



HAL
open science

Codage de canal pour les communications optiques sans fil

Nicolas Barbot

► **To cite this version:**

Nicolas Barbot. Codage de canal pour les communications optiques sans fil. Traitement du signal et de l'image [eess.SP]. UNIVERSITÉ DE LIMOGES, 2013. Français. ⟨NNT : ⟩. ⟨tel-02021442⟩

HAL Id: tel-02021442

<https://hal.science/tel-02021442v1>

Submitted on 15 Feb 2019

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

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



HAL Authorization

UNIVERSITÉ DE LIMOGES
ÉCOLE DOCTORALE 521
FACULTÉ DES SCIENCES ET TECHNIQUES

Année : 2013

Thèse N°44-2013

Thèse

pour obtenir le grade de

DOCTEUR DE L'UNIVERSITÉ DE LIMOGES

Discipline : Électronique des Hautes Fréquences et Optoélectronique

présentée et soutenue par

Nicolas BARBOT

le 22 novembre 2013

**Codage de canal pour les communications
optiques sans fil**

Thèse dirigée par Anne JULIEN-VERGONJANNE et Stéphanie SAHUGUÈDE

JURY :

Président du jury :

M. Jean-Pierre CANCES

Professeur, XLIM C2S2, Limoges

Rapporteurs :

M. Stéphane AZOU

Professeur, Lab-STICC, Brest

M. Jean-Marc BROSSIER

Professeur, GIPSA-lab, Grenoble

Examineurs :

Mme. Claire GOURSAUD

Maitre de Conférence, CITI Lab, Lyon

Mme. Anne JULIEN-VERGONJANNE

Professeur, XLIM C2S2, Limoges

M. Ali KHALIGHI

Maitre de Conférence, Institut Fresnel, Marseille

Mme. Stéphanie SAHUGUÈDE

Maitre de Conférence, XLIM C2S2, Limoges

Pour un esprit scientifique, toute connaissance est une réponse à une question. S'il n'y a pas eu de question, il ne peut y avoir connaissance scientifique. Rien ne va de soi. Rien n'est donné.

Tout est construit.

— *Gaston Bachelard*

*Pour mes parents
et mes frères.*

Remerciements

Mes premiers remerciements vont à mes directeurs de thèse, Anne JULIEN-VERGONJANNE et Stéphanie SAHUGUÈDE, pour leur disponibilité ainsi que leur patience tout au long de ces trois années. Leur aide et leurs conseils m'ont permis de mener à bien cette thèse.

Je remercie Jean-Pierre CANCES pour son soutien et pour son expérience, ainsi que Vahid MEGDADHI pour sa rigueur de ses enseignements et sa curiosité.

Je remercie également mes nombreux collègues de bureau qui ont partagé mon quotidien durant cette thèse : Thomas, Sina, Amir, Nabih, Fréjus, Ludovic... Beaucoup d'idées sont nées lors de nos discussions. Je remercie aussi toutes les personnes qui ont contribué, de près ou de loin, à la réalisation de ce travail.

J'adresse un remerciement un peu spécial aux auteurs de logiciels libres pour leur générosité dont je profite au quotidien. L'ensemble des résultats présenté dans ce mémoire a été obtenu en utilisant des logiciels libres.

Je tiens à remercier l'ensemble des personnes qui ont accepté d'évaluer mes travaux, notamment Jean-Marc BROSSIER et Stéphane AZOU ainsi que l'ensemble du jury.

Mes derniers remerciements et non des moindres, s'adressent à mes parents et mes frères qui m'ont toujours accompagné et soutenu dans mes choix. Ils gardent une place de choix dans mon cœur.

Table des matières

Introduction générale	1
1 Communications optiques sans fil	5
1.1 Introduction	5
1.1.1 Avantages	6
1.1.2 Inconvénients	6
1.2 Chaîne de communication optique	6
1.3 Communications optiques en indoor	8
1.3.1 Classification des liens optiques	8
1.3.2 Liens LOS	8
1.3.3 Liens diffus	10
1.4 Description du système étudié	10
1.4.1 Application visée	10
1.4.2 Modélisation du canal de transmission	11
1.4.3 Atténuation d'une liaison LOS	13
1.4.4 Atténuation d'une liaison en diffus	14
1.4.5 Impact de la mobilité	15
1.4.6 Modulation	16
1.5 Le contrôle d'erreur	18
1.6 Conclusion	21
2 Capacité du canal optique	23
2.1 Introduction	23
2.2 Le paradigme de Shannon	23
2.2.1 Le codage de source	23
2.2.2 Le codage de canal	24
2.3 Second Théorème de Shannon	25
2.4 Capacité des canaux stationnaires	26
2.4.1 Canal binaire symétrique	26
2.4.2 Canal AWGN	27
2.4.3 Canal à effacement	28

