(k+l)}}(x)}{l!} \left(\frac{\lambda_T}{2} + \frac{\lambda_U}{2}\right)^l = e^{-\frac{\lambda_T+\lambda_U}{2}} \sum_{l=0}^{\infty} \frac{(\frac{\lambda_T+\lambda_U}{2})^l}{l!} f_{Z_{2k+2l}}(x) \end{aligned}$$

En s'appuyant sur la définition, on reconnaît la ddp d'une v.a.r de loi Khi deux décentrée $\chi^2(2k, \lambda_T + \lambda_U)$. □

Proposons de donner une extension à la définition de loi du Khi deux décentrée :

Définition 2 (Loi du Khi deux décentrée généralisée). Soit une v.a.r T suivant une loi du Khi deux décentrée $\chi^2(k, \lambda)$ à densité f_T . Alors $aT + b$ suit une loi à densité $f_{aT+b}(x) = \frac{1}{a} f_X(\frac{x-b}{a})$ ($a \geq 0$), qualifiée de **loi du Khi deux décentrée "généralisée"**.

On en déduit :

Théorème 2. Soient deux v.a.r X et Y , indépendantes, suivant une loi normale de paramètres respectifs $\mathcal{N}(\mu_X, \sigma)$ et $\mathcal{N}(\mu_Y, \sigma)$.

Alors $X^2 + Y^2$ suit une loi du Khi deux décentrée généralisée $\chi^2(2, \mu_X^2 + \mu_Y^2)$.

Démonstration. Par hypothèse, on en déduit que $\frac{X}{\sigma}$ et $\frac{Y}{\sigma}$ suivent une loi normale de paramètres respectifs $\mathcal{N}(\mu_X, 1)$ et $\mathcal{N}(\mu_Y, 1)$. Alors les v.a.r $\frac{X^2}{\sigma^2}$ et $\frac{Y^2}{\sigma^2}$ suivent une loi du Khi-deux décentrée à un degré de liberté et de degré de décentrage respectifs $\lambda = \mu_X^2$ et $\lambda = \mu_Y^2$.

Par conséquent, en appliquant le théorème 1 pour $k = 1$, $\frac{X^2+Y^2}{\sigma^2}$ suit une loi du Khi deux décentrée $\chi^2(2, \mu_X^2 + \mu_Y^2)$.

On déduit de la définition 2 (pour $a = \sigma^2$ et $b = 0$) que : $\sigma^2 \frac{X^2+Y^2}{\sigma^2} = X^2 + Y^2$ suit une loi du Khi deux décentrée "généralisée". \square

On en déduit alors la propriété suivante :

Proposition 1. Si X est une v.a.r de loi du Khi deux décentrée généralisée, alors $T = aX + b$ est également une v.a.r de loi du Khi deux décentrée généralisée.

E.2 Calcul des moments d'une loi du Khi-Deux décentrée "généralisée"

Sous les mêmes hypothèses que précédemment, $X^2 + Y^2$ suit une loi du Khi deux décentrée généralisée $\chi^2(2, \lambda = \mu_X^2 + \mu_Y^2)$.

E.2.1 Calcul de l'espérance mathématique

$\mu_{X^2+Y^2} = \mu_{X^2} + \mu_{Y^2} = \sigma_X^2 + \mu_X^2 + \sigma_Y^2 + \mu_Y^2 = (\sigma^2 + \mu_X^2) + (\sigma^2 + \mu_Y^2)$. (X et Y ayant même variance σ^2)

E.2.2 Calcul de la variance

$\sigma_{X^2+Y^2}^2 = \sigma_{X^2}^2 + \sigma_{Y^2}^2$ car X et Y sont indépendantes
 $= \mu_{(X^2-\mu_{X^2})^2} + \mu_{(Y^2-\mu_{Y^2})^2}$
 $= \mu_{X^4} - 2\mu_{X^2}^2 + \mu_{X^2}^2 + \mu_{Y^4} - 2\mu_{Y^2}^2 + \mu_{Y^2}^2 = \mu_{X^4} - \mu_{X^2}^2 + \mu_{Y^4} - \mu_{Y^2}^2$

X et Y ayant même variance σ^2 , il vient :

