

N° D'ORDRE : 8564



**UNIVERSITE PARIS-SUD XI**  
**Faculté des Sciences d'Orsay**

**THÈSE DE DOCTORAT**

**SPECIALITE : PHYSIQUE**

*Ecole Doctorale « Sciences et Technologies de l'Information des  
Télécommunications et des Systèmes »*

Présentée par :

**Florence NADAL**

Sujet :

**Techniques de surcharge en utilisateurs d'un canal à accès multiple**

Soutenue le 18 décembre 2006 devant la commission d'examen :

Rapporteurs	Mme Geneviève BAUDOIN M. Marc MOENECLAEY
Examineurs	M. Emmanuel BOUTILLON M. Pierre DUHAMEL M. Hikmet SARI M. Antoine O. BERTHET
Membre invité	M. Patrick TORTELIER



# Remerciements

Je tiens tout d'abord à remercier Geneviève Baudoin de l'ESIEE Paris, et le professeur Marc Moeneclaey de l'Université de Gand, pour leur lecture attentive de mon manuscrit. J'adresse également mes remerciements à Pierre Duhamel, directeur de recherche au CNRS, qui m'a fait l'honneur de présider mon jury de thèse, ainsi qu'Emmanuel Boutillon, professeur à l'Université de Bretagne-Sud, pour avoir accepté de faire partie de ce jury.

Je n'oublie évidemment pas France Télécom R&D en la personne de Patrick Tortelier, qui a permis cette collaboration entre France Télécom et le Département Télécommunications de Supélec.

Je remercie bien sûr mon directeur de thèse, Hikmet Sari, ainsi qu'Antoine Berthet, co-encadrant, avec qui j'ai partagé des discussions des plus profitables.

Enfin, je remercie l'ensemble du Département Télécommunications de Supélec, et en particulier Serdar Sezginer, mon collègue de bureau qui m'a supportée pendant ces trois années de thèse.

Plus largement, je tiens à exprimer ici toute ma reconnaissance aux personnes qui m'ont aidée, encouragée, et soutenue tout au long de mon travail de thèse.

Gif, le 1<sup>er</sup> mars 2007



# Table des matières

<b>Liste des abréviations</b> .....	<b>5</b>
<b>Liste des notations</b> .....	<b>7</b>
<b>1. Introduction</b> .....	<b>9</b>
1.1. Techniques d'accès multiple .....	9
1.1.1. FDMA (Frequency-Division Multiple Access)	10
1.1.2. TDMA (Time-Division Multiple Access)	11
1.1.3. CDMA (Code-Division Multiple Access)	11
1.1.3.1. OCDMA (Orthogonal CDMA)	12
1.1.3.2. PN-CDMA (Pseudo-Noise CDMA)	12
1.2. Principe du channel overloading .....	13
1.3. Objectif et plan de la thèse .....	14
1.4. Publications .....	15
<b>2. Le channel overloading : formalisation et limites de capacités</b> .....	<b>17</b>
2.1. Formalisation générale du channel overloading .....	17
2.1.1. Premier type de construction	18
2.1.2. Deuxième type de construction	19
2.2. Capacités des systèmes de channel overloading .....	20
2.2.1. Limites de surcharge relatives à différentes modulations à BER fixé	20
2.2.2. Capacité globale des systèmes m-OCDMA	21
<b>3. Premier type de construction</b> .....	<b>25</b>
3.1. Exemples de schémas .....	25
3.1.1. Schémas TDMA/OCDMA et OCDMA/OCDMA	25
3.1.1.1. Expressions des signaux émis et des termes d'interférences	26
3.1.1.1.1. TDMA/OCDMA	26
3.1.1.1.2. OCDMA/TDMA	27
3.1.1.1.3. OCDMA/OCDMA	28
3.1.1.2. Séquences d'étalement réelles et complexes	29
3.1.2. La construction de Ross et Taylor	31
3.1.2.1. Construction des séquences de signature	31
3.1.2.2. Extension de la construction proposée par Ross et Taylor	33
3.2. Modèle du signal reçu .....	33
3.2.1. Canal AWGN	33
3.2.2. Canal de Rayleigh non sélectif	34
3.3. Détection en l'absence de codage, sur canal non sélectif .....	35
3.3.1. Le détecteur optimal	35
3.3.2. Algorithmes HDIC, SDIC, LDIC	37
3.3.2.1. Le HDIC (Hard-Decision Interference Cancellation)	37
3.3.2.2. Le SDIC (Soft-Decision Interference Cancellation)	38

3.3.2.3. Le SDIC dans le cas d'un canal de Rayleigh non sélectif	40
3.3.2.4. Adaptation du SDIC à la construction de Ross et Taylor	42
3.3.2.5. Le LDIC (List-Decision Interference Cancellation)	43
3.3.3. Algorithme ISDIC (Iterated Soft-Decision Interference Cancellation)	44
3.3.3.1. Algorithme ISDIC "standard"	45
3.3.3.2. Algorithme ISDIC "amélioré"	46
3.3.4. Algorithme PDA (Probabilistic Data Association)	47
3.4. Résultats des simulations de Monte-Carlo en l'absence de codage et sur canal non sélectif	49
3.4.1. Schémas TDMA/OCDMA et OCDMA/OCDMA	49
3.4.1.1. Problèmes de construction du TDMA/OCDMA et de l'OCDMA/OCDMA	50
3.4.1.1.1. Le phénomène des paliers	50
3.4.1.1.2. Distances euclidiennes minimales	51
3.4.1.2. Comparaison des différentes méthodes de détection	54
3.4.1.2.1. Comparaison des différentes non-linéarités envisagées en SDIC	54
3.4.1.2.2. Comparaison du LDIC et du SDIC	55
3.4.1.2.3. Comparaison de l'ISDIC et du SDIC	57
3.4.1.2.4. Résultats fournis par l'algorithme PDA	61
3.4.1.2.5. Comparaison des performances du SDIC et du détecteur optimal	61
3.4.1.3. Résultats avec des symboles QPSK	63
3.4.1.4. Résultats avec des symboles 16-QAM	67
3.4.1.5. Résultats avec un système hybride 16-QAM/QPSK	69
3.4.1.6. Différences de performances entre ensembles 1 et 2	69
3.4.1.7. Comparaison des systèmes TDMA/OCDMA et OCDMA/OCDMA	69
3.4.1.8. Bilan	72
3.4.1.9. Séquences d'étalement utilisées en OCDMA/OCDMA	73
3.4.1.10. Analyse en convergence du HDIC	78
3.4.1.10.1. 1 <sup>er</sup> modèle d'approximation	78
3.4.1.10.2. 2 <sup>ème</sup> modèle d'approximation	79
3.4.1.10.3. Evaluation des modèles d'approximation	80
3.4.1.11. Résultats de simulations sur canal de Rayleigh non sélectif	82
3.4.2. Schéma de Ross et Taylor	87
3.4.2.1. Résultats des simulations de Monte-Carlo	87
3.4.2.2. Intérêt de cette construction	92
<b>4. Deuxième type de construction</b>	<b>95</b>
4.1. Les schémas multi-niveaux	95
4.1.1. Cas de symboles BPSK	95
4.1.1.1. Une interprétation du channel overloading	95
4.1.1.1.1. Techniques utilisant deux ensembles de formes d'ondes orthogonales	95
4.1.1.1.2. Construction proposée par Ross et Taylor	96
4.1.1.2. Construction de nouveaux schémas	97
4.1.1.2.1. Schéma à 1 niveau de partition	97
4.1.1.2.2. Schéma à 1 niveau de partition avec surcharge fixée à 50%	100
4.1.1.2.3. Schéma à 2 niveaux de partition	102
4.1.1.2.4. Comparaison des différents schémas proposés	103
4.1.2. Extension au cas de symboles QPSK	105
4.1.3. Conclusions	108
4.2. L'IDMA (Interleave-Division Multiple Access)	108
4.2.1. Principe de l'IDMA	108
4.2.2. Structure de l'émetteur (schéma sans codage)	108
4.2.3. Structure du récepteur	109
4.2.4. Résultats des simulations de Monte-Carlo en l'absence de codage	111

<b>5. Détection en présence de codage, sur canal AWGN ou canal sélectif .....</b>	<b>115</b>
5.1. Modèle de communication .....	115
5.1.1. Structures à l'émission .....	115
5.1.2. Modèles du canal et du signal reçu .....	117
5.1.2.1. Modèle du canal .....	117
5.1.2.2. Modèle du signal reçu en IDMA .....	117
5.1.2.3. Modèle du signal reçu en CDMA .....	118
5.2. Structures à la réception : turbo-récepteurs .....	120
5.2.1. MUD en IDMA par égalisation au niveau chip .....	121
5.2.1.1. Annulation d'interférences souple .....	122
5.2.1.2. Filtrage MMSE conditionnel .....	122
5.2.1.3. Filtrage MMSE non conditionnel .....	123
5.2.1.4. Filtrage adapté : SUMF .....	123
5.2.2. MUD en CDMA .....	124
5.3. Résultats de simulations avec codage .....	126
<b>Conclusions générales et perspectives .....</b>	<b>129</b>
<b>Annexes .....</b>	<b>133</b>
<b>A. Etude des distances euclidiennes en TDMA/OCDMA .....</b>	<b>133</b>
<b>B. Maximisation de la capacité d'un schéma OCDMA/OCDMA .....</b>	<b>137</b>
<b>C. Algorithme du MAP .....</b>	<b>139</b>
<b>D. Analyse de la turbo-détection multi-utilisateurs à l'aide d'EXIT charts ....</b>	<b>141</b>
D.1. Principe général de l'EXIT chart .....	141
D.2. Détermination pratique de l'EXIT chart .....	142
<b>E. Réduction du PAPR (Peak-to-Average Power Ratio) dans les systèmes   CDMA par prédistorsion des symboles .....</b>	<b>147</b>
E.1. Formulation du problème .....	148
E.2. Un algorithme sous-optimal .....	149
E.3. Résultats de simulations .....	151
E.4. Conclusion .....	155
<b>Bibliographie .....</b>	<b>157</b>





# Liste des abréviations

ACE	Active Constellation Extension
AMRC	Accès Multiple à Répartition en Codes
AMRF	Accès Multiple à Répartition en Fréquence
AMRT	Accès Multiple à Répartition en Temps
AWGN	Additive White Gaussian Noise
BCM	Block-Coded Modulation
BER	Bit Error Rate
BPSK	Binary Phase Shift Keying
CCDF	Complementary Cumulative Distribution Function
CDMA	Code-Division Multiple Access
DEC	Channel Decoder
D-PDA	Dynamic Probabilistic Data Association
DS-CDMA	Direct Sequence Code-Division Multiple Access
EAE	Equal Average input Energy
EQM	Erreur Quadratique Moyenne
ESE	Elementary Signal Estimator
EXIT	EXtrinsic Information Transfer
FDMA	Frequency-Division Multiple Access
FH-CDMA	Frequency Hopping Code-Division Multiple Access
HD	Hard Decision
HDIC	Hard-Decision Interference Cancellation
IC	Interference Cancellation
IDMA	Interleave-Division Multiple Access
ISDIC	Iterated Soft-Decision Interference Cancellation
ISI	InterSymbol Interference
LDIC	List-Decision Interference Cancellation
LLR	Logarithm Likelihood Ratio
MAI	Multiple Access Interference
MAP	Maximum A Posteriori
MC-OCDMA	Multi-Carrier Orthogonal Code-Division Multiple Access
MIMO	Multiple-Input Multiple-Output
ML	Maximum Likelihood
m-OCDMA	Multiple Orthogonal Code-Division Multiple Access
MMSE	Minimum Mean Square Error
MSE	Mean Square Error
MUD	MultiUser Detector
MUI	MultiUser Interference
OCDMA	Orthogonal Code-Division Multiple Access
OF	Overload Factor
OFDM	Orthogonal Frequency Division Multiplexing
OFDMA	Orthogonal Frequency-Division Multiple Access
O/O	OCDMA/OCDMA
o-o/O	Overall permuted OCDMA/OCDMA

OWMA	Orthogonal Waveform Multiple Access
PAPR	Peak-to-Average Power Ratio
PDA	Probabilistic Data Association
PN	Pseudo-Noise
PN-CDMA	Pseudo-Noise Code-Division Multiple Access
PSK	Phase Shift Keying
QAM	Quadrature Amplitude Modulation
QPSK	Quaternary Phase Shift Keying
RM	Reed-Muller
RWMA	Random Waveform Multiple Access
SDIC	Soft-Decision Interference Cancellation
SISO	Soft Input Soft Output
SNR	Signal-to-Noise Ratio
s-O/O	Scrambled OCDMA/OCDMA
SUMF	Single-User Matched Filtering
TDMA	Time-Division Multiple Access
T/O	TDMA/OCDMA
UMTS	Universal Mobile Telecommunications System
WH	Walsh-Hadamard

# Liste des notations

$\underline{a}$	vecteur
$\underline{\underline{A}}$	matrice
$j$	$\sqrt{-1}$
$\lceil \cdot \rceil$	partie entière supérieure d'un réel
$\lfloor \cdot \rfloor$	partie entière inférieure d'un réel
$ \cdot $	valeur absolue d'un réel ou module d'un complexe
$\text{Re}(a)$	partie réelle du nombre complexe $a$
$\text{Im}(a)$	partie imaginaire du nombre complexe $a$
$\text{sgn}(a)$	signe du nombre réel $a$ ( $\text{sgn}(a) \in \{-1, +1\}$ )
$\text{sgn}(\underline{a})$	vecteur contenant les signes des éléments du vecteur réel $\underline{a}$
$(\underline{a})^2$	vecteur contenant les éléments élevés au carré du vecteur réel $\underline{a}$
$ \underline{a} $	vecteur contenant les valeurs absolues (respectivement les modules) des éléments du vecteur réel (respectivement complexe) $\underline{a}$
$\ \underline{a}\ _2$	norme 2 du vecteur $\underline{a}$
$\ \underline{a}\ _\infty$	norme sup du vecteur $\underline{a}$
$a^*$	nombre complexe conjugué de $a$
$\underline{a}^*$	vecteur conjugué de $\underline{a}$
$\underline{\underline{A}}^*$	matrice conjuguée de $\underline{\underline{A}}$
$\underline{a}^T$	vecteur transposé de $\underline{a}$
$\underline{\underline{A}}^T$	matrice transposée de $\underline{\underline{A}}$
$\underline{a}^H$	vecteur transposé conjugué de $\underline{a}$
$\underline{\underline{A}}^H$	matrice transposée conjuguée de $\underline{\underline{A}}$
$\underline{\underline{A}}^{-1}$	matrice inverse de $\underline{\underline{A}}$
$\det(\underline{\underline{A}})$	déterminant de $\underline{\underline{A}}$
$\text{diag}(\underline{a})$	matrice diagonale dont les éléments diagonaux sont les éléments du vecteur $\underline{a}$
$\underline{1}_{N \times 1}$	vecteur $(1, \dots, 1)^T$ de taille $N$
$\underline{I}_N$	matrice identité de taille $N \times N$
$\underline{0}_{N \times 1}$	vecteur nul de taille $N$
$\underline{\underline{0}}_{N \times M}$	matrice nulle de taille $N \times M$
$\mathbb{F}_2$	ensemble $\{0, 1\}$
$\oplus$	opérateur d'addition modulo 2 (addition de deux nombres de $\mathbb{F}_2$ à résultat dans $\mathbb{F}_2$ )

$\mathbb{C}$	corps des complexes
$\text{Card}(\cdot)$	cardinal d'un ensemble
$\text{Pr}(\cdot)$	probabilité d'un évènement
$E(\cdot)$	espérance mathématique
$\text{Var}(\cdot)$	variance
$C_n^k$	$\frac{n!}{k!(n-k)!}$ où $n!$ désigne la factorielle de $n$

# Chapitre 1

## Introduction

Dans le contexte actuel de recherche de débits toujours plus élevés, le recours aux techniques de surcharge de canal semble incontournable. La maximisation du nombre d'utilisateurs est désormais un enjeu essentiel dans les systèmes d'accès multiple. L'efficacité spectrale peut être augmentée de manière quasi-continue et les pertes résultantes en termes de rapport signal à bruit compensées par des méthodes de détection plus ou moins sophistiquées. Le channel overloading (ou surcharge de canal) intervient lorsqu'un système admet un nombre d'utilisateurs supérieur à ce que permet l'utilisation de signaux orthogonaux. On peut le décrire simplement comme suit : supposons que tous les utilisateurs emploient la même modulation et nécessitent le même débit d'information. Ils demandent par conséquent la même largeur de bande de  $W$  Hz que dans le cas mono-utilisateur. Dans ce cas, le concept de channel overloading consiste à avoir plus de  $N$  utilisateurs sur un canal à accès multiple de largeur de bande  $N \cdot W$  Hz.

Dans ce qui suit, nous ne ferons pas la distinction entre multiplexage et accès multiple. Le premier désigne la fonction réalisée à la station de base, et le second désigne la fonction mise en œuvre par les terminaux des utilisateurs pour communiquer avec la station de base. La différence réside dans le fait que dans le multiplexage, tous les composants du signal sont disponibles localement, alors que les composants du signal en accès multiple proviennent de zones géographiques différentes, et leurs différences de timing et d'amplitudes doivent être compensées. Lorsque cette compensation est parfaite et le canal est gaussien, l'accès multiple coïncide pour l'essentiel avec le multiplexage. On supposera par la suite que la synchronisation et le contrôle de puissance sont parfaits, ce qui fait coïncider l'accès multiple et le multiplexage sur un canal gaussien.

En guise d'introduction, nous allons passer en revue les techniques d'accès multiple les plus classiques. L'analyse de ces techniques au regard du nombre maximal d'utilisateurs qu'elles permettent nous conduit à concevoir des schémas permettant la surcharge de canal.

### 1.1. Techniques d'accès multiple

Dès lors qu'il existe une ressource physique (le canal de communications) pour plusieurs utilisateurs, il est nécessaire de définir le principe de partage de cette ressource entre les différents utilisateurs, ce afin que plusieurs communications puissent avoir lieu simultanément : c'est ce qui est désigné par méthode d'accès multiple. On distingue trois techniques principales parmi les méthodes déterministes d'accès multiple, selon la façon dont sont allouées les ressources en fréquence et en temps (voir [8, 80]) :

- le FDMA (Frequency-Division Multiple Access) ou AMRF (Accès Multiple à Répartition en Fréquence),
- le TDMA (Time-Division Multiple Access) ou AMRT (Accès Multiple à Répartition en Temps),
- et le CDMA (Code-Division Multiple Access) ou AMRC (Accès Multiple à Répartition en Code).

On rappelle que la capacité (en bits/s/Hz) d'un utilisateur de puissance moyenne  $P$ , sur un canal à bruit additif blanc gaussien (AWGN, pour Additive White Gaussian Noise) de bande  $W$ , dont le bruit est de densité spectrale de puissance  $N_0$ , est donnée par la formule :

$$\frac{C}{W} = \log_2 \left( 1 + \frac{P}{WN_0} \right). \quad (1.1)$$

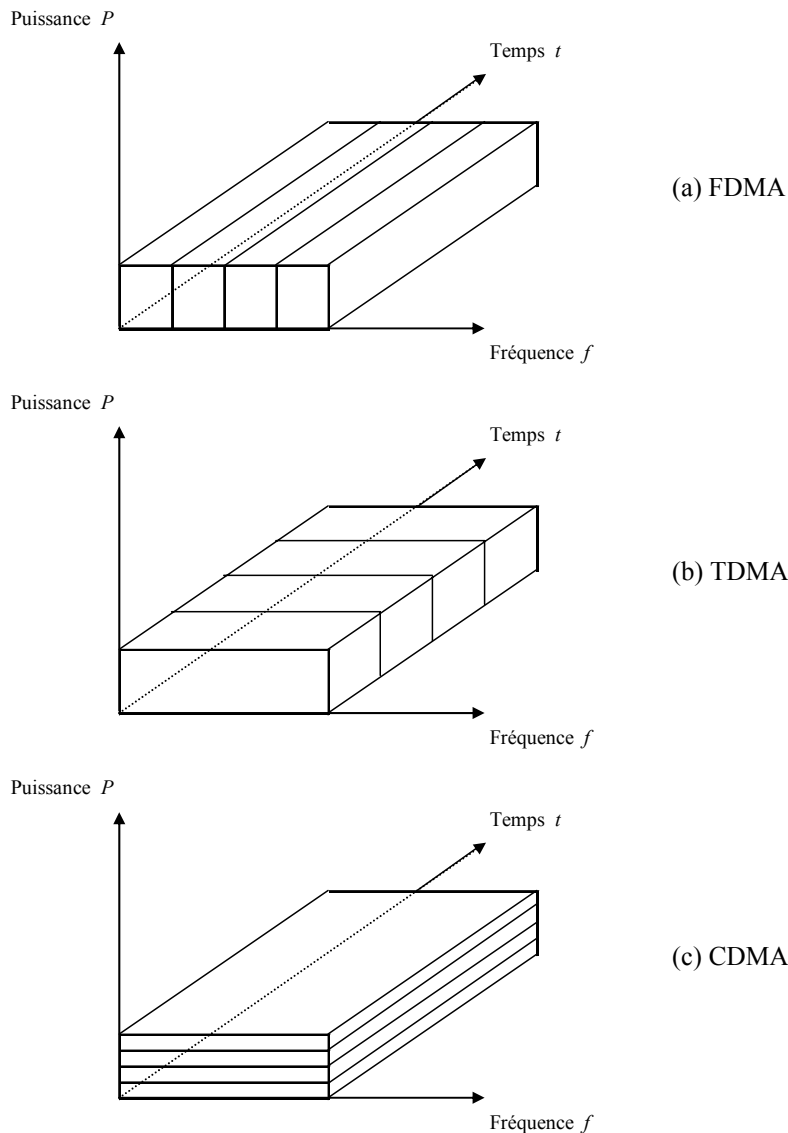


Fig 1.1. Principe des techniques d'accès multiple par répartition (a) en fréquence, (b) en temps, et (c) en code

### 1.1.1. FDMA (Frequency-Division Multiple Access)

La technique d'accès multiple par répartition en fréquence est l'une des plus anciennes méthodes d'accès multiple. Dans cette technique, c'est la ressource spectrale qui est partagée entre les utilisateurs : la bande de fréquence disponible est divisée en un nombre  $N$  de sous-canaux, qui sont ensuite affectés à chacun des utilisateurs actifs. Ainsi, chaque utilisateur se voit allouer une bande de fréquence spécifique (voir figure 1.1a). La synchronisation entre utilisateurs n'est pas nécessaire. A la réception, la séparation se fait par filtrage passe-bande.

Si la largeur de bande  $W$  est partagée entre  $K$  utilisateurs, chacun d'eux émet avec une puissance moyenne  $P$  dans une bande  $W/K$ , et la capacité  $C_K$  de chaque utilisateur est donnée par (en supposant qu'il n'y a ni interférences entre utilisateurs ni ressource perdue) :

$$\frac{C_K}{W} = \frac{1}{K} \log_2 \left( 1 + \frac{P}{(W/K)N_0} \right). \quad (1.2)$$

La capacité totale théorique des  $K$  utilisateurs (en supposant une isolation parfaite entre canaux) est donnée par la somme des capacités des différents utilisateurs :

$$C_{tot} = KC_K = W \log_2 \left( 1 + \frac{KP}{WN_0} \right). \quad (1.3)$$

Cette expression montre que la capacité totale augmente avec le nombre d'utilisateurs. Toutefois, puisque chaque utilisateur émet avec une puissance  $P$ , la puissance totale  $P_{tot}$  croît linéairement avec le nombre d'utilisateurs :  $P_{tot} = KP$ . Ainsi, à puissance totale fixée  $P_{tot}$ , la puissance par utilisateur est  $P = P_{tot}/K$  et, dès lors, la capacité totale ne dépend pas du nombre d'utilisateurs  $K$ . En pratique, la capacité n'augmente donc pas avec le nombre d'utilisateurs sur le canal.

### 1.1.2. TDMA (Time-Division Multiple Access)

Une autre méthode pour créer des sous-canaux pour l'accès multiple consiste à découper le temps en intervalles (slots) indépendants de durée fixe (voir figure 1.1b) et de les allouer aux utilisateurs. Cette méthode d'accès multiple est appelée TDMA. Dans la version la plus simple du TDMA, les slots sont attribués à chaque utilisateur de façon cyclique : ainsi, un émetteur n'émet que tous les  $N$  slots.

Chacun des  $K$  utilisateurs émet pendant une fraction  $1/K$  du temps avec une puissance moyenne  $KP$  dans une bande  $W$ . La capacité théorique de chaque utilisateur est donc :

$$\frac{C_K}{W} = \frac{1}{K} \log_2 \left( 1 + \frac{KP}{WN_0} \right). \quad (1.4)$$

On notera que cette expression est identique à celle obtenue avec le FDMA. Toutefois, il convient de souligner que d'un point de vue pratique, la puissance supportée par les émetteurs ne peut être augmentée au-delà d'un certain seuil, ce qui pose problème lorsque  $K$  augmente. Cette méthode requiert de plus une synchronisation entre utilisateurs. Par contre, le TDMA a la flexibilité requise pour allouer différents débits à différents utilisateurs (en donnant plus de time slots à ceux qui veulent plus de débit).

### 1.1.3. CDMA (Code-Division Multiple Access)

La troisième technique est l'accès multiple avec répartition par code qui repose sur la notion d'étalement de spectre. Dans cette technique, tous les utilisateurs émettent simultanément dans toute la largeur de bande disponible (voir figure 1.1c). L'émission de chaque utilisateur est vue par les autres utilisateurs comme un pseudo-bruit large bande. Chacun d'eux contribue donc au bruit de fond, et donc à la dégradation des performances. Dans la suite, nous laisserons de côté le cas de l'étalement par saut de fréquence (frequency hopping (FH) : le signal est émis successivement autour d'une série de porteuses choisies aléatoirement suivant une séquence pilotée par un code), et nous nous limiterons au cas des signaux étalés par séquence directe (direct sequence (DS)). Dans

cette méthode, on alloue à chaque utilisateur une signature différente, faiblement corrélée avec les signatures des autres utilisateurs, qui fait office de séquence d'étalement : le message de symboles à transmettre est multiplié par cette séquence d'étalement de débit  $N$  fois plus élevé que celui des symboles. On désigne par chips les éléments de la séquence d'étalement. Le rapport entre la durée symbole et la durée chip –égal à  $N$ – est appelé le facteur d'étalement. La largeur de spectre du signal transmis correspond à la largeur de spectre de la modulation par la séquence d'étalement. Le récepteur corrèle le signal reçu avec la signature de l'utilisateur recherché. Pour obtenir les performances optimales d'un canal mono-utilisateur, les séquences d'étalement doivent être orthogonales entre elles (on utilise typiquement des séquences de Walsh-Hadamard (WH)). On parle alors d'OCDMA (Orthogonal CDMA). Un tel système nécessite toutefois une synchronisation parfaite, laquelle existe par exemple sur la liaison descendante d'un réseau radio-mobile (une même station de base émet vers différents mobiles). Cependant, l'orthogonalité est perdue lorsque le système est asynchrone, comme c'est le cas sur la liaison montante d'un réseau radio-mobile, où les différents mobiles émettent indépendamment vers la même station de base. On utilise alors des séquences dont les intercorrélations sont très faibles quels que soient les décalages. Dans l'hypothèse d'un système CDMA coopératif, la connaissance des codes des autres utilisateurs est exploitée, ce qui améliore l'efficacité spectrale du système par rapport au CDMA non coopératif. On peut montrer que la capacité tend alors vers l'infini avec  $K$  et a une forme similaire à celle obtenue en FDMA et TDMA [80].

### 1.1.3.1. OCDMA (Orthogonal CDMA)

L'orthogonalité des utilisateurs peut être assurée par l'emploi de séquences d'étalement spécifiques. Des séquences de même longueur sont dites orthogonales lorsque leur produit scalaire est nul et leur norme constante. En guise de séquences orthogonales, on utilise typiquement des séquences de Walsh-Hadamard (WH). Les séquences de WH de longueur  $N$  sont les lignes de la matrice de WH de dimension  $N \times N$ . Il y a donc  $N$  séquences différentes de longueur  $N$ . Les matrices de WH sont des matrices binaires (leurs éléments prennent leurs valeurs dans l'ensemble  $\{\pm 1\}$ ), qui sont obtenues par la construction récursive suivante :

$$\underline{H}_2 = \begin{bmatrix} 1 & 1 \\ 1 & -1 \end{bmatrix}, \text{ puis } \underline{H}_{2^n} = \begin{bmatrix} \underline{H}_{2^{(n-1)}} & \underline{H}_{2^{(n-1)}} \\ \underline{H}_{2^{(n-1)}} & -\underline{H}_{2^{(n-1)}} \end{bmatrix} \text{ pour } n \geq 2. \quad (1.5)$$

Considérons la matrice  $\underline{H}_N$  obtenue suivant ce principe. Ses lignes sont bien orthogonales entre elles et de normes égales à  $N$  :

$$\underline{H}_N \underline{H}_N^T = N \underline{I}_N, \quad (1.6)$$

où  $\underline{I}_N$  désigne la matrice identité de taille  $N \times N$ .

A noter que la multiplication par une même séquence PN des séquences extraites d'une matrice de WH a pour effet de préserver l'orthogonalité des séquences résultantes, tout en leur conférant de bonnes propriétés d'auto et d'intercorrélations.

### 1.1.3.2. PN-CDMA (Pseudo-Noise CDMA)

Lorsque les séquences d'étalement sont des séquences pseudo-aléatoires (en anglais PN pour Pseudo-Noise), on parle de PN-CDMA. Les séquences PN sont des séquences binaires qui doivent leur nom au fait qu'elles possèdent de bonnes propriétés de bruit. Elles sont générées par des registres à décalage bouclés.



Dans la suite, il sera question de séquences PN pouvant être à valeurs binaires ou complexes : selon l'option retenue, les séquences prendront leurs valeurs dans l'ensemble  $\{\pm 1\}$  ou dans l'ensemble  $\{(\pm 1 \pm j)/\sqrt{2}\}$ .

## 1.2. Principe du channel overloading

L'analyse de la couche physique des systèmes actuels de communication met en lumière l'utilisation de deux grandes classes de techniques de multiplexage et d'accès multiple [132, 90]. La première classe peut être désignée sous l'appellation générique d'accès multiple par répartition en formes d'ondes orthogonales (OWMA, pour Orthogonal Waveform Multiple Access) et comprend notamment les techniques d'accès multiple classiques par répartition en temps (TDMA), en fréquence (FDMA et OFDMA), ou en codes orthogonaux (OCDMA). L'OWMA permet à  $N$  utilisateurs de partager un canal dont la bande est  $N$  fois la bande nécessaire à chacun d'entre eux, sans aucune interférence mutuelle. Néanmoins,  $N$  représente une limite qu'on ne peut dépasser. L'autre classe de techniques d'accès multiple est basée sur l'emploi de formes d'ondes aléatoires (RWMA, pour Random Waveform Multiple Access) et inclut, en particulier, l'accès multiple par répartition en codes construits à partir de séquences pseudo-aléatoires par étalement direct (PN-CDMA) ou sauts aléatoires en fréquence (FH-CDMA). Ces techniques ne présentent pas de limite supérieure sur le nombre  $K$  d'utilisateurs admissibles mais souffrent du problème d'interférence entre utilisateurs (MUI, pour MultiUser Interference) qui limite au premier ordre la capacité du système. En effet, l'interférence apparaît dès que deux utilisateurs partagent le canal, et croît linéairement avec  $K$ .

Le concept de surcharge du canal de transmission survient dès lors qu'on impose au système de pouvoir admettre  $N$  utilisateurs sans aucune interférence sur un canal dont la bande est  $N$  fois la bande allouée à chaque utilisateur et  $M$  ( $M > 0$ ) utilisateurs supplémentaires au prix d'une diminution du rapport signal à bruit (qu'on espère la plus faible possible) à qualité de service fixée. Il peut être efficacement réalisé en allouant aux  $N$  premiers utilisateurs  $N$  formes d'ondes orthogonales à disposition puis aux  $M$  utilisateurs supplémentaires des formes d'ondes générées aléatoirement. Un tel procédé présente l'avantage de combiner astucieusement les avantages des deux classes d'accès multiple : la contrainte de limite supérieure de l'OWMA est levée par l'emploi de formes d'ondes supplémentaires aléatoires et la contrainte de présence de MUI du RWMA n'apparaît qu'à partir d'un nombre d'utilisateurs  $K$  strictement supérieur à  $N$ . En allant encore plus loin, la surcharge de canal peut être réalisée par l'utilisation de deux ensembles de formes d'ondes orthogonales : de cette façon, tout utilisateur de l'ensemble 2 ne subira d'interférence que des  $N$  utilisateurs de l'ensemble 1, contrairement au cas précédent où un utilisateur de l'ensemble 2 est affecté par de l'interférence en provenance des utilisateurs de l'ensemble 1, mais aussi des autres utilisateurs de l'ensemble 2. Un système fondé sur l'utilisation de deux ensembles de formes d'ondes orthogonales apporte donc une amélioration des performances par rapport à un système utilisant un ensemble de formes d'ondes orthogonales et un ensemble d'utilisateurs additionnels auxquels sont allouées des formes d'ondes aléatoires. Lorsque  $K$  est strictement supérieur à  $N$ , l'interférence apparaissant entre les deux ensembles d'utilisateurs rend nécessaire une annulation d'interférences. Par conséquent, on a recours à la réception à une méthode d'annulation d'interférences multi-étages et itérative, afin de maîtriser l'interférence entre les utilisateurs.

Diverses applications du concept de surcharge de canal mettant en jeu différentes dimensions (temps, code) et différents scénarios de communications (mono-utilisateur, multi-utilisateurs) ont été présentées dans [89-93]. Ainsi, dans [90], les auteurs proposent d'utiliser l'OCDMA pour les  $N$  premiers utilisateurs, et de dépasser cette limite en ajoutant des utilisateurs étalés par des séquences

PN (menant à un système de type OCDMA/PN-CDMA). Les auteurs envisagent également de remplacer les signaux étalés avec des séquences PN par des signaux d'un autre type, comme des signaux TDMA, et proposent une technique de détection fondée sur une annulation d'interférences itérative et multi-étages. Les schémas combinant des ensembles TDMA et OCDMA sont également décrits dans [92], tandis que les schémas utilisant deux ensembles OCDMA sont introduits dans [117]. A ce jour, ces schémas ont essentiellement été étudiés dans le cas de signaux réels (modulation BPSK, pour Binary Phase Shift Keying), et sur canal AWGN par F. Vanhaverbeke dans sa thèse de doctorat [126]. On peut également signaler l'existence d'une construction proposée par J. A. F. Ross et D. P. Taylor [85, 86] visant à accroître le nombre d'utilisateurs tout en préservant la distance euclidienne minimale d'un système orthogonal.

Si on lève la contrainte d'avoir un premier ensemble d'utilisateurs orthogonaux auxquels viennent éventuellement s'ajouter d'autres utilisateurs, on peut s'intéresser aux possibilités offertes par le PN-CDMA. Les performances de détecteurs multi-utilisateurs en PN-CDMA ont été évaluées dans [111], [102], et [11], dans le cadre du régime asymptotique, c'est-à-dire lorsque l'on fait tendre le facteur d'étalement  $N$  et le nombre d'utilisateurs  $K$  vers l'infini tout en maintenant le rapport  $K/N$  constant.

### 1.3. Objectif et plan de la thèse

La surcharge de canal basée sur l'utilisation de groupes de codes d'étalement intra-orthogonaux et rendus presque indépendants entre eux se prête naturellement au standard UMTS. Jusqu'à maintenant, la recherche sur les techniques de surcharge de canal a été essentiellement conduite dans le cadre de communications CDMA multi-utilisateurs. Elle s'est focalisée sur l'utilisation de deux groupes de codes d'étalement orthogonaux et sur une détection par annulation successive d'interférence entre les deux groupes ([126]). Le concept a été validé pour des modulations BPSK uniquement. Le choix des groupes de codes (codes de WH, séquences PN, ...) peut influencer sur les performances et a fait l'objet d'une étude approfondie au sens de la théorie de l'information dans [126]. L'annulation d'interférences, et donc la charge maximale supportable par le système, peuvent être considérablement améliorées par l'emploi de méthodes itératives, comme cela a été montré dans [126].

L'objet de cette thèse est d'approfondir l'étude de cette technique d'accès multiple prometteuse, notamment en considérant des signaux complexes (modulation QPSK, pour Quaternary Phase Shift Keying), de concevoir des récepteurs performants, puis d'introduire du codage. Enfin, les performances des systèmes seront étudiées sur des canaux dispersifs –plus réalistes que le canal AWGN–, qui permettent de tenir compte des interférences ou évanouissements liés aux obstacles et à la propagation multi-trajets survenant lors d'une transmission sur canal radio-mobile.

Dans un premier temps, on s'intéresse aux performances de différentes techniques de surcharge en absence de codage, sur canal AWGN ou éventuellement sur canal de Rayleigh non sélectif à évanouissements indépendants (Rayleigh flat fading). Dans le chapitre 2, nous mettons en évidence par le biais d'un formalisme, l'existence de deux grandes familles de constructions à l'émission autorisant un gain en efficacité spectrale par l'augmentation du nombre d'utilisateurs. Ces familles regroupent des techniques décrites auparavant dans la littérature et d'autres approches proposées dans ce document.

Dans le chapitre 3, nous nous attachons à rappeler des schémas appartenant à la première famille de techniques mise à jour, et qui ont déjà fait l'objet d'études dans la littérature : il s'agit de techniques utilisant des combinaisons d'OCDMA et éventuellement de TDMA, et d'une construction proposée par Ross et Taylor. Nous présentons également des méthodes de détection multi-utilisateurs

pouvant leur être appliquées (et qui n'avaient pas toutes été explorées dans ce contexte), ainsi que les résultats de simulations fournis par ces techniques.

Dans le chapitre 4, nous nous intéressons à des schémas relevant de la deuxième famille de construction : d'une part un schéma proposé à la suite d'une interprétation du channel overloading en tant que codage multi-niveaux d'une constellation étendue, et d'autre part l'IDMA (Interleave-Division Multiple Access), dont les performances sont d'abord étudiées sur canal AWGN en l'absence de codage, et comparées aux autres techniques de surcharge vues précédemment.

Enfin, dans le chapitre 5, l'introduction de codage correcteur de canal nécessite le recours à des techniques itératives plus élaborées. Les structures de récepteur qui y sont proposées s'appliquent aussi bien au cas d'un canal gaussien qu'au cas de canaux dispersifs (frequency selective). Ces derniers présentent l'inconvénient de détruire (au moins partiellement) l'orthogonalité des ensembles de formes d'ondes. Il sera donc intéressant de comparer les performances de schémas utilisant des formes d'ondes orthogonales (typiquement OCDMA/OCDMA), avec celles fournies par des schémas tirant au contraire parti du caractère aléatoire inhérent à leur construction (IDMA). Par ailleurs, dans la mesure où nous manipulons beaucoup de signaux CDMA, nous nous sommes intéressés à la réduction de la puissance crête, mais ce problème n'étant pas directement lié au sujet de la surcharge de canal, le texte correspondant a été rejeté en annexe (voir annexe E).

## 1.4. Publications

Articles de revue :

1. F. Nadal, S. Sezginer, et H. Sari, "Peak-to-Average Power Ratio Reduction in CDMA Systems Using Metric-Based Symbol Predistortion", IEEE Communications Letters, vol. 10, no. 8, p. 577-579, août 2006.
2. F. Nadal et H. Sari, "The Principle of Channel Overloading and Design of Some Practical Schemes", à paraître dans European Transactions on Telecommunications (ETT).

Articles de conférences :

1. F. Nadal, A. O. Berthet, et H. Sari, "Further Results on Channel Overloading Using Combined TDMA/OCDMA with Iterative Interference Cancellation", Proceedings of IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC) 2004, Barcelone, Espagne, septembre 2004.
2. F. Nadal et H. Sari, "Construction of Some New Channel Overloading Schemes Based on the Concept of Block Coded Modulation", Proceedings of the 11<sup>th</sup> Symposium on Communications and Vehicular Technology in the Benelux (SCVT) 2004, Gand, Belgique, novembre 2004.
3. F. Nadal et H. Sari, "Channel Overloading and Multilevel Coding", 13<sup>ème</sup> réunion du Wireless World Research Forum (WWRF), Jeju Island, Corée du Sud, mars 2005.
4. F. Nadal et H. Sari, "An Interpretation of Channel Overloading and Construction of Some Novel Schemes", Proceedings of the 14<sup>th</sup> IST Mobile and Wireless Communications Summit 2005, Dresde, Allemagne, juin 2005.
5. F. Nadal, S. Sezginer, et H. Sari, "Peak-to-Average-Power Ratio Reduction in CDMA Systems Using Constellation Extension", Proceedings of IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC) 2005, Berlin, Allemagne, septembre 2005.

6. F. Nadal et H. Sari, "Performance of Channel Overloading with Iterative Interference Cancellation on Rayleigh Fading Channels", Proceedings of 2006 IEEE International Conference on Communications (ICC 2006), Istanbul, Turquie, juin 2006.

# Chapitre 2

## Le channel overloading : formalisation et limites de capacités

### 2.1. Formalisation générale du channel overloading

Parmi les techniques de channel overloading présentées ici, on peut distinguer deux ensembles de techniques. Dans la suite, on considère un canal dont la bande est  $N$  fois la bande nécessaire à un utilisateur, que l'on veut faire partager à  $K$  utilisateurs, le cas du channel overloading correspondant à la situation où  $K > N$ , soit  $K = N + M$  avec  $M \geq 1$ . Le facteur de surcharge (noté  $OF$  pour Overload Factor) est alors donné par :

$$OF = M/N. \quad (2.1)$$

On note :

- $\underline{b} = (b_1, b_2, \dots, b_{qK})^T$  le vecteur des bits d'information ( $\underline{b} \in \mathbb{F}_2^{qK}$ , en posant  $\mathbb{F}_2 = \{0,1\}$ ),
- $\Phi^{(q)}$  la fonction d'étiquetage (mapping) associant à un flux de bits la séquence de symboles correspondante (en supposant qu'un symbole est associé à  $q$  bits, c'est-à-dire en considérant une modulation dont la constellation comprend  $2^q$  points),
- et  $\underline{y} = (y_1, y_2, \dots, y_N)^T$  le signal émis ( $\underline{y} \in \mathbb{C}^N$ ).

Pour plus de simplicité dans le formalisme proposé, on suppose dans la suite que les fonctions de mapping en jeu dans les différents schémas sont toutes associées à des modulations comprenant le même nombre de points de constellation  $Q = 2^q$ . En regroupant les bits d'information en  $J$  groupes

de taille  $q \cdot K_j$  ( $j = 1, \dots, J$ ) tels que  $\sum_{j=1}^J K_j = K$ , on peut encore écrire :  $\underline{b} = [\underline{b}_1^T \quad \underline{b}_2^T \quad \dots \quad \underline{b}_J^T]^T$

où  $\underline{b}_j = \left( b_{q \sum_{n=1}^{j-1} K_n + 1}, \dots, b_{q \sum_{n=1}^j K_n} \right)^T$  est le vecteur des  $q \cdot K_j$  bits d'information du groupe  $j$  ( $\underline{b}_j \in \mathbb{F}_2^{q \cdot K_j}$ ).

On définit la distance euclidienne minimale du système comme étant égale à :

$$d_{min} = \min_{\underline{b} \neq \underline{b}'} \left\| \underline{y}(\underline{b}) - \underline{y}(\underline{b}') \right\|_2. \quad (2.2)$$

Elle représente la distance minimale euclidienne entre les séquences émises  $\underline{y}(\underline{b})$  et  $\underline{y}(\underline{b}')$  correspondant à deux ensembles de bits d'information  $\underline{b}$  et  $\underline{b}'$  différents.

On peut classer les schémas de construction en deux familles en fonction de l'ordre dans lequel interviennent les opérations de mapping et d'étalement. Dans le cas où on commence par le mapping, l'étalement est effectué dans le cas général sur des symboles complexes, et la matrice contenant les séquences de signature est elle-même à valeurs complexes (premier type de construction). Dans la configuration inverse (étalement puis mapping), l'étalement consiste en fait en un codage binaire des bits d'information (deuxième type de construction).

### 2.1.1. Premier type de construction

Dans ce type de construction, le signal émis peut s'écrire sous la forme :

$$\underline{y} = \underline{W}\Phi^{(q)}(\underline{b}), \text{ soit } \underline{y} = \sum_{j=1}^J \underline{W}_j \Phi_j^{(q)}(\underline{b}_j) \quad (2.3)$$

avec  $\underline{W} \in \mathbb{C}^{N \times K}$ ,  $\underline{W}_j \in \mathbb{C}^{N \times K_j}$ ,  $\Phi^{(q)} : \mathbb{F}_2^{q \cdot K} \rightarrow \mathbb{C}^K$ ,  $\Phi_j^{(q)} : \mathbb{F}_2^{q \cdot K_j} \rightarrow \mathbb{C}^{K_j}$ .

Dans cette expression,  $\underline{W} = [\underline{w}_1, \underline{w}_2, \dots, \underline{w}_K]$  est la matrice de taille  $N \times K$  contenant les  $K$  séquences de signature de longueur  $N$  associées à chacun des  $K$  utilisateurs (notées  $\underline{w}_k = (w_{1k}, w_{2k}, \dots, w_{Nk})^T$ ). On peut encore écrire :  $\underline{W} = [\underline{W}_1 \mid \underline{W}_2 \mid \dots \mid \underline{W}_J]$  avec  $\underline{W}_j$  ( $j = 1, \dots, J$ ) de taille  $N \times K_j$ .

Si on désigne par  $\underline{s} = (s_1, s_2, \dots, s_K)^T$  le vecteur des symboles associés aux  $K$  utilisateurs résultant du mapping des bits d'information, on a la relation :  $\underline{s} = \Phi^{(q)}(\underline{b})$ . On peut dès lors réécrire (2.3) comme suit :

$$\underline{y} = \underline{W}\underline{s}, \text{ soit } \underline{y} = \sum_{j=1}^J \underline{W}_j \underline{s}_j \quad (2.4)$$

avec  $\underline{s} = [\underline{s}_1^T \quad \underline{s}_2^T \quad \dots \quad \underline{s}_J^T]^T$  où  $\underline{s}_j = \left( s_{\sum_{n=1}^{j-1} K_n + 1}, \dots, s_{\sum_{n=1}^j K_n} \right)^T$  est le vecteur des  $K_j$  symboles du groupe  $j$ .

Ce premier type de construction peut être représenté par le schéma suivant :

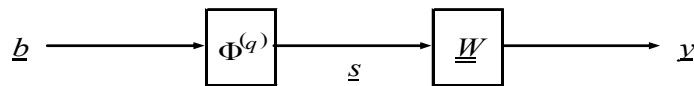


Fig. 2.1. Premier type de construction

ou de façon équivalente par :

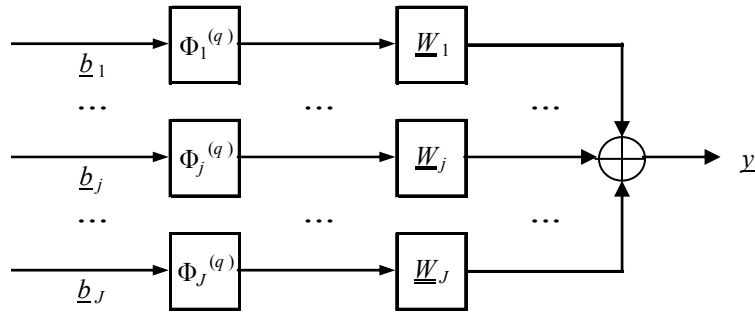


Fig. 2.2. Premier type de construction

Ce type de construction rassemble notamment les schémas TDMA/OCDMA, OCDMA/TDMA, OCDMA/OCDMA (cf. 3.1.1), ainsi que la construction proposée par Ross et Taylor (cf. 3.1.2), qui peuvent être vus comme des cas particuliers du formalisme considéré ici. Cette famille englobe également les systèmes m-OCDMA (multiple OCDMA), qui sont en fait une généralisation des systèmes OCDMA/OCDMA conduisant à des systèmes utilisant plus de deux ensembles OCDMA. Dans tous ces schémas, les séquences attribuées aux utilisateurs au sein d'un même groupe sont orthogonales.

### 2.1.2. Deuxième type de construction

Dans ce type de construction, le signal émis peut se mettre sous la forme :

$$\underline{y} = \sum_{j=1}^J \Phi_j^{(q)}(\underline{C}_j \underline{b}_j) \quad (2.5)$$

avec  $\underline{C}_j \in \mathbb{F}_2^{q \cdot N \times q \cdot K_j}$ ,  $\Phi_j^{(q)} : \mathbb{F}_2^{q \cdot N} \rightarrow \mathbb{C}^N$ .

Les matrices  $\underline{C}_j$  ( $j = 1, \dots, J$ ) représentent les matrices de codage binaire relatives à chaque groupe de bits d'information.

Ce deuxième type de construction peut être représenté par le schéma suivant :

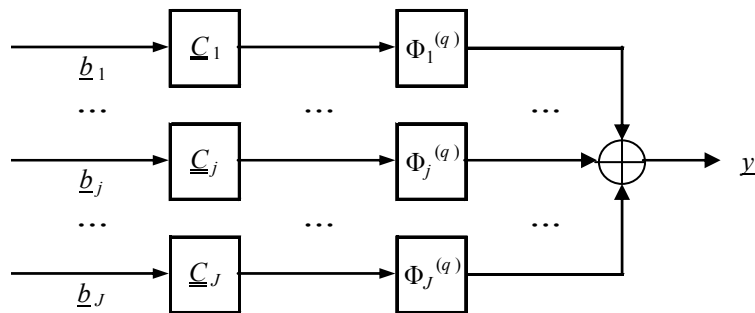


Fig. 2.3. Deuxième type de construction

Cette catégorie inclut les schémas de codage multi-niveaux (présentés en 4.1), ainsi que l'IDMA (Interleave-Division Multiple Access) (cf. 4.2).

## 2.2. Capacités des systèmes de channel overloading

Nous allons nous attacher à déterminer la surcharge maximale qui peut être atteinte avec une constellation donnée sur canal AWGN par le biais de la limite de Shannon, lorsque l'on suppose que tous les utilisateurs se voient allouer la même puissance (hypothèse EAE (Equal Average input Energy)). Nous verrons ensuite comment peut s'exprimer la capacité globale maximale (appelée "sum capacity" dans [126]) des systèmes m-OCMA (multiple OCMA), dont nous déduirons l'efficacité spectrale.

### 2.2.1. Limites de surcharge relatives à différentes modulations à BER fixé

Pour visualiser la limite de surcharge, il est intéressant de se référer au positionnement des schémas de modulation conventionnels par rapport à la courbe de capacité normalisée montrée figure 2.4, qui représente le nombre maximal de bits d'information par symbole (efficacité spectrale) pour un rapport  $E_b/N_0$  donné ( $E_b/N_0$  désigne le rapport entre l'énergie par bit et la densité spectrale de bruit). La capacité normalisée du canal est donnée par :

$$C/W = \eta = 1/2 \log_2 (1 + 2\eta E_b/N_0) \quad (2.6)$$

dans le cas de symboles réels, et par

$$C/W = \eta = \log_2 (1 + \eta E_b/N_0) \quad (2.7)$$

dans le cas de symboles complexes.

On a également situé différentes modulations, lorsque le rapport  $E_b/N_0$  correspond à un taux d'erreur binaire (BER, pour Bit Error Rate) de  $10^{-5}$  (on suppose que le taux d'erreur de  $10^{-5}$  est infiniment petit). Considérons une modulation comprenant  $Q = 2^q$  points de constellation, et le rapport  $E_b/N_0$  associé fournissant un BER égal à  $10^{-5}$ . Si  $\eta$  désigne le nombre maximal de bits par symbole pouvant être transmis à cette valeur de  $E_b/N_0$ , le facteur de surcharge maximal est donné par

$$OF = \eta/q - 1. \quad (2.8)$$

La modulation BPSK, qui transmet un bit par symbole, est située sur la figure à  $E_b/N_0 = 9,6$  dB. La courbe de capacité associée au cas de symboles réels prend une valeur de 2,865 à cette valeur de  $E_b/N_0$ , ce qui signifie que 2,865 bits d'information par symbole peuvent être transmis avec une valeur de BER arbitrairement petite. Si on désigne la charge pleine d'un canal comme la charge associée à la BPSK, alors le facteur de surcharge maximal à  $E_b/N_0 = 9,6$  dB est de 1,865. En d'autres termes, le nombre de bits par symbole peut être augmenté de 186,5% en comparaison avec ce qui peut être atteint en BPSK. Intéressons nous à présent à la QPSK. Cette modulation atteint un BER de  $10^{-5}$  à  $E_b/N_0 = 9,6$  dB et transmet deux bits par symbole. A cette valeur de  $E_b/N_0$ , la figure 2.4 montre que le nombre maximal de bits pouvant être transmis est de 5,73. Ainsi, en prenant la constellation QPSK comme référence, le facteur de surcharge maximal est  $(5,73 - 2)/2 = 1,865$ .

Ceci signifie que, comme dans le cas de la BPSK, le nombre de bits par symbole peut être augmenté de 186,5% sans compromettre les performances. De même, la modulation 16-QAM (Quadrature Amplitude Modulation) qui transmet 4 bits par symbole se situe à  $E_b/N_0 = 13,4$  dB sur cette figure. La courbe de capacité indique que pour cette valeur de  $E_b/N_0$ , 7,35 bits d'information peuvent être transmis par symbole. Autrement dit, le facteur de surcharge maximal par rapport à la 16-QAM est



égal à  $(7,35 - 4)/4 = 0,837$  soit 83,7%. Une analyse similaire à celle des modulations BPSK, QPSK et 16-QAM montre que la surcharge maximale diminue avec le nombre d'états de la constellation.

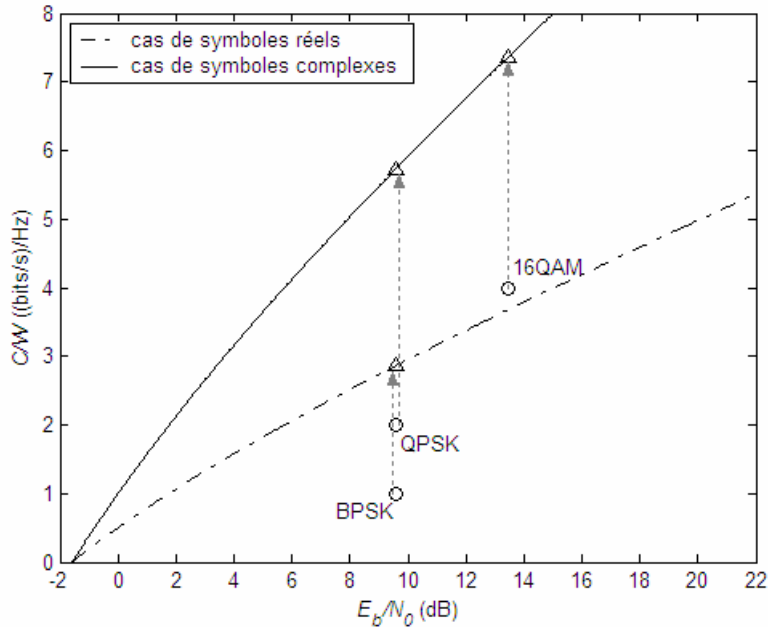


Fig. 2.4. Capacité normalisée sur un canal AWGN de largeur de bande  $W$  en fonction de  $E_b/N_0$ , et comparaison de plusieurs modulations à  $BER = 10^{-5}$

### 2.2.2. Capacité globale des systèmes m-OCDMA

Le système m-OCDMA se définit par extension de l'OCDMA/OCDMA, avec  $K = sN + M$  utilisateurs répartis en  $(s + 1)$  groupes :  $s$  groupes comprenant  $N$  utilisateurs chacun, et un groupe de  $M$  utilisateurs ( $0 \leq M < N$ ). Les séquences d'étalement relatives à chacun de ces groupes sont construites à partir des séquences de WH brouillées par une séquence PN spécifique à ce groupe.

D'après [126], la capacité globale ("sum capacity") du système m-OCDMA est donnée par :

$$C_{sum}^{m-O,\gamma} = (N - M) \cdot C^{(\gamma)}(s \cdot SNR^{(\gamma)}) + M \cdot C^{(\gamma)}((s + 1) \cdot SNR^{(\gamma)}) \quad (2.9)$$

en définissant  $C^{(\gamma)}(x) = \gamma \log_2(1 + x)$  et  $SNR^{(\gamma)} = \frac{q E_b}{\gamma N_0}$ ,

avec  $\gamma = \begin{cases} 1/2 & \text{dans le cas de symboles réels} \\ 1 & \text{dans le cas de symboles complexes} \end{cases}$ .

On considère une constellation de  $2^q$  points. Sachant qu'on peut écrire les relations suivantes :

$$\frac{\eta}{q} = \frac{K}{N} = s + \frac{M}{N}, \quad (2.10)$$

on déduit l'expression suivante pour l'efficacité spectrale :

$$\eta = \frac{C_{sum}^{m-O,\gamma}}{N} = \frac{(s+1) \cdot C^{(\gamma)}(s \cdot SNR^{(\gamma)}) - s \cdot C^{(\gamma)}((s+1) \cdot SNR^{(\gamma)})}{1 + \frac{1}{q} \cdot C^{(\gamma)}(s \cdot SNR^{(\gamma)}) - \frac{1}{q} \cdot C^{(\gamma)}((s+1) \cdot SNR^{(\gamma)})}. \quad (2.11)$$

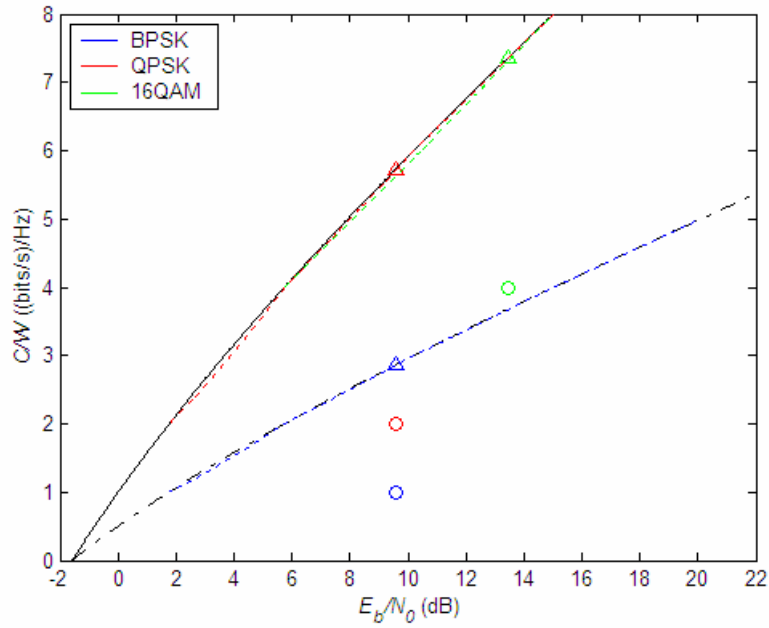
En particulier, on obtient dans le cas de symboles BPSK, QPSK, et 16-QAM :

$$\eta_{BPSK} = \frac{(s+1) \cdot \frac{1}{2} \log_2 \left( 1 + s \cdot \frac{2E_b}{N_0} \right) - s \cdot \frac{1}{2} \log_2 \left( 1 + (s+1) \cdot \frac{2E_b}{N_0} \right)}{1 + \frac{1}{2} \log_2 \left( 1 + s \cdot \frac{2E_b}{N_0} \right) - \frac{1}{2} \log_2 \left( 1 + (s+1) \cdot \frac{2E_b}{N_0} \right)}, \quad (2.12)$$

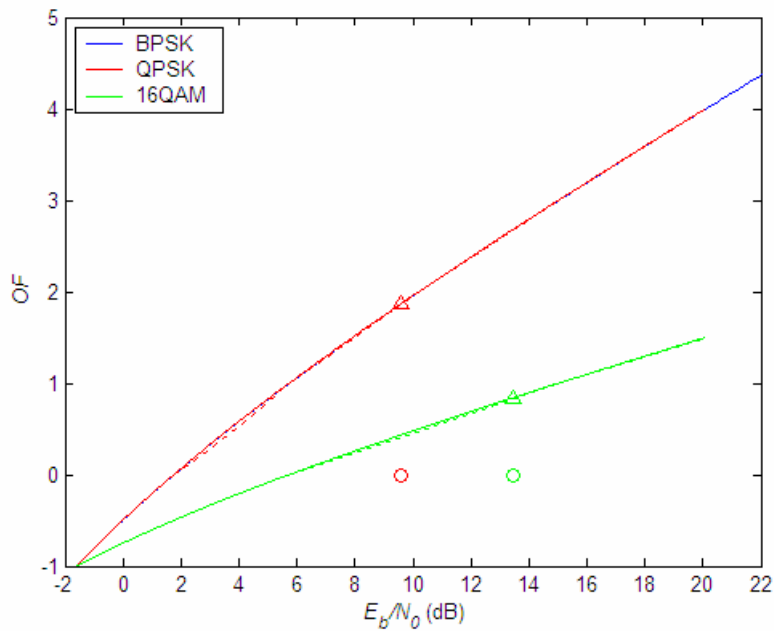
$$\eta_{QPSK} = \frac{(s+1) \cdot \log_2 \left( 1 + s \cdot \frac{2E_b}{N_0} \right) - s \cdot \log_2 \left( 1 + (s+1) \cdot \frac{2E_b}{N_0} \right)}{1 + \frac{1}{2} \log_2 \left( 1 + s \cdot \frac{2E_b}{N_0} \right) - \frac{1}{2} \log_2 \left( 1 + (s+1) \cdot \frac{2E_b}{N_0} \right)}, \quad (2.13)$$

$$\eta_{16QAM} = \frac{(s+1) \cdot \log_2 \left( 1 + s \cdot \frac{4E_b}{N_0} \right) - s \cdot \log_2 \left( 1 + (s+1) \cdot \frac{4E_b}{N_0} \right)}{1 + \frac{1}{4} \log_2 \left( 1 + s \cdot \frac{4E_b}{N_0} \right) - \frac{1}{4} \log_2 \left( 1 + (s+1) \cdot \frac{4E_b}{N_0} \right)}. \quad (2.14)$$

La figure 2.5a représente  $\eta_{BPSK}$ ,  $\eta_{QPSK}$  et  $\eta_{16QAM}$  en fonction de  $E_b/N_0$  (courbes en pointillé). Il apparaît que ces courbes se confondent avec la limite de l'efficacité spectrale donnée par les formules de Shannon : ainsi, la courbe représentant  $\eta_{BPSK}$  se superpose avec la courbe d'efficacité spectrale normalisée dans le cas de symboles réels, tandis que les courbes représentant  $\eta_{QPSK}$  et  $\eta_{16QAM}$  se confondent avec l'efficacité spectrale dans le cas de symboles complexes. Les surcharges ( $OF$ ) résultantes sont représentées sur la figure 2.5b. On confirme ainsi que, dans l'hypothèse où il n'y a pas de diminution des distances minimales, les surcharges maximales admises dans le cas des modulations BPSK et QPSK sont identiques, alors que la surcharge maximale associée à la modulation 16-QAM est inférieure à celle permise par les modulations BPSK et QPSK.



(a)



(b)

Fig. 2.5. Comparaison du système m-OCDMA (courbes en pointillé) pour plusieurs modulations avec la limite de Shannon (courbes en trait plein)  
 (a) Efficacité spectrale ; (b) Facteur de surcharge  $OF$ .

On peut donc conclure qu'il est possible d'avoir des surcharges substantielles en utilisant les modulations BPSK et QPSK, mais que la marge de surcharge potentielle diminue avec des constellations plus grandes. C'est la raison pour laquelle on se concentrera dans ce qui suit sur les cas de symboles BPSK ou QPSK.



# Chapitre 3

## Premier type de construction

On adopte les notations suivantes :

- $N$  le facteur d'étalement,
- $K$  le nombre d'utilisateurs (le cas du channel overloading correspond à la situation où  $K \geq N$ , i.e.  $K = N + M$ , d'où  $OF = M / N$ ),
- $\underline{s} = (s_1, s_2, \dots, s_K)^T$  l'ensemble des symboles associés aux  $K$  utilisateurs pendant la période symbole CDMA considérée,
- $\underline{W} = [\underline{w}_1, \underline{w}_2, \dots, \underline{w}_K]$  la matrice de taille  $N \times K$  contenant les  $K$  séquences de signature de longueur  $N$  associées à chacun des  $K$  utilisateurs (ces séquences notées  $\underline{w}_k = (w_{1k}, w_{2k}, \dots, w_{Nk})^T$  sont supposées normalisées, c'est-à-dire vérifiant :  $\underline{w}_k^H \underline{w}_k = 1$ ),
- $\underline{y} = (y_1, y_2, \dots, y_N)^T$  le signal émis,
- $\underline{r} = (r_1, r_2, \dots, r_N)^T$  le signal reçu.

Dans ce qui suit, on considère des schémas entrant dans la première famille de construction, c'est-à-dire tels que le signal émis est de la forme :

$$\underline{y} = \underline{W}\underline{s}. \quad (3.1)$$

### 3.1. Exemples de schémas

#### 3.1.1. Schémas TDMA/OCDMA et OCDMA/OCDMA

Le concept de surcharge de canal utilisant deux ensembles de formes d'ondes orthogonales a été décrit dans [90], [93], et d'autres articles des mêmes auteurs. Dans cette famille de schémas, les formes d'ondes du premier ensemble d'utilisateurs sont attribuées aux  $N$  premiers utilisateurs, et  $M$  formes d'ondes du second ensemble d'utilisateurs sont attribuées aux  $M$  utilisateurs suivants.

Différentes configurations utilisant le TDMA et l'OCDMA sont envisageables :

- le TDMA/OCDMA, qui utilise le TDMA pour les  $N$  premiers utilisateurs, et l'OCDMA pour les  $M$  utilisateurs supplémentaires,
- l'OCDMA/TDMA, qui utilise l'OCDMA pour les  $N$  premiers utilisateurs, et le TDMA pour les  $M$  utilisateurs supplémentaires,
- et l'OCDMA/OCDMA, qui utilise l'OCDMA dans chacun des deux ensembles d'utilisateurs, constitués respectivement de  $N$  et  $M$  utilisateurs.

Dans la suite, on désigne par ensemble 1 le groupe constitué des  $N$  premiers utilisateurs, par ensemble 2 le groupe des  $M$  utilisateurs supplémentaires, et par  $K$  le nombre total d'utilisateurs

( $K = N + M$ ). Du fait de l'utilisation de formes d'ondes orthogonales, un utilisateur n'interfère pas avec les utilisateurs du même ensemble, mais uniquement avec les utilisateurs de l'autre ensemble. Nous nous intéressons à ces schémas sur la liaison descendante, ou en supposant la synchronisation temporelle et le contrôle de puissance parfaits sur la liaison montante. Nous nous plaçons dans le cas où le canal est à bruit additif blanc gaussien (canal AWGN).

### 3.1.1.1. Expressions des signaux émis et des termes d'interférences

La matrice des séquences de signature d'un schéma utilisant deux ensembles de formes d'ondes orthogonales peut encore s'écrire :  $\underline{\underline{W}} = [\underline{\underline{W}}_1 \mid \underline{\underline{W}}_2]$  où  $\underline{\underline{W}}_1$  et  $\underline{\underline{W}}_2$  (de tailles respectives  $N \times N$  et  $N \times M$  correspondent aux matrices de séquences attribuées aux utilisateurs de l'ensemble 1 et de l'ensemble 2. On s'intéresse à des schémas dans lesquels les séquences attribuées aux utilisateurs d'un même groupe sont orthogonales.

#### 3.1.1.1.1. TDMA/OCDMA

Le système TDMA/OCDMA peut être décrit de la façon suivante : chacun des  $N$  premiers utilisateurs se voit attribuer un slot temporel TDMA par trame, chaque slot TDMA transportant un seul symbole. Lorsque le nombre total d'utilisateurs  $K$  dépasse  $N$ , la station de base alloue des séquences d'étalement orthogonales aux  $M$  utilisateurs supplémentaires (OCDMA) : la période symbole TDMA correspond alors à la période chip OCDMA. Tous les signaux sont supposés de même énergie, notée  $E_s = PT_s$ . L'énergie des formes d'ondes OCDMA est uniformément répartie sur la période symbole  $T_s = NT_c$ , où  $T_c$  est la période chip (et aussi la période symbole TDMA).