2.5	Capacité des canaux non-stationnaires	29
2.5.1	Capacité ergodique	30
2.5.2	Capacité avec blocage	30
Application au canal optique mobile		31
2.6	État de l'art	32
2.7	Probabilité de blocage du canal optique	33
2.7.1	Description de la simulation	33
2.7.2	Mobilité uniforme 2D	34
2.7.3	Mobilité uniforme 3D	37
2.7.4	Mobilité Random Waypoint	38
2.8	Capacité avec blocage du canal optique	43
2.8.1	Liens LOS	43
2.8.2	Liens diffus	45
2.9	Conclusion	46
3	Codage dans la couche physique	49
3.1	Introduction	49
3.2	Théorie des codes	49
3.3	Codes de Reed Solomon	52
3.3.1	Encodage des codes RS	52
3.3.2	Décodage des codes RS	52
3.4	Codes LDPC	53
3.4.1	Décodage bit-flipping	55
3.4.2	Décodage sum-product	55
3.4.3	Construction	57
3.4.4	Density evolution	60
Application au canal optique mobile		61
3.5	État de l'art	61
3.6	Mesure des performances sur le canal optique	62
3.7	Performances des codes RS	62
3.7.1	Impact du rendement	63
3.7.2	Impact de la longueur	64
3.8	Performances des codes LDPC	65
3.8.1	Impact du décodage	65
3.8.2	Impact du rendement	66
3.8.3	Density Evolution	68
3.8.4	Comparaison à la capacité du canal optique	70
3.9	Conclusion	71

4 Codage de niveau applicatif	73
4.1 Introduction	73
4.2 Détection d'erreur	73
4.2.1 Détection d'erreur par le code correcteur d'erreur	74
4.2.2 Cyclic Redundancy Check	75
4.3 Automatic Repeat reQuest	80
4.4 Codes LDPC sur le canal à effacement	81
4.5 LT codes	84
4.5.1 Codes fontaines	84
4.5.2 Encodage	85
4.5.3 Décodage	86
Application au canal optique mobile	89
4.6 État de l'art	89
4.7 Performances des codes LDPC	89
4.8 Performances de l'ARQ	93
4.9 Performances des codes LT	94
4.9.1 Optimisation de la distribution des degrés	94
4.9.2 Probabilité d'échec du décodage	98
4.9.3 Performances sur le canal optique	100
4.10 Conclusion	102
5 Éléments sur le CDMA optique	105
5.1 Les différentes méthodes de contrôle d'accès	105
5.2 Le CDMA optique	107
5.3 Chaîne de transmission OCDMA	107
5.4 Performances de l'OCDMA	110
5.4.1 Probabilité d'erreur	110
5.4.2 Validation	112
5.4.3 Probabilité de blocage en LOS	113
5.4.4 Probabilité de blocage en diffus	115
5.5 Conclusion	117
Conclusion générale	119
A Expression analytique de P_{out}	123
A.1 Approximation	123
A.2 Série de Taylor	124
B Calcul haute performance	127
B.1 Introduction	127
B.2 Taxinomie de Flynn	127

B.3	Architecture de la mémoire	128
B.3.1	Mémoire partagée	128
B.3.2	Mémoire distribuée	128
B.3.3	Mémoire hybride	129
B.4	Modèle de programmation	129
B.4.1	Modèle de thread	129
B.4.2	Modèle à échange de message	129
B.4.3	SPMD ou MPMD	130
B.5	Considérations techniques	130
B.6	Parallélisation de differential evolution	131
	Bibliographie	135
	Liste des publications	143

Table des figures

1.1	Chaîne de transmission IM/DD	7
1.2	Types de liens optiques	9
1.3	Configuration indoor	11
1.4	Atténuation du lien LOS	13
1.5	Symboles de la modulation OOK	17
1.6	Performance de la modulation OOK	18
1.7	Modèle OSI	19
1.8	Chaîne de transmission IM/DD	20
2.1	Paradigme de Shannon	24
2.2	Partition du plan R, p_b	26
2.3	Canal binaire symétrique	27
2.4	Canal AWGN	27
2.5	Capacité du canal AWGN	28
2.6	Canal à effacement	29
2.7	Capacité du canal optique	33
2.8	Distribution du SNR dans le cas LOS avec mobilité uniforme 2D .	34
2.9	Probabilité de blocage dans le cas LOS avec mobilité uniforme 2D	35
2.10	Probabilité de blocage dans le cas LOS avec mobilité uniforme 3D	37
2.11	Distribution du SNR avec mobilité random waypoint	38
2.12	Probabilité de blocage avec mobilité random waypoint	39
2.13	Probabilité de blocage dans le cas LOS non traqué	40
2.14	Probabilité de blocage dans le cas diffus	41
2.15	Probabilité de blocage en fonction du rendement dans le cas LOS	42
2.16	Probabilité de blocage en fonction du rendement dans le cas diffus	42
2.17	Capacité avec blocage en fonction de P_{out} dans le cas LOS	44
2.18	Capacité avec blocage en fonction du rendement dans le cas LOS .	44
2.19	Capacité avec blocage en fonction de P_{out} dans le cas diffus	45
2.20	Capacité avec blocage en fonction du rendement dans le cas diffus	46
3.1	Historique du codage correcteur d'erreur	51

