

UNIVERSITÉ DE LIMOGES
ÉCOLE DOCTORALE Science – Technologie – Santé
FACULTÉ des Sciences et Techniques
Laboratoire XLIM Département – C²S² UMR CNRS 6172

Thèse N° [29-2008]

Thèse
pour obtenir le grade de
DOCTEUR DE L'UNIVERSITÉ DE LIMOGES

Discipline / Spécialité : Télécommunications hautes fréquences et optiques

présentée et soutenue par

Mikaël MORELLE

le 12 Septembre 2008

**Codage en 2 Dimensions pour les systèmes de
communications Optiques CDMA(OCDMA)
– Application aux transmissions multimédia –**

Thèse dirigée par Anne JULIEN-VERGONJANNE et Jean-Pierre CANCES

Jury :

Présidente

Mme. LIENARD Martine

Professeur à l'université de Lille 1

Rapporteurs

Mr. AZOU Stéphane

MdC, HDR à l'université de Brest (UBO)

Mr. GALLION Philippe

Professeur à Telecom ParisTech

Examineurs

Mr. BERGER Thierry

Professeur à l'université de Limoges

Mr. CANCES Jean-Pierre

Professeur à l'université de Limoges

Mme. JULIEN-VERGONJANNE Anne

Professeur à l'université de Limoges

Si tu peux me voir, alors je sais que tu es fière de moi, tu as toujours voulu que j'aie le plus loin possible, et je suis enfin parvenu au bout du chemin des longues études.

Bien souvent je pense à toi, mais à mon grand regret je ne peux plus te remercier.

Grâce à toi, je suis devenu moi.

Je t'aime Maman.

Remerciements

Ce mémoire présente les travaux que j'ai effectués durant les trois années passées au sein du département C^2S^2 d'XLIM dans le laboratoire de recherche nommé Étude des Systèmes de Télécommunications de l'ENSIL (ESTE). Je tiens par conséquent à remercier Mr Jean-Michel Dumas, ainsi que chacun des membres de l'équipe pour m'avoir accueilli, encouragé et permis d'effectuer mes travaux de thèse parmi eux.

Je tiens à exprimer toute ma gratitude envers mon directeur de thèse, Mme Anne Julien-Vergonjanne. La rigueur, la ténacité mais également la disponibilité et l'attention sont quelques aspects qui ont permis de mener à bien mon encadrement. Le chemin n'était pas tracé à l'avance, tu as su me guider et accomplir ma formation qui, non sans difficultés pour chacun d'entre nous, a abouti aux résultats présentés ici.

Je remercie mon co-directeur de thèse Mr Jean-Pierre Cances, dont la gentillesse et la bonne humeur quotidienne contribuent à l'ambiance de travail agréable.

Je pense également à la compagnie féminine dont j'ai bénéficié dans mon bureau Claire Goursaud et Stéphanie Sahuguède, vos avis et suggestions m'ont bien souvent permis d'avancer et de résoudre la plupart des interrogations auxquelles je me suis retrouvé confronté.

Je remercie également les différentes personnes qui ont accepté d'évaluer les différents travaux que j'ai mené. Tout d'abord, Mme Martine Liénard qui a accepté la présidence de mon jury de thèse, je remercie également les rapporteurs de ce manuscrit Mr Philippe Gallion et Mr Stéphane Azou, ainsi que Mr Thierry Berger. L'avis de personnes extérieures sur un sujet pour lequel je me suis investi a été très intéressant à prendre en compte.

Le soutien familial a également été un point important sans lequel je n'aurai certainement pas pu réaliser ma thèse, mes pensées vont alors principalement pour l'entourage parental, mais surtout vers Émilie, Anthony et Calysta. Pour que je puisse aller au bout de ce travail nous avons dû à plusieurs reprises être éloignés par plusieurs centaines de kilomètres. Je tiens non seulement à m'en excuser, mais également à vous remercier de votre patience.

Table des matières

Introduction Générale	xvii
1 Présentation du CDMA en Optique (OCDMA)	1
1.1 Contexte	2
1.2 Les codes OCDMA	5
1.2.1 Les codes en 1 Dimension	7
1.2.1.1 Les codes 1D en temporel	9
1.2.1.2 Les codes 1D en spectral	18
1.2.2 Les codes en 2 Dimensions	20
1.3 Conclusion	25
2 Codage en 2 Dimensions : (<i>temps-longueur d'onde</i>)	27
2.1 Introduction	28
2.2 Les codes MWOOC	28
2.2.1 MWOOC($(L = F) \times F, W, h_a = 1, h_c = 1$)	29
2.2.2 MWOOC($L \times F, h_c + 2, 1, h_c$)	34
2.3 Nouvelle méthode de génération de codes MWOOC	36
2.3.1 Construction des MWOOC($(L \leq F) \times F, W, h_a = 1, h_c = 1$)	37
2.3.2 Construction simplifiée dans le cas $L = W$	44
2.4 Cardinalité des méthodes de construction	45
2.5 Conclusion	48
3 Performances des MWOOC	51
3.1 Introduction	53
3.2 Présentation des différents récepteurs	54
3.2.1 Le CCR	56
3.2.2 Le HL+CCR	59
3.2.3 Le récepteur PIC	60
3.3 Expressions des probabilités d'erreur théoriques dans le cas idéal	61
3.3.1 Expression de Pe_{CCR}	61
3.3.2 Expression de Pe_{HL+CCR}	65
3.3.3 Expression de Pe_{PIC}	67

3.3.4	Validation	74
3.4	Étude des performances en fonction des paramètres des codes	76
3.4.1	Influence de la longueur temporelle	77
3.4.2	Influence du poids	77
3.4.3	Influence du nombre de codes transmis	80
3.4.4	Analyse de l'étude paramétrique	80
3.5	Impact d'un bruit Gaussien	82
3.5.1	Expression de $Pe_{CCRbruit}$	82
3.5.2	Expression de $Pe_{HL+CCRbruit}$	84
3.5.3	Expression de $Pe_{PICbruit}$	89
3.5.4	Validation	90
3.6	Design des codes adaptés à une transmission très haut débit dans l'accès .	92
3.7	Conclusion	98
4	Application à la transmission Multimédia	101
4.1	Introduction	102
4.2	État de l'art	102
4.2.1	Techniques de différenciation de débits	103
4.2.1.1	Codes à longueurs temporelles différentes	103
4.2.1.2	Codage M-aire	105
4.2.1.3	Parallel mapping	106
4.2.2	Techniques de différenciation de TEB	107
4.3	Différenciation de TEB avec des codes multi-poids MWOOC	109
4.4	Étude théorique des performances des codes multi-poids	115
4.4.1	Cas où le canal est idéal	117
4.4.1.1	Expression de Pe_{CCR}^{multi}	117
4.4.1.2	Exemple de calcul de Pe_{CCR}^{multi}	120
4.4.1.3	Expression de Pe_{HL+CCR}^{multi}	122
4.4.1.4	Exemple de calcul de Pe_{HL+CCR}^{multi}	127
4.4.1.5	Validation	129
4.4.2	Impact du bruit Gaussien	131
4.4.2.1	Expression de $Pe_{CCRbruit}^{multi}$	131
4.4.2.2	Expression de $Pe_{HL+CCRbruit}^{multi}$	134
4.4.2.3	Validation	139
4.5	Différenciation de débit	143
4.6	Design des codes pour une transmission multimédia	146
4.6.1	Performances dans le cas idéal sans bruit	146
4.6.2	Prise en compte de l'impact du bruit	154
4.7	Conclusion	162
	Conclusion Générale et Perspectives	165

TABLE DES MATIÈRES

Références	177
A Corps de Galois	179
B Propriétés d'autocorrélation et d'intercorrélation des codes MWOOC($(L = F) \times F, W, h_a = 1, h_c = 1$)	181
C Propriétés d'autocorrélation et d'intercorrélation des codes MWOOC($L \times F, h_c + 2, 1, h_c$)	187
D Probabilité qu'une variable Gaussienne soit supérieure où inférieure à un seuil	191
Glossaire	195
Liste des notations utilisées	199
Liste des publications	207
	209

Table des figures

1.1	Chaîne de transmission OCDMA	4
1.2	Principe de l'étalement temporel	5
1.3	Principe de l'étalement spectral	6
1.4	Exemple de matrice de code 2D.	20
2.1	Exemple de matrices obtenues à partir de (2.4) et (2.5) avec $k = 1$ et $j = 0$.	31
2.2	Exemple de matrices obtenues à partir de (2.6) et (2.7) avec $l = 0$	32
2.3	Exemple de matrice obtenue à partir de (2.13) avec C_0 et $k = 1$	43
2.4	Nombre maximal de matrices obtenues par les construction de MWOOC de paramètres $(L \times F, h_c + 2, 1, h_c)$ et $(L \times F, W, 1, 1)$, pour $F = 37$, $W = 3$ et $h_c = 1$ en fonction du nombre de longueurs d'ondes disponibles.	46
2.5	Comparaison du nombre de matrices pour les codes MWOOC($L \times F, h_c +$ $2, 1, h_c$) et MWOOC($L \times F, W, 1, 1$), pour $F = 37$, $W = 3$ et $h_c = 1$ lorsque $3 \leq L \leq 10$	47
3.1	Structure d'émission de la chaîne 2D OCDMA $\#i$	55
3.2	Structure d'un récepteur CCR pour un utilisateur $\#i$	56
3.3	Structure d'un récepteur HL+CCR pour un utilisateur $\#i$	59
3.4	Structure d'un récepteur PIC pour l'utilisateur $\#1$	60

3.5	TEB théoriques et simulés correspondant au code MWOOC($5 \times 29, 5, 1, 1$) pour les structures de réception CCR, HL+CCR et PIC.	76
3.6	Évolution du TEB des récepteurs CCR, HL+CCR et PIC en fonction de la longueur d'étalement temporelle F pour des codes MWOOC avec $L = W = 3$ et $U = 30$	78
3.7	Évolution du TEB des récepteurs CCR, HL+CCR et PIC en fonction de la valeur du poids W avec $L = W$ pour des codes MWOOC avec $F = 101$ et $U = 50$	79
3.8	Évolution du TEB des récepteurs CCR, HL+CCR et PIC en fonction du nombre d'utilisateurs qui communiquent simultanément U pour des codes MWOOC avec $L = W = 3$ et $F = 31$	81
3.9	TEB théoriques et simulés correspondant au code MWOOC($5 \times 29, 5, 1, 1$) pour les structures de réception CCR, et PIC en fonction du rapport signal à bruit (SNR).	91
3.10	Longueur d'étalement F minimale requise permettant à 32 utilisateurs de communiquer simultanément avec un $\text{TEB} \leq 10^{-9}$ pour les structures de réception CCR, HL+CCR et PIC en fonction de la valeur du poids.	93
4.1	Exemple d'émission de codes ayant 3 longueurs d'étalement différentes avec $F_1 < F_2 < F_3$	104
4.2	Évolution des TEB pour deux familles de codes de longueurs temporelles différentes transmises simultanément avec $F_1 = 200, L_1 = L_2 = 5, W_1 = W_2 = 5$ et $U_1 = U_2 = 10$	108
4.3	TEB théoriques et simulés correspondant à une transmission multimédia avec trois familles de code MWOOC de paramètres $(3 \times 67), (5 \times 67)$ et (8×67) pour les structures de réception CCR et HL+CCR.	130

TABLE DES FIGURES

4.4	TEB théoriques et simulés correspondant à une transmission multimédia avec trois familles de code MWOOC détecté par un CCR. Le nombre de matrices de code transmises est fixé à $M_{1,1} = M_{2,1} = M_{3,1} = 25$	140
4.5	TEB théoriques et simulés correspondant à une transmission multimédia avec trois familles de code MWOOC détecté par un HL+CCR. Le nombre de matrices de code transmise est fixé à $M_{1,1} = M_{2,1} = M_{3,1} = 25$	142
4.6	Principe d'émission des données avec la technique du parallel mapping. . .	145
4.7	Principe de réception des données avec la technique du parallel mapping. .	146
4.8	Longueur d'étalement minimale requise permettant transmettre 90 matrices aux TEB 10^{-9} , 10^{-6} et 10^{-3} avec un CCR en fonction du poids. .	148
4.9	Longueur d'étalement minimale requise permettant transmettre 90 matrices aux TEB 10^{-9} , 10^{-6} et 10^{-3} avec un HL+CCR en fonction du poids.	150
4.10	Impact du bruit sur les performances des familles de code multi-poids MWOOC de paramètres (5×331) , (10×331) et (15×331) détectées par un CCR.	155
4.11	Impact du bruit sur les performances des familles de code multi-poids MWOOC de paramètres (4×211) , (8×211) et (12×211) détectées par un HL+CCR.	157
4.12	Longueurs d'étalement minimales requises permettant de transmettre 90 matrices aux TEB 10^{-9} , 10^{-6} et 10^{-3} avec un CCR et un SNR de 20 dB. .	159
4.13	Longueurs d'étalement minimales requises permettant de transmettre 90 matrices aux TEB 10^{-9} , 10^{-6} et 10^{-3} avec un HL+CCR et un SNR de 20 dB.	161

Liste des tableaux

1.1	Retards relatifs entre les chips à 1, pour 3 codes OOC de poids 5.	15
1.2	Positions des chips à 1, pour 3 codes OOC de poids 5.	15
1.3	Liste des paramètres pour générer un code OOC(61,5,1,1) par la méthode BIBD.	17
1.4	Ensemble des positions des chips d'une famille de code OOC(61,5,1,1). . .	17
1.5	Comparaison de différentes méthodes de génération de codes 2D Temps- Longueur d'Onde.	23
2.1	Comparaison du nombre de séquences de code pour des familles 1D et 2D équivalentes, avec $W = 3$ et différentes valeurs de F	33
2.2	Combinaisons de longueurs d'ondes pour l'étalement spectral du code MWOOC($13 \times 13, 3, 1, 1$).	38
2.3	Liste des combinaisons C_i conservées pour l'étalement spectral permettant de construire des matrices MWOOC($7 \times 13, 3, 1, 1$).	42
3.1	Paramètres des codes ($(L = W) \times F$) et débits D permettant différents nombre d'utilisateurs U de communiquer à un $TEB \leq 10^{-9}$ pour les récepteurs CCR, HL+CCR et PIC.	95

3.2	Comparaison des paramètres de codes 1D OOC et 2D MWOOC permettant à $U = 32$ utilisateurs de communiquer à un $TEB \leq 10^{-9}$ pour les structures de réception CCR, HL+CCR et PIC.	96
4.1	Exemple de symboles pour le codage M -aire lorsque $M = 3$	105
4.2	Exemple de parallel mapping dans le cas $S = 2$	107
4.3	Liste des partitionnement d'un code simple service MWOOC avec $L = 9$	114
4.4	Valeurs limites des variances pour lesquelles la dégradation des performances d'une transmission de $N_T = 3$ familles de codes multi-poids vaut 10%.	142
4.5	Comparaison des résultats obtenus pour les récepteurs CCR et HL+CCR dans une application multimédia où $N_T = 3$ et $S = 3$	152
4.6	Application multimédia permettant de fournir 9 services avec un HL+CCR.	154
4.7	Valeurs de variances limites et SNR équivalent nécessaire pour respecter les valeurs de TEB 10^{-3} , 10^{-6} et 10^{-9} avec un CCR et des familles de code de paramètres (5×331) , (10×331) et (15×331)	156
4.8	Valeurs de variances limites et SNR équivalent nécessaire pour respecter les valeurs de TEB 10^{-3} , 10^{-6} et 10^{-9} avec un HL+CCR et des familles de code de paramètres (4×211) , (8×211) et (12×211)	158
A.1	Recherche des racines primitives de $GF(7)$	180

Introduction Générale

Le développement des techniques numériques a conduit ces dernières années à l'émergence de nombreux systèmes de communications, notamment concernant des applications multimédia. Ainsi, de nombreux services que nous utilisons quasiment de manière anodine se sont développés tels que : l'accès internet, l'envoi de mail, les services de messagerie instantanés, la vidéo-conférence, les jeux vidéo en ligne, la téléphonie et la télévision numérique (VoIP et IPTV) ou encore les service de vidéo à la demande (VoD) ne sont que des exemples de média grand public auxquels nous avons accès.

Tous ces nouveaux services ont été rendus possible grâce aux avancées scientifiques dans de nombreux domaines tels que la micro-électronique, le traitement du signal, les communications numériques, le développement des fibres optiques et bien d'autres encore. Les opérateurs de télécommunications doivent par conséquent, développer et mettre en place l'infrastructure nécessaire pouvant permettre l'accès à ces nouvelles technologies, ceci pour un nombre d'utilisateurs de plus en plus élevé, tout en offrant un nombre de services de plus en plus important. Ainsi, il est prévu que les différentes techniques d'accès haut débit, comme l'Asymmetric Digital Subscriber Line (ADSL) développé sur le réseau cuivré, utilisent dans un futur proche la fibre optique comme support de transmission.

La fibre optique présente des avantages parmi lesquels nous pouvons citer : une très faible atténuation du signal transmis, une insensibilité aux interférences extérieures ainsi qu'une absence d'échauffement. De plus, le débit de transmission au sein de la fibre est très élevé.

Ce moyen de transmission sur fibre est de plus en plus présent et utilisé dans les réseaux de communications à travers le monde. Au Japon il y a déjà plus de 13 millions d'abonnés utilisant la fibre optique contre 8 millions aux états-unis. La France n'en est qu'au stade de test pour une implantation à grande échelle. Ce n'est encore que très localement que la fibre apparaît dans les grandes villes de l'hexagone (les prévisions étant de 4 millions

d'abonnés en 2012).

L'utilisation des techniques d'Accès Multiple sur fibre est donc un enjeu important pour le partage des ressources entre des abonnés de plus en plus nombreux. Différentes méthodes utilisées en communications hertziennes peuvent être considérée pour l'optique : le partage des ressources en temps (TDMA : Time Division Multiple Access) consiste à attribuer à chaque utilisateur un intervalle de temps de manière périodique, le partage des ressources en fréquence (en optique on parle de Longueur d'Onde) consiste à attribuer une fréquence distincte dédiée à chaque utilisateur (WDMA : Wavelength Division Multiple Access) et la technique de différentiation des utilisateurs par l'attribution d'une signature ou code à chaque utilisateur (CDMA : Code Division Multiple Access).

Cependant, la technique TDMA nécessite une synchronisation entre les différents utilisateurs communiquant, et la méthode WDMA requiert l'utilisation d'un nombre de longueurs d'ondes important (égal au nombre d'utilisateurs communiquant). L'utilisation du CDMA semble donc être une solution potentiellement intéressante pour les futurs réseaux d'accès. D'autant plus que dans le contexte des futurs réseaux, l'objectif est de pouvoir proposer à un grand nombre d'utilisateurs des débits élevés (à partir de 155 Mbps jusqu'au Gbps) avec des performances adaptées aux services proposés (en général le taux d'erreur doit être inférieur à 10^{-9}).

Le premier chapitre de ce document présente la technique CDMA appliquée dans un réseau optique appelée OCDMA. Nous décrivons dans un premier temps le principe de la technique OCDMA ainsi que les différents mode d'utilisation. Puis, les différents types de codes pouvant être utilisés sont présentés.

Dans le second chapitre, nous développons plus particulièrement les systèmes de codage de données en 2 dimensions (Temps-Longueur d'onde). Nous étudions de manière plus approfondie la famille de code appelée Multi-Wavelength Optical Orthogonal Code (MWOOC). Deux méthodes de construction de MWOOC sont présentées. Cependant le manque de flexibilité quant aux choix des paramètres de code nous a amené à proposer une méthode de construction de MWOOC modifiée. Nous décrivons alors le principe de construction de cette famille de code.

La troisième partie de ce document est consacrée à l'étude des performances des codes MWOOC construits dans le chapitre précédent. Pour cela nous présentons différentes structures de réception (mono- et multi-utilisateurs), et nous développons le calcul des probabilités d'erreur théoriques, en considérant le canal de transmission idéal ou bruité. Enfin, nous évaluons les potentialités d'utilisation de la technique 2D OCDMA. L'objectif est de permettre l'accès simultané à un nombre d'utilisateurs important. Le Taux d'Erreur Binaire (TEB) des données doit être faible et, le débit de transmission le plus élevé possible.

La quatrième et dernière partie de ce mémoire étudie l'application de la technique 2D OCDMA pour des transmissions multimédia. Ainsi, les séquences de code doivent permettre non seulement de différencier les utilisateurs, mais également permettre la transmission d'informations correspondant à différents types de services. Les services transmis n'ont pas les mêmes besoins en termes de débit et de TEB. Nous présentons par conséquent une modification de la construction des codes MWOOC afin de pouvoir effectuer cette différenciation de services, notamment la différenciation de TEB.

Pour des codes MWOOC à poids multiple, le développement des probabilités d'erreurs théoriques dans un contexte multimédia est présenté. Puis nous évaluons les potentialités de la méthode pour fournir des applications multimédia, en utilisant une technique de

différentiation de débit appelée le *parallel mapping*. Un exemple de design des codes MWOOC multi-poids est réalisé afin d'assurer la transmission de 3 services.

Le mémoire se termine par une partie conclusion et perspectives.

Chapitre 1

Présentation du CDMA en Optique (OCDMA)

Sommaire

1.1	Contexte	2
1.2	Les codes OCDMA	5
1.2.1	Les codes en 1 Dimension	7
1.2.2	Les codes en 2 Dimensions	20
1.3	Conclusion	25

1.1 Contexte

La technique CDMA est généralement utilisée dans le cadre des communications sans fils radiofréquences comme par exemple : les communications militaires, le positionnement par satellite (GPS : Global Positionning System) et la téléphonie mobile (UMTS : Universal Mobile Telecommunications System).

Dans les réseaux optiques, le concept du CDMA ou Optical Code Division Multiple Access (OCDMA) a été introduit vers le milieu des années 80, les systèmes de communication par fibre optique bénéficiant d'une bande passante très élevée (de l'ordre du THz) [1]. En effet, le CDMA est basé sur la technique de l'étalement de spectre [2-4], qui consiste à répartir la puissance du signal émis sur une largeur de bande beaucoup plus grande que celle nécessaire à la transmission des informations. Les systèmes à fibres optiques sont donc avantageés.

Les travaux concernant la technique OCDMA se sont développées essentiellement dans le contexte des réseaux d'accès haut débit. Il s'agit dans ce cas pour les opérateurs, de proposer grâce au OCDMA de nombreux services à un nombre d'abonnés de plus en plus important.

De nombreux avantages sont liés à l'utilisation du CDMA pour les réseaux optiques, tels que :

- les utilisateurs accèdent au réseau simultanément et de manière asynchrone,
- la technique, consistant à attribuer un code spécifique à chaque utilisateur, est flexible : il est simple d'ajouter ou d'enlever des utilisateurs en fonction de la demande,
- les informations transmises sont sécurisées, cela est dû au principe d'encodage des données à émettre (code spécifique et distinct) et à l'accès multiple,
- plusieurs types de services peuvent être émis simultanément (CDMA pour le

multimédia),

- de nouveaux services ou clients peuvent être déployés en fonction du nombre de codes. Le système est dans ce cas évolutif.

Classiquement, deux modes de fonctionnement pour l'OCDMA sont possibles :

- Le OCDMA dit *cohérent* ; les informations codées à transmettre utilisent l'*amplitude* et la *phase* du signal transmis [5–7]. De cette manière, il est possible d'utiliser des codes bipolaires (composés de -1 et de 1). Cette bipolarité permet aux différents codes d'être strictement *orthogonaux* de la même manière que pour le CDMA hertzien. Des familles de codes bien connues permettent de construire des séquences orthogonales : codes de Gold, Walsh, m-sequence, ... [8–10]. Cependant, ce type de codage nécessite l'utilisation de composants qui rendent le système plus complexe et donc l'infrastructure à mettre en place plus onéreuse.
- Le OCDMA dit *incohérent* ; dans ce cas les informations codées à transmettre utilisent la *puissance* du signal transmis [11–15]. De cette manière, on ne détecte que la puissance (quantité positive). Le canal est donc unipolaire et les codes seront composés de 0 et de 1 . La plupart des études portant sur le CDMA Optique envisagent ce type de codage car le système est plus simple à mettre en œuvre et, est dit "bas-coût". La contrepartie est que les séquences de code utilisées ne peuvent pas être strictement orthogonales. Ceci implique que les données émises par les différents utilisateurs du système interfèrent les unes avec les autres. Cette interférence appelée Interférence d'Accès Multiple (IAM), est une des principales limitations des performances.

Dans la suite de l'étude, nous nous intéressons aux systèmes OCDMA incohérents pour une solution potentielle à "bas-coût" ainsi qu'une implantation plus simple et plus flexible dans le contexte des réseaux d'accès haut débit et multimédia.

Pour l'émission des données nous utilisons la technique du "tout ou rien", également appelée On-Off Keying (OOK). Le principe consiste à émettre la séquence de code associée à l'utilisateur si la donnée à transmettre est un '1', sinon rien n'est émis lorsque la donnée est un '0'. Pour cela nous considérons un système à modulation directe, cela signifie qu'on effectue une multiplication entre la donnée à émettre dans le canal optique et le code associé à l'utilisateur. Cette technique est appelée DS-OCDMA : Direct - Sequence OCDMA [4].

Un réseau Optique CDMA permet d'établir des communications multi-utilisateurs. Si U est le nombre d'utilisateurs qui communiquent de manière simultanée, la chaîne de transmission est composée de U couples émetteurs-récepteurs, et peut être présentée comme sur la figure 1.1 :

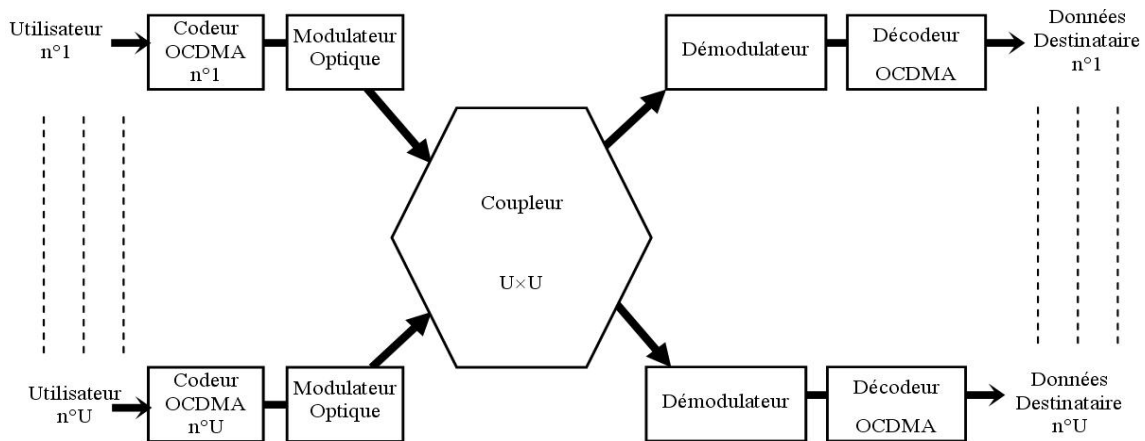


FIGURE 1.1 – Chaîne de transmission OCDMA

Le codeur est un élément important de la chaîne. Nous présentons dans la suite les différents types de codes OCDMA utilisés pour les systèmes incohérents.

1.2 Les codes OCDMA

Dans les systèmes OCDMA incohérents à séquences directes, les familles de codes sont des séquences unipolaires (0, 1) définies par différents paramètres tels que : le poids noté W correspondant au nombre de '1' dans une séquence de code, l'autocorrélation notée h_a qui représente le degré de ressemblance d'un code avec lui-même, l'intercorrélation notée h_c qui représente la valeur maximale de ressemblance entre une séquence de code et toutes les autres de la famille de code.

De plus, un code est caractérisé par la dimension dans lequel l'étalement est effectué.

Celui-ci peut être dans le domaine :

- Temporel : La durée du temps bit T_b est alors divisée en F intervalles appelés *chip* de durées T_c avec $T_b = F \cdot T_c$ (Figure 1.2). W intervalles sont à '1'. F caractérise la longueur temporelle du code. C'est un facteur multiplicatif du débit : $F \cdot D = D_c$.
Où D est le débit binaire des données et D_c est le débit des chips émis.

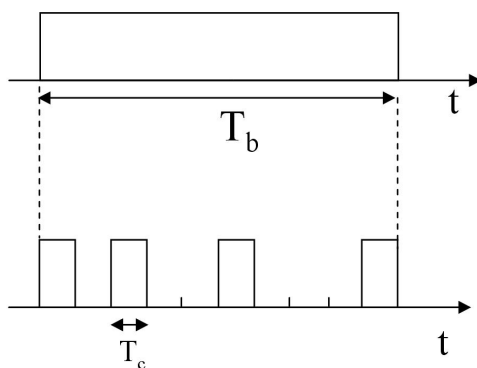


FIGURE 1.2 – Principe de l'étalement temporel

Spectral : Les utilisateurs émettent à un instant donné sur plusieurs longueurs d'ondes (W) sélectionnées parmi un ensemble de L longueurs d'ondes disponibles (figure 1.3). Une séquence de code est donc un ensemble de W longueurs d'ondes parmi L .

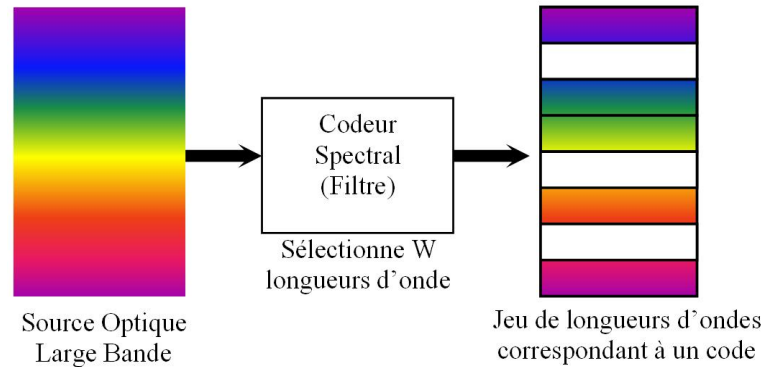


FIGURE 1.3 – Principe de l'étalement spectral

Les premières familles de code étudiées étaient uni-dimensionnelles (1D), ce qui correspond à un étalement effectué dans un seul domaine (temporel ou spectral). Puis, pour diminuer les contraintes en termes de nombre de séquences disponibles et de performances, le double étalement temporel-spectral ou en 2 Dimensions (2D) a été envisagé.

Nous allons présenter dans la suite les principaux codes 1D et 2D pour le OCDMA et en particulier, ceux qui ont retenu notre attention.

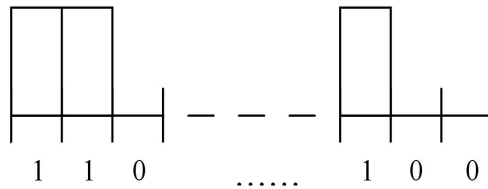
1.2.1 Les codes en 1 Dimension

Ces codes sont généralement représentés sous la forme d'un vecteur caractérisé par les paramètres (x, W, h_a, h_c) . x a pour valeur F (si l'étalement est dans le domaine temporel), ou L (si l'étalement est spectral).

Un code 1D peut être représenté de trois manières différentes (nous considérons dans les exemples suivant que l'étalement est effectué dans le domaine temporel donc que $x = F$) :

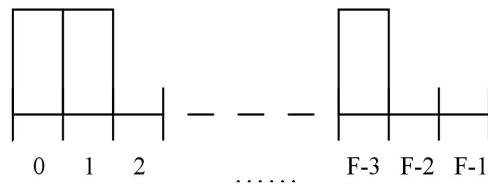
- Un vecteur correspondant à l'amplitude des impulsions émises :

$[a_0, a_1, \dots, a_k, \dots, a_{F-1}]$, $a_k \in [0, 1]$ pour $k \in [0, F - 1]$:



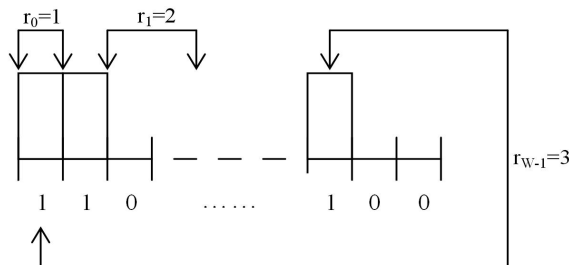
- Un vecteur correspondant à l'ensemble des positions des W impulsions à 1 dans la

séquence : $[p_0, p_1, \dots, p_k, \dots, p_{W-1}]$, $p_k \in [0, F - 1]$ pour $k \in [0, W - 1]$:



- Un vecteur correspondant à l'ensemble des valeurs des intervalles relatifs entre 2

impulsions à 1 : $[r_0, r_1, \dots, r_k, \dots, r_{W-1}]$, $r_k \in [1, F]$ pour $k \in [0, W - 1]$:



Les valeurs d'autocorrélation (h_a) et d'intercorrélation (h_c) des codes sont les paramètres clés pour optimiser les performances du système en présence de plusieurs utilisateurs. Elles sont déterminées par :

$$h_a = \max_{\tau} \left(\sum_{i=0}^{x-1} c_i \cdot c_{i \oplus \tau} \right) \quad (1.1)$$

$$h_c = \max_{\tau} \left(\sum_{i=0}^{x-1} c_i \cdot c'_{i \oplus \tau} \right) \quad (1.2)$$

où c et c' sont deux séquences de code représentées en amplitude. Les éléments c_i et $c'_i \in [0, 1]$ pour $i \in [0, x - 1]$, τ correspond au décalage asynchrone entre deux codes ($\tau \in [0, x - 1]$) et \oplus représente l'addition modulo- x .

Certaines études se sont portées sur l'utilisation de codes bipolaires $(-1, 1)$ adaptés pour être transmis dans le canal unipolaire $(0, 1)$ [4, 16-20]. Une conversion des éléments de codes bipolaires (c_{bip}) en éléments de code unipolaires (c_{uni}) a été proposée par Chang et Sargent [19] par :

$$c_{uni} = \frac{1}{2} \cdot (1 + b \cdot c_{bip}) \quad (1.3)$$

Où $b \in [0, 1]$ est la donnée binaire à émettre.

De cette manière, si la donnée à émettre vaut $b = 0$, la valeur $\frac{1}{2}$ sera émise sur la durée du temps bit. Par contre, lorsque $b = 1$, les éléments -1 de la séquence bipolaire sont convertis en 0 et les éléments 1 ne sont pas modifiés. La conversion effectue donc un décalage ou offset qui permet la transmission sur le canal unipolaire.

Dans ce cas, il est possible d'utiliser des codes bipolaires dans une transmission OCDMA *incohérente*. Bien que l'orthogonalité des codes bipolaires permette aux

utilisateurs de communiquer sans erreurs dans un cas synchrone, lors d'une transmission asynchrone la valeur d'intercorrélacion peut être très élevée [4]. De plus, la contrainte sur le choix de la longueur d'étalement [4, 20] rend l'utilisation de ce type de codes peu flexible par rapport à l'utilisation des familles de code construites directement de manière unipolaire.

Dans la suite, on se focalise sur les codes 1D unipolaires en temporel ou en spectral.

1.2.1.1 Les codes 1D en temporel

Deux grandes familles de codes 1D unipolaires dont l'étalement se situe dans le domaine temporel ont été étudiées de manière intensive : Les Codes Premiers (PC : Prime Codes) et les Codes Optiques Orthogonaux (OOC : Optical Orthogonal Code).

- Les codes premiers PC (Prime Codes) [21–24] ont d'abord été conçus par Cooper et Nettleton en 1978 pour les communications cellulaires [21]. Ils ont été adaptés aux systèmes de communications optiques par Shaar et Davies en 1983 [22]. Les PC sont définis par une seule grandeur p qui doit être un nombre premier. Pour p fixé, la longueur d'étalement est égale à $F = p^2$, le poids a pour valeur $W = p$ et le nombre de séquences de code disponibles est $N_{PC} = p$. Les Prime Code sont généralement représentés sous la forme : $PC(p^2, p)$.

De nombreuses variantes aux prime codes ont également été développées [24], tels que : Extended Prime Code, Synchronized Prime Code, 2^n Prime Code, Generalized Prime Code.

Le principal avantage lié à l'utilisation des PC ou de ses variantes consiste dans la facilité de génération des séquences de code. En effet, ceux-ci sont construits à partir d'équations mathématiques basées sur les propriétés des corps de Galois (cf. Annexe A), ayant comme unique paramètre la valeur de p . La construction est par conséquent simple

et immédiate.

En contrepartie, la génération d'une famille de code PC présente très peu de souplesse, ceci étant lié à la valeur de p . Si nous désirons par exemple un nombre d'utilisateurs communiquant N_{PC} égal à 32, il est nécessaire de prendre le nombre premier le plus proche, c'est-à-dire $p = 37$, soit des séquences de code de longueur $F = 1369$ ayant un poids W fixé à 37 également. Cette valeur de F impose donc des contraintes au système (par rapport au débit notamment).

De plus, les valeurs d'autocorrélation et d'intercorrélacion associées à ces codes sont également des facteurs limitatifs. Il a été montré dans [24] que la valeur minimale d'intercorrélacion h_c est égale à 2 (les performances du système ne sont donc pas optimales) et, que l'autocorrélacion h_a d'un code PC est bornée par p (il est donc difficile de dissocier un code de ses versions décalées).

- Les codes optiques orthogonaux OOC (Optical Orthogonal Codes) [11–15], ont été développé par Salehi en 1989 [11–13]. Ces codes sont généralement notés $OOC(F, W, h_a, h_c)$. Contrairement aux PC, il est possible de générer des familles de codes quelles que soient les valeurs d'autocorrélacion et d'intercorrélacion désirées. De plus, le choix des paramètres de code F et W est beaucoup plus flexible. Cependant, pour des valeurs d'autocorrélacion et d'intercorrélacion $h_a = h_c = h$, le nombre maximum de séquences de code N_{OOC} doit satisfaire la relation suivante appelée borne de JOHNSON [25] :

$$N_{OOC} \leq \left\lfloor \frac{1}{W} \cdot \left\lfloor \frac{F-1}{W-1} \cdot \left\lfloor \frac{F-2}{W-2} \cdots \left\lfloor \frac{F-h}{W-h} \right\rfloor \right\rfloor \right\rfloor \right\rfloor \quad (1.4)$$

où $\lfloor \cdot \rfloor$ est la partie entière par valeur inférieure.

Dans le cas où les valeurs de corrélation sont minimales ($h_a = h_c = 1$), Salehi [11] a

montré que le nombre maximal de séquences de code 1D OOC pouvant être générées est :

$$N_{OOC} \leq \left\lfloor \frac{F-1}{W \cdot (W-1)} \right\rfloor \quad (1.5)$$

C'est une restriction sur le nombre d'utilisateurs du système pour un code donné, ou sur les paramètres du code pour un nombre d'utilisateurs fixé. Considérons par exemple un nombre d'utilisateurs communiquant $N_{OOC} = 32$ et une longueur d'étalement $F = 1369$ identique à celle du code PC correspondant au même nombre d'utilisateurs. L'équation (1.5) impose : $W^2 - W - 43 \leq 0$, dont la solution est $W \in [-6, 7]$. Étant donné que le poids d'une séquence de code est une quantité positive supérieure à 1, il est donc possible de choisir n'importe quelle valeur de poids telle que $W \in [2, 7]$. Par contre, si une valeur de poids plus importante est visée pour obtenir de meilleures performances par exemple, il sera nécessaire d'augmenter la valeur de F .

La génération d'une famille de code OOC est donc plus flexible que celle des codes PC, et contrairement aux PC les OOC permettent d'obtenir des valeurs d'autocorrélation et d'intercorrélations optimales. Par ailleurs, l'équipe de recherche ESTE a acquis une expertise sur les performances des systèmes DS-OCDMA 1D basés sur les codes OOC [26]. C'est pourquoi nous nous sommes plus particulièrement intéressés à cette famille de code dans la suite de l'étude.

Plusieurs méthodes de génération de codes OOC peuvent être mises en œuvre. Au cours de cette étude, nous avons utilisé deux constructions appelées respectivement : la méthode du "Greedy Algorithm" [27] et la méthode "BIBD" (Balanced Incomplete Block Design) [28].

a. Méthode du Greedy Algorithm

D'une manière générale, on peut résumer le principe du "Greedy Algorithm" (ou "Algorithme Glouton") en plusieurs étapes : création d'un ensemble d'éléments (appelés candidats) à partir desquels une solution au problème sera proposée, détermination locale du meilleur candidat à garder, vérification des règles à respecter puis, détermination de manière itérative d'une valeur finale.

Dans cette étude, nous considérons l'utilisation de la méthode du "Greedy Algorithm" afin de pouvoir générer un ensemble de N_{OOC} séquences de codes 1D respectant les valeurs d'autocorrélation et d'intercorrélation minimales ($h_a = h_c = 1$).

Les paramètres considérés sont : le nombre de séquences à générer (N_{OOC}) et le nombre d'éléments à placer dans chaque séquences (W).

L'objectif est de déterminer les valeurs des intervalles entre 2 impulsions à 1 (appelés dans la suite *retards*) des W éléments pour les N_{OOC} séquences, ainsi que la longueur d'étalement minimale F permettant de respecter la contrainte $h_a = h_c = 1$.

La génération des codes est basée sur l'utilisation des séquences de code dont l'emplacement des chips est donné par la valeur des retards relatifs. Il a été montré dans [11] que pour obtenir une valeur d'intercorrélation minimale entre deux séquences de code, il ne doit y avoir aucune valeur de retard commune à ces deux séquences. Cela signifie que si on a par exemple trois retards relatifs dans une séquence : r_1 , r_2 et r_3 , on impose comme conditions : $r_1 \neq r_2 \neq r_3$, $r_3 \neq r_1 + r_2$, $r_2 \neq r_1 + r_3$ et $r_1 \neq r_2 + r_3$.

Les valeurs des retards sont des entiers donc l'ensemble des éléments candidats pour trouver une solution est \mathbb{N} . L'algorithme de génération peut être décrit de la façon suivante :

1.2 Les codes OCDMA

Initialisation :

retard=1 *contient la valeur de retard en cours*
liste={} *liste des retards interdits*

On détermine les W-1 premiers retards :

Pour j variant de 0 à $W - 2$
 Pour i variant de 0 à $N_{OOC} - 1$
 verif=0
 Tant Que verif=0 *on vérifie que le retard est possible*
 Si retard \notin liste
 verif=1
 Sinon
 retard=retard+1
 Fin Tant Que
 code(i,j)=retard *code(i,j) contient le j^{eme} retard du code i*
 Fin Pour
 Pour k variant de j à 0
 insere_liste($\sum_{l=k}^j$ code(i,l)) *on ajoute les combinaisons de retards à ne plus utiliser*
 Fin Pour
 retard=retard+1
Fin Pour

Calcul de la valeur du dernier retard :

$long(i) = \sum_{j=0}^{W-1} code(i,j)$ *pour chaque séquence on calcule la longueur*
 $M = \max_i(long(i))$ *on prend la plus grande comme référence*
verif=0
Tant Que verif=0
 Pour i variant de 0 à $N_{OOC} - 1$
 code($i,W - 1$)=retard+M-long(i) *chaque séquence a la même longueur*
 Fin Pour
 verif=verifie_contraintes(code) *on vérifie que l'objectif est atteint*
 retard=retard+1
Fin Tant Que

Cet algorithme est intéressant dans le sens où il est capable de générer des codes quel que soit le poids et le nombre d'utilisateurs désirés. Il peut cependant être long en terme de temps d'exécution lorsque le nombre d'utilisateurs est important. De plus, la longueur des séquences de code ne correspond que rarement à la longueur optimale donnée par la relation (1.5).

Par exemple, si on désire générer $N_{OOC} = 3$ séquences de code ayant un poids $W = 5$, les différentes étapes de l'algorithme du "Greedy Algorithm" sont :

Initialisation du premier retard r_1 :

Code	r_1	r_2	r_3	r_4	r_5
#1	1				
#2	2				
#3	3				

La liste des retards qu'on ne peut plus utiliser est : liste={1,2,3}.

Détermination des $(W - 2)$ retards suivants r_2, r_3, r_4 :

Pour l'attribution du deuxième retard de la séquence de code #1, on choisit la première valeur qui n'est pas interdite c'est-à-dire 4, et on actualise la liste : {1, 2, 3, 4, 5}

(5 correspond au cumul des valeurs de retards 1 et 4). Et ainsi de suite jusqu'à l'obtention des $W - 1$ premiers retards relatifs.

Code	r_1	r_2	r_3	r_4	r_5
#1	1	4	9	18	
#2	2	6	11	23	
#3	3	7	15	24	

1.2 Les codes OCDMA

Détermination du dernier retard :

La recherche du positionnement du dernier retard (et par conséquent la valeur de la longueur d'étalement F) permet finalement d'obtenir les 3 séquences exprimées en retards relatifs par :

TABLE 1.1 – Retards relatifs entre les chips à 1, pour 3 codes OOC de poids 5.

Code	r_1	r_2	r_3	r_4	r_5
#1	1	4	9	18	43
#2	2	6	11	23	33
#3	3	7	15	24	26

On en déduit que la longueur temporelle vaut $F = r_1 + r_2 + r_3 + r_4 + r_5 = 75$. Soit en représentant les séquences de codes en position des impulsions :

TABLE 1.2 – Positions des chips à 1, pour 3 codes OOC de poids 5.

Code	p_1	p_2	p_3	p_4	p_5
#1	0	4	13	31	74
#2	1	7	18	41	74
#3	2	9	24	48	74

Le code obtenu est un code OOC($F = 75, W = 5, h_a = 1, h_c = 1$). Cependant, la longueur d'étalement nécessaire $F = 75$ ne correspond pas à la valeur minimale $F_{min} = 61$ donnée par (1.5). C'est une des limitations de cette méthode de génération de code.

b. Méthode Balanced Incomplete Block Design (BIBD)

La méthode BIBD (Balanced Incomplete Block Design) [28] permet de générer des séquences de codes 1D OOC($F, W, h_a = 1, h_c = 1$) lorsque la longueur d'étalement souhaitée est un nombre premier.

Cette méthode repose sur des équations mathématiques basées sur les propriétés liées aux racines primitives issues d'un corps de Galois (cf. Annexe A). Elle permet d'obtenir N_{OOC} vecteurs positions, à partir de la longueur de code F , et du poids W (eq. 1.5).

A partir des paramètres de la famille de code qu'on souhaite construire, et d'une racine primitive de F notée α , nous pouvons obtenir pour chaque séquence de code les positions des W chips à 1 de la i^{eme} séquence de code $C_i = [p_{i,0}, p_{i,1}, \dots, p_{i,W-1}]$ en fonction de la parité de W :

- Si W est pair ($W = 2 \cdot m$)

$$\left\{ \begin{array}{l} p_{i,0} = 0 \\ p_{i,j+1} = \alpha^{m \cdot i + j \cdot k} \end{array} \right. \quad (1.6)$$

Avec : $i \in [0, N_{OOC} - 1], j \in [0, W - 2]$ et $k = W \cdot N_{OOC} = 2 \cdot m \cdot N_{OOC}$

- Si W est impair ($W = 2 \cdot m + 1$) :

$$\left\{ p_{i,j} = \alpha^{m \cdot i + j \cdot k} \right. \quad (1.7)$$

Avec : $i \in [0, N_{OOC} - 1], j \in [0, W - 1]$ et $k = (W - 1) \cdot N_{OOC} = 2 \cdot m \cdot N_{OOC}$

1.2 Les codes OCDMA

Reprenons l'exemple précédent de génération de codes OOC (soit $N_{OOC} = 3$ séquences de code ayant un poids $W = 5$). La relation (1.5) impose une longueur minimale requise $F = 61$ qui est un nombre premier. Nous pouvons alors construire un code OOC($F = 61$, $W = 5$, $h_a = 1$, $h_c = 1$) considérant $\alpha = 2$ une racine primitive de F :

TABLE 1.3 – Liste des paramètres pour générer un code OOC(61,5,1,1) par la méthode BIBD.

$F = 61$	$C_i = \{2^{2 \cdot i + 12 \cdot j}\}$
$W = 2 \cdot m + 1 = 5$	
$m = 2$	
$N_{OOC} = 3$	
$k = (W - 1) \cdot N_{OOC} = 12$	
$\alpha = 2$	
$i \in \{0, 1, 2\}$	
$j \in \{0, 1, 2, 3, 4\}$	

Ce qui nous permet d'obtenir les $N_{OOC} = 3$ séquences de code 1D suivantes :

TABLE 1.4 – Ensemble des positions des chips d'une famille de code OOC(61,5,1,1).

	Utilisateurs	p_1	p_2	p_3	p_4	p_5
OOC	C_0	1	9	20	34	58
(76,4,1,1)	C_1	4	14	19	36	49
$N_{OOC} = 3$	C_2	13	15	16	22	56

Cette méthode de construction est donc intéressante puisqu'elle permet de générer de manière immédiate des séquences de code OOC respectant les contraintes sur les valeurs de

corrélation. Par comparaison à la méthode du “Greedy Algorithm” la longueur d’étalement est diminuée ce qui est important pour augmenter les débits offerts.