$\mu_{X^2+Y^2}^2 = \mu_{X^4} + \mu_{Y^4} - (\mu_{X^2}^2 + \mu_{Y^2}^2)$
 $= (\mu_{(X-\mu_X+\mu_X)^4} + \mu_{(Y-\mu_Y+\mu_Y)^4}) - (\sigma^2 + \mu_X^2)^2 - (\sigma^2 + \mu_Y^2)^2$

Les moments d'ordre impair des v.a.r gaussiennes étant nuls, nous obtenons :

$$\mu_{X^2+Y^2} = \mu_{(X-\mu_X)^4} + \mu_{(Y-\mu_Y)^4} + \mu_X^4 + \mu_Y^4 + 6\mu_X^2\mu_{(X-\mu_X)^2} + 6\mu_Y^2\mu_{(Y-\mu_Y)^2} - (\sigma^2 + \mu_X^2)^2 - (\sigma^2 + \mu_Y^2)^2 \quad (\text{E.2})$$

En remarquant : $\sigma_{(X-\mu_X)^2}^2 = \mu_{(X-\mu_X)^4} - \mu_{(X-\mu_X)^2}^2 = \mu_{(X-\mu_X)^4} - \sigma^4$ (idem pour la v.a.r Y)
 et : $\sigma^2 \left(\frac{X-\mu_X}{\sigma}\right)^2 = 1$ car $\left(\frac{X-\mu_X}{\sigma}\right)^2$ suit une loi $\chi^2(1)$ (idem pour la v.a.r Y)
 $= \frac{1}{\sigma^4} \sigma_{(X-\mu_X)^2}^2$

On en déduit : $\sigma_{(X-\mu_X)^2}^2 = 2\sigma^4$ (idem pour la v.a.r Y)

D'où : $\mu_{(X-\mu_X)^4} = \sigma_{(X-\mu_X)^2}^2 + \sigma^4 = 3\sigma^4$ (idem pour la v.a.r Y)

En remplaçant cette expression dans E.2 puis en développant, on conclut finalement :

$$\mu_{X^2+Y^2} = 2\sigma^2(\sigma^2 + 2\mu_X^2) + 2\sigma^2(\sigma^2 + 2\mu_Y^2)$$

E.3 Intervalle de confiance

On donne pour différentes valeurs des paramètres α , β et λ les expressions des fonctions de répartition de la loi étudiée figure E-1. L'intervalle de confiance $[0, \mu + \sigma]$ pour les fonctions de répartition représentées dépasse un niveau de confiance de 80%.