3.2	Graphe de Tanner d'un code LDPC	54
3.3	Performances des codes RS pour différents R	63
3.4	Performances des codes RS pour différents N	64
3.5	Performances des décodeurs LDPC	65
3.6	Performances des codes LDPC pour différents R	66
3.7	Performance des codes LDPC avec density evolution	68
3.8	Performances des codes LDPC pour $R = 1/2$	69
3.9	Performances des codes LDPC pour $R = 9/10$	69
3.10	Performances des codes sur le canal optique	71
4.1	Chronogramme d'une transmission avec ARQ stop and wait	81
4.2	Performances de l'ARQ sur le canal à effacement	82
4.3	Chronogramme d'une transmission avec codage LT	87
4.4	Performances du codage LT sur le canal à effacement	88
4.5	Performances des code LDPC sur le canal à effacement	90
4.6	Performances des codes LDPC pour différents N	91
4.7	Performances des codes LDPC avec density evolution	91
4.8	Performances des codes LDPC sur le canal optique diffus	92
4.9	Débit atteignable avec ARQ et codage optimal	93
4.10	Débit atteignable avec ARQ et codes LDPC	94
4.11	Distribution des degrés optimisée pour $k = 100$	98
4.12	Progression du décodage LT pour $k = 100$	99
4.13	Performances du décodage LT pour $k = 100$	99
4.14	Débit atteignable avec codage LT et codes optimaux	100
4.15	Débit atteignable avec codage LT et codes LDPC	101
4.16	Puissance minimale requise pour la télésurveillance	102
5.1	Chaîne de transmission OCDMA	108
5.2	Récepteur conventionnel par corrélation	108
5.3	Configuration indoor pour le CDMA optique	110
5.4	Probabilité d'erreur pour le code OOC(121,3)	113
5.5	Probabilité de blocage en LOS pour le code OOC(121,3)	114
5.6	Probabilité de blocage en LOS pour le code OOC(1345,7)	115
5.7	Probabilité de blocage en diffus pour le code OOC(121,3)	116
5.8	Probabilité de blocage en diffus pour le code OOC(1345,7)	116
5.9	Probabilité de blocage de lien diffus obtenu avec Rapsor	117
A.1	Configuration indoor sur le plan $(0, x, y)$	123
B.1	Charge avec barrière de synchronisation	131
B.2	Charge avec ordonnanceur	132

Liste des tableaux

3.1	Paramètres des codes RS	63
3.2	Paramètres des codes LDPC	67
4.1	Distribution des degrés optimisée avec differential evolution	97

Liste des algorithmes

3.1	Décodage des codes LDPC avec bit-flipping	56
3.2	Décodage des codes LDPC avec sum-product	58
4.1	Décodage des codes LDPC sur le canal à effacement	83
4.2	Differential evolution	97
B.1	Differential evolution (version parallèle)	133