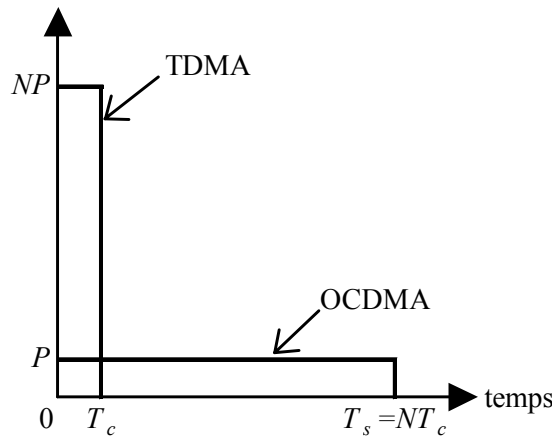


Fig. 3.1. Puissances instantanées en jeu dans le TDMA/OCDMA

Utiliser le TDMA et l'OCDMA pour le premier et le second ensemble d'utilisateurs respectivement revient à considérer le modèle décrit par (2.4) dans lequel on travaille avec  $J = 2$  groupes d'utilisateurs,  $\underline{\underline{W}}_1 = \underline{\underline{I}}_N$  et  $\underline{\underline{W}}_2 = \frac{1}{\sqrt{N}} \underline{\underline{W}}^{(e)}$ , où la matrice  $\underline{\underline{W}}^{(e)} = [\underline{w}_1^{(e)} \quad \dots \quad \underline{w}_M^{(e)}]$  de taille  $N \times M$  contient les  $M$  séquences d'étalement orthogonales attribuées aux utilisateurs additionnels. Les séquences  $\underline{w}_m^{(e)}$  ( $m = 1, \dots, M$ ) sont construites à partir de séquences binaires de WH  $\underline{h}_m = (h_{1m}, h_{2m}, \dots, h_{Nm})^T$  extraites de la matrice de Hadamard de taille  $N \times N$  brouillées par une séquence PN commune notée  $\underline{p} = (p_1, p_2, \dots, p_N)^T$  : ainsi,  $\underline{w}_m^{(e)} = (w_{1m}^{(e)}, w_{2m}^{(e)}, \dots, w_{Nm}^{(e)})^T$  avec

$w_{nm}^{(e)} = h_{nm} p_n$  ( $n = 1, \dots, N$ ). En fonction de l'hypothèse faite sur la séquence PN  $\underline{p}$ , ces séquences composites peuvent être réelles (prenant leurs valeurs dans l'ensemble  $\{\pm 1\}$ ) ou complexes (prenant leurs valeurs dans l'ensemble  $\{(\pm 1 \pm j)/\sqrt{2}\}$ ).

Les signaux émis sont donc de la forme suivante (modèle discret équivalent au temps chip) :

$$y_n = s_n + \frac{1}{\sqrt{N}} \sum_{m=1}^M s_{N+m} w_{nm}^{(e)} \quad n = 1, 2, \dots, N \quad (3.2)$$

où  $s_n$  désigne le symbole transmis par le  $n$ ème utilisateur TDMA et  $s_{N+m}$  désigne le symbole transmis par le  $m$ ème utilisateur OCDMA.

L'interférence des utilisateurs OCDMA sur le  $n$ ème utilisateur TDMA est donnée par :

$$I_{2 \rightarrow 1}(n) = \frac{1}{\sqrt{N}} \sum_{m=1}^M s_{N+m} w_{nm}^{(e)}. \quad (3.3)$$

De la même façon, l'interférence des utilisateurs TDMA sur le  $m$ ème utilisateur OCDMA peut s'écrire :

$$I_{1 \rightarrow 2}(N+m) = \frac{1}{\sqrt{N}} \sum_{n=1}^N s_n w_{nm}^{(e)*} \quad (3.4)$$

où \* désigne la conjugaison complexe.

### 3.1.1.1.2. OCDMA/TDMA

On considère à présent le système dual du précédent : l'OCDMA est utilisé pour les  $N$  premiers utilisateurs, tandis que le TDMA est mis en œuvre pour les  $M$  utilisateurs supplémentaires. Ainsi, le système résultant équivaut à prendre  $J = 2$  groupes d'utilisateurs, avec  $\underline{W}_1 = \frac{1}{\sqrt{N}} \underline{W}^{(e)}$  où la matrice  $\underline{W}^{(e)} = [\underline{w}_1^{(e)} \quad \underline{w}_2^{(e)} \quad \dots \quad \underline{w}_N^{(e)}]$  de taille  $N \times N$  contient les  $N$  séquences d'étalement orthogonales attribuées aux  $N$  premiers utilisateurs, et avec  $\underline{W}_2$  contenant les  $M$  premières colonnes de la matrice  $\underline{I}_N$ . Les séquences  $\underline{w}_n^{(e)}$  ( $n = 1, \dots, N$ ) sont construites à partir des  $N$  séquences binaires de WH  $\underline{h}_n = (h_{1n}, h_{2n}, \dots, h_{Nn})^T$  extraites de la matrice de Hadamard de taille  $N \times N$  brouillées par une séquence PN commune notée  $\underline{p} = (p_1, p_2, \dots, p_N)^T$  (à valeurs réelles ou complexes) : ainsi,  $\underline{w}_n^{(e)} = (w_{1n}^{(e)}, w_{2n}^{(e)}, \dots, w_{Nn}^{(e)})^T$  avec  $w_{kn}^{(e)} = h_{kn} p_k$  ( $k = 1, \dots, N$ ).

Dans un tel schéma, les signaux émis peuvent s'écrire comme suit :

$$y_n = \begin{cases} \frac{1}{\sqrt{N}} \sum_{k=1}^N s_k w_{nk}^{(e)} + s_{N+n} & n = 1, \dots, M \\ \frac{1}{\sqrt{N}} \sum_{k=1}^N s_k w_{nk}^{(e)} & n = M+1, \dots, N \end{cases} \quad (3.5)$$

L'interférence due aux utilisateurs TDMA entachant le  $n$ ème utilisateur OCDMA est égale à :

$$I_{2 \rightarrow 1}(n) = \frac{1}{\sqrt{N}} \sum_{m=1}^M s_{N+m} W_{mn}^{(e)*}. \quad (3.6)$$

De même, l'interférence des utilisateurs OCDMA sur le  $m$ ième utilisateur TDMA est donnée par :

$$I_{1 \rightarrow 2}(N+m) = \frac{1}{\sqrt{N}} \sum_{n=1}^N s_n W_{mn}^{(e)}. \quad (3.7)$$

La confrontation des expressions (3.3) et (3.4) avec les expressions (3.6) et (3.7) met en évidence que les termes d'interférences des schémas TDMA/OCDMA et OCDMA/TDMA sont de la même forme, et ont donc les mêmes propriétés statistiques. Ceci suggère que ces deux schémas présentent des performances identiques, comme cela a pu être vérifié par des simulations. C'est la raison pour laquelle on se contentera désormais d'étudier le TDMA/OCDMA.

### 3.1.1.1.3. OCDMA/OCDMA

On suppose ici que dans chaque ensemble d'utilisateurs multiplexés par OCDMA, l'étalement est réalisé à l'aide de séquences de WH auxquelles se superpose une séquence PN commune à tous les utilisateurs de l'ensemble.

On travaille donc ici encore avec  $J = 2$  groupes d'utilisateurs, mais cette fois en prenant les matrices contenant les séquences d'étalement associées respectivement aux utilisateurs des groupes

1 et 2 égales à  $\underline{W}_1 = \frac{1}{\sqrt{N}} [\underline{\alpha}_1 \quad \underline{\alpha}_2 \quad \dots \quad \underline{\alpha}_N]$  et  $\underline{W}_2 = \frac{1}{\sqrt{N}} [\underline{\beta}_1 \quad \dots \quad \underline{\beta}_M]$ . Soit

$\underline{h}_k = (h_{1k}, h_{2k}, \dots, h_{Nk})^T$  ( $k = 1, \dots, N$ ) les  $N$  séquences binaires de WH de longueur  $N$ . On appelle

$\underline{p}_1 = (p_{11}, p_{21}, \dots, p_{N1})^T$  et  $\underline{p}_2 = (p_{12}, p_{22}, \dots, p_{N2})^T$  les séquences PN qui viennent brouiller les séquences de WH respectivement dans les groupes 1 et 2. Dès lors, les séquences résultantes,

désignées par  $\underline{\alpha}_k = (\alpha_{1k}, \alpha_{2k}, \dots, \alpha_{Nk})^T$  pour le  $k$ ième utilisateur du groupe 1 ( $k = 1, 2, \dots, N$ ), et

$\underline{\beta}_m = (\beta_{1m}, \beta_{2m}, \dots, \beta_{Nm})^T$  pour le  $m$ ième utilisateur de l'ensemble 2 ( $m = 1, 2, \dots, M$ ) sont telles

que  $\alpha_{nk} = h_{nk} p_{n1}$  et  $\beta_{nm} = h_{nm} p_{n2}$  pour  $n = 1, 2, \dots, N$ . Là encore, selon l'hypothèse faite sur les séquences PN, ces séquences composites peuvent être réelles (prenant leurs valeurs dans l'ensemble  $\{\pm 1\}$ ) ou complexes (prenant leurs valeurs dans l'ensemble  $\{(\pm 1 \pm j)/\sqrt{2}\}$ ).

Ainsi, les signaux émis s'écrivent:

$$y_n = \frac{1}{\sqrt{N}} \sum_{k=1}^N s_k \alpha_{nk} + \frac{1}{\sqrt{N}} \sum_{m=1}^M s_{N+m} \beta_{nm} \quad n = 1, 2, \dots, N. \quad (3.8)$$

L'interférence des utilisateurs de l'ensemble 2 sur le  $m$ ième utilisateur de l'ensemble 1 est donnée par :

$$I_{2 \rightarrow 1}(n) = \frac{1}{N} \sum_{m=1}^M s_{N+m} \left( \sum_{j=1}^N \alpha_{jn}^* \beta_{jm} \right). \quad (3.9)$$

L'interférence en provenance des utilisateurs de l'ensemble 1 sur le  $m$ ième utilisateur de l'ensemble 2 peut s'écrire :



$$I_{1 \rightarrow 2}(N + m) = \frac{1}{N} \sum_{n=1}^N s_n \left( \sum_{j=1}^N \alpha_{jn} \beta_{jm}^* \right). \quad (3.10)$$

### 3.1.1.2. Séquences d'étalement réelles et complexes

D'une manière générale, les séquences d'étalement peuvent être réelles ou complexes. Toutefois, lorsque l'on travaille avec des symboles BPSK, le fait d'utiliser des séquences complexes (comme cela a été fait dans [90] ou [93]) a pour effet de diviser par deux les puissances d'interférences affectant les symboles émis. En effet, les interférences entrant en ligne de compte sont complexes, mais la décision ne se fait que sur la partie réelle du signal. L'étalement complexe permet donc de réduire artificiellement le niveau d'interférence dans le cas de la BPSK, qui est une modulation mono-dimensionnelle ; l'étalement complexe est donc moins sévère que l'étalement réel, mais il triche en quelque sorte par rapport à ce dernier. Par conséquent, avec des symboles BPSK, on n'utilisera que des séquences d'étalement réelles.

Intéressons nous maintenant au cas de symboles QPSK. Tout d'abord, il convient de remarquer que les performances en termes de BER obtenues avec des symboles QPSK et des séquences d'étalement réelles sont identiques à celles obtenues avec des symboles BPSK et des séquences d'étalement réelles. Ceci s'explique par la similarité des propriétés statistiques des interférences dans les deux cas. Considérons par exemple un système TDMA/OCDMA (le raisonnement suivant est similaire dans le cas d'un système OCDMA/OCDMA). On s'intéresse à l'interférence du  $m$ ème utilisateur OCDMA sur le  $n$ ème utilisateur TDMA, égale à  $\frac{1}{\sqrt{N}} s_{N+m} w_{nm}^{(e)}$  d'après (3.3). Dans le cas

BPSK avec séquences d'étalement réelles, ce terme prend de façon équiprobable ses valeurs dans l'ensemble  $\{+1/\sqrt{N}, -1/\sqrt{N}\}$  (les bits prenant leurs valeurs dans  $\{+1, -1\}$ ). Dans le cas QPSK avec séquences d'étalement réelles, chaque bit d'information est contenu dans la partie réelle ou imaginaire d'un symbole. Par conséquent, la transmission d'un bit contenu dans le  $n$ ème symbole TDMA (respectivement dans le  $m$ ème symbole OCDMA) est perturbée soit par la partie réelle soit par la partie imaginaire de l'interférence donnée par (3.3) (respectivement par (3.4)). Comme les parties réelles et imaginaires de l'interférence du  $m$ ème utilisateur OCDMA sur le  $n$ ème utilisateur TDMA prennent leurs valeurs dans l'ensemble  $\{+1/\sqrt{2N}, -1/\sqrt{2N}\}$  de façon équiprobable, et étant donné que le bit sur lequel intervient cette interférence prend ses valeurs dans  $\{+1/\sqrt{2}, -1/\sqrt{2}\}$ , il apparaît clairement que les performances avec des symboles QPSK et BPSK sont équivalentes lorsque des séquences d'étalement réelles sont utilisées.

En revanche, l'utilisation d'un étalement complexe fournit généralement de meilleurs résultats qu'un étalement réel dans le cas du TDMA/OCDMA, sous réserve que le paramètre  $N$  soit pris suffisamment grand. Cette supériorité de l'étalement complexe a toujours été observée dans le cas de l'OCDMA/OCDMA. En fait, ce phénomène est dû à un comportement statistique différent des interférences, selon que l'étalement utilisé est réel ou complexe.

A titre d'exemple, dans le cas du TDMA/OCDMA avec symboles QPSK, la loi de probabilité pour les parties réelle et imaginaire de l'interférence des utilisateurs OCDMA sur un utilisateur TDMA est donnée par :

$$\begin{aligned}
P_{2 \rightarrow 1} \left( \frac{A}{\sqrt{2N}} \right) &= \Pr \left( \operatorname{Re}(I_{2 \rightarrow 1}) = \frac{A}{\sqrt{2N}} \right) = \Pr \left( \operatorname{Im}(I_{2 \rightarrow 1}) = \frac{A}{\sqrt{2N}} \right) \\
&= \begin{cases} \frac{C_M^{(M+A)/2}}{2^M} & \text{si } (A+M) \text{ pair avec } |A| \leq M \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}
\end{aligned} \tag{3.11}$$

lorsque l'étalement est réel, et

$$P_{2 \rightarrow 1} \left( \frac{B}{\sqrt{N}} \right) = \begin{cases} \sum_{\substack{k=0 \\ (M+B-k) \text{ pair}}}^{M-B} \frac{C_M^k C_{M-k}^{(M+B-k)/2}}{2^{2M-k}} & \text{si } |B| \leq M \\ 0 & \text{sinon} \end{cases} \tag{3.12}$$

lorsque l'étalement est complexe.

Les lois de probabilités pour les parties réelle et imaginaire de l'interférence des utilisateurs TDMA sur un utilisateur OCDMA sont obtenues en remplaçant  $M$  par  $N$  dans les expressions (3.11) et (3.12).

Les figures suivantes représentent les densités de probabilités des parties réelle et imaginaire des interférences d'un système TDMA/OCDMA avec  $N = 128$  et  $M = 16$ , avec un étalement réel et un étalement complexe (l'abscisse correspond à la valeur de l'interférence).

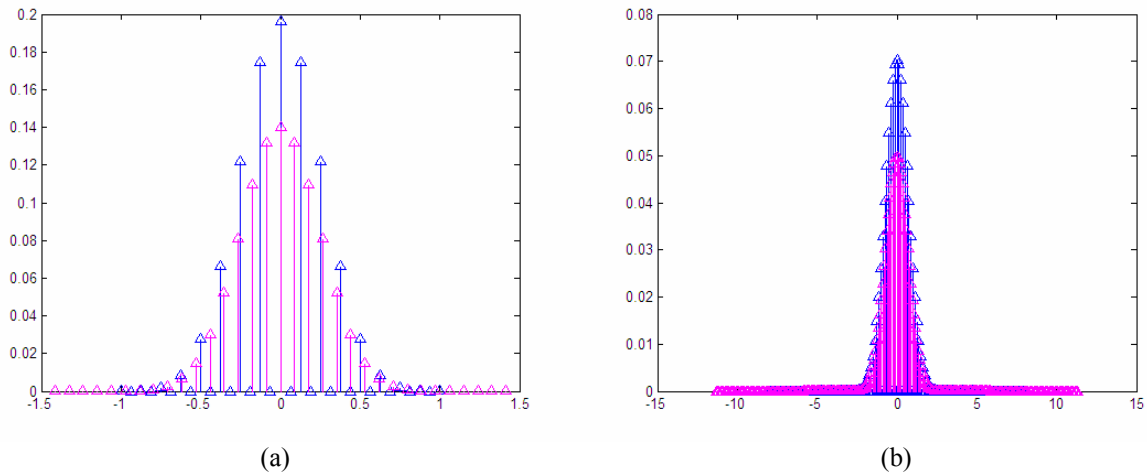


Fig. 3.2. Densités de probabilités des parties réelle et imaginaire des interférences en TDMA/OCDMA, avec  $(N = 128, M = 16)$  et un étalement réel (en bleu) ou complexe (en magenta) :  
(a) Interférence de l'ensemble 2 sur l'ensemble 1 ; (b) Interférence de l'ensemble 1 sur l'ensemble 2.

Les figures suivantes permettent de visualiser les fonctions de répartition de la valeur absolue des parties réelles et imaginaires des interférences.

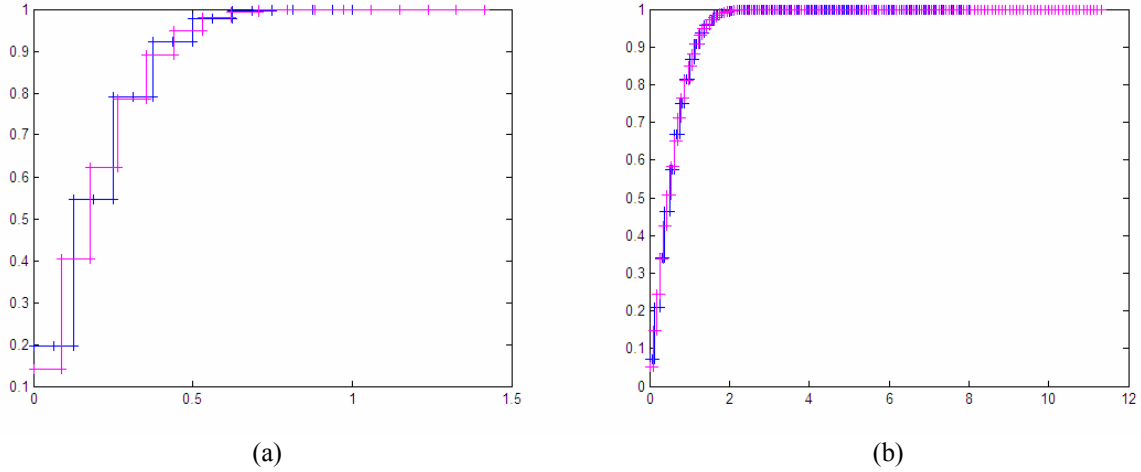


Fig. 3.3. Fonctions de répartition de la valeur absolue des parties réelle et imaginaire des interférences en TDMA/OCDMA avec ( $N = 128$ ,  $M = 16$ ) et un étalement réel (en bleu) ou complexe (en magenta) : (a) Interférence de l'ensemble 2 sur l'ensemble 1 ; (b) Interférence de l'ensemble 1 sur l'ensemble 2.

Dans le cas de l'OCDMA/OCDMA, la différence de comportement statistique des interférences est liée à la loi de probabilité des intercorrélations, différente suivant le type d'étalement utilisé. C'est la raison pour laquelle les expressions des lois de probabilités des termes d'interférences entre ensembles d'utilisateurs sont beaucoup plus compliquées que celles présentées pour le TDMA/OCDMA.

Le type d'étalement influe donc sur les résultats obtenus avec des symboles QPSK. En règle générale, on constate qu'en pratique, l'utilisation d'un étalement complexe fournit de meilleurs résultats qu'un étalement réel, comme cela sera illustré dans la partie consacrée aux résultats de simulations (cf. 3.4.1.7).

## 3.1.2. La construction de Ross et Taylor

### 3.1.2.1. Construction des séquences de signature

Cette construction a été proposée par J. A. F. Ross et D. P. Taylor [85, 86]. Elle vise à accroître le nombre d'utilisateurs, tout en maintenant constante la distance minimale (égale à 2). Dans tout ce qui suit, on considère des symboles BPSK et des signaux réels.

Soit  $N = 4^L$  avec  $L$  entier. Si  $J$  désigne le nombre de groupes d'utilisateurs constituant la matrice des séquences  $\underline{\underline{W}}$  (on a  $J = L + 1$ ), le nombre maximal d'utilisateurs supplémentaires  $M_{max}$  est tel

que  $M_{max} = \sum_{j=1}^L 4^{L-j} = \frac{1}{3}(N-1)$ . Par conséquent, la surcharge maximale permise par ce schéma est

égale à  $OF_{max} = \sum_{j=1}^L 4^{-j} = \frac{1}{3} \left(1 - \frac{1}{N}\right)$ . Elle est donc toujours inférieure à 33,33%.

Le groupe n° $j$  ( $j = 1, \dots, J$ ) comprend  $K_j = 4^{J-j}$  utilisateurs. Les  $K_j$  séquences correspondantes contenues dans  $\underline{\underline{W}}_j$  comportent  $4^{j-1}$  éléments non nuls par ligne, de valeur  $1/2^{j-1}$ , afin que toutes les séquences soient de norme unitaire :

$$\underline{\underline{W}}_j = \left[ \left( \underline{\underline{W}}^{(j)} \right)_{ik} \right]_{\substack{k=1, \dots, K_j \\ i=1, \dots, N}} \text{ avec } \left( \underline{\underline{W}}^{(j)} \right)_{ik} = \begin{cases} \frac{1}{2^{j-1}} & \text{si } i \in [4^{j-1}(k-1)+1, 4^{j-1}k] \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

Si le nombre d'utilisateurs en excès  $M$  est pris égal à  $M_{max}$ , le signal émis a pour expression :

$$y_n = s_n + \sum_{j=2}^J \frac{1}{2^{j-1}} s_{\sum_{l=1}^{j-1} 4^{j-l} + \lceil \frac{n}{4^{j-1}} \rceil} = \sum_{j=1}^J \frac{1}{2^{j-1}} s_{\sum_{l=1}^{j-1} 4^{j-l} + \lceil \frac{n}{4^{j-1}} \rceil} \quad n = 1, 2, \dots, N. \quad (3.13)$$

Pour un nombre d'utilisateurs en excès  $M$  quelconque (sous réserve que  $M \leq M_{max}$ ), en supposant que le dernier utilisateur est le  $\hat{I}$  ème utilisateur du groupe n°  $\hat{J}$  :

$$y_n = \begin{cases} s_n + \sum_{j=2}^{\hat{J}} \frac{1}{2^{j-1}} s_{\sum_{l=1}^{j-1} 4^{j-l} + \lceil \frac{n}{4^{j-1}} \rceil} & n = 1, \dots, \hat{I} \cdot 4^{\hat{J}-1} \\ s_n + \sum_{j=2}^{\hat{J}-1} \frac{1}{2^{j-1}} s_{\sum_{l=1}^{j-1} 4^{j-l} + \lceil \frac{n}{4^{j-1}} \rceil} & n = \hat{I} \cdot 4^{\hat{J}-1} + 1, \dots, N \end{cases} \quad (3.14)$$

La construction de Taylor revient en quelque sorte à faire du TDMA sur les  $N$  premiers utilisateurs, et à utiliser des séquences d'étalement bien particulières pour les  $M$  utilisateurs suivants. Par exemple, pour  $N = 4$ ,  $M_{max} = 1$ , la matrice des séquences  $\underline{\underline{W}}$  peut s'écrire :

$$\underline{\underline{W}} = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & | & 1/2 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & | & 1/2 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & | & 1/2 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & | & 1/2 \end{bmatrix}.$$

Pour  $N = 16$ ,  $M_{max} = 5$ , la matrice  $\underline{\underline{W}}$  s'écrit :

$$\underline{\underline{W}} = \underline{\underline{I}}_{16} \begin{bmatrix} 1/2 & 0 & 0 & 0 & | & 1/4 \\ 1/2 & 0 & 0 & 0 & | & 1/4 \\ 1/2 & 0 & 0 & 0 & | & 1/4 \\ 1/2 & 0 & 0 & 0 & | & 1/4 \\ 0 & 1/2 & 0 & 0 & | & 1/4 \\ 0 & 1/2 & 0 & 0 & | & 1/4 \\ 0 & 1/2 & 0 & 0 & | & 1/4 \\ 0 & 1/2 & 0 & 0 & | & 1/4 \\ 0 & 0 & 1/2 & 0 & | & 1/4 \\ 0 & 0 & 1/2 & 0 & | & 1/4 \\ 0 & 0 & 1/2 & 0 & | & 1/4 \\ 0 & 0 & 1/2 & 0 & | & 1/4 \\ 0 & 0 & 0 & 1/2 & | & 1/4 \\ 0 & 0 & 0 & 1/2 & | & 1/4 \\ 0 & 0 & 0 & 1/2 & | & 1/4 \\ 0 & 0 & 0 & 1/2 & | & 1/4 \end{bmatrix}.$$

L'interférence entachant le  $i$ ème utilisateur du groupe  $n^{\circ}j$  (c'est-à-dire l'utilisateur qui transmet le symbole  $s_{\sum_{l=1}^{j-1} 4^{j-l} + i}$ ) est de la forme :

$$I_{tot}(j, i) = I_{inf}(j, i) + I_{sup}(j, i), \quad (3.15)$$

où  $I_{inf}(j, i)$  représente l'interférence des utilisateurs des groupes  $n^{\circ}1$  à  $(j-1)$  sur l'utilisateur  $i$  du groupe  $n^{\circ}j$ , et  $I_{sup}(j, i)$  représente l'interférence des utilisateurs des groupes  $n^{\circ}(j+1)$  à  $\hat{J}$  sur l'utilisateur  $i$  du groupe  $n^{\circ}j$ .

On a :

$$I_{inf}(j, i) = \frac{1}{2^{j-1}} \sum_{j'=1}^{j-1} \frac{1}{2^{j'-1}} \sum_{k=(i-1)4^{j'-1}+1}^{i4^{j'-1}} S_{\sum_{l=1}^{j'-1} 4^{j'-l} + \left\lceil \frac{k}{4^{j'-1}} \right\rceil} \quad (3.16)$$

$$I_{sup}(j, i) = \begin{cases} \frac{1}{2^{j-1}} \sum_{j'=j+1}^{\hat{J}} \frac{1}{2^{j'-1}} \sum_{k=(i-1)4^{j'-1}+1}^{i4^{j'-1}} S_{\sum_{l=1}^{j'-1} 4^{j'-l} + \left\lceil \frac{k}{4^{j'-1}} \right\rceil} & \text{si } i \cdot 4^{j-1} \leq \hat{I} \cdot 4^{j-1} \\ \frac{1}{2^{j-1}} \sum_{j'=j+1}^{j-1} \frac{1}{2^{j'-1}} \sum_{k=(i-1)4^{j'-1}+1}^{i4^{j'-1}} S_{\sum_{l=1}^{j'-1} 4^{j'-l} + \left\lceil \frac{k}{4^{j'-1}} \right\rceil} & \text{si } i \cdot 4^{j-1} > \hat{I} \cdot 4^{j-1} \end{cases} \quad (3.17)$$

### 3.1.2.2. Extension de la construction proposée par Ross et Taylor

On peut envisager de travailler avec une base d'étalement égale à 2 au lieu de 4. On a alors :

$N = 2^L$ ,  $M_{max} = \sum_{j=1}^L 2^{L-j}$ . Ainsi, si  $N$  tend vers l'infini (i.e. si  $L$  tend vers l'infini), la surcharge

maximale  $OF_{max}$  égale à  $\sum_{j=1}^L 2^{-j}$  tend vers 100%.

La matrice des séquences  $\underline{W}$  pour  $N = 2^L$  est constituée de  $J = L + 1$  groupes d'utilisateurs, que l'on peut décrire comme suit : le groupe  $n^{\circ}j$  ( $j = 1, \dots, J$ ) comprend  $2^{J-j}$  utilisateurs. (Par exemple, le groupe  $n^{\circ}1$  correspond aux  $N$  premiers utilisateurs, et le groupe  $n^{\circ}J$  correspond au  $K$ ième utilisateur.) Les  $2^{J-j}$  séquences correspondant au groupe  $n^{\circ}j$  comportent  $2^{j-1}$  éléments non nuls par colonne, de valeur  $1/\sqrt{2^{j-1}}$ . Toutes les séquences sont donc bien de norme unitaire.

On montre facilement que cette nouvelle construction entraîne une diminution de la distance minimale, et du même coup une dégradation des performances. C'est pourquoi il s'avère préférable d'employer une base d'étalement au moins égale à 4.

## 3.2. Modèle du signal reçu

### 3.2.1. Canal AWGN

Lorsque le canal considéré est à bruit additif blanc gaussien (AWGN), le signal reçu  $\underline{r} = (r_1, r_2, \dots, r_N)^T$  peut s'écrire sous la forme (modèle équivalent en bande de base) :

$$\underline{r} = \underline{W}\underline{s} + \underline{v} \quad (3.18)$$

où  $\underline{v} = (v_1, v_2, \dots, v_N)^T$  est le vecteur de bruit blanc gaussien de variance  $\sigma_v^2 = N_0$ . On rappelle que  $\sigma_s^2 = \log_2(Q) \cdot E_b = q \cdot E_b$ , si l'on suppose que l'on travaille sur des symboles appartenant à une constellation de  $Q = 2^q$  points.

Dans le cas d'une modulation BPSK ou QPSK, l'expression de la probabilité d'erreur binaire d'un seul utilisateur sur un canal AWGN est donnée par :

$$Pe_b = Q\left(\sqrt{\frac{2E_b}{N_0}}\right), \quad (3.19)$$

$$\text{où } Q(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_x^{+\infty} e^{-\frac{u^2}{2}} du.$$

Cette formule exprime les performances d'une chaîne de transmission idéale mono-utilisateur. Dans la mesure où elle représente une borne inférieure, elle revêt une importance théorique et pratique dans la comparaison des performances des schémas étudiés et des récepteurs qui leur sont associés.

### 3.2.2. Canal de Rayleigh non sélectif

En supposant que les atténuations restent constantes pendant la durée d'un symbole, le signal reçu  $\underline{r} = (r_1, r_2, \dots, r_N)^T$  peut s'écrire sous la forme (modèle équivalent en bande de base en liaison montante) :

$$r_n = \sum_{j=1}^K w_{nj} \lambda_j s_j + v_n \quad n = 1, \dots, N, \quad (3.20)$$

soit en écriture matricielle :

$$\underline{r} = \underline{W}\underline{\Lambda}\underline{s} + \underline{v} \quad (3.21)$$

avec  $\underline{\Lambda} = \text{diag}(\lambda_1, \dots, \lambda_K)$  la matrice diagonale dont chaque coefficient  $\lambda_k$  désigne l'atténuation complexe affectant le  $k$ ième utilisateur et  $\underline{v} = (v_1, v_2, \dots, v_N)^T$  le vecteur de bruit blanc gaussien de variance  $\sigma_v^2 = N_0$ . Les atténuations complexes  $\lambda_k$  sont telles que  $\lambda_k = \lambda_k^{(I)} + j \lambda_k^{(Q)}$  où  $\lambda_k^{(I)}$  et  $\lambda_k^{(Q)}$  sont des variables aléatoires gaussiennes réelles indépendantes de moyenne nulle et de variance  $\sigma_{\lambda_k^{(I)}}^2 = \sigma_{\lambda_k^{(Q)}}^2 = 1/2$ . (Le cas du canal AWGN serait obtenu en fixant  $\underline{\Lambda} = \underline{I}_K$  dans (3.21).)

Lorsque l'on travaille sur des symboles BPSK ou QPSK, la probabilité d'erreur binaire d'un seul utilisateur sur un canal de Rayleigh est égale à [80] :

$$Pe_b = \frac{1}{2} \left( 1 - \frac{1}{\sqrt{1 + N_0/E_b}} \right). \quad (3.22)$$

### 3.3. Détection en l'absence de codage, sur canal non sélectif

Dans la mesure où elle contribue largement à améliorer l'efficacité spectrale totale des systèmes, la détection multi-utilisateurs s'avère cruciale.

Le détecteur le plus simple est celui qui fonctionne comme si chaque utilisateur était seul sur le canal. Il effectue une détection symbole par symbole à la sortie du filtre adapté à chaque utilisateur pour fournir une décision sur le symbole de l'utilisateur considéré. Cette opération de filtrage adapté est également appelée désétalement. Cependant, un tel détecteur néglige les interférences dues aux autres utilisateurs, en ne les considérant que comme un bruit gaussien supplémentaire. Pour apporter des résultats satisfaisants, la détection doit donc tenir compte de l'interférence multi-utilisateurs. Le détecteur optimal (cf. 3.3.1) ainsi que les différents algorithmes de détection sous-optimaux fondés sur l'annulation itérative d'interférences (cf. 3.3.2 et 3.3.3) s'inscrivent dans ce sens.

#### 3.3.1. Le détecteur optimal

La théorie du récepteur optimal appliqué à une transmission multi-utilisateurs a été développée en 1986 par Verdú dans le cas d'une transmission synchrone sur un canal sans distorsions. Sa mise en œuvre est souvent d'une complexité prohibitive (elle croît exponentiellement avec le nombre d'utilisateurs  $K$ ). En effet, d'une façon générale, le détecteur optimal consiste à déterminer le vecteur des symboles  $\underline{\tilde{s}}$  associés aux  $K$  utilisateurs selon le critère [128] :

$$\underline{\tilde{s}} = \arg \left[ \min_{\underline{s} \in \mathcal{S}^K} \|\underline{r} - \underline{W}\underline{s}\|_2^2 \right] \quad (3.23)$$

où  $\mathcal{S}$  désigne l'alphabet des symboles émis ( $\mathcal{S} = \{\pm 1\}$  dans le cas d'une modulation BPSK, et  $\mathcal{S} = \{(\pm 1 \pm j)/\sqrt{2}\}$  dans le cas d'une modulation QPSK). Toutefois, l'évaluation de (3.23) nécessite une recherche exhaustive de la séquence fournissant l'erreur quadratique minimale : tous les vecteurs de symboles possibles (au nombre de  $(\text{Card}(\mathcal{S}))^K$ , soit  $2^K$  en BPSK,  $4^K$  en QPSK, et  $16^K$  en 16-QAM) doivent donc être envisagés tout à tour, ce qui entraîne un nombre de calculs devenant rapidement prohibitif pour des valeurs de  $K$  moyennes à grandes.

Dans le cas de systèmes utilisant deux ensembles de formes d'ondes orthogonales, le détecteur optimal est simplifié. En désignant par  $\underline{W}_1$  et  $\underline{W}_2$  les matrices contenant les séquences attribuées respectivement aux utilisateurs des ensembles 1 et 2, et par  $\underline{s}^{(1)}$  et  $\underline{s}^{(2)}$  les vecteurs contenant les symboles associés aux utilisateurs des ensembles 1 et 2, on a  $\underline{W} = [\underline{W}_1 \mid \underline{W}_2]$  et  $\underline{s} = [\underline{s}^{(1)T} \quad \underline{s}^{(2)T}]^T$ , et le signal reçu peut s'écrire :

$$\underline{r} = \underline{W}_1 \underline{s}^{(1)} + \underline{W}_2 \underline{s}^{(2)} + \underline{v}. \quad (3.24)$$

Le détecteur optimal consiste à examiner l'erreur quadratique fournie par chacune des configurations possibles des symboles de l'ensemble 2. En définissant la matrice d'intercorrélation  $\underline{\Gamma} = \underline{W}_1^H \underline{W}_2$ , il réalise les opérations suivantes (décrites ici dans le cas d'une modulation BPSK) :

- 1) Pour chacune des séquences de symboles possibles pour l'ensemble 2 (notée  $\underline{\hat{s}}^{(2)}$ ), il calcule la séquence correspondante pour l'ensemble 1, donnée par :

$$\underline{\hat{s}}^{(1)} = \text{sgn}\left(\underline{z}_1 - \underline{\Gamma}\underline{\hat{s}}^{(2)}\right), \quad (3.25)$$

où  $\underline{z}_1 = \underline{W}_1^H \underline{r} = \underline{s}^{(1)} + \underline{\Gamma}\underline{s}^{(2)} + \underline{W}_1^H \underline{v}$  est le signal obtenu après désétalement du signal reçu par les séquences de l'ensemble 1.

On notera au passage que (3.25) s'écrit encore

$$\hat{s}_n = \text{sgn}\left(r_n - \frac{1}{\sqrt{N}} \sum_{m=1}^M \hat{s}_{N+m} w_{nm}^{(e)}\right) \quad n = 1, 2, \dots, N \quad (3.26)$$

pour un système TDMA/OCDMA, ou

$$\hat{s}_n = \text{sgn}\left(\frac{1}{\sqrt{N}} \sum_{k=1}^N r_k \alpha_{kn}^* - \frac{1}{N} \sum_{m=1}^M \hat{s}_{N+m} \left(\sum_{j=1}^N \alpha_{jn}^* \beta_{jm}\right)\right) \quad n = 1, 2, \dots, N \quad (3.27)$$

pour un système OCDMA/OCDMA.

L'erreur correspondante est égale à :

$$\underline{err} = \underline{z}_1 - \text{sgn}\left(\underline{z}_1 - \underline{\Gamma}\underline{\hat{s}}^{(2)}\right) - \underline{\Gamma}\underline{\hat{s}}^{(2)}, \quad (3.28)$$

soit

$$err_n = r_n - \hat{s}_n - \frac{1}{\sqrt{N}} \sum_{m=1}^M \hat{s}_{N+m} w_{nm}^{(e)} \quad n = 1, 2, \dots, N \quad (3.29)$$

pour un système TDMA/OCDMA, ou

$$err_n = \frac{1}{\sqrt{N}} \sum_{k=1}^N r_k \alpha_{kn}^* - \hat{s}_n - \frac{1}{N} \sum_{m=1}^M \hat{s}_{N+m} \left(\sum_{j=1}^N \alpha_{jn}^* \beta_{jm}\right) \quad n = 1, 2, \dots, N \quad (3.30)$$

pour un système OCDMA/OCDMA.

La métrique associée (erreur quadratique) est calculée comme suit :

$$E = \|\underline{err}\|_2^2 = \sum_{n=1}^N err_n^2. \quad (3.31)$$

- 2) Il retient la séquence associée à l'ensemble 2 ayant fourni la plus petite métrique, c'est-à-dire la séquence  $\underline{\tilde{s}}^{(2)}$  telle que

$$\underline{\tilde{s}}^{(2)} = \arg \left[ \min_{\underline{\hat{s}}^{(2)} \in \{\pm 1\}^M} \left\| \underline{z}_1 - \text{sgn}\left(\underline{z}_1 - \underline{\Gamma}\underline{\hat{s}}^{(2)}\right) - \underline{\Gamma}\underline{\hat{s}}^{(2)} \right\|_2^2 \right], \quad (3.32)$$

et la séquence correspondante pour l'ensemble 1, déterminée à l'étape 1 :

$$\underline{\tilde{s}}^{(1)} = \text{sgn}\left(\underline{z}_1 - \underline{\Gamma}\underline{\tilde{s}}^{(2)}\right). \quad (3.33)$$

Ce processus de détection en deux étapes donne la séquence optimale de symboles pour les deux ensembles d'utilisateurs. Sa complexité croît exponentiellement avec le nombre d'utilisateurs additionnels  $M$ . Ce détecteur n'est donc réalisable en pratique que pour de petites valeurs de  $M$ . C'est la raison pour laquelle on est amené à envisager des méthodes de détection sous-optimales. Dans le cas de la construction de Ross et Taylor, il a été montré dans [58] qu'une détection optimale de complexité polynomiale de faible degré est possible.

L'évaluation d'un système à l'aide du détecteur optimal –sous réserve d'une complexité raisonnable et donc d'un faible nombre d'utilisateurs additionnels– donne une indication sur les performances que l'on peut en espérer, auxquelles pourront être comparées les performances fournies par des algorithmes sous-optimaux.



### 3.3.2. Algorithmes HDIC, SDIC, LDIC

On considère ici des schémas utilisant deux ensembles de formes d'ondes orthogonales. Comme le mettent en évidence les expressions des interférences (cf. 3.1.1.1), la puissance d'interférences affectant les utilisateurs de l'ensemble 1 est inférieure à celle subie par les utilisateurs de l'ensemble 2 : ces puissances sont en effet égales à  $P(I_{2 \rightarrow 1}) = M/N \leq 1$  et  $P(I_{1 \rightarrow 2}) = 1$ .

C'est la raison pour laquelle on choisit d'estimer en premier les symboles de l'ensemble 1 : le signal reçu est d'abord désétalé à l'aide des filtres adaptés associés aux utilisateurs de l'ensemble 1, ce qui permet d'estimer les symboles de l'ensemble 1. Ces symboles estimés sont utilisés pour reconstruire l'interférence de l'ensemble 1 sur l'ensemble 2, laquelle est soustraite au signal reçu désétalé par les filtres adaptés associés à l'ensemble 2. On est alors en mesure d'estimer les symboles de l'ensemble 2, et par suite de reconstruire l'interférence de l'ensemble 2 sur l'ensemble 1. Après soustraction de cette interférence reconstruite du signal reçu désétalé par les filtres adaptés de l'ensemble 1, de nouvelles estimées des symboles de l'ensemble 1 peuvent être calculées.

On aboutit ainsi à un principe de détection fondé sur une annulation itérative d'interférences multi-étages (en fait à deux étages : un étage pour chaque ensemble d'utilisateurs). On remarquera que cette technique est un mélange de traitement série et parallèle dans la mesure où les groupes d'utilisateurs sont traités de façon sérielle, alors que les utilisateurs au sein de chaque groupe sont traités en parallèle. Ce principe peut être décliné en plusieurs algorithmes :

- le HDIC (Hard-Decision Interference Cancellation) est un processus itératif d'annulation d'interférences fondé sur des décisions dures (HD, pour hard decisions) réalisées à chaque itération ;
- le SDIC (Soft-Decision Interference Cancellation) consiste à remplacer les décisions dures utilisées dans le HDIC par des décisions souples, sauf à la dernière itération, où les décisions dures sont maintenues ;
- le LDIC (List-Decision Interference Cancellation) est fondé sur la construction de listes d'estimations sur les symboles. A chaque itération, pour chacune des  $L$  séquences candidates, on effectue le même traitement qu'au cours d'une itération du HDIC. A l'issue de l'itération considérée, on calcule l'erreur quadratique associée à chacune des listes et on retient la liste ayant fourni l'erreur quadratique minimale.

#### 3.3.2.1. Le HDIC (Hard-Decision Interference Cancellation)

Ce processus itératif d'annulation d'interférences est fondé sur des décisions dures réalisées à chaque itération.

Il nécessite de disposer des signaux de référence associés à chacun des deux ensembles d'utilisateurs. D'une façon générale, ces signaux de référence sont obtenus comme décrit ci-dessous :

$$\begin{aligned} z_1(n) &= \sum_{k=1}^N r_k w_{kn}^* = s_n + I_{2 \rightarrow 1}(n) + v_1(n) & n = 1, 2, \dots, N \\ z_2(m) &= \sum_{k=1}^N r_k w_{k, N+m}^* = s_{N+m} + I_{1 \rightarrow 2}(N+m) + v_2(m) & m = 1, \dots, M \end{aligned} \quad (3.34)$$

où  $v_1(n)$  et  $v_2(m)$  sont des bruits blancs gaussiens de même variance que le bruit entachant le signal transmis, et  $I_{2 \rightarrow 1}(n)$  et  $I_{1 \rightarrow 2}(N+m)$  sont tels que définis par (3.3) et (3.4) pour un schéma TDMA/OCDMA, par (3.6) et (3.7) pour un schéma OCDMA/TDMA, et par (3.9) et (3.10) pour un

schéma OCDMA/OCDMA. A noter que dans le cas du TDMA/OCDMA, le signal  $z_1(n)$  est en fait égal à  $r_n$ .

Le processus de détection est alors le suivant :

- Première itération : les échantillons du signal de référence de l'ensemble 1 sont directement envoyés à un détecteur à seuil, qui donne les premières estimations  $\hat{s}_n^{(1)}$  ( $n = 1, 2, \dots, N$ ) des symboles de l'ensemble 1. Puis, on synthétise une estimée de l'interférence des utilisateurs de l'ensemble 1 sur chaque utilisateur de l'ensemble 2 en remplaçant  $s_n$  par  $\hat{s}_n^{(1)}$  dans l'expression donnant  $I_{1 \rightarrow 2}(N+m)$ . On soustrait ces interférences estimées aux  $M$  valeurs associées au signal de référence de l'ensemble 2 ; le signal résultant est alors envoyé à un détecteur à seuil, ce qui donne les décisions  $\hat{s}_{N+m}^{(1)}$  ( $m = 1, \dots, M$ ) pour les symboles des  $M$  utilisateurs de l'ensemble 2.
- Itération  $i$  ( $i > 1$ ) : les décisions réalisées pour les utilisateurs de l'ensemble 2 à l'itération  $(i-1)$  ( $\hat{s}_{N+m}^{(i-1)}$ ,  $m = 1, \dots, M$ ) sont utilisées pour reconstruire l'interférence de ces utilisateurs sur chaque utilisateur de l'ensemble 1, en remplaçant  $s_{N+m}$  par  $\hat{s}_{N+m}^{(i-1)}$  dans l'expression donnant  $I_{2 \rightarrow 1}(n)$ . L'interférence ainsi estimée est soustraite au signal de référence de l'ensemble 1, et des décisions améliorées  $\hat{s}_n^{(i)}$  ( $n = 1, 2, \dots, N$ ) sont faites pour les symboles de l'ensemble 1. Ces décisions servent ensuite à synthétiser l'interférence des utilisateurs de l'ensemble 1 sur chaque utilisateur de l'ensemble 2, et à la soustraire avant les décisions correspondant aux utilisateurs de l'ensemble 2 à l'itération  $i$  ( $\hat{s}_{N+m}^{(i)}$ ,  $m = 1, \dots, M$ ).

Le schéma suivant illustre le processus de détection pour les premières itérations.

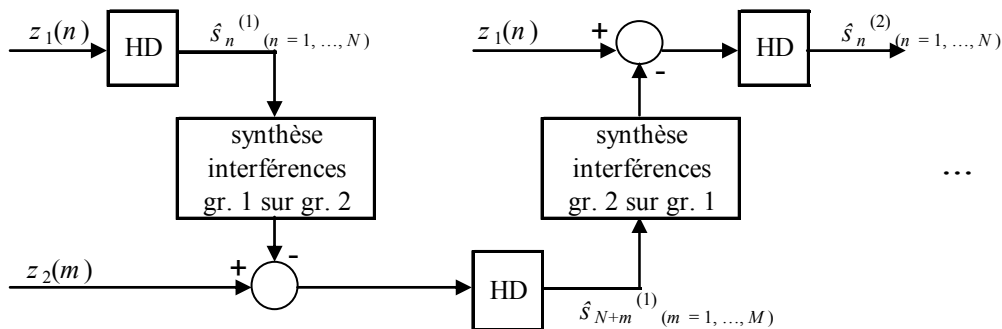


Fig. 3.4. Principe du HDIC

### 3.3.2.2. Le SDIC (Soft-Decision Interference Cancellation)

Le SDIC consiste à remplacer les décisions dures utilisées dans le HDIC par des décisions souples, hormis à la dernière itération, où les décisions dures sont maintenues. Son intérêt réside dans le fait que travailler avec des décisions dures peut engendrer une propagation des erreurs, et par conséquent une dégradation importante des performances : à titre d'exemple, une erreur de décision sur un symbole BPSK quadruple l'énergie de l'interférence due à l'utilisateur affecté au lieu de l'éliminer, ce qui peut avoir une incidence importante sur la suite du processus. L'emploi de décisions souples permet de réduire les effets d'une erreur d'estimation.

Différents types de non-linéarités intervenant dans les fonctions de décision ont été considérés (ils sont paramétrés par  $\theta$ ) :

- une non-linéarité présentant une zone nulle (“dead-zone”) [42, 118] :

$$\Psi(x) = \begin{cases} 0 & |x| < \theta \\ \text{sgn}(x) & |x| \geq \theta \end{cases} \quad (3.35)$$

- une fonction linéaire par morceau (“linear”) [42, 118] :

$$\Psi(x) = \begin{cases} x/\theta & |x| < \theta \\ \text{sgn}(x) & |x| \geq \theta \end{cases} \quad (3.36)$$

- une fonction basée sur une racine de cosinus surélevé (“rrc”) :

$$\Psi(x) = \begin{cases} \sin\left(\frac{\pi x}{2\theta}\right) & |x| < \theta \\ \text{sgn}(x) & |x| \geq \theta \end{cases} \quad (3.37)$$

- une fonction basée sur un cosinus surélevé (“rc”) :

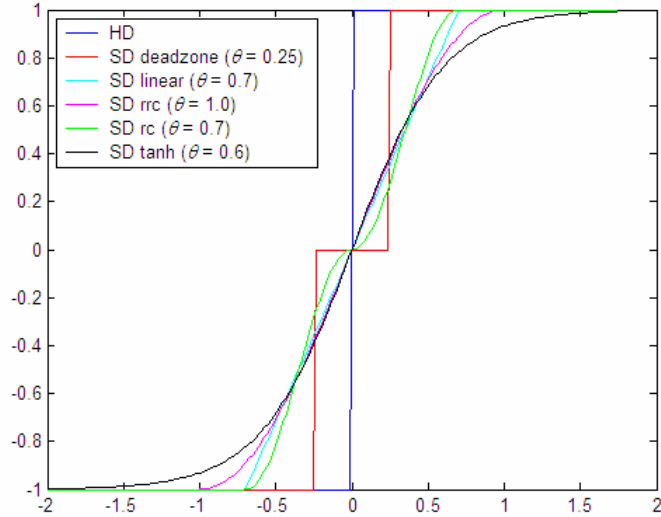
$$\Psi(x) = \begin{cases} \text{sgn}(x) \sin^2\left(\frac{\pi x}{2\theta}\right) & |x| < \theta \\ \text{sgn}(x) & |x| \geq \theta \end{cases} \quad (3.38)$$

- une tangente hyperbolique (“tanh”) [42, 118] :

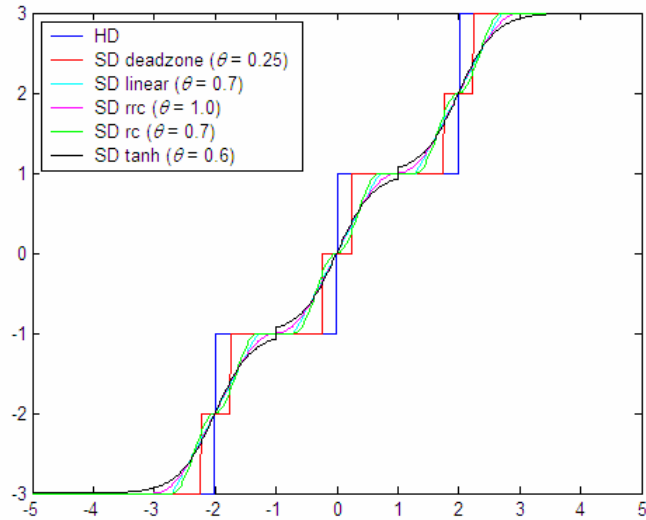
$$\Psi(x) = \tanh(x/\theta). \quad (3.39)$$

Pour chaque type de non-linéarité, la valeur du paramètre  $\theta$  est sélectionnée empiriquement, de façon à minimiser le BER après 10 itérations (la meilleure valeur étant le plus souvent égale à 0,7 ou 0,8).

Les différentes non-linéarités étudiées sont représentées sur les figures suivantes (les valeurs de  $\theta$  indiquées ne sont que des exemples). Elles fournissent les valeurs souples correspondant à des symboles BPSK ou aux parties réelle et imaginaire de symboles QPSK (à un facteur  $1/\sqrt{2}$  près), ainsi qu’aux parties réelle et imaginaire de symboles 16-QAM (à un facteur  $1/\sqrt{10}$  près).



(a)



(b)

Fig. 3.5. Fonctions de décision considérées :  
 (a) Symboles BPSK et QPSK ; (b) Symboles 16-QAM.

### 3.3.2.3. Le SDIC dans le cas d'un canal de Rayleigh non sélectif

En présence d'un canal de Rayleigh non sélectif, le signal reçu est décrit par (3.20) et (3.21). Supposons que l'on souhaite détecter le  $k$ ème utilisateur ( $k = 1, \dots, K$ ). Si on effectue la corrélation du signal reçu avec la séquence associée à l'utilisateur en question, on obtient :

$$z_k = \sum_{n=1}^N r_n w_{nk}^* \lambda_k^* = |\lambda_k|^2 s_k + I(k) + v_k', \quad (3.40)$$

$$\text{où } I(k) = \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq k}}^K s_j \sum_{n=1}^N w_{nj} \lambda_j w_{nk}^* \lambda_k^*, \quad (3.41)$$

$$\text{et } v_k' = \sum_{n=1}^N v_n w_{nk}^* \lambda_k^*. \quad (3.42)$$

On observe que  $\underline{v}'$  est un bruit gaussien de même variance que  $\underline{v}$ . En outre, on remarque qu'en raison de l'orthogonalité des séquences d'étalement dans chacun des ensembles d'utilisateurs, l'expression de l'interférence causée par les autres utilisateurs sur l'utilisateur  $n^{\circ}k$  se réduit à :

$$I(k) = \sum_{j=N+1}^K s_j \sum_{n=1}^N w_{nj} \lambda_j w_{nk}^* \lambda_k^* \quad \text{pour } k = 1, \dots, N \quad (3.43a)$$

$$I(k) = \sum_{j=1}^N s_j \sum_{n=1}^N w_{nj} \lambda_j w_{nk}^* \lambda_k^* \quad \text{pour } k = N+1, \dots, K. \quad (3.43b)$$

Ce sont ces expressions qui sont utilisées dans l'annulation itérative d'interférences SDIC présentée ci-dessous.

En premier lieu, les sorties du corrélateur, autrement dit les  $z_k$ , doivent être calculées pour chacun des utilisateurs ( $k = 1, 2, \dots, K$ ). Le processus de détection est alors le suivant :

- Première itération : tout d'abord, les échantillons du signal  $z_k$  relatifs à l'ensemble 1 ( $k = 1, 2, \dots, N$ ) sont envoyés à l'organe de décision après division par  $|\lambda_k|^2$ , ce qui donne les premières estimations  $\hat{s}_j^{(1)}$  ( $j = 1, 2, \dots, N$ ) des symboles de l'ensemble 1. Puis, on synthétise une estimée de l'interférence des utilisateurs de l'ensemble 1 sur chaque utilisateur de l'ensemble 2 en remplaçant  $s_j$  par  $\hat{s}_j^{(1)}$  dans (3.43b). On soustrait ces interférences estimées aux  $M$  valeurs  $z_k$  associées à l'ensemble 2 ( $k = N+1, \dots, K$ ) ; le signal résultant est alors envoyé à un organe de décision après division par  $|\lambda_k|^2$ , ce qui donne les décisions  $\hat{s}_j^{(1)}$  ( $j = N+1, \dots, K$ ) pour les symboles des  $M$  utilisateurs de l'ensemble 2.
- Itération  $i$  ( $i > 1$ ) : les décisions réalisées pour les utilisateurs de l'ensemble 2 à l'itération  $(i-1)$  ( $\hat{s}_j^{(i-1)}$ ,  $j = N+1, \dots, K$ ) sont utilisées pour reconstruire l'interférence de ces utilisateurs sur chaque utilisateur de l'ensemble 1, en remplaçant  $s_j$  par  $\hat{s}_j^{(i)}$  dans (3.43a). L'interférence ainsi estimée est soustraite au signal  $z_k$  associé à l'ensemble 1 ( $k = 1, 2, \dots, N$ ). Après division par  $|\lambda_k|^2$ , des décisions améliorées  $\hat{s}_j^{(i)}$  ( $j = 1, 2, \dots, N$ ) sont faites pour les symboles de l'ensemble 1. Ces décisions servent ensuite à synthétiser l'interférence des utilisateurs de l'ensemble 1 sur chaque utilisateur de l'ensemble 2, en utilisant (3.43b). Cette estimée de l'interférence est soustraite au signal  $z_k$  associé à l'ensemble 2 ( $k = N+1, \dots, K$ ). Après division par  $|\lambda_k|^2$ , on calcule les décisions correspondant aux utilisateurs de l'ensemble 2 à l'itération  $i$  ( $\hat{s}_j^{(i)}$ ,  $j = N+1, \dots, K$ ).

Dans le cas du PN-CDMA, c'est l'expression de l'interférence multi-utilisateurs donnée par (3.41) qui est utilisée dans le processus de détection. De plus, on peut opter pour un traitement sériel des utilisateurs : ainsi à chaque itération et pour chaque utilisateur  $k$  ( $k = 1, 2, \dots, K$ ), on estime l'interférence  $I(k)$  en utilisant les estimées les plus récentes des symboles. Cette interférence est soustraite à  $z_k$ . Après division du résultat par  $|\lambda_k|^2$ , on estime le symbole associé au  $k$ ième utilisateur par passage dans l'organe de décision.

### 3.3.2.4. Adaptation du SDIC à la construction de Ross et Taylor

On adopte la même méthode d'annulation itérative d'interférences que celle présentée pour les systèmes TDMA/OCDMA et OCDMA/OCDMA pour détecter les symboles émis.

L'algorithme de détection comprend les étapes suivantes à l'itération  $n^{\circ}it$  :

- On décrit l'ensemble des groupes d'utilisateurs ( $j = 1, \dots, \hat{J}$ ), au sein desquels on traite les utilisateurs ( $i = 1, \dots, 4^{J-j}$ ). Ainsi, pour le  $i^{\text{ème}}$  utilisateur du groupe  $n^{\circ}j$ , on effectue les opérations suivantes :

- On multiplie le signal reçu par la séquence  $n^{\circ}(\sum_{l=1}^{j-1} 4^{J-l} + i)$ . Soit  $z(j, i)$  la valeur obtenue.
- On calcule  $I_{inf}(j, i)$  en se basant sur les symboles estimés à l'itération  $n^{\circ}it$  pour les groupes  $n^{\circ}1$  à  $(j-1)$ .
- On calcule  $I_{sup}(j, i)$  en se basant sur les symboles estimés à l'itération  $(it-1)$  pour les groupes  $n^{\circ}(j+1)$  à  $\hat{J}$ .
- Enfin, on estime le symbole  $n^{\circ}(\sum_{l=0}^{j-1} 4^{L-l} + i)$ , en passant  $(z(j, i) - I_{inf}(j, i) - I_{sup}(j, i))$  dans un organe de décision.

- Pour le dernier groupe d'utilisateurs ( $j = \hat{J}$ ), on effectue les opérations suivantes pour chacun des  $\hat{I}$  utilisateurs :

- On multiplie le signal reçu par la séquence  $n^{\circ}(\sum_{l=1}^{j-1} 4^{J-l} + i)$ . Soit  $z(j, i)$  la valeur obtenue.
- On calcule  $I_{inf}(j, i)$  en se basant sur les symboles estimés à l'itération  $n^{\circ}it$  pour les groupes  $n^{\circ}1$  à  $(\hat{J}-1)$ .
- Enfin, on estime le symbole  $n^{\circ}(\sum_{l=1}^{j-1} 4^{J-l} + i)$ , en passant  $(z(j, i) - I_{inf}(j, i))$  dans un organe de décision.

L'organe de décision dont il est question ci-dessus peut fournir des décisions dures (HDIC) ou des décisions souples (SDIC).

En outre, l'ordre de détection des groupes d'utilisateurs qui a été adopté tient compte du fait que la puissance des interférences croît avec le numéro de groupe de l'utilisateur considéré. En effet, les interférences  $I_{inf}(j, i)$  et  $I_{sup}(j, i)$  sont de la forme :

$$I_{inf}(j, i) = \frac{1}{2^{j-1}} \sum_{j'=1}^{j-1} 2^{j'-1} \left( \sum_{4^{j-j'} \text{ termes}} \pm 1 \right),$$

$$I_{sup}(j, i) = \begin{cases} 2^{j-1} \sum_{j'=j+1}^{\hat{J}} \frac{\pm 1}{2^{j'-1}} & \text{si } i \cdot 4^{j-1} \leq \hat{I} \cdot 4^{j-1} \\ 2^{j-1} \sum_{j'=j+1}^{\hat{J}-1} \frac{\pm 1}{2^{j'-1}} & \text{si } i \cdot 4^{j-1} > \hat{I} \cdot 4^{j-1} \end{cases}$$

On en déduit les puissances d'interférences correspondantes (on suppose pour simplifier que  $M = M_{max}$ ) :

$$P(I_{inf}(j)) = j - 1 \tag{3.44}$$

$$P(I_{sup}(j)) = \sum_{l=1}^{J-j} \frac{1}{4^l} \quad (3.45)$$

d'où :

$$P(I_{tot}(j)) = j-1 + \sum_{l=1}^{J-j} \frac{1}{4^l}. \quad (3.46)$$

On a donc la relation de récurrence suivante :

$$P(I_{tot}(j+1)) = P(I_{tot}(j)) + \underbrace{\left(1 - \frac{1}{4^{J-j}}\right)}_{>0} \text{ pour } j = 1, \dots, J-1, \text{ avec } P(I_{tot}(1)) = \frac{M_{max}}{N},$$

ce qui montre que la puissance d'interférence augmente avec le numéro  $j$  du groupe.

### 3.3.2.5. Le LDIC (List-Decision Interference Cancellation)

Le principe du LDIC est résumé par le schéma suivant pour un nombre de listes  $L$  égal à 2 et des symboles BPSK. Il s'inspire de la technique proposée dans [18].

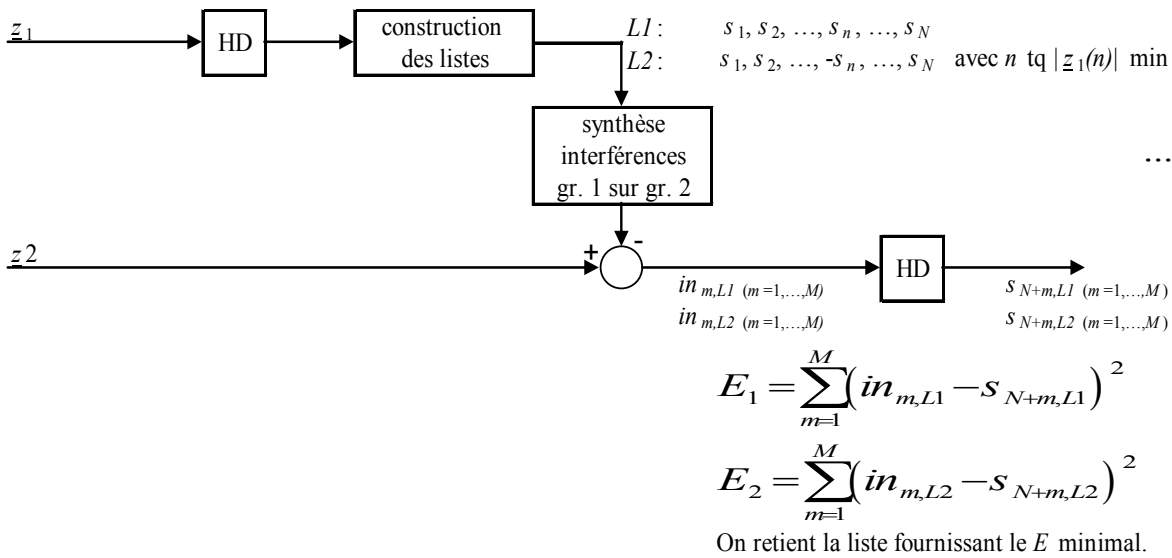


Fig. 3.6. Principe du LDIC

D'une façon plus générale, pour un nombre de listes  $L$  de la forme  $L = 2^l$ , on commence par repérer les  $l$  plus petites valeurs absolues de la suite  $z_1$ . On construit alors les  $L$  listes en considérant toutes les combinaisons d'inversions portant sur les  $l$  symboles repérés au préalable. Pour chacune des  $L$  séquences candidates ainsi obtenues, on effectue la synthèse d'interférences de l'ensemble 1 sur l'ensemble 2 et on prend les décisions sur les symboles de l'ensemble 2. On calcule l'erreur quadratique associée à chacune des listes et on retient la liste ayant fourni l'erreur quadratique minimale. On répète ensuite ce processus en constituant les listes relatives à l'ensemble 2, et ainsi de suite.

Dans le cas de symboles QPSK, les listes sont construites en considérant les parties réelles et imaginaires des signaux (les listes sont donc deux fois plus longues), puis en reconstituant les listes de symboles complexes associées.

Il faut souligner que les décisions finales à retenir dans le LDIC sont celles obtenues à l'issue de l'étape effectuant pour chacune des  $L$  hypothèses sur l'ensemble 2 : la synthèse des interférences de

l'ensemble 2 sur l'ensemble 1, la décision résultante pour l'ensemble 1, et le calcul de l'erreur quadratique moyenne (EQM) sur  $N$  valeurs. En effet, les résultats obtenus à l'issue de l'autre étape (celle effectuant un calcul de l'EQM sur  $M$  valeurs) ne fournissent pas de résultats satisfaisants. On peut avancer l'explication suivante :  $M$  pouvant être petit devant  $N$ , le calcul de l'EQM et donc les décisions seront beaucoup moins fiables après l'étape effectuant le calcul de l'EQM sur  $M$  valeurs. C'est pourquoi il est préférable de retenir la décision finale après un calcul de l'EQM sur  $N$  valeurs. Ceci étant dit, la différence entre les performances à l'issue des deux étapes devrait s'estomper lorsque  $M$  devient relativement grand.

Par ailleurs, il est à noter que la construction des listes devient très lourde en calculs lorsque le nombre de listes atteint des valeurs de l'ordre de 10, d'autant que le schéma précédent doit être itéré. Comme pour le HDIC, on peut estimer que les performances atteignent leur équilibre au bout de 3 ou 4 itérations, les itérations suivantes n'apportant pas d'amélioration substantielle.

Enfin, on peut introduire une variante de cet algorithme en constituant un nombre de listes différent pour les deux ensembles d'utilisateurs. En effet, l'ensemble 2 comportant un plus petit nombre de symboles que l'ensemble 1, on peut considérer que la liste à constituer pour l'ensemble 2 peut être moins longue que celle utilisée pour l'ensemble 1. Ainsi, le nombre de listes pour l'ensemble 2, noté  $L_2$ , pourra être pris inférieur au nombre de listes pour l'ensemble 1 noté  $L_1$ .

### 3.3.3. Algorithme ISDIC (Iterated Soft-Decision Interference Cancellation)

L'ISDIC (Iterated Soft-Decision Interference Cancellation) réalise une annulation d'interférences adaptative, utilisant un banc de filtres minimisant l'erreur quadratique moyenne (filtres MMSE, pour Minimum Mean Square Error) (voir [52] et [55]). Deux versions de cet algorithme sont ici étudiées : une version dite "standard" (décrite initialement dans [52]), et une version dite "améliorée", proposée dans [55] et préconisée lorsque les séquences d'étalement sont complexes. En effet, dans le cas d'un étalement complexe, les auteurs de [55] montrent que les interférences deviennent rotationnellement variantes au cours des itérations. Or, l'algorithme présenté dans [52] n'est optimal que dans le cas d'interférences rotationnellement invariantes. En présence de signaux complexes, l'algorithme "amélioré" présenté dans [55] fournit de meilleurs résultats que la version "standard".

Par conséquent, dans le cas d'un étalement réel, on est amené à étudier le comportement de l'algorithme "standard", et à s'intéresser à l'algorithme "amélioré" dans le cas d'un étalement complexe.

On supposera dans la suite que le signal reçu est de la forme :

$$\underline{r} = \underline{W} \underline{\Lambda} \underline{s} + \underline{v}, \quad (3.47)$$

où  $\underline{s}$  contient les symboles des  $K$  utilisateurs,  $\underline{W}$  est la matrice de taille  $N \times K$  des séquences d'étalement normalisées ( $\underline{W} = [\underline{w}_1 \quad \underline{w}_2 \quad \dots \quad \underline{w}_K]$  avec  $\underline{w}_k = (w_{1k}, w_{2k}, \dots, w_{Nk})^T$  et  $\|\underline{w}_k\|^2 = 1$  pour  $k = 1, \dots, K$ ),  $\underline{\Lambda} = \text{diag}(\lambda_1, \dots, \lambda_K)$  est la matrice diagonale dont chaque coefficient  $\lambda_k$  représente l'atténuation complexe associée au  $k$ ème utilisateur, et  $\underline{v}$  désigne le vecteur de bruit AWGN de variance  $\sigma_v^2$ .



### 3.3.3.1. Algorithme ISDIC "standard"

Considérons la  $m$ ème itération et le  $k$ ème utilisateur. L'objectif de l'algorithme est d'obtenir une estimée souple  $\hat{s}_k^m$  de  $s_k$  : la chaîne de décision comprend un filtre MMSE  $\underline{f}_k^m$  fournissant la sortie  $z_k^m$ , et un organe de décision permettant d'estimer  $\hat{s}_k^m = E(s_k | z_k^m)$ .