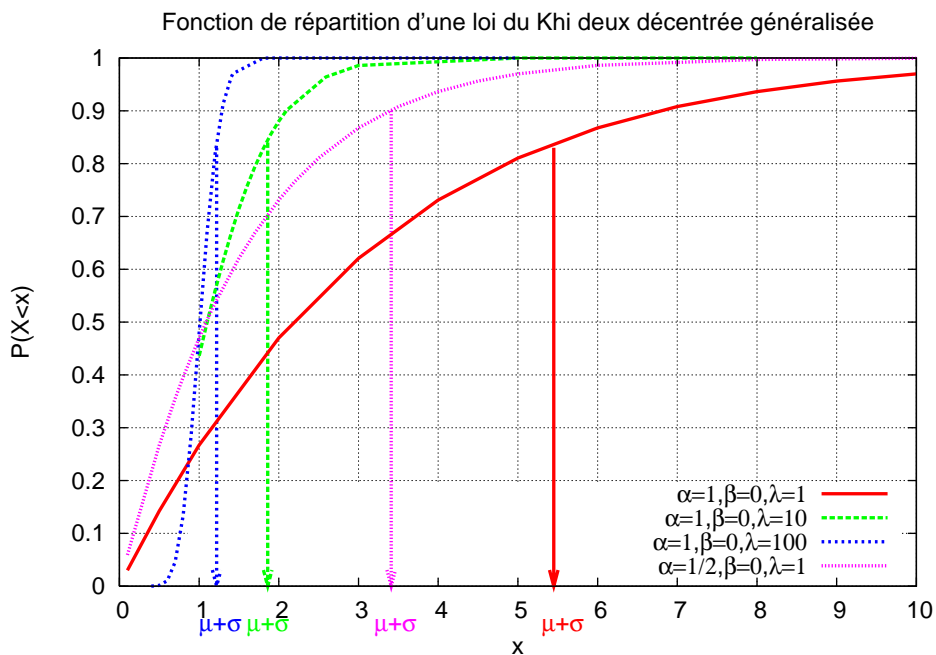


FIG. E-1 – Choix du seuil correctif des RSBs

Bibliographie

- [1] M. Abramowitz and I.A Stegun. *Handbook of Mathematical Functions*. Dover, 1972.
- [2] Mighel Acena and Stephan Pfletschinger. A spectrally efficient method for subcarrier and bit allocation in ofdma. In *proceedings of IEEE Vehicular Technology Conference (VTC)*, volume 3, pages 1773–1777, Juin 2005.
- [3] R. J. Acosta. Rain fade compensation alternatives for ka band communication satellites. Technical report, National Aeronautics and Space Administration (NASA), Novembre 2001.
- [4] T. Ahmed, A. Mehaoua, R. Boutaba, and Y. Iraqi. Adaptive packet video streaming over ip networks: A cross-layer approach. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 23:pages 385–401, Fevrier 2005.
- [5] A. Alsawah and I. Fijalkow. *Practical Radio Link Resource Allocation for Fair QoS-Provision on OFDMA Downlink with Partial Channel-State Information*. Eurasip, 2009.
- [6] T. C. Ancheta. *Joint source channel coding*. PhD thesis, Université Notre Dame, Août 1977.
- [7] Michel Barlaud and Claude Labit. *Compression et codage des images et des vidéos*. Hermes, 2002.
- [8] J. Bingham. Multicarrier modulation for data transmission: an idea whose time has come. *IEEE Communications Magazine*, 28:pages 5–14, Mai 1990.
- [9] S. Boyd and Leiven Vandenberghe. *Convex Optimization*. Cambridge University Press, 2004.
- [10] M.W. Bruns and J.T. Whittlesey. *Compression of moving pictures for digital cinema using the MPEG-2 toolkit*. Grass Valley Group, Californie, USA, 2000.
- [11] J. Campello. Practical bit loading for DMT. In *IEEE ICC 99*, pages 801–805, Juin 1997.
- [12] L. Castanet. Techniques adaptatives de lutte contre les affaiblissements de propagation pour les systèmes de télécommunications par satellite en EHF. Technical report, Ecole Nationale Supérieure de l’Aéronautique et de l’Espace (ENSAE), 2001.
- [13] CCIR (forunner of the ITU-R (Radiocommunication Sector)). *Allowable bit error ratios at the output of the hypothetical reference digital path for systems in the fixed-satellite service using pulse-code modulation for telephony*, 1986.
- [14] V. Chande and N. Farvardin. Progressive transmission of images over memoryless noisy channels. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 18(6):pages 850–860, Juin 2000.