Glossaire

AL-FEC Application Level Forward Error Correction. 20

ARQ Automatic Repeat reQuest. 19, 47, 80, 93

AWGN Additive White Gaussian Noise. 12, 27, 33, 74

BDD Bounded Distance Decoder. 74

BEC Binary Erasure Channel. 28, 50

BER Bit Error Rate. 61, 77, 113

BPSK Binary Phase Shift Keying. 18, 107

BSC Binary Symmetric Channel. 26, 50, 74

CCR Conventional Correlation Receiver. 108

CDMA Code Division Multiple Access. 105

CRC Cyclic Redundancy Check. 75

DE Density Evolution. 60, 66, 82, 90

DS-SS Direct Sequence-Spread Spectrum. 106, 110

FEC Forward Error Correction. 19, 121

FOV Field Of View. 8, 10, 13

FSO Free Space Optical Communications. 5, 32

FT Full Tracked. 8, 14, 34

HT Half Tracked. 8, 14, 34, 105, 113

IM/DD Intensity Modulation/Direct Detection. 6, 119

IR InfraRouge. 5

LDGM Low-Density Generator-Matrix. 85, 89

LDPC Low-Density Parity-Check. 17, 49, 52, 65, 81, 89

- LED** Light Emitting Diode. 7, 11
- LLR** Log Likelihood Ratio. 17, 57
- LOS** Line Of Sight. 8, 105, 119
- LT** Luby Transform. 47, 84, 95, 98
- MAI** Multiple Access Interference. 105, 106, 109, 113
- ML** Maximum Likelihood. 50, 57, 73
- NT** Non Tracked. 10, 14, 34
- OOC** Optical Orthogonal Codes. 107
- OOK** On Off Keying. 16, 62, 107
- PAM** Pulse Amplitude Modulation. 16
- PPM** Pulse Position Modulation. 16
- RF** RadioFréquence. 5, 107
- RS** Reed Solomon. 49, 50, 52, 62
- RTT** Round-Trip Time. 80
- SER** Symbol Error Rate. 89
- SNR** Signal to Noise Ratio. 8, 13, 18, 33
- TCP** Transmission Control Protocol. 29, 76
- UDP** User Datagramm Protocol. 29
- UV** UltraViolet. 5
- VLC** Visible Light Communications. 5
- WDMA** Wavelength Division Multiple Access. 106
- WER** Word Error Rate. 62, 89
- WOC** Wireless Optical Communications. 5

Introduction générale

Dans les pays développés on assiste, ces dernières années, à un vieillissement de la population. De plus, de nombreuses pathologies nécessitent la prise en charge et la surveillance d'un nombre toujours plus important de patients. Face à l'augmentation du coût lié aux dépenses de santé, il est utile de pouvoir améliorer le suivi de l'état de santé des patients sans pour autant augmenter les effectifs du personnel médical. Ainsi, la télésurveillance en milieu hospitalier est un enjeu économique majeur car elle peut permettre d'augmenter la qualité des services hospitaliers tout en maîtrisant, voire en réduisant le coût économique associé. Dans ce contexte de télésurveillance, il est nécessaire de transmettre à distance des données médicales issues de capteurs placés sur un patient mobile, vers un récepteur situé dans l'environnement indoor en vue de l'exploitation à distance par un professionnel de santé. L'étude menée dans cette thèse se focalise sur la liaison entre l'émetteur porté par le patient et le récepteur situé dans l'environnement indoor.

Les solutions de transmissions radiofréquences classiques présentent de nombreux inconvénients en milieu hospitalier dus en particulier, aux interférences électromagnétiques avec les systèmes présents. De plus, l'utilisation des radiofréquences soulève des risques au niveau de la sécurité des informations transmises. Il est donc important d'évaluer les performances de solutions alternatives. Les transmissions basées sur les ondes optiques permettent la transmission d'information sans fil et ne sont pas limitées par les inconvénients des systèmes radiofréquences en milieu hospitalier.

La transmission des informations sur un canal optique sans fil optique permet de bénéficier de nombreux avantages tels qu'une large bande de fréquence non régulée, une absence d'interférences avec les systèmes radiofréquences déjà déployés ainsi qu'une haute sécurité de transmission. Cependant, les liens optiques sont sujets à une forte atténuation, restent extrêmement sensibles aux dépointages et sont facilement bloqués par des obstacles. Ainsi les caractéristiques du canal optique dépendent fortement de la position de l'émetteur dans l'environnement indoor. De plus si on considère la mobilité de l'émetteur, les caractéristiques du canal changent en fonction de la position de l'émetteur et rendent le canal optique

non-stationnaire.

L'établissement d'une communication fiable sur un canal non stationnaire est un problème complexe. Pour les canaux stationnaires où la valeur du bruit est connue, une transmission fiable peut être obtenue en utilisant un code correcteur d'erreur de rendement inférieur à la capacité du canal (et ceci sans utiliser le canal de retour). Cependant pour les canaux non stationnaires, l'utilisation d'un code de rendement fixe n'est pas optimale car il existe une probabilité non nulle que le décodeur ne puisse pas assurer sa fonction. Les systèmes de communications classiques emploient alors des techniques combinant un code correcteur d'erreur dans la couche physique ainsi qu'un mécanisme de retransmission tel que ARQ situé dans une couche supérieure. Le code correcteur d'erreur permet alors de corriger les erreurs de transmission lorsque le niveau de bruit est faible. Pour des niveaux de bruit élevés, un code détecteur d'erreur permet d'informer le récepteur de l'échec du décodage du code de la couche physique. Une technique de retransmission automatique utilisant le canal de retour est alors mise en place pour récupérer l'information perdue.

Cependant, l'utilisation d'une voie de retour systématique peut diminuer l'efficacité d'une solution basée sur la retransmission automatique. Des solutions de codage correcteur d'effacements de niveau paquet, tels que les codes fontaines, se sont récemment imposées comme un moyen fiable et efficace de transmettre un message sur les canaux à effacement de paquet quelle que soit la probabilité d'effacement du canal et avec une utilisation minimale du canal de retour.