On décrit ci-dessous les calculs mis en œuvre par cet algorithme lorsqu'on se place à l'itération  $m$ , et qu'on s'intéresse à l'utilisateur n° $k$  ( $k = 1, \dots, K$ ) :

- On calcule le vecteur d'estimation à partir des décisions souples effectuées précédemment :
 
$$\hat{\underline{s}}_k^m = \begin{cases} (\hat{s}_1^m, \dots, \hat{s}_{k-1}^m, 0, \hat{s}_{k+1}^{m-1}, \dots, \hat{s}_K^{m-1})^T & \text{dans le cas d'une IC série} \\ (\hat{s}_1^{m-1}, \dots, \hat{s}_{k-1}^{m-1}, 0, \hat{s}_{k+1}^{m-1}, \dots, \hat{s}_K^{m-1})^T & \text{dans le cas d'une IC parallèle} \end{cases}$$
- Sur la base de ces estimées, on reconstruit l'interférence que l'on soustrait de  $\underline{r}$  :
 
$$\underline{r}_k^m = \underline{r} - \underline{W} \underline{\Delta} \hat{\underline{s}}_k^m.$$
- On calcule les matrices :
 
$$\underline{\Delta}_k^m = \text{diag}(\sigma_s^2 \mathbf{1}_{K \times 1} - |\hat{\underline{s}}_k^m|^2),$$

$$\underline{\bar{\Delta}} = \text{diag}(|\lambda_1|^2, \dots, |\lambda_K|^2).$$
- On calcule le filtre MMSE :
 
$$(\underline{f}_k^m)^T = \sigma_s^2 \lambda_k^* \underline{w}_k^H (\underline{W} \underline{\bar{\Delta}} \underline{\Delta}_k^m \underline{W}^H + \sigma_v^2 \underline{I}_N)^{-1}.$$
- On calcule le biais :  $\mu_k^m = \lambda_k (\underline{f}_k^m)^T \underline{w}_k.$
- On calcule la sortie du filtre et l'estimée  $\hat{s}_k^m$  :

- dans le cas biaisé :

$$z_k^m = (\underline{f}_k^m)^T \underline{r}_k^m$$

$$\hat{s}_k^m = \frac{\sigma_s}{\sqrt{2}} \tanh\left(\frac{\sqrt{2}}{\sigma_s} \cdot \frac{\text{Re}(z_k^m)}{1 - \mu_k^m}\right) + j \frac{\sigma_s}{\sqrt{2}} \tanh\left(\frac{\sqrt{2}}{\sigma_s} \cdot \frac{\text{Im}(z_k^m)}{1 - \mu_k^m}\right)$$

- dans le cas non biaisé :

$$(\underline{f}_{k,u}^m)^T = \frac{(\underline{f}_k^m)^T}{\mu_k^m}, \quad z_{k,u}^m = (\underline{f}_{k,u}^m)^T \underline{r}_k^m$$

$$\hat{s}_k^m = \frac{\sigma_s}{\sqrt{2}} \tanh\left(\frac{\sqrt{2}}{\sigma_s} \cdot \frac{\mu_k^m \text{Re}(z_{k,u}^m)}{1 - \mu_k^m}\right) + j \frac{\sigma_s}{\sqrt{2}} \tanh\left(\frac{\sqrt{2}}{\sigma_s} \cdot \frac{\mu_k^m \text{Im}(z_{k,u}^m)}{1 - \mu_k^m}\right).$$

L'expression de  $\hat{s}_k^m$  est ici donnée à titre indicatif dans le cas de symboles QPSK tels que

$$s_k \in \left\{ \frac{\sigma_s}{\sqrt{2}} (\pm 1 \pm j) \right\}.$$

### 3.3.3.2. Algorithme ISDIC “amélioré”

L'idée de cet algorithme est de tenir compte de  $\underline{r}_k^{m*}$  et pas seulement de  $\underline{r}_k^m$  lorsqu'on travaille sur des données complexes. Le calcul du filtre global résultant (lequel est alors deux fois plus long) suit le principe de [71], qui introduit la notion de “widely linear systems”.

Les étapes de cet algorithme “amélioré” sont résumées ci-dessous à l'itération  $m$  pour l'utilisateur n° $k$  ( $k = 1, \dots, K$ ) :

- On calcule le vecteur d'estimation à partir des décisions souples effectuées précédemment :

$$\hat{\underline{s}}_k^m = \begin{cases} (\hat{s}_1^m, \dots, \hat{s}_{k-1}^m, 0, \hat{s}_{k+1}^{m-1}, \dots, \hat{s}_K^{m-1})^T & \text{dans le cas d'une IC série} \\ (\hat{s}_1^{m-1}, \dots, \hat{s}_{k-1}^{m-1}, 0, \hat{s}_{k+1}^{m-1}, \dots, \hat{s}_K^{m-1})^T & \text{dans le cas d'une IC parallèle} \end{cases}$$

et ses parties réelles et imaginaires :  $\hat{\underline{s}}_{k,I}^m = \text{Re}(\hat{\underline{s}}_k^m)$  et  $\hat{\underline{s}}_{k,Q}^m = \text{Im}(\hat{\underline{s}}_k^m)$ .

- Sur la base de ces estimées, on reconstruit l'interférence que l'on soustrait de  $\underline{r}$  :

$$\underline{r}_k^m = \underline{r} - \underline{W} \underline{\Delta} \underline{s}_k^m.$$

- On calcule les matrices :

$$\underline{\Delta}_k^m = \text{diag}(\sigma_s^2 \mathbf{1}_{K \times 1} - |\hat{\underline{s}}_k^m|^2),$$

$$\underline{C}_k^m = \underline{W} \underline{\bar{\Lambda}} \underline{E}_k^m \underline{W}^H + \sigma_v^2 \underline{I}_N \quad \text{avec} \quad \underline{\bar{\Lambda}} = \text{diag}(|\lambda_1|^2, \dots, |\lambda_K|^2),$$

$$\underline{\tilde{E}}_k^m = \text{diag}((\hat{\underline{s}}_{k,Q}^m)^2 - (\hat{\underline{s}}_{k,I}^m)^2),$$

$$\underline{\hat{C}}_k^m = \underline{W} \underline{\tilde{\Lambda}} \underline{\tilde{E}}_k^m \underline{W}^T \quad \text{avec} \quad \underline{\tilde{\Lambda}} = \text{diag}((\lambda_1)^2, \dots, (\lambda_K)^2),$$

$$\underline{B}_{k,1}^m = (\underline{C}_k^m - \underline{\hat{C}}_k^m (\underline{C}_k^{m*})^{-1} \underline{\hat{C}}_k^{m*})^{-1},$$

$$\underline{B}_{k,2}^m = -\underline{B}_{k,1}^m \underline{\hat{C}}_k^m (\underline{C}_k^{m*})^{-1},$$

$$\underline{\tilde{r}}_k^m = \begin{bmatrix} \underline{r}_k^m \\ \underline{r}_k^{m*} \end{bmatrix}.$$

- On calcule le filtre MMSE :

$$(\underline{\tilde{f}}_k^m)^T = [\sigma_s^2 \lambda_k^* \underline{w}_k^H \underline{B}_{k,1}^m \quad \sigma_s^2 \lambda_k^* \underline{w}_k^H \underline{B}_{k,2}^m].$$

- On calcule le biais :  $\underline{\tilde{\mu}}_k^m = \sigma_s^2 |\lambda_k|^2 \underline{w}_k^H \underline{B}_{k,1}^m \underline{w}_k$ .

- On calcule la sortie du filtre et l'estimée  $\hat{\underline{s}}_k^m$  :

- dans le cas biaisé :

$$\underline{\tilde{z}}_k^m = (\underline{\tilde{f}}_k^m)^T \underline{\tilde{r}}_k^m$$

$$\hat{\underline{s}}_k^m = \frac{\sigma_s}{\sqrt{2}} \tanh\left(\frac{\sqrt{2}}{\sigma_s} \cdot \frac{\text{Re}(\underline{\tilde{z}}_k^m)}{1 - \underline{\tilde{\mu}}_k^m}\right) + j \frac{\sigma_s}{\sqrt{2}} \tanh\left(\frac{\sqrt{2}}{\sigma_s} \cdot \frac{\text{Im}(\underline{\tilde{z}}_k^m)}{1 - \underline{\tilde{\mu}}_k^m}\right)$$

- dans le cas non biaisé :

$$\begin{aligned} \left(\tilde{f}_{k,u}^m\right)^T &= \frac{\left(\tilde{f}_k^m\right)^T}{\tilde{\mu}_k^m}, \quad \tilde{z}_{k,u}^m = \left(\tilde{f}_{k,u}^m\right)^T \tilde{r}_k^m \\ \hat{s}_k^m &= \frac{\sigma_s}{\sqrt{2}} \tanh\left(\frac{\sqrt{2}}{\sigma_s} \cdot \frac{\tilde{\mu}_k^m \operatorname{Re}\left(\tilde{z}_{k,u}^m\right)}{1 - \tilde{\mu}_k^m}\right) + j \frac{\sigma_s}{\sqrt{2}} \tanh\left(\frac{\sqrt{2}}{\sigma_s} \cdot \frac{\tilde{\mu}_k^m \operatorname{Im}\left(\tilde{z}_{k,u}^m\right)}{1 - \tilde{\mu}_k^m}\right). \end{aligned}$$

L'expression de  $\hat{s}_k^m$  donnée ci-dessus correspond au cas de symboles QPSK tels que  $s_k \in \left\{ \frac{\sigma_s}{\sqrt{2}} (\pm 1 \pm j) \right\}$ .

### 3.3.4. Algorithme PDA (Probabilistic Data Association)

On s'intéresse ici à l'algorithme PDA (Probabilistic Data Association) dont on trouvera une description dans [63], et dont une extension au cas d'un schéma CDMA surchargé est donnée dans [32]. Nous nous intéressons en particulier à une variante de cette algorithme : il s'agit d'une version dynamique de l'algorithme PDA classique, appelée D-PDA (Dynamic PDA), qui est présentée dans [63].

On reprend le modèle donné par (3.47) en conservant les mêmes notations et en notant de plus  $\underline{\underline{F}} = \underline{\underline{W}} \underline{\underline{\Lambda}}$ , ce qui nous conduit à écrire le signal reçu comme suit :

$$\underline{r} = \underline{\underline{F}} \underline{s} + \underline{v}. \quad (3.48)$$

On suppose que les signaux en jeu sont réels : on travaille sur des symboles BPSK, et les séquences d'étalement sont supposées réelles. Si on met en évidence la contribution du  $k$ ième utilisateur, on peut réécrire (3.48) sous la forme :

$$\underline{r} = \underline{\underline{F}} \underline{s} + \underline{v} = \underline{f}_k s_k + \underline{g}_k, \quad (3.49)$$

où  $\underline{f}_k$  désigne la  $k$ ième colonne de  $\underline{\underline{F}}$  et  $\underline{g}_k = \underline{\underline{F}}_k \underline{s}^{(k)} + \underline{v}$ , en notant  $\underline{\underline{F}}_k$  la matrice  $\underline{\underline{F}}$  expurgée de sa  $k$ ième colonne et  $\underline{s}^{(k)}$  le vecteur  $\underline{s}$  auquel on a retiré le  $k$ ième élément ( $\underline{\underline{F}}_k$  et  $\underline{s}^{(k)}$  sont donc de tailles respectives  $N \times (K-1)$  et  $(K-1) \times 1$ ). Le vecteur  $\underline{g}_k$  représente donc l'ensemble constitué par l'interférence multi-utilisateurs et le bruit gaussien. En se fondant sur l'hypothèse que le vecteur  $\underline{g}_k$  suit une distribution gaussienne, l'algorithme PDA réalise des mises à jour dynamiques des probabilités a posteriori :

$$P(k) = \Pr\left(s_k = +1 \mid \underline{r}, \{P(j)\}_{j \neq k}\right). \quad (3.50)$$

Le calcul du rapport de vraisemblance pour le  $k$ ième utilisateur fournit :

$$L(k) = \frac{\Pr\left(s_k = +1 \mid \underline{r}, \{P(j)\}_{j \neq k}\right)}{\Pr\left(s_k = -1 \mid \underline{r}, \{P(j)\}_{j \neq k}\right)} = \exp\left(2\left(\underline{r} - \underline{\mu}_k\right)^H \underline{\underline{C}}_k^{-1} \underline{f}_k\right) \quad (3.51)$$

où  $\underline{\mu}_k = E(\underline{g}_k)$  et  $\underline{\underline{C}}_k = \operatorname{Cov}(\underline{g}_k) = E\left(\left(\underline{g}_k - \underline{\mu}_k\right)\left(\underline{g}_k - \underline{\mu}_k\right)^T\right)$ .

On ne reproduit pas ici les calculs de [63] donnant les expressions de  $\underline{\mu}_k$  et  $\underline{\underline{C}}_k$ . Ils aboutissent à :

$$\underline{\mu}_k = \underline{\underline{F}}_k \underline{E}_k \quad (3.52)$$

et

$$\underline{\underline{C}}_k = \underline{\underline{F}}_k \text{diag}(\underline{\underline{V}}_k) \underline{\underline{F}}_k^H + \sigma_v^2 \underline{\underline{I}}_N, \quad (3.53)$$

où  $\underline{\underline{E}}_k$  désigne le vecteur  $\underline{\underline{E}} = 2\underline{\underline{P}} - \underline{\underline{1}}_{K \times 1}$  auquel on a enlevé le  $k$ ème élément, et  $\underline{\underline{V}}_k$  est le vecteur  $\underline{\underline{V}} = (V(1), \dots, V(K))^T$  (tel que  $V(j) = 4P(j)(1 - P(j))$  pour  $j = 1, \dots, K$ ) auquel on a ôté le  $k$ ème élément ( $\underline{\underline{E}}_k$  et  $\underline{\underline{V}}_k$  sont donc de taille  $(K - 1) \times 1$ ).

La version D-PDA consiste à introduire un paramètre de divergence  $D$  qui sert à mesurer les performances : plus la divergence est grande, plus la probabilité d'erreur est faible. On peut montrer que la divergence associée à la décision sur le symbole du  $k$ ème utilisateur est égale à [63] :

$$D(k) = 4 \underline{\underline{f}}_k^H \underline{\underline{C}}_k^{-1} \underline{\underline{f}}_k. \quad (3.54)$$

Ainsi, après avoir initialisé le vecteur de probabilités  $\underline{\underline{P}} = (P(1), \dots, P(K))^T$  à  $\underline{\underline{P}} = \frac{1}{2} \underline{\underline{1}}_{K \times 1}$ , l'algorithme PDA comprend les étapes suivantes à l'itération  $n^{\circ}it$  :

- On met à jour le vecteur des variances  $\underline{\underline{V}} = (V(1), \dots, V(K))^T$  :  

$$V(j) = 4P(j)(1 - P(j)) \quad j = 1, \dots, K.$$
- On calcule les divergences  $D(k)$  pour les utilisateurs qui n'ont pas encore été considérés :  

$$D(k) = 4 \underline{\underline{f}}_k^H \underline{\underline{C}}_k^{-1} \underline{\underline{f}}_k$$
où  $\underline{\underline{C}}_k = \underline{\underline{F}}_k \text{diag}(\underline{\underline{V}}_k) \underline{\underline{F}}_k^H + \sigma_v^2 \underline{\underline{I}}_N.$
- On met à jour  $\underline{\underline{P}}$  pour l'utilisateur ayant la divergence la plus grande parmi les utilisateurs restant à traiter. Soit  $k_x$  l'indice de cet utilisateur. On calcule alors  

$$\underline{\underline{E}} = 2\underline{\underline{P}} - \underline{\underline{1}}_{K \times 1},$$

$$\underline{\underline{\mu}}_{k_x} = \underline{\underline{F}}_{k_x} \underline{\underline{E}}_{k_x},$$

$$\underline{\underline{C}}_{k_x} = \underline{\underline{F}}_{k_x} \text{diag}(\underline{\underline{V}}_{k_x}) \underline{\underline{F}}_{k_x}^H + \sigma_v^2 \underline{\underline{I}}_N,$$
et 
$$P(k_x) = \frac{1}{1 + \exp\left(-2(\underline{\underline{r}} - \underline{\underline{\mu}}_{k_x})^H \underline{\underline{C}}_{k_x}^{-1} \underline{\underline{f}}_{k_x}\right)}.$$
- On répète les opérations précédentes tant que tous les utilisateurs n'ont pas été traités.
- Une fois tous les utilisateurs traités, on calcule le symbole estimé  $\hat{s}_k^{it}$  pour chacun des utilisateurs ( $k = 1, \dots, K$ ) :  

$$\hat{s}_k^{it} = \begin{cases} -1 & \text{si } P(k) < 0.5 \\ 1 & \text{si } P(k) \geq 0.5 \end{cases}$$

Pour résoudre le problème posé par les inversions de matrice en termes de complexité calculatoire (dû aux calculs répétés de  $\underline{\underline{C}}_k^{-1}$  et  $\underline{\underline{C}}_{k_x}^{-1}$ ), on a recours au lemme d'inversion matricielle :

$$\left(\underline{\underline{A}} + \underline{\underline{B}}\underline{\underline{C}}\underline{\underline{D}}\right)^{-1} = \underline{\underline{A}}^{-1} - \underline{\underline{A}}^{-1}\underline{\underline{B}}\left(\underline{\underline{C}}^{-1} + \underline{\underline{D}}\underline{\underline{A}}^{-1}\underline{\underline{B}}\right)^{-1}\underline{\underline{D}}\underline{\underline{A}}^{-1} \quad (3.55)$$

(cette formule suppose au préalable que toutes les matrices à inverser sont inversibles).

En tenant compte de ce lemme, on aboutit à l'algorithme modifié décrit ci-après :

- Initialisations :  $\underline{P} = \frac{1}{2} \underline{1}_{K \times 1}$ ,  $\underline{V} = \underline{1}_{K \times 1}$ , et  $\underline{\Delta} = (\underline{F}\underline{F}^H + \sigma_v^2 \underline{I}_N)^{-1}$ , qui constitue l'unique inversion de matrice nécessitée par l'algorithme dans sa nouvelle version.

- A l'itération n<sup>o</sup>it :

- On calcule les divergences  $D(k)$  pour les utilisateurs qui n'ont pas encore été considérés :

$$D(k) = 4 \underline{f}_k^H \underline{\Delta}_k \underline{f}_k$$

$$\text{où } \underline{\Delta}_k = \underline{\Delta} + \frac{V(k)}{1 - V(k) \underline{f}_k^H \underline{\Delta}_k \underline{f}_k} \underline{\Delta}_k \underline{f}_k \underline{f}_k^H \underline{\Delta}_k.$$

- On met à jour  $\underline{P}$  pour l'utilisateur ayant la divergence la plus grande parmi les utilisateurs restant à traiter. Soit  $k_x$  l'indice de cet utilisateur. On calcule alors

$$\underline{E} = 2\underline{P} - \underline{1}_{K \times 1},$$

$$\underline{\mu}_{k_x} = \underline{F}_{k_x} \underline{E}_{k_x},$$

$$\underline{\Delta}_{k_x} = \underline{\Delta} + \frac{V(k_x)}{1 - V(k_x) \underline{f}_{k_x}^H \underline{\Delta}_{k_x} \underline{f}_{k_x}} \underline{\Delta}_{k_x} \underline{f}_{k_x} \underline{f}_{k_x}^H \underline{\Delta}_{k_x},$$

$$\text{et } P(k_x) = \frac{1}{1 + \exp\left(-2(\underline{r} - \underline{\mu}_{k_x})^H \underline{\Delta}_{k_x} \underline{f}_{k_x}\right)}.$$

- On actualise le vecteur des variances ( $V(j) = 4P(j)(1 - P(j))$ ) pour  $j = 1, \dots, K$ , et on calcule

$$\underline{\Delta} = \underline{\Delta}_{k_x} - \frac{V(k_x)}{1 + V(k_x) \underline{f}_{k_x}^H \underline{\Delta}_{k_x} \underline{f}_{k_x}} \underline{\Delta}_{k_x} \underline{f}_{k_x} \underline{f}_{k_x}^H \underline{\Delta}_{k_x}.$$

- On répète les opérations précédentes tant que tous les utilisateurs n'ont pas été traités.

- Une fois tous les utilisateurs traités, on calcule le symbole estimé  $\hat{s}_k^{it}$  pour chacun des utilisateurs ( $k = 1, \dots, K$ ) :

$$\hat{s}_k^{it} = \begin{cases} -1 & \text{si } P(k) < 0.5 \\ 1 & \text{si } P(k) \geq 0.5 \end{cases}$$

### 3.4. Résultats des simulations de Monte-Carlo en l'absence de codage et sur canal non sélectif

#### 3.4.1. Schémas TDMA/OCDMA et OCDMA/OCDMA

On s'intéresse aux performances de ces schémas lorsque les utilisateurs transmettent des symboles BPSK, QPSK, et 16-QAM, et que diverses méthodes de détection sont envisagées, qu'il s'agisse d'une détection optimale ou des techniques HDIC, SDIC, LDIC ou ISDIC.

### 3.4.1.1. Problèmes de construction du TDMA/OCDMA et de l'OCDMA/OCDMA

#### 3.4.1.1.1. Le phénomène des paliers

Dans certaines conditions, les courbes de BER fournies par le détecteur optimal présentent un phénomène de palier avec des schémas de type TDMA/OCDMA ou OCDMA/OCDMA. Ces paliers observés sur les courbes de performances correspondent en fait à des niveaux incompressibles des probabilités d'erreur, qui s'expliquent par le fait que les signaux associés à des séquences de symboles différentes sont à une distance nulle. C'est cette ambiguïté qui est à l'origine d'un palier sur le taux d'erreurs binaires. Le phénomène de palier est donc lié à la construction du schéma elle-même, et plus précisément à des problèmes de distances euclidiennes entre signaux.

Comme nous le verrons plus loin, il y a toujours une probabilité non nulle que ce phénomène se produise en OCDMA/OCDMA car il existe toujours une superposition potentielle des signaux émis. En TDMA/OCDMA, sous l'hypothèse d'un étalement réel, ce phénomène a lieu lorsque  $\sqrt{N}$  est entier et  $M$  est supérieur ou égal à une certaine valeur charnière  $M_{clip}$ . En TDMA/OCDMA, il ne peut y avoir de superposition des signaux lorsque  $\sqrt{N}$  n'est pas entier, mais si on augmente  $M$ , la distance minimale tend à diminuer, ce qui a une influence négative sur les performances. Toutefois, le fait que la distance minimale reste alors strictement positive suggère qu'il ne devrait pas y avoir de palier.

Ces remarques sont confirmées par la comparaison des performances du détecteur optimal pour différents couples  $(N, M)$  (voir figure 3.7).

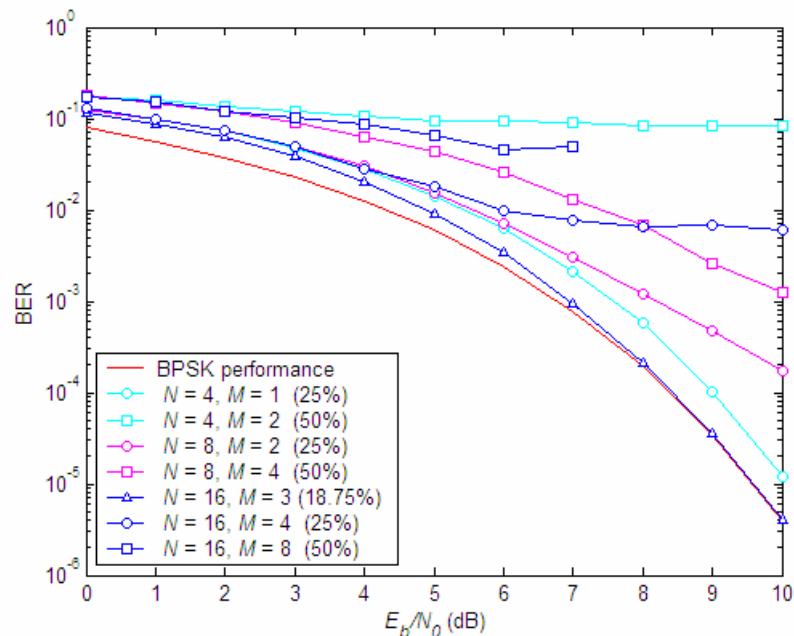


Fig. 3.7. Performance moyenne du détecteur optimal sur symboles BPSK en TDMA/OCDMA

On observe par exemple que l'ajout d'un seul utilisateur par rapport au cas  $(N=16, M=3)$  conduit à une dégradation spectaculaire des performances : on observe un palier de BER avec  $(N=16, M=4)$  tandis que les performances tendent vers celles de la BPSK avec  $(N=16, M=3)$ . Par ailleurs, le phénomène de palier obtenu avec  $(N=16, M=8)$  n'apparaît pas avec

( $N = 8, M = 4$ ), ce qui montre qu'alors que la surcharge est égale à 50% dans les deux cas de figure, il s'avère préférable de travailler avec ( $N = 8, M = 4$ ) bien que le facteur d'étalement  $N$  soit plus petit. En effet, la distance euclidienne minimale s'annule avec ( $N = 16, M = 8$ ), alors qu'avec ( $N = 8, M = 4$ ) elle diminue sans toutefois s'annuler.

Les performances du schéma OCDMA/OCDMA sont quant à elles différentes selon les séquences d'embrouillage qui sont attribuées à chaque ensemble d'utilisateurs. Le tracé du moyennage des performances sur un grand nombre d'expériences (les séquences d'embrouillage étant générées aléatoirement à chaque expérience) montrerait que le phénomène de palier apparaît généralement à des charges plus faibles qu'en TDMA/OCDMA pour de petites valeurs de  $N$ . Pour améliorer les performances de l'OCDMA/OCDMA pour de faibles valeurs de  $N$ , on pourrait s'astreindre à choisir parmi toutes les séquences possibles celles présentant les meilleures propriétés d'intercorrélacion, ce qui permettrait d'obtenir de meilleures performances à  $N$  et  $M$  fixés.

Ainsi, le principal problème posé par les schémas TDMA/OCDMA et OCDMA/OCDMA réside dans le fait que sous certaines conditions, on observe la présence de paliers sur les courbes de BER fournies par un détecteur optimal. Ces taux incompressibles d'erreurs sont en fait inhérents à la construction du schéma. En effet, l'expression de la distance euclidienne entre deux signaux associés à deux séquences différentes dans le cas des schémas TDMA/OCDMA et OCDMA/OCDMA (en supposant les signaux réels) montre que dans certaines circonstances, cette distance n'est plus maintenue à 2 : comme nous allons le voir ci-dessous, elle peut diminuer, voire s'annuler, ce qui, le cas échéant, provoque l'apparition de paliers sur les courbes de performances. Les performances fournies par un détecteur optimal ne tendent donc pas toujours vers celles d'une BPSK classique. Ces remarques sont modérées par le fait que lorsque  $N$  est important, les paliers se produisent en réalité à des valeurs extrêmement faibles de taux d'erreurs binaires, lesquelles ne sont pas visualisables en pratique (en particulier pour l'OCDMA/OCDMA).

### 3.4.1.1.2. Distances euclidiennes minimales

#### ➤ TDMA/OCDMA

Considérons deux séquences de symboles, auxquelles sont associés les signaux  $y_n$  et  $\hat{y}_n$  définis par :

$$y_n = s_n + \frac{1}{\sqrt{N}} \sum_{m=1}^M s_{N+m} w_{nm}^{(e)} \quad n = 1, 2, \dots, N$$

$$\text{et } \hat{y}_n = \hat{s}_n + \frac{1}{\sqrt{N}} \sum_{m=1}^M \hat{s}_{N+m} w_{nm}^{(e)} \quad n = 1, 2, \dots, N.$$

On suppose que ces signaux sont réels, c'est-à-dire que l'on travaille sur des symboles BPSK à valeurs dans  $\{\pm 1\}$  avec des séquences d'étalement réelles, et on s'intéresse à la distance entre ces deux signaux, donnée par :

$$d^2 = \sum_{n=1}^N (y_n - \hat{y}_n)^2.$$

Supposons que l'on compte  $i$  symboles qui diffèrent sur les  $N$  symboles de l'ensemble 1 ( $0 \leq i \leq N$ ), et  $j$  symboles qui diffèrent sur les  $M$  symboles de l'ensemble 2 ( $0 \leq j \leq M$ ). Pour fixer les idées, on suppose que ces symboles correspondent respectivement aux indices  $\{k_1, \dots, k_i\}$  et  $\{N + m_1, \dots, N + m_j\}$ . On a alors :

$$\hat{y}_k = \begin{cases} -s_k - \frac{1}{\sqrt{N}} \sum_{m \in \{m_1, \dots, m_j\}} s_{N+m} w_{km}^{(e)} + \frac{1}{\sqrt{N}} \sum_{m \notin \{m_1, \dots, m_j\}} s_{N+m} w_{km}^{(e)} & k \in \{k_1, \dots, k_i\} \\ s_k - \frac{1}{\sqrt{N}} \sum_{m \in \{m_1, \dots, m_j\}} s_{N+m} w_{km}^{(e)} + \frac{1}{\sqrt{N}} \sum_{m \notin \{m_1, \dots, m_j\}} s_{N+m} w_{km}^{(e)} & k \notin \{k_1, \dots, k_i\} \end{cases}$$

On a alors :

$$d^2 = \sum_{k \in \{k_1, \dots, k_i\}} \left( 2s_k + \frac{2}{\sqrt{N}} \sum_{m \in \{m_1, \dots, m_j\}} s_{N+m} w_{km}^{(e)} \right)^2 + \sum_{k \notin \{k_1, \dots, k_i\}} \left( \frac{2}{\sqrt{N}} \sum_{m \in \{m_1, \dots, m_j\}} s_{N+m} w_{km}^{(e)} \right)^2$$

soit, après calculs :

$$d^2 = 4(i+j) + \frac{8}{\sqrt{N}} \sum_{k \in \{k_1, \dots, k_i\}} \sum_{m \in \{m_1, \dots, m_j\}} s_k s_{N+m} w_{km}^{(e)}. \quad (3.56)$$

L'expression (3.56) met en évidence le fait que la distance euclidienne minimale ne peut pas s'annuler quand  $\sqrt{N}$  n'est pas entier. Elle peut cependant diminuer, ce qui entraînera une dégradation des performances. C'est ce qui est par exemple observé pour les courbes de la figure 3.7 correspondant à  $N = 8$ . Lorsque  $\sqrt{N}$  est un nombre entier, la distance euclidienne entre deux signaux peut –dans certaines circonstances– s'annuler bien que les séquences de symboles soient différentes ( $i + j \geq 1$ ). A titre d'exemple, si l'on travaille avec  $N = 16$ ,  $M = 5$  et les  $M$  séquences d'étalement prises égales aux  $M$  premières lignes de la matrice de Hadamard de taille  $N$ , les séquences de symboles

$$\left( (s_1, s_2, \dots, s_{16}), (s_{17}, \dots, s_{21}) \right) = \left( (-1, 1, 1, 1, -1, 1, -1, 1, 1, 1, -1, 1, 1, -1, 1), (-1, 1, -1, 1, 1) \right)$$

$$\text{et } \left( (s_1, s_2, \dots, s_{16}), (s_{17}, \dots, s_{21}) \right) = \left( (-1, -1, 1, 1, -1, -1, -1, 1, 1, -1, 1, -1, 1, -1, -1), (1, -1, 1, -1, 1) \right),$$

bien que différant de 4 symboles dans l'ensemble 1 et de 4 symboles dans l'ensemble 2, ont leurs signaux émis rigoureusement égaux :

$$(y_1, y_2, \dots, y_{16}) = (-0.75, 0.25, 1.25, 1.25, -1.25, -0.25, -1.25, 0.75, 1.25, 0.25, 1.25, -0.75, 0.75, -0.25, -1.25, 0.75).$$

Dès lors, la distance minimale entre signaux n'est plus maintenue à 2 : elle chute à zéro. Il y a superposition des signaux, d'où une confusion possible se traduisant par des paliers sur les courbes de performances. Comme le montre la figure 3.7, ce phénomène se produit par exemple pour ( $N = 4$ ,  $M \geq 2$ ) ou ( $N = 16$ ,  $M \geq 4$ ). Le niveau de BER auquel se produit le palier dépend en fait de la probabilité d'avoir confusion entre deux séquences de symboles.

De (3.56), on peut déduire qu'à première vue, la distance minimale euclidienne  $d_{min}$  d'un système TDMA/OCDMA vérifie l'inégalité suivante :

$$d_{min}^2 \geq \min_{\substack{0 \leq i \leq N \\ 0 \leq j \leq M \\ i+j \geq 1}} \left\{ 4(i+j) - \frac{8}{\sqrt{N}} ij \right\}. \quad (3.57)$$

Cette remarque étant faite, la distance euclidienne minimale d'un système TDMA/OCDMA peut être évaluée de façon précise. On trouvera en annexe A les détails de la procédure mise en œuvre pour la déterminer, et qui conduit aux résultats récapitulés dans le tableau 3.1. Soit  $M_{clip}$  la valeur charnière de  $M$  telle que  $d_{min}^2 = 4$  pour  $M < M_{clip}$ , et  $d_{min}^2 < 4$  pour  $M \geq M_{clip}$ . Le tableau 3.1 donne pour différentes valeurs de  $N$ , la valeur charnière  $M_{clip}$  et la valeur de  $d_{min}^2$  correspondante.



Tableau 3.1. Distances euclidiennes minimales en TDMA/OCDMA en fonction de  $N$

$N$	$M_{clip}$	$d_{min}^2$ pour $M \geq M_{clip}$
4	2	0
8	2	1,3726
16	4	0
32	4	2,7452
64	8	0
128	–	–
256	16	0
512	–	–
1024	32	0

Il est intéressant de noter que pour un facteur d'étalement  $N$  égal à 128 et à 512 (l'étalement étant réel), il n'y a pas de diminution de la distance minimale euclidienne quel que soit le nombre d'utilisateurs additionnels  $M$  ( $0 \leq M \leq N$ ). La dégradation des performances observée lorsque  $M$  augmente est alors due à une augmentation du coefficient d'erreur : en effet, la probabilité d'avoir des signaux associés à des séquences différentes séparés par la distance minimale égale à 2 tend à croître.

➤ *OCDMA/OCDMA*

On considère ici deux séquences de symboles, auxquelles sont associés les signaux  $y_n$  et  $\hat{y}_n$  définis par :

$$y_n = \frac{1}{\sqrt{N}} \sum_{k=1}^N s_k \alpha_{nk} + \frac{1}{\sqrt{N}} \sum_{m=1}^M s_{N+m} \beta_{nm} \quad n = 1, 2, \dots, N$$

$$\text{et } \hat{y}_n = \frac{1}{\sqrt{N}} \sum_{k=1}^N \hat{s}_k \alpha_{nk} + \frac{1}{\sqrt{N}} \sum_{m=1}^M \hat{s}_{N+m} \beta_{nm} \quad n = 1, 2, \dots, N.$$

Comme dans le paragraphe précédent, on suppose ces signaux réels (symboles BPSK à valeurs dans  $\{\pm 1\}$  et étalement réel), et on s'intéresse à la distance entre ces deux signaux, donnée par :

$$d^2 = \sum_{n=1}^N (y_n - \hat{y}_n)^2.$$

Supposons que l'on compte  $i$  symboles qui diffèrent sur les  $N$  symboles de l'ensemble 1 ( $0 \leq i \leq N$ ), et  $j$  symboles qui diffèrent sur les  $M$  symboles de l'ensemble 2 ( $0 \leq j \leq M$ ). On suppose que ces symboles correspondent respectivement aux indices  $\{k_1, \dots, k_i\}$  et  $\{N+m_1, \dots, N+m_j\}$ . On a alors :

$$d^2 = \sum_{n=1}^N \left( \frac{2}{\sqrt{N}} \sum_{k \in \{k_1, \dots, k_i\}} s_k \alpha_{nk} + \frac{2}{\sqrt{N}} \sum_{m \in \{m_1, \dots, m_j\}} s_{N+m} \beta_{nm} \right)^2$$

soit, après calculs :

$$d^2 = 4(i+j) + \frac{8}{N} \sum_{k \in \{k_1, \dots, k_i\}} \sum_{m \in \{m_1, \dots, m_j\}} s_k s_{N+m} \left( \sum_{n=1}^N \alpha_{nk} \beta_{nm} \right). \quad (3.58)$$

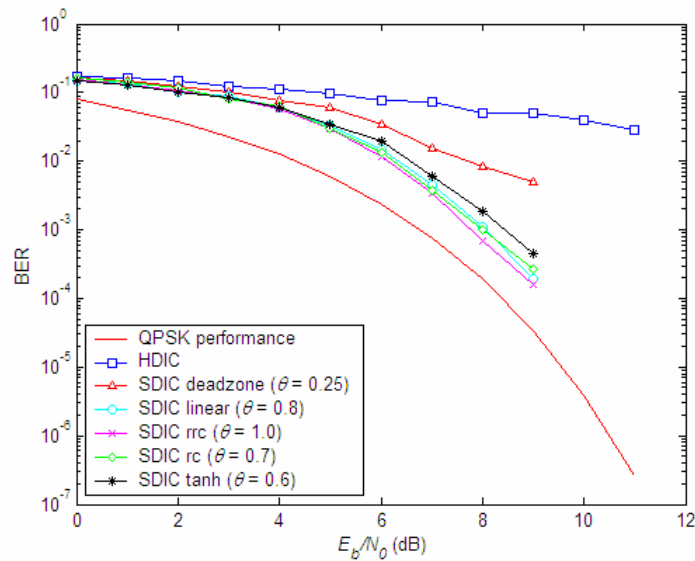
Ici, encore, cette distance est susceptible de s'annuler pour des séquences différentes. L'expression (3.58) révèle que les distances euclidiennes en jeu en OCDMA/OCDMA dépendent étroitement des intercorrélations des séquences d'étalement. Cependant, on peut déduire de (3.58) que la distance minimale euclidienne  $d_{min}$  d'un système OCDMA/OCDMA vérifie l'inégalité suivante :

$$d_{min}^2 \geq \min_{\substack{0 \leq i \leq N \\ 0 \leq j \leq M \\ i+j \geq 1}} \left\{ 4(i+j) - \frac{8}{N}ij \right\}. \quad (3.59)$$

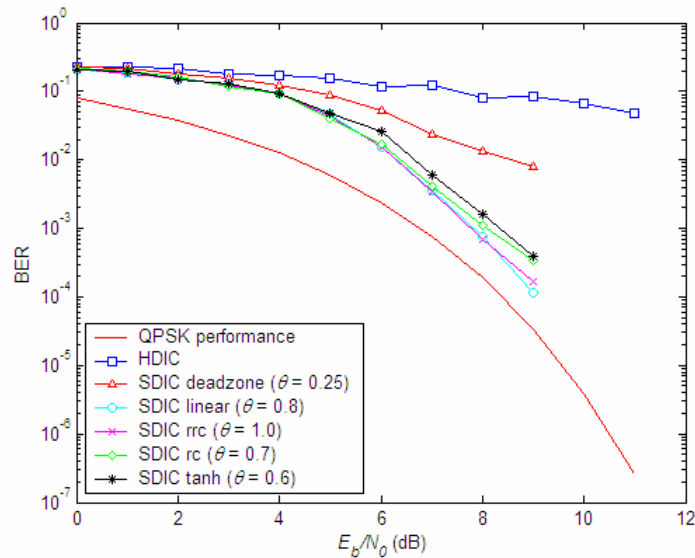
### 3.4.1.2. Comparaison des différentes méthodes de détection

#### 3.4.1.2.1. Comparaison des différentes non-linéarités envisagées en SDIC

On se propose de comparer les résultats fournis par les détections HDIC et SDIC mise en œuvre avec les non-linéarités listées en 3.3.2.2. Comme le montre la figure 3.8, le SDIC apporte toujours de meilleurs résultats que le HDIC quelle que soit la non-linéarité retenue. De plus, il apparaît que les performances obtenues avec la fonction linéaire par morceau ("linear") surpassent les performances des autres non-linéarités (ceci a d'ailleurs été signalé dans [118]). Les résultats obtenus avec la fonction basée sur une racine de cosinus surélevé ("rrc") sont très proches des performances de la fonction linéaire par morceau. La fonction basée sur un cosinus surélevé ("rc") et la tangente hyperbolique ("tanh") donnent également des résultats satisfaisants, bien que légèrement inférieurs. Enfin, les performances de la non-linéarité présentant une zone nulle ("dead-zone") apparaissent résolument inférieures.



(a)



(b)

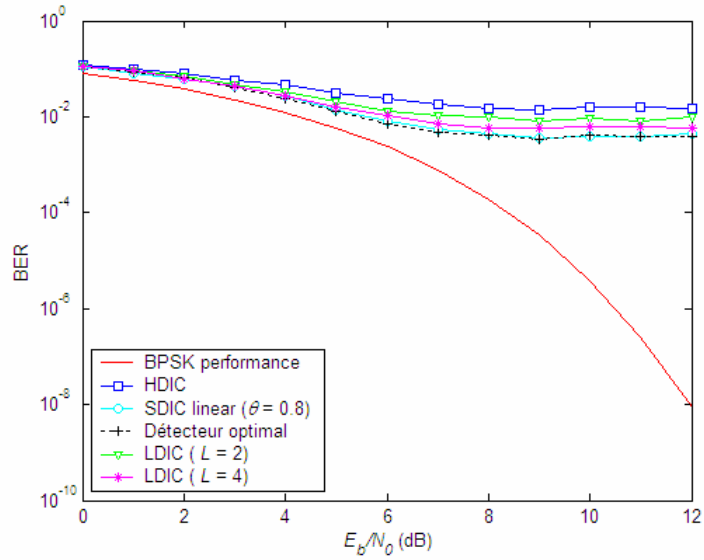
Fig. 3.8. Performances sur symboles QPSK avec  $N = 128$ ,  $M = 72$  en OCDMA/OCDMA (étalement complexe) : (a) Utilisateurs de l'ensemble 1 ; (b) Utilisateurs de l'ensemble 2.

### 3.4.1.2.2. Comparaison du LDIC et du SDIC

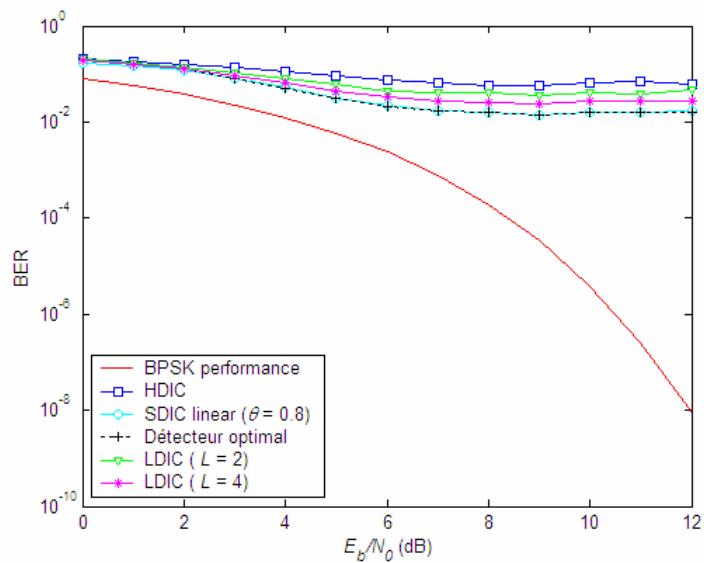
Les figures 3.9 et 3.10 permettent de visualiser les performances du LDIC sur un système TDMA/OCDMA avec  $N = 16$  et  $M = 4$ , et sur un système OCDMA/OCDMA avec  $N = 64$  et  $M = 24$ , en faisant varier le nombre de listes  $L$  (dans le deuxième cas, on utilise un nombre de listes éventuellement différent pour chaque ensemble d'utilisateurs).

En premier lieu, on constate que les performances s'améliorent lorsque  $L$  augmente, ce qui paraît logique. Si le LDIC apporte une amélioration des résultats par rapport au HDIC, ses performances restent limitées lorsque  $N$  est relativement grand, et ce vraisemblablement en raison du nombre trop faible de listes vis-à-vis des paramètres  $N$  et  $M$  : ainsi, les performances du LDIC restent inférieures

(ou dans le meilleur des cas équivalentes) aux performances fournies par le SDIC, alors que la charge de calculs est bien plus conséquente.

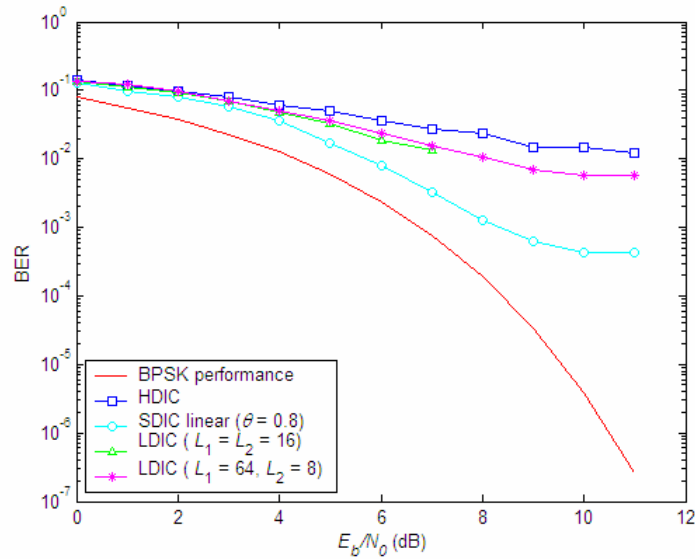


(a)

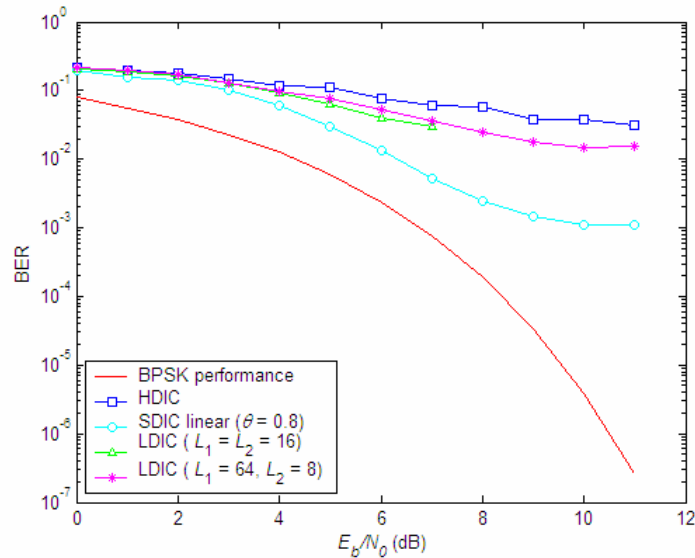


(b)

Fig. 3.9. Performances du LDIC sur symboles BPSK avec  $N = 16$  et  $M = 4$  en TDMA/OCDDMA : (a) Utilisateurs de l'ensemble 1 ; (b) Utilisateurs de l'ensemble 2.



(a)



(b)

Fig. 3.10. Performances du LDIC sur symboles BPSK avec  $N = 64$  et  $M = 24$  en OCDMA/OCDMA :  
(a) Utilisateurs de l'ensemble 1 ; (b) Utilisateurs de l'ensemble 2.

### 3.4.1.2.3. Comparaison de l'ISDIC et du SDIC

On étudie le comportement de l'algorithme ISDIC "standard" en présence d'un étalement effectué à l'aide de séquences réelles, et on s'intéresse à l'algorithme "amélioré" dans le cas d'un étalement complexe.

On présente ci-après les résultats obtenus avec les schémas suivants :

- OCDMA/OCDMA ( $N = 16$ ,  $M = 4$ ), ISDIC "standard" parallèle, 4 itérations (figure 3.11),
- OCDMA/OCDMA ( $N = 16$ ,  $M = 5$ ), ISDIC "standard" série, 5 itérations (figure 3.12),
- TDMA/OCDMA ( $N = 16$ ,  $M = 5$ ), ISDIC "amélioré" série, 5 itérations (figure 3.13),
- OCDMA/OCDMA ( $N = 16$ ,  $M = 5$ ), ISDIC "amélioré" série, 5 itérations (figure 3.14),
- TDMA/OCDMA ( $N = 128$ ,  $M = 48$ ), ISDIC "standard" série, 5 itérations (figure 3.15),
- TDMA/OCDMA ( $N = 128$ ,  $M = 48$ ), ISDIC "amélioré" série, 5 itérations (figure 3.16).

Dans ces simulations, on a eu recours à l’algorithme ISDIC “standard” (ISDIC1) dans le cas de symboles BPSK et d’un étalement réel, et à l’algorithme ISDIC “amélioré” (ISDIC2) dans le cas de symboles QPSK et d’un étalement complexe. Les performances obtenues peuvent être comparées à celles fournies par un SDIC utilisant une fonction linéaire par morceau ( $\theta = 0.8$ ) après 10 itérations.

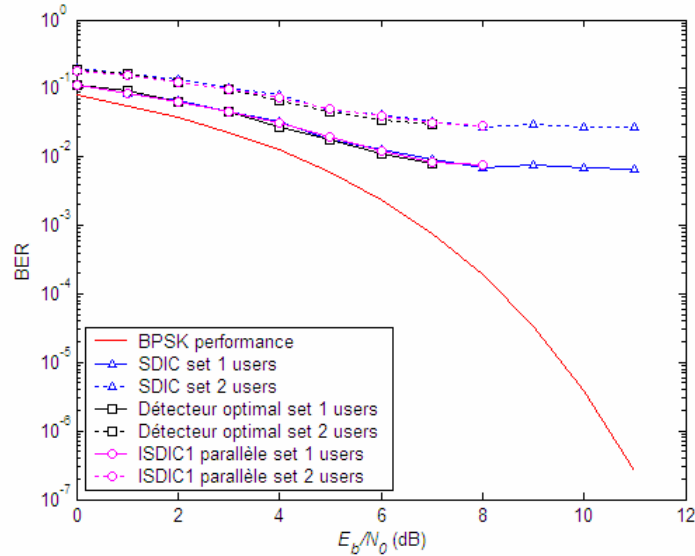


Fig. 3.11. Performances sur symboles BPSK avec  $N = 16$ ,  $M = 4$  en OCDMA/OCDMA (étalement réel)

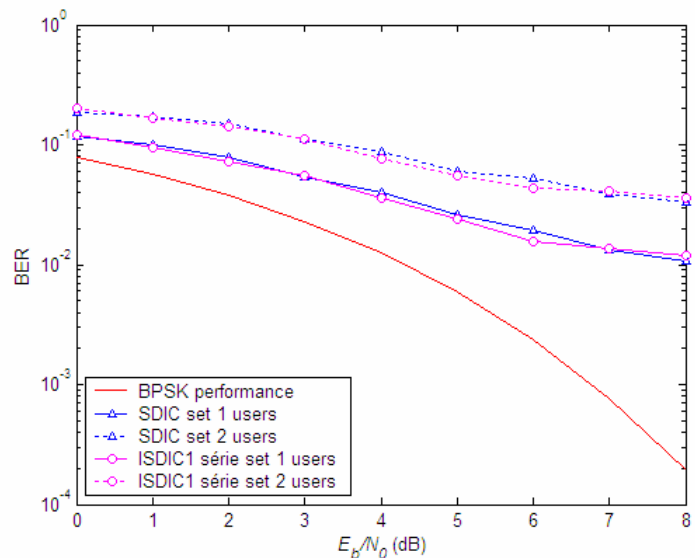


Fig. 3.12. Performances sur symboles BPSK avec  $N = 16$ ,  $M = 5$  en OCDMA/OCDMA (étalement réel)

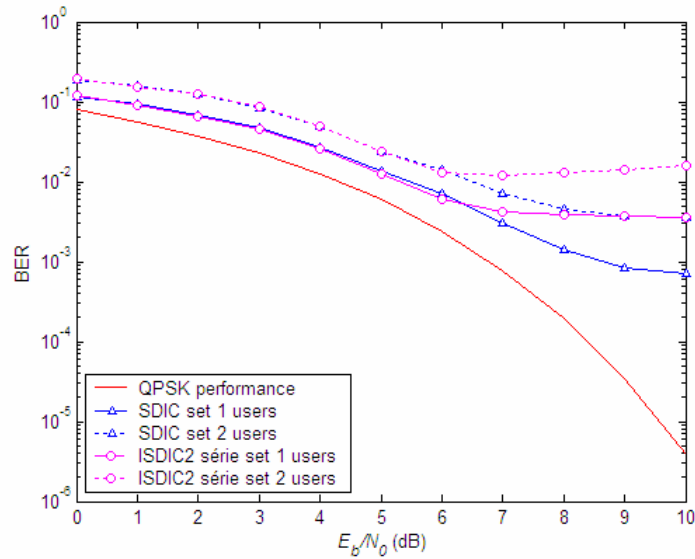


Fig. 3.13. Performances sur symboles QPSK avec  $N = 16$ ,  $M = 5$  en TDMA/OCDMA (étalement complexe)

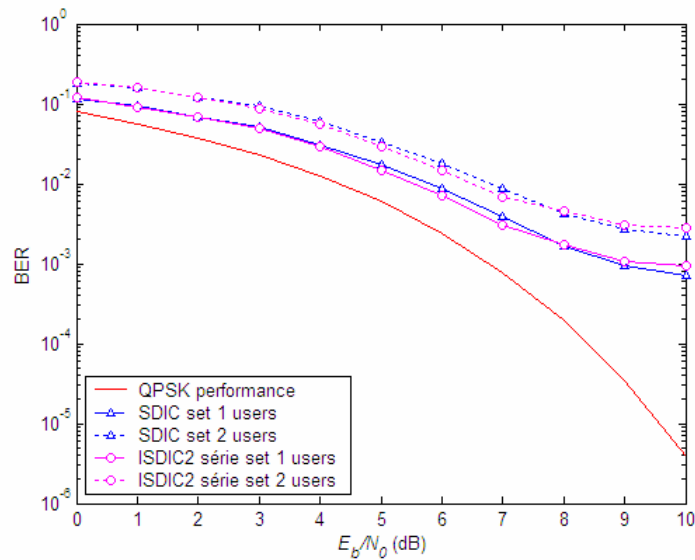


Fig. 3.14. Performances sur symboles QPSK avec  $N = 16$ ,  $M = 5$  en OCDMA/OCDMA (étalement complexe)

Pour de petites valeurs de  $N$ , les courbes précédentes montrent que l'ISDIC donne approximativement les mêmes résultats que le SDIC non adaptatif utilisant une fonction de type linéaire par morceau, qui permet déjà d'atteindre les performances du détecteur optimal.

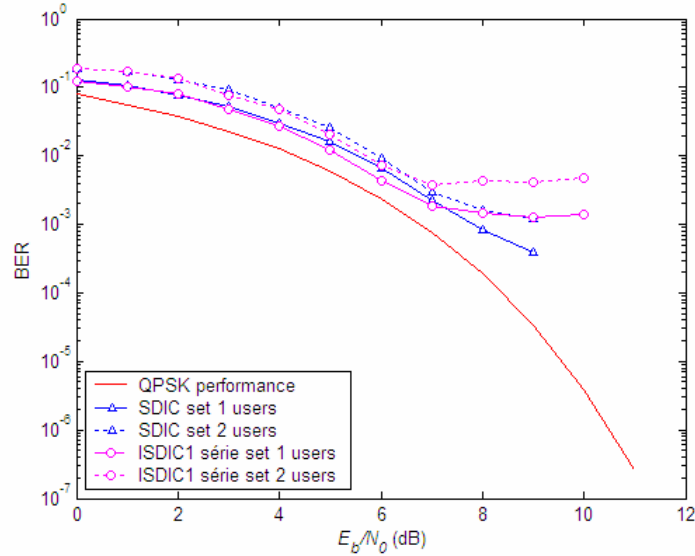


Fig. 3.15. Performances sur symboles BPSK avec  $N = 128$ ,  $M = 48$  en TDMA/OCDMA (étalement réel)

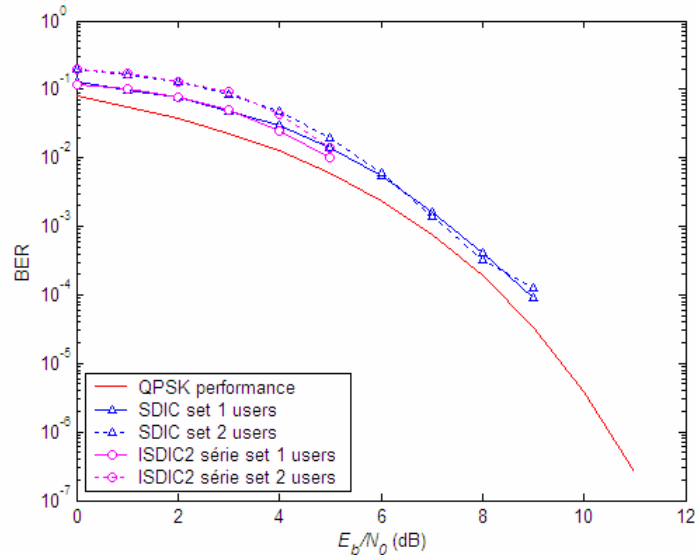


Fig. 3.16. Performances sur symboles QPSK avec  $N = 128$ ,  $M = 48$  en TDMA/OCDMA (étalement complexe)

Pour des valeurs de  $N$  plus grandes, on devine une petite amélioration des résultats par rapport au SDIC, mais il faut signaler que l'ISDIC devient alors relativement lourd en termes de calculs (en particulier l'ISDIC "amélioré").

Les figures révèlent également que l'application de cet algorithme à un schéma de type TDMA/OCDMA n'est pas indiquée. Le problème provient vraisemblablement du fait que l'algorithme ISDIC suppose que le terme d'interférences + bruit que nous notons  $i_k^m = z_k^m - \mu_k^m s_k$  (cas biaisé) (ou  $i_{k,u}^m = z_{k,u}^m - s_k$  (cas non biaisé)) suit une loi gaussienne centrée de variance

$$(\sigma_k^m)^2 = \sigma_s^2 (1 - \mu_k^m) \mu_k^m \text{ (cas biaisé) (cette variance est égale à } (\sigma_{k,u}^m)^2 = \sigma_s^2 \left( \frac{1}{\mu_k^m} - 1 \right) \text{ dans le cas non}$$

biaisé). Or, cette variance est utilisée dans le calcul des symboles estimés  $\hat{s}_k^m$ . Il semble que l'approximation gaussienne ne soit pas valide en TDMA/OCDMA, ce qui explique les résultats peu satisfaisants obtenus avec ce schéma.



A l'issue de ces simulations, il apparaît donc que l'ISDIC n'apporte pas d'amélioration significative des performances dans les conditions de l'étude (eu égard à la complexité des calculs). Toutefois, il s'agit d'un algorithme entièrement justifiable (par opposition au caractère empirique de l'évaluation du paramètre  $\theta$  utilisé dans le SDIC).

#### 3.4.1.2.4. Résultats fournis par l'algorithme PDA

On s'intéresse à présent aux performances qui peuvent être atteintes par l'emploi de l'algorithme PDA, en se restreignant au cas de symboles BPSK et de séquences d'étalement réelles. En règle générale, les résultats produits par l'application de cet algorithme sont soit très proches, soit moins satisfaisants que ceux atteints avec l'ISDIC ou le SDIC, que ce soit avec un schéma OCDMA/OCDMA ou un schéma TDMA/OCDMA. A titre d'exemple, la figure 3.17 illustre les performances de cet algorithme pour un schéma TDMA/OCDMA avec ( $N = 128$ ,  $M = 48$ ), qui peuvent être comparées à celles fournies par l'ISDIC et le SDIC. Les résultats de l'algorithme PDA ont ici été obtenus après 3 itérations, les itérations suivantes n'apportant pas d'amélioration. Au vu des résultats, il semblerait que le PDA fonctionne encore moins bien que l'ISDIC. Ceci peut être lié à l'approximation gaussienne effectuée dans l'algorithme, dont la validité en TDMA/OCDMA est discutable. L'ISDIC et le PDA ne sont donc pas équivalents, et le SDIC donne des résultats plus intéressants.

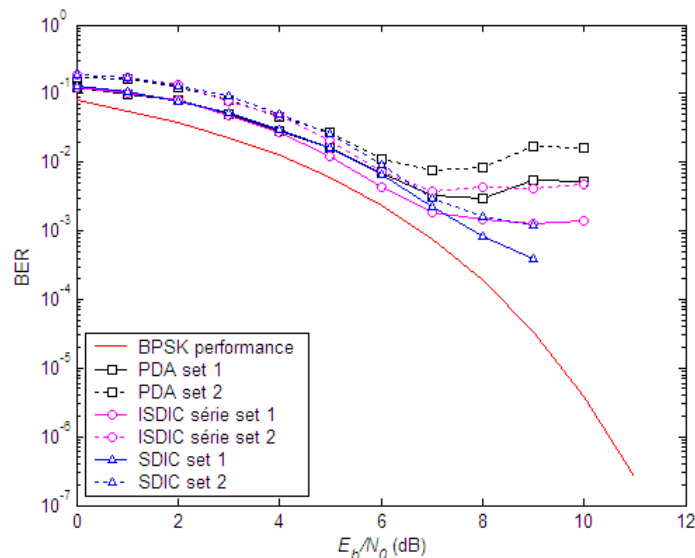
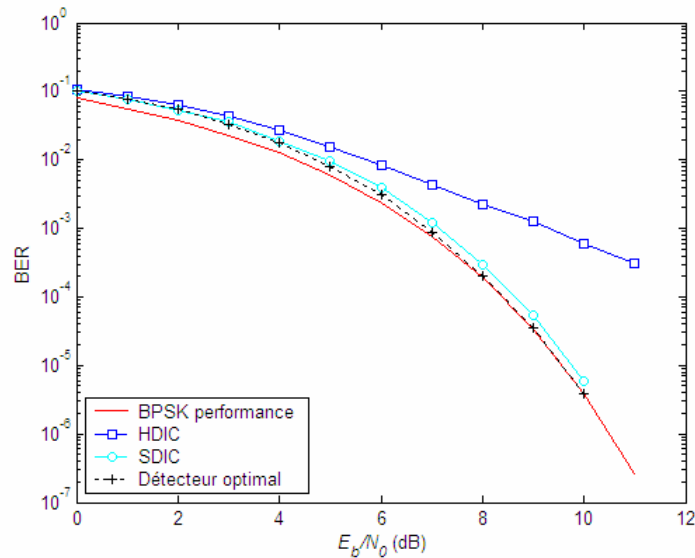


Fig. 3.17. Performances du PDA sur symboles BPSK avec  $N = 128$  et  $M = 48$  en TDMA/OCDMA

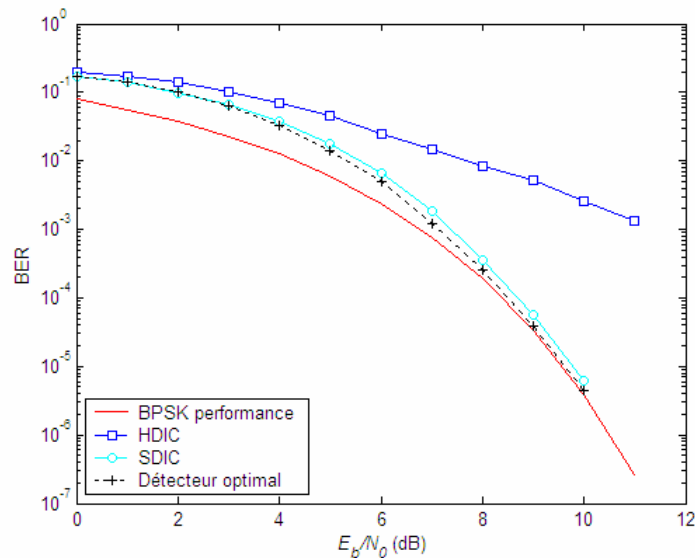
#### 3.4.1.2.5. Comparaison des performances du SDIC et du détecteur optimal

Il s'agit à présent de comparer les performances obtenues à l'issue d'un HDIC, d'un SDIC utilisant une fonction linéaire par morceau avec  $\theta = 0.8$ , avec les performances du détecteur optimal. Pour ce faire, on choisit de travailler sur des symboles BPSK avec un étalement réel, en prenant  $N = 16$  et  $M = 3$ , soit une surcharge de 18,75%. Ces caractéristiques (à savoir des symboles BPSK et une faible valeur de  $M$ ) ont été choisies pour rendre le détecteur optimal pratiquement réalisable. Le nombre d'itérations pour le HDIC et le SDIC est pris égal à 10, ce qui permet de considérer que les performances ont atteint leur point d'équilibre. Les résultats en termes de BER sont représentés en fonction du rapport  $E_b/N_0$  pour chacun des deux ensembles d'utilisateurs. On a aussi tracé la courbe théorique obtenue en l'absence d'erreurs sur les décisions lors de la synthèse et de l'annulation d'interférences, correspondant en fait à la performance idéale d'une BPSK sur un canal AWGN. On

observe (voir figure 3.18) que le SDIC fournit de bien meilleurs résultats que le HDIC. De plus, il apparaît que le SDIC utilisant une fonction linéaire par morceau permet d'approcher les performances du détecteur optimal.



(a)



(b)

Fig. 3.18. Performances sur symboles BPSK avec  $N = 16$ ,  $M = 3$  en TDMA/OCDMA :  
 (a) Utilisateurs de l'ensemble 1 ; (b) Utilisateurs de l'ensemble 2.

Par conséquent, nous allons désormais nous intéresser exclusivement au SDIC ayant recours à une fonction linéaire par morceau, telle que définie par (3.36), en choisissant  $\theta = 0.8$ . Par ailleurs, on fixe le nombre d'itérations à 10 dans tous les cas.

La figure 3.19 montre l'existence de paliers (autrement dit de taux incompressibles d'erreurs) dans les performances en termes de BER. Comme ils sont aussi présents sur les courbes du détecteur optimal, on peut en déduire qu'ils sont inhérents à la construction du schéma. Ce phénomène de palier tend à disparaître lorsqu'on diminue  $M$  ( $N$  étant fixé) ou qu'on augmente  $N$  (à charge fixée), comme on le verra plus loin.

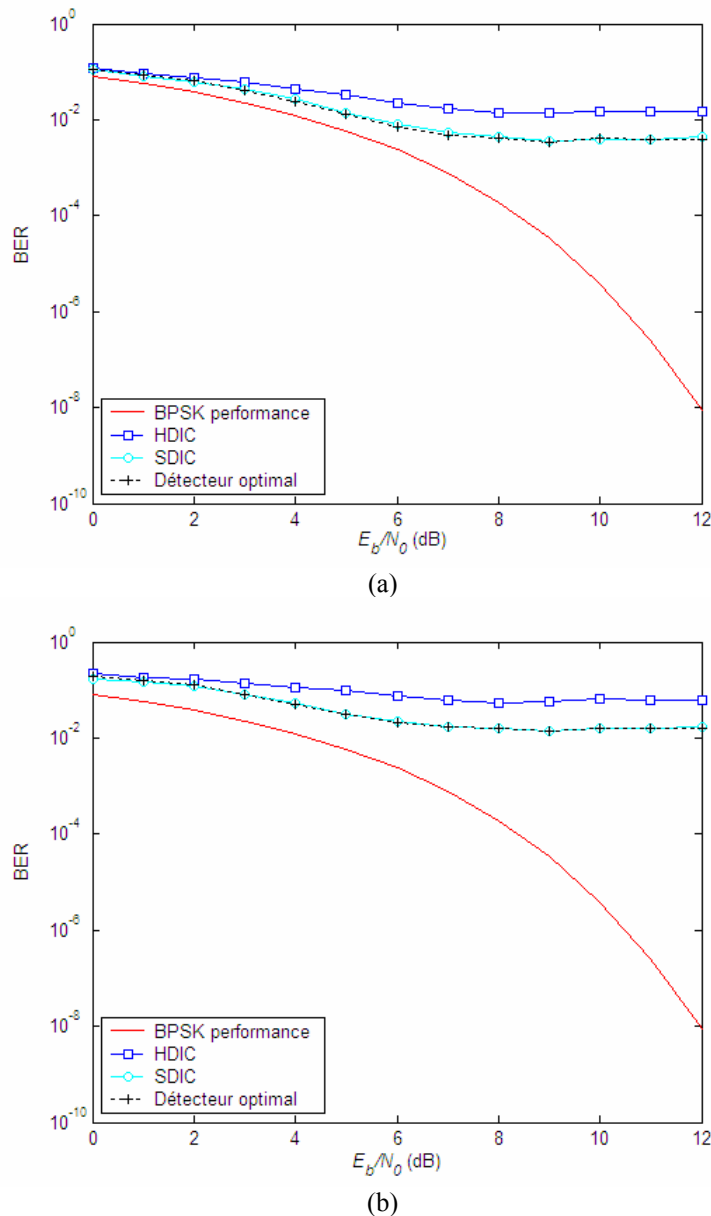


Fig. 3.19. Performances sur symboles BPSK avec  $N = 16$ ,  $M = 4$  en TDMA/OCDMA :  
 (a) Utilisateurs de l'ensemble 1 ; (b) Utilisateurs de l'ensemble 2.

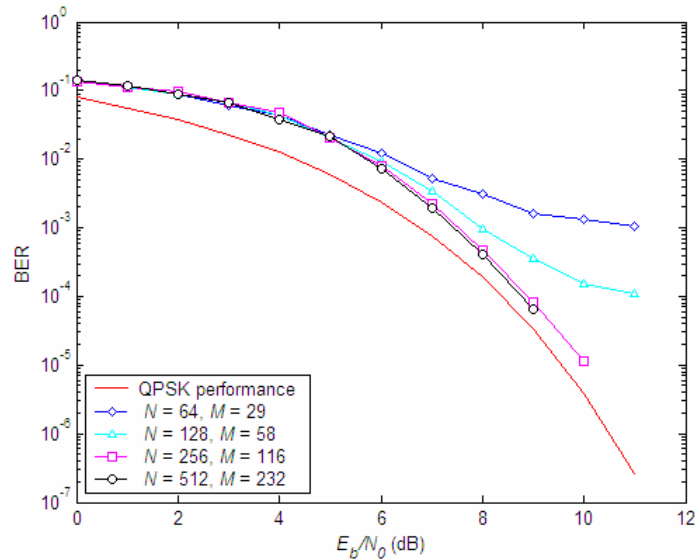
On peut donc retenir que si le SDIC permet d'approcher les performances du détecteur optimal, celles-ci ne coïncident généralement pas avec les performances que fournirait une annulation d'interférences parfaite.