- [15] M. Charbit. *Eléments de théorie du signal: aspects aléatoires*. Ellipses, 1996.
- [16] P. Chow, J. Cioffi, and J. Bingham. A practical discrete multitone transceiver loading algorithm for data transmission over spectrally shaped channels. *IEEE Transactions on Communications*, 43(2):pages 773 – 775, Février 1995.
- [17] John Cioffi and Mehdi Mohseni. A methodology for providing significantly higher broadband capacity to the users. *Teletronikk*, (4):pages 126 – 137, 2004.
- [18] ETSI comité de normalisation. Digital video broadcasting (dvb); framing structure, channel coding and modulation for digital terrestrial television. EN 300 744 V1.5.1, 2004.
- [19] G.E. Corazza and F. Vatalaro. A statistical model for land mobile satellite channels and its application to nongeostationary orbit systems. *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, Volume 43(3):pages 738 – 742, Août 1994.
- [20] M. Czarnecki. Compensation of rain attenuation for ka-band satellite systems. In *Microwaves, Radar and Wireless Communications. 2000. MIKON-2000. 13th*, volume 2, pages 439 – 442, 2000.
- [21] Andreas Czylwik. Adaptive OFDM for wideband radio channels. In *proceedings of Globecom 96*, volume 1, pages 713–718, Novembre 1996.
- [22] D. Dardari, M. G. Martini, M. Mazzotti, and M. Chiani. Layered video transmission on adaptive OFDM wireless systems. *EURASIP Journal on Applied Signal Processing*, 4(10):pages 1557–1567, 2004.
- [23] J.F. Delaigle and J.M. Boucqueau. JPSEC use case: Video surveillance. Technical report, ISO/IEC JTC1/SC29 WG1, 30 janvier 2003.
- [24] P. Duhamel and O. Rioul. Codage conjoint source/canal: Enjeux et approches. In *GRETSI 97*, pages 699–704, 15-19 Septembre 1997.
- [25] U. C. Fiebig. A time-series generator modelling rain fading and its seasonal and diurnal variations. In *proceedings of COST 280*, Juillet 2002.
- [26] R. Fischer and J. Huber. A new loading algorithm for discrete multitone transmission. In *IEEE Globecom 96*, pages 724–728, Novembre 1996.
- [27] G.D. Forney. The Viterbi algorithm. *Proceedings of the IEEE*, 61(3):pages 268–278, Mars 1973.
- [28] H. Gharavi and S. Alamouti. Multipriority video transmission for third-generation wireless communication systems. *Proceedings of the IEEE*, 87(10):pages 1751–1763, Octobre 1999.
- [29] Alain Glavieux and Michel Joindot. *Communications numériques Introduction*. Masson, 1996.
- [30] D. L. Goeckel. Adaptive coding for fading channel using outdated channel estimates. In *proceedings of IEEE Vehicular. Technology. Conference (VTC)*, page 1925–1929, Mai 1998.
- [31] Andrea J. Goldsmith and Soon-Ghee Chua. Variable-rate variable-power MQAM for fading channels. *IEEE Transactions on Communications*, 45(10):pages 1218–1230, october 1997.

-
- [32] Paschalis Ligdas H. Jafarkhani and Nariman Farvardin. Adaptive rate allocation in a joint source/channel coding framework for wireless channels. In *in Proc. IEEE Vehicular Technology Conference, Atlanta, GA*, volume 1, pages 492 – 496, 1996.
- [33] R. Frederick H. Schulzrinne, S. Casner and V. Jacobson. RTP: A transport protocol for real-time applications. [Online]. Available: <http://www.ietf.org/rfc/rfc3550.txt>, 2003.
- [34] J. Hagenauer. Rate-compatible punctured convolutional codes (RCPC codes) and their application. *IEEE Transactions on Communications*, 36(4):pages 389–400, Avril 1988.
- [35] J. Hagenauer, T. Stockhammer, C. Weiss, and A. Donner. Progressive source coding combined with regressive channel coding on varying channels. Technical report, ITG-Fachbericht, 2000.
- [36] Jürgen Herre and Bernhard Grill. Overview of MPEG-4 audio and its applications in mobile communications. In *ICSP*, volume 1, pages 11–20, 2000.
- [37] IEEE Standard 802.11g. *Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications*, Juin 2003.
- [38] International Telecommunication Union (ITU-T). *Recommendation P.861: Objective quality measurement of telephone-band (300-3400 Hz) speech codecs*, 1998.
- [39] ISO/IEC 7498-1 Information technology. – *Open Systems Interconnection – Basic Reference Model: The Basic Model*, 1994.
- [40] ITU-R (Radiocommunication Sector). *Method for objective measurements of perceived audio quality*, Novembre 2001.
- [41] ITU-T (Telecommunications Sector). *Mean Opinion Score (MOS) terminology*, Mars 2003.
- [42] N. L. Johnson and S. Kotz. *Continuous Univariate Distributions*, volume 2. Houghton-Mifflin, 1970.
- [43] H. Jégou. *Codes robustes et codes joints source-canal pour transmission multimédia sur canaux mobiles*. PhD thesis, Université de Rennes, Novembre 2005.
- [44] T. Kaitz. FEC performances for IEEE 802.16.3 OFDM. Technical report, IEEE 802.16abc-01/08r1, Juillet 2007.
- [45] S. W. Kim. A comparison of fading mitigation techniques infrequency-nonselective rayleigh-fading channels. In *Military Communications Conference Proceedings, MILCOM 1999. IEEE*, volume 1, pages 321–325, 1999.
- [46] L.P. Kondi, F. Ishtiaq, and A. K. Katsaggelos. Joint source-channel coding for motion-compensated DCT-based snr scalable video. *IEEE Transactions on Image Processing*, 11:pages 1043–1052, Septembre 2002.
- [47] L.P. Kondi and A. K. Katsaggelos. Joint source-channel coding for scalable video using models of rate-distortion functions. In *International Conference on Image Processing (ICIP)*, volume 1, pages 994–997, 2001.
- [48] S. Krishnamachari, M. Schaar, S. Choi, and X. Xu. Video streaming over wireless lans: A cross-layer approach. In *The 13th International Packetvideo Workshop. Nantes, France*, Mars 2003.