Dans ces systèmes, le contrôle d'erreur est assuré à la fois par le code correcteur d'erreur situé dans la couche physique et par le code correcteur d'effacements (ou l'ARQ) situé dans la couche transport ou application. Dans le but d'augmenter les performances de la transmission, il est nécessaire de considérer conjointement les effets du contrôle d'erreur au niveau physique ainsi qu'au niveau paquet.

Dans le contexte de la télésurveillance médicale, cette thèse explore l'impact du codage au niveau physique ainsi qu'au niveau applicatif pour les communications optiques sans fil indoor en considérant la mobilité de l'émetteur. L'optimisation conjointe du codage correcteur d'erreur et du codage correcteur d'effacements est réalisée dans le but d'augmenter le débit atteignable ou de minimiser la puissance émise par le système optique, qui est un point important pour un système autonome en énergie tel que celui du contexte étudié.

Le premier chapitre de ce manuscrit présente le contexte de l'étude et introduit les communications optiques sans fil en indoor. Les contraintes liées au système de télésurveillance optique sont ensuite décrites. La mobilité de l'émetteur est présentée puis intégrée au modèle de la transmission. Le chapitre se conclut sur la présentation du contrôle d'erreur utilisé pour fiabiliser la transmission.

Le second chapitre présente les performances théoriques maximales du canal

optique sans fil en considérant la mobilité de l'émetteur. L'étude s'appuie sur la probabilité de blocage ainsi que la capacité avec blocage du canal optique. Les résultats ont été établis pour différentes configurations et considèrent plusieurs types de mobilité.

Le troisième chapitre détermine la performance des codes correcteurs d'erreurs sur le canal optique sans fil. Les performances des codes de Reed Solomon ainsi que des codes LDPC sont évaluées et comparées à la probabilité de blocage du canal optique déterminée au chapitre 2.

Le quatrième chapitre détermine la performance des codes correcteurs d'effacements au niveau applicatif en considérant l'impact du codage correcteur d'erreur dans la couche physique. Les performances des techniques classiques de type ARQ sont aussi évaluées. De plus, les débits atteignables sont comparés à la capacité avec blocage du canal optique. L'étude permet également d'optimiser la quantité de redondance du code correcteur d'erreur en fonction du mécanisme utilisé au niveau applicatif.

Le cinquième chapitre aborde les performances d'un système optique multi-utilisateurs dans lequel le contrôle d'accès est réalisé par répartition de codes. L'étude considère l'impact de l'interférence d'accès multiple en l'absence de bruit. Les performances sont déterminées en utilisant une expression analytique approchée et comparées aux performances obtenues par simulation.

Le mémoire se termine par une conclusion sur les résultats obtenus durant cette thèse et par les perspectives.

Chapitre 1

Communications optiques sans fil

1.1 Introduction

Le besoin important de transmettre des informations entre différents terminaux mobiles a conduit au développement d'une large gamme de solutions sans fils. Ces systèmes sont en grande majorité basés sur la technologie RadioFréquence (RF). On peut citer, par domaine de couverture croissant, les normes Zigbee, Bluetooth, Wifi, Wimax et 3G/4G.

Les communications optiques sans fil offrent à la fois une alternative et une solution complémentaire aux communications radiofréquences [1, 2, 3]. Les systèmes optiques et RF utilisent tous les deux des ondes électromagnétiques pour transmettre l'information. Cependant, les bandes de fréquences utilisées sont très différentes, les systèmes RF exploitent des fréquences comprises entre quelques kilo Hertz et quelques dizaines de Giga Hertz alors que les systèmes optiques sans fils utilisent des fréquences beaucoup plus élevées situées généralement dans le domaine InfraRouge (IR). Historiquement basées dans le proche IR *i.e.*, entre 700 et 900 nm [4], les communications optiques sans fil se sont récemment élargies au domaine visible avec les communications optiques dans le visible, Visible Light Communications (VLC) *i.e.* entre 400 et 800 nm [5] ainsi qu'au domaine UltraViolet (UV) *i.e.*, en dessous de 400 nm [6]. On distingue en général, les communications optiques sans fil en espace libre, Free Space Optical Communications (FSO) ou outdoor et les communications en indoor appelées Wireless Optical Communications (WOC) [7]. Les communications en outdoor [8, 9] permettent de transmettre de l'information sur de longues distances en utilisant des faisceaux directifs de forte puissance d'émission alors que les communications indoor utilisent des puissances plus faibles et des faisceaux moins directifs [10, 11, 12].

Cette technologie connaît actuellement un regain d'intérêt (Action Européenne OPTICWISE [13]) et est envisagée pour des applications diverses (pour l'accès haut débit [14], entre véhicules [15], sous-marines [16, 17], entre satel-

lites [18]...). Ce travail de thèse se focalise par la suite sur les communications optiques sans fil en indoor pour la télésurveillance médicale.