### 3.4.1.3. Résultats avec des symboles QPSK

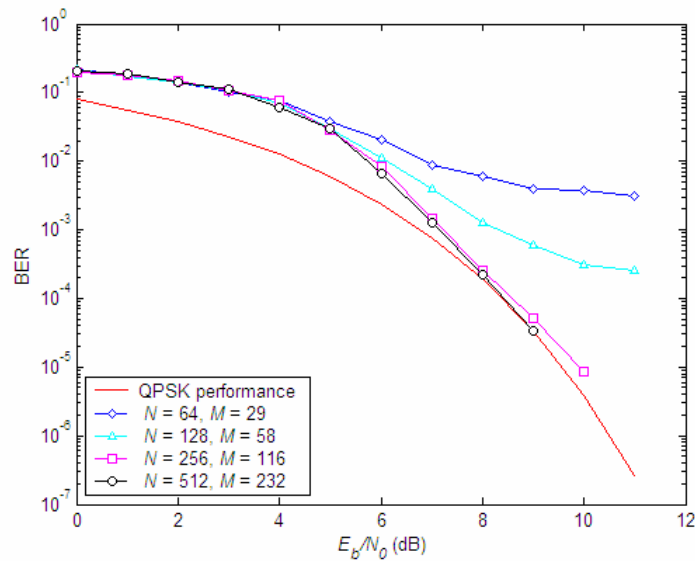
On se propose en premier lieu d'examiner l'influence du paramètre  $N$  sur les performances à charge fixée. On évalue le BER en travaillant sur des symboles QPSK avec étalement complexe, une surcharge fixe et différentes valeurs de  $N$  (voir figures 3.20 et 3.21).

Les résultats indiquent que les performances tendent à s'améliorer lorsque le paramètre  $N$  augmente. On note en particulier une disparition des paliers de BER (à partir de  $N = 256$  pour le TDMA/OCDMA à 45% et  $N = 128$  pour l'OCDMA/OCDMA à 43,75%), ce qui signifie que l'on

atteint alors le régime asymptotique du système. Par exemple, dans le cas de l'OCDMA/OCDMA, ceci se traduit par le fait que la probabilité que les intercorrélations des séquences (et donc les termes d'interférences) atteignent leurs valeurs extrêmes devient négligeable. Ces remarques nous conduisent donc à travailler avec un paramètre  $N$  suffisamment grand ( $N = 512$  pour le TDMA/OCDMA et  $N = 128$  pour l'OCDMA/OCDMA).

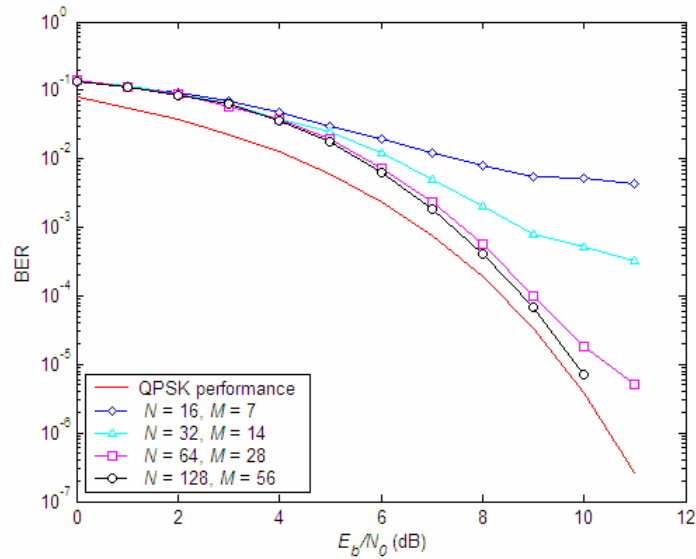


(a)

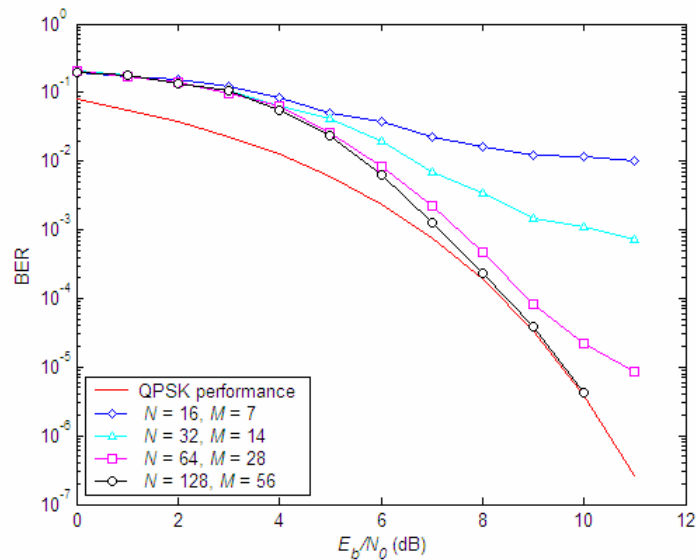


(b)

Fig. 3.20. Performances sur symboles QPSK avec une surcharge de 45% en TDMA/OCDMA : (a) Utilisateurs de l'ensemble 1 ; (b) Utilisateurs de l'ensemble 2.



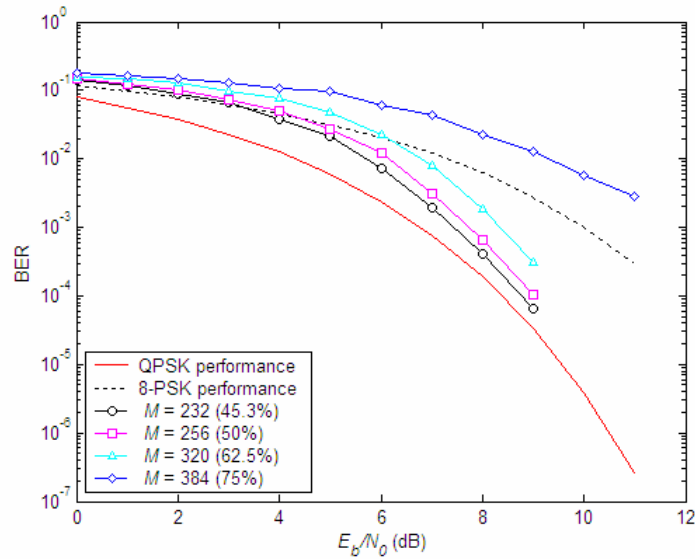
(a)



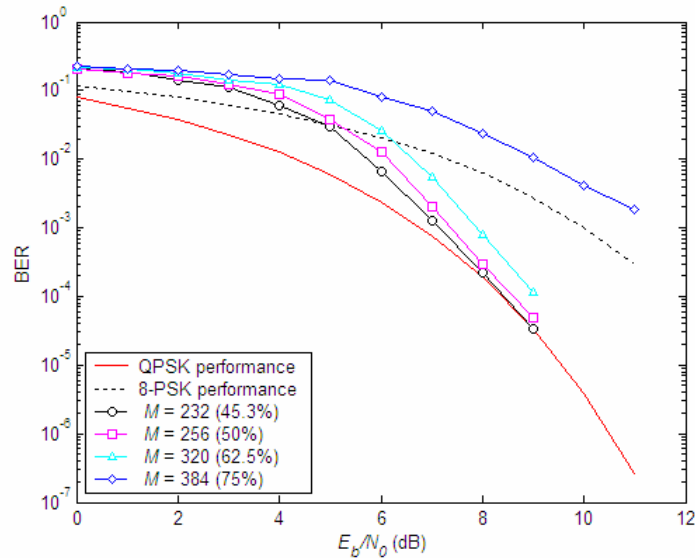
(b)

Fig. 3.21. Performances sur symboles QPSK avec une surcharge de 43,75% en OCDMA/OCDMA :  
 (a) Utilisateurs de l'ensemble 1 ; (b) Utilisateurs de l'ensemble 2.

Nous allons à présent nous intéresser aux performances des systèmes TDMA/OCDMA et OCDMA/OCDMA sur des symboles QPSK avec étalement complexe, en fixant  $N$  et en faisant varier le nombre d'utilisateurs en excès  $M$  (voir figures 3.22 et 3.23). Les résultats peuvent être confrontés à la performance d'une QPSK sur canal AWGN (correspondant à une transmission sans interférence).



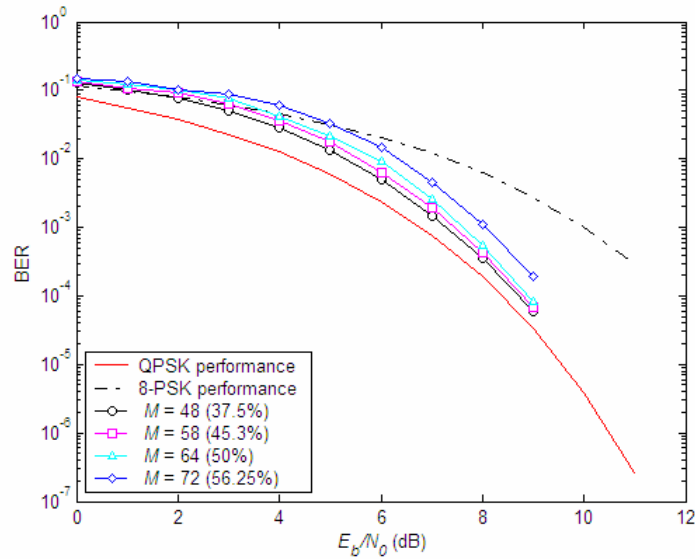
(a)



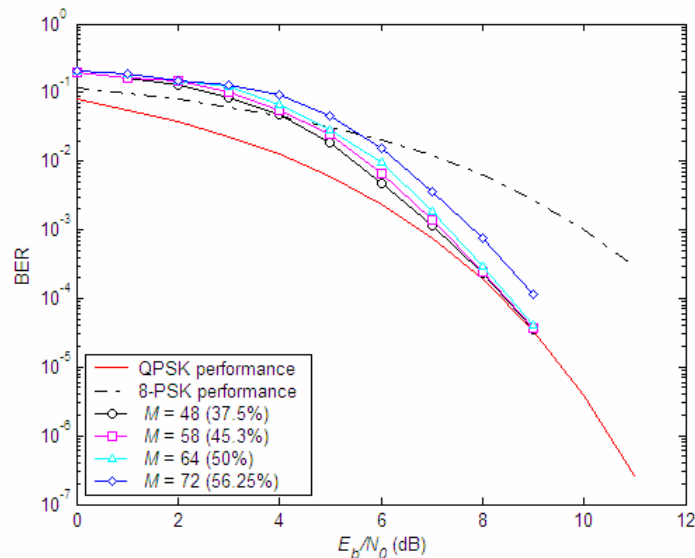
(b)

Fig. 3.22. Performances sur symboles QPSK avec  $N = 512$  en TDMA/OCDMA :  
 (a) Utilisateurs de l'ensemble 1 ; (b) Utilisateurs de l'ensemble 2.

Ces résultats de simulations indiquent que l'utilisation du SDIC permet de s'approcher de la courbe idéale lorsque la surcharge n'est pas trop importante (par exemple en prenant  $M = 256$ , ce qui correspond à une surcharge significative de 50%). En outre, la comparaison des performances obtenues avec  $N = 512$  et  $M = 256$  et de la courbe théorique de la 8-PSK montre que, si ces deux schémas ont bien la même efficacité spectrale, les résultats se révèlent bien meilleurs dans le premier cas à rapport  $E_b/N_0$  élevé.



(a)



(b)

Fig. 3.23. Performances sur symboles QPSK avec  $N = 128$  en OCDMA/OCDMA :  
 (a) Utilisateurs de l'ensemble 1 ; (b) Utilisateurs de l'ensemble 2.

Ici encore, la comparaison des performances de l'OCDMA/OCDMA avec  $N = 128$  et  $M = 64$  et de la courbe théorique de la 8-PSK montre que les résultats s'avèrent bien meilleurs dans le premier cas à rapport  $E_b/N_0$  élevé. Les performances commencent à se dégrader pour une surcharge de 56,25%.

### 3.4.1.4. Résultats avec des symboles 16-QAM

On s'intéresse maintenant aux performances des systèmes TDMA/OCDMA et OCDMA/OCDMA avec une modulation de type 16-QAM et un étalement complexe. Le nombre d'itérations a été fixé à 10 pour le TDMA/OCDMA et à 20 pour l'OCDMA/OCDMA, afin de voir se stabiliser les performances (augmenter le nombre d'itérations n'apportant pas d'amélioration significative, du moins pour les charges considérées). Les résultats peuvent être confrontés à la courbe théorique de la 16-QAM, correspondant à une transmission sans interférence.

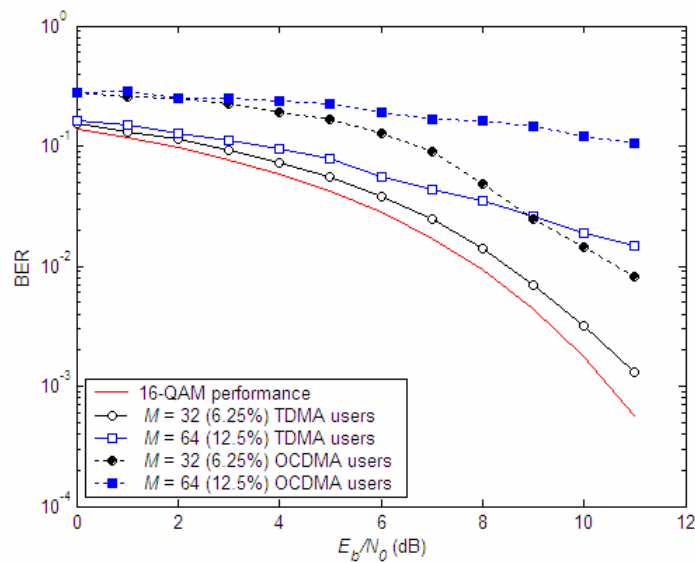


Fig. 3.24. Performances sur symboles 16-QAM avec  $N = 512$  en TDMA/OCDMA, après 10 itérations

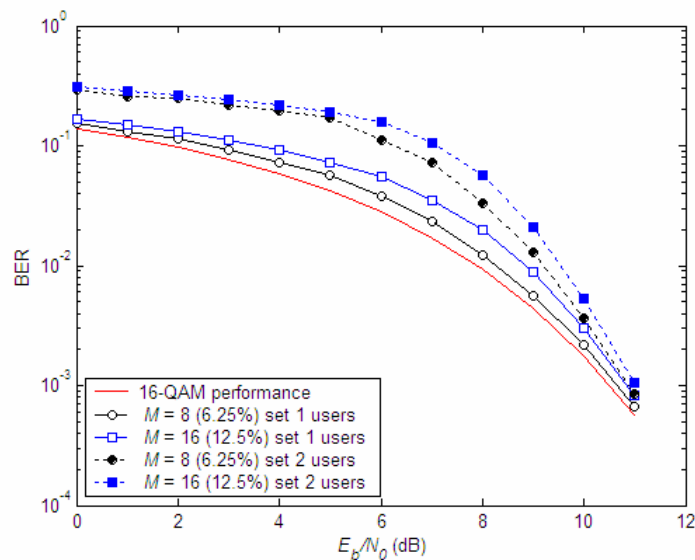


Fig. 3.25. Performances sur symboles 16-QAM avec  $N = 128$  en OCDMA/OCDMA, après 20 itérations

On constate que la surcharge admissible est beaucoup moins importante que dans le cas de symboles QPSK, en raison de la plus grande sensibilité de la constellation au bruit. Ceci va dans le sens de l'analyse des limites de surcharge effectuée en 2.2.1, qui a montré que la surcharge maximale tend à diminuer avec le nombre d'états de la constellation. De plus, la différence de performance entre les deux ensembles d'utilisateurs se trouve accentuée. En particulier, en TDMA/OCDMA, les performances des utilisateurs OCDMA –contrairement aux utilisateurs TDMA– restent éloignées des performances idéales, y compris pour une surcharge réduite de 6,25%. En ce qui concerne l'OCDMA/OCDMA, les performances de l'ensemble 2 ne s'approchent de la courbe idéale que lorsque le rapport  $E_b/N_0$  est relativement élevé.



### 3.4.1.5. Résultats avec un système hybride 16-QAM/QPSK

Il s'agit de travailler avec des symboles 16-QAM pour l'ensemble 1 et QPSK pour l'ensemble 2. Un tel schéma permet évidemment d'améliorer les performances par rapport à un schéma tout 16-QAM, mais elles restent assez médiocres en comparaison avec les performances idéales de modulations de même efficacité spectrale.

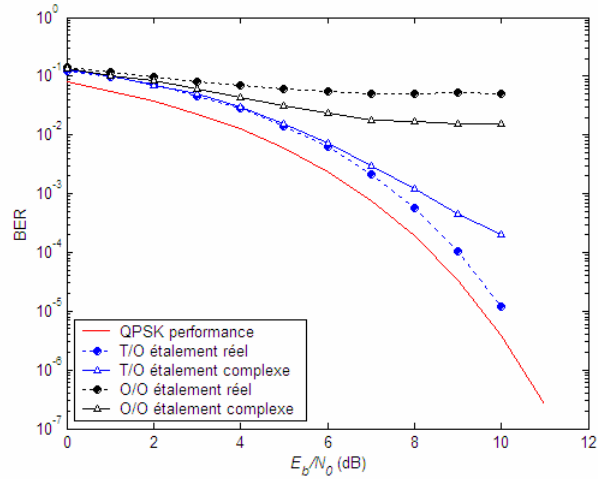
### 3.4.1.6. Différences de performances entre ensembles 1 et 2

Lorsque  $N$  est relativement petit, les performances de l'ensemble 1 sont meilleures que celles de l'ensemble 2. Toutefois, lorsque  $N$  augmente, si on remarque une légère différence de performance entre les deux ensembles d'utilisateurs en faveur de l'ensemble 1 pour de faibles valeurs de  $E_b/N_0$ , cette différence tend à disparaître.

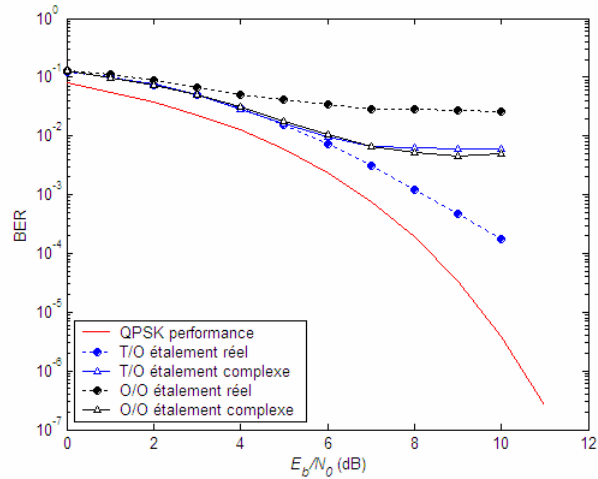
### 3.4.1.7. Comparaison des systèmes TDMA/OCDMA et OCDMA/OCDMA

Les puissances d'interférences entrant en ligne de compte dans les systèmes TDMA/OCDMA et OCDMA/OCDMA sont égales : dans tous les cas, la puissance d'interférence due aux utilisateurs de l'ensemble 2 affectant un utilisateur de l'ensemble 1 est égale à  $M/N$ , la puissance d'interférence de l'ensemble 1 sur un utilisateur de l'ensemble 2 étant quant à elle égale à 1 :  $P(I_{2 \rightarrow 1}) = M/N$  et  $P(I_{1 \rightarrow 2}) = 1$ . Toutefois, le fait que les puissances d'interférences soient les mêmes ne signifie pas que les performances en termes de BER sont identiques. En revanche, cela suggère que les performances asymptotiques (obtenues lorsque l'on fait tendre  $N$  et  $M$  vers l'infini tout en maintenant le rapport  $M/N$  constant) des systèmes TDMA/OCDMA et OCDMA/OCDMA sont vraisemblablement les mêmes, mais au vu des résultats expérimentaux, il semble que l'OCDMA/OCDMA converge plus rapidement vers ses performances asymptotiques que le TDMA/OCDMA, ce qui explique que les performances de l'OCDMA/OCDMA soient meilleures que celles du TDMA/OCDMA à  $N$  et  $M$  fixés.

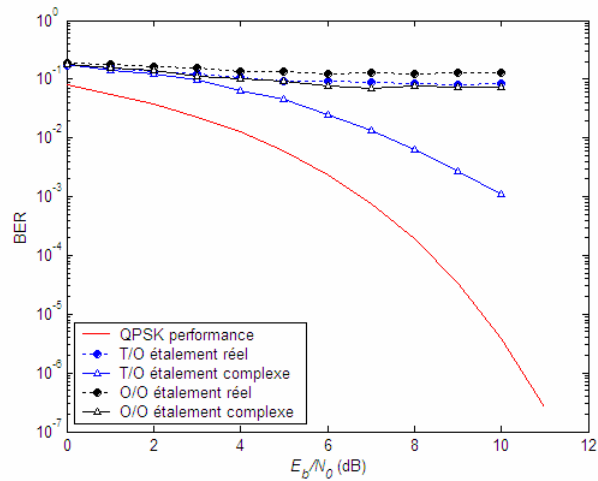
La comparaison des systèmes TDMA/OCDMA et OCDMA/OCDMA avec séquences d'étalement réelles ou complexes ne permet pas de mettre en évidence une hiérarchie dans les performances de ces schémas pour de faibles valeurs de  $N$ . Les figures 3.26 et 3.27 illustrent quelques exemples de hiérarchie différente en fonction du couple  $(N, M)$  considéré. On peut seulement relever que l'OCDMA/OCDMA avec un étalement complexe produit toujours de meilleurs résultats que l'OCDMA/OCDMA avec étalement réel. En revanche, à partir de  $N=128$ , il semble qu'une hiérarchie des schémas apparaisse : les performances de l'OCDMA/OCDMA avec étalement complexe sont meilleures que celles de l'OCDMA/OCDMA avec étalement réel, elles-mêmes meilleures que le TDMA/OCDMA avec étalement complexe, lequel est encore meilleur que le TDMA/OCDMA avec étalement réel.



(a)  $N = 4, M = 1$



(b)  $N = 8, M = 2$



(c)  $N = 4, M = 2$

Fig. 3.26. Comparaison du TDMA/OCDMA (T/O) et de l'OCDMA/OCDMA (O/O) sur symboles QPSK (détection optimale)

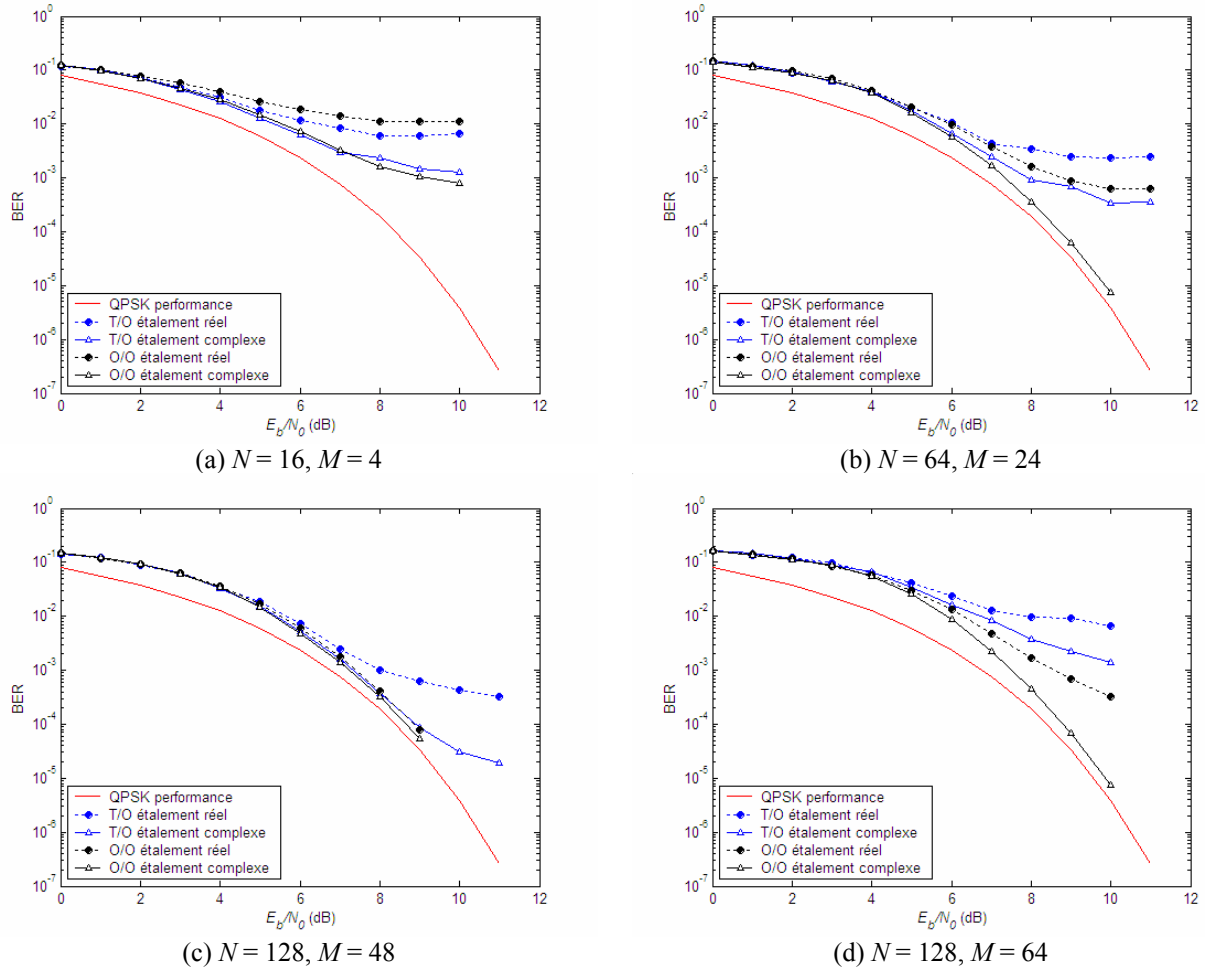


Fig. 3.27. Comparaison du TDMA/OCDMA (T/O) et de l'OCDMA/OCDMA (O/O) sur symboles QPSK (SDIC)

Les différences de performances entre TDMA/ODMA et OCDMA/OCDMA peuvent s'expliquer par le fait que, dans les expressions des interférences, là où intervient un terme de la forme  $\frac{1}{\sqrt{N}} w_{nm}^{(e)}$  en TDMA/OCDMA, on rencontre un terme de la forme  $\frac{1}{N} \sum_{j=1}^N \alpha_{jn}^* \beta_{jm}$  en OCDMA/OCDMA. Or, ces deux termes ont des lois de probabilités très différentes (données ici dans le cas BPSK avec étalement réel) :

$$\Pr\left(\frac{1}{\sqrt{N}} w_{nm}^{(e)} = \frac{1}{\sqrt{N}}\right) = \Pr\left(\frac{1}{\sqrt{N}} w_{nm}^{(e)} = -\frac{1}{\sqrt{N}}\right) = \frac{1}{2} \quad (3.60)$$

$$\Pr\left(\frac{1}{N} \sum_{j=1}^N \alpha_{jn}^* \beta_{jm} = \frac{A}{N}\right) = \begin{cases} \frac{C_N^{(N+A)/2}}{2^N} & \text{si } (A+N) \text{ pair avec } |A| \leq N \\ 0 & \text{sinon} \end{cases} \quad (3.61)$$

On en déduit que :

$$\Pr\left(\frac{1}{N}\left|\sum_{j=1}^N \alpha_{jn}^* \beta_{jm}\right| \geq \frac{1}{\sqrt{N}} |w_{nm}^{(e)}|\right) = \frac{1}{2^{N-1}} \sum_{k=0}^{\frac{N}{2} \left\lfloor \frac{[\sqrt{N}]}{2} \right\rfloor} C_N^k. \quad (3.62)$$

En notant  $\gamma_{T/O} = \frac{1}{\sqrt{N}} |w_{nm}^{(e)}|$  et  $\gamma_{O/O} = \frac{1}{N} \left| \sum_{j=1}^N \alpha_{jn}^* \beta_{jm} \right|$ , on obtient les inégalités reportées dans le tableau

3.2.

Néanmoins, ce tableau ne permet pas de hiérarchiser les performances des systèmes TDMA/OCDMA et OCDMA/OCDMA dans le cas d'un étalement réel, car lorsque  $N$  est relativement faible, des phénomènes de paliers interviennent. En revanche, quand  $N$  est pris suffisamment grand, on observe que la probabilité que  $\gamma_{O/O}$  soit inférieur à  $\gamma_{T/O}$  devient plus importante, et donc les interférences de l'OCDMA/OCDMA tendent à être plus fréquemment inférieures aux interférences du TDMA/OCDMA, ce qui expliquerait que les performances de l'OCDMA/OCDMA soient meilleures que celles du TDMA/OCDMA.

Tableau 3.2. Comparaison des termes  $\gamma_{T/O} = \frac{1}{\sqrt{N}} |w_{nm}^{(e)}|$  et  $\gamma_{O/O} = \frac{1}{N} \left| \sum_{j=1}^N \alpha_{jn}^* \beta_{jm} \right|$

$N$	$\Pr(\gamma_{O/O} < \gamma_{T/O})$	$\Pr(\gamma_{O/O} = \gamma_{T/O})$	$\Pr(\gamma_{O/O} > \gamma_{T/O})$
2	0,5	0	0,5
4	0,375	0,5	0,125
8	0,7109	0	0,2891
16	0,5455	0,2444	0,2101
32	0,6229	0	0,3771
64	0,6183	0,1213	0,2604
128	0,6691	0	0,3309

### 3.4.1.8. Bilan

Nous avons considéré un schéma de surcharge de canal utilisant des combinaisons de TDMA et d'OCDMA. Après avoir montré que les schémas TDMA/OCDMA et OCDMA/TDMA sont équivalents en termes de performances, nous avons vu l'avantage que représente le choix d'un étalement complexe par rapport à un étalement réel. Nous avons ensuite vérifié que l'utilisation de décisions souples dans le processus d'annulation d'interférences apporte une amélioration considérable des résultats, en comparaison à des décisions dures. Dans la mesure où le SDIC permet d'approcher les performances du détecteur optimal, nous nous sommes intéressés au BER des schémas TDMA/OCDMA et OCDMA/OCDMA après un SDIC dans les cas des modulations QPSK et 16-QAM. Dans le cas du TDMA/OCDMA, les simulations sur symboles QPSK avec un facteur d'étalement  $N = 512$  ont montré que la courbe de BER parvient à approcher la courbe correspondant à une transmission sans interférence, pour une surcharge allant jusqu'à 50%. Avec des symboles 16-QAM, la surcharge admissible chute aux alentours de 10% pour le TDMA/OCDMA, et 15% pour l'OCDMA/OCDMA (lequel nécessite cependant un plus grand nombre d'itérations). Des études plus poussées sont donc nécessaires en vue d'améliorer ce dernier résultat. Enfin, la comparaison des systèmes TDMA/OCDMA et OCDMA/OCDMA montre qu'il est préférable de travailler avec l'OCDMA/OCDMA lorsque  $N$  est suffisamment élevé, ce qui permet d'avoir des résultats d'autant plus satisfaisants à charge fixée.

Au final, il apparaît préférable d'utiliser une configuration OCDMA/OCDMA avec un étalement complexe et un facteur  $N$  relativement grand, et de mettre en oeuvre une détection SDIC utilisant une non-linéarité basée sur une fonction linéaire par morceau.

### 3.4.1.9. Séquences d'étalement utilisées en OCDMA/OCDMA

Jusqu'à présent, les séquences d'étalement utilisées en OCDMA/OCDMA ont été générées en utilisant des séquences de WH brouillées par une séquence PN différente pour chaque groupe d'utilisateurs. Notons  $\underline{h}_k = (h_{1k}, h_{2k}, \dots, h_{Nk})^T$  ( $k = 1, \dots, N$ ) les  $N$  séquences binaires de WH de longueur  $N$ , et  $\underline{p}_1 = (p_{11}, p_{21}, \dots, p_{N1})^T$  et  $\underline{p}_2 = (p_{12}, p_{22}, \dots, p_{N2})^T$  les séquences PN qui viennent brouiller les séquences de WH respectivement dans les groupes 1 et 2. On obtient ainsi deux matrices  $\underline{W}_1^c$  et  $\underline{W}_2^c$  comprenant chacune  $N$  séquences d'étalement. Les utilisateurs de l'ensemble 1 se voit attribuer les  $N$  séquences de la matrice  $\underline{W}_1^c$  (i.e.  $\underline{W}_1 = \underline{W}_1^c$ ), tandis que les  $M$  séquences associées aux utilisateurs de l'ensemble 2 (contenues dans  $\underline{W}_2$ ) sont choisies parmi les  $N$  séquences contenues dans  $\underline{W}_2^c$ . Un premier travail sur ce schéma consisterait à déterminer les séquences  $\underline{p}_1$  et  $\underline{p}_2$  qui maximisent la capacité, mais on peut montrer (cf. annexe B) que ce seul critère ne permet pas de distinguer des séquences  $\underline{p}_1$  et  $\underline{p}_2$  pouvant donner de meilleurs résultats, car à  $N$  et  $M$  fixés, la capacité d'un schéma OCDMA/OCDMA est constante.

De plus, comme le démontre F. Vanhaverbeke dans [122] et [126], la matrice d'intercorrélacion  $\underline{\Gamma}^c = \underline{W}_1^c H \underline{W}_2^c$  présente une structure "miroir" (on pose  $N = 2^L$ ) :

$$\underline{\Gamma}^c = \begin{bmatrix} \underline{\Gamma}_{N/2,0} & \underline{\Gamma}_{N/2,N/2} \\ \underline{\Gamma}_{N/2,N/2} & \underline{\Gamma}_{N/2,0} \end{bmatrix} \quad (3.63)$$

$$\text{avec } \underline{\Gamma}_{j,s} = \begin{bmatrix} \underline{\Gamma}_{j/2,sj/2} & \underline{\Gamma}_{j/2,(s+1)j/2} \\ \underline{\Gamma}_{j/2,(s+1)j/2} & \underline{\Gamma}_{j/2,sj/2} \end{bmatrix} \quad \begin{array}{l} j = 2^m \quad (m = 1, \dots, L-1) \\ s = 0, 2, 4, \dots, 2^{L-m} \end{array}$$

$$\text{et } \underline{\Gamma}_{1,s} = \rho_{s+1} \quad s = 0, 1, 2, \dots, N-1.$$

Ceci est démontré par F. Vanhaverbeke dans le cas de séquences d'étalement réelles, et peut facilement être étendu au cas de séquences complexes. En effet, si on pose  $\underline{W}_1^c = \underline{W}_{1,I} + j \underline{W}_{1,Q}$  et  $\underline{W}_2^c = \underline{W}_{2,I} + j \underline{W}_{2,Q}$ , on peut écrire :

$$\underline{\Gamma}^c = \underline{W}_1^c H \underline{W}_2^c = (\underline{W}_{1,I}^T \underline{W}_{2,I} + \underline{W}_{1,Q}^T \underline{W}_{2,Q}) + j (\underline{W}_{1,I}^T \underline{W}_{2,Q} - \underline{W}_{1,Q}^T \underline{W}_{2,I}). \quad (3.64)$$

D'après ce qui précède, les matrices  $\underline{W}_{1,I}^T \underline{W}_{2,I}$ ,  $\underline{W}_{1,Q}^T \underline{W}_{2,Q}$ ,  $\underline{W}_{1,I}^T \underline{W}_{2,Q}$ ,  $\underline{W}_{1,Q}^T \underline{W}_{2,I}$  possèdent toutes une structure "miroir", donc  $\underline{\Gamma}^c$  également.

A titre d'exemple, la matrice d'intercorrélacion  $\underline{\Gamma}^c$  pour  $N = 8$  est de la forme :

$$\underline{\Gamma}^c = \begin{bmatrix} \rho_1 & \rho_2 & \rho_3 & \rho_4 & \rho_5 & \rho_6 & \rho_7 & \rho_8 \\ \rho_2 & \rho_1 & \rho_4 & \rho_3 & \rho_6 & \rho_5 & \rho_8 & \rho_7 \\ \rho_3 & \rho_4 & \rho_1 & \rho_2 & \rho_7 & \rho_8 & \rho_5 & \rho_6 \\ \rho_4 & \rho_3 & \rho_2 & \rho_1 & \rho_8 & \rho_7 & \rho_6 & \rho_5 \\ \rho_5 & \rho_6 & \rho_7 & \rho_8 & \rho_1 & \rho_2 & \rho_3 & \rho_4 \\ \rho_6 & \rho_5 & \rho_8 & \rho_7 & \rho_2 & \rho_1 & \rho_4 & \rho_3 \\ \rho_7 & \rho_8 & \rho_5 & \rho_6 & \rho_3 & \rho_4 & \rho_1 & \rho_2 \\ \rho_8 & \rho_7 & \rho_6 & \rho_5 & \rho_4 & \rho_3 & \rho_2 & \rho_1 \end{bmatrix}$$

où  $\rho_n$  ( $n = 1, \dots, 8$ ) est réel ou complexe selon que l'on travaille avec des séquences d'étalement réelles ou complexes.

En raison de la structure "miroir" de  $\underline{\Gamma}^c$ , la matrice d'intercorrélation  $\underline{\Gamma} = \underline{W}_1^H \underline{W}_2$  va présenter de fortes corrélations entre des parties de ses lignes, ce qui entraîne une mauvaise annulation d'interférences. On va donc s'intéresser à présent à une méthode de construction de deux ensembles de séquences orthogonales ne présentant pas cet inconvénient.

Cette construction s'inspire de la construction des matrices de WH, en y introduisant quelques degrés de liberté. Elle est appelée overall permuted OCDMA/OCDMA (o-O/O) par F. Vanhaverbeke [126]. On peut résumer les étapes de cette construction comme suit :

- On construit la matrice  $\underline{V}^{(1)} = [\underline{P}_1 \quad \dots \quad \underline{P}_{N/2}]$  où les  $\underline{P}_i$  ( $i = 1, \dots, N/2$ ) sont des matrices orthogonales binaires de taille  $2 \times 2$  choisies de façon aléatoire parmi les matrices de ce type, à savoir :  $\begin{bmatrix} 1 & 1 \\ 1 & -1 \end{bmatrix}$ ,  $\begin{bmatrix} 1 & 1 \\ -1 & 1 \end{bmatrix}$ ,  $\begin{bmatrix} 1 & -1 \\ 1 & 1 \end{bmatrix}$ ,  $\begin{bmatrix} -1 & 1 \\ 1 & 1 \end{bmatrix}$ , et leurs opposées.
- Pour  $n = 2, \dots, L$ ,
  - pour  $i = 1, \dots, 2^{L-n}$ , on calcule  $\underline{V}_i^{(n)} = \Omega(2^n, \underline{X}, \underline{Y})$ , avec :
$$\underline{X} = \underline{V}^{(n-1)} \left( :, (2i-2) \cdot 2^{n-1} + 1 : (2i-1) \cdot 2^{n-1} \right)$$

$$\underline{Y} = \underline{V}^{(n-1)} \left( :, (2i-1) \cdot 2^{n-1} + 1 : 2i \cdot 2^{n-1} \right)$$
où  $\underline{M}(:, p:q)$  désigne la matrice constituée des colonnes  $p$  à  $q$  ( $p = 1, \dots, m$ ,  $q \geq p$ ) de  $\underline{M}$  (si  $m$  désigne le nombre de colonnes de  $\underline{M}$ )
et en définissant :  $\Omega(m, \underline{X}, \underline{Y}) = \begin{bmatrix} \underline{X} & \underline{Y} \\ \underline{X}_r & -\underline{Y}_r \end{bmatrix}$  avec  $\underline{X}$  et  $\underline{Y}$  des matrices de taille  $(m/2) \times (m/2)$ . La matrice  $[\underline{X}_r \quad -\underline{Y}_r]$  est obtenue en multipliant chaque ligne de  $[\underline{X} \quad -\underline{Y}]$  par +1 ou -1 (les valeurs sont choisies aléatoirement dans  $\{\pm 1\}$  pour chaque ligne, il y a donc  $2^{m/2}$  matrices résultantes possibles), puis en permutant les lignes de la matrice ainsi obtenue selon une permutation choisie aléatoirement (il y a donc  $(m/2)!$  permutations possibles). On a donc  $(2^{2^{n-1}} \cdot (2^{n-1})!)^{2^{L-n}}$  matrices différentes. Le nombre de bases différentes est obtenu en divisant ce nombre par le nombre de permutations possibles, à savoir  $(2^{n-1})!$ .
    - on construit  $\underline{V}^{(n)} = [\underline{V}_1^{(n)} \quad \dots \quad \underline{V}_{2^{L-n}}^{(n)}]$ .
- Finalement, on prend  $\underline{W}_2^c = \underline{V}^{(L)}$ , alors que  $\underline{W}_1^c$  est la matrice de WH de taille  $N \times N$ .

On peut imaginer étendre cette construction de façon à obtenir des séquences d'étalement complexes. Soit  $\underline{w}_k^{(1)} = (w_{1k}^{(1)}, w_{2k}^{(1)}, \dots, w_{Nk}^{(1)})^T$  ( $k = 1, \dots, N$ ) les  $N$  séquences binaires de WH de longueur  $N$  et  $\underline{w}_m^{(2)} = (w_{1m}^{(2)}, w_{2m}^{(2)}, \dots, w_{Nm}^{(2)})^T$  ( $m = 1, \dots, M$ ) les  $M$  séquences binaires extraites de la matrice  $\underline{W}_2^c$  donnée par la construction décrite ci-dessus. Soit  $\underline{p}_1 = (p_{11}, p_{21}, \dots, p_{N1})^T$  et  $\underline{p}_2 = (p_{12}, p_{22}, \dots, p_{N2})^T$  des séquences PN à valeurs complexes. Les séquences d'étalement

désignées par  $\underline{\alpha}_k = (\alpha_{1k}, \alpha_{2k}, \dots, \alpha_{Nk})^T$  pour le  $k$ ème utilisateur du groupe 1 ( $k = 1, 2, \dots, N$ ), et  $\underline{\beta}_m = (\beta_{1m}, \beta_{2m}, \dots, \beta_{Nm})^T$  pour le  $m$ ème utilisateur de l'ensemble 2 ( $m = 1, 2, \dots, M$ ) peuvent être choisies de manière à vérifier les relations suivantes :  $\alpha_{nk} = w_{nk}^{(1)} p_{n1}$  et  $\beta_{nm} = w_{nk}^{(2)} p_{n2}$  pour  $n = 1, 2, \dots, N$ .

La figure 3.28 permet de comparer les performances en termes de BER fournies par un détecteur SDIC pour les deux systèmes OCDMA/OCDMA présentés ici lorsque les séquences d'étalement sont à valeurs complexes et que l'on s'intéresse à la constellation QPSK : d'une part l'OCDMA/OCDMA classique (désigné par s-O/O pour scrambled O/O), et d'autre part le système o-O/O présenté ci-dessus. Les performances avec des symboles BPSK (et un étalement réel) seraient identiques à celles obtenues avec des symboles QPSK et un étalement réel. Les figures mettent en évidence que si la construction o-O/O ne résout certes pas le problème des paliers de BER, elle permet néanmoins une amélioration significative des performances.

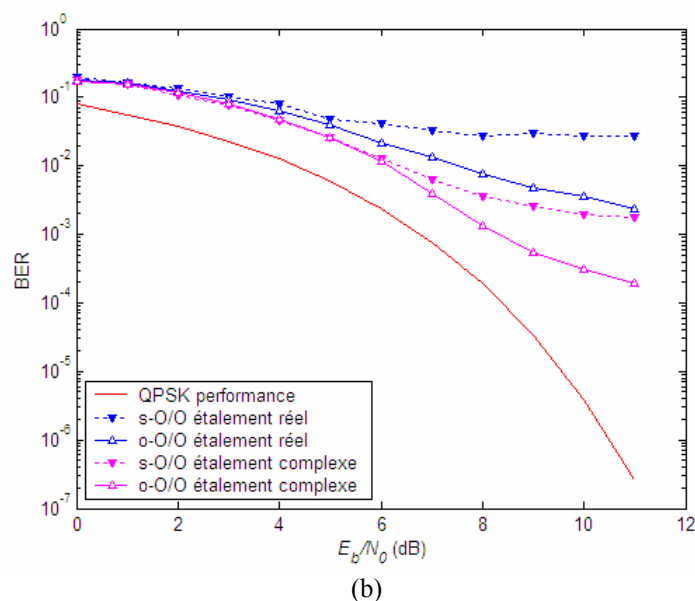
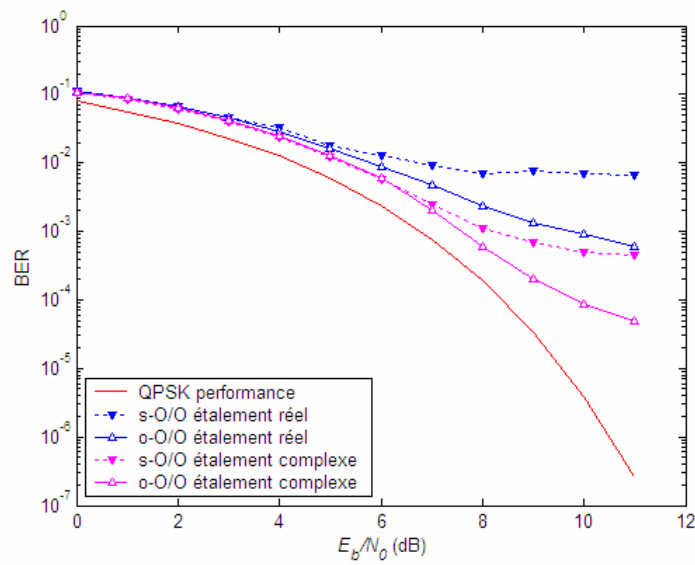
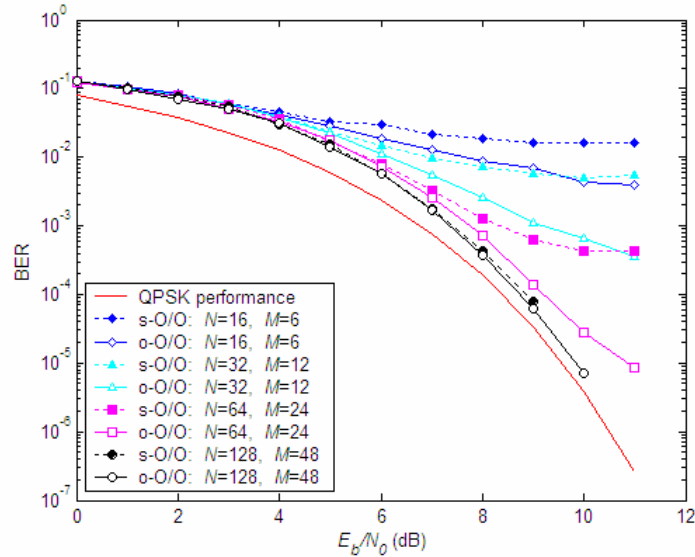
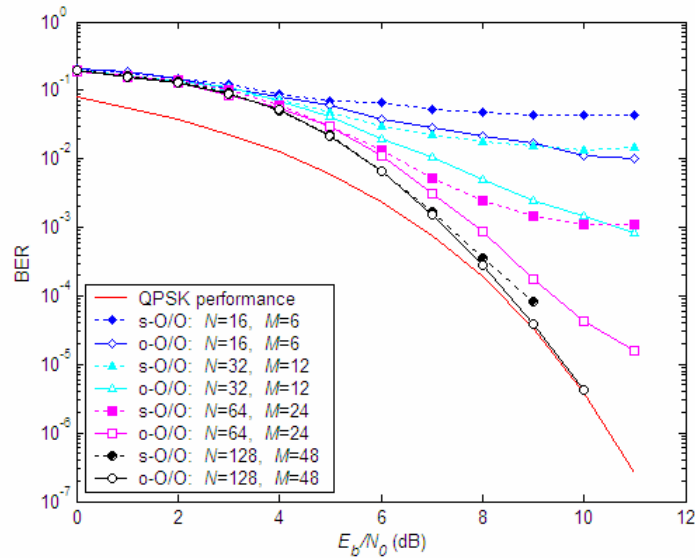


Fig. 3.28. Performances sur symboles QPSK avec  $N = 16$ ,  $M = 4$  (détection SDIC)  
 (a) Utilisateurs de l'ensemble 1 ; (b) Utilisateurs de l'ensemble 2.

Les figures 3.29 et 3.30 permettent de visualiser l'influence du paramètre  $N$  sur les performances à charge fixée, lorsque l'étalement est réel (symboles BPSK ou QPSK) ou complexe (symboles QPSK). On observe que l'amélioration apportée par le système o-O/O par rapport au système s-O/O devient moins significative lorsque  $N$  est grand, ce phénomène étant encore accentué par un étalement complexe.



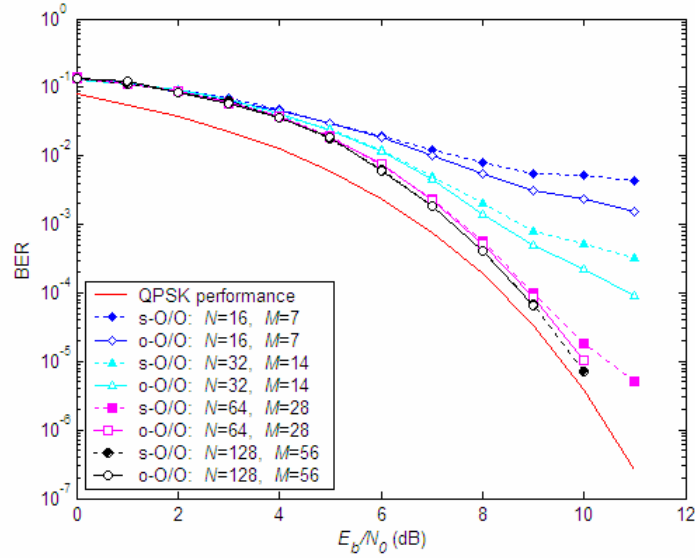
(a)



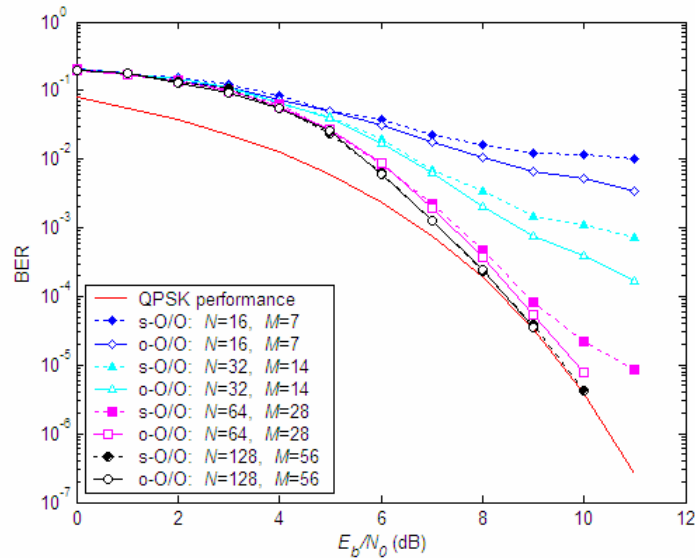
(b)

Fig. 3.29. Performances sur symboles QPSK avec une surcharge de 37,5% avec étalement réel de type s-O/O et o-O/O (détection SDIC) (a) Utilisateurs de l'ensemble 1 ; (b) Utilisateurs de l'ensemble 2.





(a)



(b)

Fig. 3.30. Performances sur symboles QPSK avec une surcharge de 43,75% avec étalement complexe de type s-O/O et o-O/O (détection SDIC) (a) Utilisateurs de l'ensemble 1 ; (b) Utilisateurs de l'ensemble 2.

Il est à noter que dans les simulations précédentes, les séquences d'étalement sont construites de façon aléatoire pour chaque ensemble de  $K$  symboles. Il faudrait imaginer une procédure de sélection des matrices de séquences fournissant les meilleures performances. Ceci paraît très compliqué dans la mesure où le nombre de bases possibles est beaucoup plus important dans le cas de l'o-O/O que pour le s-O/O. En considérant le cas de l'étalement réel, le nombre de bases différentes pour le s-O/O est égal à  $2^N$ . Dans le cas de l'o-O/O, on compte (en posant  $N = 2^L$ ) :

$$8^{N/2} \cdot \prod_{n=2}^L \frac{1}{(2^{n-1})!} \left( 2^{2^{n-1}} \cdot (2^{n-1})! \right)^{2^{L-n}} = 2^{\left(\frac{11}{4}N-1\right)} \cdot \prod_{n=3}^{L-1} 2^{N/2} \cdot (2^{n-1})!^{2^{L-n}-1} \text{ bases différentes.}$$

Le tableau suivant illustre les résultats pour quelques valeurs de  $N$ .

Tableau 3.3. Nombre de bases différentes pour les systèmes s-O/O et o-O/O (étalement réel)

$N$	s-O/O	o-O/O
16	$6,6 \cdot 10^4$	$5,4 \cdot 10^{16}$
32	$4,3 \cdot 10^9$	$3,7 \cdot 10^{44}$
64	$1,8 \cdot 10^{19}$	$2,4 \cdot 10^{118}$

### 3.4.1.10. Analyse en convergence du HDIC

On se propose ici d'étudier la convergence du HDIC (décrit en 3.3.2.1) en présence d'un schéma comprenant deux ensembles de formes d'ondes orthogonales. Comme on l'a déjà vu, le HDIC a l'avantage de la simplicité, son inconvénient résidant dans ses performances limitées. Cette étude de la convergence du HDIC constitue donc davantage une étape vers l'analyse en convergence d'algorithmes d'annulation d'interférences plus complexes.

Dans la suite, on se limite au cas de symboles BPSK et de signaux réels, et on étudie le comportement de l'algorithme sur un canal AWGN. L'organe de décision intervenant dans l'algorithme est tout simplement un détecteur à seuil. On rappelle que les interférences des utilisateurs de l'ensemble 2 sur ceux de l'ensemble 1, et des utilisateurs de l'ensemble 1 sur ceux de l'ensemble 2 peuvent s'écrire comme suit (avec les hypothèses précédentes) :

$$\begin{cases} I_{2 \rightarrow 1}(k) = \sum_{m=1}^M s_{N+m} \Gamma_{km} & k = 1, \dots, N \\ I_{1 \rightarrow 2}(m) = \sum_{k=1}^N s_k \Gamma_{km}^* & m = 1, \dots, M \end{cases}, \quad (3.65)$$

en posant  $\underline{\Gamma} = \underline{W}_1^H \underline{W}_2$  la matrice d'intercorrélacion des séquences.

On a de plus :  $\text{Var}(\Gamma_{km}) = \frac{1}{N}$ , d'où  $\sigma_{I_{2 \rightarrow 1}(k)}^2 = \frac{M}{N} E_b$  et  $\sigma_{I_{1 \rightarrow 2}(m)}^2 = E_b$ .

Le but des modèles d'approximation proposés est d'évaluer les probabilités d'erreur sur les groupes 1 et 2 au fil des itérations. Si on désigne par  $p_1^{(i)}$  et  $p_2^{(i)}$  les probabilités d'erreur à l'issue de l'itération n°i pour les groupes d'utilisateurs 1 et 2, on pourra considérer que l'algorithme aura convergé lorsqu'on aura :  $p_1^{(i+1)} = p_1^{(i)}$  et  $p_2^{(i+1)} = p_2^{(i)}$ .

#### 3.4.1.10.1. 1<sup>er</sup> modèle d'approximation

A l'itération n°1, les décisions sur les symboles du groupe 1 se font sur :  $z_1(n) = s_n + I_{2 \rightarrow 1}(n) + v_n$  où  $v_n$  est un bruit AWGN de variance  $\sigma_v^2 = N_0/2$ . On en déduit qu'une approximation de la probabilité d'erreur sur le groupe 1 à l'itération n°1 est donnée par :

$$p_1^{(1)} \approx Q \left( \sqrt{\frac{1}{\frac{M}{N} + \frac{N_0}{2E_b}}} \right) \quad (3.66)$$

D'une façon générale, à l'itération  $n^{\circ}i$  ( $i = 1, 2, \dots$ ), les décisions sur les symboles du groupe 2 se font sur :  $z_2(m) - \hat{I}_{1 \rightarrow 2}^{(i)}(m) = s_{N+m} + \underbrace{I_{1 \rightarrow 2}(m) - \hat{I}_{1 \rightarrow 2}^{(i)}(m)}_{I_{res2}^{(i)}(m)} + v'_m$ .

Or,  $I_{res2}^{(i)}(m) = \sum_{k=1}^N (s_k - \hat{s}_k^{(i)}) \Gamma_{km}^* = \sum_{k \in E_1^{(i)}} 2s_k \Gamma_{km}^*$  où  $E_1^{(i)}$  désigne l'ensemble des indices des utilisateurs du groupe 1 sur lesquels des décisions erronées ont été faites à l'itération  $n^{\circ}i$ . En notant  $\text{Card}(E_1^{(i)}) = N_1^{(i)}$ , on a dès lors :  $\sigma_{I_{res2}^{(i)}(m)}^2 = N_1^{(i)} \times \frac{4E_b}{N}$ . En remplaçant  $\frac{N_1^{(i)}}{N}$  par  $p_1^{(i)}$ , on peut approcher la variance de l'interférence résiduelle comme suit :  $\sigma_{I_{res2}^{(i)}(m)}^2 = 4p_1^{(i)}E_b$ , d'où l'on déduit l'approximation de la probabilité d'erreur sur le groupe 2 à l'itération  $n^{\circ}i$  :

$$p_2^{(i)} \approx Q \left( \sqrt{\frac{1}{4p_1^{(i)} + \frac{N_0}{2E_b}}} \right). \quad (3.67)$$

A l'itération  $n^{\circ}(i+1)$  ( $i = 1, 2, \dots$ ), les décisions sur les symboles du groupe 1 se font sur :  $z_1(k) - \hat{I}_{2 \rightarrow 1}^{(i)}(k) = s_k + \underbrace{I_{2 \rightarrow 1}(k) - \hat{I}_{2 \rightarrow 1}^{(i)}(k)}_{I_{res1}^{(i+1)}(k)} + v_k$ .

Comme précédemment, on a :  $I_{res1}^{(i+1)}(k) = \sum_{m=1}^M (s_{N+m} - \hat{s}_{N+m}^{(i)}) \Gamma_{km} = \sum_{k \in E_2^{(i)}} 2s_{N+m} \Gamma_{km}$  où  $E_2^{(i)}$  désigne l'ensemble des indices des utilisateurs du groupe 2 sur lesquels des décisions erronées ont été faites à l'itération  $n^{\circ}i$ . En notant  $\text{Card}(E_2^{(i)}) = N_2^{(i)}$ , on a :  $\sigma_{I_{res1}^{(i+1)}(k)}^2 = N_2^{(i)} \times \frac{4E_b}{N} = \frac{N_2^{(i)}}{M} \times \frac{4M}{N} E_b$ . En remplaçant  $\frac{N_2^{(i)}}{M}$  par  $p_2^{(i)}$ , on peut approcher la variance de l'interférence résiduelle comme suit :  $\sigma_{I_{res1}^{(i+1)}(k)}^2 = 4 \frac{M}{N} p_2^{(i)} E_b$ , d'où l'on déduit l'approximation de la probabilité d'erreur sur le groupe 1 à l'itération  $n^{\circ}(i+1)$  :

$$p_1^{(i+1)} \approx Q \left( \sqrt{\frac{1}{4 \frac{M}{N} p_2^{(i)} + \frac{N_0}{2E_b}}} \right). \quad (3.68)$$

Rappelons que les approximations gaussiennes effectuées supposent que  $N$  soit suffisamment grand. Les expressions (3.66), (3.67) et (3.68) supposent de plus qu'il n'y a pas de problème de diminution de la distance euclidienne minimale.

#### 3.4.1.10.2. 2<sup>ème</sup> modèle d'approximation

Il consiste à évaluer les probabilités d'erreur en envisageant toutes les possibilités sur le nombre d'erreurs commises sur les symboles de l'autre groupe :

$$p_2^{(i)} \approx \sum_{n=0}^N C_N^n (p_1^{(i)})^n (1-p_1^{(i)})^{N-n} Q \left( \sqrt{\frac{1}{4 \frac{n}{N} + \frac{N_0}{2E_b}}} \right) \quad (3.69)$$

$$p_1^{(i+1)} \approx \sum_{m=0}^M C_M^m (p_2^{(i)})^m (1-p_2^{(i)})^{M-m} Q \left( \sqrt{\frac{1}{4 \frac{m}{M} + \frac{N_0}{2E_b}}} \right) \quad (3.70)$$

### 3.4.1.10.3. Evaluation des modèles d'approximation

Les figures 3.31 et 3.32 permettent de comparer les approximations faites respectivement à l'aide du 1<sup>er</sup> et du 2<sup>ème</sup> modèle sur les probabilités d'erreur du groupe 1 et du groupe 2 après chacune des 3 premières itérations du HDIC.

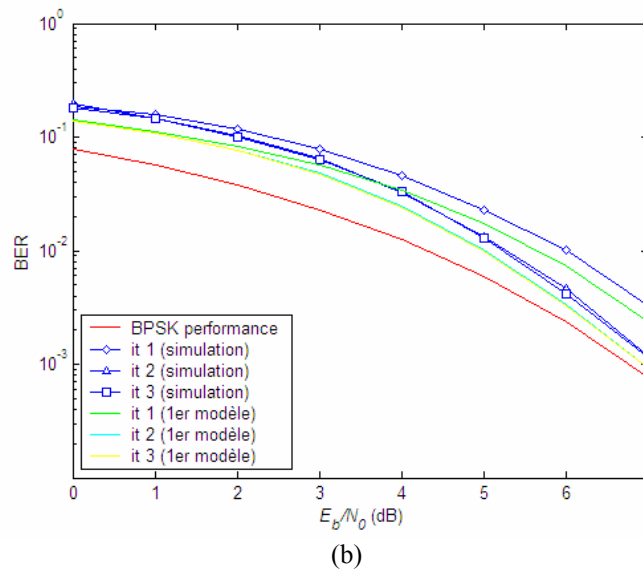
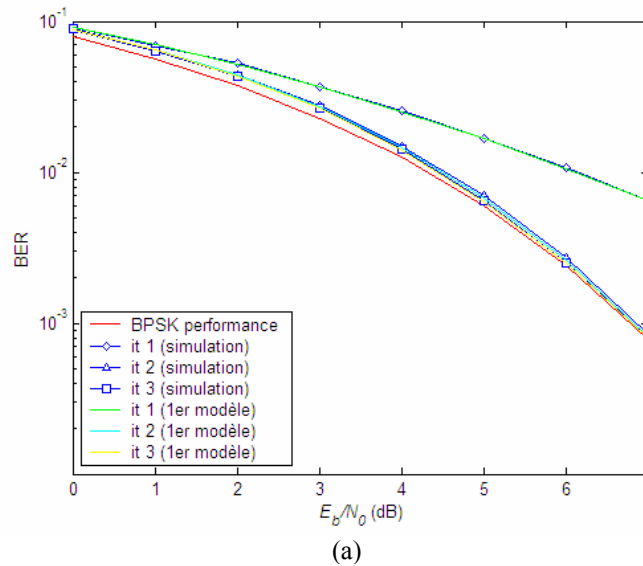
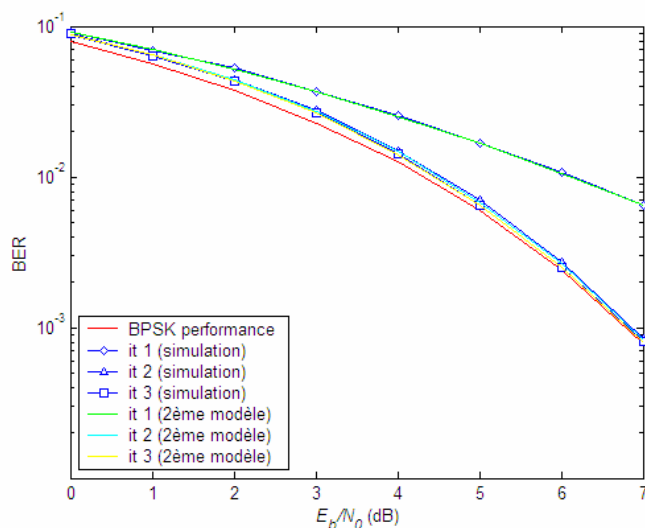
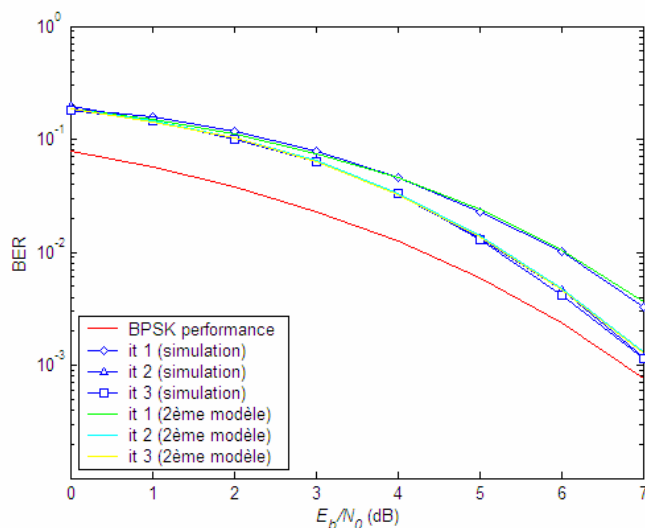


Fig. 3.31. Evaluation du 1<sup>er</sup> modèle : performances du HDIC sur un schéma OCDMA/OCDMA avec  $N = 256$ ,  $M = 16$   
(a) Utilisateurs du groupe 1 ; (b) Utilisateurs du groupe 2.



(a)

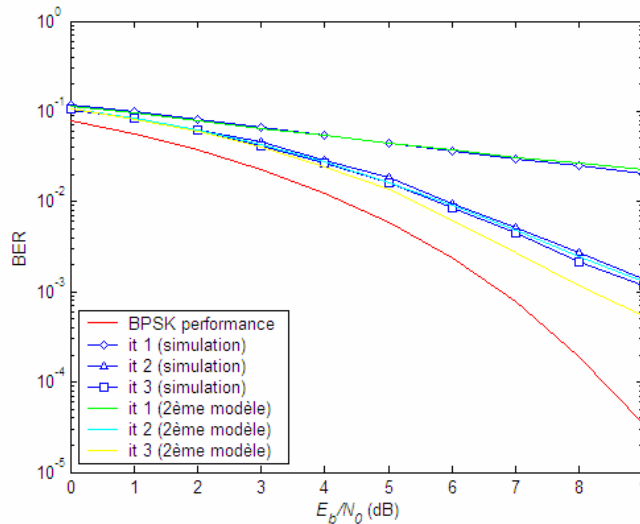


(b)

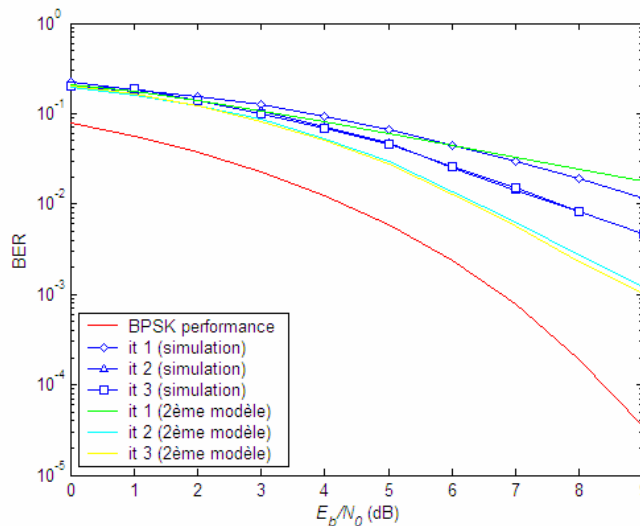
Fig. 3.32. Evaluation du 2<sup>ème</sup> modèle : performances du HDIC sur un schéma OCDMA/OCDMA avec  $N = 256$ ,  $M = 16$   
 (a) Utilisateurs du groupe 1 ; (b) Utilisateurs du groupe 2.

On observe que les courbes données par les simulations sont très bien estimées par le 2<sup>ème</sup> modèle (figure 3.32). Les résultats du 1<sup>er</sup> modèle (figure 3.31) paraissent quant à eux plus grossiers, ce qui s'explique par le fait que l'approximation réalisée par le 1<sup>er</sup> modèle est beaucoup moins précise que celle du 2<sup>ème</sup> modèle.

Toutefois, ces modèles ont leurs limites. Ainsi, lorsqu'on cherche à les utiliser pour une faible valeur de  $N$ , le 2<sup>ème</sup> modèle s'avère assez optimiste par rapport aux résultats des simulations (figure 3.33). Compte tenu du fait que les performances du schéma considéré (à savoir TDMA/OCDMA avec  $N = 16$ ,  $M = 3$ ) tendent vers la courbe de la BPSK (il n'y a pas de diminution de la distance euclidienne minimale, et par conséquent pas de problème de palier de BER), on aurait pu s'attendre à ce que le modèle d'approximation soit plus proche des résultats de simulations effectivement obtenus avec le HDIC. Enfin, l'autre limitation concerne le problème de diminution possible de la distance minimale euclidienne qui n'est pas prise en compte dans ces modèles le cas échéant.



(a)



(b)

Fig. 3.33. Evaluation du 2<sup>ème</sup> modèle : performances du HDIC sur un schéma TDMA/OCDMA avec  $N = 16$ ,  $M = 3$   
 (a) Utilisateurs du groupe 1 ; (b) Utilisateurs du groupe 2.

Les modèles proposés peuvent donc donner des approximations satisfaisantes dans certains cas précis (pour  $N$  grand et en l'absence de palier d'erreurs binaires, autrement dit à faible surcharge). L'étude de ce sujet demanderait à être poursuivie, en consultant notamment [104], [98], [24], [14], et [13]. L'étape suivante serait l'analyse en convergence du SIC, pour laquelle on pourrait entre autres s'appuyer sur [14].

### 3.4.1.11. Résultats de simulations sur canal de Rayleigh non sélectif

Nous étudions ici les performances des schémas utilisant deux ensembles de formes d'ondes orthogonales sur un canal à évanouissements de Rayleigh parfaitement connus avec un seul trajet. Ce modèle de canal est en effet plus pertinent que le canal AWGN dans le contexte des systèmes de communications mobiles. Nous avons en particulier évalué le facteur de surcharge  $OF$  atteignable dans le cas d'une modulation QPSK, pour des séquences d'étalement réelles et complexes. Utilisées conjointement avec une annulation itérative d'interférences de type SDIC, les techniques de channel

overloading étudiées permettent d'atteindre des surcharges significatives, et ce sans nécessiter de classement préalable des utilisateurs en fonction des amplitudes des atténuations.