- [49] D. Krishnaswamy and M. Van der Schaar. Adaptive modulated scalable video transmission over networks with a game theoretic approach. In *IEEE Multimedia Signal Processing Workshop*, pages 107–110, Octobre 2004.
- [50] P. Kroon, E.F. Deprettere, and R.J. Sluyter. Regular-pulse excitation: a novel approach to effective and efficient multipulse coding of speech. *IEEE Transactions on Signal Processing*, 34(5):pages 1054–1063, Octobre 1986.
- [51] W. Kumwilaisak and all. A cross-layer quality-of- service mapping architecture for video delivery in wireless networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 21:pages 1685–1698, 2003.
- [52] P. Larzabal and all. Identification passive de canaux à trajets multiples. *TS. Traitement du signal*, 16:pages 383 – 401, 1999.
- [53] C.S. Lee, S. X. Ng, L. Piazzo, and L. Hanzo. TCM, TTCM, BICM and iterative BICM assisted OFDM-based digital video broadcasting to mobile receivers. In *IEEE VTC*, pages 732–736, Mai 2001.
- [54] A. Leke and J. M. Cioffi. Impact of imperfect channel knowledge on the performance of multicarrier systems. In *proceedings of IEEE Global Telecommun. Conference (Sydney, Australie)*, volume 2, page 951–955, November 1998.
- [55] K.P. Liolis, A. Bolea-Alamanac, A. Morlet, and C. Ginesi. Applicability of fade mitigation techniques to mobile DVB-S2/RCS satellite systems: Accent on railway scenario. In *International Workshop on Satellite and Space Communications, 2007. IWSSC '07.*, pages 1–5, Septembre 2007.
- [56] M-PIPE. <http://www.ist-mpipe.org/>, 2004-2008.
- [57] S. Mangold, Zhun Zhong, K. Challapali, and Chun-Ting Chou. Spectrum agile radio: radio resource measurements for opportunistic spectrum usage. In *proceedings of IEEE GLOBECOM*, volume 6, pages 3467 – 3471, Novembre 2004.
- [58] V. Mannoni. *Optimisation des codes LDPC pour les communications multiporteuses*. PhD thesis, Université de Reims Champagne Ardenne, Juin 2004.
- [59] G. Maral and M. Bousquet. *Satellite Communications Systems - Systems, Techniques and Technology*. Wiley, 2002.
- [60] G. Martineau. *Les réseaux - Principes Fondamentaux*. Hermès Science Publications, 1996.
- [61] B. Masnick and J. Wolf. On linear unequal error protection codes. *Information Theory, IEEE Transactions on*, 13(4):pages 600–607, 1967.
- [62] J. L. Massey. *Joint source and channel coding*. Alphenaan den Rijn, The Netherlands: Sijthoff and Noordhoff, 1978.
- [63] M. Mirhakkak, N. Schult, and D.Thomson. Dynamic bandwidth management and adaptive applications for a variable bandwidth wireless environment. *IEEE J. Select. Areas Commun*, 19:pages 1984–1997, 2001.
- [64] N. Montard and P. Brétillon. Objective quality monitoring issues in digital broadcasting networks. *IEEE Transactions on Broadcasting*, Vol. 51:pages 269–275, Septembre 2005.
- [65] N. Moreau. *Techniques de compression des signaux*. Masson, 1995.