Bien que cette méthode impose l’utilisation d’un nombre premier, le choix des autres paramètres de la famille de code (N_{OOC} et W) reste relativement souple. De plus les valeurs d’autocorrélation et d’intercorrélation sont minimales ($h_a = h_c = 1$), ce dernier point doit cependant être vérifié à l’issue de la génération.

1.2.1.2 Les codes 1D en spectral

Dans les systèmes OCDMA incohérents basés sur l’encodage spectral (OCDMA spectral) [29–35], chaque donnée ‘1’ d’un utilisateur correspond à une combinaison spécifique (code) de longueurs d’ondes.

Les séquences de code utilisées peuvent être soit les mêmes que celles utilisées pour l’étalement temporel (PC ou OOC), soit des codes construits spécifiquement pour ce type d’étalement [29–31]. Ce type de codage est appelé SAC : Spectral Amplitude Coding.

Le principal avantage lié à l’utilisation de l’encodage spectral concerne l’effet de l’interférence. En effet, il a été montré qu’il est possible de supprimer totalement l’IAM en utilisant une détection différentielle [33, 35, 36] ce qui est un avantage par rapport au codage temporel. Cependant, plus le nombre d’utilisateurs est important, plus le nombre de longueurs d’ondes requis est important et plus le système d’encodage devient complexe, et ce d’autant plus que le poids des codes augmente.

De plus, les dispositifs optoélectroniques de codage/décodage spectral des données sont généralement dédiés à une séquence de code spécifique (réseaux de Bragg, par exemple). Le système est donc peu flexible une fois mis en place (pour changer de code il faut changer de réseau de Bragg). D’autre part, lorsque le nombre de longueurs d’ondes utilisées devient important, l’impact d’un bruit connu sous le nom de bruit d’intensité ou PIIN (Phase–

Induced Intensity Noise) [32] dégrade sévèrement les performances. Le bruit d'intensité constitue alors le principal facteur limitatif des systèmes OCDMA à codage spectral. Il est donc important de limiter le domaine spectral de travail ainsi que le nombre de longueurs d'onde utilisées, ce qui implique d'effectuer un compromis avec le nombre d'utilisateurs du système.

Nous avons vu que pour permettre à un grand nombre d'utilisateurs de communiquer, l'utilisation de la technique OCDMA basée sur les codes 1D présente des inconvénients. En effet, l'étalement dans le domaine temporel nécessite une longueur F importante ce qui diminue les débits offerts et, l'étalement dans le domaine spectral requiert un grand nombre de longueurs d'ondes L ce qui augmente les bruits et rend les parties de codage/décodage complexes et coûteuses.

C'est pourquoi, d'autres familles de codes appelés bi-dimensionnels (2D) ont été développées. Ces codes utilisent l'étalement des données dans deux domaines simultanément, ce qui permet d'atténuer les contraintes sur les paramètres des codes.

1.2.2 Les codes en 2 Dimensions

La double approche appelée 2D consiste à utiliser simultanément deux dimensions de codage (temps et longueurs d'ondes) plutôt qu'une seule. L'utilisation d'un degré de liberté supplémentaire permet ainsi de diminuer les différentes contraintes sur la longueur des codes (L, F), sur le nombre de codes disponibles (N) ainsi que sur les performances du système en terme de Taux d'Erreur Binaire (TEB) pour un nombre d'utilisateurs actifs donné.

Par analogie avec les codes 1D, un code en 2D est généralement représenté par une matrice de dimension ($L \times F$), où L et F sont respectivement le nombre de longueurs d'ondes utilisées et le nombre de chips divisant la durée du temps bit T_b . L'élément de la matrice de code sur la i^{eme} ligne, j^{eme} colonne est représenté par c_i^j avec $i \in [0, L - 1]$ et $j \in [0, F - 1]$. Un exemple de code 2D est représenté sur la figure 1.4.

	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0
$i \rightarrow$	0	0	0	0	$c_i^j = 1$	0	0	0	0	0	0
	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0
	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0
						\uparrow					
						j					

FIGURE 1.4 – Exemple de matrice de code 2D.

Une famille de code 2D dont l'étalement se fait simultanément dans les domaines temporel et spectral est donc caractérisée par les paramètres ($L \times F, W, h_a, h_c$), où W est le poids des matrices de code (c'est-à-dire le nombre de 1), h_a et h_c sont les valeurs

d'autocorrélation et d'intercorrélation définies par :

$$h_a = \max_{\tau} \left(\sum_{i=0}^{L-1} \sum_{j=0}^{F-1} c_i^j \times c_i^{j \oplus \tau} \right) \quad (1.8)$$

$$h_c = \max_{\tau} \left(\sum_{i=0}^{L-1} \sum_{j=0}^{F-1} c_i^j \times d_i^{j \oplus \tau} \right) \quad (1.9)$$

où c et d sont deux matrices d'une famille de code, les éléments c_i^j et $d_i^j \in [0, 1]$ pour $i \in [0, L - 1]$ et $j \in [0, F - 1]$; τ représente le décalage asynchrone entre deux codes ($\tau \in [0, F - 1]$) et \oplus est une addition modulo- F .

Différentes approches du codage en 2D ont été étudiées [24, 33, 37–58]. Une première distinction entre les différentes approches concerne la répartition des impulsions à 1 dans la matrice de code. En effet, il est possible d'envisager que les matrices aient plusieurs chips à 1 par ligne (par longueur d'onde) [37–39]. Ces matrices sont alors dites MPPR (Multiple Pulse Per Row). Ou bien, on peut imposer que les matrices n'aient qu'un chip à 1 par longueur d'onde (SPPR : Single Pulse Per Row). Dans le cas où il n'y a qu'un seul chip à 1 par ligne, comme chaque ligne représente une longueur d'onde distincte, les matrices de codes ont une valeur d'autocorrélation nulle ($h_a = 0$). Au contraire, dans le cas des MPPR la valeur minimale d'autocorrélation est égale à 1. Il a été montré dans [38] que les matrices MPPR permettent la génération d'un nombre de matrices plus important que les SPPR. Cependant, l'étude théorique des performances est plus simple à développer pour les SPPR que pour les MPPR. C'est pourquoi dans cette étude, nous nous sommes plus particulièrement intéressés aux familles de codes dites SPPR.

Une seconde distinction entre les différentes approches 2D porte sur la manière de générer les familles de code. Plusieurs études permettent de générer les matrices de code directement à partir d'équations, sur le même principe que les codes 1D PC [24, 39–41]. Parmi ces méthodes de construction, nous pouvons plus particulièrement citer les Generalized Multi Wavelength Prime Code (GMWPC) [40], les Generalized Multi Wavelength Reed Solomon Code (GMWRSC) [40], les Fast Frequency Hopping code (FFH) [41] ou encore les Carrier Hopping Prime Code (CHPC) [24].

D'autres méthodes consistent à utiliser deux familles de codes 1D, l'une étant utilisée pour l'étalement temporel, l'autre pour l'étalement spectral [40, 42–45]. L'utilisation conjointe de ces deux familles de code permet de générer de nombreux codes 2D différents en fonction du type de code 1D utilisé. Une comparaison des principales méthodes de codage 2D est présentée dans le tableau récapitulatif 1.5.

Les méthodes de construction directe sont très simples pour la génération des matrices de code mais imposent des contraintes très restrictives. En effet, d'une part l'utilisation de produits de nombres premiers comme valeurs d'étalement temporel (GMWPC, GMWRSC ou CHPC) diminue grandement les potentialités en terme de débits offerts, d'autre part le choix du nombre de longueurs d'ondes L supérieur à F (FFH) amène à un nombre de longueurs d'ondes très important et difficile à réaliser en pratique.

TABLE 1.5 – Comparaison de différentes méthodes de génération de codes 2D Temps-Longueur d'Onde.

	Famille de Code	L	F	W	Cardinalité	Année	Référence
Construction Directe	GMWPC	W	$p_1 \cdot p_2 \dots p_k$	W	$p_1 \cdot p_2 \dots p_k$	1997	[40]
	GMWRSC	p_1	$(p_1 - 1) \cdot p_2 \dots p_k$	$p_1 - 1$	$p_1 \cdot p_2 \dots p_k$	1997	[40]
	FFH	L	$F(F < L)$	F	L	1999	[41]
	CHPC	W	$p_1 \cdot p_2 \dots p_k$	W	$p_1 \cdot p_2 \dots p_k$	2002	[24]
Construction codes ID	PC/PC	p	p^2	p	$p \cdot (p - 1)$	1994	[42]
	OOO/OOC	p	p	W	$p \cdot (p + 1) \cdot N_{OOC}$	1997	[40]
	OOO/PC	p	p^2	p	$N_{OOC} \cdot p^2$	2001	[45]
	OOO/OOC	L	F	$h_c + 2$	$L \cdot (W! \cdot s \cdot t + s + t)$	2002	[44]
			avec $s = \frac{L-1}{W \cdot (W-1)}$ et $t = \frac{F-1}{W \cdot (W-1)}$				
PC/OOC	p	F	W	W	$N_{OOC} \cdot p^2$	2005	[43]

p, p_1, p_2, p_k : Nombres premiers

L, F, W, h_c : Entiers

Parmi les méthodes de construction basées sur le double étalement de codes 1D, on a reporté comme exemple celles concernant les deux grandes familles de code 1D (OOC et PC). Il est possible d'obtenir 4 types de codes 2D distincts en utilisant pour l'étalement temporel/spectral : OOC/OOC, OOC/PC, PC/OOC ou PC/PC.

D'une manière générale, quelle que soit la méthode de codage considérée directe ou non, lorsque les paramètres de code sont identiques, les performances du système le sont également. La principale différence entre toutes ces méthodes de génération réside alors dans la flexibilité du choix des paramètres du code. Nous avons vu précédemment que les familles de codes OOC semblaient être plus prometteuses en terme de flexibilité. C'est pourquoi nous nous sommes plus particulièrement intéressés aux méthodes de génération de familles de codes 2D basées sur l'étalement OOC/OOC.

D'autres travaux ont porté sur l'utilisation de la technique OCDMA 2D dont l'étalement des données est effectué dans un autre domaine qui est le domaine spatial [36, 59–62]. L'étalement spatial consiste à émettre les données de la séquence de code sur différentes fibres. Si S est le nombre de coupleurs disponibles, chaque séquence de code en utilise W simultanément.

Plusieurs études ont donc considéré l'utilisation de codes en 2D utilisant l'espace et le temps [59, 60]. Dans ce cas le principe est strictement identique à la méthode présentée précédemment en remplaçant l'utilisation de plusieurs longueurs d'ondes par plusieurs fibres. Cette solution simplifie la structure d'émission puisque les données à émettre sont toutes sur la même longueur d'onde. Par contre le système est plus complexe puisqu'il nécessite l'utilisation simultanée de W fibres optiques. De plus, l'utilisation d'une unique longueur d'onde par fibre diminue l'efficacité spectrale de la méthode.

1.3 Conclusion

Parallèlement à l'utilisation de l'approche OCDMA Espace-Temps, l'approche Espace-Longueur d'Onde a également été envisagée [36, 60–62]. Dans ce cas, comme il n'y a plus d'étalement temporel les débits proposés sont nettement supérieurs à ceux des autres techniques. Cependant, l'émission des codes sur différentes fibres optiques et sur différentes longueurs d'ondes nécessite une infrastructure très complexe. De plus, chaque longueur d'onde est émise sur une fibre différente, par conséquent comme dans le cas de la technique Espace-Temps l'efficacité spectrale de la méthode est faible par rapport aux potentialités des fibres optiques.

Pour augmenter de manière encore plus significative les potentialités de l'utilisation de la technique OCDMA, certaines études ont porté sur les systèmes de codage en 3 Dimensions (3D) utilisant simultanément les trois domaines : Temporel, Spectral et Spatial [63, 64]. Cependant, bien que ce type de système permette d'augmenter les potentialités de l'utilisation de la technique OCDMA, très peu d'études s'y sont intéressées, le système devenant très complexe.

1.3 Conclusion

Dans cette partie nous avons vu que de nombreuses études envisagent l'utilisation de la technique CDMA pour les futurs réseaux d'accès Optiques. Le principe d'encodage des données permet non seulement de sécuriser la transmission, mais aussi de permettre à plusieurs utilisateurs ou services de communiquer sur le même support de transmission.

Parmi les différents modes d'utilisation du support fibre optique, nous considérons pour des raisons de coût et de faisabilité d'implantation un système incohérent. Le canal est alors dit unipolaire. De plus, pour que les différents utilisateurs potentiels puissent accéder de manière simple et asynchrone au réseau, nous envisageons l'utilisation de la

technique d'émission des données par modulation directe (DS-CDMA).

Nous avons vu qu'il existe différents types de codes applicables aux systèmes OCDMA incohérents. Comme le canal est unipolaire, ces codes sont constitués uniquement de 0 et de 1. Contrairement au cas du CDMA dans le domaine hertzien, l'absence d'orthogonalité entre les séquences génère une interférence inhérente au système appelée IAM. Nous chercherons donc à générer des familles de codes permettant d'obtenir un grand nombre de séquences ainsi que des propriétés d'autocorrélation et d'intercorrélation minimales (égales à 1) afin de limiter l'impact de l'IAM.

De nombreuses familles de codes OCDMA ont été développées, les plus classiques étant les familles de code 1D qui étalent les données à émettre soit dans le domaine temporel, soit dans le domaine spectral. Cependant l'utilisation d'une seule dimension d'étalement limite les potentialités de la technique OCDMA puisque pour obtenir un nombre de séquences de codes important, cette technique de codage nécessite soit un étalement temporel important (ce qui diminue les débits que l'on peut proposer), soit un grand nombre de longueurs d'onde (ce qui complexifie l'implantation du système).

Pour relaxer ces contraintes, l'utilisation de codes 2D dont le principe est d'étaler les données dans deux domaines simultanément a été envisagée. Parmi les différentes possibilités, nous avons choisi d'étudier des familles de code qui utilisent la technique la plus simple qui est le double étalement temporel/spectral.

Les codes considérés seront construits à l'aide de codes 1D parmi les plus utilisés, les codes OOC. De plus, on s'intéresse aux codes 2D ayant un seul chip à 1 par longueur d'onde. Ces codes sont appelés dans la suite Multi-Wavelength OOC (MWOOC), et nous présentons dans le chapitre suivant, l'étude des différentes méthodes de construction de codes MWOOC, ainsi que la méthode de génération développée dans le cadre de cette étude.

Chapitre 2

Codage en 2 Dimensions :

(temps-longueur d'onde)

Sommaire

2.1	Introduction	28
2.2	Les codes MWOOC	28
2.2.1	MWOOC($(L = F) \times F, W, h_a = 1, h_c = 1$)	29
2.2.2	MWOOC($L \times F, h_c + 2, 1, h_c$)	34
2.3	Nouvelle méthode de génération de codes MWOOC	36
2.3.1	Construction des MWOOC($(L \leq F) \times F, W, h_a = 1, h_c = 1$)	37
2.3.2	Construction simplifiée dans le cas $L = W$	44
2.4	Cardinalité des méthodes de construction	45
2.5	Conclusion	48

2.1 Introduction

Avant d'évaluer les potentialités des systèmes 2D-OCDMA, nous allons présenter différentes méthodes de construction de codes 2D appelés MWOOC. L'objectif est de générer des codes respectant les contraintes de corrélation minimale avec un nombre de séquences de codes très élevé.

Les codes 2D choisis sont basés sur un double étalement temporel/spectral réalisé à partir de codes 1D de la famille des OOC. Ce choix a été guidé d'une part par l'expertise acquise dans l'équipe de recherche sur les codes 1D temporels et, d'autre part par le fait que les codes OOC présentent une grande flexibilité dans le choix des paramètres.

Les codes 2D OOC/OOC (appelés Multi-Wavelength Optical Orthogonal Code (MWOOC)) sont des matrices constituées de 0 et de 1 avec un seul chip à 1 par ligne (c'est-à-dire par longueur d'onde).

Nous allons dans un premier temps présenter les méthodes de construction de MWOOC existantes [40,44] puis, la modification et l'adaptation d'une de ces méthodes pour générer des codes de manière plus flexible.

2.2 Les codes MWOOC

Différents travaux sur les méthodes de génération de familles de codes 2D MWOOC ont été publiés notamment en 1997 [40] puis en 2002 [44]. Les méthodes de construction mises au point permettent de générer des familles avec un grand nombre de matrices disponibles :

- La méthode publiée en 1997 [40], propose la génération de matrices MWOOC carrées avec les caractéristiques : $MWOOC((L = F) \times F, W, h_a = 1, h_c = 1)$.
- La méthode développée en 2002 [44], propose la génération de $MWOOC(L \times F, W =$

2.2 Les codes MWOOC

$$\lambda + 2, h_a = 1, h_c = \lambda).$$

On considère dans la suite que chaque matrice de code est représentée par W couples de points (u, v) qui correspondent à la position des chip à 1 dans la matrice. Le paramètre u indique la ligne de la matrice (i.e. la longueur d'onde) et v correspond à la colonne (la position temporelle). Ainsi une matrice de code peut être définie comme :

$$[(u_0, v_0), (u_1, v_1), \dots, (u_{W-1}, v_{W-1})]$$

2.2.1 MWOOC($(L = F) \times F, W, h_a = 1, h_c = 1$)

La première méthode de génération de familles de codes 2D MWOOC étudiée a été publiée par Kwong et al. en 1997 [40].

Construction :

La première étape de la construction consiste à générer un nombre N_{OOC} de séquences de codes 1D OOC, de longueurs F (avec F nombre premier) et de poids W . La méthode génère des matrices carrées, donc $L = F$. Le même code 1D OOC est alors utilisé pour l'étalement en temps et en longueur d'onde.

Les séquences de code 1D représentées par les vecteurs contenant la position des W chips à 1 sont : $p_i = [p_{i,0}, p_{i,1}, \dots, p_{i,W-1}]$ où $i \in [0, N_{OOC} - 1]$.

A partir de ces N_{OOC} séquences, nous déterminons les positions des W chips dans les matrices (chacune étant déterminée par un couple (u, v)) de la manière suivante :

$$\begin{aligned} & [(p_{i,0} \oplus_F j, k \odot_F p_{i,0}), \\ & (p_{i,1} \oplus_F j, k \odot_F p_{i,1}), \\ & \vdots \\ & (p_{i,W-1} \oplus_F j, k \odot_F p_{i,W-1})] \end{aligned} \tag{2.1}$$

avec : $i \in [0, N_{OOC} - 1]$, $j \in [0, F - 1]$, $k \in [0, F - 1]$, \oplus_F et \odot_F les opérateurs d'addition et de multiplication modulo- F , l'opération \oplus_F effectue une "rotation spectrale" des matrices de codes.

Pour chaque valeur de i , j et k , nous obtenons les W couples (u, v) qui correspondent aux positions des 1 d'une matrice de la famille de code. Les paramètres j et k variant de 0 à $F - 1$, pour une séquence de code 1D parmi N_{OOC} on peut donc construire $F \cdot F = F^2$ matrices. Au total on peut donc générer $N_{OOC} \cdot F^2$ matrices.

D'autres matrices de codes sont également construites à partir de :

$$[(l, p_{i,0}), (l, p_{i,1}), (l, p_{i,2}), \dots, (l, p_{i,W-1})] : i \in [0, N_{OOC} - 1], l \in [0, F - 1] \quad (2.2)$$

Ces matrices correspondent au cas où chaque séquence de code 1D temporel est émise sur une seule longueur d'onde, et cela pour chacune des F longueurs d'ondes.

La méthode permet de générer un nombre total de matrices N_{MWOOC} tel que :

$$N_{MWOOC} = N_{OOC} \cdot F^2 + N_{OOC} \cdot F = N_{OOC} \cdot F \cdot (F + 1) \quad (2.3)$$

Nous démontrons que les valeurs d'autocorrélation et d'intercorrélation sont minimales ($h_a = h_c = 1$) dans l'annexe B.

Construisons par exemple une famille de code 2D MWOOC avec $L = F = 13$ et $W = 3$. D'après l'équation (1.5) il est possible avec ces valeurs de paramètres, de générer $N_{OOC} = 2$ séquences 1D. Une représentation possible de ces codes en position est :

$$p_0 = [1, 3, 9]$$

$$p_1 = [2, 5, 6]$$

2.2 Les codes MWOOC

En remplaçant dans les équations précédentes (2.1) et (2.2), nous obtenons :

$$[(1 \oplus_{13} j, k \odot_{13} 1), (3 \oplus_{13} j, k \odot_{13} 3), (9 \oplus_{13} j, k \odot_{13} 9)] \quad (2.4)$$

$$[(2 \oplus_{13} j, k \odot_{13} 2), (5 \oplus_{13} j, k \odot_{13} 5), (6 \oplus_{13} j, k \odot_{13} 6)] \quad (2.5)$$

$$[(l, 1), (l, 3), (l, 9)] \quad (2.6)$$

$$[(l, 2), (l, 5), (l, 6)] \quad (2.7)$$

avec : j, k et $l \in [0, 12]$.

À partir de ces expressions, nous avons reporté sur la figure 2.1 deux exemples de matrices dont les $W = 3$ chips sont sur des lignes (longueurs d'ondes) différentes pour $k = 1$ et $j = 0$:

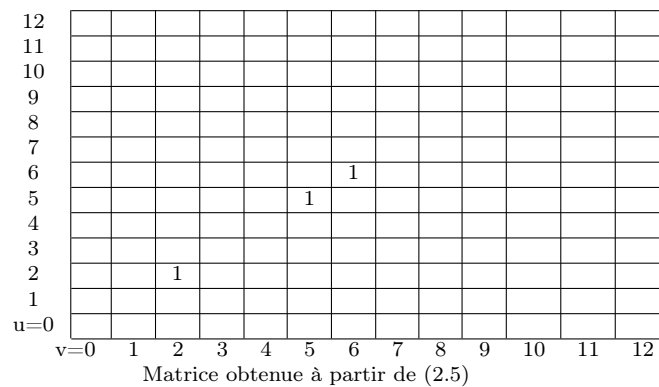
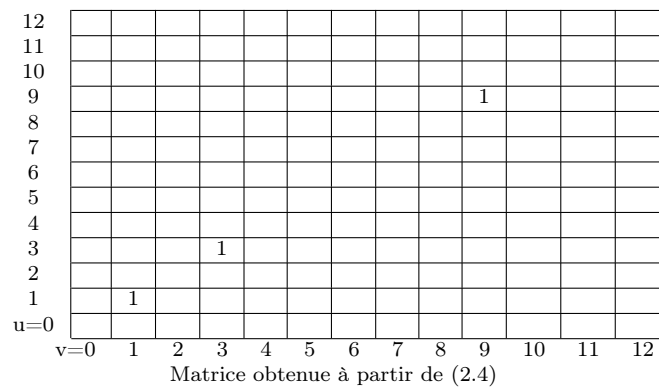


FIGURE 2.1 – Exemple de matrices obtenues à partir de (2.4) et (2.5) avec $k = 1$ et $j = 0$.

Sur la figure 2.2, deux matrices dont les $W = 3$ chips sont sur une seule ligne sont reportées pour $l = 0$:

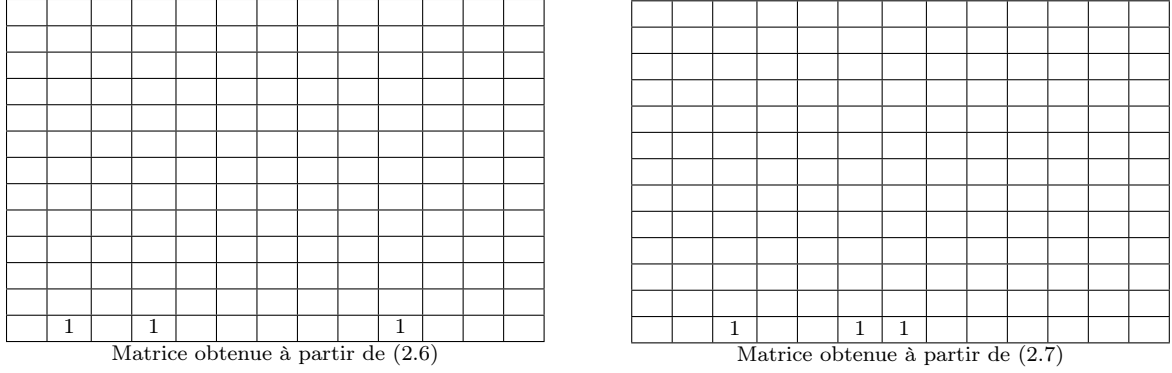


FIGURE 2.2 – Exemple de matrices obtenues à partir de (2.6) et (2.7) avec $l = 0$.

Comparons dans un premier temps, le nombre maximal de séquences de code 2D qu'on peut générer (N_{MWOOC}) avec celui d'un code 1D OOC de longueur d'étalement équivalente (c'est-à-dire $F \cdot F = F^2$).

Si nous considérons des paramètres de codes OOC ayant une valeur d'étalement équivalente (F^2) et de même poids W , nous obtenons d'après (1.5) :

$$N_{OOC(F^2, W, 1, 1)} = \frac{F^2 - 1}{W \cdot (W - 1)} = \frac{(F - 1) \cdot (F + 1)}{W \cdot (W - 1)}$$

Soit

$$N_{OOC(F^2, W, 1, 1)} = N_{OOC(F, W, 1, 1)} \cdot (F + 1) = N_{OOC} \cdot (F + 1)$$

En comparant le résultat avec (2.3) on voit que la méthode 2D a permis de générer F fois plus de matrices.

Si on considère dans un deuxième temps, les séquences de code d'une famille OOC de longueur d'étalement F qui seraient émises sur F longueurs d'ondes (technique CDMA

2.2 Les codes MWOOC

couplée à la technique WDMA) on obtient :

$$N_{WDMA+CDMA} = F \cdot N_{OOC(F,W,1,1)}$$

On remarque que le codage 2D permet de construire $(F + 1)$ fois plus de codes donc d'utilisateurs potentiels, pour un même nombre de longueurs d'ondes utilisées. Le tableau 2.1 présente quelques valeurs numériques pour un poids $W = 3$ et différentes valeurs d'étalement temporel F :

TABLE 2.1 – Comparaison du nombre de séquences de code pour des familles 1D et 2D équivalentes, avec $W = 3$ et différentes valeurs de F .

F	7	13	19	37
$N_{OOC(F,3,1,1)}$	1	2	3	6
$N_{OOC(F^2,3,1,1)}$	8	28	60	228
$N_{WDMA+CDMA}$	7	26	57	222
$N_{MWOOC(F \times F,3,1,1)}$	56	364	1140	8436

Pour des paramètres de code fixés, la technique de codage en 2D permet d'obtenir un nombre de codes nettement plus important que celle en 1D, ou que la technique qui consiste à émettre les codes 1D sur F longueurs d'ondes (WDMA+CDMA). La principale limitation de cette méthode de génération de codes MWOOC est liée au fait que le nombre de longueurs d'ondes est égal à l'étalement temporel ($L = F$). En effet, les performances d'un système OCDMA sont d'autant meilleures que la longueur du code est grande [26]. Augmenter F revient donc à augmenter le nombre de longueurs d'ondes requis ce qui peut s'avérer limitatif pour le système. Pour diminuer ce nombre de longueurs d'ondes, nous avons étudié une autre méthode de construction de MWOOC qui permet de construire des codes avec $L \neq F$.

2.2.2 MWOOC($L \times F, h_c + 2, 1, h_c$)

Contrairement à la méthode de construction proposée dans la partie précédente, on peut générer avec la méthode de construction décrite dans [44] des matrices de codes dont le nombre de longueurs d'ondes L est différent de la longueur temporelle F . Par contre, la valeur d'intercorrélacion n'est minimale que dans le cas $W = 3$ (cf. Annexe C). Afin de minimiser l'interférence entre les différentes matrices de code qui communiquent, nous utiliserons donc un poids $W = 3$ pour obtenir une valeur d'intercorrélacion $h_c = 1$.

Construction :

La première étape consiste à générer deux familles de code 1D, l'une sera utilisée pour l'étalement spectral OOC($L, W = 3, 1, 1$) et l'autre pour l'étalement temporel OOC($F, W = 3, 1, 1$).

Nous noterons N_{OOC_1} et N_{OOC_2} leur nombres respectifs de séquences. Les séquences de code représentées en position sont :

$$A = [a_{i,0}, a_{i,1}, a_{i,2}] \text{ où } i \in [0, N_{OOC_1} - 1].$$

$$B = [b_{j,0}, b_{j,1}, b_{j,2}] \text{ où } j \in [0, N_{OOC_2} - 1].$$

Avec :

$$\begin{aligned} N_{OOC_1} &= \frac{L-1}{W \cdot (W-1)} = \frac{L-1}{6} \\ N_{OOC_2} &= \frac{F-1}{W \cdot (W-1)} = \frac{F-1}{6} \end{aligned} \tag{2.8}$$

Ensuite, nous construisons l'ensemble C constitué des $W! \cdot N_{OOC_1} = 6 \cdot N_{OOC_1}$ permutations de A.

$$C = [c_{k,0}, c_{k,1}, c_{k,2}] \text{ où } k \in [0, 6 \cdot N_{OOC_1} - 1].$$

2.2 Les codes MWOOC

Enfin, nous construisons les matrices de code 2D à partir de :

$$[(c_{k,0} \oplus_L l, b_{j,0}), (c_{k,1} \oplus_L l, b_{j,1}), (c_{k,2} \oplus_L l, b_{j,2})] \quad (2.9)$$

$$[(c_{k,0} \oplus_L l, 0), (c_{k,1} \oplus_L l, 0), (c_{k,2} \oplus_L l, 0)] \quad (2.10)$$

$$[(l, b_{j,0}), (l, b_{j,1}), (l, b_{j,2})] \quad (2.11)$$

avec : $j \in [0, N_{OOC_2} - 1]$, $k \in [0, 6 \cdot N_{OOC_1} - 1]$, $l \in [0, L - 1]$ et \oplus_L représente une addition modulo- L .

L'équation (2.9) permet de générer $6 \cdot L \cdot N_{OOC_1} \cdot N_{OOC_2}$ matrices dont les chips 1 sont répartis dans la matrice.

L'équation (2.10) permet de générer $L \cdot N_{OOC_1}$ matrices dont les chips 1 sont alignés dans la première colonne.

L'équation (2.11) permet de générer $L \cdot N_{OOC_2}$ matrices dont les chips 1 sont alignés sur chaque ligne (technique WDMA+CDMA).

Cette méthode de construction permet donc de générer un nombre total de codes N_{MWOOC} :

$$N_{MWOOC} = L \cdot (6 \cdot N_{OOC_1} \cdot N_{OOC_2} + N_{OOC_1} + N_{OOC_2}) \quad (2.12)$$

Cette construction est flexible dans le choix de ses paramètres de code puisque les deux séquences de code 1D sont générées de manière indépendante. De plus, nous pouvons remarquer que les deux méthodes de construction présentées sont équivalentes lorsque les paramètres de codes sont identiques. En effet, considérons le cas où nous prenons deux fois la même famille de code 1D ($A = B$ et $L = F$). Dans ce cas N_{OOC_1} est égal à N_{OOC_2} . Nous pouvons alors réécrire N_{MWOOC} tel que :

$$N_{MWOOC} = L \cdot (6 \cdot N_{OOC_2} \cdot N_{OOC_2} + 2 \cdot N_{OOC_2})$$

D'après l'équation (2.8), $6 \cdot N_{OOC_2} = F - 1$. Nous obtenons alors :

$$N_{MWOOC} = L \cdot ((F - 1) \cdot N_{OOC_2} + 2 \cdot N_{OOC_2})$$

$$N_{MWOOC} = L \cdot N_{OOC_2} \cdot (F + 1)$$

Ce qui correspond à l'équation (2.3). Nous pouvons donc dire que dans le cas où les paramètres des familles de code sont égaux, ces deux constructions sont équivalentes en terme de nombre de matrices construites.

Cependant la restriction de la valeur du poids W à 3 nécessaire pour avoir une intercorrélacion minimale, impose l'utilisation d'un nombre minimal de longueurs d'ondes $L_{min} = 7$ pour obtenir une séquence de code 1D OOC (équation (1.5)). De plus, un poids $W = 3$ signifie que les matrices ne comportent que 3 chips à 1, même si la taille de la matrice augmente. Si on augmente le poids, on ne respecte plus les conditions minimales d'intercorrélacion, ce qui génère une IAM plus importante et donc dégrade les performances. Finalement, bien que cette méthode soit relativement flexible sur le choix des paramètres L et F , les potentialités d'utilisation sont limitées en terme de performance.

2.3 Nouvelle méthode de génération de codes MWOOC

Nous avons vu que, les deux méthodes de construction de familles de code 2D MWOOC étudiées présentent des restrictions. La première méthode impose un nombre de longueurs d'ondes L égal à la valeur de l'étalement temporel F ce qui n'est pas très flexible. La seconde méthode est plus flexible mais restreint le choix du poids W pour garantir $h_c = 1$. Il serait donc intéressant de pouvoir proposer une méthode de construction permettant

2.3 Nouvelle méthode de génération de codes MWOOC

d'obtenir des matrices de code avec un nombre de longueurs d'ondes L différent de la valeur d'étalement temporel F , et une valeur du poids W flexible et variable, tout en respectant la valeur minimale d'intercorrélacion $h_c = 1$.

Pour cela, nous avons modifié la construction de codes MWOOC [40] de la première méthode. L'idée repose sur la sélection d'un nombre de longueurs d'ondes L tel que $L \leq F$ dans le but de construire des matrices qui ne seraient plus carrées.

2.3.1 Construction des MWOOC($(L \leq F) \times F, W, h_a = 1, h_c = 1$)

Pour expliquer l'algorithme de génération proposé, revenons sur la méthode de génération des matrices avec $L = F$. Plus particulièrement sur l'exemple proposé de génération d'une famille de code MWOOC($13 \times 13, 3, 1, 1$).

A partir des $N_{OOC} = 2$ séquences de code 1D OOC($13, 3, 1, 1$) :

$$p_0 = [1, 3, 9]$$

$$p_1 = [2, 5, 6]$$

Les expressions suivantes ont été obtenues :

$$[(1 \oplus_{13} j, k \odot_{13} 1), (3 \oplus_{13} j, k \odot_{13} 3), (9 \oplus_{13} j, k \odot_{13} 9)]$$

$$[(2 \oplus_{13} j, k \odot_{13} 2), (5 \oplus_{13} j, k \odot_{13} 5), (6 \oplus_{13} j, k \odot_{13} 6)]$$

avec $j \in [0, F - 1]$ et $k \in [0, F - 1]$

Ainsi, pour chaque valeur de j et pour chaque séquence de code 1D, nous obtenons W valeurs u des couples (u, v) servant de combinaisons spectrales pour la génération de F matrices. Il y a $N_{OOC} \cdot F = 26$ combinaisons de longueurs d'ondes possibles pour l'étalement spectral dans l'exemple proposé (voir Tableau 2.2) :

TABLE 2.2 – Combinaisons de longueurs d'ondes pour l'étalement spectral du code MWOOC($13 \times 13, 3, 1, 1$).

	u			j
	$p_{0,0} \oplus_{13} j$	$p_{0,1} \oplus_{13} j$	$p_{0,2} \oplus_{13} j$	
#1	1	3	9	0
#2	2	4	10	1
#3	3	5	11	2
#4	4	6	12	3
#5	5	7	0	4
#6	6	8	1	5
#7	7	9	2	6
#8	8	10	3	7
#9	9	11	4	8
#10	10	12	5	9
#11	11	0	6	10
#12	12	1	7	11
#13	0	2	8	12

	u			j
	$p_{1,0} \oplus_{13} j$	$p_{1,1} \oplus_{13} j$	$p_{1,2} \oplus_{13} j$	
#14	2	5	6	0
#15	3	6	7	1
#16	4	7	8	2
#17	5	8	9	3
#18	6	9	10	4
#19	7	10	11	5
#20	8	11	12	6
#21	9	12	0	7
#22	10	0	1	8
#23	11	1	2	9
#24	12	2	3	10
#25	0	3	4	11
#26	1	4	5	12

L'objectif est de générer des matrices de code avec $L \leq F$. Nous allons donc sélectionner un nombre L de longueurs d'ondes parmi les F utilisées initialement. Le choix des L longueurs d'ondes que nous allons "conserver" ne peut être ni arbitraire ni linéaire étant donné que l'étalement spectral respecte des règles liées au paramètre d'autocorrélation des séquences de code 1D OOC. En effet, prenons l'exemple de matrices ayant $L = 7$ longueurs d'ondes. Si on conserve les 7 premières longueurs d'ondes : $\lambda \in [0, 1, 2, 3, 4, 5, 6]$ repérées par le numéro de ligne correspondant u , alors d'après le tableau il n'y a que 3 combinaisons : #14, #25 et #26 qui utilisent les valeurs de u

2.3 Nouvelle méthode de génération de codes MWOOC

sélectionnées. Par contre, une sélection plus adéquate des longueurs d'ondes telle que $\lambda \in [0, 1, 3, 4, 5, 9, 11]$, permet de conserver 5 combinaisons #1, #3, #9 #25 et #26.

Le choix le plus approprié des L longueurs d'ondes s'effectue grâce à un algorithme de sélection qui permet de choisir l'ensemble des longueurs d'ondes correspondant au nombre de combinaisons le plus grand possible. L'algorithme peut être décrit de la manière suivante :

Initialisation :

Combinaison=Cree_liste()	<i>Fonction qui crée le tableau tel que Tab.2.2.</i>
Tab_λ=Insere(Comb#1)	<i>On sélectionne les λ de #1 pour commencer.</i>
L_desire	<i>Nombre de longueurs que l'on souhaite conserver.</i>
L_fixe	<i>Contient le nombre de longueurs d'ondes sélectionnées.</i>
Liste_comb	<i>Tableau qui contient la liste des combinaisons dont au moins une valeur de λ est dans Tab_λ.</i>
Tableau_compte	<i>Tableau qui contient pour chaque λ le nombre de combinaisons conservées si λ est sélectionné en plus.</i>

Boucle :

```
Tant Que L_fixe < L_desire
  Choix=Cherche(Compte)      Fonction qui retourne la/les valeurs de λ à sélectionner.
  L_fixe = L_fixe+Nb_elements(Choix)
  Tab_λ=Insere(Choix)
  Update(Liste)
  Update(Compte)
Fin Tant Que
```

Dans le cas de l'exemple considéré où nous désirons construire une famille de code MWOOC($7 \times 13, 3, 1, 1$) à partir de la famille MWOOC($13 \times 13, 3, 1, 1$), l'algorithme se déroule de la manière suivante :

Initialisation :

Combinaison=tableau présenté Tab.2.2

On impose la première combinaison : #1. Soit les longueurs d'ondes $[\lambda_1, \lambda_3, \lambda_9]$

Tableau_λ = $[1, 3, 9]$

$L_{fixé}=3$

La liste des combinaisons du tableau 2.2 contenant au moins une des valeurs contenues dans $Tableau_{\lambda}$ est :

$Liste_{comb}=[3, 6, 7, 8, 9, 12, 15, 17, 18, 21, 22, 23, 24, 25, 26]$

Ensuite, on détermine pour chaque valeur de λ autre que λ_1 , λ_3 et λ_9 , le nombre d'éléments du tableau $Liste_{comb}$ qui seraient sélectionnés en ajoutant cette valeur de λ à la liste.

$Tableau_{compte}$:

λ_0	λ_2	λ_4	λ_5	λ_6	λ_7	λ_8	λ_{10}	λ_{11}	λ_{12}
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0

Étape 1 :

On parcourt le tableau $Tableau_{compte}$ pour déterminer quelle longueur d'onde est la plus intéressante. Comme toutes les valeurs du tableau sont nulles, il n'est pas possible de conserver une combinaison supplémentaire en ajoutant une seule longueur d'onde. On sélectionne alors les longueurs d'ondes qui correspondent au premier élément de $Liste_{comb}$ (#3).

$Tableau_{\lambda} = [1, 3, 5, 9, 11]$

$L_{fixé} = 5$

On actualise la liste des supports du tableau 2.2 contenant au moins une des valeurs contenues dans $Tableau_{\lambda}$:

$Liste_{comb} = [5, 6, 7, 8, 9, 10, 11, 12, 14, 15, 17, 18, 19, 20, 21, 22, 23, 24, 25, 26]$

On actualise également les valeurs du tableau $Tableau_{compte}$:

λ_0	λ_2	λ_4	λ_6	λ_7	λ_8	λ_{10}	λ_{12}
0	1	2	0	0	1	0	0

2.3 Nouvelle méthode de génération de codes MWOOC

Étape 2 :

Comme à l'étape précédente, on parcourt le tableau *Tableau_compte* pour déterminer quelle longueur d'onde est la plus intéressante. Cette fois-ci, on remarque que la longueur d'onde λ_4 permet de conserver 2 combinaisons supplémentaires qui sont #9 et #26. On ajoute alors λ_4 dans la liste des longueurs d'ondes fixées.

$$\text{Tableau}_\lambda = [1, 3, 4, 5, 9, 11]$$

$$L_{\text{fixé}} = 6$$

On actualise la liste des supports du tableau *Tableau_λ* :

$$\text{Liste}_{\text{comb}} = [2, 4, 5, 6, 7, 8, 10, 11, 12, 14, 15, 17, 18, 19, 20, 21, 22, 23, 24, 25, 26]$$

Ainsi que les valeurs de *Tableau_compte* :

λ_0	λ_2	λ_6	λ_7	λ_8	λ_{10}	λ_{12}
1	1	0	0	1	0	0

Étape 3 :

Comme aux étapes précédentes, on parcourt le tableau *Tableau_compte* pour déterminer quelle longueur d'onde est la plus intéressante. Cette fois-ci, on remarque qu'il y a trois valeurs qui permettent d'ajouter une combinaison. On choisit alors d'ajouter par exemple la première longueur d'onde λ_0 (associée à #25).

$$\text{Tableau}_\lambda = [0, 1, 3, 4, 5, 9, 11]$$

$$L_{\text{fixé}} = 7$$

On remarque alors que le nombre de longueurs d'ondes fixé est égal au nombre de longueurs d'ondes désiré, on arrête la recherche. L'algorithme a sélectionné 7 longueurs d'ondes qui permettent 5 combinaisons #1, #3, #9, #25 et #26. Notons C_i la $i^{\text{ème}}$ combinaison sélectionnée.

TABLE 2.3 – Liste des combinaisons C_i conservées pour l'étalement spectral permettant de construire des matrices MWOOC($7 \times 13,3,1,1$).

C_i	$C_{i,0}$	$C_{i,1}$	$C_{i,2}$
C_0	1	3	9
C_1	3	5	11
C_2	9	11	4
C_3	1	4	5
C_4	0	3	4

L'algorithme de sélection présenté permet de conserver des matrices issues de la construction initiale. Les combinaisons de longueurs d'ondes C_i correspondent à l'étalement spectral utilisé. Considérons des matrices de code de dimension (13×13) obtenues à partir de l'équation suivante :

$$[(C_{i,0}, k \odot_F p'_{i,0}), (C_{i,1}, k \odot_F p'_{i,1}), \dots, (C_{i,W-1}, k \odot_F p'_{i,W-1})] \quad (2.13)$$

avec : $i \in [0, 4]$ et $k \in [0, 12]$, $p'_0 = p'_1 = p'_2 = p_0$ et $p'_3 = p'_4 = p_1$.

Parmi les 13 lignes des matrices, seulement $L = 7$ d'entre elles sont utilisées, la suppression des lignes inutilisées ($\lambda \notin \text{Tableau}_\lambda$) fournit alors les matrices de code désirées de dimensions (7×13). La figure 2.3 présente un exemple de matrice de dimension ($7 \times 13,3,1,1$) obtenue à partir d'une matrice ($13 \times 13,3,1,1$).

2.3 Nouvelle méthode de génération de codes MWOOC

λ_{12}														
λ_{11}														
λ_{10}														
λ_9										1				
λ_8														
λ_7														
λ_6														
λ_5														
λ_4														
λ_3				1										
λ_2														
λ_1		1												
λ_0														

λ_{11}														
λ_9													1	
λ_5														
λ_4														
λ_3								1						
λ_1			1											
λ_0														

FIGURE 2.3 – Exemple de matrice obtenue à partir de (2.13) avec C_0 et $k = 1$.

D'après l'algorithme de génération initial, chaque combinaison de longueurs d'ondes permet de construire F matrices (lié à l'étalement temporel $k \odot_F p_i$). Notons N_{comb} le nombre de combinaisons que l'algorithme permet de conserver. Le nombre de matrices construites est alors égal à : $N_{MWOOC} = N_{comb} \cdot F$ ($= 5 \cdot F$ dans l'exemple traité).

Nous ajoutons également $L \cdot N_{OOC}$ matrices en utilisant la relation (2.14) associée à la génération de matrices dont tous les chips sont sur une même ligne :

$$[(l, a_{i,0}), (l, a_{i,1}), \dots, (l, a_{i,W-1})] : l \in [0, L - 1], i \in [0, N_{OOC} - 1] \quad (2.14)$$

Nous obtenons alors un nombre total de séquences de code :

$$N_{MWOOC} = N_{comb} \cdot F + L \cdot N_{OOC} \quad (2.15)$$

Dans l'exemple $N_{MWOOC} = 5 \cdot F + 7 \cdot N_{OOC} = 5 \cdot 13 + 7 \cdot 2 = 79$.

Nous pouvons remarquer que, dans le cas limite où $L = F$, toutes les combinaisons de longueurs d'ondes sont conservées. On se retrouve alors dans le cas de la première méthode de construction présentée.

La modification apportée par l'algorithme rend désormais possible la génération de

matrices de codes $MWOOC(L \times F, W, 1, 1)$ quelle que soit la valeur de L ($W \leq L \leq F$) et, pour n'importe quelle valeur de poids W .

De plus, étant donné que l'algorithme sélectionne des matrices issues de la construction initiale, et que l'intercorrélacion des familles de code n'est pas liée à l'étalement spectral utilisé mais à l'étalement temporel, les valeurs $h_a = 1$ et $h_c = 1$ sont donc conservées dans la construction présentée.

2.3.2 Construction simplifiée dans le cas $L = W$

L'algorithme présenté offre une grande flexibilité sur le choix des paramètres de code 2D. De plus, un des principaux avantages à utiliser cette méthode est, qu'elle permet d'obtenir des codes utilisant un faible nombre de longueurs d'ondes et ceci quelle que soit la valeur du poids désiré.

Ainsi, il est possible de limiter fortement les interférences liées à l'utilisation de plusieurs longueurs d'ondes dans un système optique, et de réduire les contraintes de réalisation pratique du système. On va donc se placer dans le cas limite $L = L_{min}$.

Étant donné que les matrices de code $MWOOC$ ont un seul chip à 1 par longueur d'onde, le nombre minimal de longueurs d'ondes nécessaire pour construire des matrices de code avec la méthode de génération proposée est $L = W$. Dans ce cas particulier, l'algorithme n'est plus nécessaire puisque le nombre de combinaisons que nous pouvons conserver est strictement limité à $N_{comb} = 1$ et qu'on impose par défaut la première combinaison de la liste, c'est-à-dire le vecteur position du premier code $OOC(F, W, 1, 1)$. Pour générer une famille de code $MWOOC((L = W) \times F, W, 1, 1)$, une seule séquence de code 1D $OOC(p_0)$ est nécessaire.

2.4 Cardinalité des méthodes de construction

Les matrices de code peuvent alors être construites par :

$$[(0, k \odot_F p_{0,0}), (1, k \odot_F p_{0,1}), \dots, (L-1, k \odot_F p_{0,W-1})] \quad (2.16)$$

$$[(l, p_{0,0}), (l, p_{0,1}), \dots, (l, p_{0,W-1})] \quad (2.17)$$

avec : $k \in [0, F-1]$ et $l \in [0, L-1]$

A partir de ces expressions, l'équation (2.16) permet d'obtenir F matrices de code $MWOOC(W \times F, W, 1, 1)$ et, l'équation (2.17) ajoute L matrices dont tous les chips sont sur une ligne distincte. Le nombre total de matrices qu'on peut générer est alors simplifié :

$$N_{MWOOC} = L + F \quad (2.18)$$

2.4 Cardinalité des méthodes de construction

Pour comparer les différentes méthodes de construction de codes 2D MWOOC présentées, il est important de prendre en compte le nombre maximal de séquences de code (ou cardinalité) dans la famille générée.

Il est évident que la méthode de génération de matrices carrées conduira toujours à un nombre de matrices supérieur ou égal à celui obtenu par les autres méthodes. Lorsque les paramètres de codes sont égaux (i.e. $L = F$ et $W = 3$), nous avons déjà montré que les méthodes de constructions $MWOOC(L \times F, W = h_c + 2, 1, h_c)$ et $MWOOC(L \times F, W, 1, 1)$ permettaient de générer un nombre maximum de matrices N_{MWOOC} identique à celui des $MWOOC(F \times F, W, 1, 1)$.

Nous nous intéressons donc plus particulièrement à la comparaison des méthodes de

constructions $(L \times F, W = h_c + 2, 1, h_c)$ et $(L \times F, W, 1, 1)$ dans le cas où le nombre de longueurs d'ondes est inférieur à F . Prenons un exemple avec $F = 37$, le poids sera fixé à 3 pour comparer les deux méthodes.

Nous pouvons remarquer sur la figure 2.4 que l'évolution de la cardinalité de la famille de code $MWOOC(L \times F, h_c + 2, 1, h_c)$ évolue par palier. Ceci est dû au nombre de séquences disponibles dans la famille de codes 1D $OOO(L, 3, 1, 1)$ utilisés pour l'étalement spectral.