On étudie les performances du TDMA/OCDMA et de l'OCDMA/OCDMA lorsqu'on utilise un récepteur SDIC sur un canal de Rayleigh. Pour prendre les décisions souples sur les symboles, on utilise comme non-linéarité intervenant dans l'organe de décision la fonction linéaire par morceau (cf. (3.36)), sauf à la dernière itération, où on prend des décisions dures.

Afin de comparer les performances de ces schémas, on définit  $M_{max}$  le nombre critique d'utilisateurs en excès qu'un système peut accueillir, tel que la dégradation sur le rapport  $E_b/N_0$  entre la performance moyenne en termes de BER et le BER idéal correspondant à une annulation d'interférences parfaite reste inférieure à 1 dB pour un BER de  $5 \cdot 10^{-4}$  (cette mesure s'inspire de celle utilisée dans [126] pour un canal AWGN). Par conséquent, cette mesure garantit que le BER moyen reste proche de la courbe idéale du BER, tant que  $M < M_{max}$ . Ainsi, la surcharge atteignable correspondante  $OF_{max}$  sera égale à  $M_{max}/N$ . Il convient de noter que la performance fournie par une annulation d'interférences parfaite est identique à celle d'un système non surchargé où les utilisateurs seraient orthogonaux, et aussi à la performance d'un système comprenant seulement un utilisateur. On rappelle que la probabilité d'erreur binaire d'un seul utilisateur sur canal de Rayleigh est donnée par [80] :

$$Pe_b = \frac{1}{2} \left( 1 - \frac{1}{\sqrt{1 + N_0/E_b}} \right). \quad (3.71)$$

Les simulations effectuées visent à évaluer la surcharge acceptable après SDIC avec des symboles QPSK et un étalement réel ou complexe, et ce pour plusieurs valeurs du facteur d'étalement  $N$ . Le nombre d'itérations a été fixé à 10 dans tous les cas, ce qui permet de considérer que les performances ont atteint leur point d'équilibre (accroître le nombre d'itérations ne fournissant pas d'amélioration significative).

Le tableau 3.4 résume les surcharges critiques pour le TDMA/OCDMA (T/O) et l'OCDMA/OCDMA (O/O) lorsque les séquences d'étalement sont à valeurs réelles et complexes, pour différentes valeurs de  $N$  ( $N = 16, 32, 64, 128, 256$ ). On rappelle qu'aucun classement des utilisateurs n'est nécessaire au récepteur pour produire ces résultats.

Tableau 3.4. Surcharges atteignables sur canal de Rayleigh

Étalement réel					
	$N=16$	$N=32$	$N=64$	$N=128$	$N=256$
T/O	19%	44%	70%	84%	93%
O/O	6%	22%	67%	83%	92%
Étalement complexe					
	$N=16$	$N=32$	$N=64$	$N=128$	$N=256$
T/O	19%	44%	72%	84%	92%
O/O	31%	53%	72%	84%	93%

Le tableau 3.4 illustre l'influence du facteur d'étalement  $N$  sur les performances : on constate en effet que les surcharges acceptables augmentent considérablement avec le facteur d'étalement  $N$  quel que soit le système considéré. On remarque également que les résultats sont meilleurs avec un étalement complexe qu'avec un étalement réel. Ce phénomène survient surtout pour de faibles valeurs de  $N$  ( $N = 16, 32, 64$ ), alors qu'il tend à disparaître pour de grandes valeurs de  $N$  ( $N \geq 128$ ), pour lesquelles les performances des systèmes étudiés sont quasiment identiques. Qui plus est, la

différence observée suivant le type d'étalement (réel ou complexe) est plus accentuée en OCDMA/OCDMA qu'en TDMA/OCDMA.

En toute rigueur, les résultats sur canal AWGN et sur canal de Rayleigh ne sont pas comparables. Néanmoins, si la surcharge acceptable sur canal AWGN est définie de façon à ce que la dégradation moyenne sur  $E_b/N_0$  par rapport à la performance d'un seul utilisateur reste inférieure à 0,35 dB à  $BER = 10^{-5}$  (comme dans [126]), on obtient par exemple en OCDMA/OCDMA avec  $N = 128$  une surcharge acceptable de 25% et 53% respectivement avec un étalement réel et complexe. D'une certaine façon, le système paraît plus tolérant sur canal de Rayleigh (puisque la surcharge acceptable atteint 83% et 84% respectivement avec un étalement réel et complexe et en prenant les mêmes paramètres) que sur canal AWGN. L'introduction des coefficients d'atténuation complexes  $\lambda_k$  a une répercussion sur la probabilité que des signaux correspondant à des séquences de symboles différentes soient séparés par la distance euclidienne minimale : en raison du caractère aléatoire des coefficients  $\lambda_k$ , la probabilité d'avoir des signaux proches devient extrêmement faible en pratique. De plus, la différence entre étalement réel et complexe est nettement plus importante sur canal AWGN, car on ne bénéficie pas alors du fait que les atténuations  $\lambda_k$  sont complexes, comme c'est le cas sur canal de Rayleigh.

La figure 3.34 met en évidence l'influence importante du facteur d'étalement  $N$  sur le BER moyen, lorsqu'on travaille sur un système OCDMA/OCDMA avec un étalement réel, un facteur de surcharge fixé à 50%, et plusieurs valeurs de  $N$ . Les performances fournies par les simulations peuvent être confrontées à la performance théorique d'un seul utilisateur sur canal de Rayleigh. On observe que les performances tendent à s'améliorer lorsque  $N$  augmente : ainsi, la dégradation se produisant pour  $N = 16$  et  $N = 32$  disparaît sur les courbes associées à  $N = 64$  et  $N = 128$  (qui sont pratiquement confondues).

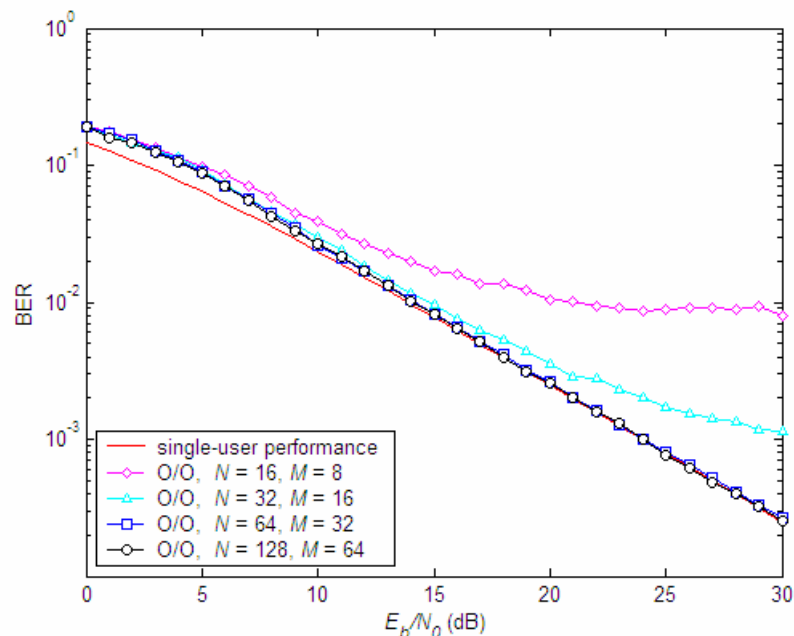


Fig. 3.34. Influence de  $N$  sur la performance moyenne de l'O/O (étalement réel) avec 50% de surcharge sur canal de Rayleigh

On s'intéresse ensuite aux performances du TDMA/OCDMA avec étalement réel,  $N = 128$ , pour différentes valeurs du nombre d'utilisateurs en excès  $M$ , représentant une surcharge de 80%, 84%, (autrement dit la surcharge acceptable), 90%, 95%, et 100% (voir figure 3.35). Les courbes présentées sur la figure 3.35 montrent, que d'après la définition retenue pour la surcharge



atteignable, une surcharge de 84% est effectivement acceptable, ce qui n'est pas le cas d'une surcharge de 90%.

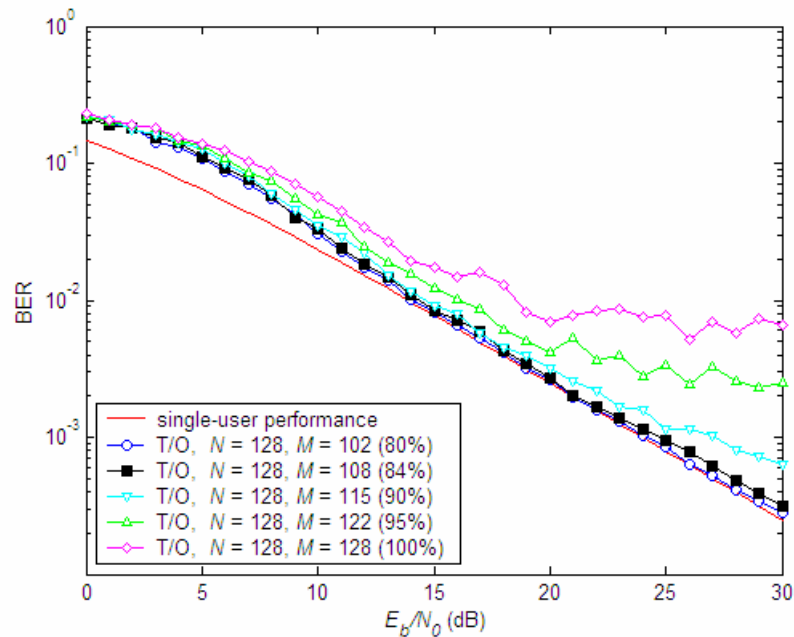


Fig. 3.35. Performance moyenne du T/O (étalement réel) pour  $N = 128$  sur canal de Rayleigh

L'étude des performances de l'algorithme ISDIC sur canal de Rayleigh montre que les résultats fournis par la technique présentée dans [68] sont très proches de ceux obtenus avec une détection SDIC, hormis en TDMA/OCDMA, où les résultats s'avèrent moins bons (l'ISDIC n'étant pas approprié à ce type de schéma).

La figure 3.36 permet de comparer les performances fournies par l'OCDMA/OCDMA avec celles du PN-CDMA, lorsqu'on applique une annulation d'interférences de type SDIC et ISDIC en supposant la matrice des atténuations  $\underline{\underline{\Lambda}}$  connue. Dans la mesure où les performances obtenues pour chacun des ensembles d'utilisateurs en OCDMA/OCDMA sont très proches, on se contente par la suite d'étudier les performances moyennes. A noter que l'algorithme ISDIC est ici mis en oeuvre dans sa version "standard", et que les résultats présentés ont été obtenus après 4 itérations pour l'ISDIC, et 10 itérations pour le SDIC. En raison des interférences moins importantes en jeu en OCDMA/OCDMA qu'en PN-CDMA, on constate logiquement que les performances obtenues avec l'OCDMA/OCDMA sont meilleures qu'avec le PN-CDMA lorsqu'on applique le SDIC. Avec l'ISDIC, les résultats pour l'OCDMA/OCDMA et le PN-CDMA sont assez proches, bien que légèrement en faveur de l'OCDMA/OCDMA pour  $(N=16, M=8)$  et  $(N=16, M=12)$ . Il est donc utile de préserver de l'orthogonalité dans les séquences d'étalement, bien que le canal soit un canal de Rayleigh. Dans le cas de l'OCDMA/OCDMA, on observe encore un phénomène de palier, mais intervenant à des niveaux de BER différents de ceux observés sur canal AWGN (ils sont en fait inférieurs). En effet, l'effet du canal AWGN peut se modéliser comme celui du canal de Rayleigh en prenant  $\underline{\underline{\Lambda}} = \underline{\underline{I}}_K$  dans (3.21). Du fait du caractère aléatoire de  $\underline{\underline{\Lambda}}$ , la probabilité d'avoir la même séquence de signal émis associée à deux séquences de symboles distinctes est susceptible de diminuer. De plus, on constate que l'approximation gaussienne sur laquelle se fonde l'ISDIC est plus pertinente encore, car les atténuations relatives à chaque utilisateur interviennent dans les expressions des interférences multi-utilisateurs. C'est pourquoi l'assimilation de cette interférence à un bruit gaussien est alors plus pertinente que dans le cas du canal AWGN. Ceci explique le

meilleur fonctionnement de l'ISDIC. Les performances fournies par l'ISDIC sont meilleures (PN-CDMA) ou voisines (OCDMA/OCDMA) de celles données par le SDIC.

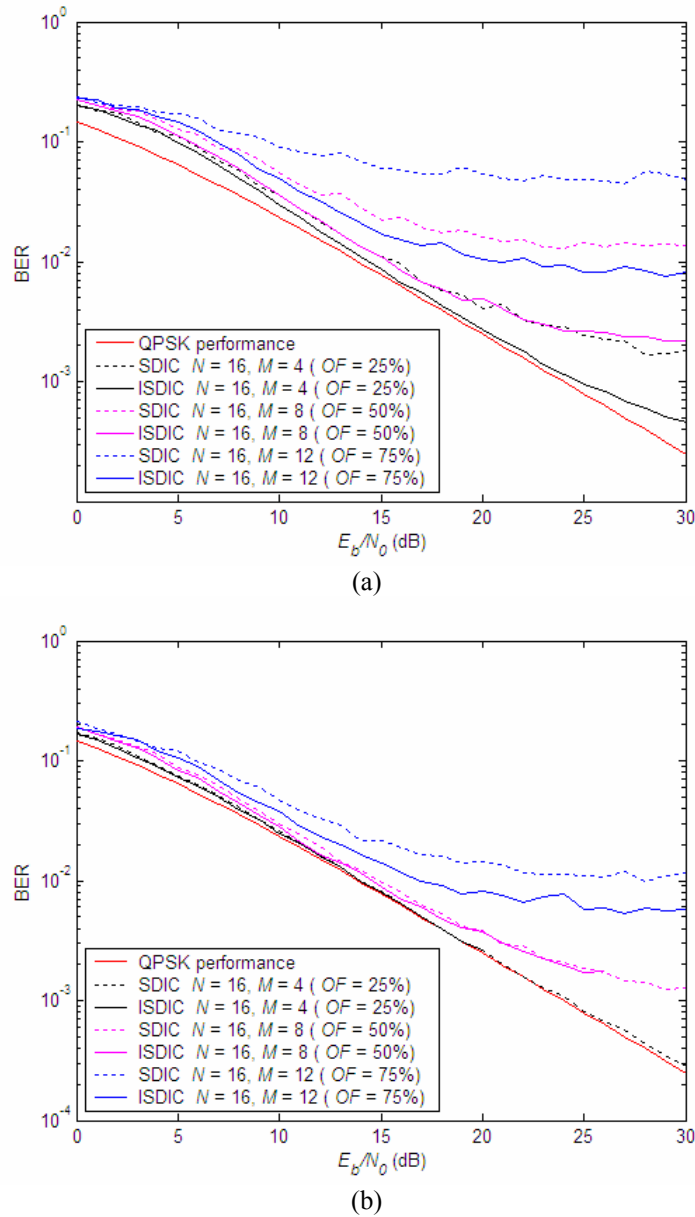


Fig. 3.36. Performance moyenne avec symboles QPSK (étalement complexe) sur canal de Rayleigh (a) en PN-CDMA ; (b) en OCDMA/OCDMA.

L'application des algorithmes SDIC et ISDIC à un système TDMA/OCDMA avec ( $N = 16, M = 5$ ) et un étalement complexe fournit les résultats montrés sur la figure 3.37. Les moins bons résultats obtenus avec l'ISDIC peuvent être dus à un nombre insuffisant d'itérations, ou plus vraisemblablement au fait que l'approximation gaussienne en TDMA/OCDMA n'est pas aussi pertinente qu'en OCDMA/OCDMA par exemple. Ceci a d'ailleurs déjà été observé pour l'ISDIC appliqué au TDMA/OCDMA sur canal AWGN.

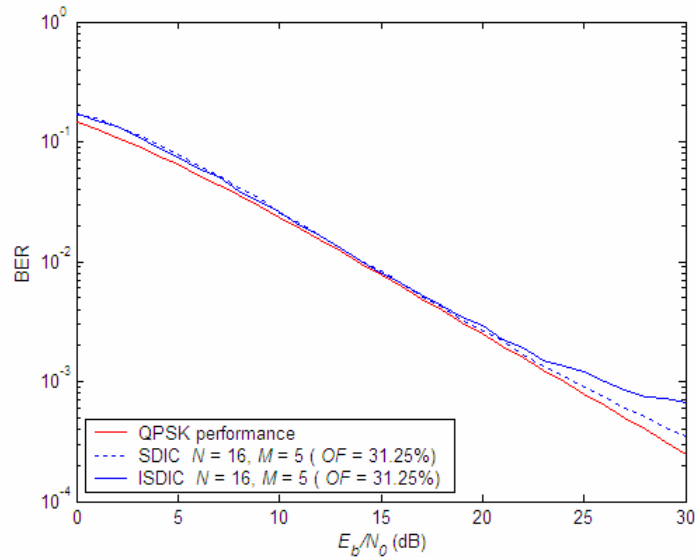


Fig. 3.37. Performance moyenne avec symboles QPSK (étalement complexe) sur canal de Rayleigh en TDMA/OCDMA

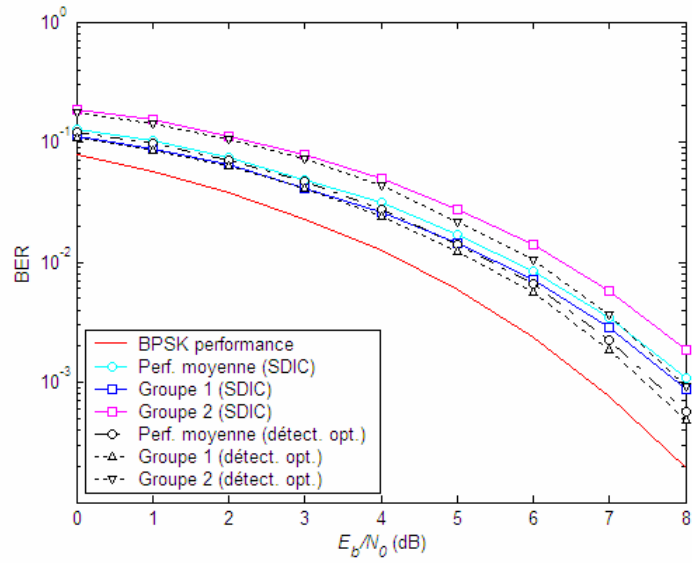
L'étude des performances du TDMA/OCDMA et de l'OCDMA/OCDMA sur canal de Rayleigh lorsqu'on travaille sur des symboles QPSK et qu'on applique un algorithme SDIC à la réception a montré que les surcharges acceptables tendent à augmenter avec le facteur d'étalement  $N$  pour tous les schémas : la surcharge acceptable est égale à 19% ou 31% pour  $N=16$  (avec un étalement complexe), alors qu'elle peut atteindre 84% pour  $N=128$ . Le récepteur étudié permet donc d'avoir des surcharges acceptables substantielles. L'étape suivante consiste à mener une étude des performances sur canaux dispersifs, comme cela est fait au chapitre 5 dans un contexte incluant du codage canal.

## 3.4.2. Schéma de Ross et Taylor

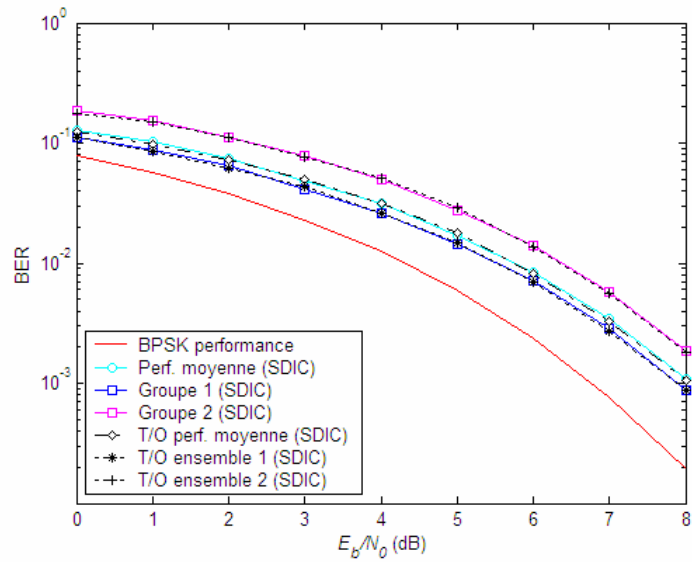
### 3.4.2.1. Résultats des simulations de Monte Carlo

On présente ci-dessous les résultats fournis par la construction de Ross et Taylor en prenant ( $N=4$ ,  $M=1$ ), ( $N=16$ ,  $M=4$ ), ( $N=16$ ,  $M=5$ ), et ( $N=64$ ,  $M=21$ ) avec une base d'étalement égale à 4. Les performances ont, sauf mention contraire, été obtenues à l'issue d'une détection SDIC sur 10 itérations utilisant une fonction linéaire par morceau ( $\theta=0.8$ ). Elles peuvent être comparées aux performances du détecteur optimal, ainsi qu'aux performances des systèmes TDMA/OCDMA ou OCDMA/OCDMA. Dans tous les cas, on travaille avec des symboles BPSK.

En fait, dans le cas ( $N=4$ ,  $M=1$ ) illustré par la figure 3.38, les systèmes de Taylor et TDMA/OCDMA sont identiques, ce qui explique que les performances obtenues avec ces systèmes soient les mêmes. Ceci étant dit, on remarque qu'il est encore possible de se rapprocher des performances optimales.



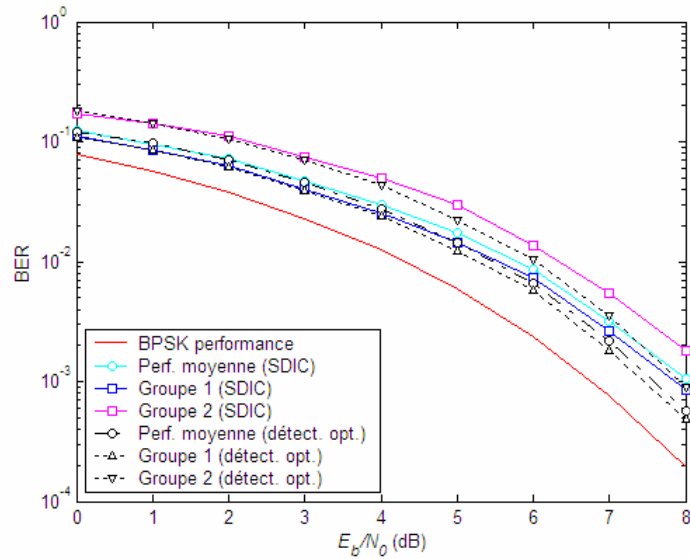
(a)



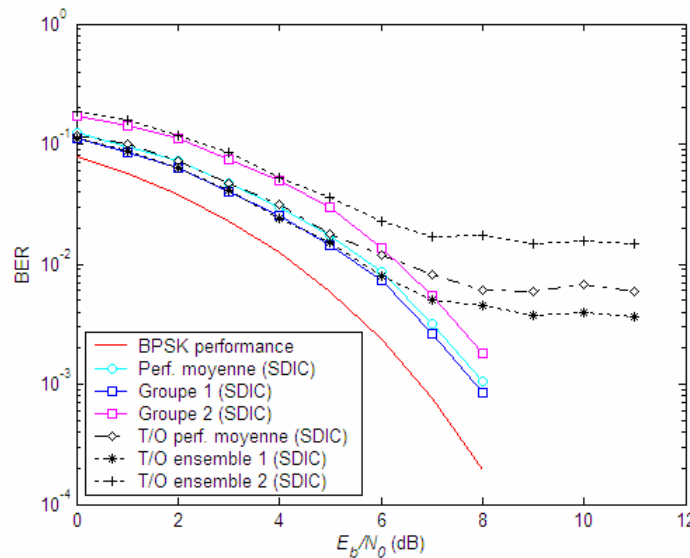
(b)

Fig. 3.38. Performances de la construction de Ross et Taylor avec  $N = 4, M = 1$  (25%) :  
 (a) Comparaison avec les performances du détecteur optimal ; (b) Comparaison avec le TDMA/OCDMA.

Comme on peut l'observer sur la figure 3.39, la construction de Ross et Taylor, qui est réalisée de façon à maintenir constante la distance minimale, paraît intéressante dans la mesure où elle permet d'éviter les phénomènes de paliers qui peuvent se produire avec un système TDMA/OCDMA, comme c'est le cas par exemple avec ( $N = 16, M = 4$ ).



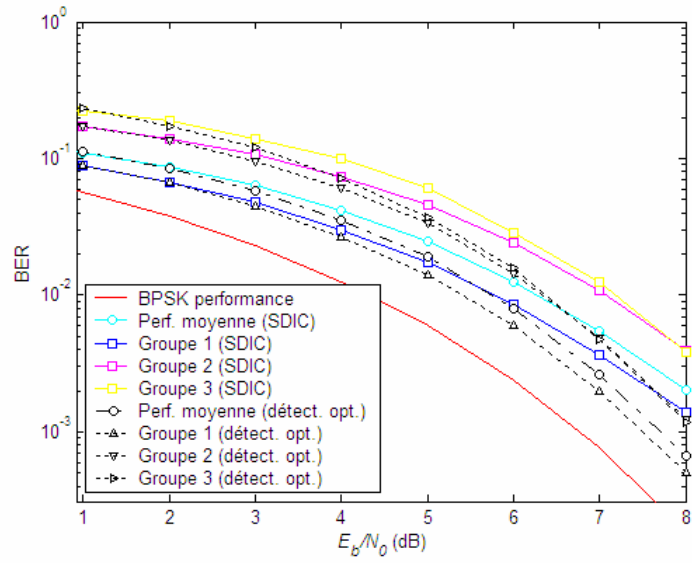
(a)



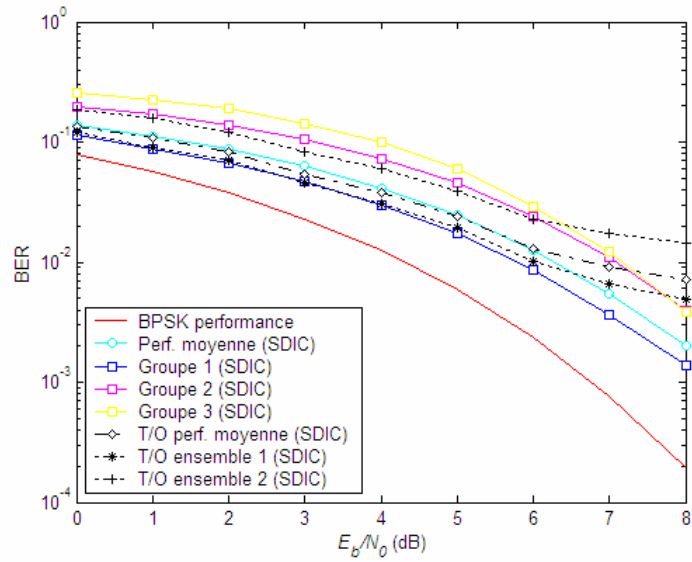
(b)

Fig. 3.39. Performances de la construction de Ross et Taylor avec  $N = 16$ ,  $M = 4$  (25%) :  
 (a) Comparaison avec les performances du détecteur optimal ; (b) Comparaison avec le TDMA/OCDMA.

La figure 3.40 permet de visualiser les performances de la construction de Ross et Taylor avec ( $N = 16$ ,  $M = 5$ ). Avec ces paramètres, les utilisateurs sont répartis en trois groupes orthogonaux : le groupe n°1 comprend 16 utilisateurs, le groupe n°2 compte 4 utilisateurs, et le groupe n°3 se limite en fait à un seul utilisateur. Ici encore, la construction de Ross et Taylor paraît intéressante car elle permet d'éviter les phénomènes de paliers. En outre, un algorithme de détection plus performant pourrait permettre de se rapprocher des performances optimales fournies par la construction de Taylor, et ainsi d'améliorer encore les résultats. On observe également que les performances se dégradent avec le numéro du groupe, du fait de l'augmentation de la puissance d'interférence avec le numéro du groupe et de la propagation d'erreurs lors de la détection des symboles.



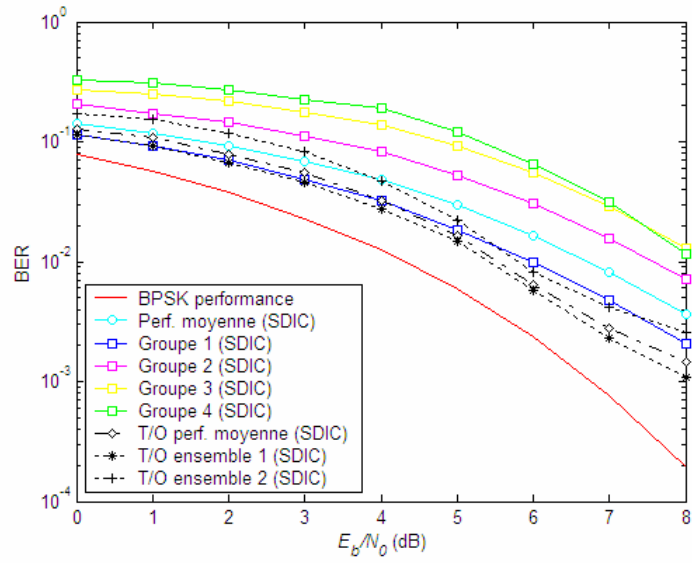
(a)



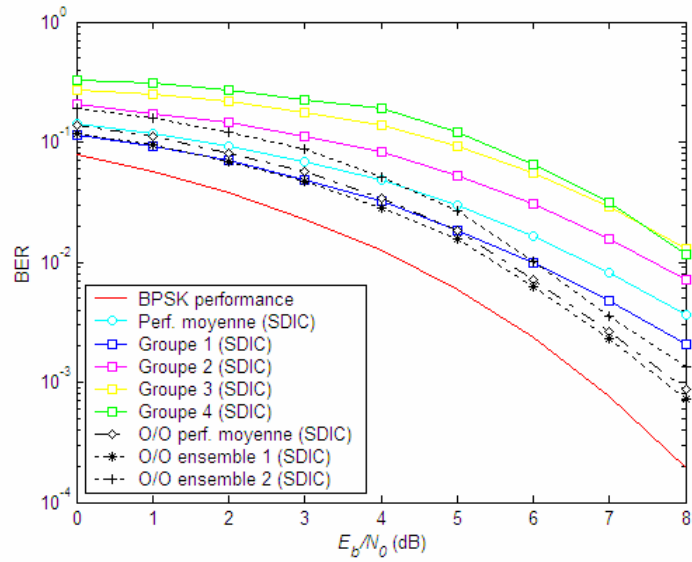
(b)

Fig. 3.40. Performances de la construction de Ross et Taylor avec  $N = 16, M = 5$  (31,25%) :  
 (a) Comparaison avec les performances du détecteur optimal ; (b) Comparaison avec le TDMA/OCDMA.

Dans le cas ( $N = 64, M = 21$ ), les performances du TDMA/OCDMA semblent meilleures que celles de la construction de Ross et Taylor (voir figure 3.41a), mais les courbes présentent des paliers (que l'on voit ici s'amorcer), ce qui nous a conduit à comparer les performances de la construction de Ross et Taylor avec celles de l'OCDMA/OCDMA (figure 3.41b). Au vu des courbes de performance moyenne relatives à ces deux schémas, l'intérêt de la construction de Ross et Taylor est moins probant pour des valeurs élevées de  $N$ , car en OCDMA/OCDMA, le palier de BER se produit alors à une probabilité d'erreur très faible. Ceci étant dit, il convient de remarquer qu'il est peut-être possible d'améliorer les performances du schéma de Ross et Taylor par un algorithme de détection mieux adapté.



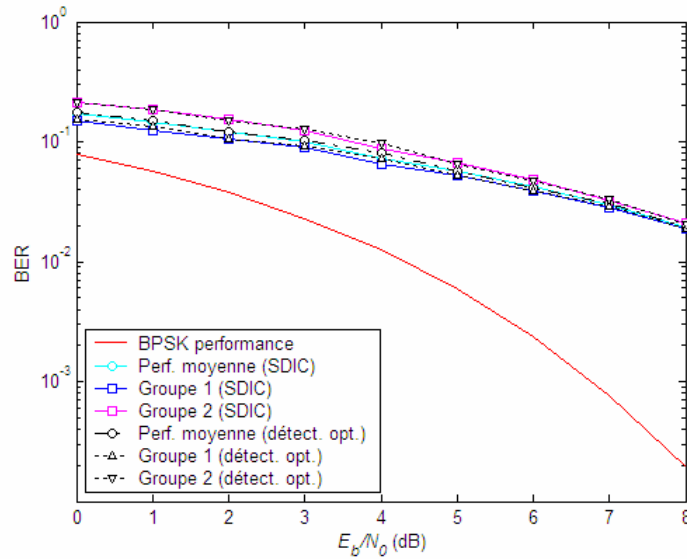
(a)



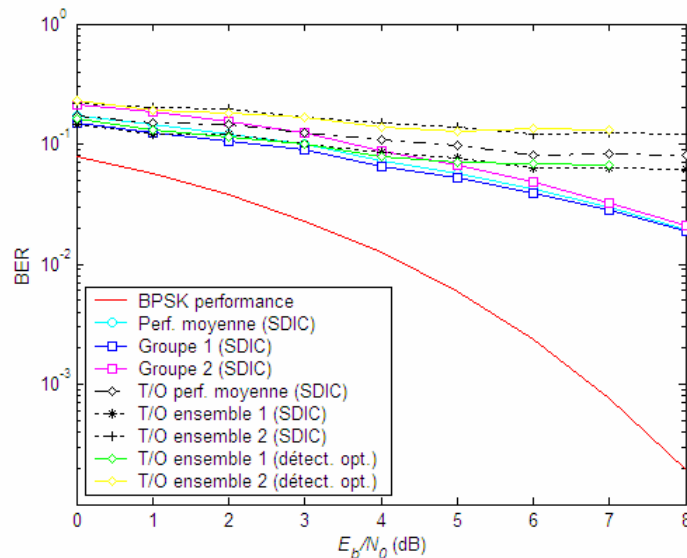
(b)

Fig. 3.41. Performances de la construction de Ross et Taylor avec  $N = 64$ ,  $M = 21$  (32,8%) :  
 (a) Comparaison avec le TDMA/OCDMA ; (b) Comparaison avec l'OCDMA/OCDMA.

Enfin, pour de faibles valeurs de  $N$ , et pour des valeurs de  $M$  ne permettant pas d'utiliser la construction de Ross et Taylor avec une base d'étalement égale à 4, il faut signaler qu'il peut être intéressant d'utiliser la construction de Ross et Taylor avec une base d'étalement égale à 2. La figure 3.42 permet de visualiser les performances de cette construction lorsque  $N = 4$  et  $M = 2$ .



(a)



(b)

Fig. 3.42. Performances de la construction de Ross et Taylor avec  $N = 4$ ,  $M = 2$  (50%) :  
 (a) Comparaison avec les performances du détecteur optimal ; (b) Comparaison avec le TDMA/OCDMA.

On constate que l'utilisation du schéma de Ross et Taylor peut ici s'avérer intéressante : en effet, bien que l'étalement en base 2 induise une diminution de la distance minimale (et donc une forte dégradation des performances par rapport à une BPSK classique), les résultats sont meilleurs qu'avec le TDMA/OCDMA, car la distance minimale euclidienne entre signaux est alors nulle. La figure 3.42a met en évidence que le SDIC permet déjà d'obtenir les performances optimales. Néanmoins, il faut rappeler qu'il est toujours préférable d'utiliser un étalement en base 4 plutôt qu'en base 2 pour des valeurs de  $M$  le permettant.

### 3.4.2.2. Intérêt de cette construction

Tout d'abord, il convient de rappeler qu'il n'a ici été question que de symboles BPSK. On a vu que la construction proposée par Ross et Taylor peut se révéler intéressante pour de faibles valeurs de  $N$  ( $N = 4$ ,  $N = 16$ ). En effet, sous ces conditions, les schémas TDMA/OCDMA et OCDMA/OCDMA



présentent –contrairement à la construction suggérée par Ross et Taylor– des défauts de construction rédhibitoires, rendant les performances inacceptables (présence de paliers sur les courbes de performances). En revanche, pour des valeurs de  $N$  plus grandes (typiquement pour  $N \geq 64$ ), l'utilisation de l'OCDMA/OCDMA est vraisemblablement plus bénéfique que la nouvelle construction, car les phénomènes de paliers interviennent alors à des BER très faibles, alors que les performances tendent à se dégrader pour le schéma de Ross et Taylor, en particulier pour les utilisateurs additionnels. En outre, l'OCDMA/OCDMA permet de dépasser la surcharge limite de 33,33% de la construction de Ross et Taylor.

En résumé, la construction de Ross et Taylor est surtout susceptible d'avoir un intérêt lorsque l'on travaille avec un  $N$  faible ( $N = 4$ ,  $N = 16$ ).



# Chapitre 4

## Deuxième type de construction

### 4.1. Les schémas multi-niveaux

Nous allons à présent voir que le channel overloading peut être interprété comme le codage multi-niveaux d'une constellation étendue. Cette interprétation permet de mieux appréhender les performances et les limites des techniques de channel overloading existantes, et nous amène à proposer de nouveaux schémas, qui s'inspirent de la technique d'accès multiple exposée dans [83]. Nous limitons dans un premier temps notre étude au cas de signaux réels utilisant la modulation BPSK, puis nous en proposerons une extension au cas de symboles QPSK.

Etant donné que nous nous limiterons au cas de symboles BPSK et QPSK, on désignera par gain asymptotique d'un schéma le gain atteignable sur le rapport  $E_b/N_0$  requis pour avoir un BER donné en comparaison avec la performance de la BPSK (laquelle se confond avec celle de la QPSK).

#### 4.1.1. Cas de symboles BPSK

##### 4.1.1.1. Une interprétation du channel overloading

###### 4.1.1.1.1. Techniques utilisant deux ensembles de formes d'ondes orthogonales

Considérons par exemple un schéma TDMA/OCDMA. On a vu que le signal émis peut s'écrire :

$$y_k = s_k + \frac{1}{\sqrt{N}} \sum_{m=1}^M s_{N+m} w_{km}^{(e)} \quad k = 1, 2, \dots, N \quad (4.1)$$

où  $s_k$  et  $s_{N+m}$  désignent respectivement les symboles transmis par le  $k$ ème utilisateur TDMA et le  $m$ ème utilisateur OCDMA, et  $w_{km}^{(e)}$  est le  $k$ ème chip de la séquence WH attribuée au  $m$ ème utilisateur OCDMA.

En fixant  $M = 1$ , le signal émis devient :

$$y_k = s_k + \frac{1}{\sqrt{N}} s_{N+1} \quad k = 1, 2, \dots, N. \quad (4.2)$$

En supposant que les symboles sont à valeurs dans  $\{-1, +1\}$ , l'alphabet des échantillons du signal émis est  $A_0 = \{\pm 1 \pm 1/\sqrt{N}\}$ . Il s'agit d'un alphabet quaternaire dont les points sont non-uniformément espacés. Suivant le principe de partition de la constellation énoncé par Ungerboeck, la constellation peut être partagée en deux sous-ensembles  $B_0 = \{-1 + 1/\sqrt{N}, +1 + 1/\sqrt{N}\}$  et  $B_1 = \{-1 - 1/\sqrt{N}, +1 - 1/\sqrt{N}\}$ . D'après (4.2), il apparaît clairement que tous les échantillons de signal  $y_k$  d'un même bloc prennent soient leurs valeurs dans  $B_0$  (si  $s_{N+1} = +1$ ), soit dans  $B_1$  (si  $s_{N+1} = -1$ ). Autrement dit, cette technique de channel overloading peut être vue comme une BCM (Block-Coded Modulation) basée

sur une étape de partition d'une constellation comprenant quatre points non-uniformément espacés, où le bit qui sélectionne le sous-ensemble  $B$  est un simple code à répétition.

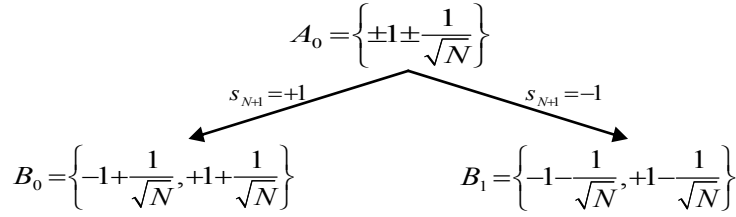


Fig. 4.1. Partition de la constellation du schéma TDMA/OCDMA avec  $M = 1$

Ainsi, le signal émis à  $N$  dimensions prend ses valeurs dans  $B_0 B_0 \dots B_0$  ou  $B_1 B_1 \dots B_1$ . La distance minimale euclidienne au sein de chacun de ces ensembles est égale à 2, ce qui correspond à la distance minimale de la constellation binaire d'origine. En supposant que  $N \geq 4$ , la distance quadratique minimale entre les ensembles  $B_0 B_0 \dots B_0$  et  $B_1 B_1 \dots B_1$  est égale à  $N \left( \frac{2}{\sqrt{N}} \right)^2 = 4$ . La distance minimale euclidienne de ce code multi-niveaux est donc de 2 ; par conséquent, le channel overloading n'occasionne pas de perte asymptotique sur les performances. Néanmoins, il convient de rappeler que lorsque  $M > 1$ , la distance minimale euclidienne peut diminuer voire s'annuler selon la valeur du paramètre  $N$ .

#### 4.1.1.1.2. Construction proposée par Ross et Taylor

Comme cela a déjà été précisé, ce schéma vise à accroître le nombre d'utilisateurs tout en maintenant la distance minimale à 2. Il utilise une longueur de bloc  $N = 4^L$  avec  $L$  entier, les utilisateurs étant groupés en  $J = L + 1$  ensembles orthogonaux tel que le  $j$ ème ( $j = 1, \dots, J$ ) ensemble comprenne  $K_j = 4^{J-j}$  utilisateurs. Ce schéma permet d'ajouter au maximum

$$M_{max} = \sum_{j=1}^L 4^{L-j} = \frac{1}{3}(N-1) \quad \text{utilisateurs, ce qui donne une surcharge égale à}$$

$$OF = \sum_{j=1}^L 4^{-j} = \frac{1}{3} \left( 1 - \frac{1}{N} \right) < \frac{1}{3}.$$

En prenant  $N = 16$ , cinq symboles additionnels sont transmis par bloc de 16 symboles originaux :

$$y_k = s_k + \frac{1}{2} s_{16+\lceil k/4 \rceil} + \frac{1}{4} s_{21} \quad k = 1, \dots, 16. \quad (4.3)$$

Ce schéma peut être interprété de façon similaire au TDMA/OCDMA. D'après (4.3), le signal émis lorsque  $N = 16$  prend ses valeurs dans l'alphabet  $A_0 = \{ \pm 1 \pm \frac{1}{2} \pm \frac{1}{4} \}$ , qui peut être partagé en deux sous-ensembles  $B_0 = \{ \pm 1 \pm \frac{1}{2} + \frac{1}{4} \}$  et  $B_1 = \{ \pm 1 \pm \frac{1}{2} - \frac{1}{4} \}$ . En poussant plus loin la partition, on aboutit aux ensembles  $C_0 = \{ \pm 1 + \frac{1}{2} + \frac{1}{4} \}$ ,  $C_2 = \{ \pm 1 - \frac{1}{2} + \frac{1}{4} \}$ ,  $C_1 = \{ \pm 1 + \frac{1}{2} - \frac{1}{4} \}$ , et  $C_3 = \{ \pm 1 - \frac{1}{2} - \frac{1}{4} \}$ . La sélection du sous-ensemble  $B$  se fait par  $s_{21}$ , qui constitue un code à répétition de longueur 16. Ainsi, le bloc de signal émis prend ses valeurs dans  $B_0 B_0 \dots B_0$  ou  $B_1 B_1 \dots B_1$ . De plus, les sous-ensembles  $C$  sont également déterminés par une séquence codée : en l'occurrence, le bloc  $N$ -dimensionnel de signal émis prend ses valeurs dans  $C_{\alpha_1} C_{\alpha_2} C_{\alpha_3} \dots C_{\alpha_{16}}$ , où les indices des sous-ensembles  $C$  satisfont les relations suivantes (codes à répétition) :  $\alpha_4 = \alpha_3 = \alpha_2 = \alpha_1$ ,  $\alpha_8 = \alpha_7 = \alpha_6 = \alpha_5$ ,  $\alpha_{12} = \alpha_{11} = \alpha_{10} = \alpha_9$ , et  $\alpha_{16} = \alpha_{15} = \alpha_{14} = \alpha_{13}$ .

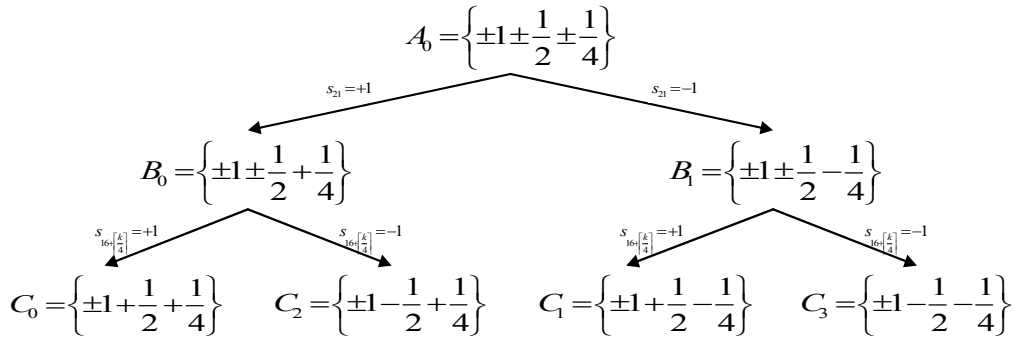


Fig. 4.2. Partition de la constellation du schéma de Ross et Taylor avec  $N = 16$

### 4.1.1.2. Construction de nouveaux schémas

#### 4.1.1.2.1. Schéma à 1 niveau de partition

A partir des interprétations précédentes portant sur des techniques de channel overloading existantes, nous nous proposons d'examiner un schéma de transmission utilisant un niveau de superposition et une partition à un niveau de la constellation résultante. Soit  $\lambda$  l'amplitude de l'impulsion qui porte les bits de surcharge. Le signal émis s'écrit alors :

$$y_k = x_k^{(1)} + \lambda x_k^{(2)} \quad k = 1, 2, \dots, N \quad (4.4)$$

où les  $x_k^{(1)}$  sont les bits primaires et les  $x_k^{(2)}$  sont les bits de surcharge après mapping BPSK.

L'alphabet des échantillons du signal émis est  $A_0 = \{\pm 1 \pm \lambda\}$ , qui peut être partagé en deux sous-ensembles  $B_0 = \{\pm 1 + \lambda\}$  et  $B_1 = \{\pm 1 - \lambda\}$ . La distance minimale euclidienne au sein de chacun de ces ensembles est 2, et la distance minimale entre les sous-ensembles  $B$  est  $d_{\min}(B_0, B_1) = \min(2\lambda, 2(1-\lambda))$ , qui est maximisée pour  $\lambda = 1/2$ . Ceci implique  $d_{\min}(B_0, B_1) = 1$ . Le groupe de bits de surcharge choisit un sous-ensemble  $B$  pour chaque symbole, et les bits primaires déterminent un point dans chaque sous-ensemble. Les bits primaires ne sont pas codés, et les bits de surcharge sont codés par un code de Reed-Muller (RM) ayant une distance de Hamming  $d_H$  égale à 4, afin de vérifier  $d_H d_{\min}^2(A_0) = d_{\min}^2(B_i) = 4$ . Ce code est en fait un code de Hamming étendu de longueur  $N = 2^q$ . Le nombre de bits d'information par mot de code est donc  $M_1 = 2^q - q - 1$ . On a ainsi  $N + M_1$  bits d'information par bloc et un facteur de surcharge  $OF = M_1/N$ .

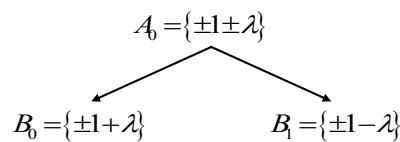


Fig. 4.3. Partition de la constellation du schéma proposé à 1 niveau de partition

Le système décrit ci-dessus peut être vu comme un schéma d'accès multiple avec deux ensembles d'utilisateurs : un premier ensemble de  $N$  utilisateurs dont les bits d'information  $(b_1^{(1)}, b_2^{(1)}, \dots, b_N^{(1)})$  ( $b_k^{(1)} \in \{0, 1\}$  pour  $k = 1, 2, \dots, N$ ) restent non codés, et un second ensemble de  $M_1$  utilisateurs additionnels dont les bits d'information  $(b_1^{(2)}, \dots, b_{M_1}^{(2)})$  ( $b_k^{(2)} \in \{0, 1\}$  pour  $k = 1, \dots, M_1$ ) sont codés par le biais du code de RM spécifié, ce qui donne le mot de code de longueur  $N$  ( $d_1^{(2)}, d_2^{(2)}, \dots$ ,

$d_N^{(2)}$ ). D'un point de vue pratique, les  $N$  utilisateurs de l'ensemble 1 transmettent leurs données successivement, chacun d'entre eux transmettant un bit d'information dans une période symbole donnée du bloc de  $N$  symboles. Par contre, comme les bits transmis par les utilisateurs de l'ensemble 2 sont codés, chacun de ces utilisateurs transmet un paquet de  $M_1$  bits d'information sur un bloc de  $N$  symboles et attend que les autres utilisateurs aient transmis des paquets similaires sur les  $M_1 - 1$  blocs de symboles suivants. Ainsi, chaque utilisateur de l'ensemble 2 transmet  $M_1$  bits d'information tous les  $M_1$  blocs de symboles, et présente donc le même débit binaire moyen que les utilisateurs de l'ensemble 1.

Pour illustrer cette technique, considérons le cas correspondant à  $N = 8$ . Les  $N = 8$  bits d'information primaires ( $b_1^{(1)}, b_2^{(1)}, \dots, b_8^{(1)}$ ) sont transmis en série en passant par un mapping BPSK qui produit ( $x_1^{(1)}, x_2^{(1)}, \dots, x_8^{(1)}$ ) (avec  $x_j^{(1)} \in \{-1, 1\}$  pour  $j = 1, 2, \dots, 8$ ). Les  $M_1 = 4$  bits additionnels ( $b_1^{(2)}, b_2^{(2)}, b_3^{(2)}, b_4^{(2)}$ ) sont codés par un code de RM de distance de Hamming 4. La séquence résultante ( $d_1^{(2)}, d_2^{(2)}, \dots, d_8^{(2)}$ ) est donnée par :

$$\begin{aligned} d_1^{(2)} &= b_1^{(2)} & d_2^{(2)} &= b_1^{(2)} \oplus b_4^{(2)} \\ d_3^{(2)} &= b_2^{(2)} & d_4^{(2)} &= b_2^{(2)} \oplus b_4^{(2)} \\ d_5^{(2)} &= b_3^{(2)} & d_6^{(2)} &= b_3^{(2)} \oplus b_4^{(2)} \\ d_7^{(2)} &= p & d_8^{(2)} &= p \oplus b_4^{(2)} \end{aligned} \quad (4.5)$$

avec  $p = b_1^{(2)} \oplus b_2^{(2)} \oplus b_3^{(2)}$ . Après mapping BPSK de ( $d_1^{(2)}, d_2^{(2)}, \dots, d_8^{(2)}$ ) ( $d_j^{(2)} \in \{0, 1\}$  pour  $j = 1, 2, \dots, 8$ ), on obtient les symboles ( $x_1^{(2)}, x_2^{(2)}, \dots, x_8^{(2)}$ ) (avec  $x_j^{(2)} \in \{-1, 1\}$  pour  $j = 1, 2, \dots, 8$ ). Ainsi, la séquence transmise est donnée par :

$$y_k = x_k^{(1)} + \frac{1}{2} x_k^{(2)} \quad k = 1, 2, \dots, 8. \quad (4.6)$$

Ceci permet d'obtenir  $OF = 50\%$ . De plus, l'énergie transmise par bit est égale à  $5/6$ , ce qui implique une amélioration de 0,8 dB des performances asymptotiques par rapport à la courbe de référence de la BPSK.

Le treillis associé à ce schéma est représenté par les figures 4.4 et 4.5 respectivement pour  $N = 8$  et  $N = 16$ . Dans les deux cas, le demi-treillis supérieur correspond à  $b_{M_1}^{(2)} = 0$ , et le demi-treillis inférieur à  $b_{M_1}^{(2)} = 1$ . Chaque transition correspond à la transmission de deux échantillons successifs dans le treillis de la figure 4.4, et à quatre échantillons successifs dans le cas de la figure 4.5. D'une manière générale, le treillis tend à devenir de plus en plus complexe lorsque  $N$  augmente.

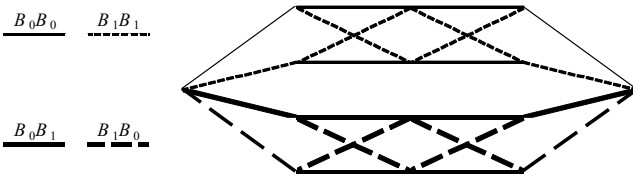


Fig. 4.4. Treillis pour le schéma à 1 niveau de partition avec  $N = 8$

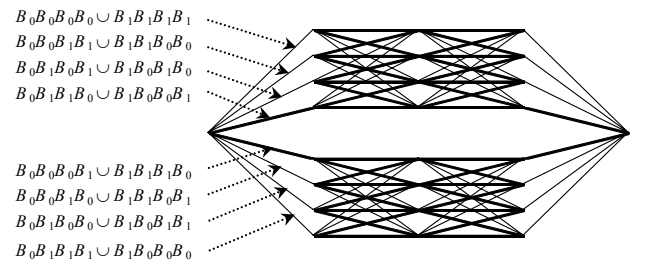


Fig. 4.5. Treillis pour le schéma à 1 niveau de partition avec  $N = 16$

La figure 4.6 montre les performances moyennes du TDMA/OCDMA, de la construction de Ross et Taylor et du schéma à 1 niveau de partition après décodage à maximum de vraisemblance (ML, pour Maximum Likelihood), effectué dans le dernier cas par l'algorithme de Viterbi sur les treillis présentés. Afin d'appliquer le décodage ML, on étudie les schémas cités pour de petites valeurs de  $N$ . Dans les cas où le décodage ML est infaisable en pratique, par exemple pour de plus grandes valeurs de  $N$  ou lorsque des codes différents de ceux proposés sont utilisés (comme ceux basés sur la *capacity design rule* [135] au lieu de la *balanced distance rule* comme c'est le cas ici), il serait nécessaire d'avoir recours au décodage multi-étages (multistage decoding).

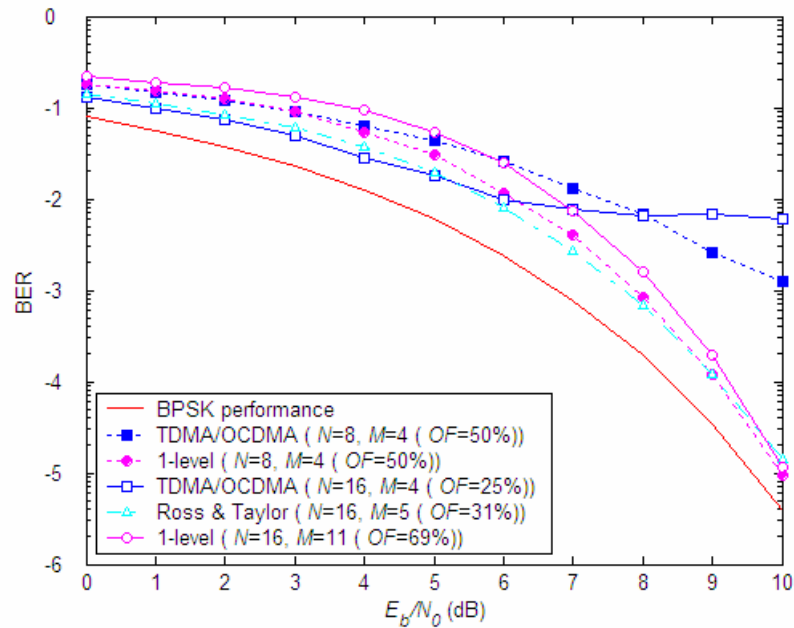


Fig. 4.6 Performance moyenne sur symboles BPSK

La figure 4.6 montre que pour ( $N = 8, M = 4$ ), le schéma à 1 niveau de partition présente de bien meilleures performances que le TDMA/OCDMA, dont la distance euclidienne minimale  $d_{min}$  est ici inférieure à 2 (on a plus précisément :  $d_{min}^2 = 24 - 8\sqrt{8} \approx 1.37$ , soit  $d_{min} \approx 1.17$ ). Le schéma à 1 niveau de partition évite notamment le phénomène de paliers de BER, qui est dû à une distance euclidienne minimale nulle, ce qui peut se produire avec le schéma TDMA/OCDMA (par exemple avec  $N = 16, M = 4$ ). La figure 4.6 permet également de comparer les performances du schéma proposé avec celles fournies par la construction de Ross et Taylor, lorsque le paramètre  $N$  est fixé à 16 et que le nombre d'utilisateurs en excès est pris égal au maximum permis par chaque construction (c'est-à-dire  $M = 5$  pour la construction de Ross et Taylor et  $M = 11$  pour le schéma proposé). Cette figure met en évidence que, bien que la surcharge admissible soit bien supérieure dans le cas de la partition à 1 niveau (69% contre 31% avec la construction de Ross et Taylor), les performances ne connaissent pas de dégradation importante. En outre, le schéma proposé donne un gain asymptotique de 1,3 dB (lequel pourrait être observé pour de plus grandes valeurs du rapport  $E_b/N_0$ ), tandis que la construction de Ross et Taylor n'apporte aucun gain asymptotique.

#### 4.1.1.2.2. Schéma à 1 niveau de partition avec surcharge fixée à 50%

On s'intéresse ici à un schéma à 1 niveau de partition permettant une surcharge fixe de 50% quel que soit le paramètre  $N$ . Il s'inspire directement du schéma précédent avec  $N=8$ , et présente l'intérêt d'avoir une complexité limitée.

Soit  $b_k^{(1)}$  et  $b_k^{(2)}$  ( $b_k^{(l)} \in \{0, 1\}$ ,  $l = 1, 2$ ) les bits d'information associés aux utilisateurs des ensembles 1 et 2. Les bits ( $b_1^{(1)}, b_2^{(1)}, \dots, b_N^{(1)}$ ) sont transmis en série en utilisant le mapping BPSK, ce qui donne ( $x_1^{(1)}, x_2^{(1)}, \dots, x_N^{(1)}$ ) (avec  $x_j^{(1)} \in \{-1, 1\}$  pour  $j = 1, 2, \dots, N$ ). Les bits additionnels ( $b_1^{(2)}, \dots, b_{N/2}^{(2)}$ ) sont codés par un code de Hamming étendu. La séquence résultante ( $d_1^{(2)}, d_2^{(2)}, \dots, d_N^{(2)}$ ) est donnée par :

$$\left. \begin{aligned} d_{2k-1}^{(2)} &= b_k^{(2)} \\ d_{2k}^{(2)} &= b_k^{(2)} \oplus b_{N/2}^{(2)} \end{aligned} \right\} k = 1, 2, \dots, N/2-1$$

$$d_{N-1}^{(2)} = \bigoplus_{j=1}^{N/2-1} b_j^{(2)}$$

$$d_N^{(2)} = \bigoplus_{j=1}^{N/2-1} b_j^{(2)} \oplus b_{N/2}^{(2)} \quad (4.7)$$

Après mapping BPSK de ( $d_1^{(2)}, d_2^{(2)}, \dots, d_N^{(2)}$ ) ( $d_j^{(2)} \in \{0, 1\}$  pour  $j = 1, 2, \dots, N$ ), on obtient les symboles ( $x_1^{(2)}, x_2^{(2)}, \dots, x_N^{(2)}$ ) (avec  $x_j^{(2)} \in \{-1, 1\}$  pour  $j = 1, 2, \dots, N$ ). La séquence émise est donnée par :

$$y_k = x_k^{(1)} + \frac{1}{2} x_k^{(2)} \quad k = 1, 2, \dots, N. \quad (4.8)$$

Le treillis correspondant est représenté par la figure 4.7. Là encore, l'énergie transmise par bit est égale à 5/6, donnant un gain asymptotique de 0,8 dB.

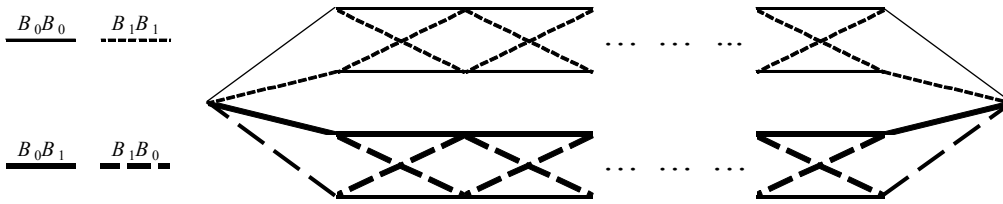


Fig. 4.7. Treillis pour le schéma à 1 niveau de partition avec 50% de surcharge

La figure 4.8 montre la courbe de BER de ce schéma atteignant 50% de surcharge, avec ( $N=16$ ,  $M=8$ ). On remarque une différence de performance entre les deux ensembles d'utilisateurs en faveur de l'ensemble 1.



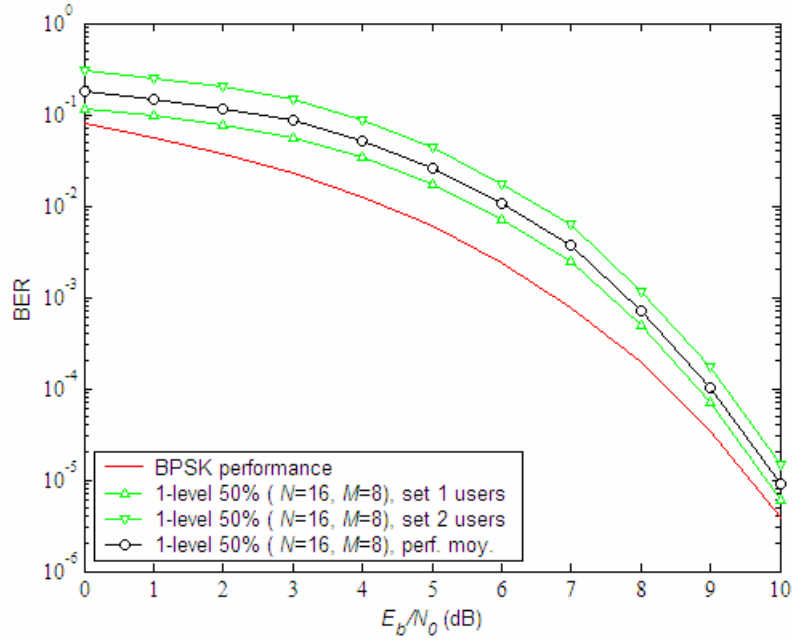


Fig. 4.8. Performances du schéma à 1 niveau de partition avec 50% de surcharge ( $N=16$ ,  $M=8$ )

La figure 4.9 présente le BER moyen de ce schéma pour plusieurs valeurs de  $N$ . La courbe obtenue avec  $N=16$  est presque identique à celle donnée par  $N=8$ . Les résultats tendent à se dégrader avec  $N=64$  et  $N=128$ , comparés à ceux de  $N=16$ . En fait, étant donné que le gain asymptotique est le même dans tous les cas, cette dégradation est due au coefficient d'erreur. Par dénombrement (on ne reproduit pas ici ce calcul fastidieux), on trouve que la probabilité asymptotique d'erreur moyenne est égale à :

$$Pe_{moy} = C_{moy} \cdot Q\left(\sqrt{\frac{12}{5N_0}}\right), \quad (4.9)$$

$$\text{avec } C_{moy} = \begin{cases} \frac{3989}{192} & \text{si } N = 8 \\ \frac{135N^2 - 368N + 324}{96N} & \text{si } N > 8 \end{cases}$$

De même, les probabilités asymptotiques d'erreur associées aux ensembles d'utilisateurs 1 et 2 peuvent s'écrire :

$$Pe_1 = C_1 \cdot Q\left(\sqrt{\frac{12}{5N_0}}\right) \text{ et } Pe_2 = C_2 \cdot Q\left(\sqrt{\frac{12}{5N_0}}\right), \quad (4.10)$$

$$\text{avec } \begin{cases} C_1 = \frac{205}{16} & C_2 = \frac{9073}{256} & \text{si } N = 8 \\ C_1 = \frac{27N - 22}{32} & C_2 = \frac{81N^2 - 324N + 1}{32N} & \text{si } N > 8 \end{cases}$$

En raison de ces coefficients, le gain asymptotique n'est pas observable sur la figure 4.9. Le tracé des probabilités asymptotiques d'erreur montre effectivement que ce gain n'est visible que pour des valeurs de rapport signal à bruit (SNR, pour Signal-to-Noise Ratio) très élevées (voir figure 4.10).

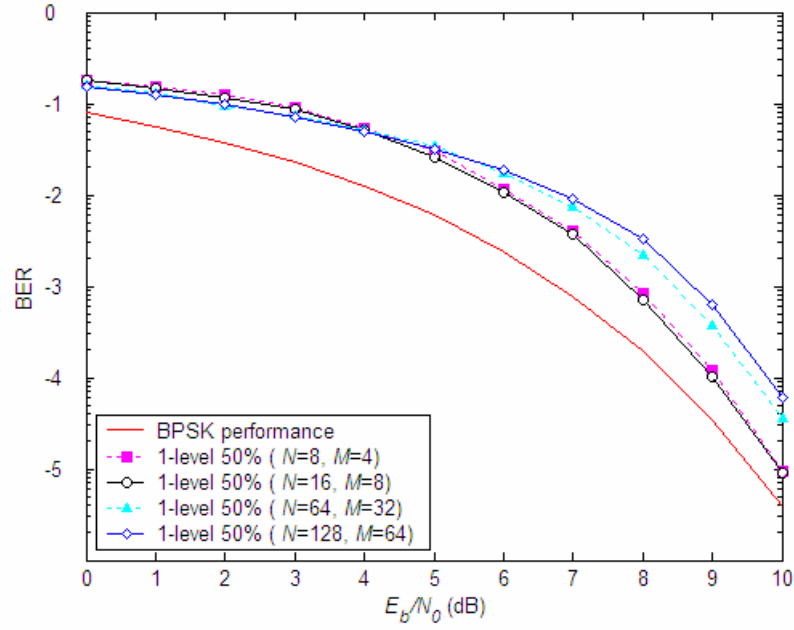


Fig. 4.9. Influence de  $N$  sur la performance moyenne du schéma à 1 niveau de partition avec 50% de surcharge (symboles BPSK)

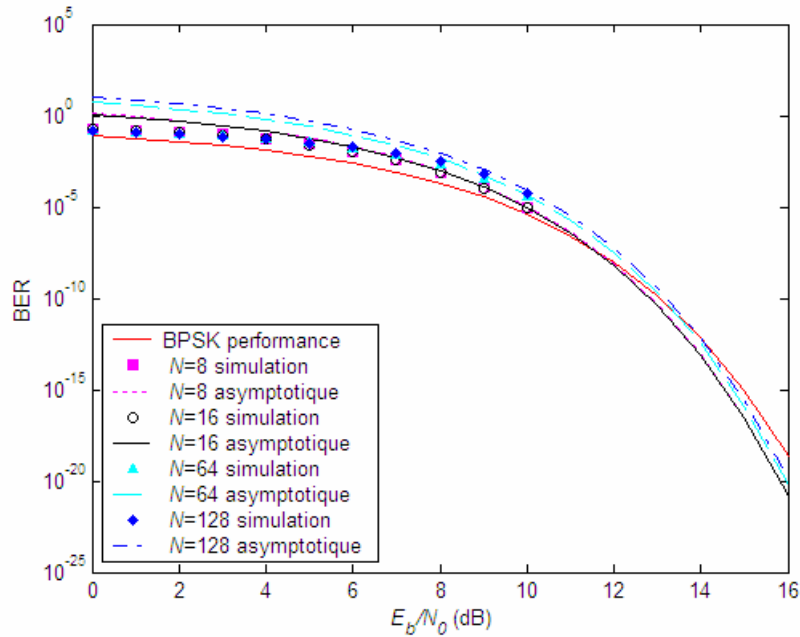


Fig. 4.10. Performances asymptotiques moyennes du schéma à 1 niveau de partition avec 50% de surcharge (symboles BPSK)

#### 4.1.1.2.3. Schéma à 2 niveaux de partition

Un schéma plus puissant consiste à utiliser la superposition de trois signaux et une partition à deux niveaux de la constellation résultante. Les niveaux de signal émis sont :

$$y_k = x_k^{(1)} + \lambda x_k^{(2)} + \mu x_k^{(3)} \quad k = 1, 2, \dots, N \quad (4.11)$$

où  $\lambda$  et  $\mu$  sont des paramètres d'amplitude associés aux symboles de surcharge. Les  $x_k^{(1)}$  sont les bits primaires après mapping BPSK et les  $x_k^{(2)}$  et  $x_k^{(3)}$  sont les bits de surcharge (codés) après mapping BPSK.