1.1.1 Avantages

Les communications optiques sans fil bénéficient d'une bande passante quasiment infinie et non régulée [10]. En effet, à la différence des systèmes RF dont le spectre est surchargé, la bande optique s'étale sur plusieurs centaines de Giga Hertz et peut être utilisée librement (sans licence). Cette propriété permet le développement d'applications hauts débits.

De plus, les ondes IR ont un comportement proche des ondes lumineuses, elles ne peuvent pas traverser une paroi opaque (mur) et sont rarement diffractées par une ouverture. En configuration indoor, les ondes IR restent donc confinées dans la pièce où se trouve l'émetteur. Ce confinement augmente la sécurité de la liaison optique [11]. Cette même propriété implique aussi qu'il est possible d'utiliser des systèmes optiques identiques (utilisant les mêmes longueurs d'onde aux mêmes instants) dans différentes pièces contiguës sans aucun risque de perturbation. Enfin, les systèmes optiques sans fil peuvent être déployés sans créer d'interférences électromagnétiques avec les systèmes RF pré-existants.

1.1.2 Inconvénients

Les communications optiques sans fil sont cependant pénalisées par un plus faible budget optique lié au fort niveau de bruit comparé aux communications RF. Ce bruit peut être issu du canal optique (lumière du soleil, éclairage) ou être généré au niveau du récepteur (bruit thermique) [12]. De plus, le fait que l'onde IR ne traverse pas les murs impose, pour la conception d'une liaison reliant plusieurs pièces, l'installation d'un point d'accès par pièce (ces points d'accès étant inter-connectés par une liaison filaire). Ceci est très différent en radio où un seul émetteur peut couvrir l'équivalent d'une habitation entière (comme c'est le cas en wifi). Enfin, les systèmes optiques sont extrêmement sensibles aux phénomènes de blocages (*shadowing*). Ces phénomènes de blocages sont provoqués par la rupture du lien entre l'émetteur et le récepteur ou par un obstacle présent dans l'environnement.

1.2 Chaîne de communication optique

La plupart des systèmes optiques sans fil sont des systèmes à modulation d'intensité et à détection directe, Intensity Modulation/Direct Detection

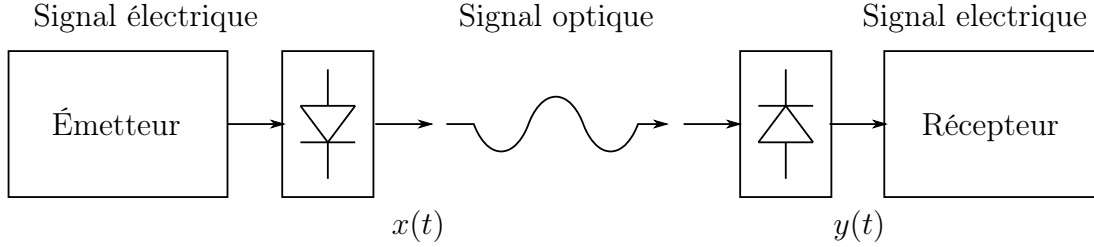


FIGURE 1.1: Chaîne de transmission IM/DD

(IM/DD). La figure 1.1 présente la structure basique d'une chaîne de transmission IM/DD [3].

Dans un système IM/DD, l'information n'est pas portée par la fréquence ou la phase mais par l'intensité du signal optique. La conversion entre le signal électrique et l'intensité optique $x(t)$ est réalisée par une diode électroluminescente, Light Emitting Diode (LED). L'onde optique est alors propagée sur le canal optique sans fil. En réception, il est nécessaire de réaliser la conversion inverse permettant de revenir au domaine électrique. Cette fonction est assurée par la photodiode. La photodiode réalise une détection directe *i.e.* elle produit un photocourant $y(t)$ proportionnel à l'intensité optique reçue. L'objectif principal du récepteur est de déterminer l'information contenue dans $x(t)$ à partir du signal reçu $y(t)$.

De plus, puisque la grandeur envoyée sur le canal optique $x(t)$ est une puissance, cette dernière ne peut prendre que des valeurs supérieures ou égales à zéro [3] :

$$(\forall t \in \mathbb{R}) x(t) \geq 0. \quad (1.1)$$

Toute transmission optique doit satisfaire cette contrainte de non-négativité. Par rapport aux systèmes RF, cela revient à considérer un signal avec un offset pour assurer la contrainte de non-négativité. La puissance correspondant à cet offset n'améliore en aucun cas les performances du système. Ainsi pour une même puissance émise, la contrainte de non-négativité du canal optique limite les performances des systèmes optiques (comparé aux systèmes RF).