Nous pouvons également observer que le nombre de matrices est plus important pour la famille de code $MWOOC(L \times F, h_c + 2, 1, h_c)$ que pour celle des $MWOOC(L \times F, W, 1, 1)$. Ceci s'explique par le principe de construction de cette seconde méthode.

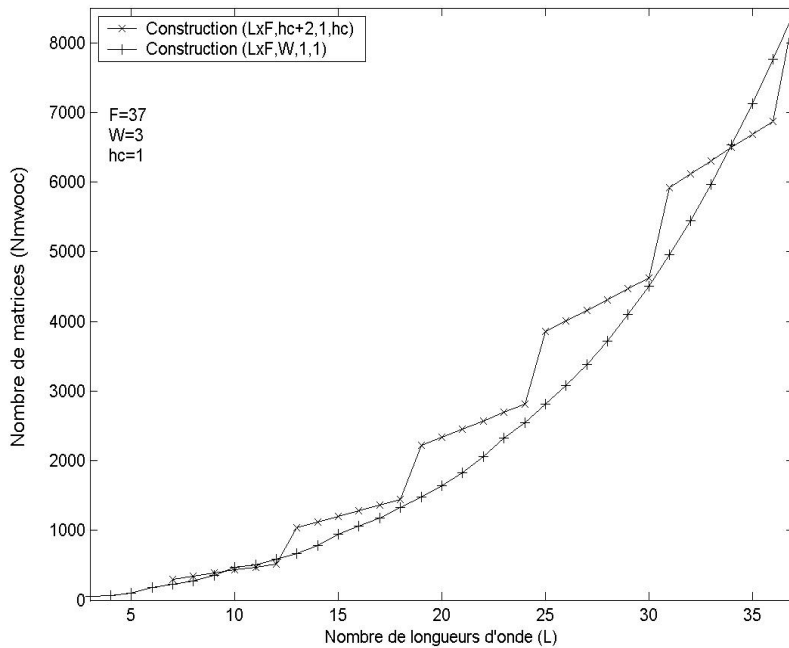


FIGURE 2.4 – Nombre maximal de matrices obtenues par les construction de MWOOC de paramètres $(L \times F, h_c + 2, 1, h_c)$ et $(L \times F, W, 1, 1)$, pour $F = 37$, $W = 3$ et $h_c = 1$ en fonction du nombre de longueurs d'ondes disponibles.

2.4 Cardinalité des méthodes de construction

En effet, la suppression des lignes sur les matrices carrées $MWOOC(F \times F, W, 1, 1)$ ôte la possibilité de faire une “rotation spectrale” des matrices lors de la génération (il n’y a plus le terme $p_i \oplus_L j$) ce qui diminue le nombre de matrices pouvant être construites.

L’intérêt de la méthode de génération proposée est de pouvoir obtenir des matrices dont le nombre de longueurs d’ondes L est très inférieur à F . La figure 2.5 présente une comparaison du nombre de matrices obtenues par les deux méthodes de génération de code MWOOC avec $L \neq F$ pour $L \leq 10$. Tout d’abord, nous pouvons remarquer que la courbe représentant le nombre de matrices pouvant être générées par la méthode $MWOOC(L \times F, h_c + 2, 1, h_c)$ n’est tracée que pour $7 \leq L \leq 10$. En effet, lorsque $L < 7$ il n’est pas possible de construire un code 1D OOC($L, W = 3, 1, 1$) pour l’étalement spectral.

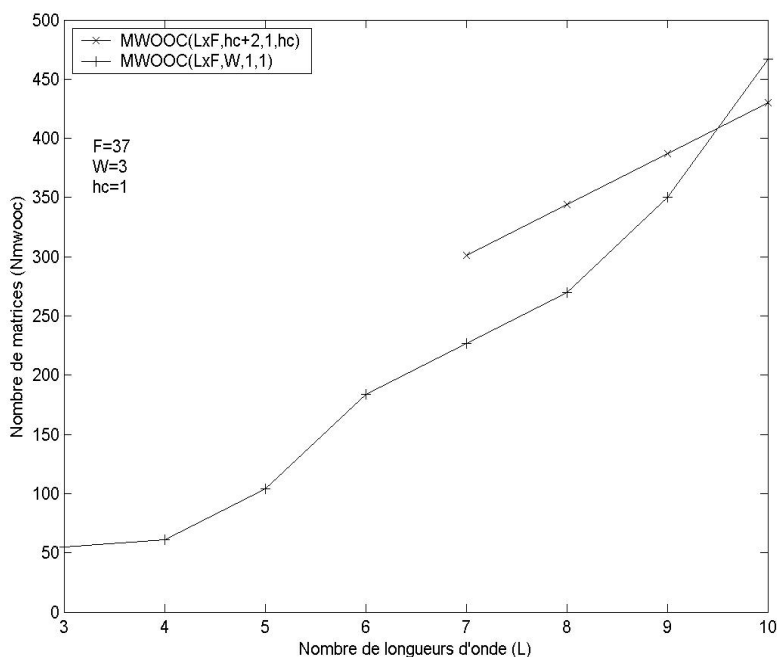


FIGURE 2.5 – Comparaison du nombre de matrices pour les codes $MWOOC(L \times F, h_c + 2, 1, h_c)$ et $MWOOC(L \times F, W, 1, 1)$, pour $F = 37$, $W = 3$ et $h_c = 1$ lorsque $3 \leq L \leq 10$.

Nous pouvons également remarquer que le nombre de matrices de la famille $MWOOC(L \times F, W, 1, 1)$ ne commence à croître qu'à partir de $L = 5$. En effet, lorsque le nombre de longueurs d'ondes est égal à 3, une seule combinaison de longueurs d'ondes peut être conservée. Pour construire des matrices de code utilisant une seconde combinaison qui ne contient qu'une longueur d'onde en commun avec la première, il faut utiliser $(W - 1)$ longueurs d'ondes supplémentaires. L'accroissement de la cardinalité entre $L = 3$ et $L = 4$ provient des N_{OOC} matrices issues de l'équation (2.17). Néanmoins, lorsque le nombre de longueurs d'ondes est minimal ($L = W = 3$), le nombre de matrices pouvant être construites ($N_{MWOOC} = 55$) est suffisamment grand par rapport au nombre de codes 1D ($N_{OOC} = 6$) pour être intéressant.

Finalement, bien que le nombre de matrices construites dans la méthode de construction proposée est dans la majorité des cas plus faible qu'avec les méthodes précédemment publiées [40, 44], il est toujours nettement suffisant pour permettre une communication multi-utilisateurs plus intéressante qu'avec un codage 1D. De plus, le nombre de longueurs d'ondes peut être faible ($L = W$) ce qui est un avantage pour limiter l'impact du bruit d'interférence.

2.5 Conclusion

Dans ce chapitre, nous nous sommes intéressés aux méthodes de génération de code 2D pour le OCDMA utilisant l'étalement des données à la fois dans le domaine spectral et dans le domaine temporel. Nous avons présenté deux méthodes de construction de familles de codes 2D appelées Multi-Wavelength Optical Orthogonal Code développées en 1997 et 2002.

2.5 Conclusion

La première méthode permet de construire des matrices de code dont les différents paramètres sont : $((L = F) \times F, W, 1, 1)$ avec F un nombre premier. Cette méthode permet de générer des matrices de code respectant les contraintes minimales d'autocorrélation ($h_a = 1$) et d'intercorrélation ($h_c = 1$) pour un poids W quelconque. Cependant, l'utilisation d'un nombre de longueurs d'ondes L égal à l'étalement temporel F est une contrainte restrictive pour de futures applications dans les réseaux optiques.

La seconde méthode présentée permet de générer des matrices de code dont les paramètres sont : $(L \times F, W = h_c + 2, 1, h_c)$. Contrairement à la méthode décrite précédemment, cette technique de construction de code permet d'utiliser un nombre de longueurs d'ondes L différent de F , ce qui rend la génération plus flexible. Néanmoins, pour respecter la contrainte d'intercorrélation des codes, il est nécessaire de fixer le poids W à 3, ce qui limite fortement les potentialités d'utilisation de cette famille de code.

Pour pallier aux contraintes imposées par les deux méthodes étudiées, nous avons proposé une modification de la première méthode par l'utilisation d'un algorithme de sélection de combinaisons de longueurs d'ondes. Cette méthode permet la génération de matrices de code MWOOC $((L \leq F) \times F, W, 1, 1)$, dont le choix du paramètre L est flexible. Cependant, comme les matrices de code MWOOC n'ont qu'un seul chip à 1 par longueur d'onde, le choix du nombre de longueurs d'ondes L doit respecter $W \leq L \leq F$.

La flexibilité dans le choix du nombre de longueurs d'ondes permet à la fois de limiter la complexité du système et les problèmes d'interférences entre longueurs d'ondes. La contrepartie du gain en flexibilité est une diminution du nombre de matrices pour une famille 2D. Néanmoins, ce nombre est toujours beaucoup plus important qu'avec des codes 1D.

Pour évaluer les performances et les potentialités d'un système OCDMA 2D, nous utilisons donc dans la suite de cette étude, les codes 2D MWOOC($L \times F, W, 1, 1$) obtenus par la méthode modifiée que nous avons développé et qui permettent d'utiliser un nombre minimal de longueurs d'ondes $L = W$.

Chapitre 3

Performances des MWOOC

Sommaire

3.1	Introduction	53
3.2	Présentation des différents récepteurs	54
3.2.1	Le CCR	56
3.2.2	Le HL+CCR	59
3.2.3	Le récepteur PIC	60
3.3	Expressions des probabilités d'erreur théoriques dans le cas idéal	61
3.3.1	Expression de Pe_{CCR}	61
3.3.2	Expression de Pe_{HL+CCR}	65
3.3.3	Expression de Pe_{PIC}	67
3.3.4	Validation	74
3.4	Étude des performances en fonction des paramètres des codes	76
3.4.1	Influence de la longueur temporelle	77
3.4.2	Influence du poids	77
3.4.3	Influence du nombre de codes transmis	80
3.4.4	Analyse de l'étude paramétrique	80
3.5	Impact d'un bruit Gaussien	82
3.5.1	Expression de $Pe_{CCRbruit}$	82
3.5.2	Expression de $Pe_{HL+CCRbruit}$	84
3.5.3	Expression de $Pe_{PICbruit}$	89
3.5.4	Validation	90
3.6	Design des codes adaptés à une transmission très haut débit dans l'accès	92

3.7 Conclusion 98

3.1 Introduction

La structure de réception utilisée en bout de la chaîne de transmission est un élément très important, dont la fonction est : recevoir le signal transmis dans la fibre optique puis, à partir de ce signal, estimer la donnée émise par l'utilisateur désiré.

Dans ce chapitre nous présentons différentes structures de réception et, nous développons le calcul théorique des performances associées.

Nous considérons que les différents utilisateurs du réseau sont synchrones en temps chip. Il s'agit du cas où l'interférence liée aux utilisateurs non-désirés est la plus importante, ce qui conduit à déterminer une borne supérieure de la probabilité d'erreur théorique P_e . Différents programmes de simulation (langage C++) de la chaîne OCDMA ont été réalisés au cours de cette étude. Les simulations menées permettent de calculer de manière numérique un Taux d'Erreur Binaire (TEB) afin de valider le calcul théorique de P_e .

Les erreurs de détection sont principalement liées à deux phénomènes :

- la présence d'Interférence d'Accès Multiple (IAM). Cette interférence est due au fait qu'il n'est pas possible dans un canal OCDMA incohérent, de construire des séquences de code dont la valeur d'intercorrélacion h_c soit nulle. Nous avons donc considéré des familles de code dont le paramètre h_c est minimal ($h_c = 1$). Cela implique notamment que chaque utilisateur non désiré du réseau peut émettre un chip positionné sur le même emplacement qu'un chip de l'utilisateur désiré.
- la présence de bruits, principalement liés à l'utilisation de composants électroniques et optoélectroniques. De nombreux bruits peuvent être considérés (Beat noise, Shot noise, Thermal noise, ... [65–69]). Dans cette étude, nous considérons uniquement un bruit additif Gaussien de type AWGN (Additive White Gaussian Noise).

Différentes structures de réception peuvent être utilisées pour les systèmes OCDMA 2D. Les récepteurs peuvent être “mono-utilisateur” s’ils ne détectent que les données émises par l’utilisateur désiré, ou “multi-utilisateurs” s’ils détectent les données émises par plusieurs utilisateurs avant d’estimer les données de l’utilisateur désiré.

Plus particulièrement, nous développons deux structures de récepteurs “mono-utilisateur” : la première nommée récepteur conventionnel par corrélation (CCR : Conventional Correlation Receiver), la deuxième constituée d’un récepteur CCR doté d’une fonction *limiteur* (HL : Hard Limiter) qui écrête le signal reçu avant la détection conventionnelle. Ensuite nous étudions une structure de réception plus complexe “multi-utilisateurs” mais plus performante : le récepteur à annulation parallèle d’interférence (PIC : Parallel Interference Cancellation), précédemment développé dans le cas des codes 1D au sein du laboratoire [26].

3.2 Présentation des différents récepteurs

Nous considérons que les codes transmis par les utilisateurs sont des matrices MWOOC issues de la construction présentée dans le chapitre précédent (cf. équation (2.16) et (2.17)). Chaque utilisateur $\#j$ émet donc une matrice \mathbf{C}_j composée de L vecteurs lignes V_j^l qui contiennent F éléments : $V_j^l = [V_{j,1}^l, V_{j,2}^l, \dots, V_{j,F}^l]$ où $V_{j,m}^l \in [0, 1]$ pour $l \in [1, L]$ et $m \in [1, F]$.

À partir des codes construits par les équations (2.16) et (2.17) où les codes sont donnés par les positions des W chips à 1 : $[(u_0, v_0), (u_1, v_1), \dots, (u_{W-1}, v_{W-1})]$, nous pouvons dire que chaque élément $V_{j,m}^l$ vaut 0 sauf les éléments $V_{j,v_0}^{u_0}, V_{j,v_1}^{u_1}, \dots, V_{j,v_{W-1}}^{u_{W-1}}$ qui valent 1.

3.2 Présentation des différents récepteurs

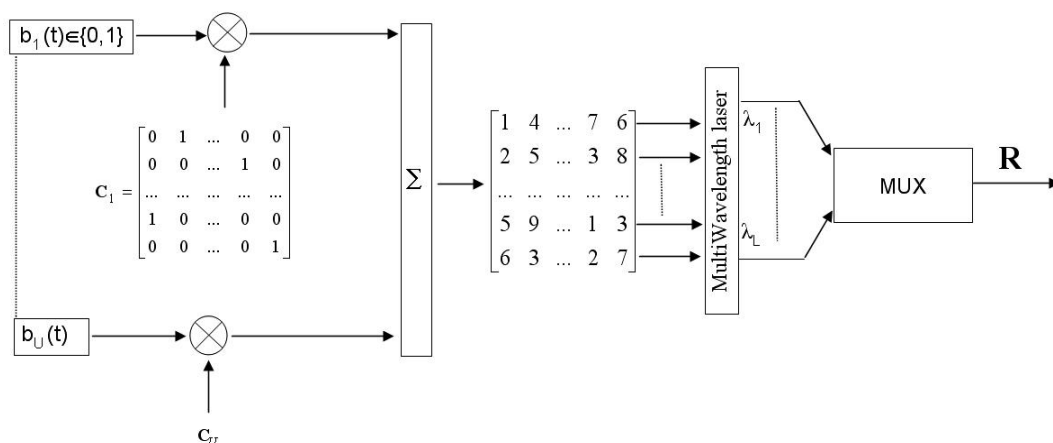


FIGURE 3.1 – Structure d'émission de la chaîne 2D OCDMA $\#i$.

Le principe d'émission des données dans la chaîne de transmission 2D OCDMA est présenté sur la figure 3.1. Nous pouvons noter trois étapes distinctes : La multiplication des données par la matrice de code des utilisateurs, puis les données codées de tous les utilisateurs sont sommées. Enfin la matrice résultat est transmise dans la fibre.

Le signal à l'entrée de la structure de réception, peut être représenté par une matrice de dimension $(L \times F)$ composée des données codées émises par tous les utilisateurs. Soit \mathbf{R} un vecteur colonne contenant les signaux r_l pour $l \in [1, L]$ émis à chaque longueur d'onde :

$$\mathbf{R} = \begin{bmatrix} r_1(t) \\ r_2(t) \\ \vdots \\ r_L(t) \end{bmatrix}$$

où chaque $r_l(t)$ contient les signaux émis par tous les utilisateurs à la longueur d'onde $\#l$:

$$r_l(t) = \sum_{j=1}^U b_j(t) \cdot V_j^l$$

avec V_j^l la l^{eme} ligne de la matrice de code de l'utilisateur #j.

3.2.1 Le CCR

Le récepteur conventionnel par corrélation (CCR : Conventional Correlation Receiver) est la structure de réception la plus simple considérée dans une chaîne de transmission OCDMA [11, 40].

La figure 3.2 présente le schéma de détection et d'estimation de la donnée émise. Le signal reçu se présente en 2D sous la forme d'une matrice dont les lignes correspondent aux longueurs d'ondes utilisées. Nous pouvons décomposer la réception en 4 étapes distinctes :

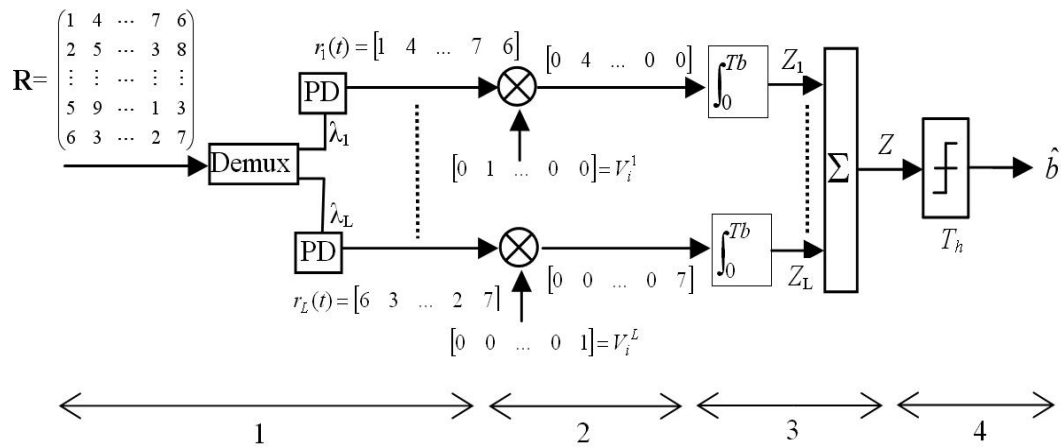


FIGURE 3.2 – Structure d'un récepteur CCR pour un utilisateur #i.

3.2 Présentation des différents récepteurs

1. Les signaux transmis sur différentes longueurs d'ondes dans la fibre ($r_l(t)$) sont séparés et traités séparément. Le signal \mathbf{R} est réparti sur chaque longueur d'onde puis la conversion optique-électrique est effectuée.
2. chaque vecteur reçu (correspondant à une ligne de la matrice) est alors multiplié par le vecteur de la matrice de code de l'utilisateur désiré $\#i$ associé à la longueur d'onde correspondante :

$$\mathbf{R} \cdot \mathbf{C}_i = \begin{bmatrix} r_1(t) \cdot V_i^1 \\ r_2(t) \cdot V_i^2 \\ \vdots \\ r_L(t) \cdot V_i^L \end{bmatrix}$$

3. les vecteurs résultant de cette multiplication sont alors intégrés sur le temps bit T_b , cette étape fournit L variables décisionnelle Z_l que nous sommes pour obtenir la variable décisionnelle finale Z :

$$\int_0^{T_b} \mathbf{R} \cdot \mathbf{C}_i dt = \begin{bmatrix} Z_1 = \int_0^{T_b} r_1(t) \cdot V_i^1 dt \\ Z_2 = \int_0^{T_b} r_2(t) \cdot V_i^2 dt \\ \vdots \\ Z_L = \int_0^{T_b} r_L(t) \cdot V_i^L dt \end{bmatrix}$$

Nous exprimons alors la variable décisionnelle telle que :

$$Z = \sum_{l=1}^L Z_l = \sum_{l=1}^L \int_0^{T_b} r_l(t) \cdot V_i^l dt$$

$$Z = \sum_{l=1}^L \int_0^{T_b} \sum_{j=1}^U b_j(t) \cdot V_j^l \cdot V_i^l dt$$

$$\begin{aligned}
 Z &= \sum_{l=1}^L \int_0^{T_b} b_i(t) \cdot V_i^l \cdot V_i^l dt + \sum_{l=1}^L \int_0^{T_b} \sum_{j=1, j \neq i}^U b_j(t) \cdot V_j^l \cdot V_i^l dt \\
 Z &= b_i \cdot W + \sum_{j=1, j \neq i}^U b_j \cdot h(i, j)
 \end{aligned} \tag{3.1}$$

Comme nous considérons le cas où les différents utilisateurs du réseau sont synchrones en temps chip, l'opération $\mathbf{C}_i \cdot \mathbf{C}_i$ a pour résultat \mathbf{C}_i , l'intégration fournit alors le nombre d'impulsions à 1 présent dans la matrice, c'est-à-dire le poids W .

De la même manière, le terme $h(i, j)$ représente le nombre de chips en commun entre les matrices de code des utilisateurs $\#i$ et $\#j$. Étant donné les paramètres d'intercorrélations considérés ($h_c = 1$), le terme $h(i, j)$ ne peut prendre comme valeur que 0 ou 1.

4. la donnée émise par l'utilisateur désiré (b_i) est alors estimée (\hat{b}_i) par comparaison entre la variable décisionnelle Z et le seuil de décision T_h . La prise de décision s'effectue de la manière suivante :

$$\begin{cases} Si & Z \geq T_h & alors & \hat{b}_i = 1 \\ Si & Z < T_h & alors & \hat{b}_i = 0 \end{cases}$$

Nous pouvons remarquer sur les valeurs numériques qui illustrent le principe de réception, que les vecteurs résultant de la corrélation (étape 2) contiennent les contributions liées aux autres utilisateurs du réseau. Ces contributions sont issues des données émises par les utilisateurs non désirés et constituent l'Interférence d'Accès Multiple (IAM).

Afin de réduire cette interférence, nous présentons une autre structure de réception appelée le HL+CCR.

3.2 Présentation des différents récepteurs

3.2.2 Le HL+CCR

Cette structure de réception présentée sur la figure 3.3 reprend le principe du CCR de manière identique [11,70,71]. La seule différence consiste en l'ajout d'une fonction appelée Hard Limiter (HL). Cette fonction a pour objectif d'écrêter le signal reçu, et peut être définie par :

$$g(x) = \begin{cases} 1 & \text{si } x \geq 1 \\ x & \text{sinon} \end{cases}$$

avec x l'amplitude du signal reçu.

L'ajout de cette fonction très simple va permettre d'améliorer les performances du

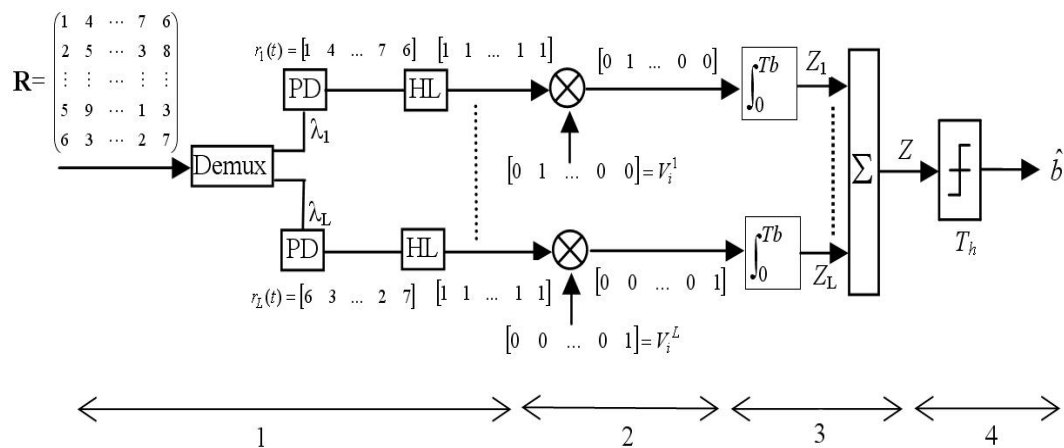


FIGURE 3.3 – Structure d'un récepteur HL+CCR pour un utilisateur $\#i$.

système. En effet, la limitation de l'amplitude du signal reçu à 1 va diminuer l'impact de l'IAM. Ainsi, quel que soit le nombre d'utilisateurs qui interfèrent sur un chip de l'utilisateur désiré, le signal issu du bloc HL n'est constitué que de valeurs au plus égales à '1' contrairement au récepteur CCR. Par contre, les étapes suivantes (2, 3 et 4) sont établies de manière identiques au récepteur CCR.

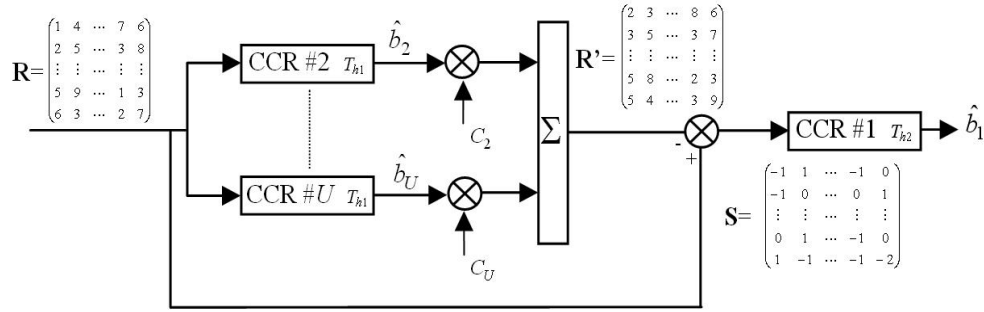


FIGURE 3.4 – Structure d’un récepteur PIC pour l’utilisateur #1.

3.2.3 Le récepteur PIC

La structure de réception à annulation parallèle d’interférence (PIC : Parallel Interference Cancellation) [26, 72] est un récepteur dit “multi-utilisateurs”.

Le principe de ce type de récepteur, dont la structure est présentée sur la figure 3.4 pour l’utilisateur désiré #1, consiste dans un premier temps à détecter les données émises par les $(U - 1)$ utilisateurs non-désirés, par un CCR avec un seuil de détection T_{h1} . L’interférence liée à ces utilisateurs est alors estimée. Puis, le motif d’interférence est soustrait du signal reçu avant de détecter, grâce à un CCR dont le seuil est T_{h2} , la donnée émise par l’utilisateur désiré.

Étant donné que ce récepteur détecte l’ensemble des données émises par les U utilisateurs, la structure est plus complexe à mettre en œuvre que les récepteurs “mono-utilisateur”.

Cependant, les performances du système sont nettement améliorées. En effet, l’estimation des données émises par chaque utilisateur du réseau permet de reconstruire en partie l’interférence contenue dans le signal pour la soustraire du signal reçu. Par conséquent, les données de l’utilisateur désiré sont mieux détectées.

3.3 Expressions des probabilités d'erreur théoriques dans le cas idéal

Pour chacune des probabilités d'erreurs que nous développons dans la suite, nous considérons que les différents utilisateurs qui communiquent émettent les données binaires équiprobables, de manière asynchrone en temps bit. Par contre, nous nous plaçons dans le cas synchrone en temps chip. Cette considération correspond au pire cas d'interférence possible. En effet, un utilisateur interférent qui émet l'un de ses chips en même temps que l'utilisateur désiré apportera une valeur d'interférence maximale égale à 1. Ce qui n'est pas le cas lorsque les utilisateurs émettent de manière totalement asynchrone. Les performances théoriques que nous présentons sont alors des bornes supérieures des performances d'une communication réelle.

3.3.1 Expression de P_{eCCR}

La probabilité d'erreur exprime la fréquence d'apparition des cas pour lesquels la donnée estimée à la sortie du canal est différente de la donnée émise. Nous considérons que l'émission des données est équiprobable :

$$P(b = 0) = P(b = 1) = \frac{1}{2}$$

Il y a une erreur de détection lorsque la donnée émise par l'utilisateur désiré b_i est égale à '0' (resp. '1') et, que la donnée estimée \hat{b}_i vaut '1' (resp. '0'). Ceci se traduit par :

$$P_{eCCR} = \frac{1}{2} \cdot P(\hat{b}_i = 1 | b_i = 0) + \frac{1}{2} \cdot P(\hat{b}_i = 0 | b_i = 1) \quad (3.2)$$

L'estimation de la donnée émise se fait par comparaison de la variable décisionnelle Z à un seuil de décision T_h . Dans le cas sans bruit, la variable décisionnelle Z est exprimée par [12] :

$$Z = b_i \cdot W + I \quad (3.3)$$

où W est le poids du code, I représente le terme global d'Interférence dû aux autres utilisateurs communiquant $I = \sum_{j=1, j \neq i}^U b_j \cdot h(i, j)$ et $h(i, j)$ représente le nombre de chips en commun entre les matrices des utilisateurs $\#i$ et $\#j$ ($h(i, j) \in \{0, 1\}$).

Avec un récepteur conventionnel dans le cas sans bruit on ne peut faire des erreurs que si la donnée envoyée est un '0' lorsque le seuil de détection T_h est inférieur au poids W . En effet, si nous développons le terme d'erreur sur une donnée émise 1 :

$$\begin{aligned} \frac{1}{2} \cdot P(\hat{b}_i = 0 | b_i = 1) &= \frac{1}{2} \cdot P(Z < T_h | b_i = 1) \\ &= \frac{1}{2} \cdot P(W + I < T_h) \\ &= \frac{1}{2} \cdot P(I < T_h - W) \end{aligned} \quad (3.4)$$

Étant donné que le terme d'interférence I est positif ou nul, la probabilité que $I < T_h - W$ lorsque $T_h \leq W$ est calculée en déterminant les cas où $I < 0$ ce qui est impossible. Il n'y a donc pas d'erreur sur les données 1. Pour le récepteur CCR, nous considérerons toujours $T_h = W$ comme valeur de détection optimale [26].

3.3 Expressions des probabilités d'erreur théoriques dans le cas idéal

Par conséquent, nous pouvons écrire Pe_{CCR} sous la forme :

$$\begin{aligned}
 Pe_{CCR} &= \frac{1}{2} \cdot P(\hat{b}_i = 1 | b_i = 0) \\
 &= \frac{1}{2} \cdot P(Z \geq T_h | b_i = 0) \\
 &= \frac{1}{2} \cdot P(I \geq T_h)
 \end{aligned} \tag{3.5}$$

L'expression Pe_{CCR} dépend de la probabilité que le terme d'IAM soit supérieur à la valeur T_h du comparateur à seuil. Il faut donc déterminer la probabilité que les utilisateurs de la famille de code génèrent une quantité d'interférence égale à x supérieure au seuil de décision T_h . Comme nous considérons que les familles de codes ont une intercorrélation h_c au plus égale à 1, cela implique qu'il y ait exactement x utilisateurs parmi les $(U - 1)$ qui ont un chip en commun avec la matrice de code de l'utilisateur désiré. Il y en a donc $(U - 1 - x)$ qui n'interfèrent pas. Cela correspond à une distribution binomiale, et la probabilité d'avoir exactement x utilisateurs qui interfèrent est exprimée par :

$$P(I = x) = C_{U-1}^x \cdot \left(\frac{1}{2} \cdot P(h(i, j) = 1) \right)^x \cdot \left(1 - \frac{1}{2} \cdot P(h(i, j) = 1) \right)^{U-1-x} \tag{3.6}$$

Le terme $\frac{1}{2}$ provient du fait que nous considérons une transmission équiprobable, et qu'un utilisateur non-désiré ne peut être interférent que s'il a émis une donnée 1. De plus, une matrice est dite interférente si elle possède un chip en commun avec la matrice de code de l'utilisateur désiré. Nous déterminons donc la probabilité $P(h(i, j) = 1)$ qui représente la probabilité qu'un chip d'un utilisateur non-désiré soit au même emplacement qu'un chip de l'utilisateur désiré. Comme chaque matrice ne possède qu'un seul chip à 1 par longueur d'onde, la probabilité qu'un utilisateur émette l'un de ses W chips 1 sur la même longueur d'onde que l'un des W chips 1 de l'utilisateur désiré est $\frac{W^2}{L}$. De plus, la

probabilité que deux chips à 1 sur la même longueur d'onde soit émis au même instant est $\frac{1}{F}$. Par conséquent la probabilité que l'un des W chips d'une matrice interférente se superpose sur l'un de ceux de l'utilisateur désiré est :

$$P(h(i, j) = 1) = \frac{W^2}{L \cdot F}$$

Comme nous considérons des familles de codes 2D MWOOC où le nombre de longueurs d'ondes est égal au poids ($L = W$), nous obtenons :

$$P(h(i, j) = 1) = \frac{W}{F} \tag{3.7}$$

Finalement, en considérant les différentes valeurs que peut prendre le terme d'interférence, nous pouvons déterminer la probabilité d'erreur :

$$\begin{aligned} Pe_{CCR} &= \frac{1}{2} \cdot P(I \geq T_h) \\ &= \frac{1}{2} \cdot (P(I = T_h) + P(I = T_h + 1) + \dots + P(I = U - 1)) \\ &= \frac{1}{2} \cdot \sum_{x=T_h}^{U-1} C_{U-1}^x \cdot \left(\frac{W}{2 \cdot F}\right)^x \cdot \left(1 - \frac{W}{2 \cdot F}\right)^{U-1-x} \end{aligned} \tag{3.8}$$

La différence par rapport au cas des codes 1D OOC($F, W, 1, 1$) consiste dans l'expression du terme de la probabilité d'interférence. En effet, il a été montré que dans le cas des codes 1D ce terme vaut $\frac{W^2}{F}$ [26]. Alors que pour les codes 2D utilisés où $L = W$, si nous considérons une longueur d'étalement équivalente ($F' = L \cdot F = W \cdot F$), nous obtenons une probabilité d'interférence qui vaut $\frac{W^2}{F'} = \frac{W^2}{W \cdot F} = \frac{W}{F}$. Par conséquent, nous pouvons dire que le terme d'interférence est diminué d'un facteur W , et que les performances des codes 2D seront meilleures que celles des codes 1D.

3.3 Expressions des probabilités d'erreur théoriques dans le cas idéal

3.3.2 Expression de Pe_{HL+CCR}

De la même manière que pour le récepteur CCR, nous supposons que l'émission des données est équiprobable. De plus, pour les mêmes raisons que précédemment, le récepteur ne peut faire des erreurs dans le cas sans bruit que si la donnée émise est un 0.

Par conséquent, l'expression de la probabilité d'erreur théorique s'écrit :

$$Pe_{HL+CCR} = \frac{1}{2} \cdot P(I \geq T_h)$$

On ne fait une erreur sur la prise de décision que si le terme d'interférence est supérieur au seuil du comparateur. Étant donné que le signal reçu est écrêté, chaque chip de la matrice de code de l'utilisateur désiré est limité à une valeur de 1 au maximum. Pour avoir une variable d'interférence I supérieure ou égale au seuil T_h , cela implique d'avoir au moins T_h chips recouverts par des utilisateurs interférents. Nous devons alors déterminer la probabilité que l'utilisateur désiré subisse une interférence sur au moins T_h de ses chips.

- Étant donné que les matrices de codes considérées ont un nombre de lignes égal au poids, et qu'il y a un chip à 1 sur chacune des lignes, la probabilité que le premier chip de l'utilisateur désiré soit recouvert par un utilisateur non-désiré correspond au cas où l'utilisateur non-désiré a émis une donnée 1, et où le chip à 1 sur la ligne (ou longueur d'onde) considérée est émis au même instant, ce qui mène à : $\frac{1}{2 \cdot F}$.
- Nous obtenons alors la probabilité qu'un utilisateur n'interfère pas sur ce chip de l'utilisateur désiré :

$$1 - \frac{1}{2 \cdot F} \tag{3.9}$$

- D'où la probabilité qu'aucun utilisateur n'interfère sur le chip de l'utilisateur désiré :

$$\left(1 - \frac{1}{2 \cdot F}\right)^{U-1} \quad (3.10)$$

- Ce qui nous donne finalement la probabilité qu'il y ait au moins 1 utilisateur interférent :

$$1 - \left(1 - \frac{1}{2 \cdot F}\right)^{U-1} \quad (3.11)$$

Après avoir déterminé la probabilité qu'un chip soit recouvert, il faut déterminer la probabilité qu'un second le soit. Ceci se calcule de la même manière si ce n'est que le terme $(U - 1)$ devient $(U - 2)$ puisqu'il y a déjà au moins un utilisateur qui interfère sur le premier chip, et que cet utilisateur ne peut pas interférer sur un autre ($h_c = 1$). Et ainsi de suite pour les T_h chips qui doivent être recouverts.

Comme il faut qu'il y ait au moins T_h chips recouverts pour que le terme d'interférence conduise à une erreur de décision sur la donnée émise, on en déduit l'expression de la probabilité d'erreur :

$$Pe_{HL+CCR} = \frac{1}{2} \cdot C_W^{T_h} \prod_{i=0}^{T_h-1} \left(1 - \left(1 - \frac{1}{2 \cdot F}\right)^{U-1-i}\right) \quad (3.12)$$

Nous pouvons remarquer que pour minimiser le nombre d'erreurs, il faut maximiser le seuil de détection T_h . Nous considérerons donc dans la suite que, pour cette structure de réception, le seuil optimal est $T_h = W$.

Comme pour le récepteur CCR, la différence entre les expressions des probabilités d'erreur théoriques des codes 2D MWOOC et de celles des codes 1D OOC consiste dans la diminution d'un facteur W de la probabilité d'interférence entre deux utilisateurs.

3.3 Expressions des probabilités d'erreur théoriques dans le cas idéal

3.3.3 Expression de $P_{e_{PIC}}$

Le développement de l'expression théorique de la probabilité d'erreur associée à la structure de réception PIC a été mené pour les codes 1D temporels de longueur F dans [26]. Nous la rappelons dans cette partie dans le cas des codes 2D MWOOC($L \times F, W = L, 1, 1$).

La structure de réception PIC (Fig.3.4) détecte les données émises par les $(U - 1)$ utilisateurs non-désirés, reconstruit l'interférence estimée et la soustrait du signal reçu. Par conséquent, si les $(U - 1)$ données détectées sont correctes, le signal avant détection de l'utilisateur désiré ne contient plus que le signal émis par lui-même, dans ce cas il n'y a pas d'erreur.

Or, nous avons vu qu'avec un récepteur CCR, il ne peut y avoir des erreurs de détection que lorsque la donnée émise vaut '0'. Les utilisateurs non-désirés ayant émis un '0' peuvent donc ne pas être correctement détectés, ce qui conduit à une interférence reconstruite erronée. L'interférence soustraite n'est donc pas correcte. Les erreurs de détection des données de l'utilisateur désiré proviennent donc de l'estimation erronée des données émises par les utilisateurs non-désirés.

Comme pour les récepteurs précédents, nous supposons que l'émission des données est équiprobable. La probabilité d'erreur peut donc s'écrire :

$$P_{e_{PIC}} = \frac{1}{2} \cdot P(\hat{b}_i = 1 | b_i = 0) + \frac{1}{2} \cdot P(\hat{b}_i = 0 | b_i = 1)$$

De la même manière que précédemment, le signal reçu à l'entrée du récepteur s'écrit :

$$\mathbf{R} = \begin{bmatrix} r_1(t) \\ r_2(t) \\ \vdots \\ r_L(t) \end{bmatrix}$$

où chaque $r_l(t)$ contient les signaux émis par tous les utilisateurs à la longueur d'onde $\#l$:

$$r_l(t) = \sum_{j=1}^U b_j(t) \cdot V_j^l$$

avec V_j^l la l^{eme} ligne de la matrice de code de l'utilisateur $\#j$.

Le signal reconstruit par l'estimation des données émises par les utilisateurs non-désirés (\mathbf{S}) à soustraire du signal reçu est :

$$\mathbf{S} = \begin{bmatrix} s_1(t) \\ s_2(t) \\ \vdots \\ s_L(t) \end{bmatrix}$$

où chaque $s_l(t)$ contient les données estimées des $(U - 1)$ utilisateurs non-désirés à la longueur d'onde $\#l$:

$$s_l(t) = \sum_{j=1, j \neq i}^U \hat{b}_j(t) \cdot V_j^l$$

Par conséquent, le signal à l'entrée du CCR de l'utilisateur désiré (\mathbf{R}') peut être exprimé tel que :

3.3 Expressions des probabilités d'erreur théoriques dans le cas idéal

$$\mathbf{R}' = \mathbf{R} - \mathbf{S} = \begin{bmatrix} r'_1(t) \\ r'_2(t) \\ \vdots \\ r'_L(t) \end{bmatrix}$$

Avec :

$$\begin{aligned} r'_l(t) &= r_l(t) - s_l(t) \\ &= \sum_{j=1}^U b_j(t) \cdot V_j^l - \sum_{j=1, j \neq i}^U \hat{b}_j(t) \cdot V_j^l \\ &= b_i(t) \cdot V_i^l + \sum_{j=1, j \neq i}^U (b_j(t) - \hat{b}_j(t)) \cdot V_j^l \end{aligned} \quad (3.13)$$

Nous obtenons alors la variable décisionnelle de l'utilisateur désiré #i :

$$\begin{aligned} Z &= \int_0^{T_b} \mathbf{R}' \cdot \mathbf{C}_i dt \\ &= \int_0^{T_b} b_i(t) \cdot \mathbf{C}_i \cdot \mathbf{C}_i dt + \int_0^{T_b} \sum_{j=1, j \neq i}^U (b_j(t) - \hat{b}_j(t)) \cdot \mathbf{C}_j \cdot \mathbf{C}_i dt \\ &= W \cdot b_i + \sum_{j=1, j \neq i}^U (b_j - \hat{b}_j) \cdot h(i, j) \end{aligned} \quad (3.14)$$

où $h(i, j)$ représente le nombre de chips en commun entre les matrices de code associées aux utilisateurs #i et #j ($h(i, j) \in \{0, 1\}$).

Analysons les cas d'interférence selon l'émission d'un utilisateur non-désiré #j :

- Si $b_j = 1$, alors le récepteur CCR de l'utilisateur #j détecte correctement la donnée émise (pas d'erreur sur les '1'), l'utilisateur #j n'apporte pas de contribution sur le terme d'interférence de la variable décisionnelle de l'utilisateur #i.

- Si $b_j = 0$, il peut y avoir des erreurs de détection :
 - Si $\hat{b}_j = 0$, il n’y a pas d’erreur, l’utilisateur #j n’interfère pas.
 - Si $\hat{b}_j = 1$, la donnée est mal détectée, l’utilisateur #j apporte une contribution de valeur ‘-1’ sur la variable décisionnelle de l’utilisateur #i.

Le terme d’interférence apporté par les utilisateurs non-désirés ne peut donc prendre que des valeurs ‘0’ ou ‘-1’.

Si $b_i = 0$, alors $Z_i = \sum_{j=1, j \neq i}^U (b_j - \hat{b}_j) \cdot h(i, j) \leq 0$. Comme la variable décisionnelle est négative ou nulle, elle sera inférieure au seuil du circuit de décision de l’utilisateur désiré (T_{h2}). On obtient alors $\hat{b}_i = 0$, il n’y a pas d’erreur de détection.

L’expression de la probabilité d’erreur peut alors s’écrire :

$$\begin{aligned}
 Pe_{PIC} &= \frac{1}{2} \cdot P(\hat{b}_i = 0 | b_i = 1) \\
 &= \frac{1}{2} \cdot P(Z < T_{h2} | b_i = 1) \\
 &= \frac{1}{2} \cdot P\left(W + \sum_{j=1, j \neq i}^U (b_j - \hat{b}_j) \cdot h(i, j) < T_{h2} | b_i = 1\right) \\
 &= \frac{1}{2} \cdot P\left(\sum_{j=1, j \neq i}^U (b_j - \hat{b}_j) \cdot h(i, j) \geq W - T_{h2} + 1 | b_i = 1\right) \quad (3.15)
 \end{aligned}$$

Finalement, nous pouvons dire qu’il y a une erreur de détection sur la donnée émise de l’utilisateur désiré #i si $b_i = 1$, et à condition qu’il y ait au moins $W - T_{h2} + 1$ utilisateurs non-désirés #j dont la matrice de code a un chip en commun avec celle de l’utilisateur désiré ($h(i, j) = 1$) et qui sont mal détectés ($\hat{b}_j \neq b_j$), donc qui ont émis une donnée $b_j = 0$.

3.3 Expressions des probabilités d'erreur théoriques dans le cas idéal

Nous pouvons remarquer que l'expression de la probabilité d'erreur dépend de la détection des utilisateurs non-désirés. Intéressons nous désormais plus particulièrement aux $(U - 1)$ utilisateurs non-désirés :

– Parmi ces $(U - 1)$ utilisateurs, notons u_1 ceux qui émettent une donnée $b_j = 1$. Ces utilisateurs sont donc correctement détectés. La probabilité d'avoir u_1 utilisateurs vaut :

$$P_1 = \left(\frac{1}{2}\right)^{u_1} \cdot C_{U-1}^{u_1} \quad (3.16)$$

– Parmi les $(U - 1 - u_1)$ utilisateurs restant, notons u_2 le nombre d'utilisateurs qui ont émis une donnée $b_j = 0$ et qui génèrent une interférence de valeur -1 sur la variable décisionnelle de l'utilisateur désiré. La probabilité d'avoir ces u_2 utilisateurs vaut :

$$P_2 = \left(\frac{1}{2}\right)^{u_2} \cdot C_{U-1-u_1}^{u_2} \quad (3.17)$$

– Il reste donc $(U - 1 - u_1 - u_2)$ utilisateurs qui ont émis une donnée $b_j = 0$ et qui ne génèrent pas d'interférence sur l'utilisateur désiré.

$$P_3 = \left(\frac{1}{2}\right)^{U-1-u_1-u_2} \quad (3.18)$$

A ce point, nous pouvons décomposer l'expression de $P_{e_{PIC}}$ en fonction des valeurs de u_1 et u_2 . En effet, l'équation (3.15) dépend du nombre d'utilisateurs ayant émis une donnée 0 mal détectée (u_2). Or ce nombre est lié au nombre d'utilisateurs non-désirés ayant émis une donnée 1 (u_1).

$$Pe_{PIC} = \frac{1}{2} \sum_{u_1=0}^{U-1} \sum_{u_2=0}^{U-1-u_1} P_1 \cdot P_2 \cdot P_3 \cdot P \left(\sum_{j=1, j \neq i}^U (b_j - \hat{b}_j) \cdot h(i, j) \geq W - T_{h2} + 1 | b_i = 1 \cap u_1 \cap u_2 \right) \quad (3.19)$$

Notons P_I , la probabilité qu'un utilisateur non-désiré parmi u_2 ayant émis une donnée 0 soit mal détecté et qu'il ait un chip en commun avec l'utilisateur désiré :

$$P_I = P \left(\hat{b}_j = 1 \cap h(i, j) | b_i = 1 \cap b_j = 0 \cap u_1 \right)$$

Nous pouvons alors écrire Pe_{PIC} en fonction de la probabilité P_I qu'un utilisateur non-désiré soit interférent, sous la forme :

$$\begin{aligned} Pe_{PIC} &= \frac{1}{2} \sum_{u_1=0}^{U-1} \sum_{u_2=W-T_{h2}+1}^{U-1-u_1} P_1 \cdot P_2 \cdot P_3 \cdot (P_I)^{u_2} \cdot (1 - P_I)^{U-1-u_1-u_2} \\ &= \left(\frac{1}{2} \right)^U \sum_{u_1=0}^{U-1} \sum_{u_2=W-T_{h2}+1}^{U-1-u_1} C_{U-1}^{u_1} \cdot C_{U-1-u_1}^{u_2} \cdot (P_I)^{u_2} \cdot (1 - P_I)^{U-1-u_1-u_2} \quad (3.20) \end{aligned}$$

Étudions désormais la probabilité P_I . La variable décisionnelle du CCR #j peut s'écrire :

$$Z_j = W \cdot b_j + b_i \cdot h(i, j) + \sum_{k=1, k \neq i, k \neq j}^U b_k \cdot h(j, k)$$

Notons $I = \sum_{k=1, k \neq i, k \neq j}^U b_k \cdot h(j, k)$, le terme d'interférence lié aux utilisateurs #k.

Il ne peut y avoir une erreur de détection que si l'utilisateur #j a émis une donnée $b_j = 0$.