-
- [66] Harry Newton and Ray Horak. *Newton's Telecom Dictionary 23rd Edition*. Flatiron Publishing, 2003.
- [67] D. Nicholson and F. Frescura. JPWL working draft. Technical report, ISO/IEC JTC1/SC29 WG1, mars 2003.
- [68] V. Nimier and G. Jourdain. Estimation active d'un canal de propagation à trajets multiples par une méthode bayésienne. In *Gretsi, Saint Martin d'Hères, France*, volume 10, pages 201 – 213, 1993.
- [69] T. Nomura, M. Serizawa, and K. Ozawa. Embedded MP-CELP speech coding algorithm using adaptive pulse-position control. In *IEICE Soc. Conf.*, volume 1, page 289, Septembre 1997.
- [70] T. Nomura and *al.* A bitrate and bandwidth scalable celp coder. In *ICASSP 98*, volume 1, pages 341–344, Mai 1998.
- [71] K. Ozawa and *al.* M-LCELP speech coding at 4 kb/s with multi-mode and multi-codebook. *IEICE Transactions*, E77-B(9):pages 1114–1120, Septembre 1994.
- [72] A. Papoulis. *Handbook of Mathematical Functions*. Dover, 1965.
- [73] G. Partasides and L.P. Kondi. Scalable video transmission over orthogonal frequency division multiplexing wireless channels. In *Canadian Conference on Electrical and Computer Engineering (CCECE)*, volume 2, pages 693– 696, Mai 2004.
- [74] A. Peled and A. Ruiz. Frequency domain data transmission using reduced computational complexity algorithms. In *IEEE International Conference Acoustic Speech and Signal Processing*, volume 5, pages 964–967, Avril 1980.
- [75] Peterson and Davie. *Computer Networks: A Systems Approach, Third Edition*. Morgan Kaufmann Series in Networking, 2003.
- [76] J. G. Proakis. *Digital communications*. McGraw-Hill, 2004.
- [77] M. Rabbani and R. Joshi. An overview of the JPEG 2000 still image compression standard. *IEEE Signal Processing Magazine*, pages 269–275, janvier 2002.
- [78] Th. Rathgen, P. Amon, and A. Hutter. Storage and RTP transport of scalable video. In *IEEE IWSSIP 2005*, Septembre 2005.
- [79] J. C. Rault, D. Castelain, and B. Le Floch. The coded orthogonal frequency division multiplexing (COFDM) technique and its applications to digital radio broadcasting towards mobile receivers. In *IEEE Globecom*, volume 5, pages 964–967, Décembre 1989.
- [80] L. S. Ronga and F. Mancini. CNIT-ASI project: Integration of multimedia services on satellite connected heterogeneous networks. In *proceedings of the Seventh International Workshop on Digital Signal Processing Techniques for Space Communications*, Octobre 2001.
- [81] K. Salamatian. "Codage conjoint source canal appliqué à la transmission multimédia TCP-courtoise". In *CORESA 99*, 14 et 15 Juin 1999.
- [82] D. Santa-Cruz, T. Ebrahimi, and Al. JPEG 2000 still image coding versus other standards. Technical report, ISO/IEC JTC1/SC29/WG1 ITU-T SG8, Juillet 2000.
- [83] E. H. Satorius and L. H. Tong. Analysis of a rain compensation algorithm for k/ka-band communications. *International journal of satellite communications ISSN 0737-2884 CODEN IJSCEF*, 14(3):pages 297–311, 1996.