La puissance optique moyenne émise par le système doit aussi être limitée [3]. Ces limites peuvent être issues de considérations liées à la sécurité oculaire [19] ou à des facteurs liés à l'autonomie du système optique :

$$P_t = \lim_{T \rightarrow \infty} \frac{1}{2T} \int_{-T}^{+T} x(t) dt \leq P_{MAX}, \quad (1.2)$$

où P_{MAX} est une valeur fixée de puissance maximale. Cette seconde contrainte marque aussi une autre différence avec les systèmes RF pour lesquels la limitation s'applique sur la valeur moyenne du carré de l'amplitude.

1.3 Communications optiques en indoor

Les caractéristiques d'une liaison optique sans fil indoor peuvent varier significativement en fonction de la topologie du lien considéré. Cette section présente les deux types de lien, lien direct ou Line Of Sight (LOS) et lien diffus, classiquement utilisés dans un environnement indoor.

1.3.1 Classification des liens optiques

Il existe de nombreux critères permettant de classer les différents types de liens optiques. Une première classification peut être établie en fonction de la présence d'un lien direct entre l'émetteur et le récepteur, on qualifie alors le lien de LOS ou de non LOS. De plus, l'angle d'ouverture de l'émetteur et le champ de vision, Field Of View (FOV), du récepteur permettent de distinguer les liens qualifiés de directifs (pour lesquels l'émetteur et le récepteur possèdent un angle d'ouverture faible), les liens dits hybrides (où l'émetteur et le récepteur possèdent des angles d'ouverture différents) et les liens non-directifs où l'émetteur et le récepteur possèdent des angles d'ouverture élevés [7].

1.3.2 Liens LOS

Les liens optiques LOS sont caractérisés par la présence d'un lien direct entre l'émetteur et le récepteur optique. Les figures 1.2a, 1.2b et 1.2c présentent des exemples de liens LOS en indoor étudiés dans cette thèse. La présence d'un lien direct permet d'augmenter la puissance optique reçue par la photodiode tout en diminuant l'impact de l'interférence entre symbole. Ainsi, les liaisons LOS permettent d'obtenir d'excellentes performances. En revanche, ces liens sont extrêmement sensibles aux phénomènes de blocage.

De plus, si la mobilité de l'émetteur doit être considérée, il est nécessaire de mettre en place un dispositif de suivi permettant de maintenir l'alignement entre l'émetteur et le récepteur. On distingue alors plusieurs types de suivi, en fonction de l'alignement de l'émetteur et/ou du récepteur. Les liens LOS Full Tracked (FT) permettent de maintenir le pointage de l'émetteur et du récepteur (voir figure 1.2a). La liaison LOS FT bénéficie d'une très faible atténuation permettant d'obtenir un rapport signal sur bruit, Signal to Noise Ratio (SNR) élevé. Cependant, elle nécessite la mise en place d'un système de suivi complexe sur l'émetteur et le récepteur. Pour les liens LOS Half Tracked (HT), seul l'émetteur maintient l'alignement vers le récepteur. Ce dernier conserve une orientation fixe quelle que soit la position de l'émetteur (voir figure 1.2b). La liaison LOS HT permet de relâcher les contraintes sur le récepteur en éliminant le système de suivi. Cette solution est particulièrement adaptée dans des cas multi-utilisateurs (avec plu-