De plus, l'utilisateur #j ne sera interférent sur l'utilisateur désiré #i que si ce dernier a

3.3 Expressions des probabilités d'erreur théoriques dans le cas idéal

émis une donnée $b_i = 1$ et que le terme $h(i, j)$ vaut 1. Ce qui correspond à :

$$\begin{aligned}
 Z_j &= W \cdot b_j + b_i \cdot h(i, j) + I \\
 Z_j &= 0 + 1 + I \\
 Z_j &= 1 + I
 \end{aligned} \tag{3.21}$$

La probabilité P_I qu'un utilisateur non-désiré soit interférent peut alors être déterminée :

$$\begin{aligned}
 P_I &= P\left(\hat{b}_j = 1 \cap h(i, j) = 1 | b_i = 1 \cap b_j = 0 \cap u_1\right) \\
 &= P(h(i, j) = 1) \cdot P\left(\hat{b}_j = 1 | b_i = 1 \cap b_j = 0 \cap u_1 \cap h(i, j) = 1\right)
 \end{aligned}$$

La probabilité que les matrices de code #i et #j ait un chip en commun $P(h(i, j) = 1)$ est identique à celle décrite pour le récepteur CCR : $P(h(i, j) = 1) = \frac{W}{F}$. Donc :

$$\begin{aligned}
 P_I &= \frac{W}{F} \cdot P(Z_j \geq T_{h1} | b_j = 0 \cap b_i = 1 \cap h(i, j) = 1) \\
 &= \frac{W}{F} \cdot P(I \geq T_{h1} - 1)
 \end{aligned}$$

Où T_{h1} correspond au seuil du circuit de décision associé aux CCR des utilisateurs non-désirés.

Il faut donc qu'il y ait au moins $T_{h1} - 1$ utilisateurs interférents parmi les u_1 . De la même manière que pour P_{eCCR} , cela nous mène à l'expression :

$$P_I = \frac{W}{F} \cdot \sum_{m_1=T_{h1}-1}^{u_1} C_{u_1}^{m_1} \cdot \left(\frac{W}{F}\right)^{m_1} \cdot \left(1 - \frac{W}{F}\right)^{u_1-m_1} \tag{3.22}$$

avec $u_1 \geq T_{h1} - 1$.

Finalement, nous obtenons l'expression de la probabilité d'erreur théorique associée à la structure de réception PIC telle que :

$$\begin{aligned}
 Pe_{PIC} &= \left(\frac{1}{2}\right)^U \cdot \sum_{u_1=T_{h1}-1}^{U-1} \sum_{u_2=W-T_{h2}+1}^{U-1-u_1} C_{U-1}^{u_1} \cdot C_{U-1-u_1}^{u_2} \cdot (P_I)^{u_2} \cdot (1-P_I)^{U-1-u_1-u_2} \\
 &\text{avec} \\
 P_I &= \frac{W}{F} \cdot \sum_{m_1=T_{h1}-1}^{u_1} C_{u_1}^{m_1} \cdot \left(\frac{W}{F}\right)^{m_1} \cdot \left(1 - \frac{W}{F}\right)^{u_1-m_1}
 \end{aligned} \tag{3.23}$$

Nous pouvons remarquer que pour minimiser le nombre d'erreurs sur les données émises par l'utilisateur désiré, il faut maximiser les termes $W - T_{h2} + 1$ et $T_{h1} - 1$. Ce qui revient à prendre comme seuils de décision $T_{h1} = W$ et $T_{h2} = 1$ [26].

Nous avons montré pour le récepteur CCR, que les performances des codes 2D sont meilleures que celles des codes 1D. La structure de réception PIC étant composés de U CCR, les performances seront également meilleures.

3.3.4 Validation

Afin de pouvoir utiliser dans le suite de ce chapitre les probabilités d'erreur théoriques, nous vérifions tout d'abord par la simulation que les expressions (3.8), (3.12) et (3.23) sont correctes. Pour cela, nous avons considéré une famille de code 2D MWOOC dont les paramètres sont : $L = W = 5$ et $F = 29$. Le nombre maximal de matrices de code qui peuvent être transmises simultanément dans cette famille vaut $M = 34$.

Différents programmes modélisant la chaîne de transmission OCDMA, ont été développés en fonction du schéma de réception désiré. Ces programmes ont été écrits en C++.

3.3 Expressions des probabilités d'erreur théoriques dans le cas idéal

Pour chacune des trois structures de réception considérées dans cette étude (CCR, HL+CCR et PIC), nous avons tracé sur la figure 3.5 l'évolution théorique de la probabilité d'erreur en fonction du nombre de matrices transmises pour des valeurs optimales de seuils ($T_h = T_{h1} = W$ et $T_{h2} = 1$). Les points qui apparaissent sur la figure sont issus de la simulation et représentent le Taux d'Erreur Binaire (TEB).

Nous pouvons tout d'abord remarquer que les résultats théoriques sont identiques aux valeurs obtenues par simulation et ceci quelle que soit la structure de réception et le nombre d'utilisateurs qui communiquent. Cette comparaison nous permet donc d'utiliser les expressions théoriques développées.

Nous pouvons également observer l'amélioration des performances liée à la complexité de la structure de réception. En effet, la structure CCR qui est la plus simple, est également celle qui présente les moins bonnes performances. L'ajout du limiteur (HL) qui a pour effet de limiter l'IAM améliore le TEB. Enfin, la structure PIC qui permet de réduire l'IAM de manière significative, est celle qui obtient les meilleurs résultats.

D'ailleurs, pour un nombre d'utilisateurs inférieur à 20, il n'est plus possible d'obtenir d'erreurs de simulations pour un récepteur PIC (Le TEB théorique lorsque $U = 15$ est de l'ordre de 10^{-11}).

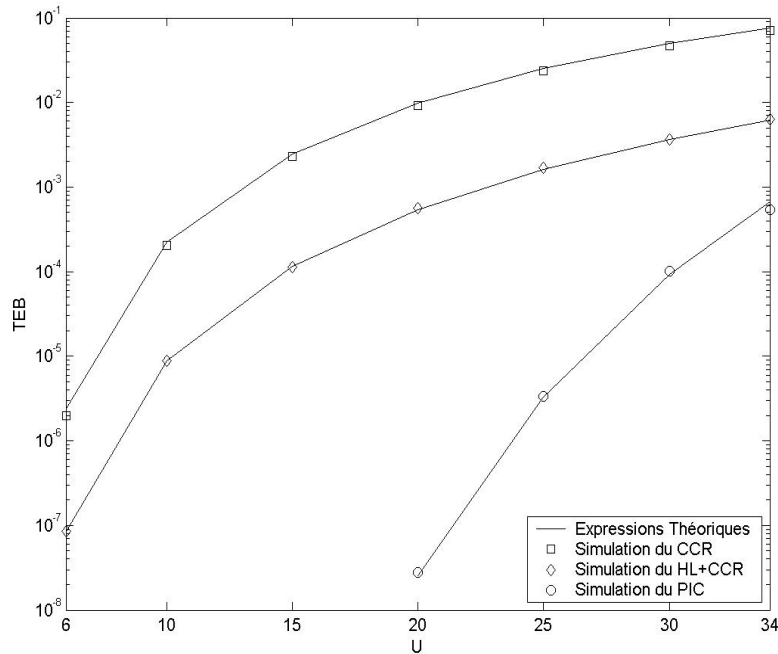


FIGURE 3.5 – TEB théoriques et simulés correspondant au code MWOOC($5 \times 29, 5, 1, 1$) pour les structures de réception CCR, HL+CCR et PIC.

3.4 Étude des performances en fonction des paramètres des codes

Dans la partie précédente, nous avons développé différentes probabilités d'erreur théoriques pour des familles de code 2D MWOOC($(L = F) \times F, W, 1, 1$). De nombreux paramètres ont une influence sur les performances tels que :

- la valeur de la longueur d'étalement temporel des codes F ,
- la valeur du poids W qui correspond non seulement au nombre de 1 dans chaque matrice de code, mais également au nombre de longueurs d'ondes utilisées L ,
- le nombre d'utilisateurs U qui communiquent simultanément.

3.4 Étude des performances en fonction des paramètres des codes

Nous allons par conséquent évaluer l'impact de ces différents paramètres sur les performances du système.

3.4.1 Influence de la longueur temporelle

Pour évaluer l'impact de la valeur de l'étalement temporel sur les performances, nous avons tracé sur la figure 3.6 l'évolution du TEB pour différentes valeurs de F et pour les structures de réception CCR, HL+CCR et PIC. Nous avons considéré des codes 2D MWOOC de paramètres : $((L = 3) \times F, W = 3, 1, 1)$, et le nombre d'utilisateurs qui communiquent simultanément a été fixé à $U = 30$.

Nous pouvons remarquer que pour chacune des trois courbes, le TEB s'améliore lorsque le paramètre F augmente. Ceci est dû au fait que plus la longueur d'étalement est importante, moins il y a de chance que l'un des chips à 1 des utilisateurs interférents se superpose à l'un des chips à 1 de l'utilisateur désiré pour un poids donné. On a en effet : $P(h(i, j) = 1) = \frac{W}{F}$. Donc, plus la valeur de F est importante, moins l'utilisateur désiré subit d'interférence.

Nous pouvons également observer que le gain en performance apporté par la structure de réception PIC est d'autant plus important lorsque F augmente. Cette amélioration du TEB s'explique par le fait que les utilisateurs interférents sont mieux détectés lorsque F augmente (cf. courbe du CCR), par conséquent l'interférence estimée du signal reçu contient moins d'erreurs, ce qui permet une meilleure estimation de la donnée émise par l'utilisateur désiré.

3.4.2 Influence du poids

Pour évaluer l'impact de la valeur du poids W sur les performances, nous avons tracé sur la figure 3.7 l'évolution du TEB pour différentes valeurs de W et pour les structures

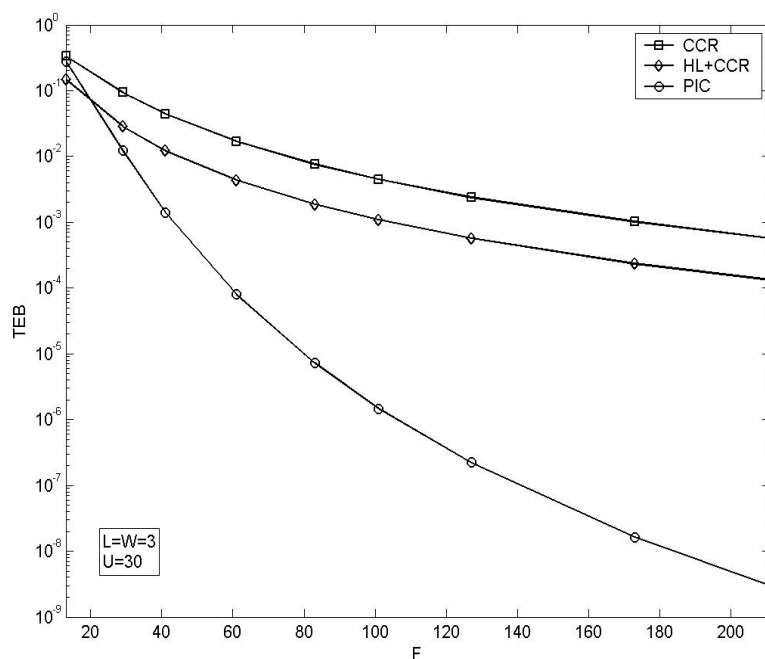


FIGURE 3.6 – Évolution du TEB des récepteurs CCR, HL+CCR et PIC en fonction de la longueur d'étalement temporelle F pour des codes MWOOC avec $L = W = 3$ et $U = 30$.

de réception CCR, HL+CCR et PIC.

Nous avons considéré des codes 2D MWOOC de paramètres : $((L = W) \times (F = 101), W, 1, 1)$, et le nombre d'utilisateurs qui communiquent simultanément a été fixé à $U = 50$.

Bien que le fait d'augmenter le nombre de 1 dans les matrices de code, augmente également les chances qu'un chip de l'utilisateur désiré soit recouvert par un chip à 1 d'un utilisateur non-désiré ($P(h(i, j) = 1) = \frac{W}{F}$), nous remarquons que les performances s'améliorent lorsque la valeur du poids augmente. Cette amélioration des TEB s'explique par le fait que le seuil de détection optimal est égal au poids pour les récepteurs CCR et HL+CCR, ce qui implique que pour qu'une donnée de l'utilisateur désiré soit

3.4 Étude des performances en fonction des paramètres des codes

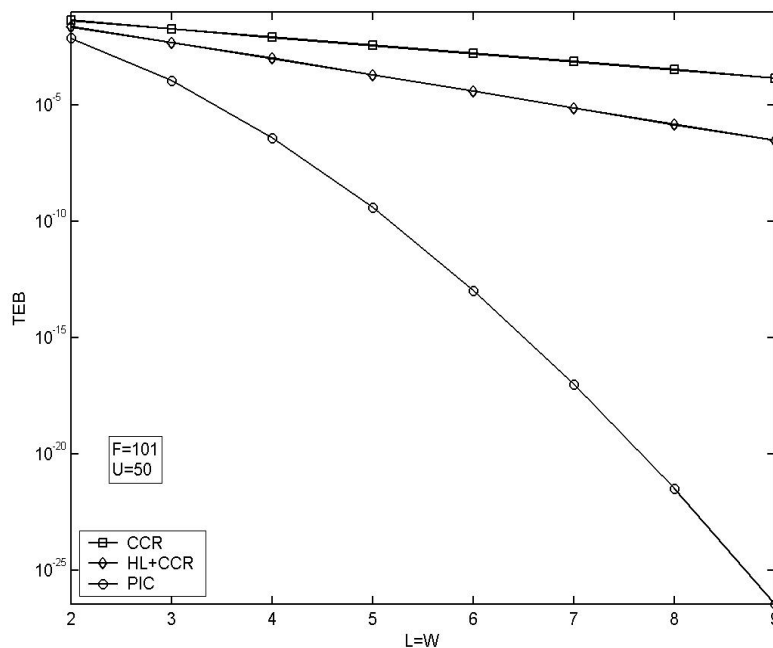


FIGURE 3.7 – Évolution du TEB des récepteurs CCR, HL+CCR et PIC en fonction de la valeur du poids W avec $L = W$ pour des codes MWOOC avec $F = 101$ et $U = 50$.

mal détectée, un nombre plus important de chips doit être recouvert lorsque le poids augmente. Pour le récepteur PIC, le seuil optimal de détection des utilisateurs interférents est $T_{h_1} = W$. Pour les mêmes raisons que précédemment, ces données sont donc mieux détectées. L'interférence estimée soustraite contient alors moins d'erreur et la détection de l'utilisateur désiré s'améliore.

Enfin, nous pouvons observer que le gain en performances apporté par la structure de réception PIC est de plus en plus important pour des valeurs de poids élevées. Comme précédemment, ceci s'explique par une meilleure détection des $(U - 1)$ utilisateurs non-désirés et par conséquent, l'interférence estimée qui est soustraite du signal avant de détecter la donnée émise par l'utilisateur désiré contient moins d'erreur.

3.4.3 Influence du nombre de codes transmis

La figure 3.8 présente l'évolution des TEB pour les trois structures de réception considérées en fonction du nombre d'utilisateurs qui communiquent simultanément. Les différents utilisateurs émettent leurs données avec une matrice de code issue de la famille MWOOC de paramètres $L = W = 3$ et $F = 31$.

Nous remarquons sur cette figure que plus le nombre d'utilisateurs qui communiquent de manière simultanée augmente, plus les performances associées à chacune des structures de réception se dégradent. En effet, nous avons vu que dans le cas d'un système optique incohérent, les familles de code utilisées ne peuvent pas être orthogonales. Cette limitation fait que chaque utilisateur communiquant en même temps que l'utilisateur désiré peut interférer sur la variable décisionnelle de ce dernier. Par conséquent, plus le nombre d'utilisateurs augmente, plus l'interférence augmente et donc plus les performances se dégradent.

3.4.4 Analyse de l'étude paramétrique

Dans cette partie, nous avons estimé l'impact de différents paramètres sur l'évolution des performances. Pour chacune des trois structures de réception considérées (CCR, HL+CCR et PIC), nous avons observé que les performances s'améliorent lorsque :

- la longueur d'étalement temporel F des codes utilisés est grande. Cependant, augmenter F va limiter les débits proposés. En effet, si on considère une bande passante électronique B , le débit par utilisateur est égal à $D = \frac{B}{F}$. Par conséquent, augmenter F améliore les performances mais diminue le débit offert à chaque utilisateur.

3.4 Étude des performances en fonction des paramètres des codes

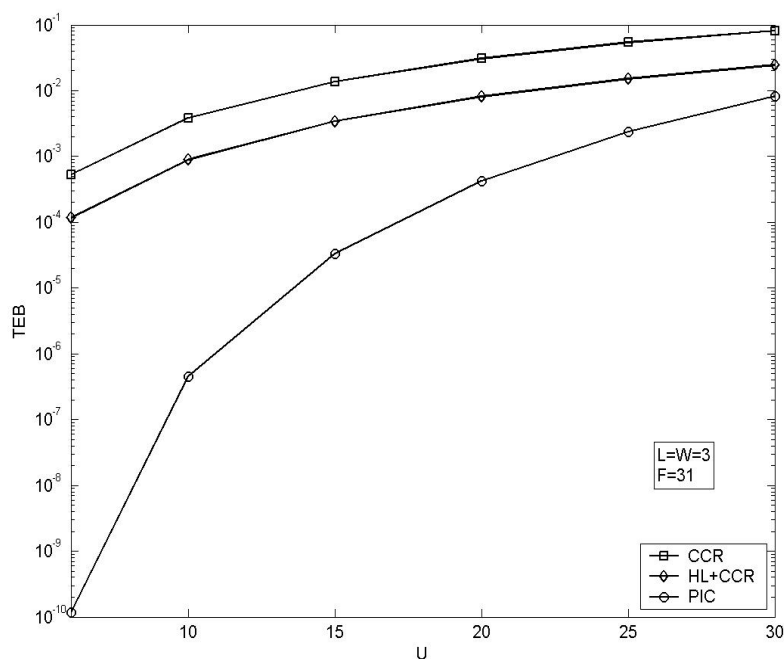


FIGURE 3.8 – Évolution du TEB des récepteurs CCR, HL+CCR et PIC en fonction du nombre d'utilisateurs qui communiquent simultanément U pour des codes MWOOC avec $L = W = 3$ et $F = 31$.

- la valeur du poids W est grande. Cependant, augmenter W va également augmenter le nombre de longueurs d'ondes utilisées ($L = W$). L'utilisation d'un nombre de longueurs d'ondes plus élevé rend le système plus complexe à mettre en œuvre, et accroît les bruits liés à l'encodage spectral. Par conséquent, nous désirons utiliser un nombre de longueurs d'ondes le plus faible possible.
- le nombre d'utilisateurs U est faible. Or dans le cadre de l'accès multiple (OCDMA), nous voulons au contraire pouvoir faire communiquer simultanément un nombre d'utilisateurs le plus grand possible.

Il y a donc des compromis à effectuer entre les performances désirées, le débit offert, le nombre de longueurs d'ondes utilisées et le nombre d'utilisateurs qui communiquent simultanément.

3.5 Impact d'un bruit Gaussien

Jusqu'à présent, nous avons considéré le canal de transmission idéal, c'est-à-dire que les erreurs de détection ne pouvaient être dues qu'à la présence d'IAM. Cependant, différents bruits liés notamment à l'utilisation de composants électroniques et optoélectroniques peuvent perturber le signal transmis dans le canal et, par conséquent induire des erreurs. Nous considérons dans la suite, un bruit additif Gaussien ou AWGN (Additive White Gaussian Noise).

3.5.1 Expression de $Pe_{CCRbruit}$

Dans le cas du récepteur conventionnel CCR, la variable décisionnelle de l'utilisateur désiré dans le cas d'un canal bruité s'écrit sous la forme [26] :

$$\begin{aligned}
 Z &= \int_0^{T_b} \left(\sum_{j=1}^U b_j(t) \cdot \mathbf{C}_j + \mathbf{N}_c \right) \cdot \mathbf{C}_i dt \\
 Z &= \int_0^{T_b} b_i(t) \cdot \mathbf{C}_i \cdot \mathbf{C}_i dt + \int_0^{T_b} \sum_{j=1, j \neq i}^U b_j(t) \cdot \mathbf{C}_j \cdot \mathbf{C}_i dt + \int_0^{T_b} \mathbf{N}_c \cdot \mathbf{C}_i dt \\
 Z &= W \cdot b_i + \sum_{j=1, j \neq i}^U b_j \cdot h(i, j) + n \\
 Z &= W \cdot b_i + I + n
 \end{aligned} \tag{3.24}$$

3.5 Impact d'un bruit Gaussien

Où I correspond au terme d'interférence lié aux autres utilisateurs du réseaux, $h(i, j)$ est le nombre de chips en commun entre les matrices \mathbf{C}_i et \mathbf{C}_j , \mathbf{N}_c représente la contribution du bruit de variance σ_c^2 sur le signal transmis, et n est la contribution globale du bruit de variance $\sigma^2 = W \cdot \sigma_c^2$ après intégration.

La probabilité d'erreur peut alors être développée de la manière suivante :

$$\begin{aligned}
 Pe_{CCRbruit} &= \frac{1}{2} \cdot P(\hat{b}_i = 1 | b_i = 0) + \frac{1}{2} \cdot P(\hat{b}_i = 0 | b_i = 1) \\
 &= \frac{1}{2} \cdot P(Z \geq T_h | b_i = 0) + \frac{1}{2} \cdot P(Z < T_h | b_i = 1) \\
 &= \frac{1}{2} \cdot P(I + n \geq T_h) + \frac{1}{2} \cdot P(W + I + n < T_h) \quad (3.25)
 \end{aligned}$$

Étant donné que le terme d'interférence I ne peut prendre que des valeurs entières (cas synchrone en temps chip), nous pouvons décomposer l'expression de $Pe_{CCRbruit}$ en fonction de la valeur k que peut prendre I :

$$\begin{aligned}
 Pe_{CCRbruit} &= \frac{1}{2} \cdot \sum_{k=0}^{U-1} P(I = k) \cdot P(n \geq T_h - k) + \frac{1}{2} \cdot \sum_{k=0}^{U-1} P(I = k) \cdot P(n < T_h - k - W) \\
 Pe_{CCRbruit} &= \frac{1}{2} \cdot \sum_{k=0}^{U-1} P(I = k) \cdot (P(n \geq T_h - k) + P(n < T_h - k - W)) \quad (3.26)
 \end{aligned}$$

La probabilité qu'il y ait k utilisateurs interférents parmi les $(U - 1)$ non-désirés est une distribution binomiale déterminée dans le cas sans bruit :

$$P(I = k) = C_{U-1}^k \cdot \left(\frac{W}{2 \cdot F}\right)^k \cdot \left(1 - \frac{W}{2 \cdot F}\right)^{U-1-k}$$

Enfin, comme n est une variable aléatoire Gaussienne de variance σ^2 , les termes

$P(n \geq T_h - k)$ et $P(n < T_h - k - W)$ peuvent s'écrire sous la forme (cf Annexe.D) :

$$P(n \geq T_h - k) = \frac{1}{2} \cdot \operatorname{erfc} \left(\frac{T_h - k}{\sigma \cdot \sqrt{2}} \right) \quad (3.27)$$

$$P(n < T_h - k - W) = \frac{1}{2} \cdot \operatorname{erfc} \left(\frac{W + k - T_h}{\sigma \cdot \sqrt{2}} \right) \quad (3.28)$$

Finalement, la probabilité d'erreur est exprimée par :

$$Pe_{CCRbruit} = \frac{1}{4} \cdot \sum_{k=0}^{U-1} C_{U-1}^k \cdot \left(\frac{W}{2 \cdot F} \right)^k \cdot \left(1 - \frac{W}{2 \cdot F} \right)^{U-1-k} \cdot \left(\operatorname{erfc} \left(\frac{T_h - k}{\sigma \cdot \sqrt{2}} \right) + \operatorname{erfc} \left(\frac{W + k - T_h}{\sigma \cdot \sqrt{2}} \right) \right) \quad (3.29)$$

3.5.2 Expression de $Pe_{HL+CCRbruit}$

Afin de développer le calcul de la probabilité d'erreur théorique du récepteur HL+CCR lorsque le signal est soumis à des perturbations de type AWGN, nous considérons que le bruit est une variable aléatoire qui s'ajoute au signal après la fonction HL. La fonction HL ne s'applique donc que sur le signal et pas sur le signal perturbé aléatoirement par le bruit, ce qui simplifie l'analyse des erreurs.

Cette considération nous permet d'obtenir une borne supérieure de la probabilité théorique. En effet, lorsque le bruit s'ajoute avant le HL, les contributions positives du bruit sont écrêtées lorsque l'amplitude du signal reçu est supérieur ou égal à 1, alors qu'en considérant le bruit après le HL, toutes les contributions du bruit sont prises en compte.

Le signal en sortie du bloc HL est alors exprimé par :

$$\mathbf{R} = g \left(\sum_{j=1}^U b_j(t) \cdot \mathbf{C}_j \right) + \mathbf{N}_c$$

3.5 Impact d'un bruit Gaussien

Où g est la fonction qui écrete l'amplitude du signal à 1 à l'instant t , \mathbf{N}_c représente la contribution du bruit de variance σ_c^2 .

La variable décisionnelle de l'utilisateur désiré s'écrit sous la forme :

$$\begin{aligned}
 Z &= \int_0^{T_b} \left(g \left(\sum_{j=1}^U b_j(t) \cdot \mathbf{C}_j \right) + \mathbf{N}_c \right) \cdot \mathbf{C}_i dt \\
 Z &= \int_0^{T_b} g \left(\sum_{j=1}^U b_j(t) \cdot \mathbf{C}_j \right) \cdot \mathbf{C}_i dt + \int_0^{T_b} \mathbf{N}_c \cdot \mathbf{C}_i dt \\
 Z &= \int_0^{T_b} g \left(b_i(t) \cdot \mathbf{C}_i + \sum_{j=1, j \neq i}^U b_j(t) \cdot \mathbf{C}_j \right) \cdot \mathbf{C}_i dt + n
 \end{aligned} \tag{3.30}$$

n est la contribution globale du bruit de variance $\sigma^2 = W \cdot \sigma_c^2$ après intégration.

La probabilité d'erreur peut alors être développée de la manière suivante :

$$P_{e_{HL+CCRbruit}} = \frac{1}{2} \cdot P(\hat{b}_i = 1 | b_i = 0) + \frac{1}{2} \cdot P(\hat{b}_i = 0 | b_i = 1) \tag{3.31}$$

Évaluons dans un premier temps la valeur du terme $P(\hat{b}_i = 1 | b_i = 0)$:

$$\begin{aligned}
 P(\hat{b}_i = 1 | b_i = 0) &= P(Z \geq T_h | b_i = 0) \\
 &= P \left(\int_0^{T_b} g \left(\sum_{j=1, j \neq i}^U b_j(t) \cdot \mathbf{C}_j \right) \cdot \mathbf{C}_i dt + n \geq T_h \right)
 \end{aligned} \tag{3.32}$$

Le terme $g \left(\sum_{j=1, j \neq i}^U b_j(t) \cdot \mathbf{C}_j \right) \cdot \mathbf{C}_i$ ne peut valoir que 0 ou 1 sur chaque chip. Par conséquent, l'intégration sur T_b donne une valeur k telle que $k \in [0, W]$.

En décomposant l'expression (3.32) en fonction de la valeur de k , nous obtenons :

$$P(\hat{b}_i = 1 | b_i = 0) = \sum_{k=0}^W P\left(\int_0^{T_b} g\left(\sum_{j=1, j \neq i}^U b_j(t) \cdot \mathbf{C}_j\right) \cdot \mathbf{C}_i dt = k\right) \cdot P(k + n \geq T_h) \quad (3.33)$$

De plus, $\int_0^{T_b} g\left(\sum_{j=1, j \neq i}^U b_j(t) \cdot \mathbf{C}_j\right) \cdot \mathbf{C}_i dt = k$ signifie qu'il y a exactement k chips de l'utilisateur désiré qui subissent une interférence et $W - k$ chips qui n'en subissent pas.

Cela correspond à une distribution binomiale, nous obtenons alors :

$$P\left(\int_0^{T_b} g\left(\sum_{j=1, j \neq i}^U b_j(t) \cdot \mathbf{C}_j\right) \cdot \mathbf{C}_i dt = k\right) = C_W^k \cdot P(k \text{ chips à } 1) \cdot P(W - k \text{ chips à } 0) \quad (3.34)$$

Nous cherchons à déterminer la probabilité que k utilisateurs parmi les $(U - 1)$ non-désirés interfèrent, et donc que $(U - 1 - k)$ n'interfèrent pas. D'après (équation (3.10)), la probabilité qu'aucun des $(U - 1 - k)$ utilisateurs non-désirés n'interfèrent sur un des chips de l'utilisateur désiré est donné par :

$$\left(1 - \frac{1}{2 \cdot F}\right)^{U-1-k}$$

Nous en déduisons la probabilité qu'ils n'interfèrent sur aucun des $W - k$ chips :

$$P(W - k \text{ chips à } 0) = \left[\left(1 - \frac{1}{2 \cdot F}\right)^{U-1-k}\right]^{W-k} \quad (3.35)$$

3.5 Impact d'un bruit Gaussien

Nous déduisons également de l'équation (3.10) l'expression de la probabilité d'avoir au moins un utilisateur qui interfère sur un chip de l'utilisateur désiré :

$$1 - \left(1 - \frac{1}{2 \cdot F}\right)^{U-1}$$

La probabilité qu'un second chip de l'utilisateur désiré soit recouvert est alors donnée par :

$$1 - \left(1 - \frac{1}{2 \cdot F}\right)^{U-2}$$

Donc la probabilité que ces deux chips distincts subissent une interférence est donnée par :

$$\left(1 - \left(1 - \frac{1}{2 \cdot F}\right)^{U-1}\right) \cdot \left(1 - \left(1 - \frac{1}{2 \cdot F}\right)^{U-2}\right)$$

Et ainsi de suite; nous obtenons donc la probabilité que k chips de l'utilisateur désiré subissent une interférence par :

$$P(k \text{ chips à } 1) = \prod_{l=1}^k 1 - \left(1 - \frac{1}{2 \cdot F}\right)^{(U-l)} \quad (3.36)$$

En remplaçant les différentes équations (3.35) et (3.36) dans (3.34), nous pouvons écrire (3.33) telle que :

$$P(\hat{b}_i = 1 | b_i = 0) = \sum_{k=0}^W C_W^k \cdot \left(1 - \frac{1}{2 \cdot F}\right)^{(U-1-k) \cdot (W-k)} \cdot \prod_{l=1}^k 1 - \left(1 - \frac{1}{2 \cdot F}\right)^{(U-l)} \cdot P(n \geq T_h - k) \quad (3.37)$$

Évaluons désormais la valeur du terme $P(\hat{b}_i = 0 | b_i = 1)$:

$$\begin{aligned} P(\hat{b}_i = 0 | b_i = 1) &= P(Z < T_h | b_i = 1) \\ &= P\left(\int_0^{T_b} g\left(\mathbf{C}_i + \sum_{j=1, j \neq i}^U b_j(t) \cdot \mathbf{C}_j\right) \cdot \mathbf{C}_i dt + n < T_h\right) \end{aligned} \quad (3.38)$$

Étant donné que l'utilisateur désiré a émis une donnée 1, quelles que soient les données émises par les utilisateurs non-désirés, la fonction g écrêtera toute contribution supplémentaire. Par conséquent, les chips du signal reçu qui coïncident avec les W chips à 1 du code de l'utilisateur désiré seront tous à 1. Donc nous pouvons dire que le terme $\int_0^{T_b} g\left(\mathbf{C}_i + \sum_{j=1, j \neq i}^U b_j(t) \cdot \mathbf{C}_j\right) \cdot \mathbf{C}_i dt$ vaut W .

Ce qui nous permet d'écrire :

$$P(\hat{b}_i = 0 | b_i = 1) = P(W + n < T_h) \quad (3.39)$$

Les termes $P(n \geq T_h - k)$ et $P(n < T_h - W)$ peuvent être écrits sous la forme (cf. Annexe.D) :

$$\begin{aligned} P(n \geq T_h - k) &= \frac{1}{2} \cdot \operatorname{erfc}\left(\frac{T_h - k}{\sigma \cdot \sqrt{2}}\right) \\ P(n < T_h - W) &= \frac{1}{2} \cdot \operatorname{erfc}\left(\frac{W - T_h}{\sigma \cdot \sqrt{2}}\right) \end{aligned} \quad (3.40)$$

3.5 Impact d'un bruit Gaussien

Nous obtenons alors l'expression de la probabilité d'erreur :

$$Pe_{HL+CCRbruit} = \frac{1}{4} \cdot \operatorname{erfc} \left(\frac{W - T_h}{\sigma \cdot \sqrt{2}} \right) + \frac{1}{2} \sum_{k=0}^W C_W^k \cdot \left(1 - \frac{1}{2 \cdot F} \right)^{(U-1-k) \cdot (W-k)} \cdot \frac{1}{2} \cdot \operatorname{erfc} \left(\frac{T_h - k}{\sigma \cdot \sqrt{2}} \right) \cdot \prod_{l=1}^k \left(1 - \frac{1}{2 \cdot F} \right)^{(U-l)} \quad (3.41)$$

3.5.3 Expression de $Pe_{PICbruit}$

L'expression théorique de la probabilité d'erreur associée à la structure de réception PIC a été menée pour les codes 1D temporels de longueur F dans [26]. Nous ne décrivons donc pas toutes les étapes permettant d'obtenir $Pe_{PICbruit}$ qui peut être exprimée telle que :

$$Pe_{PICbruit} = \left(\frac{1}{2} \right)^U \cdot \sum_{N_1=0}^{U-1} C_{U-1}^{N_1} \cdot \sum_{i^+=0}^{N_1} \sum_{i^-=0}^{U-1-N_1} \frac{f(0)}{2} \cdot \operatorname{erfc} \left(\frac{T_{h2} - i^+ + i^-}{\sigma \cdot \sqrt{2}} \right) + \frac{f(1)}{2} \cdot \operatorname{erfc} \left(\frac{W + i^+ - i^- - T_{h2}}{\sigma \cdot \sqrt{2}} \right) \quad (3.42)$$

Avec :

$$\begin{aligned} f(j) &= C_{N_1}^{i^+} \cdot (p_j^+)^{i^+} \cdot (1 - p_j^+)^{N_1 - i^+} \cdot C_{U-1-N_1}^{i^-} \cdot (p_j^-)^{i^-} \cdot (1 - p_j^-)^{U-1-N_1-i^-} \\ p_j^+ &= \frac{W}{F} \cdot \sum_{l=0}^{N_1-1} C_{N_1-1}^l \left(\frac{W}{F} \right)^i \cdot \left(1 - \frac{W}{F} \right)^{N_1-1-l} \cdot \frac{1}{2} \cdot \operatorname{erfc} \left(\frac{W + j + l - T_{h1}}{\sigma \cdot \sqrt{2}} \right) \\ p_j^- &= \frac{W}{F} \cdot \sum_{l=0}^{N_1} C_{N_1}^l \left(\frac{W}{F} \right)^l \cdot \left(1 - \frac{W}{F} \right)^{N_1-l} \cdot \frac{1}{2} \cdot \operatorname{erfc} \left(\frac{T_{h1} - j - l}{\sigma \cdot \sqrt{2}} \right) \end{aligned}$$

3.5.4 Validation

De la même manière que dans le cas sans bruit, nous avons vérifié par la simulation que les expressions des probabilités d'erreur théoriques pour les structures de réception CCR (3.29), HL+CCR (3.41) et PIC (3.42) sont correctes. Pour cela, nous considérons le rapport signal à bruit (SNR : Signal to Noise Ratio) défini par :

$$SNR_{(dB)} = 10 \log \left(\frac{P_{signal}}{P_{bruit}} \right)$$

avec : $P_{signal} = \frac{1}{2} \cdot W$, le terme $\frac{1}{2}$ provient de l'équiprobabilité d'émettre une donnée 0 ou 1, W correspond à la puissance émise sur le temps bit lorsque la puissance de chaque chip est normalisée. $P_{bruit} = 2 \cdot \sigma_c^2 = \frac{2 \cdot \sigma^2}{W}$.

Donc :

$$SNR_{dB} = 10 \log \left(\frac{W}{4 \cdot \sigma_c^2} \right) = 10 \log \left(\frac{W^2}{4 \cdot \sigma^2} \right) \quad (3.43)$$

Lorsque le bruit perturbe le signal, les valeurs optimales de seuils doivent être obtenues en fonction de la quantité de bruit. Il est donc nécessaire de faire une recherche du seuil optimal à chaque fois. Dans cette étude, la recherche de ces valeurs est effectuée par dichotomie pour chacune des valeurs de TEB présentées.

Nous avons considéré une famille de code 2D MWOOC dont les paramètres sont : $L = W = 5$ et $F = 29$, et nous avons fixé le nombre d'utilisateurs communiquant à $U = 25$. La figure 3.9 présente l'évolution des TEB en fonction de la valeur du SNR pour les structures de réception considérées. Nous avons également reporté sur cette figure les points obtenus par simulation du HL+CCR et correspondant au cas où le bruit est pris en compte avant la fonction limiteur. Nous pouvons tout d'abord remarquer que les points de simulation obtenus valident les équations théoriques puisque les différents tracés

3.5 Impact d'un bruit Gaussien

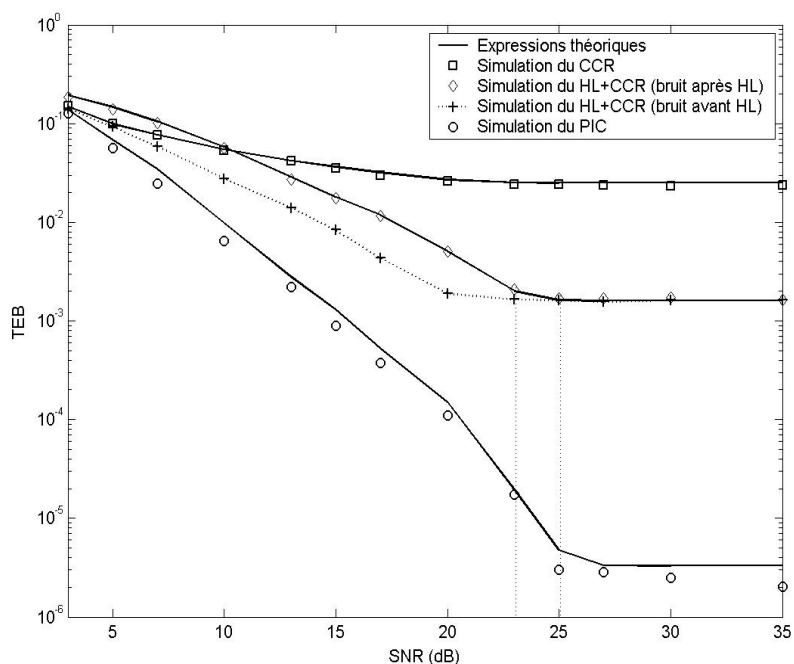


FIGURE 3.9 – TEB théoriques et simulés correspondant au code MWOOC($5 \times 29, 5, 1, 1$) pour les structures de réception CCR, et PIC en fonction du rapport signal à bruit (SNR).

concordent, nous utilisons donc dans la suite de l'étude les expressions des probabilités théoriques. De plus, nous pouvons dire que la courbe de simulation du HL+CCR lorsque le bruit est considéré après le limiteur correspond bien à une borne supérieure. La valeur du SNR limite qui permet de retrouver les performances idéales est plus élevée lorsque le bruit est considéré après le limiteur. Sur l'exemple, il y a un écart d'environ 2dB entre les SNR limites. Néanmoins, dans la suite, nous utiliserons cette borne théorique pour effectuer le design des codes lorsque le récepteur est un HL+CCR.

Nous observons sur la figure que lorsque le SNR est important, l'impact du bruit est négligeable devant l'IAM, et nous retrouvons les performances du cas sans bruit (cf. Fig. 3.5). Par contre, lorsque le SNR décroît, alors l'impact du bruit devient de plus en

plus prépondérant et les performances se dégradent. Nous pouvons remarquer que chaque structure de réception a une valeur de SNR limite à partir de laquelle les performances ne sont plus identiques à celles obtenues dans le cas sans bruit. De plus ces valeurs de SNR limites ne sont pas égales pour les différents récepteurs, cette différence s'explique par le fait que le bruit doit être plus important pour perturber le signal lorsque l'IAM est élevée que lorsque celle-ci est faible. Par conséquent, les différents récepteurs ne présentent pas la même robustesse aux perturbations.

3.6 Design des codes adaptés à une transmission très haut débit dans l'accès

Pour évaluer l'intérêt des codes 2D OCDMA et des différentes structures de réception étudiées, on considère un exemple de spécifications correspondant aux réseaux d'accès très haut débit. Supposons que l'objectif est de respecter différentes contraintes dont :

- un nombre d'utilisateurs actifs dans le réseau $U = 32$,
- les utilisateurs doivent pouvoir communiquer avec un débit $D \geq 155\text{Mbps}$,
- le taux d'erreur doit être $\text{TEB} \leq 10^{-9}$.

Le débit offert à chaque utilisateur dépend de la longueur d'étalement temporel des codes F . En effet, considérant que la bande passante de l'électronique a pour valeur $B = 10\text{GHz}$, on peut écrire :

$$\begin{aligned}
 F \cdot D &\leq B \\
 F &\leq \frac{B}{D} = \frac{10 \cdot 10^9}{155 \cdot 10^6} \\
 F &\leq 64
 \end{aligned}
 \tag{3.44}$$

3.6 Design des codes adaptés à une transmission très haut débit dans l'accès

Afin d'atteindre l'objectif sur le débit offert, il est alors nécessaire de limiter la valeur de F . Étant donné que pour construire les familles de code 2D, il est nécessaire que F soit un nombre premier, nous limiterons F à 61.

Nous avons donc cherché pour chacune des trois structures de réception considérées, la longueur d'étalement minimale requise permettant à 32 utilisateurs une communication simultanée dont le TEB n'excède pas 10^{-9} . Cette recherche est faite dans le cas sans bruit pour différentes valeurs de poids W avec $L = W$. Les résultats sont reportés sur la figure 3.10. Nous avons également reporté la valeur limite $F = 61$ permettant d'avoir $D = 155\text{Mbps}$.

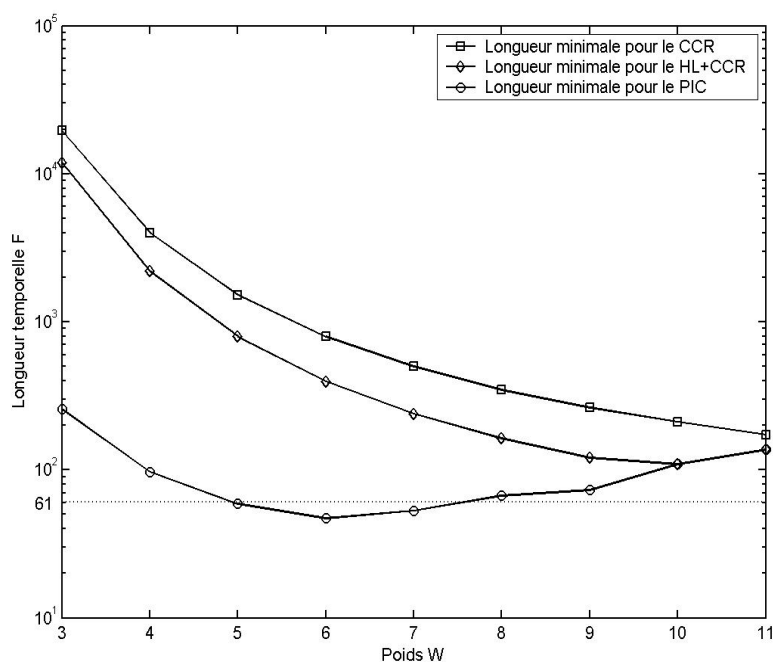


FIGURE 3.10 – Longueur d'étalement F minimale requise permettant à 32 utilisateurs de communiquer simultanément avec un $\text{TEB} \leq 10^{-9}$ pour les structures de réception CCR, HL+CCR et PIC en fonction de la valeur du poids.

Sur cette figure, nous pouvons tout d'abord remarquer que les courbes sont dans un premier temps décroissantes. Ceci est dû au fait que plus la valeur du poids $L = W$ est grande, plus le seuil de détection optimal augmente et donc plus le nombre d'erreurs sur des 0 émis diminue. Par conséquent, la longueur d'étalement temporelle peut être diminuée. Puis dans un deuxième temps, les courbes sont croissantes. En effet, l'augmentation de la valeur du poids permet de libérer la contrainte sur F , cependant le paramètre F doit être suffisamment grand pour générer des séquences de code 1D nécessaires pour construire les codes 2D tout en respectant l'équation (1.5).

Nous pouvons également observer qu'il n'y a pas d'intersection avec la ligne $F = 61$ pour les résultats concernant le CCR et le HL+CCR. Par conséquent, il n'est pas possible d'obtenir $F \leq 61$. Les différentes contraintes sur les paramètres U , D et le TEB ne peuvent donc pas être respectées en utilisant ces récepteurs.

Par contre, la courbe associée au récepteur PIC présente une zone d'intersection avec $F = 61$. Il est donc possible de respecter les différentes contraintes avec $F \leq 61$.

Si on cherche à minimiser les paramètres F et $W = L$, le code 2D correspondant est un MWOOC de paramètres $L = W = 6$, $F = 47$. Ces valeurs permettent de générer des matrices de code MWOOC($6 \times 47, 6, 1, 1$) autorisant 32 utilisateurs à communiquer simultanément à $D = 213\text{Mbps}$ (pour $B = 10\text{GHz}$) avec un taux d'erreur inférieur à 10^{-9} .

L'étude précédente est étendue à d'autres valeurs U de nombre d'utilisateurs actifs. Les résultats sont présentés dans le tableau (3.1).

Nous pouvons tout d'abord vérifier que pour chacune des structures de réception, plus le nombre d'utilisateurs actifs augmente, plus les paramètres de codes doivent être élevés. Par conséquent les débits sont plus faibles.

3.6 Design des codes adaptés à une transmission très haut débit dans l'accès

TABLE 3.1 – Paramètres des codes $((L = W) \times F)$ et débits D permettant différents nombre d'utilisateurs U de communiquer à un $\text{TEB} \leq 10^{-9}$ pour les récepteurs CCR, HL+CCR et PIC.

		Nombre d'utilisateurs U					
		10	20	32	40	50	60
CCR	$(L \times F)$	(8×67)	(10×113)	(12×163)	(12×191)	(12×251)	(13×263)
	D (Mbps)	149	88	61	52	40	38
HL+CCR	$(L \times F)$	(7×53)	(9×73)	(10×109)	(10×121)	(11×137)	(11×157)
	D (Mbps)	189	136	92	83	73	64
PIC	$(L \times F)$	(4×23)	(6×31)	(6×47)	(7×53)	(7×61)	(8×67)
	D (Mbps)	435	323	213	189	163	149

De plus, ce tableau montre l'efficacité du récepteur PIC par rapport au CCR et au HL+CCR. En effet, quel que soit le nombre d'utilisateurs qui communiquent, les débits proposés sont toujours nettement supérieurs avec le PIC. Notons également que pour une valeur de débit fixée, le nombre d'utilisateurs pouvant communiquer simultanément est nettement supérieur avec une structure PIC. Par exemple, pour un débit $D = 149\text{Mbps}$, 10 utilisateurs détectés avec un CCR peuvent communiquer alors qu'avec un PIC on en a 60. De la même manière, si on considère un débit $D = 189\text{Mbps}$, le nombre d'utilisateurs utilisant un récepteur HL+CCR est $U = 10$ alors qu'il vaut $U = 40$ avec un récepteur PIC.

Enfin, nous avons comparé les possibilités liées à l'utilisation des codes 2D MWOOC étudiés par rapport aux codes 1D OOC. Pour cela, nous présentons dans le tableau (3.2) les différents codes minimaux ainsi que les débits associés permettant à $U = 32$ utilisateurs de communiquer à un $\text{TEB} \leq 10^{-9}$, les résultats concernant les codes 1D ont sont issus de [20].

TABLE 3.2 – Comparaison des paramètres de codes 1D OOC et 2D MWOOC permettant à $U = 32$ utilisateurs de communiquer à un $\text{TEB} \leq 10^{-9}$ pour les structures de réception CCR, HL+CCR et PIC.

	Paramètres des codes		Débits (Mbps)	
	1D	2D	1D	2D
CCR	W=9 F=2339	L=W=12 F=163	4	61
HL+CCR	W=7 F=1662	L=W=10 F=109	6	92
PIC	W=4 F=386	L=W=6 F=47	26	213

Nous pouvons remarquer que, quel que soit le codage 1D ou 2D, les débits offerts augmentent lorsque la complexité du récepteur s'accroît ce qui correspond aux résultats précédent. De plus, pour un récepteur donné, nous pouvons dire que l'utilisation de deux dimensions d'étalement permet d'obtenir des débits nettement supérieurs. En effet dans le cas codes 1D, la contrainte entre la longueur d'étalement, le poids du code et le nombre d'utilisateurs (cf. équation (1.5)) limite les possibilités. Par exemple, dans le cas du PIC avec les codes 1D, si on augmente la valeurs du poids W à 5, alors la valeur de F pourrait diminuer. Cependant, la longueur minimale permettant d'avoir 32 séquences de codes OOC avec $W = 5$ est $F = 641$. Cet exemple montre alors l'intérêt d'utiliser des codes 2D pour relâcher les contraintes.