- [84] K. Sayood, H.H. Otu, and N. Demir. Joint source/channel coding for variable length codes. *IEEE Transactions on Communications*, 48(5):pages 787–794, Mai 2000.
- [85] M. V. D. Schaar and J. Meehan. Robust fine-granularity for wireless video. In *International Packet Video Workshop*, Avril 2002.
- [86] M. V. D. Schaar and N. S. Shankar. Cross-layer wireless multimedia transmission: Challenges, principles and new paradigms. *Wireless Communications, IEEE*, 12(4):pages 50–58, Août 2005.
- [87] G.M Schuster and A.K Katsaggelos. *Rate Distortion Based Video Compression*. Kluwer Academic Publishers, 1997.
- [88] H. Schwartz, D. Marpe, and T. Wiegand. Overview of the scalable video coding extension of the h.264/avc standard. *Circuits and Systems for Video Technology*, 17(9):pages 1103–1120, Septembre 2007.
- [89] S. Sen, S. Pasupathy, and F. R. Kschischang. Quantized feedback information for the svd filtered mimo based fec coded ds-cdma multiuser detection receiver. In *proceedings of International Conference on Wireless Communications, (Calgary, AB, Canada)*, page 45–51, Juillet 2003.
- [90] S. Shakkottai, T. Rappaport, and P. Karlsson. Cross-layer design for wireless networks. *IEEE Communications Magazine*, 41(10):pages 74–80, Oct 2003.
- [91] Y. Shan. Cross-layer techniques for adaptive video streaming over wireless networks. *EURASIP Journal on Applied Signal Processing*, pages 220–228, Février 2005.
- [92] C.E Shannon. A mathematical theory of communication. *Bell System Technical Journal*, 27:pages 379–423, pages 623–656, Juillet-Octobre 1948.
- [93] J. Shin, J. Kim, and C.-C. Jay Kuo. Quality-of-service mapping mechanism for packet video in differentiated services network. *IEEE Trans. Multimedia*, 3:pages 219–231, 2001.
- [94] J. Silva and all. Wireless protocols design: Challenges and opportunities. In *Proceedings of the 8th IEEE International Workshop on Hardware/Software Codesign, S.Diego, CA, USA*, Mai 2000.
- [95] M. R. Souryal and R. L. Pickholtz. Adaptive modulation with imperfect channel information in ofdm. In *proceedings of IEEE Int. Conf. Commun (Helsinki, Finland)*, volume 6, pages 1861–1865, Juin 2001.
- [96] A. Takács and *al.* The layer-independent descriptor concept. *Journal of computers (JCP)*, 1(2):pages 23–32, Mai 2006.
- [97] Anisse Taleb, Harald Pobloth, and Jonas Svedberg. Documentation of the crucial scalability aspects for a fine grained speech and audio scalable coder. Technical report, IST M-PIPE, Octobre 2005.
- [98] D. Taubman and M. Marcellin. *JPEG 2000: Image compression fundamentals, standards and practice*. Kluwer Academic Publishers, Novembre 2001.
- [99] D. Taubman and Rosenbaum. JPIP use cases from genoa meeting. Technical report, ISO/IEC JTC1/SC29 WG1, Juillet 2002.
- [100] UCL TELE and CNES. <http://www.openjpeg.org/>, 2002.

-
- [101] A. Perez-Neira (UPC) and M. Realp (CTTC). *Cross-Layer Resource Allocation in Wireless Communications. Techniques and models from PHY and MAC layer Interaction*. Elsevier Science and Technology. Academic Press, 2009.
- [102] D. Waitzman, C. Partridge, and S. Deering. Distance vector multicast routing protocol. Technical report, RFC1075, Novembre 1988.
- [103] G.K. Wallace. The JPEG still picture compression standard. *IEEE Transactions on Consumer Electronics*, 38:pages 18–34, Février 1992.
- [104] Zhengdao Wang and Georgios B.Giannakis. Wireless multicarrier communications: where fourier meets shannon. *IEEE Signal Processing Magazine*, vol. 17(3):pages 29–48, May 2000.
- [105] V. Weerackody, L. Gonzalez, and E. Cuevas. Performance impacts of a DS-CDMA system for satellite communications on the move applications. In *GLOBECOM*, 2006.
- [106] S. B. Weinstein and P. M. Ebert. Data transmission by frequency-division multiplexing using the discrete fourier transform. *IEEE Transactions on Communications*, 19(5):pages 628–634, Octobre 1971.
- [107] T.A Weiss and F.K. Jondral. Spectrum pooling: an innovative strategy for the enhancement of spectrum efficiency. *IEEE Communications Magazine*, 42(3):pages S8 – 14, Mars 2004.
- [108] A. Wyglinski. *Physical Layer Loading Algorithms for Indoor Wireless Multicarrier Systems*. PhD thesis, Université de Mac-Gill, Montréal (Canada), Novembre 2004.
- [109] W. Xiang. *Joint Source-Channel Coding for Image Transmission and Related Topics*. PhD thesis, Institute for Telecommunications Research University of South Australia, Décembre 2003.
- [110] W.H. Yuen, H. Lee, and T. Andersen. A simple and effective cross layer networking system for ad hoc networks. In *PIMRC'02*, volume 4, pages 1952–1956, Septembre 2002.
- [111] Q. Zhang, F. Yang, and W.Zhu. Cross-layer qos support for multimedia delivery over wireless internet. *EURASIP Journal on Applied Signal Processing*, 2:pages 207–219, Février 2005.
- [112] H. Zheng. Optimising wireless multimedia transmissions through cross-layer design. In *ICME '03*, volume 1, pages 185–8, Juillet 2003.
- [113] H. Zheng and K.J Ray Liu. Robust image and video transmission over spectrally shaped channels using multicarrier modulation. *IEEE Transactions on Multimedia*, 1(1):pages 88–103, 1999.
- [114] W.Y. Zou and Y. Wu. COFDM : An overview. *IEEE Transactions on Broadcasting*, 41(1):pages 1–8, Mars 1995.