Ici, l'alphabet est  $A_0 = \{\pm 1 \pm \lambda \pm \mu\}$ , qui peut être partagé en deux sous-ensembles  $B_0 = \{\pm 1 \pm \lambda + \mu\}$  et  $B_1 = \{\pm 1 \pm \lambda - \mu\}$ . Une étape supplémentaire de partition donne  $C_0 = \{\pm 1 + \lambda + \mu\}$ ,  $C_2 = \{\pm 1 - \lambda + \mu\}$ ,  $C_1 = \{\pm 1 + \lambda - \mu\}$ , et  $C_3 = \{\pm 1 - \lambda - \mu\}$ . Il apparaît que :

$$d_{\min}(C_i) = 2 \text{ pour } i = 1, 2, 3, 4,$$

$$d_{\min}(B_0) = d_{\min}(B_1) = \min(2\lambda, 2(1-\lambda)),$$

$$\text{et } d_{\min}(A_0) = \min(2\mu, 2(\lambda - \mu), 2(1 - \lambda - \mu)).$$

La distance  $d_{\min}(B_i)$  est maximisée pour  $\lambda = 1/2$ , ce qui donne  $d_{\min}(B_i) = 1$ . Puis, étant donnée cette valeur de  $\lambda$ ,  $d_{\min}(A_0)$  est maximisée pour  $\mu = 1/4$ , ce qui donne  $d_{\min}(A_0) = 1/2$ . Les  $x_k^{(3)}$  sélectionnent un sous-ensemble  $B$  pour chaque symbole, les  $x_k^{(2)}$  sélectionnent un sous-ensemble  $C$  du sous-ensemble  $B$  désigné par les  $x_k^{(3)}$ , et enfin les  $x_k^{(1)}$  déterminent un point du sous-ensemble  $C$  précédemment indiqué par les  $x_k^{(2)}$ . Le groupe de bits donnant les  $x_k^{(2)}$  est codé par un code de RM ayant une distance de Hamming  $d_H$  égale à 4, afin de vérifier :  $d_H d_{\min}^2(B_i) = d_{\min}^2(C_i) = 4$ . Le groupe de bits produisant les  $x_k^{(3)}$  est quant à lui codé par un code RM de distance de Hamming 16, pour avoir :  $d_H d_{\min}^2(A_0) = d_{\min}^2(C_i) = 4$ . Cette condition implique d'avoir une longueur de bloc au moins égale à 16. Le nombre de bits d'information par mot de code est ainsi :

$$M_2 = (2^q - q - 1) + \left(2^q - \frac{5}{6}q - \frac{1}{6}q^3 - 1\right) = 2^{q+1} - \frac{11}{6}q - \frac{1}{6}q^3 - 2.$$

Pour  $N = 16$ , le code relatif aux  $x_k^{(3)}$  est en fait un code à répétition de longueur 16. En ce qui concerne l'énergie transmise par bit, elle est égale à 21/28 pour  $N = 16$ , ce qui représente un gain asymptotique de 1,25 dB.

#### 4.1.1.2.4. Comparaison des différents schémas proposés

Les surcharges admissibles  $OF_1$  et  $OF_2$  utilisant respectivement les schémas à 1 et 2 niveaux de partition sont spécifiées dans le tableau 4.1. Ce tableau présente également les gains asymptotiques (gain sur le rapport  $E_b/N_0$  par rapport à la courbe de performance de la BPSK à BER fixé en faisant tendre  $E_b/N_0$  vers l'infini) correspondant  $G_1$  et  $G_2$  donnés par :

$$G_1 = \frac{5 \cdot N}{4 \cdot (N + M_1)} \text{ et } G_2 = \frac{21 \cdot N}{16 \cdot (N + M_2)}.$$

Comme  $OF_1 = M_1/N$  et  $OF_2 = M_2/N$  tendent respectivement vers 100% et 200% lorsque  $N$  tend vers l'infini, on en déduit que les gains asymptotiques  $G_1$  et  $G_2$  tendent vers 2,04 dB et 3,59 dB lorsque  $N$  tend vers l'infini.

Tableau 4.1. Principales caractéristiques des schémas à 1 et 2 niveaux de partition (symboles BPSK)

$N$	$M_1$	$M_2$	$OF_1$ (%)	$OF_2$ (%)	$G_1$ (dB)	$G_2$ (dB)
8	4	—	50	—	0,8	—
16	11	12	69	75	1,3	1,25
32	26	32	81	100	1,6	1,8
64	57	79	89	123	1,8	2,3
128	120	184	94	144	1,9	2,7
256	247	410	96.5	160	2,0	3,0

Nous constatons que la surcharge devient très significative lorsque  $N$  augmente (en particulier avec le schéma à 2 niveaux de partition). Toutefois, ceci s'accompagne d'un accroissement de la complexité du treillis, et par là même de la complexité du décodage. Ce problème est évité avec le schéma à 1 niveau de partition et 50% de surcharge. En effet, on peut montrer que dans ce cas, la complexité normalisée  $C_N$  (définie comme le nombre de calculs de métriques, d'additions et de comparaisons par période symbole) est majorée par une valeur faible (en effet, on a alors :  $C_N = 12 - 17/N < 12$ ), ce qui garantit une faible complexité de décodage. Pour information, le tableau 4.2 permet de comparer les complexités normalisées obtenues avec le schéma à 1 niveau de partition classique ( $N = 2^q$ ,  $M = 2^q - q - 1$ ,  $OF = M/N$ ) et le schéma à 1 niveau de partition avec 50% de surcharge.

Tableau 4.2. Principales caractéristiques des schémas à 1 niveau de partition (symboles BPSK)

	$N$	$M$	$OF$ (%)	$C_N$
$N = 2^q, M = 2^q - q - 1, OF = M/N$	8	4	50	9,9
	16	11	69	19,9
	32	26	81	42
	64	57	89	88
$N, M = N/2, OF = 50\%$	16	8	50	10,9
	32	16	50	11,5
	64	32	50	11,7

Il est à noter que ces schémas de codage multi-niveaux font bien partie de la deuxième famille de construction dont il est fait état en 2.1.2. En effet, si on prend l'exemple de la superposition de un niveau avec une modulation de type BPSK, les  $N$  premiers bits d'information ne subissent aucun codage, tandis que les bits d'information additionnels sont codés. Les bits résultants de ce codage passent par une fonction de mapping fournissant des symboles qui sont ensuite multipliés par le facteur  $\lambda$ . Pour finir, les contributions des différents niveaux sont additionnées. A titre d'exemple, le schéma à 1 niveau de partition avec 50% de surcharge vérifie (2.5) avec  $J = 2$ , les matrices  $\underline{C}_1$  et  $\underline{C}_2$  de tailles respectives  $(N, N)$  et  $(N, N/2)$  et les fonctions de mapping  $\Phi_1^{(1)}$  et  $\Phi_2^{(1)}$  suivantes :

$$\underline{C}_1 = \underline{I}_N$$

$$\Phi_1^{(1)} : \mathbb{F}_2^N \rightarrow \mathbb{C}^N$$

$$\begin{cases} 0 \mapsto +1 \\ 1 \mapsto -1 \end{cases}$$

$$\underline{\underline{C}}_2 = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & \dots & \dots & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & \dots & \dots & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & \dots & \dots & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & \dots & \dots & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & \dots & \dots & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & \dots & \dots & 0 & 0 & 1 \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & & \vdots & \vdots & \vdots \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & & \ddots & \vdots & \vdots & \vdots \\ 0 & 0 & 0 & 0 & \dots & \dots & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & \dots & \dots & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & \dots & \dots & 1 & 1 & 0 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & \dots & \dots & 1 & 1 & 1 \end{bmatrix}$$

$$\text{(par exemple } \underline{\underline{C}}_2 = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 0 \\ 1 & 1 & 1 & 1 \end{bmatrix} \text{ pour } N=8)$$

$$\Phi_2^{(1)} : \mathbb{F}_2^N \rightarrow \mathbb{C}^N$$

$$\begin{cases} 0 \mapsto +1/2 \\ 1 \mapsto -1/2 \end{cases}$$

## 4.1.2. Extension au cas de symboles QPSK

On désigne par  $\lambda$  l'amplitude de l'impulsion qui porte les symboles en excès. Le signal émis s'exprime alors de la façon suivante :

$$y_k = x_k^{(1)} + \lambda x_k^{(2)} \quad k = 1, 2, \dots, N \quad (4.12)$$

où les  $x_k^{(1)}$  sont les symboles issus du mapping QPSK des bits primaires, et les  $x_k^{(2)}$  sont les symboles issus du mapping QPSK des bits de surcharge codés ( $x_k^{(1)}, x_k^{(2)} \in \{\pm 1 \pm j\}$ ).

L'alphabet des échantillons du signal émis est  $A_0 = \{\pm 1 \pm j \pm \lambda(1-j), \pm 1 \pm j \pm \lambda(1+j)\}$ , qui peut être partagé en deux sous-ensembles  $B_0 = \{\pm 1 \pm j \pm \lambda(1-j)\}$  et  $B_1 = \{\pm 1 \pm j \pm \lambda(1+j)\}$ . Une étape supplémentaire de partition donne  $C_0 = \{\pm 1 \pm j - \lambda(1-j)\}$ ,  $C_2 = \{\pm 1 \pm j + \lambda(1-j)\}$ ,  $C_1 = \{\pm 1 \pm j + \lambda(1+j)\}$ , et  $C_3 = \{\pm 1 \pm j - \lambda(1+j)\}$ . La distance euclidienne minimale au sein de chacun de ces ensembles est 2, et la distance minimale dans  $A_0$  est  $d_{\min}(A_0) = d_{\min}(B_0, B_1) = \min(2\lambda, 2(1-\lambda))$ , qui est maximisée pour  $\lambda = 1/2$ , ce qui donne  $d_{\min}(A_0) = 1$  et  $d_{\min}(B_i) = \sqrt{2}$  pour  $i = 0, 1$ . Le sous-ensemble  $B$  est déterminé par un code de RM de distance de Hamming  $d_H$  égale à 4, afin de vérifier :  $d_H d_{\min}^2(A_0) = d_{\min}^2(C_i) = 4$ . Il s'agit d'un code de Hamming étendu de longueur  $N = 2^q$ , le nombre de bits d'information par mot de code étant égal à  $2^q - q - 1 = N - \log_2(N) - 1$ . Le sous-ensemble  $C$  est déterminé par un code de RM de distance de Hamming 2, pour avoir :  $d_H d_{\min}^2(B_0) = d_{\min}^2(C_0) = 4$ . Il s'agit en fait d'un code de parité de

longueur  $N$ , le nombre de bits d'information par mot de code étant égal à  $N-1$ . En réalité, comme cela est démontré ci-après, le code global résultant est équivalent à un code de Hamming étendu ( $d_H = 4$ ) de longueur  $2^{q+1} = 2N$ , avec  $2^{q+1} - (q+1) - 1 = 2N - \log_2(N) - 2$  bits d'information. Pour finir, le point de constellation est déterminé par les  $2N$  bits d'information primaires.

Un code de RM de longueur  $n = 2^m$  avec  $d_H = 2^{m-r}$  peut être construit en appliquant la construction  $(u|u \oplus v)$  comme suit :

$$RM(r, m) = \{(u|u + v), u \in RM(r, m-1), v \in RM(r-1, m-1)\}. \quad (4.13)$$

Dans le cas présent, en prenant  $r = q-1$  et  $m = q+1$ , on a :

$$RM(q-1, q+1) = \{(u|u + v), u \in RM(q-1, q), v \in RM(q-2, q)\}, \quad (4.14)$$

qui peut s'écrire ( $N = 2^q$ ):

$$\mathcal{C}(2N, 2N - \log_2(N) - 2, 4) = \{(u|u + v), u \in \mathcal{C}(N, N-1, 2), v \in \mathcal{C}(N, N - \log_2(N) - 1, 4)\} \quad (4.15)$$

où  $\mathcal{C}(n, k, d)$  désigne un code de RM de longueur  $n$ , de dimension  $k$ , et de distance de Hamming égale à  $d$ . Par conséquent, le code global résultant est équivalent à un code de Hamming étendu ( $d_H = 4$ ) de longueur  $2^{q+1} = 2N$ , avec  $M = 2^{q+1} - (q+1) - 1 = 2N - \log_2(N) - 2$  bits d'information, d'où:

$$OF = \frac{M}{2N} = 1 - \frac{1}{N} \left( 1 + \frac{\log_2(N)}{2} \right) \xrightarrow{N \rightarrow \infty} 100\%. \quad (4.16)$$

En d'autres termes, le cas de la QPSK avec pour paramètre  $N$  utilise le même codage des bits additionnels que le schéma à 1 niveau de partition appliqué au cas de la BPSK avec pour paramètre  $2N$ . Ainsi, les performances (BER) obtenues avec des symboles QPSK avec pour paramètre  $N$  seront identiques à celles obtenues avec le schéma à 1 niveau de partition avec symboles BPSK et le paramètre  $2N$ .

Soit  $b_k^{(l)}$  ( $b_k^{(l)} \in \{0, 1\}$ ,  $l = 1, 2$ ) les bits d'information. Les bits ( $b_1^{(1)}, b_2^{(1)}, \dots, b_{2N}^{(1)}$ ) sont transmis en utilisant le mapping QPSK, lequel donne ( $x_1^{(1)}, \dots, x_N^{(1)}$ ) (avec  $x_n^{(1)} \in \{\pm 1 \pm j\}$  pour  $n = 1, \dots, N$ ). Comme précédemment, les bits additionnels ( $b_1^{(2)}, \dots, b_M^{(2)}$ ) sont codés par un code de RM de distance de Hamming 4, dont il résulte la séquence ( $d_1^{(2)}, \dots, d_{2N}^{(2)}$ ).

Après mapping QPSK de ( $d_1^{(2)}, \dots, d_{2N}^{(2)}$ ) ( $d_j^{(2)} \in \{0, 1\}$  pour  $j = 1, \dots, 2N$ ), on obtient les symboles ( $x_1^{(2)}, \dots, x_N^{(2)}$ ) (avec  $x_j^{(2)} \in \{\pm 1 \pm j\}$  pour  $j = 1, \dots, N$ ). La séquence émise est donnée par :

$$y_k = x_k^{(1)} + \frac{1}{2} x_k^{(2)} \quad k = 1, 2, \dots, N. \quad (4.17)$$

Les surcharges atteignables en utilisant ce schéma, ainsi que les gains asymptotiques, sont indiqués dans le tableau 4.3 pour différentes valeurs de  $N$  :

$$G = \frac{5 \times 2N}{4 \cdot (2N + M)}. \quad (4.18)$$

Tableau 4.3. Surcharge admissible et gain asymptotique pour différentes longueurs de code pour le schéma proposé dans le cas de symboles QPSK

$N$	$OF$ (%)	$G$ (dB)
4	50	0,8
8	69	1,3
16	81	1,6
32	89	1,8
64	94	1,9
128	96,5	2,0

On compare maintenant les performances (BER) du TDMA/OCDMA (avec des séquences d'étalement réelles ou complexes), la construction de Ross et Taylor et le schéma proposé après décodage ML en travaillant avec des symboles QPSK et  $N = 4$ .

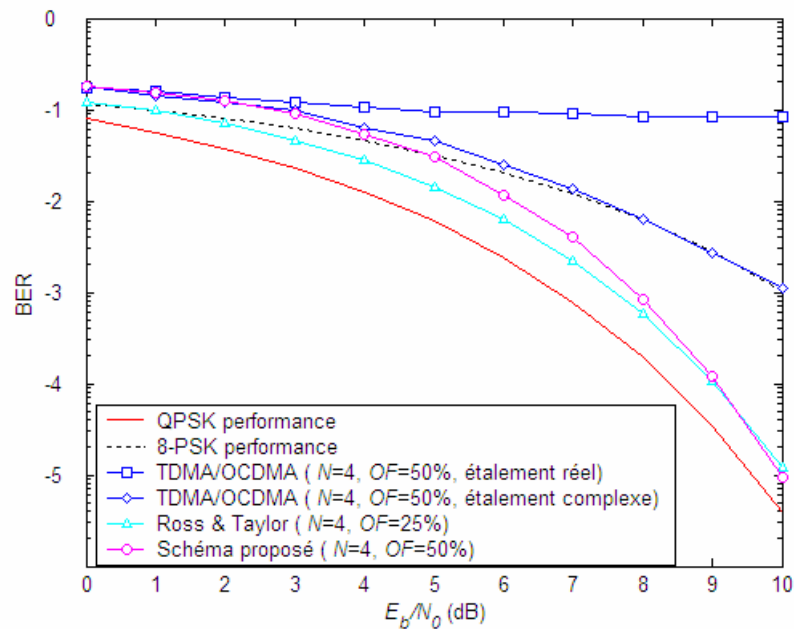


Fig. 4.11. Performance moyenne sur symboles QPSK

La figure 4.11 montre que pour ( $N = 4$ ,  $OF = 50\%$ ), le schéma proposé donne de bien meilleurs résultats que le TDMA/OCDMA, et ce quel que soit le type d'étalement utilisé. Cela s'explique par le fait que la distance euclidienne minimale n'est pas affectée dans le schéma proposé, alors qu'elle diminue dans le schéma TDMA/OCDMA. La figure 4.11 montre également le BER obtenu si on applique directement la construction de Ross et Taylor au cas de symboles QPSK avec  $N = 4$ . On constate que, bien que la surcharge admissible soit doublée avec le schéma proposé (50% contre 25% avec la construction de Ross et Taylor), les performances sont à peu près les mêmes pour des valeurs de BER de l'ordre de  $10^{-3} - 10^{-5}$ . On remarque que les deux courbes de performance s'entrecroisent pour une valeur de BER comprise entre  $10^{-4}$  et  $10^{-5}$ , et pour des valeurs de SNR tendant vers l'infini, le schéma proposé présente un gain de 0,8 dB par rapport au schéma de Ross et Taylor et à la QPSK conventionnelle. La figure 4.11 montre également les performances de la 8-PSK, dont l'efficacité spectrale est identique à celle du schéma proposé. Il apparaît que le schéma proposé avec des symboles QPSK et 50% de surcharge apporte des résultats substantiellement meilleurs à rapport  $E_b/N_0$  élevé.

### 4.1.3. Conclusions

Les techniques utilisant deux ensembles de formes d'ondes orthogonales (TDMA/OCDMA et OCDMA/OCDMA) ne sont pas limitées en surcharge, mais leurs performances peuvent se dégrader en raison d'une diminution de la distance euclidienne minimale. La construction proposée par Ross et Taylor maintient la distance minimale à 2, mais de par sa construction, elle n'autorise au mieux qu'une surcharge de 33%. Nous avons vu que ces techniques peuvent être vues comme utilisant des codes multi-niveaux. Cette interprétation nous a conduit à construire des schémas permettant d'allier les avantages des deux techniques précitées : les schémas proposés permettent en effet d'atteindre des surcharges importantes tout en améliorant les performances asymptotiques.

## 4.2. L'IDMA (Interleave-Division Multiple-Access)

### 4.2.1. Principe de l'IDMA

L'IDMA (Interleave-Division Multiple Access) est une technique d'accès multiple basée sur l'étalement de spectre dans laquelle la même séquence d'étalement est utilisée pour tous les utilisateurs et les signaux des différents utilisateurs se distinguent par l'emploi de différents entrelaceurs au niveau chip. Cette technique est directement inspirée de recherches effectuées dans le domaine de la théorie de l'information sur l'accès multiple sur canal gaussien ([129], [83]). Les entrelaceurs attribués à chaque utilisateur sont générés de façon aléatoire et indépendante. Cette technique a été décrite dans [59] pour un schéma sans codage sur canal AWGN, puis a été étendue à des schémas incluant du codage, et à la transmission sur canaux de Rayleigh multitrajets ([76], [62], [78], [79], et [51]). Dans la suite, on se limitera au cas de signaux réels pour simplifier la présentation.

### 4.2.2. Structure de l'émetteur (schéma sans codage)

On note :

- $K$  le nombre d'utilisateurs,
- $N$  le facteur d'étalement,
- $\underline{b}^{(k)} = (b_1^{(k)}, b_2^{(k)}, \dots, b_L^{(k)})^T$  le flot de  $L$  symboles BPSK du  $k$ ème utilisateur ( $k = 1, \dots, K$ ) ( $b_{nb}^{(k)} \in \{-1, +1\}$ ), autrement dit le flot de symboles obtenus après un éventuel codage des bits d'information suivi d'un mapping,
- $\underline{w}^{(k)}$  la séquence d'étalement de longueur  $N$  associée au  $k$ ème utilisateur,
- $\pi_k$  la séquence d'entrelacement de longueur  $L \times N$  associée au  $k$ ème utilisateur.

Dans la mesure où en IDMA on utilise la même séquence d'étalement pour tous les utilisateurs, [59] préconise de fixer :  $\underline{w}^{(1)} = \underline{w}^{(2)} = \dots = \underline{w}^{(K)} = (+1, -1, +1, -1, \dots)$  afin d'avoir un nombre équilibré de  $+1$  et  $-1$ . Le schéma CDMA classique sans codage de canal est quant à lui obtenu en supprimant l'opération d'entrelacement (c'est-à-dire en prenant  $L = N = 1$  et  $\pi_k = (1)$ ) et en travaillant avec des séquences d'étalement différentes, générées aléatoirement et de façon indépendante.



La structure de l'émetteur IDMA est représentée sur la figure 4.12 pour une liaison montante (des mobiles vers la station de base) sur laquelle les signaux des différents utilisateurs passent par différents canaux de propagation.

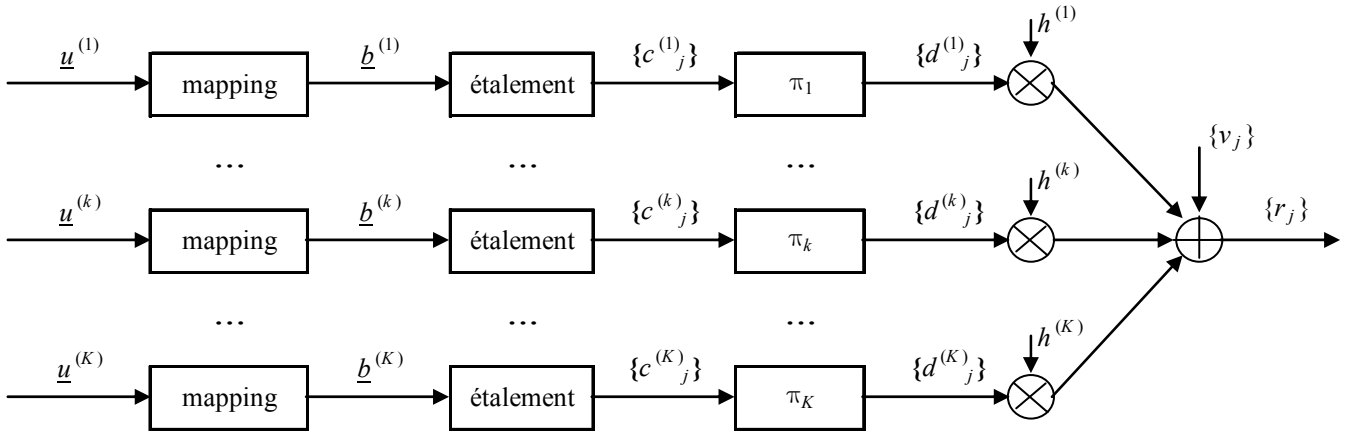


Fig. 4.12. Structure de l'émetteur IDMA

Côté émission, si on considère le  $k$ ème utilisateur, les symboles  $b_n^{(k)}$  subissent d'abord un étalement d'un facteur  $N$  par la séquence  $w^{(k)}$ . On note  $\{c_j^{(k)}\}_{j=1, \dots, L \times N}$  la séquence obtenue à l'issue de l'étalement. Après entrelacement par  $\pi_k$ , on obtient la séquence  $\{d_j^{(k)}\}_{j=1, \dots, L \times N}$ .

En supposant la synchronisation parfaite, le signal reçu peut alors s'écrire :

$$r_j = \sum_{k=1}^K h^{(k)} d_j^{(k)} + v_j \quad j = 1, \dots, L \times N, \quad (4.19)$$

où  $h^{(k)}$  représente l'atténuation du canal pour le  $k$ ème utilisateur, et  $v_j$  est le bruit blanc gaussien (AWGN) de variance  $\sigma_v^2 = N_0/2$ . On supposera connus les coefficients du canal à la réception.

On peut encore écrire le signal reçu sous la forme :

$$r_j = h^{(k)} d_j^{(k)} + \zeta_j^{(k)} \quad j = 1, \dots, L \times N, \quad (4.20)$$

en posant  $\zeta_j^{(k)} = \sum_{\substack{k'=1 \\ k' \neq k}}^K h^{(k')} d_j^{(k')} + v_j \quad j = 1, \dots, L \times N$ .

### 4.2.3. Structure du récepteur

On considère ici le système IDMA en l'absence de codage canal, tel que décrit au paragraphe 4.2.2. A la réception est mise en œuvre une détection multi-utilisateurs itérative de type turbo réalisée chip par chip (voir figure 4.13). Ce récepteur comprend :

- une partie effectuant une estimation du signal chip par chip (ESE, pour Elementary Signal Estimator) fondée sur l'approximation gaussienne de  $\zeta_j^{(k)}$  qui représente l'interférence causée par les autres utilisateurs à laquelle s'ajoute le bruit AWGN. Plus précisément, ce

sont les rapports de vraisemblance logarithmiques (LLR, pour Logarithm Likelihood Ratio) relatifs à  $d_j^{(k)}$  qui sont évalués et envoyés au décodeur après désentrelacement.

- un décodeur (DEC, pour Channel Decoder) qui réalise ici une opération de désétalement, et fournit en sorties une estimée des symboles  $b_{nb}^{(k)}$  et une information extrinsèque sur les chips renvoyée à l'estimateur (via une opération d'entrelacement) pour lequel elle devient une information a priori à l'itération suivante.

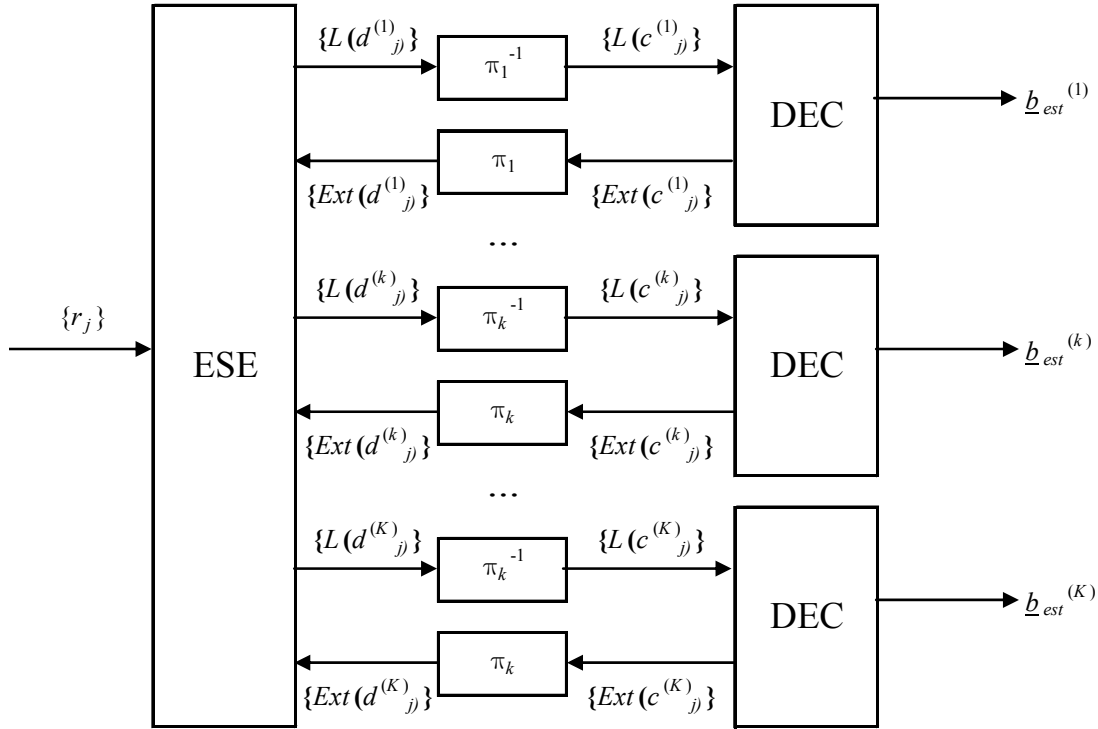


Fig. 4.13. Structure du récepteur turbo-itératif associé à un émetteur IDMA

Ce processus itératif peut évidemment être réalisé en série ou en parallèle. En résumé, l'algorithme de réception peut être décrit comme suit :

Initialisations :  $Ext(d_j^{(k)}) = 0$ ,  $Ext\_old(d_j^{(k)}) = 0$

A l'itération n° it,

pour l'utilisateur n° k ( $k = 1, \dots, K$ ) :

- On met à jour  $Ext\_tmp(\underline{d}^{(k)})$  de la façon suivante :

$$Ext\_tmp(\underline{d}^{(k)}) = Ext(\underline{d}^{(k)}) \text{ dans le cas d'un traitement série,}$$

$$Ext\_tmp(\underline{d}^{(k)}) = Ext\_old(\underline{d}^{(k)}) \text{ dans le cas d'un traitement parallèle.}$$

- Partie ESE : on calcule pour  $j = 1, \dots, L \times N$  :

$$E(d_j^{(k)}) = \tanh\left(\frac{Ext\_tmp(d_j^{(k)})}{2}\right) \text{ et } Var(d_j^{(k)}) = 1 - [E(d_j^{(k)})]^2, \text{ puis :}$$

$$E(\zeta_j^{(k)}) = \sum_{\substack{k'=1 \\ k' \neq k}}^K h_{k'} E(d_j^{(k')}) \text{ et } Var(\zeta_j^{(k)}) = \sum_{\substack{k'=1 \\ k' \neq k}}^K |h_{k'}|^2 Var(d_j^{(k')}) + \sigma_v^2$$

On calcule la LLR relative à  $d_j^{(k)}$  comme suit :

$$L(d_j^{(k)}) = \frac{2h_k(r_j - E(\zeta_j^{(k)}))}{\text{Var}(\zeta_j^{(k)})}$$

- Désentrelacement :  $L(\underline{c}^{(k)}) = \pi_k^{-1}(L(\underline{d}^{(k)}))$ .

- Partie DEC : on calcule pour  $nb = 1, \dots, L$  :

$$L(b^{(k)}(nb)) = \sum_{l=1}^N w^{(k)}(l) \cdot L(c^{(k)}((nb-1)N+l))$$

$\hat{b}^{(k,it)}(nb) = \text{sgn}(L(b^{(k)}(nb)))$  : estimée de  $b^{(k)}(nb)$  à l'itération n° it

pour  $l = 1, \dots, N$  : calcul de l'extrinsèque

$$\text{Ext}(c^{(k)}((nb-1)N+l)) = w^{(k)}(l) \cdot L(b^{(k)}(nb)) - L(c^{(k)}((nb-1)N+l))$$

- Entrelacement :  $\text{Ext}(\underline{d}^{(k)}) = \pi_k(\text{Ext}(\underline{c}^{(k)}))$ .

- Une fois tous les utilisateurs traités, on effectue l'opération de mise en mémoire suivante :  $\text{Ext\_old}(\underline{d}^{(k)}) = \text{Ext}(\underline{d}^{(k)})$  (pour  $k = 1, \dots, K$ ) uniquement dans le cas d'un traitement parallèle.

Une alternative qui permettrait peut-être d'améliorer le décodage serait de remplacer l'information extrinsèque  $\text{Ext}(\underline{d}^{(k)})$  par la LLR  $\Lambda(\underline{d}^{(k)}) = w^{(k)}(l) \cdot L(b^{(k)}(nb))$  dans l'évaluation de  $E(d_j^{(k)})$  au niveau de l'ESE.

#### 4.2.4. Résultats des simulations de Monte-Carlo en l'absence de codage

Les simulations présentées ici ont été réalisées sur des systèmes n'incluant pas de codage canal. Les performances ont été évaluées sur canal AWGN, c'est-à-dire en prenant  $h^{(k)} = 1$  pour  $k = 1, \dots, K$ . La figure 4.14 représente l'évolution des performances de l'IDMA au fur et à mesure des 10 premières itérations lorsqu'on travaille avec un facteur d'étalement  $N = 64$ , et un nombre d'utilisateurs  $K = 64$  c'est-à-dire un schéma sans surcharge (figure 4.14a), ou  $K = 96$  ce qui correspond à un facteur de surcharge de 50% (figure 4.14b). La turbo-détection est ici réalisée de façon parallèle.

Comme le montre la figure 4.14a, il convient de remarquer qu'en l'absence de surcharge (i.e.,  $K \leq N$ ), l'IDMA présente l'inconvénient d'avoir des performances dégradées par rapport aux performances d'une transmission point à point, qui constitue la courbe de référence. Ce problème survient également avec le PN-CDMA, mais pas avec l'OCDMA en raison de l'orthogonalité des utilisateurs dans ce dernier cas. On observe en outre (figures 4.14a et 4.14b) que l'on retrouve un comportement de type turbo dans les courbes de performance, avec une convergence brutale des performances à la 10<sup>ème</sup> itération.

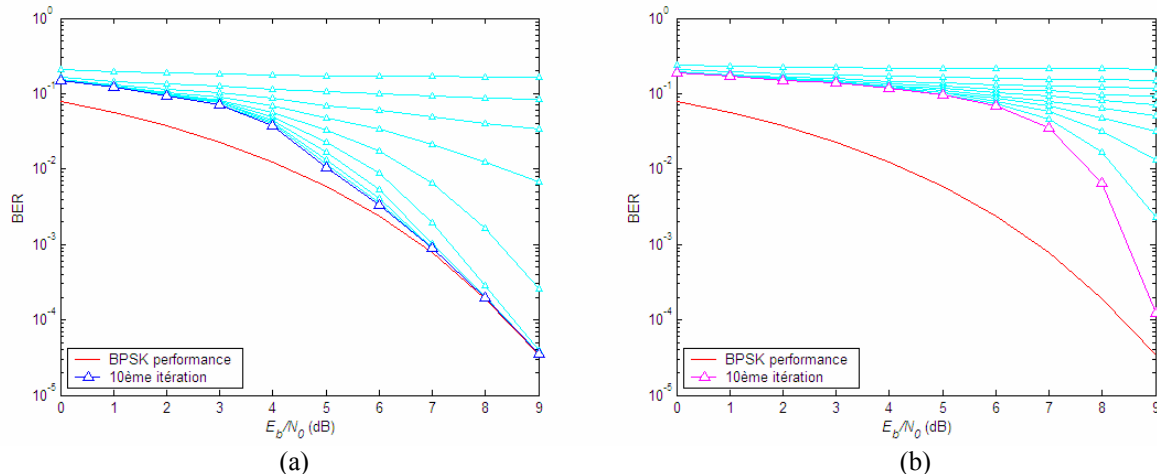
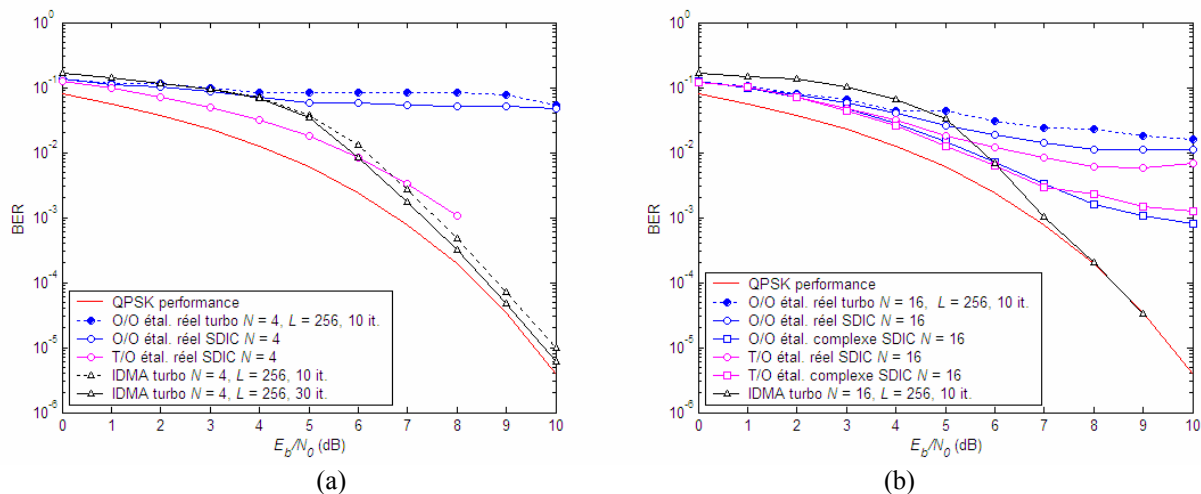


Fig. 4.14. Performances de l'IDMA avec symboles BPSK sur canal AWGN avec  $N = 64$ ,  $L = 256$ , 10 itérations  
(a)  $K = 64$  ( $OF = 0\%$ ); (b)  $K = 96$  ( $OF = 50\%$ ).

On étudie à présent les performances de l'IDMA et du CDMA dans une situation de surcharge de canal ( $K > N$ ). On compare l'IDMA avec le PN-CDMA et l'OCDMA/OCDMA. Dans les simulations présentées ci-après, on utilise pour l'IDMA la réception turbo-itérative fondée sur une égalisation chip (avec filtrage SUMF (Single-User Matched Filtering)). Dans le cas du CDMA, c'est le récepteur itératif fondé sur une égalisation conjointe (réalisée par un filtrage MMSE) qui est mis en œuvre. Dans tous les cas, ces traitements sont réalisés de façon parallèle. Les résultats sont également comparés aux performances que fournirait un simple SDIC dans le cas de schémas OCDMA/OCDMA, car on a pu vérifier qu'en pratique cet algorithme permet d'approcher les résultats d'un détecteur optimal.

Les figures 4.15 et 4.16 représentent le taux d'erreurs binaires (BER) obtenu pour l'IDMA, le PN-CDMA, l'OCDMA/OCDMA (O/O), et le TDMA/OCDMA (T/O) pour différentes valeurs du facteur d'étalement  $N$  lorsque la surcharge  $OF$  est fixée respectivement à 25% et 50%. Dans les cas où le TDMA/OCDMA fournit des résultats équivalents ou moins bons que l'O/O, ses performances n'ont pas été représentées.



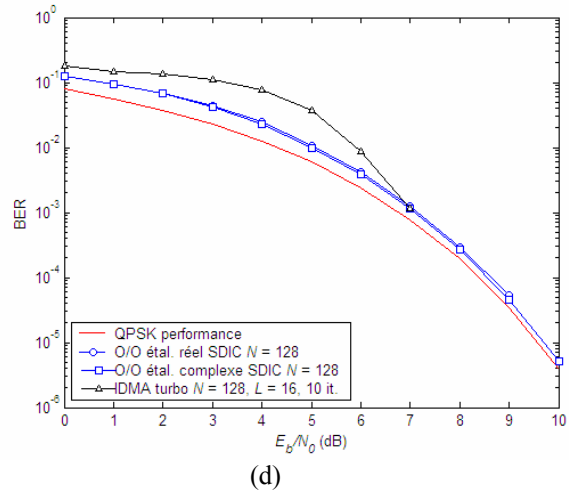
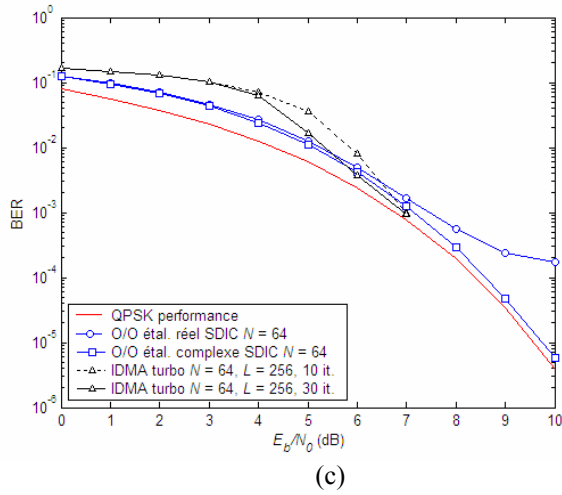


Fig. 4.15. Comparaison de l'IDMA avec des schémas basés sur le CDMA ( $OF = 25\%$ )  
(a)  $N = 4$ ; (b)  $N = 16$ ; (c)  $N = 64$ ; (d)  $N = 128$ .

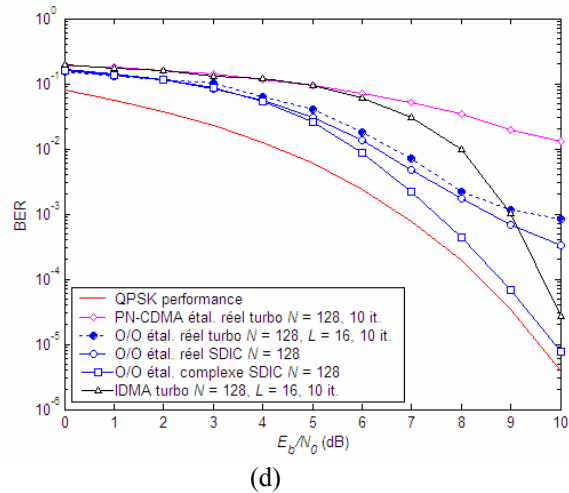
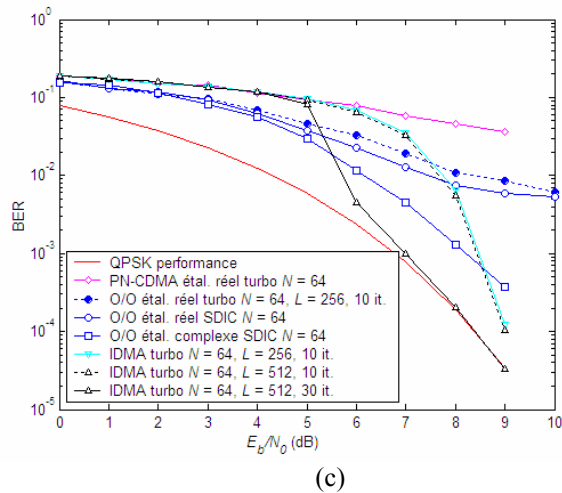
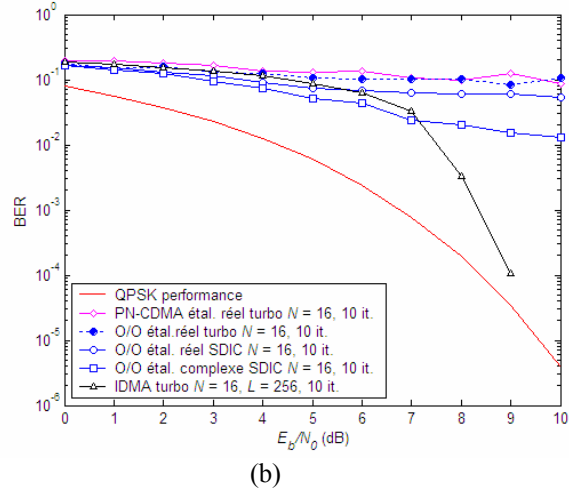
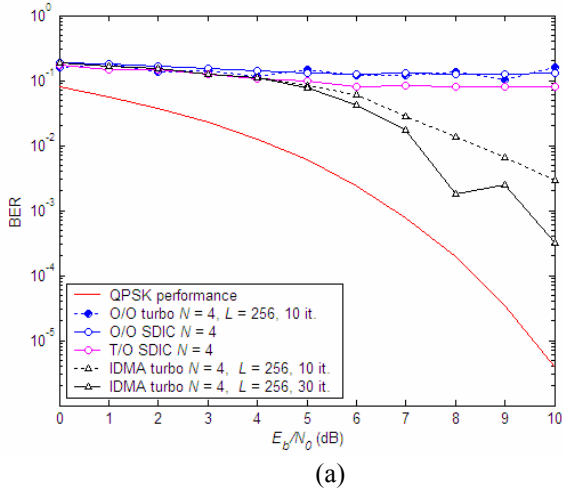


Fig. 4.16. Comparaison de l'IDMA avec des schémas basés sur le CDMA ( $OF = 50\%$ )  
(a)  $N = 4$ ; (b)  $N = 16$ ; (c)  $N = 64$ ; (d)  $N = 128$ .

On observe que dans tous les cas, le PN-CDMA fournit les moins bonnes performances. Il apparaît que pour l'O/O avec étalement réel, les performances obtenues avec le récepteur itératif avec égalisation chip sont voisines de celles produites par le SDIC (dont on avait vérifié qu'elles étaient identiques à celles du détecteur optimal lorsque  $N = 4$  et  $N = 16$ ). Par conséquent, augmenter le nombre d'itérations dans la turbo détection appliquée à l'O/O n'apporterait pas d'amélioration supplémentaire des performances. Avec  $N = 4$  et  $N = 16$  avec 25% de surcharge (figures 4.15a et 4.15b), on remarque que le T/O avec SDIC fournit des performances plus intéressantes que l>IDMA pour de faibles valeurs du rapport  $E_b/N_0$ . L'absence de palier de BER sur la courbe associée au T/O avec  $N = 4$  et  $K = 5$  traduit le fait qu'il n'y a pas ici d'annulation de la distance euclidienne (contrairement à ce que l'on observe sur la figure 4.15a avec juste un utilisateur supplémentaire ou avec l'O/O et les mêmes valeurs des paramètres  $N$  et  $K$ ). On peut également signaler que le T/O avec  $N = 16$  et  $K = 19$  (soit un utilisateur de moins que sur la figure 4.15b) ne présente pas de palier de taux d'erreur binaire, ce qui permet de s'approcher de la courbe idéale là où l>IDMA ne s'en approche qu'à partir d'environ  $E_b/N_0 = 6$  dB. Au vu des figures 4.15 et 4.16, on constate que d'une façon générale, l'O/O fournit un BER plus faible que l>IDMA pour de faibles valeurs du rapport  $E_b/N_0$ . Toutefois, la courbe obtenue reste éloignée de la courbe de référence lorsque  $OF = 50\%$ . Au contraire, pour de grandes valeurs du rapport  $E_b/N_0$ , l'O/O avec étalement réel voit l'apparition d'un phénomène de palier de BER (dû à une annulation de la distance euclidienne minimale pour ces valeurs de paramètres  $(N, K)$ ). Les meilleures performances sont alors obtenues avec l>IDMA. Néanmoins, il peut s'avérer nécessaire d'accroître le nombre d'itérations (jusqu'à 30 pour  $N = 64$ ) ainsi que la longueur de la trame pour approcher les performances idéales. Pour un facteur d'étalement plus grand ( $N = 128$ ), l'O/O avec étalement complexe s'avère plus intéressant que l>IDMA. En effet, la courbe de performances de l>IDMA ne permet de s'approcher de la courbe idéale qu'à des valeurs élevées du rapport  $E_b/N_0$ , alors que la courbe associée à l'O/O avec étalement complexe ne présente pas de palier de BER, et s'approche de la courbe idéale.

Comme l'illustrent les figures précédentes, les courbes de performance associées à l>IDMA ne font pas apparaître de palier de BER. Cependant, cela ne signifie pas qu'il n'y a pas annulation de la distance euclidienne minimale : en réalité, comme dans le cas des turbo-codes, la distance minimale est nulle. Les bonnes performances de l>IDMA s'expliquent en fait par la très faible probabilité d'avoir des séquences à faible distance entre elles, cette probabilité étant d'autant plus faible que la longueur d'entrelacement  $L \times N$  est grande. C'est la raison pour laquelle l>IDMA fournit généralement de meilleures performances que le PN-CDMA et l'O/O avec étalement réel. Cependant, cet avantage de l>IDMA sur l'O/O n'est pas aussi flagrant lorsqu'on travaille en O/O sur des symboles QPSK avec un étalement complexe et un grand facteur d'étalement. En effet, dans ces conditions, le palier de BER est abaissé à une probabilité d'erreur trop faible pour être observable par simulation. Ainsi, l>IDMA présente surtout un intérêt pour des valeurs des paramètres  $(N, K)$  engendrant par construction des paliers visibles de BER en O/O, en particulier pour de petits facteurs d'étalement.

# Chapitre 5

## Détection en présence de codage, sur canal AWGN ou canal sélectif

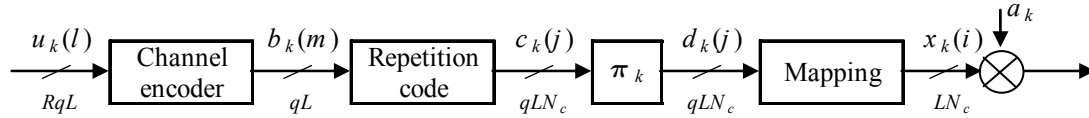
A la suite de l'étude préliminaire de l'IDMA réalisée sur des schémas sans codage et sur canal AWGN, il s'agit ici de comparer l'IDMA avec les systèmes de surcharge de canal fondés sur le CDMA, tels que le PN-CDMA ou l'OCDMA/OCDMA lorsqu'on introduit du codage dans ces schémas, afin d'estimer l'intérêt de l'IDMA dans ce contexte. Les performances de ces schémas seront étudiées lorsqu'on introduit un codage de type convolutif dans le cas d'une modulation QPSK, et en considérant une transmission sur canal AWGN ou sur un canal de Rayleigh multitrajets. Les différents types de récepteurs envisagés pour chaque type de schéma sont présentés dans un formalisme matriciel général. La formalisation que nous donnons des schémas considérés nous conduit à proposer plusieurs récepteurs adaptés aux schémas CDMA ou IDMA. Les performances des différents récepteurs seront comparées au sein de chaque famille de schémas (CDMA ou IDMA), puis les performances obtenues avec le CDMA et l'IDMA seront comparées. Les performances seront étudiées en exploitant conjointement les résultats fournis par une analyse à l'aide d'EXIT (EXtrinsic Information Transfer) charts et par les courbes de BER obtenues par simulations de Monte Carlo.

Dans un premier temps, nous allons décrire le modèle de communication considéré et les structures associées à l'émission, en donnant les expressions du signal émis. Puis, nous présenterons la structure des récepteurs associés à chaque famille de schémas. Enfin, nous présenterons des résultats de simulations avant de conclure.

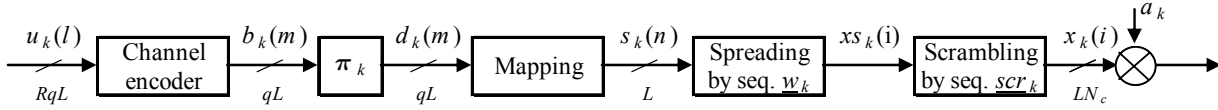
### 5.1. Modèle de communication

#### 5.1.1. Structures à l'émission

Les structures des émetteurs IDMA et CDMA dans le cas de schémas incluant du codage canal sont représentées sur la figure 5.1 pour le  $k$ ème utilisateur. Dans un schéma CDMA conventionnel, l'entrelacement intervient entre le codage canal et l'opération d'étalement afin de combattre l'effet de l'évanouissement. Toutefois, il n'a d'intérêt qu'utilisé conjointement avec du codage canal. L'IDMA consiste à réaliser les opérations d'entrelacement et d'étalement dans l'ordre inverse. Au lieu de séparer les utilisateurs par différentes séquences d'étalement comme en CDMA, l'IDMA distingue les utilisateurs en leur attribuant des entrelacements différents, la même séquence d'étalement étant utilisée pour tous les utilisateurs. L'opération d'étalement en IDMA est effectuée en binaire (et non en complexe), et est réalisée concrètement par un simple code à répétition.



(a) Émetteur IDMA



(b) Émetteur CDMA

Fig. 5.1. Structures à l'émission en IDMA et en CDMA

Considérons le  $k$ ème utilisateur ( $k = 1, \dots, N_u$ ). Les bits d'information  $\{u_k(l), l = 0, \dots, RqL - 1\}$  sont tout d'abord codés par un codeur convolutif de taux  $R = k_0/n_0$  qui fournit les bits codés  $\{b_k(m), m = 0, \dots, qL - 1\}$ . Dans le cas de l'IDMA, les bits codés sont encore codés par un simple code à répétition de longueur  $N_c$ . Les bits résultants  $\{c_k(j), j = 0, \dots, qLN_c - 1\}$  sont entrelacés, puis passent par le modulateur qui leur associe des symboles complexes parmi les  $Q = 2^q$  symboles possibles de la constellation considérée. Dans le cas du CDMA, les bits en sortie du codeur convolutif sont entrelacés puis passés au modulateur. Les symboles résultants  $\{s_k(n), n = 0, \dots, L - 1\}$  sont étalés par la séquence d'étalement  $w_k$  de longueur  $N_c$ , puis brouillés par le code  $scr_k$ . Dans les deux cas, les chips générés ( $\{x_k(i), i = 0, \dots, LN_c - 1\}$ , de variance notée  $\sigma_x^2$ ) sont multipliés par le scalaire  $a_k$  qui contrôle la puissance d'émission. Le signal résultant est alors transmis sur le canal.

En CDMA, en l'absence de surcharge, les séquences d'étalement peuvent être des séquences PN à valeurs réelles ou complexes, ou des séquences orthogonales extraites d'une matrice de WH éventuellement brouillées par une séquence complexe. En présence de surcharge, (c'est-à-dire lorsque le nombre d'utilisateurs est plus grand que le facteur d'étalement :  $N_u > N_c$ ), on peut soit employer des séquences PN, soit un schéma utilisant plusieurs ensembles de formes d'ondes orthogonales. En prenant l'exemple de deux ensembles de formes d'ondes orthogonales, on peut utiliser l'OCDMA pour les  $N_c$  premiers utilisateurs et l'OCDMA pour les  $(N_u - N_c)$  utilisateurs additionnels, ce qui mène à ce que nous avons appelé un schéma OCDMA/OCDMA. Les séquences d'étalement dans chaque ensemble OCDMA sont des séquences de WH orthogonales brouillées par une séquence PN commune qui peut être à valeurs réelles ou complexes. L'embrouillage (scrambling), qui est réalisé à l'aide de la séquence  $scr_k$ , est un processus aléatoire discret à valeurs dans  $\{\pm 1\}$  ou  $\left\{\frac{1}{\sqrt{2}}(\pm 1 \pm j)\right\}$  selon que l'on choisit de travailler avec un étalement réel ou complexe. Les performances des schémas de type CDMA seront évaluées avec et sans embrouillage.



## 5.1.2. Modèles du canal et du signal reçu

### 5.1.2.1. Modèle du canal

Pour plus de généralité, on considère un système de communication MIMO (Multiple-Input Multiple-Output) comprenant  $N_r$  antennes de réception. Afin de tenir compte de la propagation multitrajets (autrement dit, le signal reçu résulte de la combinaison de plusieurs versions atténuées et retardées du signal émis), on modélise le canal de propagation par un filtre numérique linéaire (tapped delay line model) à  $M$  coefficients (taps) en faisant l'hypothèse d'un évanouissement de Rayleigh quasi-statique, ce qui signifie que les coefficients restent constants sur une trame de symboles transmis (hypothèse raisonnable pour des trames de taille relativement petite). Ainsi, en notant  $\lambda_k^j(m)$  le  $m$ ème coefficient d'atténuation du  $k$ ème utilisateur vers la  $j$ ème antenne de réception, le canal correspondant peut être modélisé par le filtre de réponse impulsionnelle finie donnée par  $\sum_{m=0}^{M-1} \lambda_k^j(m) \delta(i-m)$  (modèle équivalent en bande de base en l'absence de trajet en vue directe). Les coefficients  $\lambda_k^j(m)$  sont supposés invariants dans le temps et connus du récepteur. En l'absence de trajet direct, le coefficient  $\lambda_k^j(m)$  est modélisé par une variable aléatoire gaussienne centrée complexe de variance  $\sigma_\lambda^2$ . On se restreindra au cas d'un canal dit uniforme, c'est-à-dire tel que  $\sigma_\lambda^2 = E\left(|\lambda_k^j(m)|^2\right) = 1/M$ . Un cas particulier consiste à prendre  $M = 1$ , ce qui correspond au cas du canal de Rayleigh non sélectif.

Notez au passage que le canal AWGN peut être modélisé de la même façon en fixant  $M = 1$  et  $\lambda_k^j(0) = 1$ .

### 5.1.2.2. Modèle du signal reçu en IDMA

En supposant une transmission synchrone et en notant  $\underline{x}[i]$  le vecteur de symboles transmis et  $\underline{v}[i]$  le vecteur d'échantillons complexes du bruit additif blanc gaussien de variance  $\sigma_v^2 = N_0$  pour le chip d'indice  $i$  ( $i = 0, \dots, LN_c - 1$ ), le signal reçu  $\underline{r}[i]$  du modèle discret équivalent en bande de base peut s'écrire sous la forme vectorielle suivante :

$$\underline{r}[i] = \sum_{m=0}^{M-1} \underline{H}_m \underline{x}[i-m] + \underline{v}[i] \quad (5.1)$$

où

$$\underline{H}_m = \left[ \underline{h}_1[m], \dots, \underline{h}_{N_u}[m] \right]_{N_r \times N_u} \text{ pour } m = 0, \dots, M-1$$

avec  $\underline{h}_k[m] = \left[ h_k^1(m), \dots, h_k^{N_r}(m) \right]_{N_r \times 1}^T$  pour  $k = 1, \dots, N_u$  où  $h_k^j(m)$  désigne le  $m$ ème coefficient du  $k$ ème utilisateur vers la  $j$ ème antenne de réception affecté par la puissance d'émission du  $k$ ème utilisateur ( $h_k^j(m) = a_k \lambda_k^j(m)$ ),

$$\underline{x}[i] = \left[ x_1(i), \dots, x_{N_u}(i) \right]_{N_u \times 1}^T,$$

$$\underline{v}[i] = \left[ v^1(i), \dots, v^{N_r}(i) \right]_{N_r \times 1}^T,$$

et  $\underline{r}[i] = \left[ r^1(i), \dots, r^{N_r}(i) \right]_{N_r \times 1}^T$ .

En posant :

$$\underline{H} = \begin{bmatrix} \underline{H}_{M-1} & \cdots & \underline{H}_0 & & \\ & \ddots & \vdots & \ddots & \\ & & \underline{H}_{M-1} & \cdots & \underline{H}_0 \end{bmatrix}_{N_r M \times N_u (2M-1)},$$

$$\underline{x}_i = \left[ \underline{x}^T[i-M+1], \dots, \underline{x}^T[i], \dots, \underline{x}^T[i+M-1] \right]_{N_u (2M-1) \times 1}^T \quad (\text{avec les initialisations: } \underline{x}[l] = \underline{0}_{N_u \times 1}$$

pour  $l = -M+1, \dots, -1$  et pour  $l = LN_c, \dots, LN_c + M-2$ ),

$$\underline{v}_i = \left[ \underline{v}^T[i], \dots, \underline{v}^T[i+M-1] \right]_{N_r M \times 1}^T,$$

et  $\underline{r}_i = \left[ \underline{r}^T[i], \dots, \underline{r}^T[i+M-1] \right]_{N_r M \times 1}^T$ ,

l'équation (5.1) peut être réécrite dans une formulation plus compacte :

$$\underline{r}_i = \underline{H} \underline{x}_i + \underline{v}_i. \quad (5.2)$$

### 5.1.2.3. Modèle du signal reçu en CDMA

Comme précédemment, le signal reçu est donné par :

$$\underline{r}[nN_c + l] = \sum_{m=0}^{M-1} \underline{H}_m \underline{x}[nN_c + l - m] + \underline{v}[nN_c + l] \quad (5.3)$$

avec les mêmes notations que dans (5.1) où  $i$  est remplacé par  $nN_c + l$ , où  $n$  et  $l$  désignent respectivement l'indice du symbole et la position du chip considéré dans le symbole ( $n = 0, \dots, L-1$  et  $l = 0, \dots, N_c - 1$ ).

Ce modèle peut s'écrire de façon équivalente sous forme matricielle :

$$\tilde{\underline{r}}[n] = \tilde{\underline{H}} \tilde{\underline{x}}[n] + \tilde{\underline{v}}[n] \quad (5.4)$$

en notant:

$$\tilde{\underline{H}} = \begin{bmatrix} \underline{H}_{M-1} & \cdots & \underline{H}_0 & & \\ & \ddots & \vdots & \ddots & \\ & & \underline{H}_{M-1} & \cdots & \underline{H}_0 \end{bmatrix}_{N_r N_c \times N_u (N_c + M - 1)},$$

$$\tilde{\underline{x}}[n] = \left[ \underline{x}^T[nN_c - M + 1], \dots, \underline{x}^T[nN_c], \dots, \underline{x}^T[nN_c + N_c - 1] \right]_{N_u (N_c + M - 1) \times 1}^T \quad (\text{avec les}$$

initialisations :  $\underline{x}[l] = \underline{0}_{N_u \times 1}$  pour  $l = -M+1, \dots, -1$ ),

$$\tilde{\underline{v}}[n] = \left[ \underline{v}^T[nN_c], \dots, \underline{v}^T[nN_c + N_c - 1] \right]_{N_r N_c \times 1}^T,$$

et  $\tilde{\underline{r}}[n] = \left[ \underline{r}^T[nN_c], \dots, \underline{r}^T[nN_c + N_c - 1] \right]_{N_r N_c \times 1}^T$ .

Le modèle décrit par (5.4) est un modèle au niveau chip. La mémoire du canal exprimée en nombre de symboles  $M_S$  est liée à la mémoire du canal  $M$  en nombre de chips par  $M_S = \left\lceil \frac{M-1}{N_c} \right\rceil + 1$ . Pour passer à une expression au niveau symbole, la matrice  $\underline{\underline{\tilde{H}}}$  est divisée en “tranches” de  $N_u N_c$  colonnes, ce qui donne les matrices  $\underline{\underline{\mathcal{H}}}_m$  ( $m = 0, \dots, M_S - 1$ ) de dimension  $N_r N_c \times N_u N_c$  définies comme suit :

$$\underline{\underline{\mathcal{H}}}_m = \begin{cases} \left[ \underline{\underline{\tilde{H}}}(N_u(M - mN_c - 1) + 1 : N_u(M - (m-1)N_c - 1)) \right] & \text{pour } m = 0, \dots, M_S - 2 \\ \left[ \underline{\underline{0}}_{N_r N_c \times N_u(N_c(M_S - 1) - M + 1)} \quad \underline{\underline{\tilde{H}}}(1 : N_u(M - (M_S - 2)N_c - 1)) \right] & \text{pour } m = M_S - 1 \end{cases}$$

où la notation  $\underline{\underline{\tilde{H}}}(i : j)$  désigne la matrice contenant les colonnes  $i$  à  $j$  de la matrice  $\underline{\underline{\tilde{H}}}$ .

En posant

$$\tilde{\underline{\underline{x}}}'[n] = \left[ \underline{\underline{x}}^T[nN_c], \dots, \underline{\underline{x}}^T[nN_c + N_c - 1] \right]_{N_u N_c \times 1}^T,$$

on obtient le modèle au niveau symbole suivant :

$$\tilde{\underline{\underline{r}}}[n] = \sum_{m=0}^{M_S-1} \underline{\underline{\mathcal{H}}}_m \tilde{\underline{\underline{x}}}'[n-m] + \tilde{\underline{\underline{v}}}[n], \quad (5.5)$$

ce qui conduit à la formulation matricielle :

$$\tilde{\underline{\underline{r}}}_n = \underline{\underline{\mathcal{H}}}' \tilde{\underline{\underline{x}}}'_n + \tilde{\underline{\underline{v}}}_n \quad (5.6)$$

où

$$\underline{\underline{\mathcal{H}}}' = \begin{bmatrix} \underline{\underline{\mathcal{H}}}_{M_S-1} & \cdots & \underline{\underline{\mathcal{H}}}_0 & & \\ & \ddots & \vdots & \ddots & \\ & & \underline{\underline{\mathcal{H}}}_{M_S-1} & \cdots & \underline{\underline{\mathcal{H}}}_0 \end{bmatrix}_{N_r M_S N_c \times N_u N_c (2M_S - 1)},$$

$$\tilde{\underline{\underline{x}}}'_n = \left[ \tilde{\underline{\underline{x}}}'^T[n - M_S + 1], \dots, \tilde{\underline{\underline{x}}}'^T[n], \dots, \tilde{\underline{\underline{x}}}'^T[n + M_S - 1] \right]_{N_u N_c (2M_S - 1) \times 1}^T,$$

$$\tilde{\underline{\underline{v}}}_n = \left[ \tilde{\underline{\underline{v}}}'^T[n], \dots, \tilde{\underline{\underline{v}}}'^T[n + M_S - 1] \right]_{N_r M_S N_c \times 1}^T,$$

et  $\tilde{\underline{\underline{r}}}_n = \left[ \tilde{\underline{\underline{r}}}'^T[n], \dots, \tilde{\underline{\underline{r}}}'^T[n + M_S - 1] \right]_{N_r M_S N_c \times 1}^T$ .

Le modèle donné par (5.5) et (5.6) peut encore être transformé en vue d’obtenir un modèle faisant intervenir les symboles avant étalement plutôt que les chips transmis. On réorganise d’abord le vecteur  $\tilde{\underline{\underline{x}}}'[n]$  par utilisateur, ce qui requiert une permutation effectuée par le biais d’une matrice de permutation  $\underline{\underline{P}}$  de dimension  $N_u N_c \times N_u N_c$ . Cette matrice est en fait égale à  $\underline{\underline{P}} = \left[ \underline{\underline{p}}_1 \quad \cdots \quad \underline{\underline{p}}_{N_u N_c} \right]$  où  $\underline{\underline{p}}_{(k-1)N_c + l} = \underline{\underline{e}}_{k+(l-1)N_u}$  ( $k = 1, \dots, N_u$  et  $l = 1, \dots, N_c$ ) et  $\underline{\underline{e}}_j$  désigne la  $j$ ème colonne de la matrice identité de dimension  $N_u N_c$ . Ainsi, le canal effectif prenant en compte le canal, l’effet de l’embrouillage, et la séquence d’étalement correspond aux matrices  $\underline{\underline{\mathcal{G}}}_m^{(n)}$  de dimension  $N_r N_c \times N_u$  données par :

$$\underline{\underline{\mathcal{G}}}_m^{(n)} = \underline{\underline{\mathcal{H}}}'_m \underline{\underline{P}} \underline{\underline{W}}^{(n)} \quad (\text{pour } m = 0, \dots, M_S - 1),$$

$$\text{avec } \underline{\underline{W}}^{(n)} = \begin{bmatrix} \underline{\underline{\Sigma}}_1 [n] w_1 & & \\ & \ddots & \\ & & \underline{\underline{\Sigma}}_{N_u} [n] w_{N_u} \end{bmatrix}_{N_u N_c \times N_u} \quad \text{où } \underline{\underline{\Sigma}}_k [n] = \text{diag}(scr_k(nN_c), \dots, scr_k(nN_c + N_c - 1))$$

désigne la matrice diagonale contenant les coefficients de la séquence d'embrouillage attribuée au  $n$ ème symbole du  $k$ ème utilisateur.

Le modèle décrit par (5.5) devient alors :

$$\tilde{r}[n] = \sum_{m=0}^{M_S-1} \underline{\underline{G}}_m^{(n-m)} \underline{s}[n-m] + \underline{\tilde{v}}[n] \quad (5.7)$$

où

$$\underline{s}[n] = [s_1(n), \dots, s_{N_u}(n)]_{N_u \times 1}^T \text{ pour } n = 0, \dots, L-1.$$

Sous forme matricielle, le modèle peut s'écrire :

$$\tilde{r}_n = \underline{\underline{G}}^{(n)} \underline{s}_n + \underline{\tilde{v}}_n \quad (5.8)$$

où

$$\underline{\underline{G}}^{(n)} = \begin{bmatrix} \underline{\underline{G}}_{M_S-1}^{(n-M_S+1)} & \dots & \underline{\underline{G}}_0^{(n)} \\ & \ddots & \vdots & \ddots \\ & & \underline{\underline{G}}_{M_S-1}^{(n)} & \dots & \underline{\underline{G}}_0^{(n+M_S-1)} \end{bmatrix}_{N_u M_S N_c \times N_u (2M_S-1)},$$

$$\text{et } \underline{s}_n = [\underline{s}^T[n-M_S+1], \dots, \underline{s}^T[n], \dots, \underline{s}^T[n+M_S-1]]_{N_u (2M_S-1) \times 1}^T \text{ (avec les initialisations: } \underline{s}[l] = \underline{0}_{N_u \times 1} \text{ pour } l = -M_S+1, \dots, -1 \text{ et pour } l = L, \dots, L+M_S-2).$$

## 5.2. Structures à la réception : turbo récepteurs

Le récepteur est itératif et suit le principe turbo. En effet, le système multi-utilisateurs fondé sur des codes indépendants et une information de sortie souple présente de fortes similarités avec les systèmes mono-utilisateur employant des turbo-codes. On supposera pour plus de simplicité que la connaissance du canal et la synchronisation sont parfaites. La structure générale du récepteur comprend un détecteur multi-utilisateurs (MUD pour MultiUser Detector) et un décodeur de canal (DEC pour channel decoder) qui échangent de l'information sous la forme de LLR extrinsèques notées  $L^{MUD}(\cdot)$  et  $L^{DEC}(\cdot)$ . A partir des échantillons de signal reçus et des probabilités a priori sur les symboles, le MUD doit réduire l'interférence intersymboles (ISI, pour InterSymbol Interference) et annuler l'interférence multi-utilisateurs (MUI) pour produire les extrinsèques relatives aux symboles. Dans le cas où le codage canal est un code convolutif, le DEC met en œuvre l'algorithme du MAP (Maximum A Posteriori) dont la description est rappelée en annexe C. Cet algorithme fournit une information souple sur les bits émis par chaque utilisateur, ce qui permet d'itérer le processus de décodage et d'approcher ainsi les performances du décodeur conjoint à maximum de vraisemblance (décodeur ML).