Enfin, l'impact du bruit sur les performances a été considéré. Pour les codes présentés dans le tableau (3.1) permettant à 32 utilisateurs de communiquer simultanément à un TEB inférieur à 10^{-9} , nous avons déterminé les valeurs de SNR limites à partir desquels

3.6 Design des codes adaptés à une transmission très haut débit dans l'accès

le TEB visé n'est plus respecté. Les valeurs obtenues sont : 33dB pour le récepteur CCR, 32dB pour le HL+CCR et 28dB pour le PIC. Cette différence montre que pour un TEB donné, la structure de réception PIC assure une plus grande robustesse que les récepteurs "mono-utilisateur" CCR et HL+CCR.

Pour compléter l'étude, nous avons cherché pour chacune des structures de réception considérées le design des codes lorsque l'impact du bruit est pris en compte . Pour cela, nous voulons déterminer quels sont les paramètres de codes requis ayant la plus petite valeur de F , et permettant à $U = 32$ utilisateurs de communiquer à un TEB de 10^{-9} pour un rapport signal à bruit donné, par exemple de 20dB.

Les paramètres de code obtenus sont :

- $L = W = 15$, $F = 311$, $D = 32$ Mbps pour le CCR,
- $L = W = 14$, $F = 263$, $D = 38$ Mbps pour le HL+CCR,
- $L = W = 8$, $F = 67$, $D = 149$ Mbps pour le PIC,

Nous pouvons tout d'abord remarquer que par rapport aux codes obtenus dans le cas sans bruit, les valeurs des paramètres de code minimaux sont plus élevés pour les trois récepteurs considérés et donc, les débits offerts diminuent. Néanmoins, on peut noter que le PIC permet d'offrir 149Mbps avec un SNR de 20dB et reste donc proche des spécifications visées.

Finalement, nous pouvons dire que la structure de réception PIC est la plus performante pour fournir des transmissions haut débit dans les futurs réseaux d'accès. Par rapport aux structures CCR et HL+CCR, le PIC permet :

- d'obtenir des valeurs de TEB plus faibles,
- d'augmenter le nombre d'utilisateurs actif,
- d'augmenter les valeurs de débits offert,

- une meilleure résistance au bruit.

Cette étude a montré qu'il y a des compromis à effectuer entre les performances du système désiré et la complexité de la structure de réception mise en œuvre.

3.7 Conclusion

Dans ce chapitre, nous nous sommes plus particulièrement intéressé à l'étude des performances associées aux familles de codes 2D MWOOC($(L = W) \times F, W, 1, 1$). Pour cela, nous avons considéré différentes structures de réception : Deux récepteurs mono-utilisateur appelés récepteurs conventionnel par corrélation sans et avec limiteur (CCR et HL+CCR), puis une structure multi-utilisateur appelée récepteur à annulation parallèle d'interférence (PIC).

Les expressions des probabilités d'erreur théoriques ont été développées pour chacune des structures de réception considérées, dans un premier temps en considérant un canal idéal, puis dans le cas où le canal de transmission est bruité. Chacune des expressions théoriques présentées dans cette partie a été validée par simulation de la chaîne de transmission avant d'étudier les potentialités d'utilisation de la technique 2D OCDMA pour les futurs réseaux d'accès.

Pour cela, nous avons tout d'abord étudié les possibilités de respecter différentes contraintes dans le réseau qui sont d'avoir 32 utilisateurs qui communiquent à un débit par utilisateur supérieur à 155Mbps, et d'assurer la qualité de la transmission telle que le TEB n'excède pas la valeur de 10^{-9} .

Cette étude a permis de vérifier que l'utilisation du codage 2D permet de meilleures performances que celle des codes 1D.

3.7 Conclusion

Nous avons ensuite déterminé les possibilités offertes par chacune des structures de réception dans les cas avec et sans bruit. Nous avons alors montré que le PIC est le récepteur le plus performant à chaque fois. Cette efficacité est liée à la complexité de mise en œuvre puisque, le PIC détecte dans un premier temps l'interférence apportée par tous les utilisateurs non-désirés, la soustrait du signal reçu, puis estime la donnée émise par l'utilisateur désiré. Par conséquent, nous pouvons dire qu'il y a des compromis entre le TEB visé, le nombre d'utilisateurs actifs, le débit proposé et la complexité de la structure de réception mise en œuvre. D'autre part, étant donné le principe de fonctionnement du PIC, il n'y a plus de sécurité inhérente au principe d'encodage des données puisque ce récepteur nécessite la connaissance de tous les codes alloués aux autres utilisateurs. Il faut donc également effectuer un compromis à ce niveau.

Dans le chapitre suivant, nous nous intéressons à la possibilité d'employer la technique 2D OCDMA pour différencier les services transmis en plus des utilisateurs. En effet, les futurs systèmes de communication doivent non seulement permettre à plusieurs utilisateurs de communiquer de manière simultanée, mais également proposer une distinction entre les différents types d'information à émettre. Cette différenciation doit permettre l'accès aux utilisateurs à des applications dites multimédia.

Chapitre 4

Application à la transmission

Multimédia

Sommaire

4.1	Introduction	102
4.2	État de l'art	102
4.2.1	Techniques de différenciation de débits	103
4.2.2	Techniques de différenciation de TEB	107
4.3	Différenciation de TEB avec des codes multi-poids MWOOC	109
4.4	Étude théorique des performances des codes multi-poids	115
4.4.1	Cas où le canal est idéal	117
4.4.2	Impact du bruit Gaussien	131
4.5	Différenciation de débit	143
4.6	Design des codes pour une transmission multimédia	146
4.6.1	Performances dans le cas idéal sans bruit	146
4.6.2	Prise en compte de l'impact du bruit	154
4.7	Conclusion	162

4.1 Introduction

Les applications multimédia qui incluent différents types de services, connaissent une croissance rapide depuis quelques années. On peut citer par exemple, les offres *triple-play* des opérateurs permettant de fournir différents services simultanément tels que le transfert de données, la téléphonie ainsi que la télévision.

Les activités de recherche sur les transmissions multiservices, c'est-à-dire permettant d'intégrer la transmission de différents flux, se sont donc accentuées dans le contexte des réseaux d'accès optiques.

La technique CDMA Optique qui permet de partager la ressource entre les utilisateurs par l'attribution d'un code spécifique à chacun, peut également être envisagée pour partager la ressource entre différentes applications toujours par l'attribution d'un code mais qui caractérise le service. Nous considérons qu'un service est défini par son débit et par le TEB requis pour assurer une certaine qualité de transmission ou qualité de service. Dans le chapitre précédent, nous avons montré que l'utilisation de la technique OCDMA pour l'accès est d'autant plus intéressante que la structure de réception est complexe. Cependant, pour étudier les potentialités de la technique pour fournir différentes applications multimédia nous considérons dans ce chapitre des structures de réception mono-utilisateur plus simples (CCR et HL+CCR).

4.2 État de l'art

Plusieurs études ont été menées ces dernières années sur l'utilisation de la technique OCDMA pour le multimédia [73–87]. Nous présentons dans cette partie une description

des différentes techniques employées pour différencier les débits ainsi que les méthodes mises en œuvre pour faire communiquer simultanément des utilisateurs n'ayant pas les mêmes performances ou TEB. Pour simplifier l'écriture, nous considérons un nombre S de services différents.

4.2.1 Techniques de différenciation de débits

Étant donné que le débit proposé aux différents utilisateurs est proportionnel à la longueur temporelle des codes ($F \cdot D \leq B$), plusieurs études se sont intéressées à la génération de familles de codes dont l'étalement temporel F diffère en fonction du service [73–78]. La transmission de différentes longueurs a cependant des performances limitées du fait de l'interférence importante introduite par les codes de longueurs courtes sur les codes de plus grandes longueurs. C'est pourquoi d'autres techniques ont été envisagées, basées sur l'utilisation de codes à longueurs d'étalement constantes (utilisation du codage M-aire [79, 80] ou du Parallel Mapping [81, 82]). Nous présentons brièvement l'ensemble de ces techniques.

4.2.1.1 Codes à longueurs temporelles différentes

Les travaux présentés dans [73–78] proposent la différenciation de débit par l'allocation aux utilisateurs de codes à longueurs d'étalement temporel différentes. Ainsi les utilisateurs qui possèdent un code long communiquent à bas débit, alors que ceux qui ont un code court émettent les données à un débit plus grand.

Dans [73–75], les auteurs proposent de construire des familles de codes 1D OOC ayant des longueurs d'étalement différentes. Cependant, l'utilisation de codes 1D est limitée de la même manière que dans le cas simple service : le nombre de séquences de code est faible et il existe des contraintes sur la longueur temporelle.

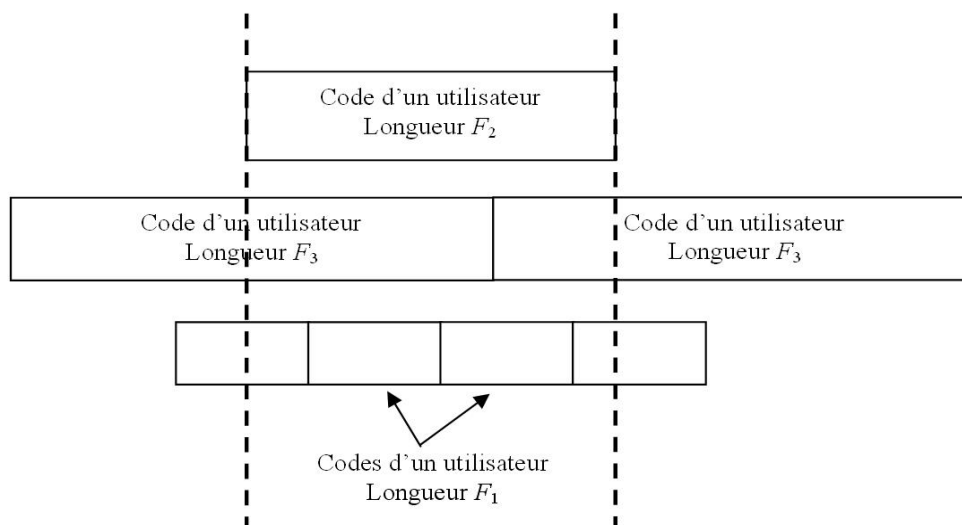


FIGURE 4.1 – Exemple d’émission de codes ayant 3 longueurs d’étalement différentes avec $F_1 < F_2 < F_3$.

Des méthodes de construction de familles de code 2D plus flexibles que les codes 1D et à plusieurs longueurs d’étalement sont présentées dans [76–78].

La figure 4.1 présente un exemple de trois utilisateurs transmettant des services distincts simultanément ($S = 3$). Les trois utilisateurs ont des codes dont l’étalement est différent représenté par F_1 , F_2 et F_3 (avec $F_1 < F_2 < F_3$). Sur ce schéma, nous pouvons remarquer que plus la longueur d’étalement est grande, plus ce code voit sur la durée de son Temps bit des copies des codes de longueurs plus courtes. En effet, si nous prenons l’exemple où $F_2 = 3F_1$, alors l’utilisateur ayant un code de longueur F_1 émet trois données binaires (et donc potentiellement 3 fois son code si les données sont des 1) pendant que l’utilisateur ayant un code de longueur F_2 n’en émet qu’une. Nous avons bien deux utilisateurs communiquant à deux débits différents, mais l’utilisateur qui émet à bas débit subit une interférence accrue liée à la présence de plusieurs copies des codes de longueurs plus courtes.

4.2.1.2 Codage M-aire

Une autre méthode pouvant être utilisée pour fournir différents débits, consiste à utiliser la technique du codage M -aire [79, 80]. Un code émis par un utilisateur ne représente plus une donnée mais un symbole (un symbole représente M données). Le débit est alors proportionnel au nombre de données contenues par symboles.

Comme les données à émettre sont binaires (0 ou 1), il y a 2^M symboles possibles qui représentent les différents états des M bits. Le tableau 4.1 présente un exemple où on code $M = 3$ données en même temps.

TABLE 4.1 – Exemple de symboles pour le codage M -aire lorsque $M = 3$.

Bit 1	Bit 2	Bit 3	Symbole
0	0	0	#1
0	0	1	#2
0	1	0	#3
0	1	1	#4
1	0	0	#5
1	0	1	#6
1	1	0	#7
1	1	1	#8

Dans ce cas, chaque utilisateur transmet M données en même temps. Le débit associé est multiplié par M , et la différenciation de débit se fait en proposant différents codages M -aire tels que : U_1 utilisateurs possèdent 2^{M_1} codes pour émettre M_1 données, U_2 utilisateurs possèdent 2^{M_2} codes pour émettre M_2 données, \dots , U_S utilisateurs possèdent 2^{M_S} codes pour émettre M_S données.

L'intérêt de cette méthode est que les codes de tous les utilisateurs ont la même longueur temporelle, il n'y a donc pas d'interférence supplémentaire. De plus, si un nombre U d'utilisateurs communiquent simultanément, U codes sont transmis comme dans le cas simple service. Enfin, la sécurité des données est augmentée puisque les données binaires 0 sont également codées.

En contrepartie, le fait d'attribuer 2^M codes distincts à chaque utilisateur requiert une grande cardinalité dans la famille de code, et nous noterons que lorsqu'un symbole d'un utilisateur est mal détecté, il peut y avoir M données erronées.

4.2.1.3 Parallel mapping

Sur le même principe que le codage M -aire, certaines études se sont intéressées à l'utilisation de la technique dite du "parallel mapping" pour réaliser la différenciation de débit [81, 82]. Le principe consiste dans l'allocation de plusieurs codes aux utilisateurs, non plus pour émettre un code représentant M données mais pour émettre M données simultanément avec un code différent. Dans ce cas, le débit utilisateur est proportionnel au nombre de matrices allouées à chaque utilisateur.

Comme précédemment et contrairement aux méthodes utilisant des codes de longueurs différentes, les utilisateurs qui possèdent le moins de codes (bas débit) ne subissent pas d'augmentation d'interférence liée aux utilisateurs possédant le plus de codes (haut débit). De plus, lorsque l'une des données émises par un utilisateur est mal détectée, il n'y a qu'une seule donnée binaire erronée. Les performances ne sont donc pas dégradées contrairement au codage M -aire.

TABLE 4.2 – Exemple de parallel mapping dans le cas $S = 2$.

	Nombre de codes /utilisateur	Nombre d'utilisateurs	Nombre de codes à transmettre
Bas Débit	1	25	25
Haut Débit	3	25	75
Total		50	100

La contrepartie est que, comme toutes les séquences de code attribuées à un utilisateur sont émises simultanément, pour un TEB donné, (correspondant à un nombre total de codes transmis) le nombre d'utilisateurs pouvant communiquer simultanément est limité. Le tableau 4.2 présente un exemple de parallel mapping dans le cas $S = 2$. Dans l'exemple considéré, l'écart entre le nombre d'utilisateurs total (50) et le nombre de codes transmis (100) représente bien l'inconvénient majeur lié à l'utilisation de cette technique. En effet, dans le cas où tous les utilisateurs communiquent au même débit (bas débit), le nombre total d'utilisateurs serait de 100, mais l'attribution de 3 codes par utilisateur pour permettre la différenciation de débit limite à 50 utilisateurs (25 bas débit et 25 haut débit) pour le même nombre de codes émis.

4.2.2 Techniques de différenciation de TEB

Nous avons montré dans la partie 3.4, que pour un nombre d'utilisateurs donné, les paramètres des codes MWOOC qui ont une influence sur le TEB sont la longueur temporelle des codes F et le poids W , égal aux nombre de longueurs d'ondes.

En effet, la longueur temporelle des codes a une influence sur le TEB, de sorte que plus la valeur de la longueur temporelle F est grande, meilleures sont les performances. On ne

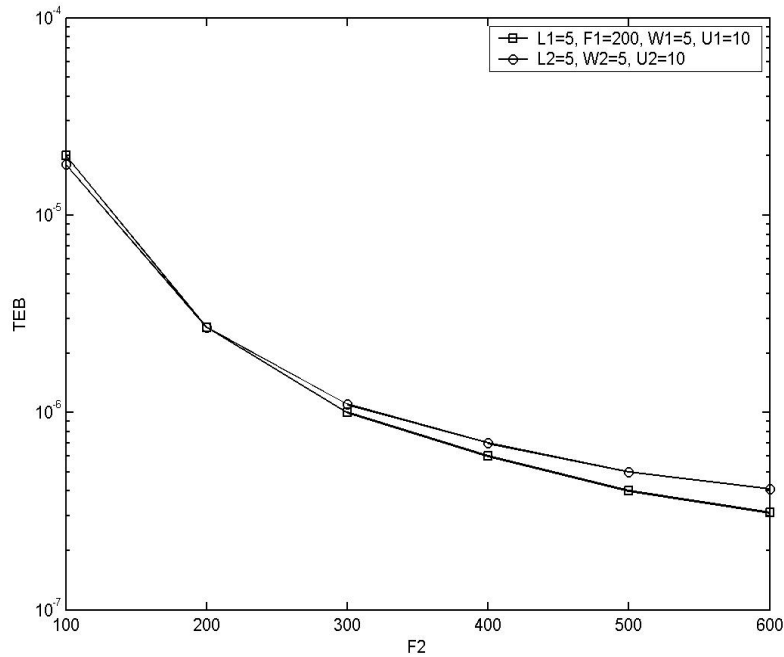


FIGURE 4.2 – Évolution des TEB pour deux familles de codes de longueurs temporelles différentes transmises simultanément avec $F_1 = 200$, $L_1 = L_2 = 5$, $W_1 = W_2 = 5$ et $U_1 = U_2 = 10$.

peut cependant pas utiliser la longueur temporelle pour effectuer une différenciation de TEB [73, 74, 76–78].

Par exemple, la figure 4.2 présente l'évolution des TEB pour deux familles de codes 2D qui communiquent simultanément, une famille de longueur d'étalement fixe $F_1 = 200$ et l'autre de longueur variable F_2 . Les deux familles utilisent le même nombre de longueurs d'onde $L_1 = L_2 = 5$, une même valeur de poids $W_1 = W_2 = 5$ et un même nombre d'utilisateurs $U_1 = U_2 = 10$.

Nous remarquons que les courbes de performances s'éloignent lorsque l'écart entre les différentes longueurs F_1 et F_2 augmente. Cependant la différence de TEB obtenu lorsque $F_2 = 3F_1$ n'est pas suffisant pour que cette technique soit utilisée comme méthode de

différenciation de TEB pour des applications multimédia.

Pour pouvoir transmettre différents services ayant des TEB différents simultanément, le poids est le paramètre à prendre en considération. Différentes méthodes de construction de familles de codes multi-poids ont été publiées [74, 75, 78, 83–87]. De cette manière, les utilisateurs ayant un code de poids fort communiqueront à de meilleurs TEB que les utilisateurs ayant un code de poids faible.

Les travaux présentés dans [74, 75, 84, 87] proposent de générer des familles de codes multi-poids par construction directe. D'autres méthodes proposent de construire des codes à poids multiples à partir de codes à poids unique par une méthode de suppression d'éléments [78, 83, 86], ou par une méthode de partitionnement de codes [85].

Afin de pouvoir adapter les codes MWOOC($(L = W) \times F, W, 1, 1$) développés dans cette étude à la différenciation de TEB, nous nous sommes plus particulièrement intéressés aux méthodes qui modifient les familles de codes simple service.

4.3 Différentiation de TEB avec des codes multi-poids MWOOC

Parmi les différentes méthodes d'obtention de familles de codes multi-poids, nous choisissons d'adapter la méthode de partitionnement décrite dans le cas des codes 1D dans [85] aux codes 2D MWOOC($(L = W) \times F, W, 1, 1$) étudiés.

Comme nous considérons des matrices dont le nombre de longueurs d'ondes est égal au poids ($L = W$) et dont les paramètres d'autocorrélation et d'intercorrélation sont égaux ($h_a = h_c = 1$), dans la suite de cette étude nous représentons un code

MWOOC($(L = W) \times F, W, 1, 1$) par MWOOC($L \times F$).

Pour générer des codes 2D multi-poids, notons E l'ensemble des N_{MWOOC} matrices de codes appartenant à la famille MWOOC($L \times F$). Pour obtenir des matrices de codes contenant différentes valeurs de poids, nous voulons partitionner les matrices de cet ensemble.

Pour partitionner les matrices de code, décomposons dans un premier temps la valeur du poids L . Cette décomposition de L en valeurs L^j doit respecter $\sum_{j=1}^m L^j = L$, où m représente le nombre de poids désirés dans le partitionnement de L . Cette condition permet de s'assurer que les matrices issues du partitionnement respectent $\sum_{j=1}^m \mathbf{C}_k^j = \mathbf{C}_k$, où \mathbf{C}_k correspond à la k^{eme} matrice de E partitionnée en matrices \mathbf{C}_k^j de poids L^j .

Il existe différentes possibilités de partitionnement d'une valeur de poids L . Par exemple, si nous considérons $L = 5$, pour une valeur $m = 2$, L peut être décomposé de différentes façons :

- #1 : $L = 5 = (L^1 = 4) + (L^2 = 1)$
- #2 : $L = 5 = (L^1 = 3) + (L^2 = 2)$

D'une manière générale nous listons les différentes possibilités, et nous considérons désormais qu'il peut y avoir P partitions.

Notons E_i le i^{eme} sous-ensemble de E associé à la i^{eme} partition pour $i \in [1, P]$. L'ensemble E_i est composé de M_i matrices de E partitionnées en m_i matrices (m_i représente le nombre de poids désiré dans la décomposition de L dans la i^{eme} partition).

Nous pouvons alors exprimer $E_i = \{E_i^j\}$, où $\{E_i^j\}$ est le sous-ensemble de E_i composé de M_i matrices $\mathbf{C}_k^{i,j}$ correspondant à la k^{eme} matrice de la i^{eme} partition de poids L_i^j , $i \in [1, P]$ et $j \in [1, m_i]$.

Nous avons vu que plus le poids est fort, meilleures sont les performances. Nous considérons alors que les TEB les plus faibles sont obtenus par les matrices de code

4.3 Différentiation de TEB avec des codes multi-poids MWOOC

initiales de dimension $(L \times F)$, nous ne partitionnerons donc pas toutes les matrices de E . Soit E_1 le premier sous-ensemble de E , composé de M_1 matrices de code non-partitionnées. Nous imposons alors la partition #1 telle que : $m_1 = 1$ ($j = 1$) et $E_1 = \{E_1^1\} = \{\mathbf{C}_0^{1,1}, \mathbf{C}_1^{1,1}, \dots, \mathbf{C}_{M_1-1}^{1,1}\}$, où E_1 est un ensemble de M_1 matrices de E de poids $L_1^1 = L$.

Notons la partition #2 telle que M_2 matrices parmi les $(N_{MWOOC} - M_1)$ restantes soient séparées en m_2 matrices de poids plus faible L_2^j , tel que $L_2^1 + \dots + L_2^{m_2} = L$. Nous obtenons alors un second sous-ensemble de E : $E_2 = \{E_2^1, \dots, E_2^{m_2}\}$ où chaque E_2^j contient M_2 matrices de dimensions $(L_2^j \times F)$ avec $j \in [1, m_2]$:

$$\begin{aligned} E_2^1 &= \{\mathbf{C}_0^{2,1}, \dots, \mathbf{C}_{M_2-1}^{2,1}\} \\ E_2^2 &= \{\mathbf{C}_0^{2,2}, \dots, \mathbf{C}_{M_2-1}^{2,2}\} \\ &\dots \\ E_2^{m_2} &= \{\mathbf{C}_0^{2,m_2}, \dots, \mathbf{C}_{M_2-1}^{2,m_2}\}. \end{aligned}$$

Et ainsi de suite quel que soit le nombre d'ensembles à construire E_i tant que $\sum_{i=1}^P M_i \leq N_{MWOOC}$, où P est le nombre de partitions. Comme le TEB dépend de la valeur du poids, nous avons autant de TEB différents que de valeurs de poids distinctes.

Pour simplifier le nombre de possibilités de partitionnement, nous considérons dans la suite que E_1 contient les M_1 matrices non-partitionnées, et que chaque matrice de E restante sera partitionnée au plus en deux matrices de plus petit poids donc $m_i \leq 2$. Nous obtenons alors $E_i = \{E_i^1, E_i^2\}$, $m_i = 2$ et chaque ensemble E_i^j contient M_i matrices de poids L_i^j , avec $i \in [2, P]$ et $j \in [1, 2]$.

De plus, dans le cas où les matrices ont de très faibles poids, les TEB sont très élevés. Nous ne considérons donc pas de valeurs de poids égales à 1 et 2. Cela implique que les

partitionnements tels que $L = (L^1 = L - 1) + (L^2 = 1)$ et $L = (L^1 = L - 2) + (L^2 = 2)$ ne sont pas pris en compte. Par conséquent, l'ensemble des L valeurs de poids possibles pour le partitionnement ($L_i^j \in \{1, 2, \dots, L - 1, L\}$) est réduit à un ensemble de $L - 4$ éléments : $L_i^j \in \{3, 4, \dots, L - 3\} \cup \{L\}$. Cela implique que pour un nombre de TEB différents désiré N_T , le poids du code initial doit respecter $L = W \geq N_T + 4$.

Enfin, comme nous imposons la partition #1 pour la haute qualité (matrice non-partitionnées) et que chaque partition suivante contient deux valeurs de poids, il est nécessaire de générer un nombre de partitions P tel que :

$$P = 1 + \left\lceil \frac{N_T - 1}{2} \right\rceil \quad (4.1)$$

Où $\lceil \cdot \rceil$ est la partie entière par valeur supérieure.

La méthode de génération de familles de code MWOOC multi-poids peut être résumée par les différentes étapes suivantes :

1. À partir du nombre de TEB désiré N_T , nous calculons le nombre de partitions nécessaires, et nous déterminons la valeur minimale du poids à considérer L ,
2. En fonction de la valeur minimale de L et des performances désirées, on crée l'ensemble E contenant N_{MWOOC} matrices de poids constant MWOOC($L \times F$)
3. À partir des variables :
 - (a) $m_i, i \in [1, P]$: Nombre de poids différents dans la partition # i , avec $m_i \leq 2$
 - (b) $L_i^j, j \in [1, m_i]$: valeur du j^{eme} poids dans la partition # i
 - (c) $M_i, i \in [1, P]$: Nombre de matrices allouées à la partition # i

Si la relation $\sum_{i=1}^P M_i \leq N_{MWOOC}$ est respectée, on crée P sous-ensembles E_i de E , chacun contenant M_i matrices distinctes.

4.3 Différentiation de TEB avec des codes multi-poids MWOOC

4. Dans chaque ensemble E_i , on partitionne chacune des M_i matrices en m_i matrices de poids L_i^j , cela permet d'obtenir les m_i sous-ensembles associés.

Pour illustrer la méthode de génération de familles de code MWOOC multi-poids, reprenons les différentes étapes sur un exemple où nous désirons obtenir $N_T = 5$ TEB différents.

1. Vu le nombre de familles de codes multi-poids (5), le nombre de partitions que l'on doit générer vaut $P = 3$ (Eq.(4.1)). De plus, nous devons construire un code ayant un poids $L \geq 9$.
2. En considérant le cas $L = 9$, nous pouvons alors construire $N_{MWOOC} = 9 + F$ matrices de code MWOOC($9 \times F$) (Eq. (2.16)).
3. La méthode de construction impose pour le partitionnement les valeurs $L_1^1 = L = 9$, $m_1 = 1$, et $m_2 = m_3 = 2$.

En considérant que M_1 matrices sont réservées pour la partition #1, il reste alors $(N_{MWOOC} - M_1)$ matrices disponibles pour les partitions #2 et #3. Les possibilités de division de la valeur du poids mènent alors à considérer M_2 matrices pour la partition #2 telle que $L = 9 = (L_2^1 = 6) + (L_2^2 = 3)$, et M_3 matrices pour la partition #3 dont la décomposition du poids est $L = 9 = (L_3^1 = 5) + (L_3^2 = 4)$ (avec $M_1 + M_2 + M_3 \leq N_{MWOOC}$).

4. Nous pouvons alors partitionner les matrices pour obtenir les $N_T = 5$ TEB distincts désirés. Le tableau (4.3) présente le partitionnement considéré dans l'exemple..

Nous pouvons vérifier que les 5 sous-ensembles E_i^j ont bien des valeurs de poids différents. Le nombre total de matrices générées vaut $m_1 \cdot M_1 + m_2 \cdot M_2 + m_3 \cdot M_3 = M_1 + 2 \cdot M_2 + 2 \cdot M_3$. De plus, comme les matrices initialement construites ont pour paramètres de corrélation $h_a = h_c = 1$, la valeur d'autocorrélation h_a est maintenue

quelle que soit la matrice de code $\mathbf{C}_k^{i,j}$, et la valeur d'intercorrélacion vaut soit $h_c = 0$ s'il n'y a aucune longueur d'onde en commun (cf. $\mathbf{C}_0^{2,2}$ et $\mathbf{C}_0^{3,1}$) soit $h_c = 1$ (cf. $\mathbf{C}_0^{2,1}$ et $\mathbf{C}_0^{3,2}$).

TABLE 4.3 – Liste des partitionnement d'un code simple service MWOOC avec $L = 9$.

Partition	Sous-Ensemble		Poids	Nombre de matrice	Exemple de matrice	#TEB
#1 $m_1 = 1$	E_1	E_1^1	$L_1^1 = 9$	M_1	$\mathbf{C}_0^{1,1}$	1
#2 $m_2 = 2$	E_2	E_2^1	$L_2^1 = 6$	M_2	$\mathbf{C}_0^{2,1}$	2
		E_2^2	$L_2^2 = 3$	M_2	$\mathbf{C}_0^{2,2}$	3
#3 $m_3 = 2$	E_3	E_3^1	$L_3^1 = 5$	M_3	$\mathbf{C}_0^{3,1}$	4
		E_3^2	$L_3^2 = 4$	M_3	$\mathbf{C}_0^{3,2}$	5

$$\mathbf{C}_0^{1,1} = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \end{pmatrix}$$

$$\mathbf{C}_0^{2,1} = \begin{pmatrix} 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \end{pmatrix}$$

$$\mathbf{C}_0^{2,2} = \begin{pmatrix} 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix}$$

$$\mathbf{C}_0^{3,1} = \begin{pmatrix} 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \end{pmatrix}$$

$$\mathbf{C}_0^{3,2} = \begin{pmatrix} 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix}$$

4.4 Étude théorique des performances des codes multi-poids

Afin de déterminer les performances des codes MWOOC multi-poids, considérons que l'utilisateur désiré transmet ses données en utilisant une matrice de code du sous-ensemble $E_{i'}^{j'}$. Soit $\mathbf{C}_{k'}^{i',j'}$ la matrice où $i' \in [1, P]$, $j' \in [1, m_{i'}]$ et $k' \in [0, M_{i'} - 1]$.

Les différents utilisateurs qui communiquent, n'utilisent pas les mêmes codes et donc pas les mêmes longueurs d'ondes. Notons $\lambda = \{\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_L\}$ l'ensemble de longueurs d'ondes utilisées. Chaque utilisateur dont la matrice de code appartient à l'ensemble E_i^j utilise L_i^j longueurs d'ondes parmi les L : notons λ_i^j l'ensemble utilisé. Nous pouvons alors définir $N_{i,j}^{i',j'}$ le nombre de longueurs d'ondes communes entre les codes des utilisateurs appartenant à E_i^j et l'utilisateur désiré dont le code appartient à $E_{i'}^{j'}$.

Si $i = i'$ et $j \neq j'$, cela signifie que la matrice de code de l'utilisateur non-désiré appartient à la même partition mais pas au même sous-ensemble (comme les matrices $\mathbf{C}_0^{2,1}$ et $\mathbf{C}_0^{2,2}$ présentées dans le tableau (4.3)). Les matrices de code n'utilisent donc pas les mêmes longueurs d'ondes et $N_{i,j}^{i',j'} = 0$. Par contre, si $i = i'$ et $j = j'$, les matrices de code appartiennent au même sous-ensemble, ce qui mène à $N_{i,j}^{i',j'} = N_{i,j}^{i,j} = L_i^j$. Dans le cas où $i \neq i'$, la matrice de code de l'utilisateur désiré n'appartient pas à la même partition que celle de l'utilisateur interférent. Le nombre de longueurs d'ondes communes aux deux matrices est alors déterminé par $N_{i,j}^{i',j'} = |\lambda_i^j \cap \lambda_{i'}^{j'}|$.

En résumé :

$$N_{i,j}^{i',j'} = \begin{cases} 0 & \text{si } i = i' \text{ et } j \neq j' \\ L_i^j & \text{si } i = i' \text{ et } j = j' \\ |\lambda_i^j \cap \lambda_{i'}^{j'}| & \text{sinon} \end{cases} \quad (4.2)$$

Considérons que parmi les M_i matrices de code de chaque sous-ensemble E_i^j , il y en a $M_{i,j}$ qui communiquent ($M_{i,j} \leq M_i$). Le nombre de matrices pouvant interférer avec l'utilisateur désiré est alors représenté par $M_{i,j}^{i',j'}$. De la même manière que précédemment, nous pouvons distinguer différentes valeurs de $M_{i,j}^{i',j'}$. En effet, si $i = i'$ et $j \neq j'$ le nombre de longueurs d'ondes communes entre les différents codes vaut $N_{i,j}^{i',j'} = 0$ (aucune longueur d'onde en commun), alors l'utilisateur désiré ne subit pas d'interférence et $M_{i,j}^{i',j'} = 0$. Dans le cas où les matrices de code appartiennent au même sous-ensemble ($i = i'$ et $j = j'$), le nombre de matrices pouvant interférer correspond à l'ensemble des matrices du sous-ensemble E_i^j ($M_{i,j}$) sauf celle de l'utilisateur désiré. Enfin, dans le cas où $i \neq i'$ les matrices de code sont issues de partitions différentes et tous les utilisateurs du sous-ensemble E_i^j peuvent interférer soit $M_{i,j}$.

En résumé :

$$M_{i,j}^{i',j'} = \begin{cases} 0 & \text{si } i = i' \text{ et } j \neq j' \\ M_{i,j} - 1 & \text{si } i = i' \text{ et } j = j' \\ M_{i,j} & \text{sinon} \end{cases} \quad (4.3)$$

Enfin, nous représentons par $h_{i,j}^{i',j'}$, le nombre de chips en commun qu'il peut y avoir entre une matrice de code interférente et celle de l'utilisateur désiré. Comme la propriété d'intercorrélacion entre les différents codes est minimale ($h_c = 1$), ce terme ne peut prendre que les valeurs 0 ou 1.

Le signal reçu \mathbf{R} contient les données transmises par tous les utilisateurs du réseau. Il s'écrit sous la forme :

$$\mathbf{R} = \sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} \sum_{k=1}^{M_{i,j}} b_k^{i,j}(t) \cdot \mathbf{C}_k^{i,j}$$

où $b_k^{i,j}$ représente la donnée émise par le k^{eme} utilisateur du sous-ensemble E_i^j codé par $\mathbf{C}_k^{i,j}$.

4.4.1 Cas où le canal est idéal

4.4.1.1 Expression de Pe_{CCR}^{multi}

La structure de réception doit permettre de détecter les données de l'utilisateur désiré correspondant à un service identifié par un code d'un certain poids. On se retrouve alors dans le cas d'un récepteur CCR identique à celui présenté dans le chapitre précédent. La différence réside dans l'expression du signal reçu \mathbf{R} qui traduit une transmission multimédia.

La variable décisionnelle de l'utilisateur désiré s'écrit alors :

$$\begin{aligned}
 Z &= \int_0^{T_b} \sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} \sum_{k=1}^{M_{i,j}} b_k^{i,j}(t) \cdot \mathbf{C}_k^{i,j} \cdot \mathbf{C}_{k'}^{i',j'} dt \\
 &= \int_0^{T_b} b_{k'}^{i',j'}(t) \cdot \mathbf{C}_{k'}^{i',j'} \cdot \mathbf{C}_{k'}^{i',j'} dt + \int_0^{T_b} \underbrace{\sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} \sum_{k=1}^{M_{i,j}}}_{\{i,j,k\} \neq \{i',j',k'\}} b_k^{i,j}(t) \cdot \mathbf{C}_k^{i,j} \cdot \mathbf{C}_{k'}^{i',j'} dt \\
 &= b_{k'}^{i',j'} \cdot L_{i'}^{j'} + \underbrace{\sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} \sum_{k=1}^{M_{i,j}}}_{\{i,j,k\} \neq \{i',j',k'\}} b_k^{i,j} \cdot h_{i,j}^{i',j'} \\
 &= b_{k'}^{i',j'} \cdot L_{i'}^{j'} + \sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} I_{i,j}^{i',j'} \tag{4.4}
 \end{aligned}$$

où $I_{i,j}^{i',j'}$ représente le terme d'interférence sur l'utilisateur désiré apporté par les utilisateurs dont la matrice de code appartient à l'ensemble E_i^j .

Pour les mêmes raisons que dans le cas d'une transmission simple service, il n'est pas possible de faire d'erreur de décision sur les données émises 1 lorsque le seuil de décision est inférieur au poids : $T_h \leq L_{i'}^{j'}$. L'expression de la probabilité d'erreur peut

alors s'écrire :

$$\begin{aligned}
 Pe_{CCR}^{multi} &= \frac{1}{2} \cdot P(\hat{b}_{k'}^{i',j'} = 1 | b_{k'}^{i',j'} = 0) \\
 &= \frac{1}{2} \cdot P(Z \geq T_h | b_{k'}^{i',j'} = 0) \\
 &= \frac{1}{2} \cdot P \left(\sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} I_{i,j}^{i',j'} \geq T_h \right)
 \end{aligned} \tag{4.5}$$

Chaque terme d'interférence $I_{i,j}^{i',j'}$ est fonction du nombre de matrices interférentes et peut prendre n'importe quelle valeur $u_i^j \in [0, M_{i,j}^{i',j'}]$. Nous pouvons alors décomposer Pe_{CCR}^{multi} en fonction de ces valeurs :

$$\begin{aligned}
 Pe_{CCR}^{multi} &= \frac{1}{2} \cdot \sum_{u_1^1=0}^{M_{1,1}^{i',j'}} \sum_{u_2^1=0}^{M_{2,1}^{i',j'}} \sum_{u_2^2=0}^{M_{2,2}^{i',j'}} \cdots \sum_{u_P^2=0}^{M_{P,2}^{i',j'}} P(I_{1,1}^{i',j'} = u_1^1) \cdot P(I_{2,1}^{i',j'} = u_2^1) \cdot P(I_{2,2}^{i',j'} = u_2^2) \cdots \\
 &\quad P(I_{P,2}^{i',j'} = u_P^2) \cdot P \left(\sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} u_i^j \geq T_h \right)
 \end{aligned} \tag{4.6}$$

Notons que, d'après la méthode de construction développée, $m_1 = 1$ et $m_i = 2$ pour $i \in [2, P]$.

Développons alors la probabilité $P(I_{i,j}^{i',j'} = u_i^j)$. Dire que l'interférence apportée par les utilisateurs ayant un code appartenant à l'ensemble E_i^j vaut u_i^j , signifie qu'il y a exactement u_i^j matrices de code transmises générant une interférence, et par conséquent $(M_{i,j}^{i',j'} - u_i^j)$ qui n'interfèrent pas. Cela se traduit par :

$$P(I_{i,j}^{i',j'} = u_i^j) = C_{M_{i,j}^{i',j'}}^{u_i^j} \cdot \left(\frac{1}{2} \cdot P(h_{i,j}^{i',j'} = 1) \right)^{u_i^j} \cdot \left(1 - \frac{1}{2} \cdot P(h_{i,j}^{i',j'} = 1) \right)^{M_{i,j}^{i',j'} - u_i^j} \tag{4.7}$$

où $P(h_{i,j}^{i',j'} = 1)$ est la probabilité qu'un code appartenant à l'ensemble E_i^j transmis

4.4 Étude théorique des performances des codes multi-poids

par un utilisateur non-désiré ait un chip en commun avec le code de l'utilisateur désiré appartenant à l'ensemble $E_{i,j}^{j'}$. Considérons deux chips à 1 sur la même longueur d'onde. La probabilité que ces deux chips soient émis au même instant est $\frac{1}{F}$. Le nombre de longueurs d'ondes communes utilisées entre un utilisateur interférent et l'utilisateur désiré est donné par $N_{i,j}^{i',j'}$. Nous obtenons alors la probabilité :

$$P\left(h_{i,j}^{i',j'} = 1\right) = \frac{N_{i,j}^{i',j'}}{F} \quad (4.8)$$

Nous obtenons alors l'expression de la probabilité d'erreur théorique :

$$\begin{aligned} Pe_{CCR}^{multi} = & \frac{1}{2} \cdot \sum_{u_1=0}^{M_{1,1}^{i',j'}} \sum_{u_2=0}^{M_{2,1}^{i',j'}} \cdots \sum_{u_P=0}^{M_{P,2}^{i',j'}} C_{M_{1,1}^{i',j'}}^{u_1} \cdot C_{M_{2,1}^{i',j'}}^{u_2} \cdots C_{M_{P,2}^{i',j'}}^{u_P} \cdot \left(\frac{N_{1,1}^{i',j'}}{2 \cdot F}\right)^{u_1} \cdot \left(\frac{N_{2,1}^{i',j'}}{2 \cdot F}\right)^{u_2} \cdots \\ & \left(\frac{N_{P,2}^{i',j'}}{2 \cdot F}\right)^{u_P} \cdot \left(1 - \frac{N_{1,1}^{i',j'}}{2 \cdot F}\right)^{M_{1,1}^{i',j'} - u_1} \cdot \left(1 - \frac{N_{2,1}^{i',j'}}{2 \cdot F}\right)^{M_{2,1}^{i',j'} - u_2} \cdots \\ & \left(1 - \frac{N_{P,2}^{i',j'}}{2 \cdot F}\right)^{M_{P,2}^{i',j'} - u_P} \cdot P\left(\sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} u_i^j \geq T_h\right) \end{aligned} \quad (4.9)$$

Nous pouvons remarquer que dans le cas $P = 1$ et $m_1 = 1$ (correspondant à la transmission d'un seul service), la probabilité d'erreur est simplifiée :

$$\begin{aligned}
 Pe_{CCR}^{multi} &= \frac{1}{2} \cdot \sum_{u_1^1=0}^{M_{1,1}^{i',j'}} C_{M_{1,1}^{i',j'}}^{u_1^1} \cdot \left(\frac{N_{1,1}^{i',j'}}{2 \cdot F} \right)^{u_1^1} \cdot \left(1 - \frac{N_{1,1}^{i',j'}}{2 \cdot F} \right)^{M_{1,1}^{i',j'} - u_1^1} \cdot P(u_1^1 \geq T_h) \\
 &= \frac{1}{2} \cdot \sum_{u_1^1=T_h}^{M_{1,1}^{1,1}} C_{M_{1,1}^{1,1}}^{u_1^1} \cdot \left(\frac{N_{1,1}^{1,1}}{2 \cdot F} \right)^{u_1^1} \cdot \left(1 - \frac{N_{1,1}^{1,1}}{2 \cdot F} \right)^{M_{1,1}^{1,1} - u_1^1} \\
 &= \frac{1}{2} \cdot \sum_{u_1^1=T_h}^{M_{1,1}^{1,1}-1} C_{M_{1,1}^{1,1}-1}^{u_1^1} \cdot \left(\frac{L_1^1}{2 \cdot F} \right)^{u_1^1} \cdot \left(1 - \frac{L_1^1}{2 \cdot F} \right)^{M_{1,1}^{1,1}-1-u_1^1} \tag{4.10}
 \end{aligned}$$

Ce qui permet de retrouver l'équation théorique (3.8) développée dans le cas simple service.

4.4.1.2 Exemple de calcul de Pe_{CCR}^{multi}

Prenons un exemple de familles de code multi-poids où le partitionnement permet d'obtenir $N_T = 3$ TEB distincts. Pour générer les 3 familles de codes il est nécessaire de construire $P = 2$ partitions (Eq. (4.1)). Considérons alors le partitionnement d'une famille de code simple service de paramètres $L = W = 8$, $F = 67$, $N_{MWOOC} = 75$, et prenons les partitions suivantes :

- #1 $L = L_1^1 = 8$, $m_1 = 1$, $M_1 = 32$,
- #2 $L = (L_2^1 = 5) + (L_2^2 = 3)$, $m_2 = 2$, $M_2 = 32$.

L'ensemble de longueurs d'ondes utilisé par les matrices de l'ensemble E_1^1 vaut alors $\{\lambda_0, \lambda_1, \lambda_2, \lambda_3, \lambda_4, \lambda_5, \lambda_6, \lambda_7\}$, celui utilisé par les matrices de l'ensemble E_2^1 est $\{\lambda_0, \lambda_1, \lambda_2, \lambda_3, \lambda_4\}$, et les codes de l'ensemble E_2^2 utilisent les longueurs d'ondes $\{\lambda_5, \lambda_6, \lambda_7\}$. Si nous considérons le cas où l'utilisateur désiré a une matrice de code appartenant à

4.4 Étude théorique des performances des codes multi-poids

l'ensemble E_2^1 ($i' = 2$ et $j' = 1$), nous pouvons définir selon (4.2) le nombre de longueurs d'ondes communes entre les différentes familles de code sur l'utilisateur désiré :

$$N_{1,1}^{2,1} = 5$$

$$N_{2,1}^{2,1} = 5$$

$$N_{2,2}^{2,1} = 0$$

De plus, considérons que le nombre de matrices transmises est tel que $M_{2,1} = 32$ et $M_{1,1} = M_{2,2} = M$ avec $M \in [0, 32]$. Nous pouvons alors déterminer le nombre de matrices qui peuvent interférer avec l'utilisateur désiré selon (4.3) :

$$M_{1,1}^{2,1} = M$$

$$M_{2,1}^{2,1} = 31$$

$$M_{2,2}^{2,1} = 0$$

Ce qui nous permet d'écrire la probabilité d'erreur :

$$\begin{aligned}
 P e_{CCR}^{multi} &= \frac{1}{2} \cdot \sum_{u_1^1=0}^{M_{1,1}^{2,1}} \sum_{u_2^1=0}^{M_{2,1}^{2,1}} \cdot \sum_{u_2^2=0}^{M_{2,2}^{2,1}} C_{M_{1,1}^{2,1}}^{u_1^1} \cdot C_{M_{2,1}^{2,1}}^{u_2^1} \cdot C_{M_{2,2}^{2,1}}^{u_2^2} \cdot \left(\frac{N_{1,1}^{2,1}}{2 \cdot F} \right)^{u_1^1} \cdot \left(\frac{N_{2,1}^{2,1}}{2 \cdot F} \right)^{u_2^1} \cdot \\
 &\quad \left(\frac{N_{2,2}^{2,1}}{2 \cdot F} \right)^{u_2^2} \cdot \left(1 - \frac{N_{1,1}^{2,1}}{2 \cdot F} \right)^{M_{1,1}^{2,1} - u_1^1} \cdot \left(1 - \frac{N_{2,1}^{2,1}}{2 \cdot F} \right)^{M_{2,1}^{2,1} - u_2^1} \cdot \\
 &\quad \left(1 - \frac{N_{2,2}^{2,1}}{2 \cdot F} \right)^{M_{2,2}^{2,1} - u_2^2} \cdot P(u_1^1 + u_2^1 + u_2^2 \geq T_h)
 \end{aligned}$$

Nous considérons la valeur optimale de seuil de détection $T_h = L_v^{j'} = L_2^1 = 5$. En remplaçant par les valeurs numériques, nous obtenons alors :

$$Pe_{CCR}^{multi} = \frac{1}{2} \cdot \sum_{u_1^1=0}^M \sum_{u_2^1=0}^{31} \cdot \sum_{u_2^2=0}^0 C_M^{u_1^1} \cdot C_{31}^{u_2^1} \cdot C_0^{u_2^2} \cdot \left(\frac{5}{134}\right)^{u_1^1} \cdot \left(\frac{5}{134}\right)^{u_2^1} \cdot \left(\frac{0}{134}\right)^{u_2^2} \cdot \left(1 - \frac{5}{134}\right)^{M-u_1^1} \cdot \left(1 - \frac{5}{134}\right)^{31-u_2^1} \cdot \left(1 - \frac{0}{134}\right)^{0-u_2^2} \cdot P(u_1^1 + u_2^1 + u_2^2 \geq 5)$$

$$Pe_{CCR}^{multi} = \frac{1}{2} \cdot \sum_{u_1^1=0}^M \sum_{u_2^1=0}^{31} C_M^{u_1^1} \cdot C_{31}^{u_2^1} \cdot \left(\frac{5}{134}\right)^{u_1^1+u_2^1} \cdot \left(1 - \frac{5}{134}\right)^{M+31-u_1^1-u_2^1} \cdot P(u_1^1 + u_2^1 \geq 5)$$

Avec $P(u_1^1 + u_2^1 \geq 5)$ qui vaut 1 si $u_1^1 + u_2^1 \geq 5$, 0 sinon.

4.4.1.3 Expression de Pe_{HL+CCR}^{multi}

Comme dans le cas précédent, la structure de réception doit permettre la détection des données émises par l'utilisateur désiré grâce à la connaissance du code utilisé pour un service donné. La structure du HL+CCR est donc identique à celle du récepteur correspondant à la transmission simple service.