BIBLIOGRAPHIE

Cette thèse s'intéresse aux problèmes d'allocation de ressources pour la transmission de données multimédia scalables sous contraintes de qualité de service (QoS) sur les réseaux hétérogènes. Les liaisons filaires et sans fil considérées (DS-CDMA, OFDMA) sont appliquées à des services de transmission d'images et de parole sur des canaux à évanouissements lents ou rapides, avec ou sans multitrajets. La QoS de ces réseaux est exprimée en terme de qualité perçue du point de vue de l'utilisateur (couche Application) et en terme de taux d'erreurs binaires (TEB) par classe du point de vue de la transmission (couche Physique). Les ressources étudiées sont : l'allocation des puissances, des ordres de modulation et des porteuses ainsi que les propriétés de protection inégale contre les erreurs (UEP). L'objectif de ce document est d'allouer ces ressources de façon à maximiser le débit source des données multimédia hiérarchisées (sous forme de classes d'importance) en s'appuyant sur une connaissance parfaite ou partielle des canaux de propagation, sous contrainte de performances cibles en réception. Les stratégies d'adaptation de lien que nous présentons se basent sur la possible troncature d'une partie de ces données à transmettre. Elles se fondent également sur le degré de sensibilité et la protection adéquate de chacune de ces classes contre les erreurs liées à la transmission sur le canal, conformément aux exigences de QoS exprimées sur ces dernières. Les schémas de transmission explorent plusieurs critères d'optimisation des ressources : la minimisation de la charge utile du système ainsi que l'optimisation de la robustesse de la transmission aux erreurs d'estimation du canal. Dans ces contextes, nous décrivons l'allocation optimale de sous-porteuses, de modulations, de rendements de code et d'énergie maximisant le débit source de l'utilisateur tout en vérifiant les contraintes sur la charge du système et la QoS. Nous montrons que ces schémas d'allocation sont adaptables à de nombreux systèmes de communication et présentent des performances supérieures aux stratégies de l'Etat de l'Art.

This thesis is dedicated to the resources allocation for the transmission of scalable multimedia data under Quality-of-Service (QoS) constraints on heterogeneous networks. We focus on wire and wireless links (DS-CDMA, OFDMA) with the transmission of images, speech over frequency and non frequency selective channels. Resources from the physical layer are addressed: channel code rates (to protect the data against the degradation of the signal-to-noise ratio SNR), modulation orders, carriers ordering (to convey the layers) and the allocated power. The aim of this report is to allocate these parameters in order to maximize the source rate of the multimedia data under targeted QoS and system payload with a perfect or partial channel knowledge. The QoS is expressed in term of perceived quality from the End To end User and in term of Bit Error Rate per Class from the scalable source encoder. In a such context, we propose some link adaptation schemes whose novelty is to enable the truncation of the data layers. Moreover, these strategies make use of the sensivity to transmission errors and the channel state information to dynamically adapt the protection of the layers (Unequal Error Protection UEP) in accordance with the QoS requirements. These procedures explore multiple resources optimization criteria : the minimization of the system payload and the maximization of the robustness to the channel estimation error. For each one, we perform the optimal allocation (bit loading) of the previous parameters that maximize the source rate while ensuring the constraints of the receiver. We show that these schemes fit to any communication system and we present the performances and compare them to the State Of The Art procedures.