La structure du récepteur change selon que l'on considère l>IDMA ou le CDMA.

Dans le cas de l>IDMA (voir figure 5.2), le MUD réalise en fait une égalisation chip, alors que le DEC réalise un décodage conjoint. En effet, dans la mesure où la concaténation d'un code convolutif et d'un code à répétition peut être vue comme un nouveau code convolutif à très faible taux, le décodage conjoint optimal peut être effectué par l'algorithme du MAP opérant sur un treillis

convenablement modifié (en d'autres termes, en incorporant directement l'effet du code à répétition dans la définition des branches). Une approche plus simple consiste à réaliser un DEC par désétalement des LLR, application de l'algorithme du MAP sur le treillis associé au codage convolutif, puis étalement des LLR, ce qui revient à calculer pour  $m = 0, \dots, qL - 1$  :

$$L^{MUD}(b^{(k)}(m)) = \sum_{l=1}^{N_c} w^{(k)}(l) \cdot L^{MUD}(c^{(k)}(mN_c + l - 1))$$

$$\left[ \Lambda(\underline{b}^{(k)}), \hat{\underline{u}}^{(k, it)} \right] = \text{Algorithme\_MAP}(L^{MUD}(\underline{b}^{(k)}), \text{treillis})$$

$$L^{DEC}(c^{(k)}(mN_c + l)) = w^{(k)}(l) \cdot \Lambda(b^{(k)}(m)) - L^{MUD}(c^{(k)}(mN_c + l)) \text{ pour } l = 1, \dots, N_c.$$

Dans le cas du CDMA, deux structures sont possibles, comme l'illustre la figure 5.3. La première option consiste en une égalisation chip suivie d'une opération de désétalement, tandis que dans la seconde option, ces opérations sont remplacées par un filtre de Wiener conjoint, suivant le principe de [134]. Quelle que soit l'option retenue, le MUD échange de l'information avec un DEC simple.

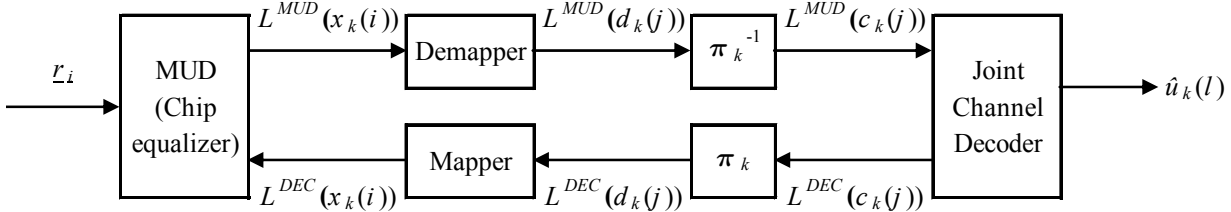
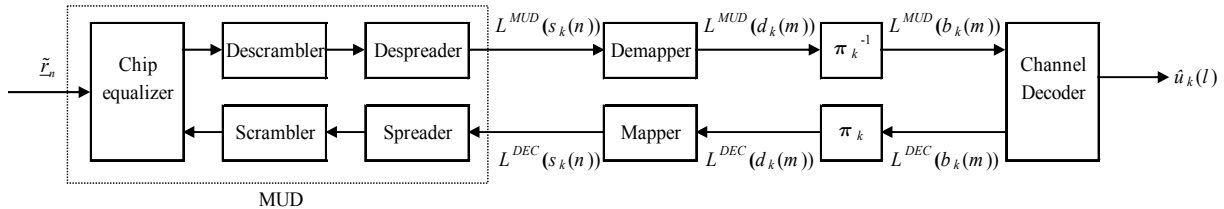
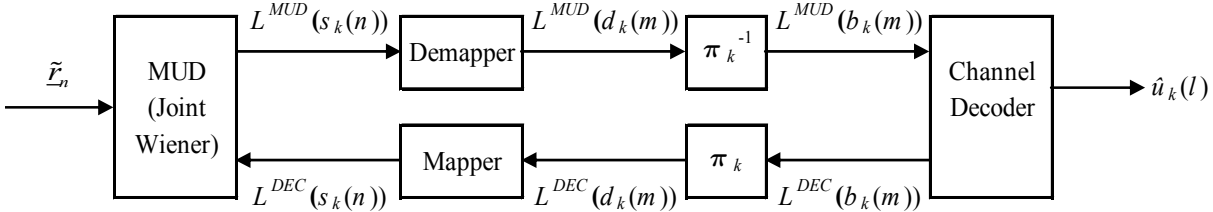


Fig. 5.2. Structure de récepteur pour un schéma IDMA (MUD=égalisation chip / DEC=décodage de canal conjoint)



(a) MUD=égalisation chip+désétalement / DEC=simple décodage de canal



(b) MUD=détecteur de Wiener conjoint / DEC= simple décodage de canal

Fig. 5.3. Structures de récepteur pour un schéma CDMA

### 5.2.1. MUD en IDMA par égalisation au niveau chip

Considérons le modèle IDMA tel que décrit par (5.2). L'extrinsèque  $L^{MUD}(x_k(i))$  est calculée en deux étapes :

- l'annulation souple d'interférences

- et le filtrage, pour lequel plusieurs options sont envisageables : le MMSE conditionnel, le MMSE non-conditionnel, ou le filtrage adapté (SUMF, pour Single-User Matched Filtering).

L'annulation d'interférences ainsi que les différentes options possibles sont présentées ci-après. Il s'agit d'extensions au contexte MIMO des structures décrites dans [51], [134], et [15]. Ces extensions ont été partiellement présentées dans [1] et [136].

### 5.2.1.1. Annulation d'interférences souple

On suppose que l'on souhaite détecter le  $i$ ème symbole du  $k$ ème utilisateur. On note les symboles estimés à partir de l'information extrinsèque en provenance du décodeur :

$$\hat{x}_n(l) = \begin{cases} \tanh(L^{DEC}(x_n(l))/2) & \text{(BPSK)} \\ \frac{1}{\sqrt{2}} \left( \tanh(L^{DEC}(\operatorname{Re}(x_n(l)))/2) + j \tanh(L^{DEC}(\operatorname{Im}(x_n(l)))/2) \right) & \text{(QPSK)} \end{cases}$$

pour  $n = 1, \dots, N_u$ .

Si on définit

$$\hat{\underline{x}}_{k,i} = [\hat{x}_k^T[i-M+1], \dots, \hat{x}_k^T[i], \dots, \hat{x}_k^T[i+M-1]]^T$$

où

$$\hat{x}_k[l] = \begin{cases} [\hat{x}_1(l), \dots, \hat{x}_k(l), \dots, \hat{x}_{N_u}(l)]^T & \text{si } l \neq i \\ [\hat{x}_1(i), \dots, 0, \dots, \hat{x}_{N_u}(i)]^T & \text{si } l = i \end{cases}$$

l'annulation d'interférences fournit :

$$\hat{\underline{r}}_{k,i} = \underline{r}_i - \underline{H} \hat{\underline{x}}_{k,i}. \quad (5.9)$$

### 5.2.1.2. Filtrage MMSE conditionnel

Le filtre minimisant l'erreur quadratique moyenne (MSE, pour Mean Square Error) est donné par le vecteur de taille  $N_r M \times 1$  :

$$\underline{f}_{k,i} = \frac{\sigma_x^2}{\mu_{k,i}} \left( \underline{H} \underline{\Delta}_{k,i} \underline{H}^H + \sigma_v^2 \underline{I}_{N_r M} \right)^{-1} \underline{h}_k \quad (5.10)$$

où on note :

$\underline{h}_k$  la  $(N_u(M-1) + k)$ ème colonne de  $\underline{H}$  (de taille  $N_r M \times 1$ ) :  $\underline{h}_k = \underline{H} \underline{e}_{N_u(M-1)+k}$ ,

$\underline{\Delta}_{k,i}$  la matrice de covariance de dimension  $N_u(2M-1) \times N_u(2M-1)$  :

$$\underline{\Delta}_{k,i} = \operatorname{diag} \left( \sigma_x^2 \mathbf{1}_{N_u(2M-1) \times 1} - |\hat{\underline{x}}_{k,i}|^2 \right),$$

$$\text{et } \mu_{k,i} = \sigma_x^2 \underline{h}_k^H \left( \underline{H} \underline{\Delta}_{k,i} \underline{H}^H + \sigma_v^2 \underline{I}_{N_r M} \right)^{-1} \underline{h}_k.$$

On obtient en sortie du filtre :

$$\underline{z}_{k,i} = \underline{f}_{k,i}^H \hat{\underline{r}}_{k,i}. \quad (5.11)$$

Comme on choisit de travailler avec des estimations non biaisées, l'estimée  $z_{k,i}$  peut s'écrire comme la sortie d'un canal AWGN équivalent :

$$z_{k,i} = x_k(i) + \zeta_k(i) \quad (5.12)$$

où on suppose que  $\zeta_k(i)$  suit une distribution gaussienne de moyenne nulle ( $E(\zeta_k(i)) = 0$ ) et de

$$\text{variance } \sigma_{\zeta_k(i)}^2 = \text{Var}(\zeta_k(i)) = \left( \frac{1 - \mu_{k,i}}{\mu_{k,i}} \right) \sigma_x^2.$$

Par conséquent, les extrinsèques peuvent être évaluées comme suit :

$$L^{MUD}(\text{Re}(x_k(i))) = \frac{2 \text{Re}(z_{k,i})}{0.5 \sigma_{\zeta_k(i)}^2} \text{ et } L^{MUD}(\text{Im}(x_k(i))) = \frac{2 \text{Im}(z_{k,i})}{0.5 \sigma_{\zeta_k(i)}^2}. \quad (5.13)$$

### 5.2.1.3. Filtrage MMSE non conditionnel

Le détecteur fondé sur la MMSE conditionnelle nécessite le calcul d'un filtre par utilisateur par symbole et par itération. Il peut être simplifié en appliquant une estimation MMSE non conditionnelle à l'observation obtenue après annulation d'interférences. L'estimation est toujours donnée par (5.11), où le filtre  $\underline{f}_{k,i}$  est remplacé par le filtre  $\underline{f}_k$  donné explicitement par :

$$\underline{f}_k = \frac{\sigma_x^2}{\mu_k} \left( \underline{H} \underline{\Delta}_k \underline{H}^H + \sigma_v^2 \underline{I}_{N_r M} \right)^{-1} \underline{h}_k \quad (5.14)$$

avec

$$\mu_k = \sigma_x^2 \underline{h}_k^H \left( \underline{H} \underline{\Delta}_k \underline{H}^H + \sigma_v^2 \underline{I}_{N_r M} \right)^{-1} \underline{h}_k,$$

$$\text{et } \underline{\Delta}_k = \text{diag}(\sigma_x^2 - \rho, \dots, \sigma_x^2 - \rho, \sigma_x^2, \sigma_x^2 - \rho, \dots, \sigma_x^2 - \rho)$$

où la valeur  $\sigma_x^2$  est située à la position  $N_u(M-1) + k$  dans la diagonale de la matrice  $\underline{\Delta}_k$  et où

$$\rho = \frac{1}{N_u \cdot LN_c} \sum_{j=1}^{N_u} \sum_{l=0}^{LN_c-1} |\hat{x}_j(l)|^2.$$

L'estimée  $z_{k,i}$  est alors donnée par :

$$z_{k,i} = \underline{f}_k^H \hat{\underline{r}}_{k,i}. \quad (5.15)$$

Les extrinsèques deviennent :

$$L^{MUD}(\text{Re}(x_k(i))) = \frac{2 \text{Re}(z_{k,i})}{0.5 \sigma_{\zeta_k}^2} \text{ et } L^{MUD}(\text{Im}(x_k(i))) = \frac{2 \text{Im}(z_{k,i})}{0.5 \sigma_{\zeta_k}^2} \quad (5.16)$$

où  $\sigma_{\zeta_k}^2 = \left( \frac{1 - \mu_k}{\mu_k} \right) \sigma_x^2$  (dont il faut souligner qu'elle ne dépend que de l'utilisateur considéré).

Ainsi, le détecteur fondé sur la MMSE non-conditionnelle ne nécessite que l'évaluation d'un filtre par utilisateur par itération.

### 5.2.1.4. Filtrage adapté : SUMF

Une simplification supplémentaire est obtenue en remplaçant le filtre MMSE par un SUMF, donné par :

$$\underline{f}_k = \frac{1}{\underline{h}_k^H \underline{h}_k} \underline{h}_k. \quad (5.17)$$

où  $\underline{h}_k$  désigne la  $(N_u(M-1)+k)$ ième colonne de  $\underline{H}$  (de taille  $N_r M \times 1$ ) :  $\underline{h}_k = \underline{H} \underline{e}_{N_u(M-1)+k}$   
L'estimée  $z_{k,i}$  correspondante est donnée par :

$$z_{k,i} = \underline{f}_k^H \hat{\underline{x}}_{k,i} \quad (5.18)$$

qui peut se réécrire :

$$z_{k,i} = x_k(i) + \zeta_k(i) \quad (5.19)$$

où on suppose que  $\zeta_k(i)$  suit une distribution gaussienne de moyenne nulle et de variance

$$\sigma_{\zeta_k(i)}^2 = \frac{1}{(\underline{h}_k^H \underline{h}_k)^2} \underline{h}_k^H \left( \underline{H} \underline{\Delta}_{k,i} \underline{H}^H + \sigma_v^2 \underline{I}_{N_r M} \right) \underline{h}_k - \sigma_x^2.$$

Les extrinsèques associées sont fournies par :

$$L^{MUD}(\text{Re}(x_k(i))) = \frac{2 \text{Re}(z_{k,i})}{0.5 \sigma_{\zeta_k(i)}^2} \text{ et } L^{MUD}(\text{Im}(x_k(i))) = \frac{2 \text{Im}(z_{k,i})}{0.5 \sigma_{\zeta_k(i)}^2}. \quad (5.20)$$

## 5.2.2. MUD en CDMA

Si c'est l'option effectuant une égalisation chip suivie d'une opération de désétalement qui est retenue pour le MUD, l'égalisation est réalisée de façon similaire à ce qui a été présenté pour l'IDMA en travaillant sur le modèle donné par (5.2). L'estimée obtenue peut dès lors être modélisée par :

$$z_{k,i} = x_k(i) + \zeta_k(i) \quad (5.21)$$

où  $i$  désigne l'indice du chip ( $i = 0, \dots, LN_c - 1$ ). En regroupant ces estimées par groupes de  $N_c$  chips consécutifs par utilisateur, on peut écrire pour le  $k$ ième utilisateur :

$$\underline{z}_k[n] = \tilde{\underline{x}}_k[n] + \underline{\zeta}_k[n] \quad (5.22)$$

où

$$\tilde{\underline{x}}_k[n] = [x_k(nN_c), \dots, x_k(nN_c + N_c - 1)]_{N_c \times 1}^T,$$

$$\underline{\zeta}_k[n] = [\zeta_k(nN_c), \dots, \zeta_k(nN_c + N_c - 1)]_{N_c \times 1}^T,$$

$$\text{et } \underline{z}_k[n] = [z_{k,nN_c}, \dots, z_{k,nN_c + N_c - 1}]_{N_c \times 1}^T.$$

Il convient de souligner que la matrice de covariance  $\underline{\Theta}_{\underline{\zeta}_k[n]} = \text{E}(\underline{\zeta}_k[n] \underline{\zeta}_k[n]^H)$  n'est pas triviale.

Nous allons à présent effectuer l'opération de désembrouillage (descrambling), qui va avoir un effet de diagonalisation sur la matrice  $\underline{\Theta}_{\underline{\zeta}_k[n]}$ . En se souvenant que  $\underline{\Sigma}_k[n]^H \underline{\Sigma}_k[n] = \underline{I}_{N_c}$ , l'opération de désembrouillage peut être réalisée en calculant :

$$\widehat{\underline{x}}_k[n] = \underline{\Sigma}_k[n]^H \cdot \underline{z}_k[n] = \underline{x}_k[n] + \underline{\xi}_k[n] \quad (5.23)$$

où  $\underline{x}_k[n] = \underline{w}_k S_k(n)$  et  $\underline{\xi}_k[n] = \underline{\Sigma}_k[n]^H \cdot \underline{\zeta}_k[n]$ .



La matrice de covariance  $\underline{\Theta}_{\underline{\xi}_k[n]} = E\left(\underline{\xi}_k[n]\underline{\xi}_k[n]^H\right)$  est connue de l'égalisation chip :

$$\underline{\Theta}_{\underline{\xi}_k[n]} = \text{diag}\left(\sigma_{\zeta_k(nN_c)}^2, \dots, \sigma_{\zeta_k(nN_c+N_c-1)}^2\right).$$

Les extrinsèques peuvent alors s'exprimer de la façon suivante [25] :

$$L^{MUD}(\text{Re}(s_k(n))) = \ln \frac{p^{DEC}(\text{Im}(s_k(n))=1)p(\widehat{\underline{x}}s_k[n]|s_k(n)=1+j) + p^{DEC}(\text{Im}(s_k(n))=-1)p(\widehat{\underline{x}}s_k[n]|s_k(n)=1-j)}{p^{DEC}(\text{Im}(s_k(n))=1)p(\widehat{\underline{x}}s_k[n]|s_k(n)=-1+j) + p^{DEC}(\text{Im}(s_k(n))=-1)p(\widehat{\underline{x}}s_k[n]|s_k(n)=-1-j)}$$

et

$$L^{MUD}(\text{Im}(s_k(n))) = \ln \frac{p^{DEC}(\text{Re}(s_k(n))=1)p(\widehat{\underline{x}}s_k[n]|s_k(n)=1+j) + p^{DEC}(\text{Re}(s_k(n))=-1)p(\widehat{\underline{x}}s_k[n]|s_k(n)=-1+j)}{p^{DEC}(\text{Re}(s_k(n))=1)p(\widehat{\underline{x}}s_k[n]|s_k(n)=1-j) + p^{DEC}(\text{Re}(s_k(n))=-1)p(\widehat{\underline{x}}s_k[n]|s_k(n)=-1-j)}$$

ou de façon équivalente :

$$L^{MUD}(\text{Re}(s_k(n))) = \ln \frac{\exp(L^{DEC}(\text{Im}(s_k(n)))/2)p(\widehat{\underline{x}}s_k[n]|s_k(n)=1+j) + \exp(-L^{DEC}(\text{Im}(s_k(n)))/2)p(\widehat{\underline{x}}s_k[n]|s_k(n)=1-j)}{\exp(L^{DEC}(\text{Im}(s_k(n)))/2)p(\widehat{\underline{x}}s_k[n]|s_k(n)=-1+j) + \exp(-L^{DEC}(\text{Im}(s_k(n)))/2)p(\widehat{\underline{x}}s_k[n]|s_k(n)=-1-j)}$$

et

$$L^{MUD}(\text{Im}(s_k(n))) = \ln \frac{\exp(L^{DEC}(\text{Re}(s_k(n)))/2)p(\widehat{\underline{x}}s_k[n]|s_k(n)=1+j) + \exp(-L^{DEC}(\text{Re}(s_k(n)))/2)p(\widehat{\underline{x}}s_k[n]|s_k(n)=-1+j)}{\exp(L^{DEC}(\text{Re}(s_k(n)))/2)p(\widehat{\underline{x}}s_k[n]|s_k(n)=1-j) + \exp(-L^{DEC}(\text{Re}(s_k(n)))/2)p(\widehat{\underline{x}}s_k[n]|s_k(n)=-1-j)},$$

ce qui représente une opération de désétalement. En utilisant l'approximation gaussienne, et après des simplifications du numérateur et du dénominateur, on trouve une expression équivalente qui consiste à remplacer les termes  $p(\widehat{\underline{x}}s_k[n]|s_k(n))$  dans l'expression précédente par

$$\exp\left(\sum_{l=0}^{N_c-1} 2 \text{Re}\left(\widehat{\underline{x}}s_k(nN_c+l)w_k(l)^* s_k(n)^*\right) / \sigma_{\zeta_k(nN_c+l)}^2\right) \text{ (où } \widehat{\underline{x}}s_k(nN_c+l) \text{ et } w_k(l) \text{ désignent les}$$

$l$ èmes chips respectivement du vecteur  $\widehat{\underline{x}}s_k[n]$  et de la séquence d'étalement  $w_k$ ). Après simplifications, on obtient :

$$L^{MUD}(\text{Re}(s_k(n))) = \sum_{l=0}^{N_c-1} \frac{2 \text{Re}\left(\widehat{\underline{x}}s_k(nN_c+l)w_k(l)^*\right)}{0.5 \sigma_{\zeta_k(nN_c+l)}^2}$$

$$\text{et } L^{MUD}(\text{Im}(s_k(n))) = \sum_{l=0}^{N_c-1} \frac{2 \text{Im}\left(\widehat{\underline{x}}s_k(nN_c+l)w_k(l)^*\right)}{0.5 \sigma_{\zeta_k(nN_c+l)}^2}. \quad (5.24)$$

Si c'est l'option mettant en œuvre une détection de Wiener conjointe qui est retenue pour le MUD, la procédure est similaire à celle décrite pour l'IDMA, le modèle utilisé étant donné par (5.8). Toutefois, dans l'hypothèse où la séquence d'embrouillage varie à chaque temps symbole, on remarquera qu'il n'est plus possible d'opter pour un filtrage MMSE non conditionnel : la dépendance de la matrice  $\underline{\zeta}^{(n)}$  vis-à-vis du symbole considéré  $n$ , rend obligatoire le calcul d'un filtre par utilisateur, par symbole et par itération, donc de recourir à un MMSE conditionnel.

### 5.3. Résultats de simulations avec codage

Dans ce qui suit, on s'attache à comparer les performances de l'IDMA et du CDMA (PN-CDMA et OCDMA/OCDMA) à même efficacité spectrale, et en supposant que tous les utilisateurs emploient le même code convolutif et la même modulation (QPSK). On étudie les performances fournies par les différents récepteurs sur canal AWGN et sur canal à évanouissements sélectifs en fréquence (en supposant dans ce dernier cas le canal uniforme).

Dans un premier temps, il s'agit d'évaluer les différentes stratégies de détection envisagées pour le CDMA (égalisation chip suivie d'un désétalement (désignée par MUD1) ou égalisation conjointe (désignée par MUD2)), et de comparer les performances obtenues en fonction du type de filtrage adopté (filtrage MMSE conditionnel, MMSE non conditionnel, SUMF) que ce soit en IDMA ou au sein de chacune des deux stratégies mentionnées en CDMA. Une fois ces comparaisons effectuées à partir des simulations, les comparaisons des différents algorithmes de détection sont approfondies à travers une analyse en convergence faisant appel aux EXIT charts (dont le principe et l'application pratique sont rappelés en annexe D). Les résultats fournis par les EXIT charts devraient ainsi permettre d'éclairer les performances fournies par les simulations de Monte Carlo.

Cette étude comparative sur des schémas incluant du codage est actuellement en cours et en phase d'être terminée. Une fois finalisée, elle devrait faire l'objet d'une soumission à une revue. Pour l'heure, nous présentons ci-dessous quelques résultats de simulations préliminaires.

On a par exemple comparé les schémas PN-CDMA, OCDMA/OCDMA, et IDMA sur canal AWGN lorsqu'on utilise un codage convolutif de taux  $1/2$  avec pour polynômes générateurs  $(23, 35)_8$ , en travaillant avec  $N_r=1$ ,  $N_c=16$ ,  $N_u=24$  (soit une surcharge de 50%) en fixant le paramètre  $L$  à 128, et en supposant que tous les utilisateurs émettent avec la même puissance. Dans le cas des systèmes CDMA, on a de plus opté pour un étalement complexe, et on n'a pas opéré d'entrelacement. Il a ainsi pu être mis en évidence qu'après 10 itérations, l'utilisation de filtres MMSE conditionnels fournit de meilleurs résultats que des filtres MMSE non conditionnels, eux-mêmes meilleurs que les filtres SUMF, ce qui est logique compte tenu des complexités des algorithmes mis en œuvre. De plus, on a pu constater que le schéma OCDMA/OCDMA donne de très bons résultats avec un simple SUMF (détection MUD2) : il surpasse nettement le PN-CDMA, et converge bien avant l'IDMA.

Les figures 5.4 et 5.5 représentent les EXIT charts associés respectivement aux schémas PN-CDMA et IDMA considérés précédemment en fixant  $E_b/N_0 = 4$  dB.

La figure 5.4 montre une convergence normale pour le schéma PN-CDMA. En revanche, la figure 5.5 suggère qu'il n'y a pas convergence en IDMA, ce qui semblerait aller dans le sens des résultats des simulations de Monte Carlo. Toutefois, il faut souligner que des EXIT charts très similaires ont été obtenus (et parfois même des diagrammes rendant impossible le tracé de la trajectoire en zig-zag), alors que les courbes de performances semblaient montrer une convergence très nette. En fait, la courbe associée au DEC en IDMA correspond à celle d'un code à très faible taux, puisque cela revient à considérer un code qui est le résultat de la concaténation d'un code convolutif et d'un code à répétition. Dans ces conditions, la courbe associée au MUD ne permet apparemment pas le déclenchement du processus itératif, alors que les courbes de simulations de Monte Carlo montrent le contraire. L'analyse de la convergence via les EXIT charts appliquée à l'IDMA ne permet donc pas de tirer des conclusions quant au comportement de ces schémas.

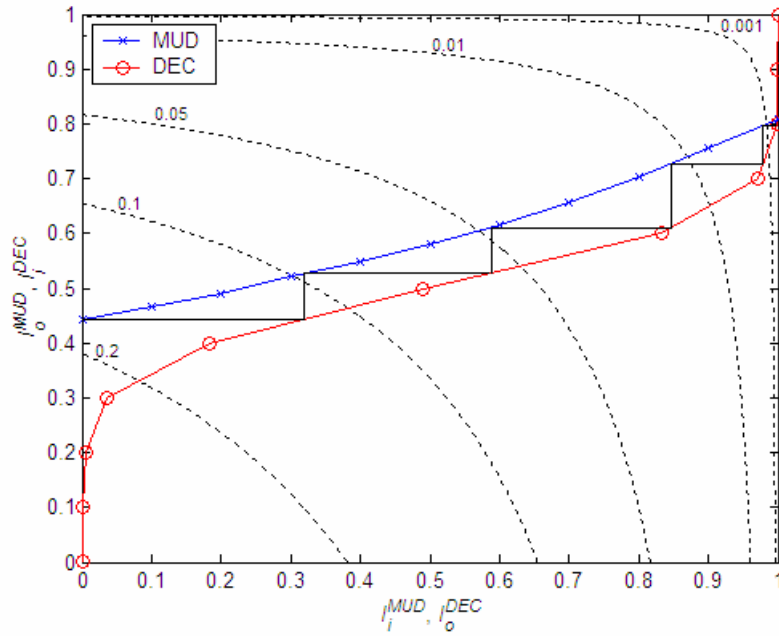


Fig. 5.4. EXIT chart associé au schéma PN-CDMA  
(code convolutif  $(23, 35)_8$ ,  $N_c = 16$ ,  $N_u = 24$ ,  $E_b/N_0 = 4$  dB, MUD2, canal AWGN)

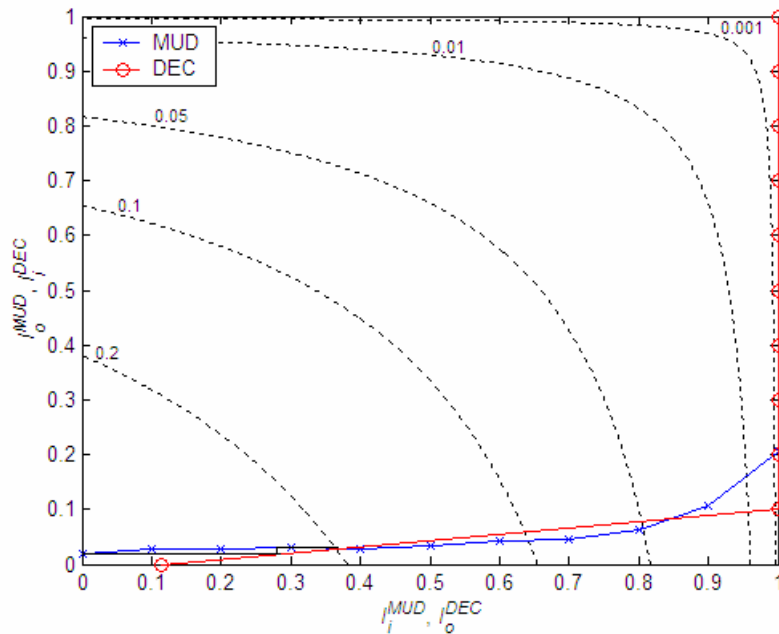


Fig. 5.5. EXIT chart associé au schéma IDMA  
(code convolutif  $(23, 35)_8$ ,  $N_c = 16$ ,  $N_u = 24$ ,  $E_b/N_0 = 4$  dB, SUMF, canal AWGN)

La figure 5.6 permet de comparer les résultats fournis par le PN-CDMA, l'OCDMA/OCDMA, et l'IDMA sur un canal multitrajets uniforme avec  $M = 8$  pour un système sans surcharge ( $N_r = 1$ ,  $N_c = 4$ ,  $N_u = 4$ ). On utilise le même codage convolutif que précédemment.

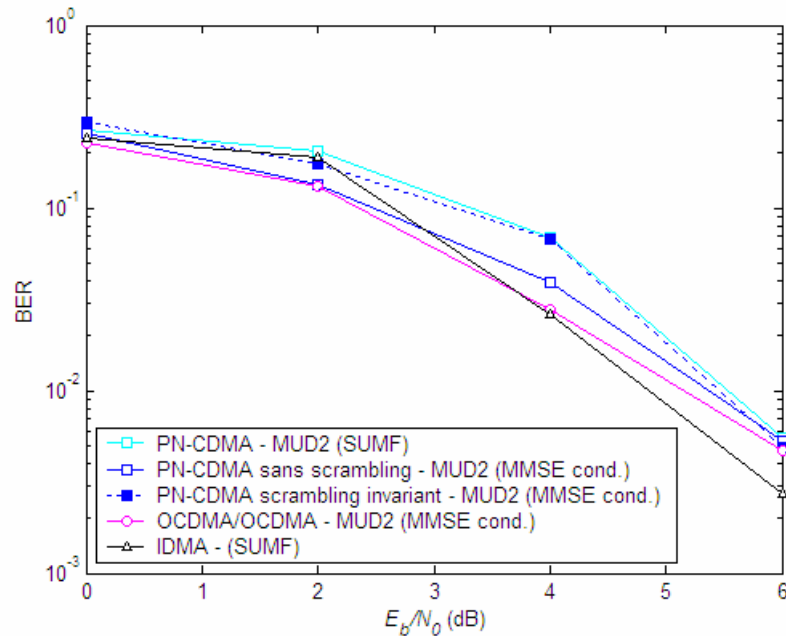


Fig. 5.6. Comparaison de l'IDMA avec des schémas basés sur le CDMA sur canal multitrajets uniforme ( $M = 8$ ) (code convolutif  $(23, 35)_8$ ,  $N_c = 16$ ,  $N_u = 24$ ,  $N_r = 1$ )

L'évanouissement sélectif en fréquence engendre de l'interférence due à l'accès multiple (MAI, pour Multiple Access Interference). L'orthogonalité entre les signaux des différents utilisateurs qui avait encore été préservée au sein de chaque ensemble d'utilisateurs en OCDMA/OCDMA en présence d'un canal AWGN ou de Rayleigh non sélectif est alors détruite. Cette perte d'orthogonalité représente un problème particulièrement important en liaison montante car le signal reçu par la station de base est une superposition de signaux issus de différents utilisateurs affectés par des évanouissements indépendants. Ainsi, les schémas OCDMA/OCDMA fournissent des résultats assez proches du PN-CDMA, mais l'avantage de l'IDMA sur ces schémas n'apparaît pas probant. Néanmoins, les performances de l'IDMA ont ici été obtenues après une annulation d'interférences mettant en œuvre un filtrage SUMF. Il serait donc intéressant de tracer les performances fournies par un filtrage MMSE conditionnel, afin de comparer des systèmes de complexités équivalentes. De plus, il convient de souligner que la figure 5.6 considère le cas d'un canal très sélectif en fréquence. Il n'est pas à exclure que si l'on considère un canal moins sélectif, on obtienne une situation intermédiaire entre le cas d'un canal AWGN et le cas d'un canal très sélectif, dans laquelle l'OCDMA/OCDMA conserverait un avantage par rapport à l'IDMA. Ces différents points font actuellement l'objet d'une étude plus approfondie.

# Conclusions générales et perspectives

Ce travail de thèse a permis de dégager deux grandes familles de construction de schémas visant à surcharger en utilisateurs un canal à accès multiple, selon l'ordre dans lequel sont effectuées les opérations de mapping et d'étalement : dans le cas où on commence par le mapping, l'étalement est complexe (première famille), alors que dans le cas inverse, l'étalement revient en fait à un codage binaire (deuxième famille). La première famille englobe les schémas TDMA/OCDMA, OCDMA/TDMA, OCDMA/OCDMA, ainsi que la construction de Ross et Taylor. La deuxième famille inclut quant à elle les schémas de codage multi-niveaux et l'IDMA.

L'étude des limites de surcharge sur canal gaussien effectuée dans le chapitre 2 a montré que la limite de surcharge est substantielle avec les modulations BPSK ou QPSK (186,5% en l'absence de codage canal), mais tend à diminuer avec des constellations plus grandes (on obtient par exemple 83,7% avec une modulation 16-QAM), ce qui nous a conduit à nous intéresser plus spécifiquement aux cas des modulations BPSK et QPSK.

Dans le chapitre 3, nous nous sommes attachés à rappeler des techniques appartenant à la première famille de construction, et qui avaient déjà été décrites dans la littérature (schémas TDMA/OCDMA, OCDMA/OCDMA, construction de Ross et Taylor). Nous avons examiné et comparé les performances fournies par différentes méthodes de détection multi-utilisateurs en l'absence de codage, sur canal AWGN ou éventuellement sur canal de Rayleigh non sélectif. Parmi les techniques explorées, certaines, comme les techniques HDIC et SDIC, avaient déjà fait l'objet d'études, d'autres n'avaient pas été envisagées à notre connaissance (LDIC), et enfin des techniques n'avaient pas été mises en œuvre dans un contexte de surcharge de canal, à savoir les algorithmes ISDIC et PDA.

Il apparaît que le principal problème des schémas TDMA/OCDMA et OCDMA/OCDMA est inhérent à leur construction, qui peut éventuellement induire une diminution de la distance euclidienne minimale. Dès lors, les performances du détecteur optimal sur un tel schéma ne coïncident plus avec les performances que fournirait une annulation d'interférences parfaite. Toutefois, pour de grands facteurs d'étalement, cette différence avec les performances idéales n'est plus observable en pratique. L'application des diverses méthodes d'annulation itérative d'interférences mentionnées a montré que l'utilisation de décisions souples apporte une amélioration considérable des résultats par rapport à des décisions dures. De toutes les techniques de détection considérées, c'est une annulation d'interférences de type SDIC qui s'est avérée la plus satisfaisante. Les résultats obtenus indiquent que les performances tendent à s'améliorer lorsque le facteur d'étalement  $N$  augmente, et que l'utilisation d'un étalement complexe fournit généralement de meilleurs résultats qu'un étalement réel. De plus, si les performances asymptotiques (obtenues lorsque l'on fait tendre le facteur d'étalement  $N$  et le nombre d'utilisateurs  $K$  vers l'infini tout en maintenant le rapport  $K/N$  constant) des systèmes TDMA/OCDMA et OCDMA/OCDMA sont vraisemblablement les mêmes, il semblerait que l'OCDMA/OCDMA converge plus rapidement vers ses performances asymptotiques que le TDMA/OCDMA, ce qui explique que les performances de l'OCDMA/OCDMA soient généralement meilleures que celles du TDMA/OCDMA à  $N$  et  $K$ .

fixés. Ainsi, il apparaît préférable de travailler avec un schéma OCDMA/OCDMA, en utilisant des séquences d'étalement complexes et un facteur  $N$  relativement grand ( $N = 128$  par exemple).

Nous avons également étudié les performances des schémas TDMA/OCDMA et OCDMA/OCDMA sur un canal à évanouissements de Rayleigh parfaitement connus avec un seul trajet, et évalué le facteur de surcharge atteignable dans le cas d'une modulation QPSK, pour des séquences d'étalement réelles et complexes. Cette étude a montré que ces techniques de surcharge permettent d'atteindre des surcharges significatives lorsqu'elles sont utilisées conjointement avec une annulation itérative d'interférences de type SDIC : ainsi, pour un facteur d'étalement égal à 128, on peut considérer comme acceptable une surcharge de 84%.

Les techniques utilisant deux ensembles de formes d'ondes orthogonales (TDMA/OCDMA et OCDMA/OCDMA) ne sont théoriquement pas limitées en surcharge, mais leurs performances peuvent se dégrader en raison d'une diminution de la distance euclidienne minimale. D'un autre côté, la construction proposée par Ross et Taylor maintient la distance minimale à 2, mais de par sa construction, n'autorise au mieux qu'une surcharge de 33%, ce qui rend cette construction surtout intéressante pour de petits facteurs d'étalement ( $N \leq 16$ ). L'interprétation des techniques de surcharge précédentes en tant que codage multi-niveaux d'une constellation étendue nous a amenés à proposer dans le chapitre 4 de nouveaux schémas permettant d'atteindre des surcharges importantes tout en améliorant les performances asymptotiques. Nous avons d'abord décrit ces schémas dans le cas de symboles BPSK, puis en avons donné une extension au cas de symboles QPSK.

On peut aussi classer l'IDMA dans cette deuxième famille de construction. Les performances de cette technique ont d'abord été étudiées sur canal AWGN en l'absence de codage, en confrontant les résultats avec ceux des techniques de surcharge mentionnées précédemment. La comparaison de ces techniques révèle qu'en l'absence de surcharge, l'IDMA présente l'inconvénient d'avoir des performances dégradées par rapport aux performances d'une transmission point à point, ce qui n'est évidemment pas le cas de l'OCDMA. En situation de surcharge de canal, l'IDMA s'avère surtout intéressant pour des valeurs des paramètres ( $N, K$ ) engendrant par construction des paliers visibles de BER en TDMA/OCDMA ou OCDMA/OCDMA, en particulier pour de petits facteurs d'étalement. Son intérêt est beaucoup plus discutable si on le compare à un schéma OCDMA/OCDMA avec des symboles QPSK avec un étalement complexe et un grand facteur d'étalement.

Enfin, dans le chapitre 5, nous avons présenté dans un formalisme matriciel général des techniques itératives adaptées à des schémas incluant du codage canal, et pouvant être mises en œuvre sur canal AWGN ou sur canal de Rayleigh multitrajets. Nous avons ainsi proposé plusieurs récepteurs pour chaque type de schéma (CDMA ou IDMA). L'exploitation des performances obtenues avec ces récepteurs et la comparaison des différents schémas font encore l'objet d'études complémentaires.

En raison du caractère très vaste du problème de surcharge d'un canal à accès multiple, de nombreuses perspectives mériteraient d'être explorées.

- Ainsi, certains points pourraient faire l'objet d'études plus approfondies, tels que l'étude des performances asymptotiques des systèmes TDMA/OCDMA et OCDMA/OCDMA.
- D'une façon générale, les performances obtenues mériteraient d'être expliquées par une analyse en convergence des algorithmes mis en œuvre. Comme on l'a vu pour le HDIC, cette analyse s'avère délicate car les approximations effectuées dans ce type d'analyse limitent par là même leur domaine de validité. Nous avons également vu que l'analyse de la

convergence des algorithmes utilisés dans des schémas incluant du codage via les EXIT charts n'avait rien d'aisé, en particulier lorsqu'on s'intéresse à l'IDMA.

- En ce qui concerne les schémas multi-niveaux, il serait intéressant d'étudier des algorithmes itératifs sous-optimaux produisant des décisions souples (décodage multi-étages (multistage decoding)). Ces algorithmes s'avèrent en effet nécessaires quand le décodage ML est pratiquement infaisable à cause de la complexité trop importante du treillis. Ce problème survient par exemple lorsqu'on travaille avec de grandes valeurs de  $N$  (en particulier pour les schémas à 2 niveaux de partition), ou lorsque des codes différents de ceux proposés sont utilisés (comme ceux basés sur la *capacity design rule* [135] au lieu de la *balanced distance rule* comme c'est le cas dans ce document). Les performances de ces schémas devraient également être étudiées sur des canaux à évanouissements.
- Enfin, il pourrait être intéressant d'étudier des systèmes ayant recours à d'autres combinaisons d'accès multiple, utilisant par exemple l'OFDMA (Orthogonal Frequency Division Multiple Access) ou le MC-OCDMA (Multi-Carrier OCDMA).





# Annexe A

## Etude des distances euclidiennes en TDMA/OCDMA

On se place dans le cas de symboles BPSK à valeurs dans  $\{\pm 1\}$  et des séquences d'étalement réelles. Considérons deux séquences de symboles comptant  $i$  symboles différents sur l'ensemble 1 et  $j$  symboles différents sur l'ensemble 2 ( $0 \leq i \leq N$  et  $0 \leq j \leq M$ ). Ces symboles différents correspondent aux indices  $\{k_1, \dots, k_i\}$  et  $\{N+m_1, \dots, N+m_j\}$ . La distance euclidienne entre les signaux associés à ces séquences de symboles est égale à :

$$d_s^2 = 4(i+j) + \frac{8}{\sqrt{N}} \sum_{k \in \{k_1, \dots, k_i\}} \sum_{m \in \{m_1, \dots, m_j\}} s_k s_{N+m} w_{km}^{(e)}. \quad (\text{A.1})$$

Dans la suite, on considère la distance euclidienne entre des séquences différant d'au moins un symbole, ce qui implique que  $i+j \geq 1$ . Nous nous proposons de déterminer les conditions sous lesquelles la distance euclidienne est inférieure à 2. Il s'agit donc de rechercher les configurations  $(i, j)$  permettant d'avoir  $d_s^2 < 4$ .

Tout d'abord, on peut remarquer que si  $i=0$  ou  $j=0$ , alors  $d_s^2 \geq 4$ . Par conséquent, on ne s'intéresse qu'au cas où  $1 \leq i \leq N$  et  $1 \leq j \leq M$ .

Dans le pire des cas, la distance quadratique  $d_s^2$  peut s'abaisser pour atteindre la valeur

$$d_p^2(i, j) = 4(i+j) - \frac{8}{\sqrt{N}} ij. \quad (\text{A.2})$$

D'une façon générale, la distance minimale euclidienne  $d_{min}$  d'un système TDMA/OCDMA vérifie l'inégalité suivante :

$$d_{min}^2 \geq \min_{\substack{0 \leq i \leq N \\ 0 \leq j \leq M \\ i+j \geq 1}} \{d_p^2(i, j)\} \quad (\text{A.3})$$

Notons que si la distance minimale euclidienne  $d_{min}$  est strictement inférieure à 2, alors c'est aussi le cas de  $\min_{\substack{0 \leq i \leq N \\ 0 \leq j \leq M \\ i+j \geq 1}} \{d_p(i, j)\}$ . Nous allons donc rechercher les configurations  $(i, j)$  permettant d'avoir

$$0 \leq d_p^2(i, j) < 4.$$

D'après (A.3),

$$0 \leq d_p^2(i, j) < 4 \Rightarrow j-1 < \left( \frac{2}{\sqrt{N}} j-1 \right) i \leq j$$

- si  $j \leq \frac{\sqrt{N}}{2}$ , alors  $d_p^2(i, j) = 4(i + j) - \frac{8}{\sqrt{N}}ij \geq 4$ .
- si  $j > \frac{\sqrt{N}}{2}$ , alors  $0 \leq d_p^2(i, j) < 4 \Rightarrow \frac{j-1}{\frac{2}{\sqrt{N}}j-1} < i \leq \frac{j}{\frac{2}{\sqrt{N}}j-1}$ .

Remarque sur les séquences de WH : d'une façon générale,  $L$  séquences différentes extraites d'une matrice de WH possèdent  $\frac{N}{2^{\lceil \log_2 L \rceil}}$  chips communs.

Le pire des cas avec  $i$  erreurs sur l'ensemble 1 et  $j$  erreurs sur l'ensemble 2 peut donc être atteint (i.e.  $d_s^2 = d_p^2(i, j)$ ) si  $i \leq \frac{N}{2^{\lceil \log_2 j \rceil}}$ .

On en déduit finalement les conditions suivantes pour avoir  $0 \leq d_p^2(i, j) < 4$  :

$$\left\{ \begin{array}{l} j > \frac{\sqrt{N}}{2} \\ \frac{j-1}{\frac{2}{\sqrt{N}}j-1} < i \leq \min \left\{ \frac{N}{2^{\lceil \log_2 j \rceil}}, \frac{j}{\frac{2}{\sqrt{N}}j-1} \right\} \end{array} \right. \quad (\text{A.4})$$

Si on pose  $b_{inf} = \frac{j-1}{\frac{2}{\sqrt{N}}j-1}$  et  $b_{sup} = \min \left\{ \frac{N}{2^{\lceil \log_2 j \rceil}}, \frac{j}{\frac{2}{\sqrt{N}}j-1} \right\}$ , les conditions (A.4) ne sont

susceptibles d'être vérifiées que si, à  $j$  donné,  $b_{inf} < b_{sup}$  (soit  $I = ]b_{inf}, b_{sup}] \neq \emptyset$ ).

En premier lieu, il convient de souligner que la première condition implique d'avoir  $M > \frac{\sqrt{N}}{2}$ .

Pour déterminer les couples  $(i, j)$  permettant d'avoir  $0 \leq d_p^2(i, j) < 4$ , il suffit donc de suivre la procédure suivante (on suppose en fait que  $j = M$ ) :

pour  $j = \left\lceil \frac{\sqrt{N}}{2} + 1 \right\rceil, \dots, N$ ,

$$\text{- on calcule } b_{inf} = \frac{j-1}{\frac{2}{\sqrt{N}}j-1} \text{ et } b_{sup} = \min \left\{ \frac{N}{2^{\lceil \log_2 j \rceil}}, \frac{j}{\frac{2}{\sqrt{N}}j-1} \right\}$$

- si  $b_{inf} < b_{sup}$ , alors les couples  $(i, j)$  tels que  $i \in ]b_{inf}, b_{sup}]$  donnent une distance quadratique strictement inférieure à 4 égale à  $d_p^2(i, j) = 4(i + j) - \frac{8}{\sqrt{N}}ij$ .

En raison des rôles symétriques de  $i$  et  $j$ , et sous réserve que  $j \leq N$  et  $i \leq M$ , le couple  $(i' = j, j' = i)$  donnera le même  $d_p^2$  que le couple  $(i, j)$ . On peut donc éviter de recalculer  $d_p^2$  pour un  $i$  tel que  $i < j$ , puisque cette distance aura déjà été calculée pour le couple  $(i' = j, j' = i)$ .

Les calculs précédents fournissent les résultats résumés dans le tableau A.1.

Tableau A.1. Résultats de la procédure visant à déterminer les  $d_p^2(i, j)$  vérifiant  $0 \leq d_p^2(i, j) < 4$

$N$	$\left\lfloor \frac{\sqrt{N}}{2} + 1 \right\rfloor$ : 1 <sup>ère</sup> valeur de $j$ à tester	1 <sup>ère</sup> valeur de $j$ telle que $I \neq \emptyset$	solutions $(i, j)$ avec $i \geq j$	$d_p^2(i, j)$ correspondant
4	2	2	(2, 2)	0
8	2	2	(3, 2) (4, 2)	3,0294 1,3726
16	3	4	(4, 4)	0
32	3	4	(8, 4)	2,7452
64	5	8	(8, 8)	0
128	6	–	–	–
256	9	16	(16, 16)	0
512	12	–	–	–
1024	17	32	(32, 32)	0

Par suite, on en déduit la distance minimale euclidienne  $d_{min}$ , égale à la valeur minimale des  $d_p(i, j)$  obtenues pour des valeurs de  $N$  et  $M$  fixées. Soit  $M_{clip}$  la valeur charnière de  $M$  telle que  $d_{min}^2 = 4$  pour  $M < M_{clip}$ , et  $d_{min}^2 < 4$  pour  $M \geq M_{clip}$ . Le tableau A.2 donne pour différentes valeurs de  $N$ , la valeur charnière  $M_{clip}$  et la valeur de  $d_{min}^2$  correspondante.

Tableau A.2. Distances euclidiennes minimales en TDMA/OCDMA en fonction de  $N$

$N$	$M_{clip}$	$d_{min}^2$ pour $M \geq M_{clip}$
4	2	0
8	2	1,3726
16	4	0
32	4	2,7452
64	8	0
128	–	–
256	16	0
512	–	–
1024	32	0

Il est intéressant de constater que pour un facteur d'étalement  $N$  égal à 128 et à 512, la distance minimale quadratique reste égale à 4 quel que soit le nombre d'utilisateurs additionnels  $M$  ( $0 \leq M \leq N$ ).

Il est à noter qu'il y a en fait plus de cas où on peut avoir  $d_s^2 < 4$  (il y a en effet des configurations telles que  $0 \leq d_p^2(i, j) < d_s^2 < 4$ ). Reprenons l'expression (A.1). Si on désigne par  $k$  le nombre de termes égaux à -1 dans la double somme, la relation (A.1) peut se réécrire :

$$d_s^2 = 4(i + j) + \frac{8}{\sqrt{N}}(ij - 2k) \quad (\text{A.5})$$

où  $0 \leq k \leq ij$ .

D'après (A.5), on peut avoir  $0 \leq d_s^2 < 4$  si  $k > \frac{ij}{2}$ . On a alors :  $\frac{\frac{4k}{\sqrt{N}} - j}{1 + \frac{2j}{\sqrt{N}}} \leq i < \frac{\frac{4k}{\sqrt{N}} + 1 - j}{1 + \frac{2j}{\sqrt{N}}}$ .

Pour déterminer  $(i, j, k)$  permettant d'avoir  $0 \leq d_s^2 < 4$ , on suit donc la procédure suivante :

pour  $j = 1, \dots, N$ ,

pour  $i = j, \dots, \frac{N}{2^{\lceil \log_2 j \rceil}}$ ,

pour  $k = \left\lfloor \frac{ij}{2} + 1 \right\rfloor, \dots, ij$ ,

- on calcule  $b_{inf} = \frac{\frac{4k}{\sqrt{N}} - j}{1 + \frac{2j}{\sqrt{N}}}$  et  $b_{sup} = \frac{\frac{4k}{\sqrt{N}} + 1 - j}{1 + \frac{2j}{\sqrt{N}}}$

- si  $b_{inf} < b_{sup}$  et  $i \in [b_{inf}, b_{sup}[$  alors les paramètres  $(i, j, k)$  considérés permettent d'avoir  $0 \leq d_s^2 < 4$ .

Cette procédure mène aux résultats présentés dans le tableau A.3.

Tableau A.3. Résultats de la procédure visant à déterminer les  $d_s^2 < 4$

$N$	$i$	$j$	$k$	$d_s^2$ correspondant
4	2	2	4	0
8	3	2	6	3,0294
	4	2	8	1,3726
16	4	4	16	0
32	8	4	32	2,7452
64	8	8	63	2
	8	8	64	0
128	–	–	–	–
256	16	16	253	3
	16	16	254	2
	16	16	255	1
	16	16	256	0
512	–	–	–	–
1024	32	32	1017	3,5
	32	32	1018	3
	32	32	1019	2,5
	32	32	1020	2
	32	32	1021	1,5
	32	32	1022	1
	32	32	1023	0,5
	32	32	1024	0

La procédure utilisée pour déterminer les configurations correspondant au pire des cas ( $d_s^2 = d_p^2(i, j)$ ) est en fait équivalente à la procédure générale présentée ici, en prenant  $k = ij$ .

## Annexe B

# Maximisation de la capacité d'un schéma OCDMA/OCDMA

On note  $\underline{W}$  la matrice des séquences d'étalement, égale à :

$$\underline{W} = [\underline{W}_1 \mid \underline{W}_2] = [\underline{P}_1 \underline{H}_{N \times N} \mid \underline{P}_2 \underline{H}_{N \times M}], \quad (\text{B.1})$$

où  $\underline{H}_{N \times N}$  est la matrice de WH de taille  $N$ ,  $\underline{H}_{N \times M}$  est une matrice contenant  $M$  séquences extraites de  $\underline{H}_{N \times N}$ ,  $\underline{P}_1 = \text{diag}(\underline{p}_1)$ , et  $\underline{P}_2 = \text{diag}(\underline{p}_2)$ .

Le problème consiste à maximiser la capacité du système, autrement dit à maximiser

$$C = \log_2 \left( \det \left( \underline{I}_K + \underline{W}^H \underline{W} \right) \right). \quad (\text{B.2})$$

On peut écrire :

$$\det \left( \underline{I}_K + \underline{W}^H \underline{W} \right) = \det \left( \underline{I}_N + \underline{W} \underline{W}^H \right). \quad (\text{B.3})$$

Or, on a :

$$\begin{aligned} \det \left( \underline{I}_N + \underline{W} \underline{W}^H \right) &= \det \left( \underline{I}_N + \underline{P}_1 \underline{H}_{N \times N} \underline{H}_{N \times N}^H \underline{P}_1^H + \underline{P}_2 \underline{H}_{N \times M} \underline{H}_{N \times M}^H \underline{P}_2^H \right) \\ &= \det \left( \underline{I}_N + \underline{I}_N + \underline{P}_2 \underline{H}_{N \times M} \underline{H}_{N \times M}^H \underline{P}_2^H \right) \\ &= 2^N \det \left( \underline{I}_N + \frac{1}{2} \underline{P}_2 \underline{H}_{N \times M} \underline{H}_{N \times M}^H \underline{P}_2^H \right) \\ &= 2^N \det \left( \underline{I}_N + \frac{1}{2} \underline{H}_{N \times M} \underline{H}_{N \times M}^H \underline{P}_2^H \underline{P}_2 \right) \\ &= 2^N \det \left( \underline{I}_N + \frac{1}{2N} \underline{H}_{N \times M} \underline{H}_{N \times M}^H \right) \\ &= 2^N \det \left( \underline{I}_M + \frac{1}{2N} \underline{H}_{N \times M}^H \underline{H}_{N \times M} \right) \\ &= 2^N \det \left( \left( 1 + \frac{N}{2N} \right) \underline{I}_M + \frac{1}{2N} \underline{H}_{N \times M}^H \underline{H}_{N \times M} \right) \\ &= 2^N \left( 1 + \frac{1}{2} \right)^M \\ &= 2^{N-M} \times 3^M \end{aligned}$$

Cette dernière expression étant indépendante des séquences  $\underline{p}_1$  et  $\underline{p}_2$ , tous les couples de séquences  $(\underline{p}_1, \underline{p}_2)$  conduisent à la même valeur de  $C$  :

$$C = \log_2(2^{N-M} \times 3^M) \quad (\text{B.4})$$

Cette méthode ne permet donc pas de distinguer les séquences PN susceptibles de fournir des performances plus intéressantes.

# Annexe C

## Algorithme du MAP

L'algorithme du MAP (Maximum A Posteriori) est en fait l'algorithme du BCJR (connu également sous le nom d'algorithme aller-retour ("forward-backward"), et décrit dans [6]) modifié de façon à avoir des sorties souples. Il est présenté notamment dans [134]. Il estime les probabilités a posteriori des états et des transitions d'une source de Markov observée à travers un canal discret, bruité et sans mémoire.

On considère dans la suite un codeur convolutif de rendement  $k_0/n_0$ . On note  $\underline{u}_t = (u_t^1, \dots, u_t^{k_0})$  l'entrée du codeur convolutif à l'instant  $t$  ( $t = 1, \dots, L$ ) et  $\underline{b}_t = (b_t^1, \dots, b_t^{n_0})$  la sortie correspondante. On dispose en entrées de l'algorithme des LLR a priori  $L(\underline{b})$  sur les bits codés, ainsi que de la connaissance du treillis (c'est-à-dire du codage utilisé). Les sorties de l'algorithme sont les LLR a posteriori  $\Lambda(\underline{b})$  et les bits d'information estimés  $\hat{\underline{u}}$ .

Les principales étapes de cet algorithme sont les suivantes :

- Calcul de la distribution des bits codés :

$$\Pr(b_t^j(s', s)) = \frac{1}{2} \left( 1 + b^j(s', s) \cdot \tanh \left( \frac{L(b_t^j)}{2} \right) \right) \quad t = 1, \dots, L \quad (\text{C.1})$$

où  $\{b^j(s', s)\}_{j=1, \dots, n_0}$  désignent les bits codés provoquant la transition de l'état  $S_{t-1} = s'$  à l'état  $S_t = s$  (ils sont donnés par la structure du treillis).

Les observations sur les différents bits étant indépendantes, on en déduit :

$$\Pr(\underline{b}_t(s', s)) = \prod_{j=1}^{n_0} \Pr(b_t^j(s', s)) \quad t = 1, \dots, L. \quad (\text{C.2})$$

- Partie aller-retour à proprement parler : détermination de  $\tilde{\alpha}_t$  et  $\tilde{\beta}_t$  pour  $t = 1, \dots, L$ , en faisant l'hypothèse que le treillis débute et s'achève à l'état 0, ce qui donne comme conditions initiales :  $\alpha_0(0) = 1$ ,  $\alpha_0(s \neq 0) = 0$ ,  $\beta_L(0) = 1$ ,  $\beta_L(s \neq 0) = 0$ .

$$\begin{array}{l}
\text{Procédure aller : } \left\{ \begin{array}{l} \hat{\alpha}_1(s) = \alpha_1(s) = \sum_{s'} \alpha_0(s') \cdot \Pr(\underline{b}_1(s',s)) = \Pr(\underline{b}_1(0,s)) \\ \tilde{\alpha}_1(s) = \rho_1 \cdot \hat{\alpha}_1(s) \text{ où } \rho_1 = 1 / \sum_s \hat{\alpha}_1(s) \\ \hat{\alpha}_t(s) = \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{t-1}(s') \cdot \Pr(\underline{b}_t(s',s)) \\ \tilde{\alpha}_t(s) = \rho_t \cdot \hat{\alpha}_t(s) \text{ où } \rho_t = 1 / \sum_s \hat{\alpha}_t(s) \end{array} \right\} \quad t = 2, \nearrow, L-1 \\
\text{Procédure retour : } \left\{ \begin{array}{l} \hat{\beta}_{L-1}(s) = \beta_{L-1}(s) = \sum_{s'} \beta_L(s') \cdot \Pr(\underline{b}_L(s,s')) = \Pr(\underline{b}_L(s,0)) \\ \tilde{\beta}_{L-1}(s) = \rho_{L-1} \cdot \hat{\beta}_{L-1}(s) \\ \hat{\beta}_t(s) = \sum_{s'} \tilde{\beta}_{t+1}(s') \cdot \Pr(\underline{b}_{t+1}(s,s')) \\ \tilde{\beta}_t(s) = \rho_t \cdot \hat{\beta}_t(s) \end{array} \right\} \quad t = L-2, \searrow, 1
\end{array}$$

- Calcul de la LLR a posteriori sur les bits codés :

$$\begin{aligned}
\Lambda(b_t^j) &= \ln \frac{\Pr(b_t^j = +1 | \underline{r})}{\Pr(b_t^j = -1 | \underline{r})} \\
&= \ln \frac{\sum_{(s',s) \in S_j^+} \tilde{\alpha}_{t-1}(s') \cdot \tilde{\beta}_t(s) \cdot \prod_{\substack{i=1 \\ i \neq j}}^{n_0} \Pr(b_t^i(s',s))}{\sum_{(s',s) \in S_j^-} \tilde{\alpha}_{t-1}(s') \cdot \tilde{\beta}_t(s) \cdot \prod_{\substack{i=1 \\ i \neq j}}^{n_0} \Pr(b_t^i(s',s))} + L(b_t^j)
\end{aligned} \tag{C.3}$$

pour  $t = 1, \dots, L$  et  $j = 1, \dots, n_0$ , et où les ensembles  $S_j^+ = \{(s',s); b^j(s',s) = +1\}$  et  $S_j^- = \{(s',s); b^j(s',s) = -1\}$  sont déterminés au préalable à partir de la structure du treillis. A partir de cette expression, l'extrinsèque  $Ext(b_t^j)$  est directement obtenue en effectuant :  $Ext(b_t^j) = \Lambda(b_t^j) - L(b_t^j)$ .

- Calcul de la LLR a posteriori sur les bits d'information :

$$\begin{aligned}
\Lambda(u_t^j) &= \ln \frac{\Pr(u_t^j = 0 | \underline{r})}{\Pr(u_t^j = 1 | \underline{r})} \\
&= \ln \frac{\sum_{U_j^+} \tilde{\alpha}_{t-1}(s') \cdot \tilde{\beta}_t(s) \cdot \prod_{i=1}^{n_0} \Pr(b_t^i(s',s))}{\sum_{U_j^-} \tilde{\alpha}_{t-1}(s') \cdot \tilde{\beta}_t(s) \cdot \prod_{i=1}^{n_0} \Pr(b_t^i(s',s))}
\end{aligned} \tag{C.4}$$

pour  $t = 1, \dots, L$  et  $j = 1, \dots, k_0$ , et où les ensembles  $U_j^+ = \{(s',s); u^j(s',s) = 0\}$  et  $U_j^- = \{(s',s); u^j(s',s) = 1\}$  sont déterminés au préalable à partir de la structure du treillis.

Ceci permet d'estimer les bits d'information (par exemple, si on considère un mapping BPSK associant +1 à un bit d'information égal à 0, et -1 à un bit égal à 1, on aura :

$$u_t^j = \frac{1}{2} \left( 1 - \text{sgn}(\Lambda(u_t^j)) \right) \text{ pour } t = 1, \dots, L \text{ et } j = 1, \dots, k_0.$$



## Annexe D

# Analyse de la turbo détection multi-utilisateurs à l'aide d'EXIT charts

Il s'agit ici de se familiariser avec l'outil d'analyse en convergence que constituent les EXIT (EXtrinsic Information Transfer) charts. On s'appuie pour ce faire sur les références [106], [107], [60] et [61].

Dans un premier temps, pour plus de simplicité, on se limite au cas de signaux réels (modulation BPSK) et d'un canal AWGN. On va s'attacher ici à déterminer l'EXIT chart du MUD et du DEC dans le cas d'un système PN-CDMA. L'étape suivante consistera à étendre ces analyses à des systèmes OCDMA/OCDMA et IDMA.

### D.1. Principe général de l'EXIT chart

Un système de décodage itératif peut être vu comme un système dynamique non-linéaire avec feedback. L'idée fondamentale des techniques d'analyse en convergence consiste à étudier l'évolution des messages d'information extrinsèques au fur et à mesure des itérations, mais d'un point de vue probabiliste, car les décodeurs SISO (Soft Input Soft Output : entrées et sorties souples) sont de nature probabilistes. On s'intéresse ici à la technique utilisant les EXIT charts, initialement introduite par ten Brink [106]-[107] en vue d'optimiser la conception de turbo-codes. L'EXIT chart permet de visualiser graphiquement l'évolution de l'information mutuelle extrinsèque échangée entre modules SISO au cours des itérations, et ainsi d'étudier la convergence de processus de décodage itératifs.

Considérons la chaîne de réception générale représentée sur la figure D.1, qui englobe les schémas de réception présentés pour le CDMA et l'IDMA. A chaque itération, le MUD prend en entrées les observations  $X$  et les LLR a priori  $L_i^{MUD}$ , et fournit en sorties les extrinsèques  $L_o^{MUD}$  qui passent ensuite par le désentrelaceur pour devenir l'information a priori  $L_i^{DEC}$  en entrée du DEC. Celui-ci renvoie les extrinsèques  $L_o^{DEC}$  qui sont réentrelacées pour devenir l'information a priori pour le MUD.

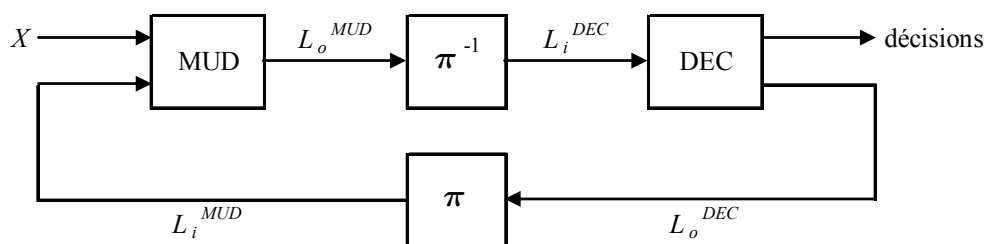


Fig. D.1. Modèle général du récepteur itératif considéré

L'analyse à partir de l'EXIT chart se fait de la façon suivante. En premier lieu, l'information mutuelle est utilisée pour caractériser le MUD et le DEC de façon séparée. Notons  $I_i^{MUD}$  l'information mutuelle entre les LLR a priori  $L_i^{MUD}$  et les bits transmis à l'entrée du MUD, et  $I_o^{MUD}$  l'information mutuelle associée aux extrinsèques  $L_o^{MUD}$  à la sortie du MUD. L'action du MUD peut alors être décrite par une fonction de transfert de la forme :

$$I_o^{MUD} = u(I_i^{MUD}, \text{canal}) \quad (\text{D.1})$$

où on a mis en évidence le fait que l'information mutuelle de sortie  $I_o^{MUD}$  dépend nécessairement du modèle du canal. De même, l'action du DEC peut être décrite par une seconde fonction de transfert, ne dépendant cette fois que de l'information mutuelle moyenne à l'entrée du décodeur DEC (dans la mesure où le décodeur externe DEC n'est pas directement relié au canal) :

$$I_o^{DEC} = v(I_i^{DEC}). \quad (\text{D.2})$$

Ces fonctions sont appelées les caractéristiques de transfert d'information extrinsèque des décodeurs élémentaires.

L'EXIT chart est obtenu dans un second temps en superposant les deux caractéristiques sur le même graphe, en tenant compte du fait que  $I_i^{MUD} = I_o^{DEC}$  et  $I_i^{DEC} = I_o^{MUD}$ . L'échange de l'information extrinsèque peut alors être visualisé comme une trajectoire en "zig-zag" à travers l'EXIT chart. En particulier, le processus itératif atteint un point de saturation (ou point fixe) lorsque les deux caractéristiques se coupent, puisque dans ce cas, l'échange d'information entre les modules MUD et DEC n'apporte plus d'innovation. Ceci permet ainsi de prédire le seuil de convergence du système sous l'hypothèse d'un entrelacement idéal (donc infini).

## D.2. Détermination pratique de l'EXIT chart

Comme on l'a vu, la détermination de l'EXIT chart nécessite le calcul de l'information mutuelle entre l'information a priori  $L_i$  et les symboles BPSK  $X$ .

Sachant que  $x$  prend ses valeurs dans  $\{-1, +1\}$  de façon équiprobable, l'information mutuelle  $I_i = I(L_i; X)$  est égale à :

$$I_i = I(L_i; X) = \frac{1}{2} \sum_{x \in \{-1, +1\}} \int_{-\infty}^{+\infty} f_{L_i}(l|x) \cdot \log_2 \frac{2f_{L_i}(l|x)}{f_{L_i}(l|+1) + f_{L_i}(l|-1)} dl \quad (\text{D.3})$$

où  $f_{L_i}(l|x)$  est la distribution de l'information a priori conditionnellement à  $x \in \{-1, +1\}$ .

On remarque au passage que les inégalités suivantes sont vérifiées :  $0 \leq I(L_i; X) \leq H(X) = 1$ . Une information mutuelle nulle signifie que  $L_i$  et  $X$  sont indépendantes, et que par conséquent, la connaissance de  $L_i$  n'apporte pas d'information sur la valeur de  $X$ . Au contraire,  $L_i$  identifie parfaitement  $X$  de manière déterministe lorsque  $I(L_i; X) = 1$ .

Comme on ne dispose pas d'expressions analytiques des fonctions de transfert  $u$  et  $v$ , ces caractéristiques doivent être évaluées numériquement pour chaque décodeur élémentaire.

En faisant l'approximation gaussienne consistante :  $L_i = \mu_i \cdot x + n_{L_i}$  où  $n_{L_i}$  suit une loi gaussienne centrée de variance  $\sigma_i^2$  et  $\mu_i = \frac{\sigma_i^2}{2}$ , on en déduit que :  $f_{L_i}(l|x) = \frac{1}{\sigma_i \sqrt{2\pi}} \exp\left(-\frac{1}{2\sigma_i^2} \left(l - \frac{\sigma_i^2}{2} x\right)^2\right)$ .

L'équation (D.3) peut alors se réécrire :

$$I_i = 1 - \frac{1}{\sigma_i \sqrt{2\pi}} \int_{-\infty}^{+\infty} \exp\left(-\frac{1}{2\sigma_i^2} \left(l - \frac{\sigma_i^2}{2}\right)^2\right) \cdot \log_2(1 + \exp(-l)) dl \quad (D.4)$$

Il apparaît que l'information mutuelle  $I_i$  ne dépend que du seul paramètre  $\sigma_i$ . On peut donc écrire :  $I_i = J(\sigma_i)$ . La fonction  $J(\sigma_i)$  étant monotone croissante, elle est inversible (i.e.,  $\sigma_i = J^{-1}(I_i)$ ) avec pour valeurs extrêmes :  $\lim_{\sigma_i \rightarrow 0} J(\sigma_i) = 0$  et  $\lim_{\sigma_i \rightarrow \infty} J(\sigma_i) = 1$ , correspondant respectivement à l'absence d'information a priori et à une information a priori parfaite.