La variable décisionnelle à l'entrée du comparateur à seuil de l'utilisateur désiré est :

$$Z = \int_0^{T_b} g \left(\sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} \sum_{k=1}^{M_{i,j}} b_k^{i,j}(t) \cdot C_k^{i,j} \right) \cdot C_{k'}^{i',j'} dt$$

Comme nous considérons le canal idéal, il n'est pas possible de faire des erreurs sur des données émises 1, nous pouvons alors écrire Pe_{HL+CCR}^{multi} sous la forme :

4.4 Étude théorique des performances des codes multi-poids

$$\begin{aligned}
Pe_{HL+CCR}^{multi} &= \frac{1}{2} \cdot P(\hat{b}_{k'}^{i',j'} = 1 | b_{k'}^{i',j'} = 0) \\
&= \frac{1}{2} \cdot P(Z \geq T_h | b_{k'}^{i',j'} = 0) \\
&= \frac{1}{2} \cdot P \left(\int_0^{T_b} g \left(\underbrace{\sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} \sum_{k=1}^{M_{i,j}}}_{\{i,j,k\} \neq \{i',j',k'\}} b_k^{i,j}(t) \cdot \mathbf{C}_k^{i,j} \right) \cdot \mathbf{C}_{k'}^{i',j'} dt \geq T_h \right) \quad (4.11)
\end{aligned}$$

Le terme $\int_0^{T_b} g \left(\sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} \sum_{k=1}^{M_{i,j}} b_k^{i,j}(t) \cdot \mathbf{C}_k^{i,j} \right) \cdot \mathbf{C}_{k'}^{i',j'} dt$ peut prendre différentes valeurs r qui appartiennent à l'intervalle $[0, L_{i'}^{j'}]$.

Nous pouvons alors décomposer la probabilité d'erreur :

$$\begin{aligned}
Pe_{HL+CCR}^{multi} &= \frac{1}{2} \cdot \sum_{r=0}^{L_{i'}^{j'}} P \left(\int_0^{T_b} g \left(\underbrace{\sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} \sum_{k=1}^{M_{i,j}}}_{\{i,j,k\} \neq \{i',j',k'\}} b_k^{i,j}(t) \cdot \mathbf{C}_k^{i,j} \right) \cdot \mathbf{C}_{k'}^{i',j'} dt = r \right) \cdot P(r \geq T_h) \\
&= \frac{1}{2} \cdot \sum_{r=T_h}^{L_{i'}^{j'}} P \left(\int_0^{T_b} g \left(\underbrace{\sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} \sum_{k=1}^{M_{i,j}}}_{\{i,j,k\} \neq \{i',j',k'\}} b_k^{i,j}(t) \cdot \mathbf{C}_k^{i,j} \right) \cdot \mathbf{C}_{k'}^{i',j'} dt = r \right) \quad (4.12)
\end{aligned}$$

Afin de déterminer la probabilité que le terme d'interférence vaut r , nous devons développer la probabilité d'interférence sur chacun des chips de l'utilisateur désiré. En effet, étant donné que les différents utilisateurs n'utilisent pas les mêmes longueurs d'ondes, certains chips ont une probabilité plus forte d'être recouverts que d'autres. Chacun des $L_i^{j'}$ chips issus du produit $g \left(\sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} \sum_{k=1}^{M_{i,j}} b_k^{i,j}(t) \cdot \mathbf{C}_k^{i,j} \right) \cdot \mathbf{C}_k^{i',j'}$ peut prendre comme valeur 0 ou 1. Nous obtenons alors :

$$\begin{aligned}
 P e_{HL+CCR}^{multi} &= \frac{1}{2} \cdot \sum_{r=T_h}^{L_i^{j'}} \sum_{Ch_0=0}^1 \sum_{Ch_1=0}^1 \cdots \sum_{Ch_{L_i^{j'}-1}=0}^1 P \left(\sum_{x=0}^{L_i^{j'}-1} Ch_x = r \right) \cdot \\
 &\quad P(Ch_0) \cdot P(Ch_1) \cdots P \left(Ch_{L_i^{j'}-1} \right) \\
 P e_{HL+CCR}^{multi} &= \frac{1}{2} \cdot \sum_{r=0}^{L_i^{j'}} \sum_{Ch_0=0}^1 \sum_{Ch_1=0}^1 \cdots \sum_{Ch_{L_i^{j'}-1}=0}^1 P \left(\sum_{x=0}^{L_i^{j'}-1} Ch_x = r \right) \prod_{x=0}^{L_i^{j'}-1} P(Ch_x)
 \end{aligned} \tag{4.13}$$

Où $P(Ch_x)$ correspond à la probabilité que le chip de l'utilisateur désiré qui se trouve à la longueur d'onde λ_x (Ch_x) ait pour valeur 0 ou 1.

Étant donné que les différents utilisateurs n'utilisent pas les mêmes longueurs d'ondes, notons $M_{i',j'}^{\lambda_x}$ le nombre d'utilisateurs qui interfèrent avec l'utilisateur désiré à la longueur d'onde λ_x , avec $x \in [0, L_i^{j'} - 1]$.

Le terme $M_{i',j'}^{i',j'}$ défini précédemment représente le nombre de matrices de code de l'ensemble E_i^j qui interfèrent avec l'utilisateur désiré (dont la matrice de code appartient à l'ensemble $E_i^{j'}$). Ces $M_{i',j'}^{i',j'}$ matrices n'interfèrent sur le chip à la longueur d'onde λ_x que si $\lambda_x \in \{\lambda_i^j \cap \lambda_i^{j'}\}$ pour $x \in [0, L_i^{j'}]$ (où λ_i^j représente l'ensemble des longueurs d'ondes

4.4 Étude théorique des performances des codes multi-poids

utilisées par les matrices de code de l'ensemble E_i^j). Nous pouvons alors déterminer $M_{i',j'}^{\lambda_x}$ tel que :

$$M_{i',j'}^{\lambda_x} = \underbrace{\sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} M_{i,j}^{i',j'}}_{\lambda_x \in \{\lambda_i^j \cap \lambda_{i'}^{j'}\}} \quad (4.14)$$

Nous déterminons alors $P(Ch_x = 0)$ correspondant à la probabilité qu'aucun des $M_{i',j'}^{\lambda_x}$ utilisateurs non-désirés qui utilisent la longueur d'onde λ_x n'interfèrent. Cette probabilité est donnée par :

$$P(Ch_x = 0) = \left(1 - \frac{1}{2 \cdot F}\right)^{M_{i',j'}^{\lambda_x}}$$

De la même manière, nous déterminons $P(Ch_x = 1)$ qui correspond à la probabilité qu'au moins un des $M_{i',j'}^{\lambda_x}$ utilisateurs non-désirés interfère :

$$P(Ch_x = 1) = 1 - \left(1 - \frac{1}{2 \cdot F}\right)^{M_{i',j'}^{\lambda_x}}$$

Nous déterminons alors la probabilité $P(Ch_x)$ telle que :

$$P(Ch_x) = \left[\left(1 - \frac{1}{2 \cdot F}\right)^{M_{i',j'}^{\lambda_x}} \right]^{1-Ch_x} \cdot \left[1 - \left(1 - \frac{1}{2 \cdot F}\right)^{M_{i',j'}^{\lambda_x}} \right]^{Ch_x} \quad (4.15)$$

Nous obtenons alors :

$$\begin{aligned}
 Pe_{HL+CCR}^{multi} &= \frac{1}{2} \cdot \sum_{r=T_h}^{L_{i'}^{j'}} \sum_{Ch_0=0}^1 \sum_{Ch_1=0}^1 \cdots \sum_{Ch_{L_{i'}^{j'}-1}=0}^1 \\
 P \left(\sum_{x=0}^{L_{i'}^{j'}-1} Ch_x = r \right) & \prod_{x=0}^{L_{i'}^{j'}-1} \left[\left(1 - \frac{1}{2 \cdot F} \right)^{M_{i',j'}^{\lambda_x - x}} \right]^{1-Ch_x} \cdot \left[1 - \left(1 - \frac{1}{2 \cdot F} \right)^{M_{i',j'}^{\lambda_x - x}} \right]^{Ch_x}
 \end{aligned} \tag{4.16}$$

Nous pouvons remarquer que pour minimiser la valeur de la probabilité d'erreur, il faut optimiser le seuil de détection, ce qui correspond dans le cas idéal à $T_h = L_{i'}^{j'}$. Dans ce cas, nous obtenons un terme de probabilité $P \left(\sum_{x=0}^{L_{i'}^{j'}-1} Ch_x = L_{i'}^{j'} \right)$, qui correspond au cas où tous les chips Ch_x doivent avoir pour valeur 1.

L'expression de la probabilité d'erreur est alors simplifiée :

$$\begin{aligned}
 Pe_{HL+CCR}^{multi} &= \frac{1}{2} \cdot \prod_{x=0}^{L_{i'}^{j'}-1} \left[\left(1 - \frac{1}{2 \cdot F} \right)^{M_{i',j'}^{\lambda_x - x}} \right]^0 \cdot \left[1 - \left(1 - \frac{1}{2 \cdot F} \right)^{M_{i',j'}^{\lambda_x - x}} \right]^1 \\
 Pe_{HL+CCR}^{multi} &= \frac{1}{2} \cdot \prod_{x=0}^{L_{i'}^{j'}-1} \left[1 - \left(1 - \frac{1}{2 \cdot F} \right)^{M_{i',j'}^{\lambda_x - x}} \right]
 \end{aligned} \tag{4.17}$$

4.4.1.4 Exemple de calcul de Pe_{HL+CCR}^{multi}

Considérons le même exemple que pour le CCR, c'est-à-dire que nous considérons le partitionnement d'une famille de code simple service de paramètres $L = W = 8$, $F = 67$, pour obtenir les $P = 2$ partitions suivantes :

- #1 $L = L_1^1 = 8$, $m_1 = 1$, $M_1 = 32$,
- #2 $L = (L_2^1 = 5) + (L_2^2 = 3)$, $m_2 = 2$, $M_2 = 32$.

L'ensemble de longueurs d'ondes utilisées par les matrices des différents ensembles sont :

$$\begin{aligned} E_1^1 &= \{\lambda_0, \lambda_1, \lambda_2, \lambda_3, \lambda_4, \lambda_5, \lambda_6, \lambda_7\} \\ E_2^1 &= \{\lambda_0, \lambda_1, \lambda_2, \lambda_3, \lambda_4\} \\ E_2^2 &= \{\lambda_5, \lambda_6, \lambda_7\} \end{aligned}$$

Prenons le cas où l'utilisateur désiré appartient à l'ensemble E_1^1 ($i' = 1$ et $j' = 1$), considérons le nombre de matrices transmises tel que $M_{1,1} = 32$ et $M_{2,1} = M_{2,2} = M$ avec $M \in [0, 32]$, et déterminons le nombre de matrices qui peuvent interférer avec l'utilisateur désiré selon (4.3) :

$$\begin{aligned} M_{1,1}^{1,1} &= 31 \\ M_{2,1}^{1,1} &= M \\ M_{2,2}^{1,1} &= M \end{aligned}$$

Cela nous permet de calculer les différentes valeurs de $M_{1,1}^{\lambda_x}$ d'après (4.14) tel que :

$$\begin{aligned}
 M_{1,1}^{\lambda_0} &= M_{1,1}^{1,1} + M_{2,1}^{1,1} = M + 31 \\
 M_{1,1}^{\lambda_1} &= M_{1,1}^{1,1} + M_{2,1}^{1,1} = M + 31 \\
 M_{1,1}^{\lambda_2} &= M_{1,1}^{1,1} + M_{2,1}^{1,1} = M + 31 \\
 M_{1,1}^{\lambda_3} &= M_{1,1}^{1,1} + M_{2,1}^{1,1} = M + 31 \\
 M_{1,1}^{\lambda_4} &= M_{1,1}^{1,1} + M_{2,1}^{1,1} = M + 31 \\
 M_{1,1}^{\lambda_5} &= M_{1,1}^{1,1} + M_{2,2}^{1,1} = M + 31 \\
 M_{1,1}^{\lambda_6} &= M_{1,1}^{1,1} + M_{2,2}^{1,1} = M + 31 \\
 M_{1,1}^{\lambda_7} &= M_{1,1}^{1,1} + M_{2,2}^{1,1} = M + 31
 \end{aligned}$$

Nous pouvons remarquer que le nombre d'interférents est identique quelle que soit la longueur d'onde. Cependant, on peut noter que les familles de code qui interfèrent sur les longueurs d'ondes $\{\lambda_0, \lambda_1, \lambda_2, \lambda_3, \lambda_4\}$ ne sont pas les mêmes que celles qui interfèrent sur $\{\lambda_5, \lambda_6, \lambda_7\}$.

Nous pouvons alors désormais écrire la probabilité d'erreur d'après (4.17) :

$$\begin{aligned}
 Pe_{HL+CCR}^{multi} &= \frac{1}{2} \cdot \prod_{x=0}^{L_{i'}^{j'}-1} \cdot \left[1 - \left(1 - \frac{1}{2 \cdot F} \right)^{M_{i',j'}^{\lambda_x} - x} \right] \\
 &= \frac{1}{2} \cdot \prod_{x=0}^7 \cdot \left[1 - \left(1 - \frac{1}{134} \right)^{M_{1,1}^{\lambda_x} - x} \right] \\
 &= \frac{1}{2} \cdot \prod_{x=0}^7 \cdot \left[1 - \left(1 - \frac{1}{134} \right)^{M+31-x} \right]
 \end{aligned}$$

4.4.1.5 Validation

Afin de pouvoir utiliser dans la suite de ce chapitre les probabilités d'erreur théoriques, nous vérifions tout d'abord par simulation que les expressions (4.9) et (4.17) sont correctes.

Pour cela, nous avons considéré le partitionnement décrit dans les exemples de calculs des probabilités d'erreur. Nous construisons ainsi des familles 2D MWOOC multi-poids pour obtenir $N_T = 3$ TEB distincts. Le partitionnement est effectué à partir d'une famille de code simple service de paramètres $L = W = 8$, $F = 67$. Les partitions considérées sont les suivantes :

- #1 $L = L_1^1 = 8$, $m_1 = 1$, $M_1 = 32$,
- #2 $L = (L_2^1 = 5) + (L_2^2 = 3)$, $m_2 = 2$, $M_2 = 32$.

Nous avons tracé sur la figure 4.3 les probabilités d'erreurs théoriques des trois familles de codes pour les récepteurs CCR et HL+CCR. Dans chacun des cas, le nombre de matrices de code dans la famille de l'utilisateur désiré est fixé à 32. L'évolution des TEB est tracé en fonction du nombre de matrices dans les autres familles c'est-à-dire M sur la figure. Par exemple, pour la famille de code de poids $L = 8$, le nombre d'utilisateurs est $M_{1,1} = 32$ et le nombre de codes dans les 2 autres familles varie : $M = M_{2,1} = M_{2,2}$. Nous avons considéré les valeurs optimales de seuils ($T_h = L_i^{j'}$), et les points qui apparaissent sur la figure sont issus de la simulation.

Nous pouvons tout d'abord remarquer que les résultats théoriques sont identiques aux valeurs obtenues par simulation et ceci quelle que soit la structure de réception et la famille de code détectée. Cette comparaison nous permet donc d'utiliser les expressions théoriques développées.

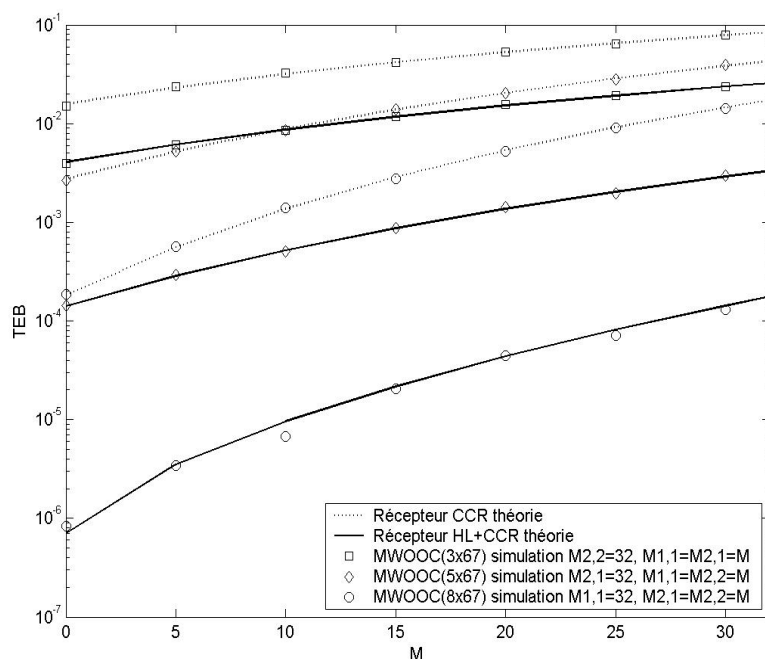


FIGURE 4.3 – TEB théoriques et simulés correspondant à une transmission multimédia avec trois familles de code MWOOC de paramètres (3×67) , (5×67) et (8×67) pour les structures de réception CCR et HL+CCR.

Nous pouvons également observer sur cette figure, que pour une famille de code donnée l'utilisation du récepteur HL+CCR mène à de meilleures performances que le CCR. De plus, nous vérifions également que pour une structure de réception donnée, vues les performances obtenues, les trois familles de codes permettent la transmission simultanée de 3 TEB distincts.

4.4.2 Impact du bruit Gaussien

De la même manière que dans le cas de la transmission d'un simple service, nous considérons désormais qu'un bruit additif Gaussien de type AWGN (Additive White Gaussian Noise) perturbe le signal transmis dans le canal. Nous développons alors les expressions des probabilités d'erreur permettant de mesurer l'impact du bruit sur les performances.

4.4.2.1 Expression de $Pe_{CCRbruit}^{multi}$

La variable décisionnelle Z en sortie du CCR, pour un utilisateur ayant émis une donnée codée par une matrice $\mathbf{C}_{k'}^{i',j'}$, est obtenue à partir du signal reçu \mathbf{R} :

$$\begin{aligned} \mathbf{R} &= \sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} \sum_{k=1}^{M_{i,j}} b_k^{i,j}(t) \cdot \mathbf{C}_k^{i,j} + \mathbf{N}_c \\ \mathbf{R} \cdot \mathbf{C}_{k'}^{i',j'} &= \left(\sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} \sum_{k=1}^{M_{i,j}} b_k^{i,j}(t) \cdot \mathbf{C}_k^{i,j} + \mathbf{N}_c \right) \cdot \mathbf{C}_{k'}^{i',j'} \\ \mathbf{R} \cdot \mathbf{C}_{k'}^{i',j'} &= b_{k'}^{i',j'}(t) \cdot \mathbf{C}_{k'}^{i',j'} \cdot \mathbf{C}_{k'}^{i',j'} + \underbrace{\sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} \sum_{k=1}^{M_{i,j}}}_{\{i,j,k\} \neq \{i',j',k'\}} b_k^{i,j}(t) \cdot \mathbf{C}_k^{i,j} \cdot \mathbf{C}_{k'}^{i',j'} + \mathbf{N}_c \cdot \mathbf{C}_{k'}^{i',j'} \\ Z &= \int_0^{T_b} b_{k'}^{i',j'}(t) \cdot \mathbf{C}_{k'}^{i',j'} dt + \int_0^{T_b} \underbrace{\sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} \sum_{k=1}^{M_{i,j}}}_{\{i,j,k\} \neq \{i',j',k'\}} b_k^{i,j}(t) \cdot \mathbf{C}_k^{i,j} \cdot \mathbf{C}_{k'}^{i',j'} dt + \\ &\quad \int_0^{T_b} \mathbf{N}_c \cdot \mathbf{C}_{k'}^{i',j'} dt \end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
 Z &= b_{k'}^{i',j'} \cdot L_{i'}^{j'} + \underbrace{\sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} \sum_{k=1}^{M_{i,j}}}_{\{i,j,k\} \neq \{i',j',k'\}} b_k^{i,j} \cdot h_{i,j}^{i',j'} + n \\
 Z &= b_{k'}^{i',j'} \cdot L_{i'}^{j'} + \sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} I_{i,j}^{i',j'} + n
 \end{aligned} \tag{4.18}$$

Où $I_{i,j}^{i',j'}$ correspond au terme d'interférence sur l'utilisateur désiré lié aux autres utilisateurs du réseau, $h_{i,j}^{i',j'}$ est le nombre de chips en commun entre les matrices $\mathbf{C}_k^{i,j}$ et $\mathbf{C}_{k'}^{i',j'}$, N_c représente la contribution du bruit de variance σ_c^2 sur le signal transmis, et n est la contribution globale du bruit de variance $\sigma^2 = L_{i'}^{j'} \cdot \sigma_c^2$ après intégration.

À partir de l'expression de la variable décisionnelle, nous obtenons la probabilité d'erreur telle que :

$$\begin{aligned}
 Pe_{CCRbruit}^{multi} &= \frac{1}{2} \cdot P(\hat{b}_{k'}^{i',j'} = 1 | b_{k'}^{i',j'} = 0) + \frac{1}{2} \cdot P(\hat{b}_{k'}^{i',j'} = 0 | b_{k'}^{i',j'} = 1) \\
 &= \frac{1}{2} \cdot P(Z \geq T_h | b_{k'}^{i',j'} = 0) + \frac{1}{2} \cdot P(Z < T_h | b_{k'}^{i',j'} = 1) \\
 &= \frac{1}{2} \cdot P\left(\sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} I_{i,j}^{i',j'} + n \geq T_h\right) + \frac{1}{2} \cdot P(L_{i'}^{j'} + \sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} I_{i,j}^{i',j'} + n < T_h)
 \end{aligned} \tag{4.19}$$

Les différents termes d'interférence $I_{i,j}^{i',j'}$ peuvent, comme dans le cas sans bruit prendre des valeurs u_i^j telles que $u_i^j \in [0, M_{i,j}^{i',j'}]$. Nous pouvons alors décomposer l'expression de $Pe_{CCRbruit}^{multi}$ en fonction de ces valeurs :

$$\begin{aligned}
 Pe_{CCRbruit}^{multi} &= \frac{1}{2} \cdot \sum_{u_1^1=0}^{M_{1,1}^{i',j'}} \sum_{u_2^1=0}^{M_{2,1}^{i',j'}} \cdots \sum_{u_P^2=0}^{M_{P,2}^{i',j'}} P(I_{1,1}^{i',j'} = u_1^1) \cdot P(I_{2,1}^{i',j'} = u_2^1) \cdots P(I_{P,2}^{i',j'} = u_P^2) \cdot \\
 &\quad \left(P\left(\sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} u_i^j + n \geq T_h\right) + P\left(L_{i'}^{j'} + \sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} u_i^j + n < T_h\right) \right)
 \end{aligned} \tag{4.20}$$

4.4 Étude théorique des performances des codes multi-poids

L'expression de $P(I_{i,j}^{i',j'} = u_i^j)$ a été déterminée dans le cas sans bruit (Eq.(4.7)), et les expressions $P\left(\sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} u_i^j + n \geq T_h\right)$ et $P\left(L_{i'}^{j'} + \sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} u_i^j + n < T_h\right)$ sont exprimées telles que (cf. Annexe.D) :

$$P\left(\sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} u_i^j + n \geq T_h\right) = \frac{1}{2} \cdot \operatorname{erfc}\left(\frac{T_h - \sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} u_i^j}{\sigma \cdot \sqrt{2}}\right) \quad (4.21)$$

$$P\left(L_{i'}^{j'} + \sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} u_i^j + n \geq T_h\right) = \frac{1}{2} \cdot \operatorname{erfc}\left(\frac{L_{i'}^{j'} + \sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} u_i^j - T_h}{\sigma \cdot \sqrt{2}}\right) \quad (4.22)$$

Nous obtenons alors l'expression de Pe_{CCR}^{multi} :

$$\begin{aligned} Pe_{CCR}^{multi} &= \frac{1}{4} \sum_{u_1^1=0}^{M_{1,1}^{i',j'}} \sum_{u_2^1=0}^{M_{2,1}^{i',j'}} \cdots \sum_{u_P^1=0}^{M_{P,2}^{i',j'}} C_{M_{1,1}^{i',j'}}^{u_1^1} \cdot C_{M_{2,1}^{i',j'}}^{u_2^1} \cdots C_{M_{P,2}^{i',j'}}^{u_P^1} \cdot \left(\frac{N_{1,1}^{i',j'}}{2 \cdot F}\right)^{u_1^1} \cdot \left(\frac{N_{2,1}^{i',j'}}{2 \cdot F}\right)^{u_2^1} \cdots \\ &\left(\frac{N_{P,2}^{i',j'}}{2 \cdot F}\right)^{u_P^1} \cdot \left(1 - \frac{N_{1,1}^{i',j'}}{2 \cdot F}\right)^{M_{1,1}^{i',j'} - u_1^1} \cdot \left(1 - \frac{N_{2,1}^{i',j'}}{2 \cdot F}\right)^{M_{2,1}^{i',j'} - u_2^1} \cdots \left(1 - \frac{N_{P,2}^{i',j'}}{2 \cdot F}\right)^{M_{P,2}^{i',j'} - u_P^1} \cdot \\ &\left(\operatorname{erfc}\left(\frac{T_h - \sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} u_i^j}{\sigma \cdot \sqrt{2}}\right) + \operatorname{erfc}\left(\frac{L_{i'}^{j'} + \sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} u_i^j - T_h}{\sigma \cdot \sqrt{2}}\right)\right) \end{aligned} \quad (4.23)$$

Dans le cas où il n'y a qu'une seule partition ($P = 1$ et $m_1 = 1$), l'expression est alors simplifiée :

$$Pe_{CCR}^{multi} = \frac{1}{4} \sum_{u_1^1=0}^{M_{1,1}-1} C_{M_{1,1}-1}^{u_1^1} \cdot \left(\frac{L_1^1}{2 \cdot F}\right)^{u_1^1} \cdot \left(1 - \frac{L_1^1}{2 \cdot F}\right)^{M_{1,1}-1-u_1^1} \cdot \left(\operatorname{erfc}\left(\frac{T_h - u_1^1}{\sigma \cdot \sqrt{2}}\right) + \operatorname{erfc}\left(\frac{L_1^1 + u_1^1 - T_h}{\sigma \cdot \sqrt{2}}\right) \right) \quad (4.24)$$

On retrouve l'expression obtenue dans le cas de la transmission simple service du chapitre 3 (Eq. (3.29)).

4.4.2.2 Expression de Pe_{HL+CCR}^{multi}

De la même manière que dans le cas de la transmission simple service, nous considérons pour simplifier l'analyse, que le bruit vient s'ajouter après la fonction HL. Ainsi, l'expression du signal en sortie du bloc HL est donnée par :

$$\mathbf{R} = g \left(\sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} \sum_{k=1}^{M_{i,j}} b_k^{i,j}(t) \cdot \mathbf{C}_k^{i,j} \right) + \mathbf{N}_c$$

Où g est la fonction qui écrête l'amplitude du signal à 1 à l'instant t , \mathbf{N}_c représente la contribution du bruit de variance σ_c^2 , et $b_k^{i,j}$ représente la donnée émise par le k^{eme} utilisateur du sous-ensemble E_i^j codé par $\mathbf{C}_k^{i,j}$.

4.4 Étude théorique des performances des codes multi-poids

La variable décisionnelle de l'utilisateur désiré est alors obtenue par :

$$\begin{aligned}
 \mathbf{R} \cdot \mathbf{C}_k^{i',j'} &= g \left(\sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} \sum_{k=1}^{M_{i,j}} b_k^{i,j}(t) \cdot \mathbf{C}_k^{i,j} \right) \cdot \mathbf{C}_k^{i',j'} + \mathbf{N}_c \cdot \mathbf{C}_k^{i',j'} \\
 Z &= \int_0^{T_b} g \left(\sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} \sum_{k=1}^{M_{i,j}} b_k^{i,j}(t) \cdot \mathbf{C}_k^{i,j} \right) \cdot \mathbf{C}_k^{i',j'} dt + \int_0^{T_b} \mathbf{N}_c \cdot \mathbf{C}_k^{i',j'} dt \\
 Z &= \int_0^{T_b} g \left(\sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} \sum_{k=1}^{M_{i,j}} b_k^{i,j}(t) \cdot \mathbf{C}_k^{i,j} \right) \cdot \mathbf{C}_k^{i',j'} dt + n
 \end{aligned} \tag{4.25}$$

n est la contribution globale du bruit de variance $\sigma^2 = L_i^{j'} \cdot \sigma_c^2$ après intégration.

La probabilité d'erreur peut alors être développée de la manière suivante :

$$\begin{aligned}
 P e_{HL+CCRbruit}^{multi} &= \frac{1}{2} \cdot P(\hat{b}_{k'}^{i',j'} = 1 | b_{k'}^{i',j'} = 0) + \frac{1}{2} \cdot P(\hat{b}_{k'}^{i',j'} = 0 | b_{k'}^{i',j'} = 1) \\
 P e_{HL+CCRbruit}^{multi} &= \frac{1}{2} \cdot P(Z \geq T_h | b_{k'}^{i',j'} = 0) + \frac{1}{2} \cdot P(Z < T_h | b_{k'}^{i',j'} = 1)
 \end{aligned} \tag{4.26}$$

Dans le cas où $b_{k'}^{i',j'} = 1$, étant donné que l'utilisateur désiré a émis une donnée 1, le produit $g \left(\sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} \sum_{k=1}^{M_{i,j}} b_k^{i,j}(t) \cdot \mathbf{C}_k^{i,j} \right) \cdot \mathbf{C}_k^{i',j'}$ vaut $\mathbf{C}_k^{i',j'}$. Par conséquent l'intégration a pour résultat la valeur du poids $L_i^{j'}$.

Nous pouvons alors en déduire que :

$$\begin{aligned}
 P(Z < T_h | b_{k'}^{i',j'} = 1) &= P \left(\int_0^{T_b} g \left(\sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} \sum_{k=1}^{M_{i,j}} b_k^{i,j}(t) \cdot \mathbf{C}_k^{i,j} \right) \cdot \mathbf{C}_k^{i',j'} dt + n < T_h | b_{k'}^{i',j'} = 1 \right) \\
 &= P(L_i^{j'} + n < T_h) \\
 &= \frac{1}{2} \cdot \operatorname{erfc} \left(\frac{L_i^{j'} - T_h}{\sigma \cdot \sqrt{2}} \right)
 \end{aligned} \tag{4.27}$$

Considérons désormais le cas $b_{k'}^{i',j'} = 0$, et développons $P(Z \geq T_h | b_{k'}^{i',j'} = 0)$:

$$P(Z \geq T_h | b_{k'}^{i',j'} = 0) = P \left(\int_0^{T_b} g \left(\sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} \sum_{k=1}^{M_{i,j}} b_k^{i,j}(t) \cdot \mathbf{C}_k^{i,j} \right) \cdot \mathbf{C}_k^{i',j'} dt + n \geq T_h \right)$$

Le terme $\int_0^{T_b} g \left(\sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} \sum_{k=1}^{M_{i,j}} b_k^{i,j}(t) \cdot \mathbf{C}_k^{i,j} \right) \cdot \mathbf{C}_k^{i',j'} dt$ a pour valeur $r \in [0, L_{i'}^{j'}]$. Nous pouvons alors décomposer l'expression telle que :

$$P(Z \geq T_h | b_{k'}^{i',j'} = 0) = \sum_{r=0}^{L_{i'}^{j'}} P(r + n \geq T_h) \cdot P \left(\int_0^{T_b} g \left(\sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} \sum_{k=1}^{M_{i,j}} b_k^{i,j}(t) \cdot \mathbf{C}_k^{i,j} \right) \cdot \mathbf{C}_k^{i',j'} dt = r \right) \quad (4.28)$$

Afin de déterminer la probabilité que le terme d'interférence vaut r , nous devons développer de la même manière que dans le cas sans bruit, la probabilité d'interférence sur chacun des chips de l'utilisateur désiré. En effet, étant donné que les différents utilisateurs n'utilisent pas les mêmes longueurs d'ondes, certains chips ont une probabilité plus forte d'être recouverts que d'autres.

Chacun des $L_{i'}^{j'}$ chips issus du produit $g \left(\sum_{i=1}^P \sum_{j=1}^{m_i} \sum_{k=1}^{M_{i,j}} b_k^{i,j}(t) \cdot \mathbf{C}_k^{i,j} \right) \cdot \mathbf{C}_k^{i',j'}$ peut prendre comme valeur 0 ou 1. Nous obtenons alors :

$$P(Z \geq T_h | b_{k'}^{i',j'} = 0) = \sum_{r=0}^{L_{i'}^{j'}} P(r + n \geq T_h) \cdot \sum_{Ch_0=0}^1 \sum_{Ch_1=0}^1 \cdots \sum_{Ch_{L_{i'}^{j'}-1}=0}^1 P \left(\sum_{x=0}^{L_{i'}^{j'}-1} Ch_x = r \right) \cdot P(Ch_0) \cdot P(Ch_1) \cdots P \left(Ch_{L_{i'}^{j'}-1} \right)$$

4.4 Étude théorique des performances des codes multi-poids

$$\begin{aligned}
 P(Z \geq T_h | b_k^{i',j'} = 0) &= \sum_{r=0}^{L_i^{j'}} P(r + n \geq T_h) \cdot \\
 &\sum_{Ch_0=0}^1 \sum_{Ch_1=0}^1 \cdots \sum_{Ch_{L_i^{j'}-1}=0}^1 P \left(\sum_{x=0}^{L_i^{j'}-1} Ch_x = r \right) \prod_{x=0}^{L_i^{j'}-1} P(Ch_x) \quad (4.29)
 \end{aligned}$$

Où $P(Ch_x)$ représente la probabilité que le chip à la longueur d'onde λ_x ait la valeur 0 ou 1.

$P(Ch_x = 0)$ correspond à la probabilité qu'aucun des utilisateurs non-désirés qui utilisent la longueur d'onde λ_x ($M_{i',j'}^{\lambda_x}$) n'interfèrent. Cette probabilité est donnée par :

$$P(Ch_x = 0) = \left(1 - \frac{1}{2 \cdot F}\right)^{M_{i',j'}^{\lambda_x}}$$

De la même manière, nous déterminons $P(Ch_x = 1)$ qui correspond à la probabilité qu'au moins un des $M_{i',j'}^{\lambda_x}$ utilisateurs non-désirés interfère :

$$P(Ch_x = 1) = 1 - \left(1 - \frac{1}{2 \cdot F}\right)^{M_{i',j'}^{\lambda_x}}$$

Comme Ch_x ne peut prendre comme valeur que 0 ou 1, nous déterminons la probabilité $P(Ch_x)$ telle que :

$$P(Ch_x) = \left[\left(1 - \frac{1}{2 \cdot F}\right)^{M_{i',j'}^{\lambda_x}} \right]^{1-Ch_x} \cdot \left[1 - \left(1 - \frac{1}{2 \cdot F}\right)^{M_{i',j'}^{\lambda_x}} \right]^{Ch_x} \quad (4.30)$$

Nous obtenons alors :

$$\begin{aligned}
 P(Z \geq T_h | b_{k'}^{i',j'} = 0) &= \sum_{r=0}^{L_{i'}^{j'}} P(r + n \geq T_h) \cdot \sum_{Ch_0=0}^1 \sum_{Ch_1=0}^1 \cdots \sum_{\substack{Ch_{L_{i'}^{j'}-1}=0 \\ L_{i'}^{j'}-1}}^1 \\
 P\left(\sum_{x=0}^{L_{i'}^{j'}-1} Ch_x = r\right) &\prod_{x=0}^{L_{i'}^{j'}-1} \left[\left(1 - \frac{1}{2 \cdot F}\right)^{M_{i',j'}^{\lambda_x - x}} \right]^{1-Ch_x} \cdot \left[1 - \left(1 - \frac{1}{2 \cdot F}\right)^{M_{i',j'}^{\lambda_x - x}} \right]^{Ch_x}
 \end{aligned} \tag{4.31}$$

$$\begin{aligned}
 P(Z \geq T_h | b_{k'}^{i',j'} = 0) &= \frac{1}{2} \sum_{r=0}^{L_{i'}^{j'}} \operatorname{erfc}\left(\frac{T_h - r}{\sigma \cdot \sqrt{2}}\right) \cdot \sum_{Ch_0=0}^1 \sum_{Ch_1=0}^1 \cdots \sum_{\substack{Ch_{L_{i'}^{j'}-1}=0 \\ L_{i'}^{j'}-1}}^1 \\
 P\left(\sum_{x=0}^{L_{i'}^{j'}-1} Ch_x = r\right) &\prod_{x=0}^{L_{i'}^{j'}-1} \left[\left(1 - \frac{1}{2 \cdot F}\right)^{M_{i',j'}^{\lambda_x - x}} \right]^{1-Ch_x} \cdot \left[1 - \left(1 - \frac{1}{2 \cdot F}\right)^{M_{i',j'}^{\lambda_x - x}} \right]^{Ch_x}
 \end{aligned} \tag{4.32}$$

En remplaçant les équations (4.27) et (4.32) dans (4.26) nous obtenons alors la probabilité d'erreur :

$$\begin{aligned}
 P e_{HL+CCRbruit}^{multi} &= \frac{1}{4} \cdot \operatorname{erfc} \left(\frac{L_i^{j'} - T_h}{\sigma \cdot \sqrt{2}} \right) + \frac{1}{4} \sum_{r=0}^{L_i^{j'}} \operatorname{erfc} \left(\frac{T_h - r}{\sigma \cdot \sqrt{2}} \right) \cdot \sum_{Ch_0=0}^1 \sum_{Ch_1=0}^1 \cdots \sum_{Ch_{L_i^{j'}-1}=0}^1 \\
 P \left(\sum_{x=0}^{L_i^{j'}-1} Ch_x = r \right) &\prod_{x=0}^{L_i^{j'}-1} \left[\left(1 - \frac{1}{2 \cdot F} \right)^{M_{i',j'}^{\lambda_x - x}} \right]^{1-Ch_x} \cdot \left[1 - \left(1 - \frac{1}{2 \cdot F} \right)^{M_{i',j'}^{\lambda_x - x}} \right]^{Ch_x}
 \end{aligned} \tag{4.33}$$

4.4.2.3 Validation

Afin de valider les expressions théoriques développées (4.23) et (4.33), nous avons considéré la transmission multimédia des mêmes codes que dans le cas sans bruit, c'est-à-dire une famille de code 2D MWOOC de paramètres $L = W = 8$, $F = 67$ partitionnée pour obtenir 3 familles de codes avec des poids distincts. Les partitions créées sont les suivantes :

- #1 $L = L_1^1 = 8$, $m_1 = 1$, $M_1 = 32$,
- #2 $L = (L_2^1 = 5) + (L_2^2 = 3)$, $m_2 = 2$, $M_2 = 32$.

Pour la validation, nous considérons que le nombre de matrices transmises dans chaque famille de code vaut $M_{1,1} = M_{2,1} = M_{2,2} = 25$.

De plus, rappelons que le seuil de détection doit être obtenu en fonction de la quantité de bruit. Il est donc nécessaire de faire une recherche du seuil optimal pour chaque point de chaque famille de code. De la même manière que dans le cas simple service, nous déterminons ces valeurs de seuils par une recherche dichotomique.

La figure 4.4 présente l'évolution des TEB des trois familles de code en fonction de la

variance du bruit σ^2 , lorsque la structure de réception considérée est un CCR. Les courbes correspondent aux valeurs obtenues à partir de l'expression théorique (4.23) et les points représentés sont issus de la simulation.

Nous avons tracé les TEB en fonction de la variance globale du bruit σ^2 . En effet, contrairement au chapitre précédent, les familles de code ont des poids différents. Par conséquent une valeur de SNR identique pour les trois familles de code ne correspondrait pas à la même contribution de bruit.

Nous pouvons tout d'abord observer sur la figure que, pour chacune des trois familles de code les points de simulation correspondent aux valeurs théoriques. Ceci permet de valider les expressions développées. Nous remarquons également que sur l'exemple

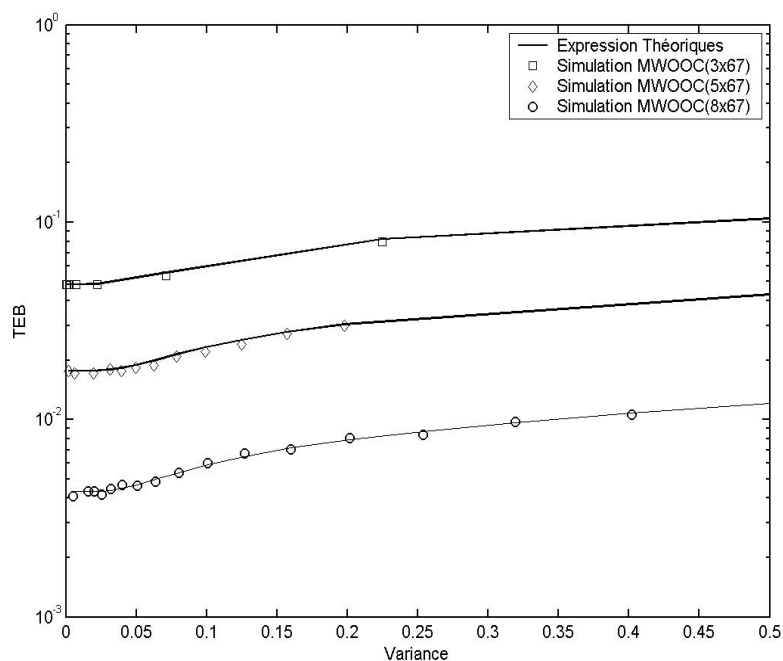


FIGURE 4.4 – TEB théoriques et simulés correspondant à une transmission multimédia avec trois familles de code MWOOC détecté par un CCR. Le nombre de matrices de code transmises est fixé à $M_{1,1} = M_{2,1} = M_{3,1} = 25$.

4.4 Étude théorique des performances des codes multi-poids

considéré, pour une variance de bruit donnée, l'impact semble dégrader les performances de manière identique quelle que soit les performances. Cependant, comme les différentes courbes correspondent à des familles de codes ayant différents poids, une variance donnée ne correspond pas à la même valeur de SNR pour chaque famille. En effet, sur la figure les performances commencent à être dégradées pour une valeur de variance $\sigma^2 = 0.05$. Cette valeur correspond à un SNR de 16dB pour le code MWOOC(3×67), de 21dB pour le code MWOOC(5×67) et de 25dB pour le code MWOOC(8×67). Par conséquent, nous pouvons dire que comme dans le cas simple service, plus le TEB est faible et plus l'impact du bruit est important en terme de SNR.

Nous avons également effectué la validation lorsque le récepteur considéré est un HL+CCR. Les résultats sont présentés sur la figure 4.5, et nous avons également reporté les points de simulation lorsque le bruit intervient avant le bloc HL.

Nous pouvons observer que les points de simulations obtenus valident les équations théoriques puisque les différents tracés concordent, nous utilisons donc dans la suite de l'étude l'expression de la probabilité d'erreur (4.33).

On remarque également que les performances du HL+CCR lorsque le bruit est considéré après le limiteur correspond bien à une borne supérieure. En comparant aux performances lorsque le bruit est avant le limiteur, nous remarquons que pour chacune des trois familles de code, la valeur limite de la variance du bruit avant de retrouver les performances idéales est différente. Par exemple, si nous considérons que l'impact du bruit est significatif à partir du moment où les performances sont dégradées d'au moins 10%, nous avons reporté dans le tableau 4.4 les variances correspondantes. Nous avons également convertis l'écart de ces variances en terme de SNR.

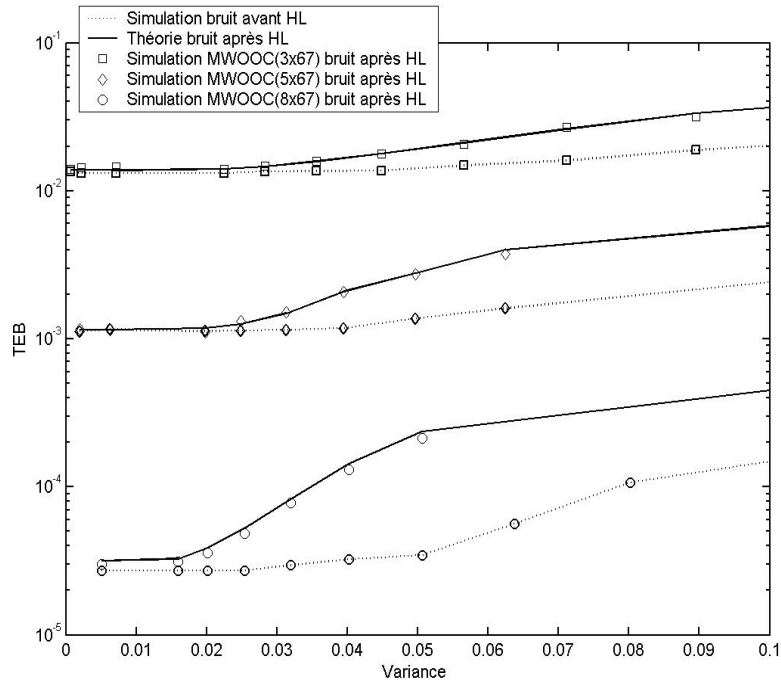


FIGURE 4.5 – TEB théoriques et simulés correspondant à une transmission multimédia avec trois familles de code MWOOC détecté par un HL+CCR. Le nombre de matrices de code transmises est fixé à $M_{1,1} = M_{2,1} = M_{3,1} = 25$.

TABLE 4.4 – Valeurs limites des variances pour lesquelles la dégradation des performances d’une transmission de $N_T = 3$ familles de codes multi-poids vaut 10%.

	bruit après HL		bruit avant HL		Écart en SNR (dB)
	σ^2 limite	SNR (dB)	σ^2 limite	SNR (dB)	
MWOOC(3×67)	0.032	18.5	0.044	17.1	1.4
MWOOC(5×67)	0.026	23.8	0.038	22.2	1.6
MWOOC(8×67)	0.018	29.5	0.03	27.3	2.2

4.5 Différentiation de débit

Nous pouvons remarquer que l'écart entre les σ^2 limites est constant (0.012) pour les trois familles de code. Cependant après conversion en terme de SNR, l'écart augmente lorsque le poids augmente, ceci est dû au fait que plus le poids est important, plus la quantité de bruit considérée est importante lorsqu'il est placé après le HL.

Donc, plus le poids est élevé et plus l'approximation que nous avons effectué consistant à considérer le bruit après le HL, surestime la valeur limite du SNR.

4.5 Différentiation de débit

Nous avons montré précédemment qu'il existe différentes méthodes pour transmettre différents débits simultanément. Afin de pouvoir proposer des applications multimédia avec la méthode de génération de familles de codes multi-poids développée, nous nous sommes plus particulièrement intéressé à la technique du parallel mapping. Cette technique permet d'utiliser des codes à longueur d'étalement constante, et d'éviter des interférences supplémentaires. Ainsi, pour étudier les performances du réseau on peut toujours utiliser les performances théoriques développées dans les paragraphes précédents. De plus, contrairement à l'utilisation du codage M -aire, cette technique présente l'avantage de ne pas dégrader les performances (en cas d'erreur de détection, il n'y a qu'une donnée erronée). Par contre, comme tous les codes sont transmis simultanément le nombre d'utilisateurs pouvant communiquer en même temps est diminué pour une performance donnée.

Le principe du parallel mapping consiste dans l'allocation à chaque utilisateur de plusieurs matrices de la même famille de code. Ainsi, chaque utilisateur peut émettre plusieurs données simultanément. Le débit de transmission est donc proportionnel au

nombre de données émises.

Notons S le nombre de débits différents, et représentons par l_s le nombre de matrices allouées à chaque utilisateur qui émet ses données au s^{eme} débit (avec $s \in [1, S]$). De cette manière, nous pouvons exprimer D_s la valeur du s^{eme} débit tel que :

$$D_s = l_s \cdot D = \frac{l_s \cdot B}{F} \quad (4.34)$$

où F est la longueur d'étalement temporel des matrices de code et B est la bande passante. Comme nous considérons que plusieurs matrices de code sont transmises par un utilisateur, notons $U_{i,j}(s)$ le nombre d'utilisateurs qui utilisent l_s codes appartenant à l'ensemble E_i^j . Le nombre d'utilisateurs doit alors respecter la contrainte suivante par rapport au nombre total de matrices dans la partition $\#i$:

$$\sum_{s=1}^S l_s \cdot U_{i,j}(s) \leq M_i \quad (4.35)$$

Il y a donc un compromis à effectuer car le choix des valeurs de l_s qui permettent d'augmenter les débits, limite par ailleurs le nombre d'utilisateurs qui communiquent.

Le principe d'émission des données en utilisant le parallel mapping est présenté sur la figure 4.6. Une conversion série/parallèle de l_s données binaires est effectuée, ceci permet d'encoder ces l_s bits par des matrices de code différentes. Ces données codées sont ensuite sommées puis ajoutées aux données des $(U - 1)$ autres utilisateurs.

4.5 Différentiation de débit

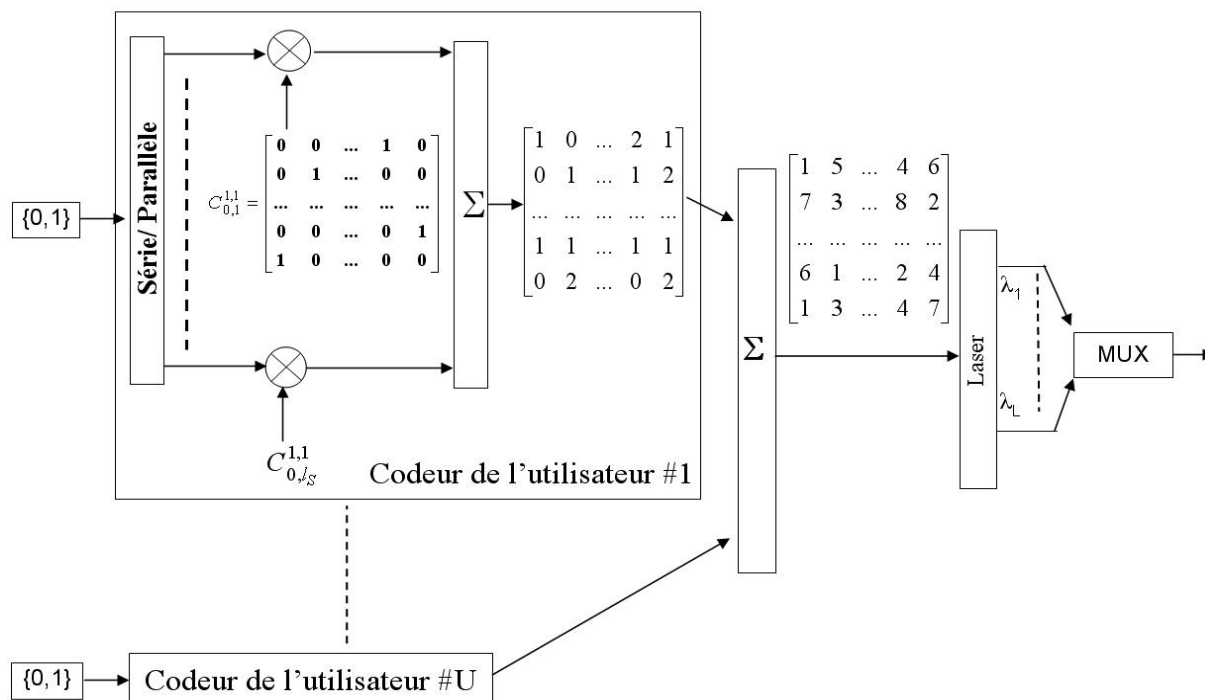


FIGURE 4.6 – Principe d'émission des données avec la technique du parallel mapping.

La figure 4.7 présente le principe de réception. Le signal est envoyé sur l_s structures de réception, cela permet de détecter en parallèle l_s données binaires converties ensuite en série. Par conséquent, plus l'utilisateur désiré émet ses données à un débit élevé, plus le nombre de récepteurs requis est important. Ceci constitue également une limite à la faisabilité de cette technique.

En résumé, la technique du parallel mapping permet d'augmenter de manière simple le débit de transmission par utilisateur, au prix d'une limitation du nombre d'utilisateurs communiquant et d'une complexité accrue des systèmes d'émission et de réception.

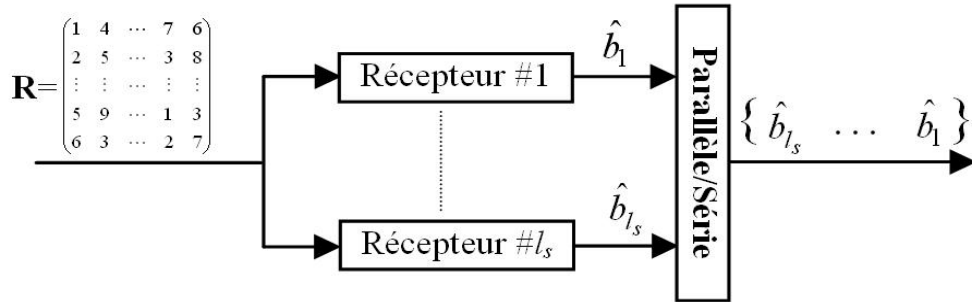


FIGURE 4.7 – Principe de réception des données avec la technique du parallel mapping.

4.6 Design des codes pour une transmission multimédia

4.6.1 Performances dans le cas idéal sans bruit

Afin d'évaluer les potentialités d'utilisation de la technique OCDMA pour fournir des applications multimédia, nous considérons une application où le nombre de TEB distincts vaut $N_T = 3$, et où le nombre de débits est $S = 3$. Nous supposons dans un premier temps, qu'un TEB ne dispose que d'un débit.

Pour obtenir les $N_T = 3$ TEB, il sera nécessaire de générer $P = 2$ partitions (eq. (4.1)).

Nous obtenons alors les contraintes suivantes :

$$\begin{cases} U_{1,1}(1) \cdot l_1 = M_{1,1} \leq M_1, & D_1 = l_1 \cdot B/F \\ U_{2,1}(2) \cdot l_2 = M_{2,1} \leq M_2, & D_2 = l_2 \cdot B/F \\ U_{2,2}(3) \cdot l_3 = M_{2,2} \leq M_2, & D_3 = l_3 \cdot B/F \end{cases} \quad (4.36)$$

Pour l'application multimédia, prenons un exemple où le nombre d'utilisateurs actifs est $U_{1,1}(1) = U_{2,1}(2) = 15$ et $U_{2,2}(3) = 30$. Considérons une différenciation de débits telle

4.6 Design des codes pour une transmission multimédia

que les utilisateurs haut débit émettent les données deux fois plus vite que les utilisateurs moyen débit, et quatre fois plus vite que les utilisateurs bas débit. Ceci nous donne $l_1 = 2 \cdot l_2 = 4 \cdot l_3$. Enfin, considérons que les utilisateurs bas débit n'émettent qu'une seule donnée binaire à la fois. En remplaçant ces valeurs dans (4.36) nous obtenons :

$$\left\{ \begin{array}{l} 15 \cdot 4 = M_{1,1} \leq M_1, D_1 = 4 \cdot B/F \\ 15 \cdot 2 = M_{2,1} \leq M_2, D_2 = 2 \cdot B/F \\ 30 \cdot 1 = M_{2,2} \leq M_2, D_3 = B/F \end{array} \right. \quad (4.37)$$

Nous déterminons alors qu'il faut générer $M_1 = 60$ matrices de code pour la partition #1, et $M_2 = 30$ matrices pour la partition #2. On en déduit alors que la famille de code 2D MWOOC doit contenir au moins $N_{MWOOC} = 90$ matrices pour construire le partitionnement considéré.

Pour effectuer un design de code, il faut également fixer les valeurs de TEB associées à chaque service. Nous considérons le cas où les différents utilisateurs communiquent à : $TEB_1 \leq 10^{-9}$, $TEB_2 \leq 10^{-6}$ et $TEB_3 \leq 10^{-3}$.

Afin de déterminer les paramètres de code permettant l'application multimédia considérée, nous avons représenté sur la figure 4.8 les valeurs minimales d'étalement temporel permettant de transmettre 90 matrices simultanément aux $N_T = 3$ TEB visés en fonction de la valeur du poids et en considérant une structure de réception CCR. Ces valeurs sont obtenues à partir de l'équation (4.9) pour une transmission simple service ($P = 1$) dans chaque cas.

Nous déterminons dans un premier temps, les paramètres de code correspondant à la

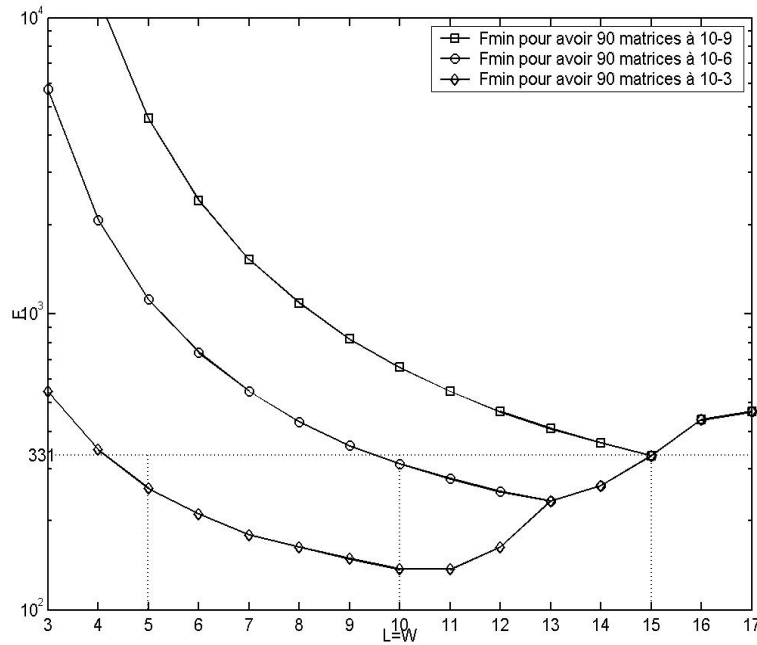


FIGURE 4.8 – Longueur d'étalement minimale requise permettant transmettre 90 matrices aux TEB 10^{-9} , 10^{-6} et 10^{-3} avec un CCR en fonction du poids.

valeur minimale de F pour le TEB le plus faible soit TEB_1 . Dans l'exemple considéré, nous observons que ces paramètres sont $L = 15$ et $F = 331$. Ensuite, nous déterminons les valeurs de poids des codes permettant de respecter les 2 autres TEB (TEB_2 et TEB_3), ayant une longueur d'étalement inférieure à $F = 331$ et, correspondant à une décomposition possible de $L = 15$. Sur cet exemple, nous remarquons que les paramètres ($L = 5$, $F = 331$) et ($L = 10$, $F = 331$) assurent respectivement les valeurs de TEB 10^{-3} et 10^{-6} et permettent de partitionner $L = 15$.

Ensuite, nous vérifions, à l'aide de l'expression (4.9) avec $P = 2$ ($L_1^1 = 15$, $L_2^1 = 10$, $L_2^2 = 5$, $F = 331$ et $T_h = L_{i,r}^j$), que en considérant une distribution des 90 matrices telle que $M_1 = 60$ et $M_2 = 30$, les valeurs de TEB visés sont toujours respectées. Nous définissons ainsi le dimensionnement des familles de codes multi-poids respectant les

4.6 Design des codes pour une transmission multimédia

différentes contraintes de l'exemple. Nous pouvons désormais construire à partir de la méthodologie développée p.112, les $P = 2$ partitions telles que :

$$- \#1 : L = L_1^1 = 15, F = 331, M_1 = 60,$$

$$- \#2 : L = (L_2^1 = 10) + (L_2^2 = 5), F = 331, M_2 = 30,$$

L'utilisation de la longueur d'étalement temporel $F = 331$ permet de transmettre les données à $D = 30\text{Mbps}$. En allouant $l_1 = 4$ (resp. $l_2 = 2$ et $l_3 = 1$) matrices de code aux utilisateurs haut (resp. moyen et bas) débit, nous obtenons les valeurs : $D_1 = 120\text{Mbps}$, $D_2 = 60\text{Mbps}$ et $D_3 = 30\text{Mbps}$.

Pour le cas de la structure de réception HL+CCR, nous avons envisagé deux possibilités. Tout d'abord, établir de la même manière que pour le CCR, la recherche d'un design de code qui permet de respecter les différentes contraintes (1). La deuxième possibilité (2) consiste à considérer le cas où les paramètres de codes obtenus pour le CCR sont utilisés avec la structure HL+CCR. Ceci permet d'évaluer le gain apporté par l'utilisation du bloc HL.

(1) La procédure pour déterminer le partitionnement permettant de respecter les différentes contraintes est identique à celle du CCR. La figure 4.9 représente les valeurs minimales d'étalement temporel permettant de transmettre 90 matrices simultanément aux $N_T = 3$ TEB visés en fonction de la valeur du poids avec une structure de réception HL+CCR. Ces valeurs sont obtenues à partir de l'équation (4.17) en considérant une transmission simple service ($P = 1$).

Nous observons que la longueur d'étalement du TEB le plus faible a pour valeur $F = 211$ et, est obtenue pour une valeur de poids $L = 12$. Pour les valeurs de TEB 10^{-3} et 10^{-6} , nous remarquons que les valeurs de poids $L = 4$ et $L = 8$ sont une décomposition de

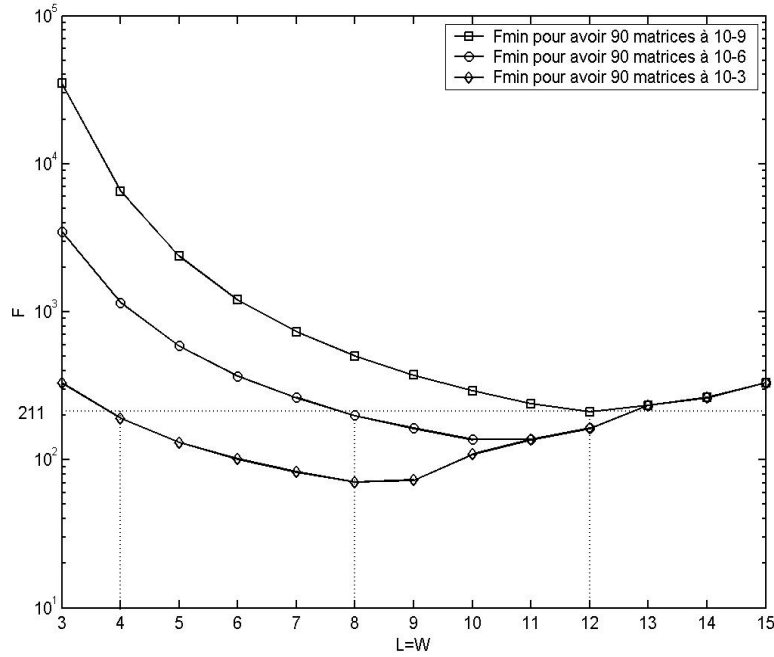


FIGURE 4.9 – Longueur d'étalement minimale requise permettant transmettre 90 matrices aux TEB 10^{-9} , 10^{-6} et 10^{-3} avec un HL+CCR en fonction du poids.

$L = 12$ et, que la longueur d'étalement requise associée à ces poids est inférieure à $F = 211$. Comme pour le CCR, nous vérifions que la distribution des 90 matrices telle que $M_1 = 60$ et $M_2 = 30$ respecte les TEB visés à partir de l'expression (4.17) dans le cas $P = 2$. Nous obtenons ainsi le dimensionnement des familles de codes multi-poids qui permet de respecter les différentes contraintes de l'exemple, et nous pouvons désormais construire les $P = 2$ partitions telles que :

- #1 : $L = L_1^1 = 12$, $F = 211$, $M_1 = 60$,
- #2 : $L = (L_2^1 = 8) + (L_2^2 = 4)$, $F = 211$, $M_2 = 30$,

L'utilisation de la longueur d'étalement temporel $F = 211$ permet de transmettre les données à $D = 47\text{Mbps}$. En allouant $l_1 = 4$ (resp. $l_2 = 2$ et $l_3 = 1$) matrices de code aux utilisateurs haut (resp. moyen et bas) débit, nous obtenons les valeurs : $D_1 = 188\text{Mbps}$,

$D_2 = 94\text{Mbps}$ et $D_3 = 47\text{Mbps}$.

Les résultats des deux dimensionnements effectués sont présentés dans le tableau 4.5. Par comparaison, nous pouvons dire que l'utilisation du bloc HL a permis de diminuer la valeur d'étalement temporel. Les débits alloués à chaque service sont donc augmentés (d'environ 50%). De plus, nous remarquons que le nombre de longueurs d'ondes requises est diminué (12 au lieu de 15).

(2) Considérons désormais le cas où on utilise la structure de réception HL+CCR avec les codes MWOOC obtenus dans le cas du CCR (15×331), et partitionnés en familles de plus petit poids : MWOOC(10×331) et MWOOC(5×331). Nous déterminons grâce à l'équation (4.17) qu'il est possible d'utiliser $N_{MWOOC} = 206$ matrices de code au lieu des 90 initialement requises. Nous pouvons alors profiter de cette augmentation de différentes manières :

- (a) Une première façon consiste dans l'allocation d'un nombre plus important de matrices par utilisateur. De cette manière les débits proposés sont augmentés. Si nous considérons par exemple, la distribution des $N_{MWOOC} = 206$ matrices telle que $M_1 = 152$, il reste alors $M_2 = 54$ matrices qui peuvent être partitionnées en matrices de plus petits poids. Avec ces valeurs de distribution, nous pouvons allouer $l_1 = 8$ matrices de code (au lieu de 4) à $U_{1,1}(1) = 19$ utilisateurs pour le service #1 (TEB faible et haut débit), $l_2 = 3$ matrices de code (au lieu de 2) à $U_{2,1}(2) = 18$ utilisateurs pour le service #2 (TEB et débit moyen), et $l_3 = 2$ matrices de code (au lieu de 1) à $U_{2,2}(3) = 27$ utilisateurs pour le service #3 (TEB élevé et bas débit).

(b) Une seconde solution consiste dans l'attribution d'un même nombre de matrice par utilisateur, dans ce cas le nombre d'utilisateurs de chaque service est augmenté. Si on considère la distribution $M_1 = 152$ et $M_2 = 54$, nous obtenons alors $U_{1,1}(1) = 38$, $U_{2,1}(2) = 27$ et $U_{2,2}(3) = 54$.

Les résultats obtenus sont également reportés dans le tableau 4.5. Par comparaison des différents résultats présentés, nous pouvons dire que l'utilisation d'une structure de réception HL+CCR avec les familles de codes générées pour le CCR (2) permet d'offrir une grande flexibilité par rapport au nombre d'utilisateurs actifs dans chaque service et aux débits proposés.

TABLE 4.5 – Comparaison des résultats obtenus pour les récepteurs CCR et HL+CCR dans une application multimédia où $N_T = 3$ et $S = 3$.

			10^{-9}		10^{-6}		10^{-3}	
			$U_{1,1}(1)$	D_1	$U_{2,1}(2)$	D_2	$U_{2,2}(3)$	D_3
CCR		(15 × 331)	15	120	15	60	30	30
HL+CCR	(1)	(12 × 211)	15	188	15	94	30	47
	(2)	(15 × 331) (a)	19	240	18	90	27	60
		(15 × 331) (b)	38	120	27	60	54	30

4.6 Design des codes pour une transmission multimédia

Dans l'exemple précédent, nous avons considéré $N_T = 3$ TEB et $S = 3$ débits distincts avec un seul débit par TEB. Cependant, nous pouvons également envisager le cas où chaque TEB propose $S = 3$ débits. Reprenons l'exemple qui permettait la plus grande flexibilité, c'est-à-dire l'utilisation d'un HL+CCR avec le code MWOOC(15×331), partitionné en matrices de plus petits poids de paramètres (10×331) et (5×331). Nous savons qu'il est possible de transmettre $N_{MWOOC} = 206$ matrices de code simultanément. En considérant que chaque TEB doit proposer $S = 3$ débits, nous avons alors les contraintes suivantes :

$$\begin{cases} U_{1,1}(1) \cdot l_1 + U_{1,1}(2) \cdot l_2 + U_{1,1}(3) \cdot l_3 = M_{1,1} \leq M_1 \\ U_{2,1}(1) \cdot l_1 + U_{2,1}(2) \cdot l_2 + U_{2,1}(3) \cdot l_3 = M_{2,1} \leq M_2 \\ U_{2,2}(1) \cdot l_1 + U_{2,2}(2) \cdot l_2 + U_{2,2}(3) \cdot l_3 = M_{2,2} \leq M_2 \end{cases} \quad (4.38)$$

En considérant les mêmes nombres de matrices allouées par utilisateur pour chaque débit que dans l'exemple précédent ($l_1 = 4$, $l_2 = 2$ et $l_3 = 1$), et une répartition égale des $N_{MWOOC} = 206$ matrices ($M_1 = M_2 = 103$) nous obtenons alors :

$$\begin{cases} 4 \cdot U_{1,1}(1) + 2 \cdot U_{1,1}(2) + U_{1,1}(3) \leq 103 \\ 4 \cdot U_{2,1}(1) + 2 \cdot U_{2,1}(2) + U_{2,1}(3) \leq 103 \\ 4 \cdot U_{2,2}(1) + 2 \cdot U_{2,2}(2) + U_{2,2}(3) \leq 103 \end{cases} \quad (4.39)$$

Une solution possible d'utilisation des 103 matrices de code à différents TEB correspond à la répartition suivante, par exemple : 15 utilisateurs communiquent à haut débit, 15 utilisateurs émettent les données à moyen débit et, 13 utilisateurs sont à bas débit. Le tableau 4.6 regroupe alors les résultats obtenus.

TABLE 4.6 – Application multimédia permettant de fournir 9 services avec un HL+CCR.

	10^{-9}	10^{-6}	10^{-3}	Total
$D_1 = 120\text{Mbps}$	$U_{1,1}(1) = 15$	$U_{2,1}(1) = 15$	$U_{2,2}(1) = 15$	45
$D_2 = 60\text{Mbps}$	$U_{1,1}(2) = 15$	$U_{2,1}(2) = 15$	$U_{2,2}(2) = 15$	45
$D_3 = 30\text{Mbps}$	$U_{1,1}(3) = 13$	$U_{2,1}(3) = 13$	$U_{2,2}(1) = 13$	39
Total	43	43	43	129

Par comparaison, nous pouvons dire que par rapport aux valeurs obtenues dans le cas des codes minimaux, le nombre d'utilisateurs communiquant est augmenté de manière significative (129 au lieu de 60). Par contre, par rapport aux cas étudiés en **(2)(a)** et **(2)(b)**, il s'agit d'une répartition différente du nombre total de matrices.

Finalement, nous pouvons dire que la méthode de génération de familles de code multi-poids utilisée avec la technique du parallel mapping permet de proposer des applications multimédia avec une grande flexibilité en termes de débits, de nombre d'utilisateurs ou de services.

De plus, les performances sont nettement améliorées en utilisant une structure de réception HL+CCR.

4.6.2 Prise en compte de l'impact du bruit

L'impact du bruit sur les performances pour les codes optimaux obtenus précédemment a été considéré. Les familles de codes générées permettent la transmission simultanée de $N_T = 3$ TEB égaux à 10^{-9} , 10^{-6} et 10^{-3} . Le nombre de matrices transmises est fixé à $M_{1,1} = 60$ et $M_{2,1} = M_{2,2} = 30$. Les paramètres de code MWOOC obtenus pour la

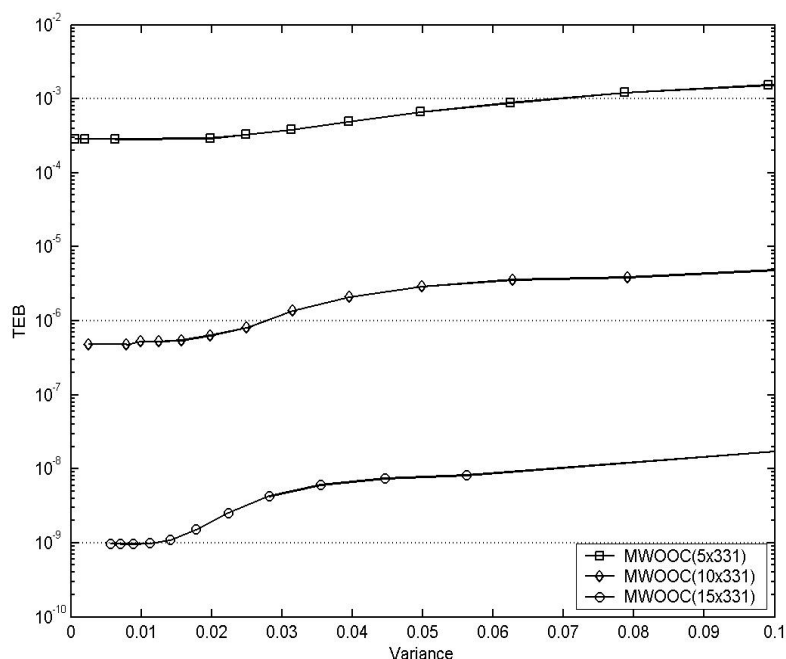


FIGURE 4.10 – Impact du bruit sur les performances des familles de code multi-poids MWOOC de paramètres (5×331) , (10×331) et (15×331) détectées par un CCR.

structure de réception CCR sont (5×331) , (10×331) et (15×331) .

Nous avons représenté sur la figure 4.10 l'évolution des performances pour les trois familles de code en fonction de la variance globale du bruit σ^2 .

Tout d'abord, nous pouvons remarquer que lorsque la variance du bruit est nulle (cas sans bruit), les performances des familles de code de paramètres (5×331) et (10×331) sont inférieures aux TEB visés alors que celle de la famille de code (15×331) est égale à 10^{-9} . Ceci est dû au fait que la valeur $F = 331$ correspond à la valeur minimale requise pour obtenir 10^{-9} . Comme cette longueur d'étalement est supérieure à celle requise (minimale) pour les deux autres TEB, les performances sont sensiblement meilleures.

Ensuite, nous remarquons que plus les performances sont faibles, plus les valeurs de

variances limites pour respecter les TEB visés sont faibles. Nous avons déterminé ces valeurs limites ainsi que les valeurs de SNR correspondantes. Les résultats sont présentés dans le tableau 4.7.

TABLE 4.7 – Valeurs de variances limites et SNR équivalent nécessaire pour respecter les valeurs de TEB 10^{-3} , 10^{-6} et 10^{-9} avec un CCR et des familles de code de paramètres (5×331) , (10×331) et (15×331) .

		10^{-3}	10^{-6}	10^{-9}
CCR	Code	(5×331)	(10×331)	(15×331)
	σ^2 limite	0.07	0.028	0.013
	SNR limite	19.5 dB	29.5 dB	36 dB

Nous pouvons vérifier que plus le poids augmente, plus les performances sont sensibles au bruit. En effet, pour respecter le TEB de 10^{-9} la valeur limite en SNR est de 36 dB, ceci est lié au fait que les paramètres de code $L = 15$ et $F = 331$ sont les valeurs minimales pour obtenir ce TEB.

De la même manière que pour le CCR, nous avons étudié l'impact du bruit sur les codes obtenus pour l'application multimédia considérée lorsque la structure de réception est un HL+CCR. Dans ce cas les paramètres de code MWOOC sont (4×211) , (8×211) et (12×211) . La figure 4.11 présente l'évolution des TEB pour les trois familles de code en fonction de la variance globale du bruit σ^2 .

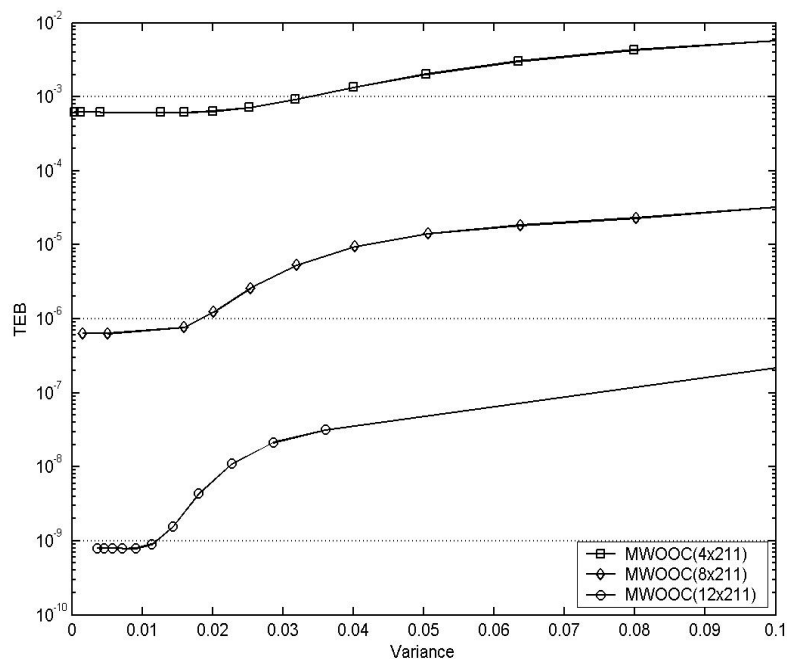


FIGURE 4.11 – Impact du bruit sur les performances des familles de code multi-poids MWOOC de paramètres (4×211) , (8×211) et (12×211) détectées par un HL+CCR.

Comme pour le CCR, nous remarquons une variation des valeurs des variances limites en fonction des performances, et par conséquent de la valeur du poids. Nous avons reporté ces valeurs dans le tableau 4.8 ainsi que les valeurs de SNR correspondantes.

Nous pouvons remarquer que, les valeurs de SNR limites obtenues sont sensiblement inférieures à celles du récepteur CCR. Comme dans les deux cas les performances sont similaires, ce gain s'explique par la différence de poids entre les différentes familles de code utilisées.

TABLE 4.8 – Valeurs de variances limites et SNR équivalent nécessaire pour respecter les valeurs de TEB 10^{-3} , 10^{-6} et 10^{-9} avec un HL+CCR et des familles de code de paramètres (4×211) , (8×211) et (12×211) .

		10^{-3}	10^{-6}	10^{-9}
HL+CCR	Code	(4×211)	(8×211)	(12×211)
	σ^2 limite	0.036	0.019	0.013
	SNR limite	20.5 dB	29 dB	34.5 dB

Cependant, nous avons vu que l'expression théorique de la probabilité d'erreur du HL+CCR correspond à une borne supérieure. Par conséquent, on peut dire que les valeurs limites déterminées sont également surestimées. L'utilisation de la structure de réception HL+CCR offre alors une meilleure robustesse au bruit que le CCR.

Nous venons de montrer qu'il est possible de fournir des applications multimédia avec les structures de réception CCR et HL+CCR, et que le bruit a un impact d'autant plus significatif que le service visé a un TEB faible.

Il peut donc être intéressant de prendre en compte les perturbations du canal lors de la recherche des paramètres de codes permettant une différenciation de services.

Pour la recherche des paramètres de code, considérons la même application multimédia que celle étudiée précédemment, et un certain niveau de bruit en fixant le SNR à 20dB.

Pour le dimensionnement des paramètres de code, nous avons recherché à partir de l'équation (4.23), les valeurs d'étalement temporel minimales permettant d'atteindre les TEB visés dans le cas simple service ($P = 1$) pour différentes valeurs de poids et un SNR de 20 dB. Les résultats sont reportés sur la figure 4.12.

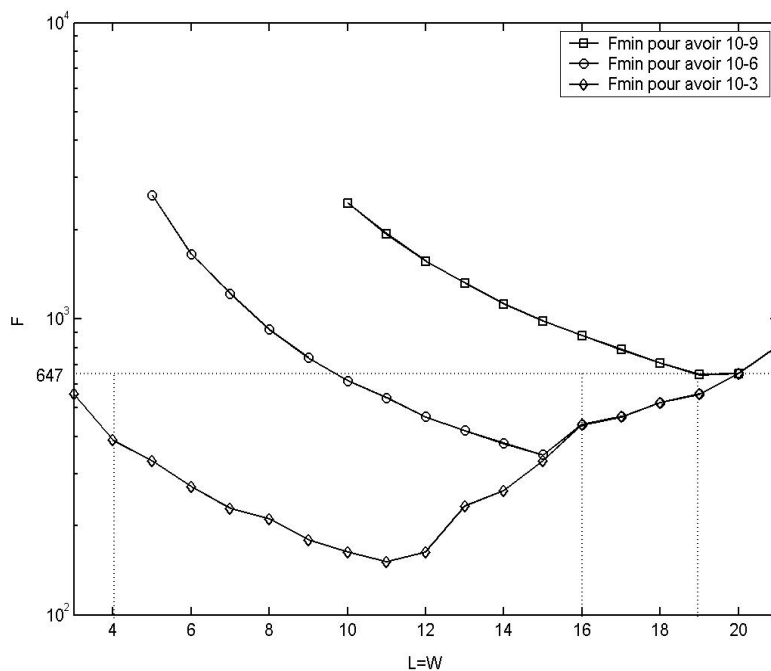


FIGURE 4.12 – Longueurs d'étalement minimales requises permettant de transmettre 90 matrices aux TEB 10^{-9} , 10^{-6} et 10^{-3} avec un CCR et un SNR de 20 dB.

Les paramètres de code correspondant à la longueur d'étalement minimale du TEB le plus faible sont : $L = 19$ et $F = 647$. Puis, nous choisissons une combinaison de poids permettant la décomposition de $L = 19$, afin d'obtenir les deux autres valeurs de TEB. Nous obtenons par exemple le partitionnement suivant :

- #1 : $L = L_1^1 = 19$, $F = 647$, $M_1 = 60$,
- #2 : $L = (L_2^1 = 15) + (L_2^2 = 4)$, $F = 647$, $M_2 = 30$.

Notons que pour une valeur $F = 647$, les valeurs des débits proposés sont $D_1 = 60\text{Mbps}$, $D_2 = 30\text{Mbps}$ et $D_3 = 15\text{Mbps}$ pour $B = 10\text{GHz}$.

Les valeurs de débit sont donc diminuées de moitié par rapport au cas où le design est effectué dans le cas sans bruit.

Nous remarquons également que pour le code MWOOC (19×647) la performance est bien de 10^{-9} , alors que celles des familles de code (15×647) et (14×647) valent respectivement $1,34 \cdot 10^{-8}$ et $2,47 \cdot 10^{-4}$ ce qui est nettement inférieur aux TEB visés. Ceci est dû au fait que le design des codes est effectué pour le services qui a la performance la plus contraignante. En fait si nous déterminons les valeurs de SNR à partir desquelles les TEB 10^{-6} et 10^{-3} ne sont plus atteint, nous obtenons respectivement 16.6 dB et 16.1 dB. Par conséquent, il y a un compromis à effectuer entre les débits par utilisateur et la robustesse des performances face au bruit.

Afin d'obtenir le design des codes permettant de respecter les différentes contraintes lorsque la structure de réception est un HL+CCR, nous répétons le même procédé que pour le CCR. La figure 4.13 représente les valeurs minimales d'étalement permettant de transmettre les 90 matrices simultanément aux $N_T = 3$ TEB visés en fonction de la valeur du poids pour un SNR de 20 dB. Ces valeurs sont obtenues à partir de l'équation (4.33) en considérant une transmission simple service ($P = 1$).

De cette figure, nous déduisons que la valeur de l'étalement temporel à utiliser est $F = 521$, et que la valeur du poids des utilisateurs communiquant à 10^{-9} vaut $L = 18$. Un partitionnement possible de L pour respecter les contraintes posées est :

- #1 : $L = L_1^1 = 18$, $F = 521$, $M_1 = 60$,
- #2 : $L = (L_2^1 = 12) + (L_2^2 = 6)$, $F = 521$, $M_2 = 30$.

L'utilisation d'une longueur d'étalement $F = 521$ avec les valeurs des l_1 , l_2 et l_3 considérées, les débits proposés sont : $D_1 = 80$ Mbps, $D_2 = 40$ Mbps et $D_3 = 20$ Mbps pour $B = 10$ GHz.

Notons dans un premier temps que les valeurs des paramètres de code requis sont diminuées par rapport au CCR. Cependant, le gain en termes de nombre de longueurs

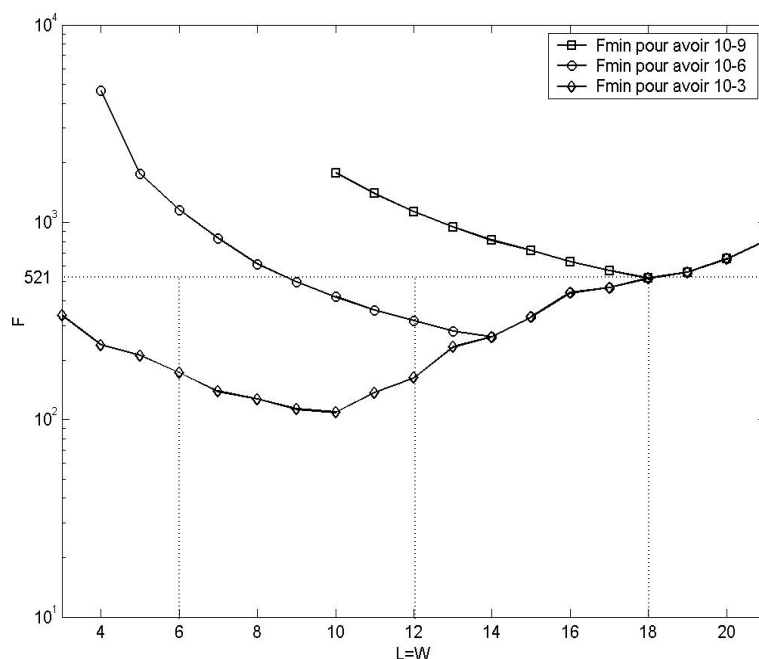


FIGURE 4.13 – Longueurs d'étalement minimales requises permettant de transmettre 90 matrices aux TEB 10^{-9} , 10^{-6} et 10^{-3} avec un HL+CCR et un SNR de 20 dB.

d'ondes utilisées et de valeur d'étalement temporel est moins important que lorsque nous ne considérons pas l'impact du bruit dans le design.

Ensuite, nous avons déterminé à partir de (4.33) avec $P = 2$, les TEB visés pour chacun des trois services. Pour les mêmes raisons qu'avec le récepteur CCR, nous obtenons que les performances du TEB le plus faible sont respectées, et que celles des deux autres services sont inférieures aux spécifications.

De plus encore une fois, notons que même si les débits proposés par le HL+CCR sont supérieurs à ceux obtenus pour le CCR, les résultats montrent qu'il n'est pas possible d'obtenir à la fois de très haut débits et une bonne robustesse face au bruit.

4.7 Conclusion

Dans ce chapitre, nous nous sommes intéressé à l'utilisation de la technique 2D OCDMA pour transmettre des applications multimédia. L'objectif est de permettre à différents utilisateurs de communiquer simultanément sur le même canal de propagation, mais avec des services différents. Pour cela, nous avons considéré que le débit auquel les données sont émises ainsi que les performances de la transmission sont les deux paramètres qui caractérisent un service.

Comme la valeur poids influe sur la valeur du TEB, pour différencier les performances entre les services, nous avons développé une méthode de génération de codes MWOOC multi-poids. La génération de codes MWOOC ($L \times F$) multi-poids est basée sur un algorithme de partitionnement des matrices de code MWOOC étudiées au chapitre 2. Afin d'effectuer la différenciation de débit entre les différents utilisateurs, nous avons utilisé la technique du parallel mapping. Le principe de cette technique repose sur l'allocation de plusieurs codes à chaque utilisateur. Ainsi plusieurs données binaires peuvent être encodées et transmises en même temps. Le débit est alors proportionnel au nombre de codes d'un utilisateur. Il y a donc un compromis entre les débits offerts et le nombre d'utilisateurs actifs.

Pour l'étude des performances, nous avons considéré les structures de réception mono-utilisateur CCR et HL+CCR. Pour ces deux récepteurs, nous avons développé les expressions des probabilités d'erreur théoriques adaptées à la transmission multimédia, dans un premier temps lorsque le canal de transmission idéal, puis en considérant le cas où il est bruité. Chacune des expressions théoriques a été validée par comparaison à des simulations de la chaîne de transmission.

Afin d'évaluer les possibilités d'utilisation de la technique 2D OCDMA pour des applications multimédia, nous avons considéré le cas de la transmission de trois services.

4.7 Conclusion

Les différents TEB visés ont pour valeurs 10^{-3} , 10^{-6} et 10^{-9} . De plus, les utilisateurs haut débit doivent émettre les données deux fois plus rapidement que les utilisateurs moyen débit, et quatre fois plus vite que les utilisateurs bas débit.

Nous avons dans un premier temps évalué les potentialités d'utilisation lorsque le canal est idéal. En comparant les résultats obtenus pour les deux structures de réception considérées, nous pouvons dire que le HL+CCR est, conformément aux résultats présentés dans le chapitre précédent, plus performant que le CCR. En effet, nous avons vu qu'il permet d'augmenter les nombres d'utilisateurs communiquant dans chaque service, les débits offerts, le nombre de services proposés, d'améliorer les performances ou de diminuer les paramètres des codes. Cependant, l'étude dans le cas où le canal est bruité a montré que comme dans tout système de communication, il y a un compromis à effectuer entre les débits proposés et la robustesse des codes face aux perturbations du canal.

Cette étude a montré que le CDMA Optique en 2D peut être utilisé pour fournir à différents utilisateurs des applications multimédia avec des débits et qualités de service différents.

Conclusion Générale et Perspectives

Dans ce mémoire, nous nous sommes intéressés à la technique d'accès multiple par répartition de code CDMA. Le support de transmission considéré est la fibre optique, nous parlons alors de la technique OCDMA.

Les différents utilisateurs accèdent au réseau de manière simultanée et asynchrone. De plus, nous avons étudié une méthode de modulation directe incohérente pour l'émission des données. Cela signifie que les bits sont directement multipliés par le code de l'utilisateur qui est unipolaire (constitué uniquement de 0 et de 1).

L'unipolarité est incompatible avec une orthogonalité stricte des codes. Par conséquent, les différents utilisateurs qui émettent leurs données simultanément interfèrent les uns avec les autres. Cette interférence est la principale limitation de ce type de système de communication, et est appelée Interférence d'Accès Multiple (IAM).

Plusieurs études ont précédemment été menées au sein du laboratoire ESTE. Notamment sur les structures de réception permettant de réduire ce terme d'IAM et d'améliorer les performances. Cependant, les familles de codes utilisées étaient basées sur l'étalement de spectre uni-dimensionnel (1D), dans le domaine temporel. L'inconvénient des codes 1D est qu'il faut effectuer un compromis entre le nombre d'utilisateur, la longueur d'étalement temporelle et les performances. Une autre approche permettant de relâcher les contraintes consiste dans l'utilisation de l'étalement de spectre à la fois dans le domaine temporel et dans le domaine spectral, c'est-à-dire en 2 dimensions (2D). Le premier objectif du travail effectué dans cette thèse consistait dans l'étude et la génération de familles de codes en 2D. Puis, dans le contexte des futurs réseaux optiques, un second objectif a été d'étudier les potentialités d'utilisation de la technique 2D OCDMA pour des applications multimédia.

L'étude des familles de codes 1D à montré que, les codes appelés Optical Orthogonal Code (OOC) sont ceux qui offrent le plus de flexibilité. Nous nous sommes donc plus particulièrement intéressé aux familles de codes 2D dont la construction est basée sur l'utilisation de codes OOC. Ces familles de codes sont appelées les Multi-Wavelength OOC (MWOOC).

L'analyse des méthodes de génération de familles MWOOC existantes a mis en évidence un manque de flexibilité. Ceci avait pour conséquence soit une implantation difficilement réalisable à cause du nombre de longueurs d'ondes utilisées, soit un terme d'IAM très important ou un débit très faible lié à une valeur d'étalement temporel très grande. Nous avons donc dans un premier temps développé une nouvelle méthode de génération de familles MWOOC. La construction proposée présente une grande flexibilité dans le choix des paramètres de code. Elle est basée sur un algorithme qui modifie les matrices de code obtenues à l'aide des constructions pré-existantes. Cette flexibilité est un avantage car cela permet d'utiliser un nombre très faible de longueurs d'ondes (ce qui facilite l'implantation, et permet d'éviter des phénomènes d'interférence entre longueurs d'ondes), et une longueur d'étalement temporel faible (ce qui permet d'obtenir de très haut débit).

Nous avons ensuite effectué l'analyse des performances des codes MWOOC modifié de manière théorique et par simulation. Pour cela nous avons considéré différentes structures de réception : le récepteur conventionnel par corrélation (CCR), le récepteur CCR auquel nous ajoutons une fonction limiteur écrêtant le signal reçu (HL+CCR), ainsi qu'une structure plus complexe qui est le récepteur à annulation parallèle d'interférence (PIC). Pour chacune de ces structures de réception, nous avons développé l'étude théorique des probabilités d'erreur. Tout d'abord lorsque le canal de transmission est idéal, puis en

considérant le bruit. Les expressions théoriques ont été validées par comparaison à des simulations de la chaîne de transmission.

L'analyse des potentialités d'utilisation de la technique 2D OCDMA avec les codes MWOOC construits a ensuite été effectuée. Pour cela nous avons envisagé une transmission multi-utilisateurs ($U = 32$) à haut débit ($D \geq 155$ Mbps) et de $TEB \leq 10^{-9}$. Cette étude a permis de mettre en évidence différents points tels que l'avantage des codes 2D par rapport aux codes 1D en ce qui concerne les débits par utilisateurs, ainsi que la flexibilité des codes. De plus, bien que les structures CCR et HL+CCR offrent certaines possibilités, le PIC est celle qui permet d'obtenir les meilleurs résultats en termes de performances, de débit, ainsi que par rapport au nombre d'utilisateurs qui peuvent communiquer en même temps. Cependant, cette structure est également la plus complexe à mettre en œuvre.

Enfin, dans le contexte des futurs réseaux optiques, nous avons étudié les possibilités d'utilisation de la technique 2D OCDMA pour permettre aux différents utilisateurs de communiquer à différents services. Nous considérons qu'un service est principalement caractérisé par le débit auquel il est transmis, et par le TEB requis pour assurer une certaine qualité de transmission.

Pour différencier les débits à transmettre, nous avons choisi d'utiliser la technique appelée *parallel mapping*. Le principe consiste dans l'allocation de plusieurs codes à chaque utilisateur afin d'émettre plusieurs données de manière simultanée.

Le poids des codes étant le principal paramètre pour différencier le TEB, nous avons proposé une méthode de génération de familles de codes 2D MWOOC multi-poids. Ces codes sont obtenus par un algorithme de partitionnement des matrices de code MWOOC initialement construites.

Comme cette étude est une première approche, nous avons considéré les structures de réception CCR et HL+CCR. Pour ces deux récepteurs, les expressions des probabilités d'erreurs théoriques adaptées à la transmission multimédia ont été développées, que le canal soit considéré idéal ou bruité.

Enfin, sur un exemple d'application *triple-play*, nous avons montré que la technique 2D OCDMA est prometteuse étant donné qu'il est possible de différencier à la fois les utilisateurs, les débits ainsi que les performances de manière simultanée. Cette étude a également permis de vérifier que, même dans le cas du multimédia, la structure de réception HL+CCR est nettement plus avantageuse que le CCR. En effet, de nombreux paramètres tels que : le nombre d'utilisateurs par service, les performances, les débits ainsi que le nombre de services pouvant être transmis simultanément sont augmentés lorsqu'un HL+CCR est utilisé.

Finalement, les résultats obtenus au cours des différents travaux effectués dans cette thèse montrent que la technique 2D OCDMA peut être théoriquement utilisée de manière efficace, pour permettre l'accès multiple à plusieurs utilisateurs dans une fibre optique mais également à plusieurs applications supportant différents services.

Les perspectives de cette étude portent sur plusieurs points. Le premier point concerne l'extension de l'étude sur les applications multimédia lorsque la structure de réception est un PIC. Ceci, pour évaluer le gain apporté par ce récepteur multi-utilisateurs et l'intérêt par rapport à la complexité de la structure.

Le deuxième point concerne une modélisation plus fiable du canal de transmission afin d'obtenir des performances théoriques plus proches des performances réelles. En effet, nous avons pris en compte dans l'étude un bruit AWGN qui n'est pas un modèle parfaitement

réaliste pour tenir compte des non-linéarités des composants opto-électroniques, et des problèmes liés par exemple à la conversion quadratique de la photo-détection. Dans ce cas, on pourrait envisager par exemple, un modèle de bruit avec une statistique de type χ^2 .

Une autre voie actuellement à l'étude dans notre équipe consiste à appliquer un codage correcteur d'erreur au système 2D OCDMA afin d'améliorer les performances en terme de robustesse au bruit. Les premier résultats publié dans [CI-6] ont montré que malgré la redondance du code diminuant le débit utile, on peut avec un code correcteur de type LDPC augmenter les potentialités d'utilisation de la transmission multimédia en terme de nombre de matrices pouvant être transmises, et donc en terme de débit offert.

Références

- [1] P.R. Prucnal, M.A. Santoro, and T.R. Fan. Spread spectrum fiber-optic local area network using optical processing. *IEEE J. Lightwave Technol.*, 4(5) :547–554, May 1986.
- [2] A. J. Viterbi. *CDMA : Principles of Spread Spectrum Communication*. Prentice Hall PTR., 1995. ISBN : 0201633744.
- [3] J. K. Holmes. *Coherent Spread Spectrum Systems*. John Wiley & Sons, 1982. ISBN : 0471033014.
- [4] P.R. Prucnal (Editor). *Optical Code Division Multiple Access : Fundamentals and Applications*. CRC ; Har/Cdr edition, 2006. ISBN : 084933683X.
- [5] J.A. Salehi, A.M. Wiener, and J.P. Heritage. Coherent ultrashort light pulse code-division multiple access communication systems. *IEEE J. Lightwave Technol.*, 8(3) :478–491, March 1990.
- [6] M.E. Marhic. Coherent optical cdma. *IEEE J. Lightwave Technol.*, 11(5) :854–864, Jun. 1993.
- [7] W. Huang and I. Andonovic. Coherent optical pulse cdma systems based on coherent correlation detection. *IEEE Trans. and Comm.*, 47(2) :261–271, Feb. 1999.
- [8] R. Gold. Optimal binary sequences for spread spectrum multiplexing. *IEEE Trans. on Inf. Theorie*, 13(4) :619–621, Oct. 1967.
- [9] P. M. Lam and K. Sripimanwat. Synchronous optical fiber code-division multiple access networks using walsh codes. *Proc. 7th Int. Symp. on Spread-Spectrum Tech. and Appl. (ISSSTA), Prague, Czech Republic*, pages 425–429, Sept. 2002.
- [10] F. Zeng. Properties of M-sequence and construction of constant weight codes. *Inst. of Elec., Inf. and Comm. Engineers. (IEICE)*, E88-A(12) :3675–3676, Dec. 2005.
- [11] J.A. Salehi and C.A. Brackett. Code division multiple-access techniques in optical fiber networks-part I : Fundamental principles. *IEEE Trans. on Comm.*, 8(37) :824–833, Aug. 1989.
- [12] J.A. Salehi and C.A. Brackett. Code division multiple-access techniques in optical fiber networks-part II : Systems performance analysis. *IEEE Trans. on Comm.*, 8(37) :834–842, March 1989.