On montre de façon empirique que l'intégrale sur  $l$  variant entre  $-\infty$  et  $+\infty$  qui intervient dans (D.4) peut être approximée par une intégrale sur  $l$  variant entre -20 et +20, conduisant à la formule approchée :

$$I_i \approx 1 - \frac{1}{\sigma_i \sqrt{2\pi}} \int_{-20}^{+20} \exp\left(-\frac{1}{2\sigma_i^2} \left(l - \frac{\sigma_i^2}{2}\right)^2\right) \cdot \log_2(1 + \exp(-l)) dl .$$

Il est à noter que cette intégrale peut être numériquement évaluée en appliquant la formule de Simpson sur  $N_i = 100000$  intervalles.

[Rappel de la formule générale d'intégration de Simpson pour une subdivision en  $n$  intervalles :

$$\int_a^b f(x) dx = \frac{h}{6} \sum_{k=1}^n \left[ f(a_{k-1}) + 4f\left(\frac{a_{k-1} + a_k}{2}\right) + f(a_k) \right]$$

où  $h = \frac{b-a}{n}$  et  $a_k = a + k \cdot h$  pour  $k = 0, \dots, n$ .]

On résume ci-dessous la procédure pour tracer la courbe  $I_o^{MUD} = u(I_i^{MUD})$  associée à une valeur du rapport  $E_b/N_0$  fixée au préalable.

Pour chaque utilisateur  $k$ , on génère un grand nombre de bits  $u_k(l)$  à partir desquels sont générés les chips  $x_k(i)$  (on fixe par exemple le nombre de bits de façon à générer 10000 chips) sur lesquels vient se superposer le bruit AWGN dont la variance dépend du rapport  $E_b/N_0$  considéré. Pour chaque valeur de  $\sigma_i$  étudiée, on calcule  $I_i$  comme on vient de l'expliquer et  $L_i = \mu_i \cdot x + n_{L_i}$  où  $n_{L_i}$

suit une loi gaussienne centrée de variance  $\sigma_i^2$  et où  $\mu_i = \frac{\sigma_i^2}{2}$ . On entre alors dans la partie dédiée au décodeur élémentaire considéré (ici le MUD), qui, à partir des  $L_i$ , va fournir en sorties les LLR  $L_o$ . Pour obtenir  $I_o$ , les densités sont estimées en séparant les  $L_o$  en deux groupes, selon que le chip associé est égal à -1 ou +1. Un histogramme associé à chaque groupe est ensuite utilisé pour approximer  $I_o$  : on commence par calculer la distribution de  $L_o$  sur  $nbins$  intervalles (on prend par exemple  $nbins = 1000$ ) compris entre les valeurs minimale et maximale prises par  $L_o$ . Soit  $f_{o-}(m)$  et  $f_{o+}(m)$  les probabilités pour que  $L_o$  soit dans le  $m$ ème intervalle ( $m = 1, \dots, nbins$ ) respectivement lorsque le chip est égal à -1 et +1.  $I_o$  est alors évaluée comme suit :

$$I_o \approx \frac{1}{2} \sum_{m=1}^{nbins} \left[ 1_{f_{o+}(m) \neq 0} \times \left( f_{o+}(m) \cdot \log_2 \frac{2f_{o+}(m)}{f_{o+}(m) + f_{o-}(m)} \right) + 1_{f_{o-}(m) \neq 0} \times \left( f_{o-}(m) \cdot \log_2 \frac{2f_{o-}(m)}{f_{o+}(m) + f_{o-}(m)} \right) \right]$$

où  $1_{y \neq 0} = \begin{cases} 1 & \text{si } y \neq 0 \\ 0 & \text{si } y = 0 \end{cases}$ .

La même procédure est utilisée pour tracer  $I_o^{DEC} = v(I_i^{DEC})$ .

Pour illustrer, la figure D.2 représente l'EXIT chart dans le cas d'un code convolutif de taux 1/2 de polynômes générateurs  $(23, 35)_8$  pour un schéma PN-CDMA avec un facteur d'étalement  $N_c = 16$  et un nombre d'utilisateurs  $N_u = 14$  sur un canal AWGN à  $E_b/N_0 = 4$  dB lorsque le MUD est un détecteur de Wiener conjoint MMSE et que le DEC réalise un simple décodage de canal mettant en œuvre le BCJR. Les courbes en pointillé représentent différents niveaux de BER, mesuré sur les bits d'information en sortie du DEC. La courbe en "zig-zag" montre la trajectoire du turbo détecteur au cours des itérations. Le processus itératif débute avec  $I_i^{MUD} = 0$ , ce qui traduit le fait que le MUD ne dispose alors d'aucune information a priori. Puis, la LLR de sortie du MUD correspondante devient l'entrée du DEC ( $I_o^{MUD} = I_i^{DEC}$ ). La LLR de sortie du DEC devient ensuite la LLR d'entrée du MUD ( $I_o^{DEC} = I_i^{MUD}$ ), et ainsi de suite.

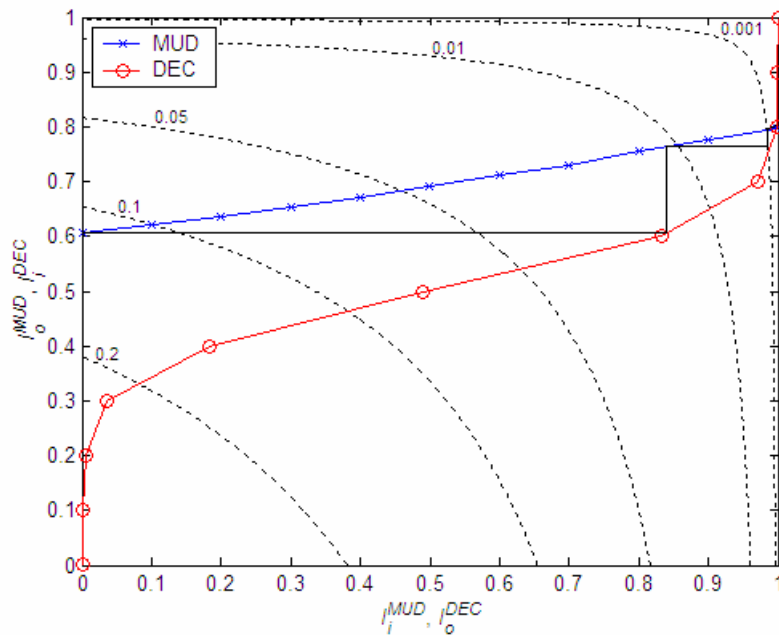


Fig. D.2. Exemple d'EXIT chart (schéma PN-CDMA, code convolutif  $(23, 35)_8$ ,  $N_c = 16$ ,  $N_u = 14$ ,  $E_b/N_0 = 4$  dB)

L'estimation du BER se fait en partant du fait que la probabilité d'erreur peut être approchée par :

$$P_b = Q\left(\frac{\mu_\Lambda}{\sigma_\Lambda}\right) = Q\left(\frac{\sigma_\Lambda}{2}\right)$$

où  $\sigma_\Lambda^2 = \sigma_{L^{MUD}}^2 + \sigma_{L^{DEC}}^2$ , sachant que  $\sigma_{L^{MUD}} = J^{-1}(I_i^{MUD})$  et  $\sigma_{L^{DEC}} = J^{-1}(I_i^{DEC})$ .

D'une manière générale, des études similaires peuvent être réalisées pour l'IDMA et pour d'autres récepteurs en CDMA, ce afin de comparer les différents récepteurs envisageables. L'EXIT chart peut également être utilisé en considérant un canal de Rayleigh.



## Annexe E

# Réduction du PAPR (Peak-to-Average Power Ratio) dans les systèmes CDMA par prédistorsion des symboles

La problématique du PAPR (Peak-to-Average Power Ratio) est sous-jacente aux schémas étudiés dans cette thèse, du fait de la géométrie de la constellation (à enveloppe non constante) qui en résulte. Nous proposons un algorithme de réduction du PAPR s'appliquant aux systèmes CDMA. Cet algorithme est intéressant par sa simplicité : en effet, il est fondé sur la prédistorsion d'un ensemble de symboles utilisant une métrique adéquate, ne nécessite pas l'envoi d'information supplémentaire au récepteur, et permet d'approcher le PAPR optimal sans nécessiter pour autant la complexité qu'impliquerait une réduction optimale.

La réduction du PAPR a fait l'objet d'un nombre important d'articles consacrés aux systèmes OFDM (Orthogonal Frequency Division Multiplexing) [105]. Les méthodes existantes utilisent le clipping, le codage ou la multiple signal representation. Ces techniques peuvent nécessiter la transmission d'information supplémentaire ou de la redondance, ce qui n'est pas souhaitable. (On notera au passage qu'une technique de réduction du PAPR adaptée aux systèmes IDMA et utilisant le clipping est présentée dans [108].) Des articles récents [50, 97] visent à réduire le PAPR en changeant la constellation sans affecter la distance euclidienne minimale ni transmettre d'information supplémentaire. Dans [50], une technique appelée ACE (Active Constellation Extension) consistant à modifier les points les plus à l'extérieur de la constellation est présentée en vue de minimiser le PAPR. Dans [97], une technique de prédistorsion des symboles basée sur une métrique est proposée, où l'extension de constellation est réalisée à l'aide d'un simple facteur d'échelle.

En ce qui concerne les systèmes CDMA, le PAPR a été étudié dans le cas des systèmes IS95 et CDMA2000 en mono et multi-porteuses dans [57]. En particulier, il y était remarqué que le PAPR pouvait être contrôlé en agissant soit sur les symboles, soit sur les séquences d'étalement. En poursuivant sur cette dernière idée, [57] propose un algorithme choisissant séquentiellement les séquences de WH à utiliser, mais cet algorithme n'est intéressant que si le nombre d'utilisateurs est très petit par rapport au facteur d'étalement. D'autres méthodes ont été étudiées pour construire des séquences de signature optimales qui satisfont une contrainte sur le PAPR, comme dans [109]. Nous allons présenter ici une méthode générale qui ne modifie que l'amplitude de certains des symboles transmis, sans nécessiter de construction spécifique des séquences d'étalement.

La méthode proposée s'inspire de la technique développée pour l'OFDM dans [97]. Dans la suite, nous nous intéresserons aux performances de cet algorithme sur des signaux réels et des symboles BPSK. Il y a alors deux points de constellation différents (-1 et +1). L'altération d'un point de constellation n'est acceptable que si le point résultant reste à une distance supérieure ou égale de la frontière de décision. Par conséquent, on peut autoriser les points de constellation modifiés dans les intervalles  $]-\infty, -1]$  et  $[1, +\infty[$  sans dégradation de la performance en termes de BER (en supposant

le canal AWGN). Nous décrivons un algorithme de réduction du PAPR simple qui consiste à calculer une métrique pour chaque symbole et à prédistorde certains symboles en se basant sur les métriques calculées. Ce processus est ensuite itéré. L'algorithme décrit ici peut également être appliqué dans le cas d'une modulation QPSK ou de modulations QAM de niveaux supérieurs, comme cela est illustré dans [97]. Plus précisément, les parties réelles et imaginaires des symboles complexes QPSK peuvent être prédistorde en utilisant des métriques communes ou séparées, et dans le cas de constellation QAM rectangulaires, la prédistorsion est limitée aux points extérieurs : les points situés aux coins peuvent être prédistorde comme en QPSK, alors que seule la partie réelle ou imaginaire des points situés sur les côtés peut être altérée sans dégrader la performance en termes de BER.

Dans ce qui suit, nous formulons le problème général de la réduction du PAPR comme un problème d'optimisation. La complexité de ce problème nous amène à construire un algorithme sous-optimal. Les résultats de simulation qu'il fournit peuvent alors être comparés à ceux que donnerait une réduction optimale du PAPR.

## E.1. Formulation du problème

Dans la suite,

- $N$  désigne le facteur d'étalement,
- $K$  représente le nombre d'utilisateurs (on supposera que  $K \leq N$ ; le cas des systèmes surchargés ( $K > N$ ) pouvant en fait être traité de façon similaire),
- $\underline{s} = (s_1, s_2, \dots, s_K)^T$  est le vecteur des symboles BPSK associés aux  $K$  utilisateurs ( $s_k \in \{-1, +1\}$ ) pendant une période symbole CDMA donnée,
- $\underline{y} = (y_1, y_2, \dots, y_N)^T$  est le signal émis correspondant.

On suppose que l'étalement est réalisé à l'aide de séquences orthogonales de WH. Soit  $\underline{W} = [\underline{w}_1 \ \underline{w}_2 \ \dots \ \underline{w}_N]$  les  $N$  séquences binaires de WH de longueur  $N$ , avec  $\underline{w}_i = (w_{i1}, w_{i2}, \dots, w_{iN})^T$  pour  $i = 1, 2, \dots, N$ . Ainsi,  $w_{ji}$  est le  $j$ ème chip de la séquence  $\underline{w}_i$ . Le signal émis peut s'écrire :

$$y_n = \sum_{k=1}^K w_{nk} s_k \quad n = 1, 2, \dots, N, \quad (\text{E.1})$$

ou sous forme matricielle :

$$\underline{y} = \underline{W} \underline{s}. \quad (\text{E.2})$$

Pour de grandes valeurs de  $N$ , les échantillons de signal transmis suivent une distribution gaussienne. Ainsi, la plupart des amplitudes seront petites mais un petit pourcentage d'entre elles aura de très grandes amplitudes, ce qui entraîne le problème bien connu du PAPR dont souffrent considérablement les systèmes de transmission. Le PAPR d'un bloc de signal émis est défini comme suit :

$$PAPR(\underline{y}) = \frac{\|\underline{y}\|_\infty^2}{\text{E}(\|\underline{y}\|_2^2)/N} = \frac{\max_{1 \leq n \leq N} |y_n|^2}{\sum_{n=1}^N |y_n|^2 / N}. \quad (\text{E.3})$$

La prédistorsion de symboles se traduit mathématiquement par le remplacement du vecteur des symboles initiaux  $\underline{s}$  par un vecteur  $(\underline{I}_K + \underline{D})\underline{s}$ , où  $\underline{D} = \text{diag}(d_k, k \in \{1, \dots, K\})$  avec  $d_k \geq 0$ .



Autrement dit,  $s_k$  est remplacé par  $(1 + d_k)s_k$  avec  $d_k \geq 0$ , et son amplitude n'est affectée que si  $d_k$  est différent de 0. Par conséquent, le signal émis après réduction du PAPR sera égal à  $(\underline{y} + \underline{\underline{W}}\underline{\underline{S}}\underline{\underline{d}})$ , où  $\underline{\underline{S}} = \text{diag}(s_k, k \in \{1, \dots, K\})$  et  $\underline{\underline{d}} = (d_1, \dots, d_K)^T$ .

Le problème de réduction du PAPR par prédistorsion des symboles peut donc s'exprimer comme un problème d'optimisation :

$$\begin{aligned} \min_{\underline{\underline{d}}} \|\underline{y} + \underline{\underline{W}}\underline{\underline{S}}\underline{\underline{d}}\|_{\infty} \\ \text{sous la contrainte: } \underline{\underline{d}} \geq \underline{\underline{0}}_{K \times 1}. \end{aligned} \quad (\text{E.4})$$

Il s'agit d'un problème de minimax avec contrainte inégalité très complexe à résoudre. Toutefois, comme

$$\|\underline{y}\|_p = \left( \sum_n |y_n|^p \right)^{1/p} \xrightarrow{p \rightarrow \infty} \|\underline{y}\|_{\infty},$$

$\|\underline{y}\|_{\infty}$  peut s'approximer par  $\|\underline{y}\|_p$  avec  $p$  grand.

Dès lors, le problème de minimax énoncé dans (E.4) peut s'écrire :

$$\begin{aligned} \min_{\underline{\underline{d}}} \|\underline{y} + \underline{\underline{W}}\underline{\underline{S}}\underline{\underline{d}}\|_p \\ \text{sous la contrainte: } \underline{\underline{d}} \geq \underline{\underline{0}}_{K \times 1}. \end{aligned} \quad (\text{E.5})$$

Comme  $\|\underline{y} + \underline{\underline{W}}\underline{\underline{S}}\underline{\underline{d}}\|_p$  est une norme, elle est convexe. Par conséquent le problème (E.5) est soluble par n'importe quelle méthode de minimisation convexe sous contrainte. On peut par exemple appliquer une méthode du point intérieur telle que décrite dans [12]. D'après [12], on peut dire que le problème de minimisation sous contrainte inégalité énoncé dans (E.5) est équivalent à :

$$\min_{\underline{\underline{d}}} \left\{ \|\underline{y} + \underline{\underline{W}}\underline{\underline{S}}\underline{\underline{d}}\|_p - \frac{1}{\lambda} \sum_{k=1}^K \ln(d_k) \right\} \quad (\text{E.6})$$

avec  $\lambda \geq 0$ , qui est un problème de minimisation avec contrainte égalité pouvant être résolu par une méthode du gradient. Cela reste néanmoins un problème complexe, en particulier en raison du nombre important d'itérations qu'il nécessite.

## E.2. Un algorithme sous-optimal

La complexité du problème d'optimisation présenté précédemment nous amène à concevoir un algorithme sous-optimal fournissant des résultats très proches des résultats optimaux tout en étant simple. Cet algorithme réalise une prédistorsion des symboles basée sur une métrique calculée pour chaque symbole  $s_k$ . Nous devons maintenant définir une métrique indiquant dans quelle mesure les valeurs extrêmes du signal émis peuvent être réduites par prédistorsion du symbole considéré (c'est-à-dire en augmentant l'amplitude du symbole en question).

Soit  $Y_L$  l'ensemble d'indices correspondant aux  $L$  échantillons les plus grands en valeur absolue. D'après (E.1), on peut dire que la contribution du  $k$ ième symbole ( $k = 1, \dots, K$ ) au  $n$ ième échantillon de signal ( $n = 1, \dots, N$ ) est égale à  $w_{kn}s_k$ . L'idée est de réduire l'amplitude de  $y_n$  ( $n \in Y_L$ ) en augmentant l'amplitude de  $s_k$  lorsque  $w_{kn}s_k$  et  $y_n$  sont de signes opposés. Ceci nous conduit à considérer la métrique suivante pour chaque symbole  $s_k$  :

$$\mu_{1,k} = -\frac{1}{L} \sum_{n \in Y_L} \text{sgn}(y_n) \cdot \text{sgn}(w_{kn} s_k). \quad (\text{E.7})$$

On peut modifier cette métrique en remplaçant  $\text{sgn}(y_n)$  par  $y_n$  dans l'expression ci-dessus. La métrique ainsi obtenue peut s'écrire :

$$\mu_{2,k} = -\frac{1}{L \cdot h(\underline{y}, S_L)} \sum_{n \in Y_L} y_n \cdot \text{sgn}(w_{kn} s_k) \quad (\text{E.8})$$

où  $h(\underline{y}, Y_L) = \frac{1}{L} \sum_{n \in Y_L} |y_n|$  est un facteur de normalisation.

L'équation (E.8) s'écrit aussi :

$$\mu_{2,k} = -\frac{1}{L \cdot h(\underline{y}, Y_L)} s_k \sum_{n \in Y_L} |y_n| \cdot \text{sgn}(y_n w_{kn}) \quad (\text{E.9})$$

Or, cette métrique présente l'inconvénient de nécessiter la prédétermination du paramètre  $L$ . C'est pourquoi nous proposons d'utiliser la métrique suivante pour chaque indice  $k$  :

$$\mu_k = -\frac{1}{N \cdot f(\underline{y})} s_k \sum_{n=1}^N |y_n|^q \cdot \text{sgn}(y_n w_{kn}) \quad (\text{E.10})$$

où  $f(\underline{y}) = \frac{1}{N} \sum_{n=1}^N |y_n|^q$ . La présence du terme  $|y_n|^q$  ( $n = 1, \dots, N$ ) au lieu de  $|y_n|$  ( $n \in Y_L$ ) comme dans (E.9) permet de donner plus d'importance aux échantillons de grande amplitude, sans pour autant avoir à présélectionner un certain nombre  $L$  d'échantillons ayant les plus grandes amplitudes.

Enfin,  $\frac{1}{N \cdot f(\underline{y})}$  est un facteur de normalisation.

Après quelques initialisations ( $\underline{y}^{(0)} = \underline{y}$ ,  $\underline{s}^{(0)} = \underline{s}$ ), l'algorithme proposé comprend les étapes suivantes à l'itération  $i$  (en commençant avec  $i = 1$ ) :

- Pour chaque symbole  $s_k$  ( $k = 1, \dots, K$ ), on calcule la métrique de décision :

$$\mu_k^{(i)} = -\frac{1}{N \cdot f(\underline{y}^{(i-1)})} s_k \sum_{n=1}^N |y_n^{(i-1)}|^q \text{sgn}(y_n^{(i-1)} w_{kn})$$

$$\text{où } f(\underline{y}^{(i-1)}) = \frac{1}{N} \sum_{n=1}^N |y_n^{(i-1)}|^q.$$

- On détermine  $S_M$  l'ensemble des indices associés aux symboles ayant les  $M$  plus grandes métriques positives.
- On actualise les valeurs des symboles :

$$s_k^{(i)} = \begin{cases} (1 + \alpha \mu_k^{(i)}) s_k^{(i-1)} & \text{si } k \in S_M \\ s_k^{(i-1)} & \text{si } k \notin S_M \end{cases}$$

où  $\alpha$  est un facteur d'échelle.

- On met à jour le signal émis :  $\underline{y}^{(i)} = \underline{W} \underline{s}^{(i)}$ .

Le PAPR peut alors être évalué comme étant le rapport entre la puissance crête à l'itération  $i$  et la puissance moyenne initiale (étant donné que l'application de l'algorithme engendre une augmentation de la puissance moyenne, l'utilisation de la puissance moyenne correspondant au nouveau signal transmis (après prédistorsion) au dénominateur biaiserait les résultats et surestimerait les performances de l'algorithme) :

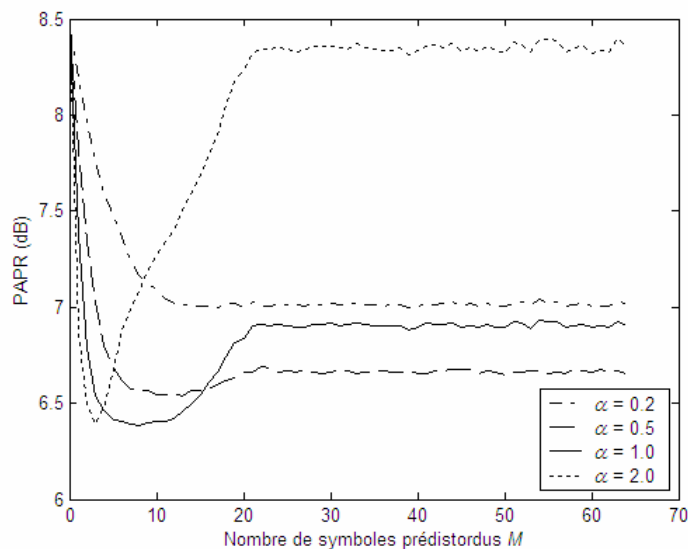
$$PAPR(\underline{y}^{(i)}) = \frac{\|\underline{y}^{(i)}\|_{\infty}^2}{E\left(\|\underline{y}^{(0)}\|_2^2\right)/N} = \frac{\max_{1 \leq n \leq N} |y_n^{(i)}|^2}{\sum_{n=1}^N |y_n^{(0)}|^2 / N}. \quad (\text{E.11})$$

Le processus décrit ci-dessus est itéré jusqu'à ce qu'il n'y ait plus d'amélioration significative. Le facteur d'échelle  $\alpha$  et le paramètre  $M$  sont déterminés au préalable à l'aide de simulations, comme expliqué ci-après.

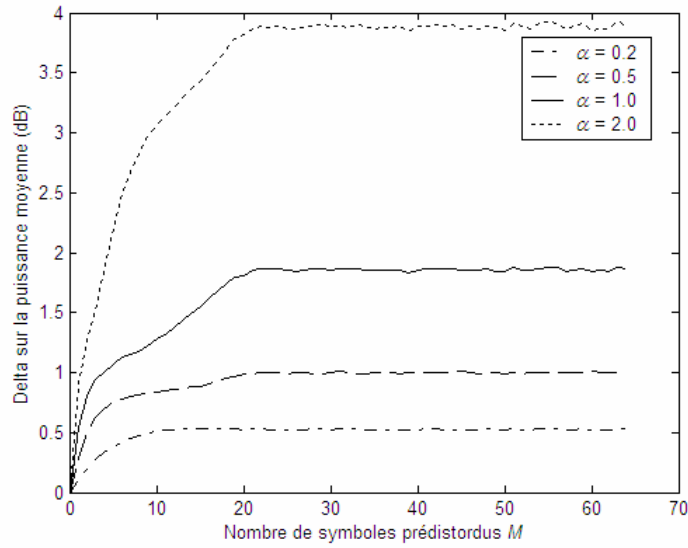
### E.3. Résultats de simulations

On étudie à présent les performances de cet algorithme, que l'on compare aux résultats qui peuvent être atteints en ayant recours à un procédé d'optimisation complexe. Les résultats de simulation présentés ont été obtenus en moyennant sur  $10^6$  blocs de symboles générés aléatoirement, en utilisant un facteur d'étalement de 64 et un système CDMA complètement chargé ( $K = N = 64$ ). Le paramètre  $q$  intervenant dans la métrique a été pris égal à 8.

Le nombre  $M$  de symboles à prédistordre a été sélectionné de manière à avoir la réduction de PAPR la plus importante possible. De fait, comme l'expansion d'un symbole n'est effectuée que si la métrique associée est positive, le nombre de symboles qui sont effectivement prédistorés est inférieur ou égal à  $M$ . La figure E.1a illustre l'influence du paramètre  $M$  sur le PAPR pour différentes valeurs du facteur d'échelle  $\alpha$ . On observe que le nombre optimal de symboles modifiés est égal à 13 pour  $\alpha = 0.5$ , et à 3 pour  $\alpha = 2.0$ . La figure montre aussi que la réduction de PAPR la plus importante est atteinte avec  $\alpha = 1$  lorsque le paramètre  $M$  est environ égal à 8. Avec ces valeurs, la 4<sup>ème</sup> itération donne lieu à une réduction du PAPR de 2,6 dB. Comme on peut le voir sur la figure E.1b, elle engendre une augmentation de la puissance moyenne de 1,18 dB.



(a)



(b)

Fig. E.1. Influence du nombre de symboles prédistorés  $M$  sur le PAPR (a) et sur l'augmentation de la puissance moyenne (b) lorsque  $K = N = 64$  (4<sup>ème</sup> itération)

Sur la figure E.2, on considère la fonction complémentaire de la fonction de répartition (CCDF, pour Complementary Cumulative Distribution Function) définie par :

$$\text{CCDF}(PAPR(\underline{y})) = \Pr(PAPR(\underline{y}) > \lambda). \quad (\text{E.12})$$

Elle peut s'interpréter comme la probabilité que le PAPR relatif à un signal émis  $\underline{y}$  soit supérieur à  $\lambda$ . La figure E.2 montre la CCDF du PAPR initial avant toute réduction, et du PAPR obtenu après chacune des 4 premières itérations de l'algorithme en utilisant  $\alpha = 1$  et la meilleure valeur de  $M$ . Ces résultats peuvent être comparés à la courbe optimale correspondant au PAPR donné par la résolution du problème (E.5) en prenant  $p = 10$ .

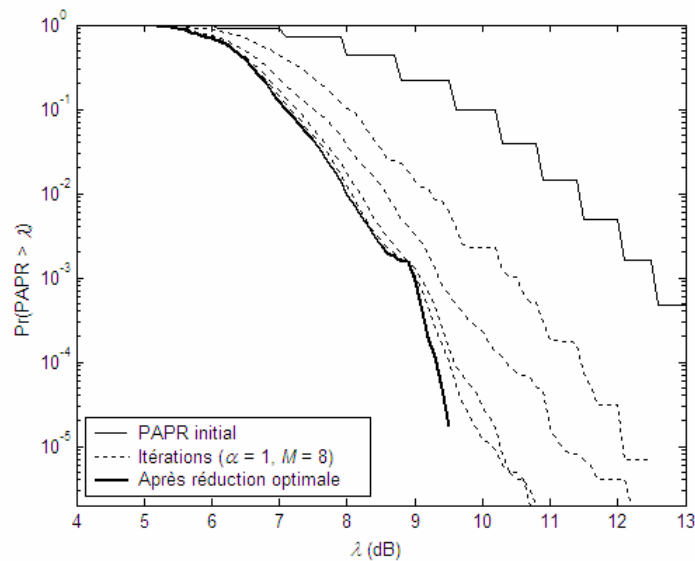


Fig. E.2. CCDF du PAPR pour  $N = 64$

La figure E.2 montre que l'algorithme proposé apporte une amélioration de l'ordre de 3,5 dB à une probabilité de  $10^{-3}$ . Elle met également en évidence le fait que les performances obtenues après la

4<sup>ème</sup> itération sont très proches de l'optimum. Continuer d'itérer ne fournirait qu'une amélioration négligeable. On note que l'extension de constellation provoque une augmentation de la puissance moyenne du système. Ainsi, les simulations ont produit une augmentation de 0,72 dB, 1,0 dB, 1,13 dB, et 1,18 dB après chacune des 4 itérations.

Afin de visualiser l'impact sur la constellation, on a représenté sur la figure E.3 la distribution des amplitudes des symboles étendus à l'issue de la 4<sup>ème</sup> itération, et la distribution qui résulterait de la réduction de PAPR optimale.

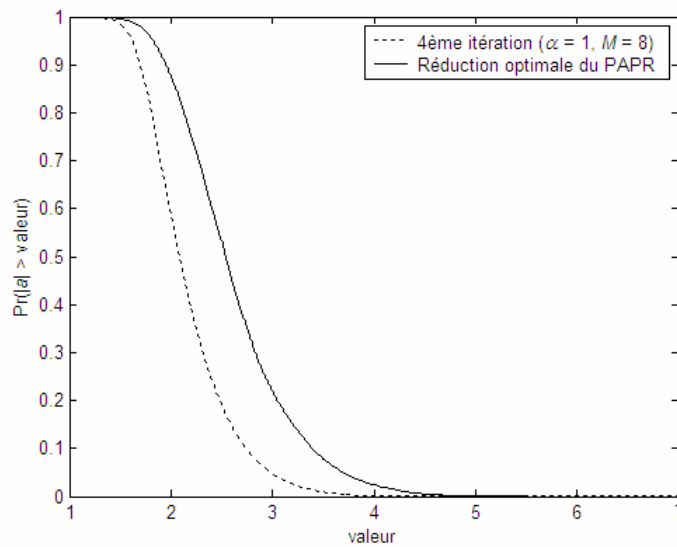
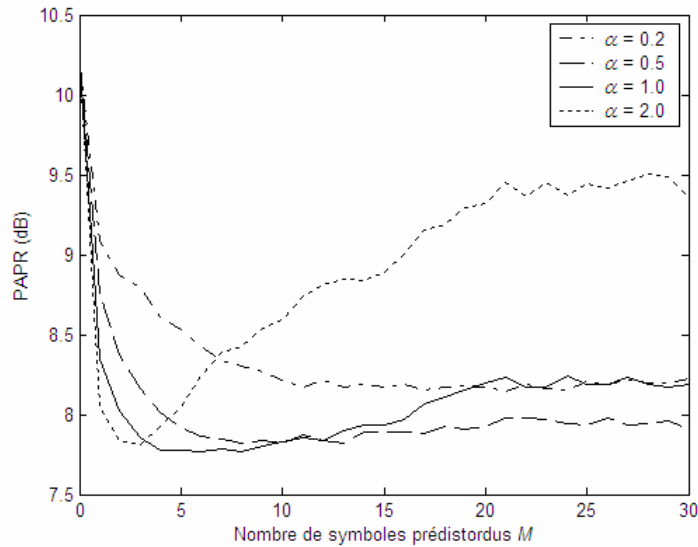


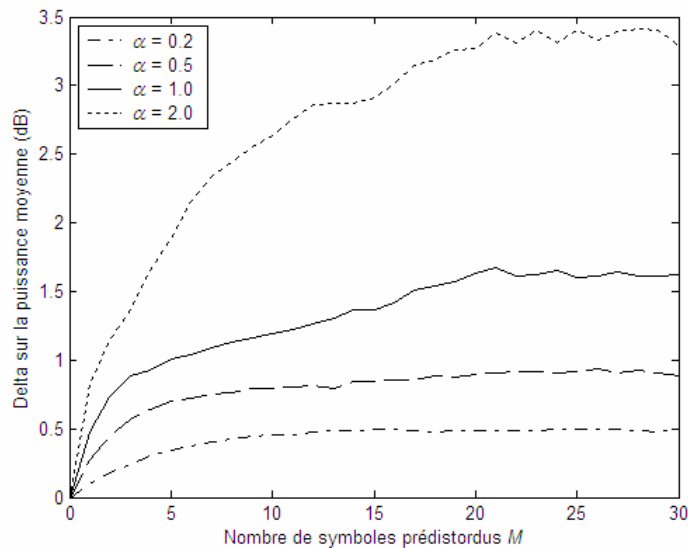
Fig. E.3. Distribution des amplitudes des symboles BPSK étendus ( $N = 64$ )

L'algorithme proposé a été décrit pour des signaux discrets au rythme chip, mais son extension au cas de signaux suréchantillonnés est immédiate. Dans les simulations suivantes, on utilise un facteur de suréchantillonnage égal à 2 (le filtre étant un filtre en cosinus surélevé avec un roll-off de 0,5) dans l'algorithme et un facteur 2 supplémentaire avant évaluation du PAPR. En effet, un facteur de suréchantillonnage de 4 est suffisant pour approximer le signal analogique et avoir une mesure précise du PAPR.

La figure E.4a illustre l'influence du paramètre  $M$  sur le PAPR pour différentes valeurs du facteur d'échelle  $\alpha$ . On observe que le nombre optimal de symboles modifiés est égal à 3 pour  $\alpha = 2.0$  et environ 10 pour  $\alpha = 0.5$ . La figure montre aussi que la réduction de PAPR la plus importante est atteinte avec  $\alpha = 1$  lorsque le paramètre  $M$  est environ égal à 5. Avec ces valeurs, la 4<sup>ème</sup> itération donne lieu à une réduction moyenne du PAPR de 2,4 dB. Comme le montre la figure E.4b, elle engendre une augmentation de la puissance moyenne de 1 dB.



(a)



(b)

Fig. E.4. Influence du nombre de symboles prédistorus  $M$  sur le PAPR (a) et sur l'augmentation de la puissance moyenne (b) lorsque  $K = N = 64$  (4<sup>ème</sup> itération) (résultats avec suréchantillonnage)

La figure E.5 représente la CCDF du PAPR initial avant toute réduction, et du PAPR obtenu après chacune des 4 premières itérations de l'algorithme en utilisant  $\alpha = 1$  et la meilleure valeur de  $M$ . Ces résultats peuvent être comparés à la courbe correspondant au PAPR optimal obtenu avec une méthode de prédistorsion des symboles. La figure E.5 montre que l'algorithme proposé apporte une amélioration de l'ordre de 2,9 dB à une probabilité de  $10^{-3}$  et de 3,1 dB à une probabilité de  $10^{-4}$ . Là encore, les performances obtenues après la 4<sup>ème</sup> itération sont très proches de l'optimum.

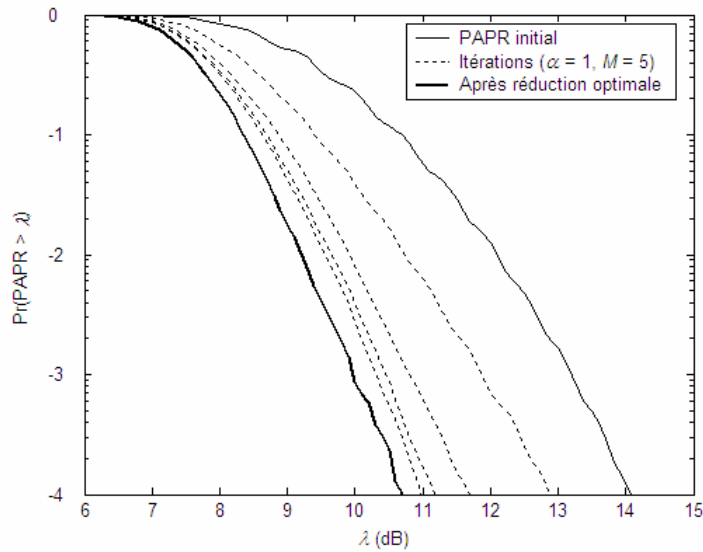


Fig. E.5. CCDF du PAPR pour  $N = 64$  (résultats avec suréchantillonnage)

## E.4. Conclusion

Nous avons décrit un algorithme simple de réduction du PAPR pour des systèmes CDMA. Une métrique de décision est calculée pour chaque symbole pour mesurer sa contribution aux échantillons de signal émis de grande amplitude. Cette métrique est ensuite utilisée pour actualiser l'amplitude du symbole correspondant. Nous avons étudié les performances de cet algorithme sur des symboles BPSK, et éventuellement en introduisant du suréchantillonnage afin d'approximer plus fidèlement le signal analogique et ainsi avoir une mesure plus précise du PAPR. Les résultats obtenus sont très voisins de ceux fournis par la procédure optimale de réduction du PAPR, dont la complexité est très importante. Une approche similaire pourrait être adoptée pour des constellations plus grandes, en effectuant l'extension des points de constellation les plus à l'extérieur.





# Bibliographie

- [1] T. Abe, S. Tomisato, et T. Matsumoto, “A MIMO Turbo Equalizer for Frequency-Selective Channels with Unknown Interference”, IEEE Transactions on Vehicular Technology, vol. 52, no. 3, p. 476-482, mai 2003.
- [2] F. Adachi, M. Sawahashi, et H. Suda, “Wideband DS-CDMA for Next-Generation Mobile Communications Systems”, IEEE Communications Magazine, vol. 36, p. 56-69, septembre 1998.
- [3] E. Agrell, T. Eriksson, A. Vardy, et K. Zeger, “Closest Point Search in Lattices”, IEEE Transactions on Information Theory, vol. 48, no. 8, p. 2201-2214, août 2002.
- [4] N. Ahmed et K. R. Rao, “Orthogonal Transforms for Digital Signal Processing”, Springer Verlag, Berlin/Heidelberg, Allemagne, 1975.
- [5] F. Ali et B. Honary, “Collaborative Coding and Decoding Techniques for Multiple Access Channel”, IEE Proceedings-Communications, vol. 141, no. 2, p. 56-62, avril 1994.
- [6] L. R. Bahl, J. Cocke, F. Jelinek, et J. Raviv, “Optimal Decoding of Linear Codes for Minimizing Symbol Error Rate”, IEEE Transactions on Information Theory, vol. 20, p. 284-287, mars 1974.
- [7] S. B aro, J. Hagenauer, et M. Witzke, “Iterative Detection of MIMO Transmission Using a List-Sequential (LISS) Detector”, Proceedings of IEEE International Conference on Communications (ICC) 2003, Anchorage, USA, p. 2653-2657, mai 2003.
- [8] Radiocommunications num eriques / 1 – Principes, mod elisation et simulation, Collectif d’auteurs sous la direction de G. Baudoin, Dunod, 2002.
- [9] C. Berrou, A. Glavieux, et P. Thitimajshima, “Near Shannon Limit Error-Correcting Coding and Decoding: Turbo-Codes (1)”, Proceedings of International Conference on Communications (ICC) 1993, Gen eve, Suisse, p. 1064-1070, mai 1993.
- [10] M. J. Borran et B. Aazhang, “Multilevel Codes and Iterative Multistage Decoding: Rate Design Rules and Practical Considerations”, Proceedings of IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC) 2000, Chicago, USA, vol. 1, p. 36-41, septembre 2000.
- [11] J. Boutros et G. Caire, “Iterative Multiuser Joint Decoding: Unified Framework and Asymptotic Analysis”, IEEE Transactions on Information Theory, vol. 48, no. 7, p. 1772-1793, juillet 2002.
- [12] S. Boyd et L. Vandenberghe, Convex Optimization, Cambridge University Press, 2004.
- [13] D. R. Brown, “Multistage Parallel Interference Cancellation: Convergence Behavior and Improved Performance Through Limit Cycle Mitigation”, IEEE Transactions on Signal Processing, vol. 53, no. 1, p. 283-294, janvier 2005.
- [14] M. V. Burnashev, C. B. Schlegel, W. A. Krzymien, et Z. Shi, “Analysis of the Dynamics of Iterative Interference Cancellation in Iterative Decoding”, Problems of Information Transmission, vol. 40, no. 4, p. 297-317, 2004.

- [15] G. Caire, R. R. Müller, et T. Tanaka, "Iterative Multiuser Joint Decoding: Optimal Power Allocation and Low-Complexity Implementation", *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 50, no. 9, p. 1950-1973, septembre 2004.
- [16] A. R. Calderbank, "Multilevel Codes and Multistage Decoding", *IEEE Transactions on Communications*, vol. 37, no. 3, p. 222-229, mars 1989.
- [17] A. R. Calderbank, N. Seshadri, "Multilevel Codes for Unequal Error Protection", *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 39, no. 4, p. 1234-1248, juillet 1993.
- [18] D. Chase, "A Class of Algorithms for Decoding Block Codes with Channel Measurement Information", *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 18, no. 1, p. 170-182, janvier 1972.
- [19] N. Chayat et S. Shamai (Shitz), "Convergence Properties of Iterative Soft Onion Peeling", *Proceedings of IEEE Information Theory Workshop (ITW) 1999*, Kruger National Park, Afrique du Sud, p. 9-11, juin 1999.
- [20] T. Cui et C. Tellambura, "Approximate ML Detection for MIMO Systems Using Multistage Sphere Decoding", *IEEE Signal Processing Letters*, vol. 12, no. 3, p. 222-225, mars 2005.
- [21] T. Cui et C. Tellambura, "An Efficient Generalized Sphere Decoder for Rank-Deficient MIMO Systems", *IEEE Communications Letters*, vol. 9, no. 5, p. 423-425, mai 2005.
- [22] M. O. Damen, K. Abed-Meraim, et J-C. Belfiore, "A Generalized Lattice Decoder for Asymmetrical Space-Time Communication Architecture", *Proceedings of IEEE International Conference on Acoustics, Speech, and Signal Processing (ICASSP) 2000*, Istanbul, Turquie, vol. 5, p. 2581-2584, juin 2000.
- [23] M. O. Damen, H. El Gamal, et G. Caire, "On Maximum-Likelihood Detection and the Search for the Closest Lattice Point", *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 49, no. 10, p. 2389-2402, octobre 2003.
- [24] M. A. Dangel, J. Egle, C. Sgraja, W. G. Teich, et J. Lindner, "Convergence of RNN Based Iterative Equalization and Decoding", *COST 262 MCM meeting*, Prague, République Tchèque, septembre 2002.
- [25] A. Dejonghe et L. Vandendorpe, "Turbo-Equalization for Multilevel Modulation: an Efficient Low-Complexity Scheme", *Proceedings of IEEE International Conference on Communications (ICC) 2002*, New York, p. 1863-1867, avril-mai 2002
- [26] E. H. Dinan et B. Jabbari, "Spreading Codes for Direct Sequence CDMA and Wideband CDMA Cellular Networks", *IEEE Communications Magazine*, vol. 36, p. 48-54, septembre 1998.
- [27] D. J. Djonin et V. K. Bhargava, "New Results on Low Complexity Detectors for Over-Saturated CDMA Systems", *Proceedings of IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM) 2001*, San Antonio, USA, p. 846-850, novembre 2001.
- [28] A. Duel-Hallen, "Decorrelating Decision-Feedback Multiuser Detector for Synchronous Code-Division Multiple-Access Channel", *IEEE Transactions on Communications*, vol. 41, no. 2, p. 285-290, février 1993.
- [29] P. Z. Fan et M. Darnell, "Hybrid CCMA/SSMA Coding Scheme", *Electronics Letters*, vol. 30, no. 25, p. 2105-2106, décembre 1994.
- [30] J. C. Fricke, H. Schoeneich, et P. A. Hoeher, "An Interleave-Division Multiple Access Based System Proposal for the 4G Uplink", *Proceedings of the 14<sup>th</sup> IST Mobile and Wireless Communications Summit 2005*, Dresde, Allemagne, juin 2005.

- [31] S. Gadkari et K. Rose, "Time-Division Versus Superposition Coded Modulation Schemes for Unequal Error Protection", *IEEE Transactions on Communications*, vol. 47, no. 3, p. 370-379, mars 1999.
- [32] G. Gianmarco, F. Palmieri, et P. K. Willett, "Soft Iterative Decoding for Overloaded CDMA", *Proceedings of IEEE International Conference on Acoustics, Speech, and Signal Processing (ICASSP) 2005*, Philadelphie, mars 2005.
- [33] A. J. Grant, B. Rimoldi, R. L. Urbanke, et P. A. Whiting, "Rate-Splitting Multiple Access for Discrete Memoryless Channels", *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 47, no. 3, p. 873-890, mars 2001.
- [34] J. Hagenauer, "A Soft-in/Soft-out List Sequential (LISS) Decoder for Turbo Schemes", *Proceedings of IEEE International Symposium on Information Theory (ISIT) 2003*, Yokohama, Japon, p. 382, 29 juin-4 juillet 2003.
- [35] S. Haykin, *Adaptive Filter Theory – Fourth Edition*, Prentice Hall Information and System Sciences Series, New Jersey, 2002.
- [36] R. W. Heath Jr., T. Strohmer, et A. J. Paulraj "Grassmannian Signatures for CDMA Systems", *Proceedings of the 46<sup>th</sup> IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM) 2003*, paper CT1-4, San Francisco, USA, décembre 2003.
- [37] R. W. Heath Jr., T. Strohmer, et A. J. Paulraj "On Quasi-Orthogonal Signatures for CDMA Systems", *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 52, no. 3, p. 1217-1226, mars 2006.
- [38] P. A. Hoeher et H. Schoeneich, "Interleave-Division Multiple Access from a Multiuser Theory Point of View", *Proceedings of Turbo-Coding 2006*, Munich, Allemagne, avril 2006.
- [39] J. Huber et U. Wachsmann, "Capacities of Equivalent Channels in Multilevel Coding Schemes", *Electronics Letters*, vol. 30, no. 7, p. 557-558, 31 mars 1994.
- [40] J. Huber, U. Wachsmann, et R. Fischer, "Coded Modulation by Multilevel-Codes: Overview and State of the Art", in *ITG-Fachbericht: Codierung für Quelle, Kanal und Übertragung*, p. 273-278, Aix-la-Chapelle, Allemagne, mars 1998.
- [41] H. Imai et S. Hirakawa, "A New Multilevel Coding Method Using Error-Correcting Codes", *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 23, no. 3, p. 371-377, mai 1977.
- [42] R. Irmer, A. Nahler, et G. Fettweis, "On the Impact of Soft Decision Functions on the Performance of Multistage Parallel Interference Cancellers for CDMA Systems", *Proceedings of IEEE Vehicular Technology Conference VTC'01-Spring*, Rhodes, Grèce, p. 1513-1517, , mai 2001.
- [43] A. Kapur, et M. K. Varanasi, "Multiuser Detection for Overloaded CDMA Systems", *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 49, p. 1728-1742, juillet 2003.
- [44] G. Karam, V. Paxal, et H. Sari, "Block-Coded Modulation Using Reed-Muller Component Codes and Multistage Decoding", *European Transactions on Telecommunications and Related Technologies (ETT)*, vol. 4, p. 267-275, juin 1993.
- [45] G. N. Karystinos et D. A. Pados, "New Bounds on the Total Squared Correlation and Optimum Design of DS-CDMA Binary Signature Sets", *IEEE Transactions on Communications*, vol. 51, no. 1, p. 48-51, janvier 2003.
- [46] A. Kind et A. Grant, "Very-High Rate Space-Time Coding", *Proceedings of IEEE Information Theory Workshop (ITW) 2003*, Paris, p. 341-344, 31 mars-4 avril 2003.

- [47] A. P. Kind et A. J. Grant, "On Estimating the Symbol APP in MIMO Systems", Proceedings of IEEE International Symposium on Information Theory (ISIT) 2004, Chicago, USA, p. 502, 27 juin-2 juillet 2004.
- [48] A. P. Kind et A. Grant, "A Tree Search Method for Iterative Decoding of Underdetermined Multiuser Systems", Proceedings of IEEE International Symposium on Information Theory (ISIT) 2005, Adelaide, Australie, p. 189-193, septembre 2005.
- [49] M. Kobayashi, J. Boutros, et G. Caire, "Successive Interference Cancellation with SISO Decoding and EM Channel Estimation", IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol. 19, no. 8, p. 1450-1460, août 2001.
- [50] B. S. Krongold et D. L. Jones, "PAR Reduction in OFDM via Active Constellation Extension", IEEE Transactions on Broadcasting, vol. 49, p. 258-268, septembre 2003.
- [51] K. Kusume et G. Bauch, "CDMA and IDMA: Iterative Multiuser Detections for Near-Far Asynchronous Communications", Proceedings of IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC) 2005, Berlin, Allemagne, septembre 2005.
- [52] A. Lampe et J. B. Huber, "On Improved Multiuser Detection with Iterated Soft Decision Interference Cancellation", Proceedings of IEEE International Conference on Communications (ICC) 1999, Vancouver, Canada, p. 172-176, juin 1999.
- [53] A. Lampe, "Multiuser Detection with Iterated Soft Decision Interference Cancellation for Multipath Fading Channels", International Journal of Electronics and Communications (AEÜ), vol. 54, no. 5, 2000.
- [54] A. Lampe, "An Analytic Solution to the Performance of Iterated Soft Decision Interference Cancellation for Coded CDMA Transmission over Frequency Selective Fading Channels", Proceedings of IEEE International Symposium on Spread Spectrum Techniques and Applications (ISSSTA), New Jersey, p. 368-372, septembre 2000.
- [55] A. Lampe, R. Schober, W. Gerstacker, et J. Huber, "A Novel Iterative Multiuser Detector for Complex Modulation Schemes", IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol. 20, no. 2, p. 339-350, février 2002.
- [56] C. Lamy et J. Boutros, "On Random Rotations Diversity and Minimum MSE Decoding of Lattices", IEEE Transactions on Information Theory, vol. 46, no. 4, p. 1584-1589, juillet 2000.
- [57] V. K. N. Lau, "On the Analysis of Peak-to-Average Ratio (PAR) for IS95 and CDMA2000 Systems", IEEE Transactions on Vehicular Technology, vol. 49, p. 2174-2188, novembre 2000.
- [58] R. E. Learned, A. S. Willsky, et D. M. Boroson, "Low Complexity Optimal Joint Detection for Oversaturated Multiple Access Communications", IEEE Transactions on Signal Processing, vol. 45, p. 113-123, janvier 1997.
- [59] W. K. Leung, L. Liu, et L. Ping, "Interleaving-Based Multiple Access and Iterative Chip-by-Chip Multiuser Detection", IEICE Transactions on Communications, décembre 2003.
- [60] K. Li et X. Wang, "EXIT Chart Analysis of Turbo Multiuser Detection", IEEE Transactions on Wireless Communications, vol. 4, no. 1, p. 300-311, janvier 2005.
- [61] K. Li, X. Wang, et P. Li, "Analysis and Optimization of Interleave-Division Multiple-Access Communication Systems", Proceedings of IEEE International Conference on Acoustics, Speech, and Signal Processing (ICASSP) 2005, p. 917-920, mars 2005.

- [62] L. Liu, W. K. Leung, et L. Ping, "Simple Iterative Chip-by-Chip Multiuser Detection for CDMA Systems", Proceedings of IEEE Vehicular Technology Conference VTC'03-Spring, Jeju Island, Corée du Sud, p. 2157-2161, avril 2003.
- [63] J. Luo, K. R. Pattipati, P. K. Willett, et F. Hasegawa, "Near-Optimal Multiuser Detection in Synchronous CDMA Using Probabilistic Data Association", IEEE Communication Letters, vol. 5, no. 9, p. 361-363, septembre 2001.
- [64] J. Luo, S. Ulukus, et A. Ephremides, "Optimal Sequences and Sum Capacity of Symbol Asynchronous CDMA Systems", IEEE Transactions on Information Theory, vol. 51, no. 8, p. 2760-2769, août 2005.
- [65] P. A. Martin et D. P. Taylor, "On Iterative Multistage Decoding", Proceedings of the 2<sup>nd</sup> International Symposium on Turbo Codes and Related Topics, Brest, France, septembre 2000.
- [66] J. L. Massey et T. Mittelholzer, "Welch's Bound and Sequence Sets for Code-Division Multiple-Access Systems", in Sequences II: Methods in Communication, Security, and Computer Science, R. Capocelli, A. De Santis, et U. Vaccaro (éditeurs), Springer-Verlag, New York, p. 63-78, 1993.
- [67] M. Moher, "An Iterative Multiuser Decoder for Near-Capacity Communications", IEEE Transactions on Communications, vol. 46, no. 7, p. 870-880, juillet 1998.
- [68] R. R. Müller et J. B. Huber, "Iterated Soft-Decision Interference Cancellation for CDMA" in Digital Wireless Communications, Springer-Verlag, London, United Kingdom, p. 110-115, 1998.
- [69] R. R. Müller et J. B. Huber, "On Uncoded High Rate Transmission over Synchronous Gaussian Multiple-Access Channels", Proceedings of IEEE International Symposium on Information Theory (ISIT) 1998, Cambridge, USA, p. 285, août 1998.
- [70] J. Paavola et V. Ipatov, "Oversaturating Synchronous CDMA Systems Using Collaborative Coding", Proceedings of IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC) 2004, Barcelone, Espagne, septembre 2004.
- [71] B. Picinbono et P. Chevalier, "Widely Linear Estimation with Complex Data", IEEE Transactions on Signal Processing, vol. 43, no. 8, p. 2030-2033, août 1995.
- [72] L. Ping et S. Chan, "Iterative Decoding of Concatenated Hadamard Codes", Proceedings of IEEE International Conference on Communications (ICC) 1998, Atlanta, USA, vol. 1, p. 136-140, juin 1998.
- [73] L. Ping et K. Y. Wu, "Concatenated Tree Codes: A Low Complexity, High-Performance Approach", IEEE Transactions on Information Theory, vol. 47, no. 2, p. 791-799, février 2001.
- [74] L. Ping, L. Liu, K. Y. Wu, et W. K. Leung, "Interleave-Division Multiple-Access", IEEE Transactions on Wireless Communications, vol. 5, no. 4, p. 938-947, avril 2006.
- [75] L. Ping, L. Liu, K. Y. Wu, et W. K. Leung, "A Unified Approach to Multiuser Detection and Space-Time Coding with Low Complexity and Nearly Optimal Performance", Proceedings of the 40<sup>th</sup> Allerton Conference on Communication, Control, and Computing, Monticelli, Illinois, USA, octobre 2002.
- [76] L. Ping, L. Liu, et W. K. Leung, "A Simple Approach to Near-Optimal Multiuser Detection: Interleave-Division Multiple-Access", Proceedings of IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC) 2003, la nouvelle-Orléans, vol. 1, p. 391-396, mars 2003.

- [77] L. Ping, W. K. Leung, et K. Y. Wu, "Low-Rate Turbo-Hadamard Codes", IEEE Transactions on Information Theory, vol. 49, no. 12, p. 3213-3224, décembre 2003.
- [78] L. Ping, L. Liu, K. Y. Wu, et W. K. Leung, "On Interleave-Division Multiple-Access", Proceedings of IEEE International Conference on Communications (ICC) 2004, Paris, vol. 5, p. 2869-2873, juin 2004.
- [79] L. Ping, "Interleave-Division Multiple Access and Chip-by-Chip Iterative Multi-User Detection", IEEE Communications Magazine, vol. 43, no. 6, p. S19-S23, juin 2005.
- [80] J. G. Proakis, Digital Communications, McGraw-Hill, New York, 2<sup>ème</sup> édition, 1989.
- [81] V. Ramon et L. Vandendorpe, "Predicting the Performance and Convergence Behavior of a Turbo-Equalization Scheme", Proceedings of IEEE International Conference on Acoustics, Speech, and Signal Processing (ICASSP) 2005, p. 709-712, mars 2005.
- [82] B. Rimoldi, "Coding for the Gaussian Multiple-Access Channel: An Algebraic Approach", Proceedings of IEEE International Symposium on Information Theory (ISIT) 1993, San Antonio, USA, p. 81, janvier 1993.
- [83] B. Rimoldi et R. Urbanke, "A Rate-Splitting Approach to the Gaussian Multiple-Access Channel", IEEE Transactions on Information Theory, vol. 42, no. 2, p. 364-375, mars 1996.
- [84] G. Romano, F. Palmieri, et P. K. Willett, "Soft Iterative Decoding for Overloaded CDMA", Proceedings of IEEE International Conference on Acoustics, Speech, and Signal Processing (ICASSP) 2005, p. 733-736, mars 2005.
- [85] J. A. F. Ross et D. P. Taylor, "Vector Assignment Scheme for N+M Users in N-Dimensional Global Additive Channel", Electronics Letters, vol. 28, p. 1634-1636, août 1992.
- [86] J. A. F. Ross et D. P. Taylor, "Multiuser Signaling in the Symbol-Synchronous AWGN Channel", IEEE Transactions on Information Theory, vol. 41, p. 1174-1178, juillet 1995.
- [87] M. Rupf et J. L. Massey, "Optimum Sequence Multisets for Synchronous Code-Division Multiple-Access Channels", IEEE Transactions on Information Theory, vol. 40, no. 4, p. 1261-1266, juillet 1994.
- [88] H. Sari et G. Karam, "Orthogonal Frequency-Division Multiple Access and its Application to CATV Networks", European Transactions on Telecommunications (ETT), vol. 9, no. 6, p. 507-516, novembre-décembre 1998.
- [89] H. Sari, F. Vanhaverbeke, et M. Moeneclaey, "Increasing the Capacity of CDMA Using Hybrid Spreading Sequences and Iterative Multistage Detection", Proceedings of IEEE Vehicular Technology Conference VTC'99-Fall, Amsterdam, vol. 2, p. 1165-1169, septembre 1999.
- [90] H. Sari, F. Vanhaverbeke et M. Moeneclaey, "Some Novel Concepts in Multiplexing and Multiple Access", in Multi-Carrier Spread-Spectrum & Related Topics, K. Fazel et S. Kaiser (éditeurs), Kluwer Academic Publishers, p. 3-12, 2000.
- [91] H. Sari, F. Vanhaverbeke et M. Moeneclaey, "Extending the Capacity of Multiple Access Channels", IEEE Communications Magazine, p. 74-82, janvier 2000.
- [92] H. Sari, F. Vanhaverbeke et M. Moeneclaey, "Multiple Access Using Two Sets of Orthogonal Signal Waveforms", IEEE Communications Letters, vol. 4, p. 4-6, janvier 2000.
- [93] H. Sari, F. Vanhaverbeke et M. Moeneclaey, "Channel Overloading in Multiuser and Single-User Communications", Proceedings of IEEE International Symposium on Personal,

- Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC) 2000, London, United Kingdom, vol. 2, p. 1106-1111, septembre 2000.
- [94] D. V. Sarwate, "Meeting the Welch Bound with Equality", in *Sequences and their Applications*, Springer-Verlag, Londres, p. 79-102, 1999.
- [95] C. Schlegel et A. Grant, "Polynomial Complexity Optimal Detection of Certain Multiple Access Systems", *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 46, no. 6, p. 2246-2248, septembre 2000.
- [96] C. Schlegel et L. Wei, "A Simple Way to Compute the Minimum Distance in Multiuser CDMA Systems", *IEEE Transactions on Communications*, vol. 45, no. 5, p. 532-535, mai 1997.
- [97] S. Sezginer et H. Sari, "Peak Power Reduction in OFDM Systems Using Dynamic Constellation Shaping", *Proceedings of the 13<sup>th</sup> European Signal Processing Conference (EUSIPCO) 2005*, Antalya, Turquie, septembre 2005.
- [98] C. Sgraja, A. Engelhart, W. G. Teich, et J. Lindner, "Multiuser/multisubchannel Detection Based on Recurrent Neural Network Structures for Linear Modulation Schemes with General Complex-Valued Symbol Alphabet", *COST 262 Workshop on Multiuser Detection in Spread Spectrum Communications*, Schloss Reisingburg, Allemagne, p. 45-52, janvier 2001.
- [99] D. Shiung et J-F. Chang, "Enhancing the Capacity of DS-CDMA System Using Hybrid Spreading Sequences", *IEEE Transactions on Communications*, vol. 52, no. 3, p. 372-375, mars 2004.
- [100] T. Strohmer, R. W. Heath Jr., et A. J. Paulraj "On the Design of Optimal Spreading Sequences for CDMA Systems", *Proceedings of the 36<sup>th</sup> Asilomar Conference on Signals, Systems and Computers*, Pacific Grove, Californie, USA, p. 1434-1438, novembre 2002.
- [101] P. H. Tan et L. K. Rasmussen, "Multiuser Detection Based on Gaussian Approximation", *Proceedings of the Workshop on Telecomm. Internet and Signal Processing*, Adelaïde, Australie, décembre 2004.
- [102] T. Tanaka, "A Statistical-Mechanics Approach to Large-System Analysis of CDMA Multiuser Detectors", *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 48, no. 11, p. 2888-2910, novembre 2002.
- [103] F. Tarköy, "Lower MMSE-Optimal Feedback and its Applications", *Proceedings of IEEE International Symposium on Information Theory (ISIT)*, Whistler, B.C. Canada, p. 334, septembre 1995.
- [104] W. G. Teich, P. Kaim, et J. Lindner, "Bandwidth and Power Efficient Digital Transmission Using Sets of Orthogonal Spreading Codes", *Proceedings of the 5<sup>th</sup> International Workshop on Multi-Carrier Spread Spectrum MC-SS 2005*, Oberpfaffenhofen, Allemagne, septembre 2005.
- [105] J. Tellado, *Multicarrier Modulation with Low Peak to Average Power Applications to xDSL and Broadband Wireless*, Boston/Dordrecht/London, Kluwer Academic Publishers, 2000.
- [106] S. ten Brink, "Convergence of Iterative Decoding", *Electronics Letters*, vol. 35, no. 10, p. 806-808, mai 1999.
- [107] S. ten Brink, "Convergence Behavior of Iteratively Decoded Parallel Concatenated Codes", *IEEE Transactions on Communications*, vol. 49, no. 10, p. 1727-1737, octobre 2001.

- [108] J. Tong et L. Ping, "Iterative Decoding of Superposition Coding", Proceedings of Turbo-Coding 2006, Munich, Allemagne, avril 2006.
- [109] J. A. Tropp, I. S. Dhillon, R. W. Heath, et T. Strohmer, "CDMA Signature Sequences with Low Peak-to-Average-Power Ratio via Alternating Projection", Proceedings of the 37<sup>th</sup> Asilomar Conference on Signals, Systems and Computers, Monterey, Californie, novembre 2003.
- [110] J. A. Tropp, I. S. Dhillon, et R. W. Heath Jr., "Optimal CDMA Signatures: A Finite-Step Approach", Proceedings of IEEE International Symposium on Spread Spectrum Techniques and Applications (ISSSTA) 2004, Sydney, Australie, 30 août-2 septembre 2004.
- [111] D. N. C. Tse et S Verdú, "Optimum Asymptotic Multiuser Efficiency of Randomly Spread CDMA", IEEE Transactions on Information Theory, vol. 46, no. 7, p. 2718-2722, novembre 2000.
- [112] M. Tüchler, R. Koetter, et A. C. Singer, "Turbo Equalization : Principles and New Results", IEEE Transactions on Communications, vol. 50, no. 5, p. 754-767, mai 2002.
- [113] M. Tüchler, A. C. Singer, et R. Koetter, "Minimum Mean Squared Error Equalization Using A Priori Information", IEEE Transactions on Signal Processing, vol. 50, no. 3, p. 673-683, mars 2002.
- [114] S. Ulukus et R. D. Yates, "Iterative Construction of Optimum Signature Sequence Sets in Synchronous CDMA Systems", IEEE Transactions on Information Theory, vol. 47, p. 1989-1998, juillet 2001.
- [115] G. Ungerboeck, "Channel Coding with Multilevel/Phase Signals", IEEE Transactions on Information Theory, vol. 28, no. 1, p. 55-67, janvier 1982.
- [116] F. Vanhaverbeke, M. Moenaclaey, et H. Sari, "Doubling CDMA Capacity by In-Cell Sequence Reuse and Soft Interference Cancellation", Proceedings of the 2<sup>nd</sup> International Symposium on Communications and Related Topics, Brest, France, p. 181-184, septembre 2000.
- [117] F. Vanhaverbeke, M. Moeneclaey et H. Sari, "DS/CDMA with Two Sets of Orthogonal Spreading Sequences and Iterative Detection", IEEE Communications Magazine, vol. 4, p. 289-291, septembre 2000.
- [118] F. Vanhaverbeke, M. Moeneclaey et H. Sari, "Turbo Multiple Access: Channel Overloading Using Two Sets of Orthogonal Signal Waveforms and Iterative Interference Cancellation", Proceedings of the 2<sup>nd</sup> International Symposium on Turbo Codes and Related Topics, Brest, France, p. 906-909, septembre 2000.
- [119] F. Vanhaverbeke, M. Moeneclaey et H. Sari, "An Excess Signaling Concept with Walsh-Hadamard Spreading and Joint Detection", Proceedings of IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM) 2000, vol. 2, San Francisco, p. 906-909, novembre 2000.
- [120] F. Vanhaverbeke, M. Moenaclaey, et H. Sari, "Increasing CDMA Capacity Using Multiple Sets of Orthogonal Spreading Sequences and Soft Interference Cancellation", Proceedings of the International Symposium on Computer and Information Sciences 2001, Antalya, Turquie, p. 499-506, novembre 2001.
- [121] F. Vanhaverbeke et M. Moeneclaey, "An Improved Overloading Scheme for Downlink CDMA", Proceedings of IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC) 2002, Lisbonne, Portugal, septembre 2002.



- [122] F. Vanhaverbeke et M. Moeneclaey, "Optimal Performance of an Oversaturated OCDMA/OCDMA System Based on Scrambled Orthogonal Bases", Proceedings of IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC) 2002, Lisbonne, Portugal, vol. 1, p. 399-403, septembre 2002.
- [123] F. Vanhaverbeke et M. Moeneclaey, "Influence of Different Base-pairs on the Optimal Performance of an Oversaturated OCDMA/OCDMA System", Proceedings of the 7<sup>th</sup> CDMA International Conference (CIC 2002), Séoul, Corée du Sud, octobre-novembre 2002.
- [124] F. Vanhaverbeke and M. Moeneclaey, "Performance Evaluation of Three Different Types of Channel Overloading", Proceedings of IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC) 2003, Pékin, Chine, septembre 2003.
- [125] F. Vanhaverbeke et M. Moeneclaey, "Some Extensions to Synchronous O/O Systems", Proceedings of IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC) 2004, Barcelone, Espagne, septembre 2004.
- [126] F. Vanhaverbeke, Digital Communication Through Overloaded Channels, thèse de doctorat, Université de Gand, Belgique, février 2005.
- [127] M. K. Varanasi, "Group Detection for Synchronous Gaussian Code-Division Multiple-Access Channels", IEEE Transactions on Information Theory, vol. 41, no. 4, p. 1083-1096, juillet 1995.
- [128] S. Verdú, Multiuser Detection, Cambridge University Press, Cambridge, 1998.
- [129] S. Verdú et S. Shamai, "Spectral Efficiency of CDMA with Random Spreading", IEEE Transactions on Information Theory, vol. 45, p. 622-640, mars 1999.
- [130] P. Viswanath et V. Anantharam, "Optimal Sequences and Sum Capacity of Synchronous CDMA Systems", IEEE Transactions on Information Theory, vol. 45, p. 1984-1991, septembre 1999.
- [131] A. J. Viterbi, "Very Low-Rate Convolutional Codes for Maximum Theoretical Performance of Spread-Spectrum Multiple-Access Channels", IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol. 8, no. 1, p. 611-619, mai 1990.
- [132] A. J. Viterbi, CDMA: Principles of Spread Spectrum Communication, Addison-Wesley Wireless Communications Series, Reading, Massachusetts, 1995.
- [133] E. Viterbo et J. Boutros, "A Universal Lattice Code Decoder for Fading Channels", IEEE Transactions on Information Theory, vol. 45, no. 5, p. 1639-1642, juillet 1999.
- [134] X. Wang et H. V. Poor, "Iterative (Turbo) Soft Interference Cancellation and Decoding for Coded CDMA", IEEE Transactions on Communications, vol. 47, no. 7, p. 1046-1061, juillet 1999.
- [135] U. Wachsmann, R. F. H. Fischer, et J. B. Huber, "Multilevel Codes: Theoretical Concepts and Practical Design Rules", IEEE Transactions on Information Theory, vol. 45, no. 5, p. 1361-1391, juillet 1999.
- [136] X. Wautelet, A. Dejonghe, et L. Vandendorpe, "MMSE-Based Fractional Turbo Receiver for Space-Time BICM Over Frequency-Selective MIMO Fading Channels", IEEE Transactions on Signal Processing, vol. 52, no. 6, p. 1804-1809, juin 2004.
- [137] L. R. Welch, "Lower Bounds on the Maximum Cross Correlation of Signals", IEEE Transactions on Information Theory, vol. 20, p. 397-399, mai 1974.

- [138] T. Wozz et J. Hagenauer, "Iterative Decoding for Multilevel Codes Using Reliability Information", Proceedings of IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM), Orlando, USA, p. 1779-1784, décembre 1992.
- [139] K. Yang, Y-K Kim, et P. V. Kumar, "Quasi-Orthogonal Sequences for Code-Division Multiple-Access Systems", IEEE Transactions on Information Theory, vol. 46, no. 3, p. 982-993, mai 2000.
- [140] G. Yue et X. Wang, "Coding-Spreading Tradeoff in LDPC-Coded CDMA with Turbo Multiuser Detection", IEEE Transactions on Wireless Communications, vol. 3, no. 5, p. 1734-1745, septembre 2004.