- [13] M. Azizoglu, J.A. Salehi, and Y. Li. Optical CDMA via temporal codes. *IEEE Trans. on Comm.*, 40(7) :1162–1170, July 1992.
- [14] I. Djordjevic and B. Vasic. Novel combinatorial constructions of optical orthogonal codes for incoherent optical CDMA systems. *IEEE J. Lightwave Technol.*, 21(9) :1869–1875, Sep. 2003.
- [15] K. Jamshidi and M. Abtahi. Performance analysis of various optical CDMA systems using OOC's with correlation bounded by two. *Proc. of International Symposium on Telecommunications (IST)*, pages 115–120, Sep. 2005.
- [16] S. Tamura, S. Nakano, and K. Okazaki. Optical code-multiplex transmission by gold sequences. *IEEE J. Lightwave Technol.*, 3(1) :121–127, Jan. 1985.
- [17] L. Tancevski, L. Bazgaloski, I. Andonovic, and J. Budin. Incoherent asynchronous optical cdma using gold codes. *Electronic Letters*, 30(9) :721–723, Sep. 1994.
- [18] F. Khaleghi and M. Kavehrad. A new correlator receiver architecture for noncoherent optical CDMA networks with bipolar capacity. *IEEE Trans. on Comm.*, 44(10) :1335–1339, Oct. 1996.
- [19] T-W.F. Chang and E.H. Sargent. Spectral efficiency limit of bipolar signaling in incoherent optical cdma systems. *IEEE Global Telecommunication Conference GLOBECOM*, 3 :1484–1486, 2001.
- [20] A. Julien-Vergonjanne. Rapport final de synthèse sur “l’application du OCDMA au réseau d’accès” . *FT R&D*, Juin 2006.
- [21] G. Cooper and R. Nettleton. A spread-spectrum technique for high capacity mobile communications. *IEEE Trans. on Vehicular Technol.*, 27(4) :264–275, Apr. 1978.
- [22] A.A. Shaar and P.A. Davies. Prime sequence : quasi-optimal sequences for or channel code division multiplexing. *Electronics Letters*, 19(21) :888–890, Oct. 1983.
- [23] Y.Chao-Chin. Optical CDMA passive optical network using prime code with interference elimination. *IEEE Photonics Technology Letters*, 19(7) :516–518, April 2007.
- [24] G.C. Yang and W.C. Kwong. *Prime Codes with Applications to CDMA Optical and Wireless Networks*. Artech House, 2002. ISBN : 1580530737.
- [25] S.M. Johnson. A new upper bound for error-correcting codes. *IRE Trans. on Inf. Theory*, 8(3) :203–207, April 1962.
- [26] C. Goursaud-Brugeaud. *Réception Multi-utilisateurs par annulation parallèle dans les systèmes CDMA optiques*. Thèse de doctorat, Université de Limoges, France, 2006.
- [27] T. Khattab and H. Alnuweiri. A greedy algorithm for deriving optical orthogonal codes using rejected delays reuse. *IEEE Global Telecommunication Conference GLOBECOM*, 4 :1942–1946, Dec. 2005.

- [28] H. Chung and P.V. Kumar. Optical orthogonal codes-new bounds and an optimal construction. *IEEE Trans. on Inf. Theory*, 36(4) :866–873, Jul. 1990.
- [29] D. Zaccarin and M. Kavehrad. An optical CDMA system based on spectral encoding of LED. *IEEE Photon. Technol. Lett.*, 5(4) :479–482, Apr. 1993.
- [30] M. Kavehrad and D. Zaccarin. Optical code-division multiplexed system based on spectral encoding of noncoherent sources. *IEEE J. Lightwave Technol.*, 13(3) :534–545, March 1995.
- [31] Z. Wei, M.H. Shalaby, and H. Ghafouri-Shiraz. Modified quadratic congruence codes for fiber bragg-grating-based spectral-amplitude-coding optical CDMA systems. *IEEE J. Lightwave Technol.*, 19(9) :1274–1281, Sept. 2001.
- [32] Z. Wei and H. Ghafouri-Shiraz. Unipolar codes with ideal in-phase cross-correlation for spectral amplitude coding optical CDMA systems. *IEEE Trans. on Comm.*, 50(8) :1209–1212, Aug. 2002.
- [33] S. Ayotte, M. Rochette, M. Magne, L.A. Rush, and S. LaRochelle. Experimental verification and capacity prediction of FE-OCDMA using superimposed FBG. *IEEE J. Lightwave Technol.*, 23(2) :724–731, Feb. 2005.
- [34] M. Rochette, S. Ayotte, and L.A. Rush. Analysis of the spectral efficiency of frequency-encoded OCDMA systems with incoherent sources. *IEEE J. Lightwave Technol.*, 23(4) :1610–1619, Apr. 2005.
- [35] C.H. Lin, J. Wu, H.W. Tsao, and C.L. Yang. Spectral amplitude-coding optical CDMA system using mach-zehnder interferometers. *IEEE J. Lightwave Technol.*, 23(4) :1543–1555, Apr. 2005.
- [36] C-M. Tsai. Optical wavelength/spatial coding system based on quadratic congruence code matrices. *IEEE Photonics Technology Letters*, 18(17) :1843–1845, Sept. 2006.
- [37] L.R. Chen. Technologies for hybrid wavelength/time optical CDMA. *IEEE Photonics Technology Letters*, 13(11) :1233–1235, Nov. 2001.
- [38] R.M.H. Yim, L.R. Chen, and J. Bajcsy. Design and performance of 2-d codes for wavelength-time optical CDMA. *IEEE Photonics Technology Letters*, 14(5) :714–716, May 2002.
- [39] G.C. Yang and W.C. Kwong. Performance analysis of extended carrier-hopping prime codes for optical CDMA. *IEEE Trans. on Comm.*, 53(5) :876–881, May 2005.
- [40] G.C. Yang and W.C.Kwong. Performance comparison of multiwavelength CDMA and WDMA+CDMA for fiber-optic networks. *IEEE Trans. on Comm.*, 45(11) :1426–1434, Nov. 1997.
- [41] H. Fathallah, L.A. Rush, and S. LaRochelle. Passive optical fast frequency-hop CDMA communications system. *IEEE J. Lightwave Technol.*, 17(3) :397–405, March 1999.

- [42] L. Tancevski and I. Andonovic. Wavelength hopping/time spreading code division multiple access system. *Electronic Letters*, 30(17) :1388–1390, Aug. 1994.
- [43] S.P. Wan and Y. Hu. Two-dimensional optical CDMA differential system with prime/ooc codes. *IEEE Photon. Technol. Lett.*, 13(12) :1373–1375, Dec. 2001.
- [44] S-S. Lee and S-W. Seo. New construction of multiwavelength optical orthogonal codes. *IEEE Trans. on Comm.*, 50(12) :2003–2008, Dec. 2002.
- [45] W.C. Kwong, G.C. Yang, V. Baby, C.S. Bres, and P.R. Prucnal. Multiple-wavelength optical orthogonal codes under prime-sequence permutations for optical CDMA. *IEEE Trans. on Comm.*, 53(1) :117–123, Jan. 2005.
- [46] G. Vannucci. Combining frequency-division and code-division multiplexing in a high-capacity optical network. *IEEE Photon. Technol. Lett.*, 13(2) :21–30, March 1989.
- [47] L. Tancevski and I. Andonovic. Hybrid wavelength hopping/time spreading schemes for use in massive optical networks with increased security. *IEEE J. Lightwave Technol.*, 14(3) :2636–2647, June 1996.
- [48] L. Tancevski, I. Andonovic, M. Tur, and J. Budin. Massive optical LANs using wavelength hopping/time spreading with increased security. *IEEE Photon. Technol. Lett.*, 8(7) :935–937, July 1996.
- [49] R.M.H. Yim, J. Bajcsy, and L.R. Chen. A new family of 2-D wavelength-time codes for optical CDMA with differential detection. *IEEE Photon. Technol. Lett.*, 15(1) :165–167, Jan. 2003.
- [50] T.W.F. Chang and E.H. Sargent. Optimizing spectral efficiency in multiwavelength optical CDMA system. *IEEE Trans. on Comm.*, 51(9) :1442–1445, Sep. 2003.
- [51] A.J. Mendez, R.M. Gagliardi, V.J. Hernandez, C.V. Bennett, and W.J. Lennon. high-performance optical CDMA system based on 2-D optical orthogonal codes. *IEEE J. Lightwave Technol.*, 22(11) :2409–2419, Nov. 2004.
- [52] P. Wang and T. Le-Ngoc. 2D optical cdma networks using multi-wavelength pulse modulation and modified carrier-hopping prime sequence. *Proc. of Global Telecommunications Conference (GLOBECOM)*, 4, Nov. 2005.
- [53] W.C. Kwong, G-C. Yang, and Y-C. Liu. A new family of Wavelength-Time optical CDMA codes utilizing programmable arrayed waveguide gratings. *IEEE J. on Selected Areas in Comm.*, 23(8) :1564–1571, Aug. 2005.
- [54] P. Saghari, R. Omrani, A.E. Willner, and P.V. Kumar. Analytical interference model for two-dimensional (time-wavelength) asynchronous O-CDMA systems using various receiver structures. *IEEE J. Lightwave Technol.*, 23(10) :3260–3268, Oct. 2005.
- [55] A.T. Pham and H. Yashima. Performance analysis of 2-D WH/TS OCDMA systems using prime sequences and a heterodyne detection receiver. *Proc. of Global Telecommunications Conference (GLOBECOM)*, 2006.

- [56] S. Shurong, H. Yin, Z. Wang, and A. Xu. A new family of 2-D optical orthogonal codes and analysis of its performance in optical CDMA access networks. *IEEE J. Lightwave Technol.*, 24(4) :1646–1653, April 2006.
- [57] A.A. Garba and J. Bajcsy. A new approach to achieve high spectral efficiency in wavelength-time OCDMA network transmission. *IEEE Photonics Technology Letters*, 19(3) :131–133, Feb. 2007.
- [58] S. Wan, S. He, and Y. Hu. Time-spreading wavelength-hopping 2D-OCDMA system with optical hard limiter. *Int. Journal for Light and Electron. Optics*, 118(8) :381–384, Aug. 2007.
- [59] E. Park, A.J. Mendez, and E.M. Garmire. Temporal/Spatial optical CDMA network-design, demonstration, and comparison with temporal networks. *IEEE Photonics Technology Letters*, 4(10) :1160–1162, Oct. 1992.
- [60] A.J. Mendez, R.M. Gagliardi, V.J. Hernandez, C.V. Bennett, and W.J. Lennon. Design and performance analysis of Wavelength/Time (W/T) matrix codes for optical CDMA. *IEEE J. Lightwave Technol.*, 21(11) :2524–2533, Nov. 2003.
- [61] C-H. Lin, J. Wu, and C-L. Yang. Noncoherent Spatial/Spectral optical CDMA system with two-dimensional perfect difference codes. *IEEE J. Lightwave Technol.*, 23(12) :3966–3980, Dec. 2005.
- [62] C-C. Yang, J-F. Huang, and I-M. Chiu. Performance analysis on hybrid MQC/M-sequence coding over Frequency/Spatial optical CDMA system. *IEEE Trans. on Comm.*, 55(1) :40–43, Jan. 2007.
- [63] S. Kim, K. Yu, and N. Park. A new family of Space/Wavelength/Time spread three-dimensional optical code for OCDMA networks. *IEEE J. Lightwave Technol.*, 18(4) :502–511, April 2000.
- [64] M.R. Kumar, S.S. Pathak, and N.B. Chakrabarti. A new multi wavelength - optical code division multiple access code design based on balanced incomplete block design. *Proc. of Int. Conf. on Industrial and Information Systems*, 2007.
- [65] R.F. Ormondroyd and M.M. Mustapha. Optically orthogonal cdma system performance with optical amplifier and photodetector noise. *IEEE Photonics and Tech. letters*, 11(5) :617–619, May 1999.
- [66] L. Tancevski and L.A. Rush. Impact of the beat noise on the performance of 2-d optical cdma systems. *IEEE Comm. letters*, 4(8) :264–266, Aug. 2000.
- [67] L. Ou, W. Jiangxing, and L. Julong. Synchronous optical cdma systems with mark-detection algorithm : Apd noise and thermal noise. *in Proc. of IEEE Int. Conf. on Comm. Technol.*, 2 :1497–1500, Aug. 2000.
- [68] A.G. Elmeligy, M.S. El-Sowehy, H.M.H. Shalaby, and E.A. El-Badawy. Effect of both shot and beat noises on the performance of a 2d optical cdma correlation receiver. *in Proc. of IEEE Int. Midwest Symp. on Circuits and Systems*, 2 :1009–1011, Dec. 2003.

- [69] S. Sahuguede, A. Julien-Vergonjanne, and J.P. Cances. Effect of both shot and beat noises on the performance of a 2d optical cdma correlation receiver. *à paraître dans Journal of Communications Software and Systems (JCOMSS)*, 3(4) :266–274, Dec. 2007.
- [70] S. Zahedi and J.A. Salehi. Analytical comparison of various fiber-optic CDMA receiver structures. *IEEE J. Lightwave Technol.*, 18(12) :1718–1727, Dec. 2000.
- [71] J.J. Chen and G.C. Yang. CDMA fiber-optic systems with optical hard limiters. *IEEE J. Lightwave Technol.*, 19(7) :950–958, July 2001.
- [72] M.K. Varasani and B. Aazhang. Multistage detection in asynchronous code division multiple access communications. *IEEE Trans. on Comm.*, 38(4) :509–519, Apr. 1990.
- [73] W.C. Kwong and G-C. Yang. Design of a multilength optical orthogonal codes for optical cdma multimedia networks. *IEEE Trans. on Comm.*, 50(8) :1258–1265, Aug. 2002.
- [74] N.G. Tarhuni, T.O. Korhonen, E. Mutafungwa, and M.S. Elmusrati. Multiclass optical orthogonal codes for multiservice optical cdma networks. *IEEE J. Lightwave Technol.*, 24(2) :694–704, Feb. 2006.
- [75] S.T. Nasaruddin and T. Tetsuo. Multiple-length variable-weight optical orthogonal codes for multi-rate multi-quality optical cdma systems. *Proc. of Global Telecommunications Conference (GLOBECOM)*, pages 1–5, Nov. 2006.
- [76] W.C. Kwong and G-C. Yang. Multiple-length multiple-wavelength optical orthogonal codes for optical cdma systems supporting multirate multimedia services. *IEEE J. on Selected Areas in Comm.*, 22(9) :1640–1647, Nov. 2004.
- [77] W.C. Kwong and G-C. Yang. Multiple-length extended carrier-hopping prime codes for optical cdma systems supporting multirate multimedia services. *IEEE J. Lightwave Technol.*, 23(11) :3653–3662, Nov. 2005.
- [78] V. Baby, W.C. Kwong, C-Y. Chang, G-C. Yang, and P.R. Prucnal. Performance analysis of variable-weight multilength optical codes for wavelength-time o-cdma multimedia systems. *IEEE Trans. on Comm.*, 55(7) :1325–1333, July 2007.
- [79] A.A. Garba and J. Bajcsy. Coding in optical cdma networks with m-ary modulation : impact of selected physical imperfections. *Canadian Conference on Electrical and Computer Engineering (CCECE)*, pages 1136–1140, May 2005.
- [80] C-Y. Chang, G-C. Yang, and W.C. Kwong. Wavelength-time codes with maximum cross-correlation function of two for multicode-keying optical cdma. *IEEE J. Lightwave Technol.*, 24(3) :1093–1100, Mar. 2006.
- [81] A.R. Forouzan, M. Nasiri-Kenari, and N. Rezaee. Frame time-hopping patterns in multirate optical cdma networks using conventional and multicode schemes. *IEEE Trans. on Comm.*, 53(5) :863–875, May 2005.
- [82] S.V. Maric and V.K.N. Lau. Multirate fiber-optic cdma : System design and performance analysis. *IEEE J. Lightwave Technol.*, 16(1) :9–17, Jan. 1998.

- [83] I.B. Djordjevic, B. Vasic, and J. Rorison. Design of multiweight unipolar codes for multimedia optical cdma applications based on pairwise balanced designs. *IEEE J. Lightwave Technol.*, 21(9) :1850–1856, Sept. 2003.
- [84] I.B. Djordjevic, B. Vasic, and J. Rorison. Multi-weight unipolar codes for multimedia spectral-amplitude-coding optical cdma systems. *IEEE Comm. letters*, 8(4) :259–261, Apr. 2004.
- [85] F-R. Gu and J. Wu. Construction and performance analysis of variable-weight optical orthogonal codes for asynchronous optical cdma systems. *IEEE J. Lightwave Technol.*, 23(2) :740–748, Feb. 2005.
- [86] W.C. Kwong and C-Y. Chang. Double-weight signature pattern codes for multicore-fiber code-division multiple-access networks. *IEEE Comm. letters*, 5(5) :203–205, May 2001.
- [87] S.T. Nasaruddin and T. Tetsuo. Design of reconfigurable multiweight wavelength-time optical codes for secure multimedia optical cdma networks. *Proc. of International Conference on Communications (ICC)*, pages 5437–5442, May. 2008.

Annexe A

Corps de Galois

Un corps dont le nombre d'éléments est fini, est appelé corps de Galois (Evariste Galois, mathématicien français 1811-1832) et est noté par $GF(q)$ s'il contient q éléments.

Définition : α est une racine primitive d'un corps $GF(q)$ si :

- $\alpha \in GF(q)$
- Chaque élément de $GF(q)$ (excepté 0) peut être généré par une puissance de α .

Définition : Soit $a \neq 0$ appartenant à $GF(q)$.

Le plus petit entier positif β tel que $a^\beta = 1 \pmod{q}$ est appelé ordre de l'élément a .

Propriété : L'ordre d'une racine primitive de $GF(q)$ est toujours égal à $q - 1$. On a donc :

$$GF(q) = \{0\} \cup \{\alpha^i \pmod{q} | i = 1, 2, \dots, q - 1\}$$

Considérons par exemple un nombre premier $p = 7$: $GF(7) = \{0, 1, 2, 3, 4, 5, 6\}$.

Le tableau A.1, présente la recherche des racines primitives de $GF(7)$:

$\alpha \backslash i$	1	2	3	4	5	6
1	1	—	—	—	—	—
2	2	4	1	2	—	—
3	3	2	6	4	5	1
4	4	2	1	4	—	—
5	5	4	6	2	3	1
6	6	1	6	—	—	—

TABLE A.1 – Recherche des racines primitives de $GF(7)$.

On remarque que le corps de Galois $GF(7)$ possède 2 racines primitives d'ordre 6 qui sont 3 et 5.

Annexe B

Propriétés d'autocorrélation et
d'intercorrélation des codes

MWOOC($(L = F) \times F, W, h_a = 1, h_c = 1$)

Le paramètre d'autocorrélation d'une matrice de code désigne le degré de ressemblance d'un code avec lui-même de façon décalée. Alors que le paramètre d'intercorrélation désigne le degré de ressemblance d'un code avec tous les autres code de la même famille. Ces paramètres définis dans les équations (1.8) et (1.9) peuvent être évalués par :

$$h_a = \max_{\tau} \left(\sum_{i=0}^{L-1} \sum_{j=0}^{F-1} c_i^j \times c_i^{j \oplus \tau} \right)$$

$$h_c = \max_{\tau} \left(\sum_{i=0}^{L-1} \sum_{j=0}^{F-1} c_i^j \times d_i^{j \oplus \tau} \right)$$

où c et d sont deux matrices d'une famille de code 2D, les éléments c_i^j et $d_i^j \in [0, 1]$ pour $i \in [0, L - 1]$ et $j \in [0, F - 1]$; τ représente le décalage temporel asynchrone entre deux codes ($\tau \in [0, F - 1]$) et \oplus est une addition modulo- F .

La méthode de construction des codes 2D MWOOC($(L = F) \times F, W, h_a = 1, h_c = 1$) utilise une famille de code 1D OOC($F, W, h_a = 1, h_c = 1$). La construction des matrices de code se fait en deux étapes, la première consiste à générer $N_{OOC} \cdot F \cdot F$ matrices à partir de l'équation (2.1) :

$$\begin{aligned} & [(p_{i,0} \oplus_F j, k \odot_F p_{i,0}), \\ & (p_{i,1} \oplus_F j, k \odot_F p_{i,1}), \\ & (p_{i,2} \oplus_F j, k \odot_F p_{i,2}), \\ & \quad \vdots \\ & (p_{i,W-1} \oplus_F j, k \odot_F p_{i,W-1})] \end{aligned}$$

où : $i \in [0, N_{OOC} - 1], j \in [0, F - 1], k \in [0, F - 1], \oplus_F$ et \odot_F les opérateurs d'addition

et de multiplication modulo- F et $\{p_{i,0}, p_{i,1}, \dots, p_{i,W-1}\}$ correspond aux vecteurs position des N_{OOC} séquences de code 1D.

Ces matrices de code ne possèdent qu'un seul chip à 1 par longueur d'onde. Par conséquent, la valeur d'autocorrélation est nulle ($h_a = 0$).

Afin d'évaluer la valeur du terme d'intercorrélacion, considérons deux séquences de code 1D p_a et p_b ($a, b \in [0, N_{OOC} - 1]$).

Prenons l'hypothèse où h_c est supérieur à 1, et supposons que deux matrices distinctes construites à partir de p_a et p_b peuvent avoir deux chips distincts qui se superposent pour toutes les valeurs de décalage temporels τ_1 et τ_2 liées à l'accès asynchrone.

Les positions deux chips à 1 des deux matrices considérées sont donnés à partir de (2.1) par :

$$\begin{aligned} (p_{a,\alpha_1} \oplus_F j_1, k_1 \odot_F p_{a,\alpha_1} \oplus_F \tau_1) & ; (p_{a,\alpha'_1} \oplus_F j_1, k_1 \odot_F p_{a,\alpha'_1} \oplus_F \tau_1) \\ (p_{b,\alpha_2} \oplus_F j_2, k_2 \odot_F p_{b,\alpha_2} \oplus_F \tau_2) & ; (p_{b,\alpha'_2} \oplus_F j_2, k_2 \odot_F p_{b,\alpha'_2} \oplus_F \tau_2) \end{aligned} \quad (\text{B.1})$$

avec $a, b \in [0, N_{OOC} - 1]$, $\alpha_1, \alpha'_1, \alpha_2, \alpha'_2 \in [0, W - 1]$, $j_1, j_2, k_1, k_2, \tau_1, \tau_2 \in [0, F - 1]$, $\alpha_1 \neq \alpha'_1$ et $\alpha_2 \neq \alpha'_2$

Pour que les deux chips aient la même position dans la matrice, il faut qu'ils soient émis à la même longueur d'onde, ceci se traduit par :

$$\begin{cases} p_{a,\alpha_1} \oplus_F j_1 = p_{b,\alpha_2} \oplus_F j_2 \\ p_{a,\alpha'_1} \oplus_F j_1 = p_{b,\alpha'_2} \oplus_F j_2 \end{cases} \quad (\text{B.2})$$

En remplaçant la première ligne de (B.2) par la soustraction des deux lignes, nous obtenons

alors :

$$\begin{cases} p_{a,\alpha_1} - p_{a,\alpha'_1} \pmod{F} = p_{b,\alpha_2} - p_{b,\alpha'_2} \pmod{F} \\ p_{a,\alpha'_1} \oplus_F j_1 = p_{b,\alpha'_2} \oplus_F j_2 \end{cases} \quad (\text{B.3})$$

Étant donné que les séquences p_a et p_b sont issues d'une famille de code OOC($F, W, h_a = 1, h_c = 1$), la première ligne de l'équation ne peut être respectée que si $a = b$, $\alpha_1 = \alpha_2$ et $\alpha'_1 = \alpha'_2$. En effet, l'écart entre deux positions de chips à 1 correspond au retards relatifs, et pour que les séquences de code 1D respectent $h_c = 1$ il ne peut pas y avoir deux valeurs de retards égales.

Nous pouvons alors remarquer que pour respecter la seconde ligne de (B.3) il est nécessaire que $j_1 = j_2$. Donc pour que deux chips de deux matrices de code soient émis à la même longueur d'onde, il faut que les paramètres i et j de l'équation (2.1) soient égaux.

Afin que les deux chips se superposent, ils doivent également être émis au même instant, nous avons alors la condition :

$$\begin{cases} k_1 \odot_F p_{a,\alpha_1} \oplus_F \tau_1 = k_2 \odot_F p_{b,\alpha_2} \oplus_F \tau_2 \\ k_1 \odot_F p_{a,\alpha'_1} \oplus_F \tau_1 = k_2 \odot_F p_{b,\alpha'_2} \oplus_F \tau_2 \end{cases} \quad (\text{B.4})$$

En remplaçant les égalités requises pour que les chips soient à la même longueur d'onde nous obtenons :

$$\begin{cases} k_1 \odot_F p_{a,\alpha_1} \oplus_F \tau_1 = k_2 \odot_F p_{a,\alpha_1} \oplus_F \tau_2 \\ k_1 \odot_F p_{a,\alpha'_1} \oplus_F \tau_1 = k_2 \odot_F p_{a,\alpha'_1} \oplus_F \tau_2 \end{cases} \quad (\text{B.5})$$

La soustraction des deux lignes de (B.5) donne :

$$k_1 \odot_F (p_{a,\alpha_1} - p_{a,\alpha'_1}) = k_2 \odot_F (p_{a,\alpha_1} - p_{a,\alpha'_1}) \quad (\text{B.6})$$

La condition $\alpha_1 \neq \alpha_1'$ impose que la seule solution à cette équation est d'avoir $k_1 = k_2$. Dans ce cas, les paramètres i, j et k de l'équation (2.1) doivent être égaux, ce qui contredit le fait qu'il s'agisse de deux matrices distinctes. Il n'est donc pas possible d'avoir deux chips qui se superposent, nous avons par conséquent $h_c \leq 1$.

La seconde étape de la méthode de construction consiste à ajouter des matrices composées des séquences de code 1D temporels sur une seule longueur d'onde et cela pour chacune des longueurs d'onde (équation (2.2)) :

$$[(l, p_{i,0}), (l, p_{i,1}), (l, p_{i,2}), \dots, (l, p_{i,W-1})]$$

avec $i \in [0, N_{OOC} - 1], l \in [0, F - 1]$.

Étant donné que les matrices de code ainsi construites sont en fait des séquences de code 1D émises sur une seule longueur d'onde, deux matrices générées à partir de cette équation respectent les valeurs d'autocorrélation et d'intercorrélations définies par le code OOC.

Enfin, la valeur d'intercorrélations entre une matrice de code construite selon l'équation (2.1) et une selon l'équation (2.2) ne peut être qu'au plus égale à 1 puisque les matrices issues de (2.1) n'ont qu'un seul chip à 1 par longueur d'onde.

Donc les valeurs d'autocorrélations et d'intercorrélations des codes 2D MWOOC($(L = F) \times F, W, h_a = 1, h_c = 1$) sont vérifiées.

Annexe C

Propriétés d'autocorrélation et
d'intercorrélation des codes

MWOOC($L \times F, h_c + 2, 1, h_c$)

Le paramètre d'autocorrélation d'une matrice de code détermine le degré de similarité d'un code avec lui-même de façon décalée. Alors que le paramètre d'intercorrélation désigne le degré de ressemblance d'un code avec tous les autres code de la même famille. Ces paramètres définis dans les équations (1.8) et (1.9) peuvent être évalués par :

$$h_a = \max_{\tau} \left(\sum_{i=0}^{L-1} \sum_{j=0}^{F-1} c_i^j \times c_i^{j \oplus \tau} \right)$$

$$h_c = \max_{\tau} \left(\sum_{i=0}^{L-1} \sum_{j=0}^{F-1} c_i^j \times d_i^{j \oplus \tau} \right)$$

où c et d sont deux matrices d'une famille de code 2D, les éléments c_i^j et $d_i^j \in [0, 1]$ pour $i \in [0, L - 1]$ et $j \in [0, F - 1]$; τ représente le décalage temporel asynchrone entre deux codes ($\tau \in [0, F - 1]$) et \oplus est une addition modulo- F .

Pour construire ces matrices, la méthode de construction des codes 2D MWOOC($L \times F, h_c + 2, 1, h_c$) utilise deux familles de code 1D OOC.

La première utilisée pour l'étalement spectral est une famille de code de paramètre OOC($L, h_c + 2, 1, h_c$), nous représentons les différentes séquences par $\{a_{q,0}, a_{q,1}, \dots, a_{q,h_c+1}\}$ avec $q \in [0, N_{OOC_1} - 1]$ et N_{OOC_1} est déterminé par l'équation (1.4).

La seconde de paramètres OOC($F, h_c + 2, 1, h_c$) est utilisée pour l'étalement temporel, les séquences sont représentées par : $\{b_{r,0}, b_{r,1}, \dots, b_{r,h_c+1}\}$ avec $r \in [0, N_{OOC_2} - 1]$ et N_{OOC_2} est déterminé par l'équation (1.4).

A partir de la première famille de code 1D, nous construisons un nouvel ensemble composé des différentes permutations possible des séquences de code OOC($L, h_c + 2, 1, h_c$). Chaque code possède $h_c + 2$ éléments, il y a donc $(h_c + 2)!$ permutations possible pour

chaque séquence. Nous noterons $a'_{k,q,i}$ le i^{eme} élément de la k^{eme} permutation de la q^{eme} séquence de code ($i \in [0, h_c + 2]$, $k \in [0, (h_c + 2)!$ et $q \in [0, N_{OOC_1} - 1]$).

Ensuite, nous construisons trois ensemble distincts de matrices de codes 2D (C_0 , C_1 et C_2) selon :

$$C_0 = [(a'_{k,q,0} \oplus_L l, b_{r,0}), (a'_{k,q,1} \oplus_L l, b_{r,1}), \dots, (a'_{k,q,h_c+1} \oplus_L l, b_{r,h_c+1})] \quad (C.1)$$

$$C_1 = [(a_{q,0} \oplus_L l, 0), (a_{q,1} \oplus_L l, 0), \dots, (a_{q,h_c+1} \oplus_L l, 0)] \quad (C.2)$$

$$C_2 = [(l, b_{r,0}), (l, b_{r,1}), \dots, (l, b_{r,h_c+1})] \quad (C.3)$$

Comme chaque séquence de code pour laquelle nous avons effectué les permutations possède $h_c + 2$ éléments, il peut y avoir jusqu'à h_c éléments en commun entre deux séquences $a'_{k,q}$ (cas où on ne permute que 2 éléments). Par conséquent, deux matrices distinctes de C_0 peuvent avoir jusqu'à h_c chips qui se superposent (pour r fixé).

Dans cette étude nous cherchons à obtenir des matrices de code qui ne peuvent avoir qu'un chip en commun à un instant donné. Pour cela, il est nécessaire d'imposer l'utilisation de séquences de code qui ne possèdent que trois éléments ($W = 3$). C'est pourquoi, nous considérons désormais que nous construisons des familles de code MWOOC($L \times F, 3, 1, 1$) Vérifions dans un premier temps, le paramètre d'autocorrélation :

- Les matrices de codes appartenant à C_0 et à C_1 ne possèdent qu'un seul chip à 1 par longueur d'onde, nous avons donc $h_a = 0$.
- Les matrices contenues dans C_2 sont composées des séquences de code 1D temporels sur une seule longueur d'onde et cela pour chacune des longueurs d'ondes. Par construction de la famille de code de paramètre OOC($F, W=3, 1, 1$), nous avons $h_a = 1$.

Afin d'évaluer la valeur du paramètre d'intercorrélation, considérons $x_1, x_2, y_1, y_2, z_1, z_2$ six matrices de codes distinctes telles que $x_1, x_2 \in C_0$, $y_1, y_2 \in C_1$ et $z_1, z_2 \in C_2$.

- L'intercorrélation entre z_1 et z_2 vaut $h_c = 1$ par définition des codes 1D OOC construits. Comme la matrices x_1 n'a qu'un chip à 1 par longueur d'onde, la valeur d'intercorrélation entre z_1 et x_1 vaut $h_c = 1$ puisque z_1 n'en utilise qu'une seule (le raisonnement est identique concernant z_1 et y_1).
- Dans la matrice de code y_1 , tous les chips sont émis au même instant alors que l'étalement temporel de la matrice x_1 est associée à une séquence de la famille de code 1D OOC($F, 3, 1, 1$). Les matrices ne peuvent alors avoir qu'un chip qui se superpose à un instant donné.
- Pour les matrices x_1 et x_2 , nous avons limité le nombre d'éléments dans les séquences de code 1D afin de n'avoir qu'un élément en commun entre deux permutations possible de a_q . Par conséquent, il ne peut y avoir qu'une longueur d'onde commune aux deux matrices. On a alors $h_c = 1$.
- Pour les matrices issues de C_1 , l'étalement spectral utilisé est un cas particulier des matrices issues de C_0 . Les matrices y_1 et y_2 ne peuvent donc pas utiliser plus d'une longueur d'onde en commun à un instant donné.

Nous pouvons donc conclure que les valeurs d'autocorrélation ($h_a = 1$) et d'intercorrélation ($h_c = 1$) sont vérifiées lorsque le poids vaut $W = 3$.

Annexe D

Probabilité qu'une variable Gaussienne
soit supérieure ou inférieure à un seuil

Probabilité qu'une variable Gaussienne soit supérieure ou inférieure à un seuil

Afin de déterminer la probabilité qu'une variable Gaussienne soit supérieure ou inférieure à un seuil s , considérons x une variable aléatoire Gaussienne de variance σ^2 .

Sa densité de probabilité peut s'écrire :

$$p(x) = \frac{1}{\sigma \cdot \sqrt{2\pi}} \cdot \exp\left(-\frac{1}{2} \cdot \left(\frac{x}{\sigma}\right)^2\right) \quad (\text{D.1})$$

Nous pouvons alors exprimer la probabilité que x soit supérieure à un seuil s par :

$$P(x \geq s) = \int_s^{+\infty} \frac{1}{\sigma \cdot \sqrt{2\pi}} \cdot \exp\left(-\frac{1}{2} \cdot \left(\frac{x}{\sigma}\right)^2\right) dx \quad (\text{D.2})$$

$$P(x \geq s) = \frac{1}{\sigma \cdot \sqrt{2\pi}} \cdot \sigma\sqrt{2} \cdot \int_s^{+\infty} \exp\left(-\frac{1}{2} \cdot \left(\frac{x}{\sigma}\right)^2\right) \frac{dx}{\sigma\sqrt{2}} \quad (\text{D.3})$$

$$= \frac{1}{\sqrt{\pi}} \cdot \int_s^{+\infty} \exp\left(-\frac{1}{2} \cdot \left(\frac{x}{\sigma}\right)^2\right) \frac{dx}{\sigma\sqrt{2}} \quad (\text{D.4})$$

En effectuant un changement de variable tel que : $u = \frac{x}{\sigma\sqrt{2}}$, nous obtenons :

$$P(x \geq s) = \frac{1}{\sqrt{\pi}} \cdot \int_{\frac{s}{\sigma\sqrt{2}}}^{+\infty} \exp(-u^2) du$$

$$P(x \geq s) = \frac{1}{2} \cdot \operatorname{erfc}\left(\frac{s}{\sigma\sqrt{2}}\right) \quad (\text{D.5})$$

Avec :

$$\operatorname{erfc}(y) = \frac{2}{\sqrt{\pi}} \cdot \int_y^{+\infty} \exp(-u^2) du$$

De la même manière, nous exprimons la probabilité que x soit inférieur à s par :

$$P(x < s) = \frac{1}{\sigma \cdot \sqrt{2\pi}} \cdot \int_{-\infty}^s \exp\left(-\frac{1}{2} \cdot \left(\frac{x}{\sigma}\right)^2\right) dx \quad (\text{D.6})$$

$$P(x < s) = -\frac{1}{\sigma \cdot \sqrt{2\pi}} \cdot \sigma\sqrt{2} \cdot \int_{-\infty}^s \exp\left(-\frac{1}{2} \cdot \left(\frac{x}{\sigma}\right)^2\right) \frac{-dx}{\sqrt{2}\sigma} \quad (\text{D.7})$$

$$= \frac{1}{\sqrt{\pi}} \cdot \int_{-s}^{+\infty} \exp\left(-\frac{1}{2} \cdot \left(\frac{x}{\sigma}\right)^2\right) \frac{-dx}{\sigma\sqrt{2}} \quad (\text{D.8})$$

En faisant le changement de variable : $u = -\frac{x}{\sqrt{2}\sigma}$, nous obtenons :

$$P(x < s) = \frac{1}{\sqrt{\pi}} \cdot \int_{\frac{-s}{\sigma\sqrt{2}}}^{+\infty} \exp(-u^2) du$$

$$P(x < s) = \frac{1}{2} \cdot \operatorname{erfc}\left(\frac{-s}{\sigma\sqrt{2}}\right) \quad (\text{D.9})$$

Avec

$$\operatorname{erfc}(y) = \frac{2}{\sqrt{\pi}} \cdot \int_y^{+\infty} \exp(-u^2) du$$

Glossaire

Abréviation	Signification
ADSL	Asymmetric Digital Subscriber Line
AWGN	Additive White Gaussian Noise
BIBD	Balanced Incomplete Block Design
CCR	Conventional Correlation Receiver
CDMA	Code Division Multiple Access
CHPC	Carrier Hopping Prime Code
DS-OCDMA	Direct Sequence OCDMA
FFH	Fast Frequency Hopping
GF	Galois Field
GMWPC	Generalized Multi-Wavelength PC
GMWRSC	Generalized Multi-Wavelength RSC
GPS	Global Positioning System
HL	Hard Limiter
IAM	Interférence d'accès Multiple
IPTV	Internet Protocol Television
Mbps	Méga bit par seconde
MPPR	Multiple Pulse Per Row
MWOOC	Multi-Wavelength OOC
OCDMA	Optical CDMA
OOC	Optical Orthogonal Code
OOK	On-Off Keying
PC	Prime Code
P_e	Probabilité d'erreur
PIC	Parallel Interference Cancellation
PIIN	Phase-Induced Intensity Noise

Abréviation	Signification
RSC	Reed Solomon Code
SAC	Spectral Amplitude Coding
SNR	Signal to Noise Ratio
SPPR	Single Pulse Per Row
TDMA	Time Division Multiple Access
TEB	Taux d'Erreur Binaire
UMTS	Universal Mobile Telecommunications System
VoD	Video on Demand
VoIP	Voice over Internet Protocol
WDMA	Wavelength Division Multiple Access

Liste des notations utilisées

Notations relatives à tout le document

Notation	Représentation
B	Bande Passante utilisée pour le calcul des débits (fixée à 10GHz)
b_i	Donnée émise par l'utilisateur $\#i$, $b_i \in [0, 1]$
\hat{b}_i	Donnée estimée à la sortie de la structure de réception, $\hat{b}_i \in [0, 1]$
D	Débit de transmission des données ($D = \frac{B}{F}$)
F	Longueur d'étalement temporel des codes
h_a	Paramètre d'autocorrélation
h_c	Paramètre d'intercorrélation
I	Terme d'Interférence d'Accès Multiple
L	Nombre de longueurs d'onde utilisées ou étalement spectral
n	Contribution globale du bruit de variance $\sigma^2 = W \cdot \sigma_c^2$
\mathbf{N}_c	Échantillon de bruit de variance σ_c^2
T_b	Durée du Temps bit ($T_b = \frac{1}{D}$)
T_c	Durée du Temps chip ($T_c = \frac{T_b}{F}$)
T_h	Valeur seuil du circuit de décision
U	Nombre d'utilisateurs actifs
W	Poids des codes
Z	Variable décisionnelle

Notations relatives aux codes 1D

Notation	Représentation
$[a_0, \dots, a_{F-1}]$	Vecteur contenant les amplitudes des impulsions émises (0 ou 1)
N_{PC}	Cardinalité des codes PC
N_{OOC}	Cardinalité des codes OOC
$N_{WDMA+CDMA}$	Cardinalité de la technique WDMA+CDMA
$[p_0, \dots, p_{W-1}]$	Vecteur des positions des W impulsions 1 dans le code
$[r_0, \dots, r_{W-1}]$	Vecteur des retards relatifs entre deux impulsions 1

Notations relatives aux codes 2D MWOOC

Notation	Représentation
N_{MWOOC}	Cardinalité des codes MWOOC
N_{comb}	Nombre de combinaisons de longueurs d'ondes conservées pour construire les MWOOC($(L = W) \times F, W, 1, 1$)
\mathbf{C}_j	Matrice de code d'un utilisateur # j
V_j^l	Vecteur correspondant à la l^{eme} ligne de \mathbf{C}_j
$V_{j,m}^l$	m^{eme} élément de V_j^l ($V_{j,m}^l \in [0, 1]$)

Notations relatives au Multimédia

Notation	Représentation
$b_k^{i,j}$	Donnée codée par la matrice de code $C_k^{i,j}$
$C_k^{i,j}$	k^{eme} matrice de code de l'ensemble E_i^j
$C_{k'}^{i',j'}$	La notation ($'$) signifie qu'il d'agit de la matrice détectée
D_s	s^{eme} débit proposé
E_i^j	Ensemble de matrices de poids L_i^j
$I_{i,j}^{i',j'}$	IAM due aux matrices de l'ensemble E_i^j sur la matrice désirée $C_{k'}^{i',j'}$
L_i^j	Valeur du poids des matrices appartenant à l'ensemble E_i^j
l_s	Nombre de matrices par utilisateur pour le s^{eme} débit
m_i	On sépare les M_i matrices de la partition $\#i$ en m_i matrices de plus petit poids
M_i	Nombre de matrices de la partition $\#i$, chacune permet de générer m_i matrices
$M_{i,j}$	Nombre de matrices de code de l'ensemble E_i^j transmises
$M_{i,j}^{i',j'}$	Nombre de matrices de code de l'ensemble E_i^j qui peuvent interférer sur la matrice désirée
$M_{i,j}^{\lambda_x}$	Nombre de matrices de code interférentes à la longueur d'onde λ_x
$N_{i,j}^{i',j'}$	Nombre de longueurs d'ondes communes entre les matrices de codes des ensembles E_i^j et $E_{i'}^{j'}$
N_T	Nombre de TEB différents désirés pour les applications multimédia
P	Nombre de partitions créées

Notation	Représentation
S	Nombre de débits différents pour la transmission multimédia
$U_{i,j}(s)$	Nombre d'utilisateurs qui communiquent au TEB associé à l'ensemble E_i^j et au débit $\#s$
λ_i^j	Liste des longueurs d'ondes utilisées par les matrices de code de l'ensemble E_i^j

Liste des Publications

- Publications dans des revues internationales

- [RI-1] M. Morelle, C. Goursaud, and A. Julien-Vergonjanne *et al.* “2-dimensionnal code design for an optical cdma system with a parallel interference cancellation receiver”, in *European Transactions on Telecommunications*, vol.18, n° 7, pp. 761–768, Oct. 2007.
- [RI-2] M. Morelle, C. Goursaud, and A. Julien-Vergonjanne *et al.* “2-dimensionnal optical cdma system performances with parallel interference cancellation”, in *Elsevier Microprocessors and Microsystems*, vol.31, n° 4, pp. 215–221, Jun. 2007.
- [RI-3] M. Morelle, C. Goursaud, A. Julien-Vergonjanne, and J-P. Cances. “2d coding method for spectral efficiency improvement in optical cdma systems”, in the *Institution of Engineering and Technology (IET) Communication*, vol.1, n° 6, pp. 1195–1200, Dec. 2007.

- Publications dans les congrès internationaux

- [CI-1] C. Goursaud, A. Julien-Vergonjanne, Y. Zouine, M. Morelle *et al.* “Serial Interference Cancellation receiver for Optical CDMA systems”, in *Proc. 5th Int. Conf. on ITS Telecommunications*, Brest, France, pp. 403–406, 2005.

- [CI-2] M. Morelle, C. Goursaud, A. Julien-Vergonjanne, *et al.* “2-dimensionnal optical cdma system performances with parallel interference cancellation”, in *Proc. 11th Int. Symp. on Computers and Communications (ISCC)*, Puglia-Cagliari, Italy, pp. 634–637, 2006.
- [CI-3] C. Goursaud, M. Morelle, A. Julien-Vergonjanne, *et al.* “Optimal code design for Multi-Wavelength OOC Optical CDMA system”, in *Proc. of Comm. System, on Networks and Digital Signal Processing (CSNDSP)*, Patras, Greece, pp. 116–120, 2006.
- [CI-4] M. Morelle, C. Goursaud, A. Julien-Vergonjanne and J-P. Cances “2D OCDMA system for service differentiation”, in *Proc. of 15th Int. Conf. on Digital Signal Processing (DSP)*, Cardiff, Wales, pp. 515–518, 2007.
- [CI-5] M. Morelle, C. Goursaud, A. Julien-Vergonjanne and J-P. Cances “Quality of Service Differentiation in Multimedia 2D Optical CDMA Networks”, in *Proc. of 15th European Signal Processing Conference (EUSIPCO)*, Poznań, Poland, pp. 570–574, 2007. ISBN : 978-83-921340-2-2
- [CI-6] S. Sahuguede, M. Morelle, A. Julien-Vergonjanne, and J-P. Cances. “Multi-Rate and QoS Differentiation in Optical Code Division Multiple Access Networks”, in *Proc. of 5th Consumer Communications and Networking Conference (CCNC)*, Las Vegas, Nevada, 2008. ISBN : 1-4244-1457-1
- [CI-7] M. Morelle, A. Julien-Vergonjanne, J-P. Cances and J-M. Dumas. “2D Optical CDMA technique dedicated to Multimedia transmission”, in *Proc. of International Conference on Communications (ICC)*, pp.5412-5416, Beijing, China, 2008.

- Publications dans les congrès nationaux

- [CN-1] M. Morelle, C. Goursaud, A. Julien-Vergonjanne, *et al.* “Codage 2D (Temps-Longueurs d’onde) pour les systèmes CDMA optiques”, *24^{eme} Édition des Journées Communications Nationales pour l’optique Guidée (JNOG)*, Chambéry, France, pp. 231–233, 2005.

Codage en 2 Dimensions pour les systèmes de communications Optique CDMA (OCDMA) –Application aux transmissions multimédia–

La technique d'accès multiple par répartition de code (CDMA) permet à plusieurs utilisateurs de communiquer simultanément et de manière asynchrone sur une ressource commune. Cette technique basée sur l'attribution d'une séquence de code spécifique à chaque utilisateur est envisagée dans les futurs réseaux optiques (OCDMA).

Le codage utilisé est un point clé qui peut être considéré soit en une dimension (1D), soit en deux dimensions (2D). Les travaux menés portent sur la génération de codes en 2D pour les systèmes OCDMA incohérents, ces codes sont appelés Multi-Wavelength Optical Orthogonal Code (MWOOC). Pour permettre une communication multi-utilisateurs simultanée à haut débit pour une performance donnée, les performances théoriques sont développées pour différentes structures de réception.

Dans le contexte des futurs réseaux, une diversité de services doit également être proposée. Pour cela, nous partitionnons les codes 2D construits afin de différencier la qualité de service. Nous proposons d'attribuer plusieurs codes par utilisateurs afin d'obtenir plusieurs débits (technique du parallel mapping). L'étude des potentialités de cette technique montre que la méthode développée présente une grande flexibilité pour de futures applications multimédia dans les réseaux d'accès optiques.

Mots Clés : Accès Multiple par Répartition de Code, Codage 2D, Communications Optiques, transmission Multimédia

2 Dimensional Coding for Communication in Optical CDMA (OCDMA) systems –Multimedia transmission applications–

The Code Division Multiple Access (CDMA) technique permits several users communicating simultaneously and asynchronously on a common resource. This technique consists in the allocation of a specific and distinct code signature to each user. For several decades, this has been studied to provide access in optical systems (Optical CDMA or OCDMA).

The used coding is a key element which can either be in one dimension (1D) or in two dimensions (2D). The work undertaken in this thesis concerns 2D coding for incoherent OCDMA systems. The objective is to enable a high number of users simultaneously communicating at high data rate for a given performance. In this context, we proposed in this report a 2D code family construction named Multi-Wavelength Optical Orthogonal Codes (MWOOC) and we investigated various receiver structures to evaluate its performance.

Future access networks are also expected to provide diversity of services. From the proposed 2D MWOOC coding, a methodology based on the code partitioning is developed in order to carry out quality of service (or Binary Error Rate BER) differentiation. The data rate differentiation is performed by allocating several codes to each user (parallel mapping). Then, the performance analysis is theoretically established in terms of data rate and quality of service. We show that the developed method yields a high flexibility for future multimedia applications in optical access networks.

Keywords : Code Division Multiple Access, 2D coding, Multimedia transmission, Optical communications