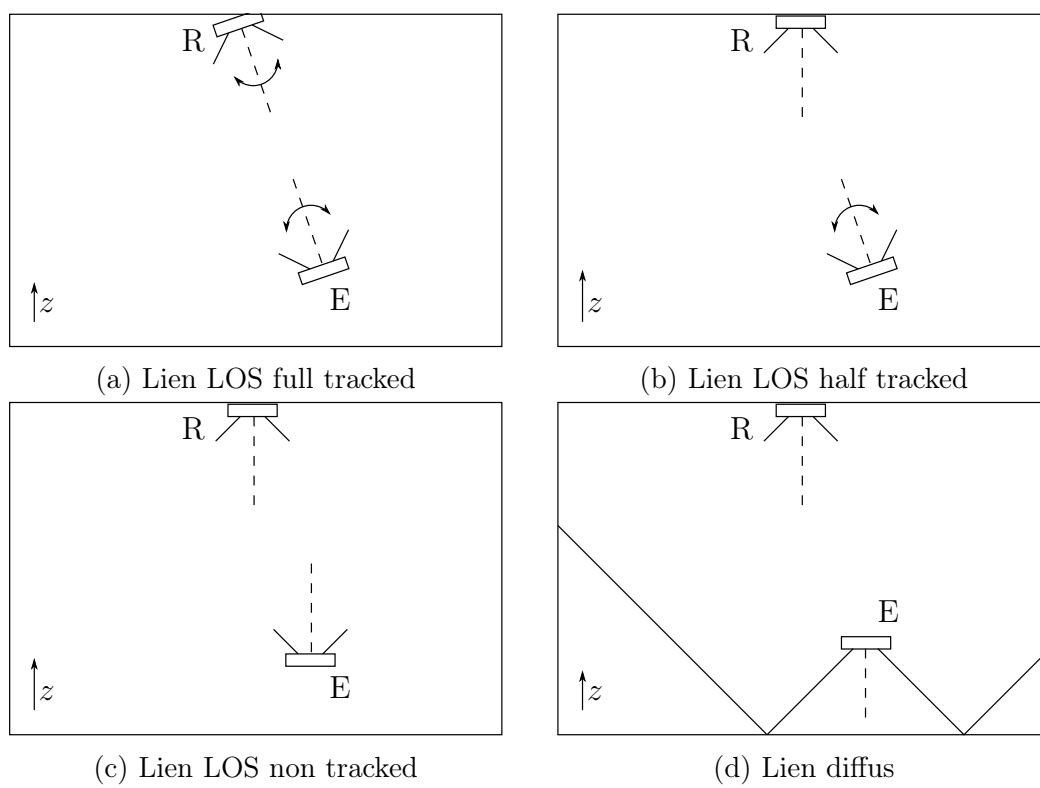


FIGURE 1.2: Types de liens optiques

sieurs émetteurs). Enfin, pour les liens LOS Non Tracked (NT), les orientations de l'émetteur et du récepteur sont fixes et verticales quelle que soit la position de l'émetteur (voir figure 1.2c). La liaison LOS NT est bien adaptée pour les systèmes où la complexité doit rester faible (bas coût) et/ou la mise en place d'un système de suivi est difficile.

Les liens LOS ont notamment été retenus dans le standard IrDA, pour établir une communication sans fil entre deux dispositifs sur une distance maximale de 1 m avec des débits compris entre quelques centaines de kilo bit par seconde (dans le mode SIR) et 1 Gb/s (dans le mode GigaIR). Le standard fournit en outre une pile complète permettant le support d'une multitude de services et garantit l'inter-opérabilité des différents dispositifs [20].

1.3.3 Liens diffus

Les liens optiques diffus établissent un lien entre l'émetteur et le récepteur par l'intermédiaire d'au moins une réflexion sur une paroi de l'environnement indoor et utilisent des angles d'ouvertures élevés pour l'émetteur et un large FOV pour le récepteur. La figure 1.2d présente un système de transmission optique basé sur un lien diffus. Cette topologie permet de résoudre le problème du pointage et est plus robuste face aux phénomènes de blocage que les liens LOS. Ces liens permettent d'obtenir un grand degré de mobilité au prix d'une atténuation plus importante (ce qui diminue la puissance optique reçue).

IrDA et IEEE ont standardisé les liens diffus. IrDA a défini un standard, nommé AIr, permettant d'atteindre 4 Mb/s en utilisant des codes à répétition [21]. IEEE ont défini un standard dans la norme 802.11 atteignant 2 Mb/s [22].

1.4 Description du système étudié

1.4.1 Application visée

Le sujet traité par cette thèse aborde la télésurveillance de patients hospitalisés dans un environnement indoor [23]. Cet environnement est modélisé par une pièce rectangulaire possédant une longueur de 3 m, une largeur de 4 m et une hauteur de 2.5 m. Ces dimensions correspondent à la taille typique d'une chambre d'hôpital. De plus, dans toute l'étude, cette pièce est considérée vide. La figure 1.3 présente la configuration indoor étudiée.

Les signes vitaux du patient sont mesurés par un ensemble de capteurs placés sur le corps de ce dernier. Les données médicales sont centralisées vers l'émetteur optique porté par le patient puis envoyées vers une station de collecte située au centre du plafond de la chambre d'hôpital. Dans cette thèse, on ne considère

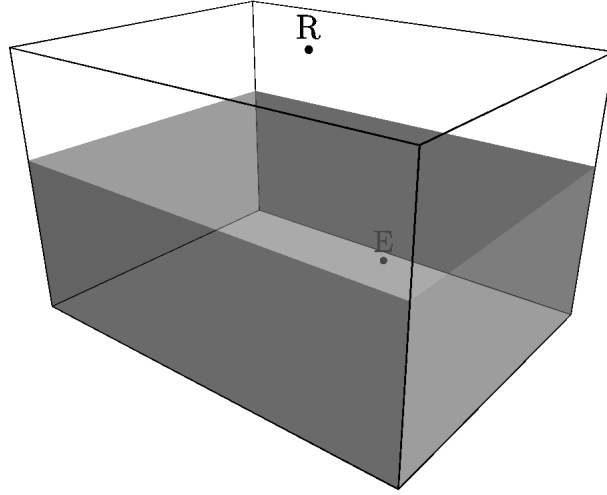


FIGURE 1.3: Configuration indoor

pas le réseau de capteurs corporels mais uniquement la transmission en optique sans fil entre l'émetteur situé sur le patient et la station de collecte. De plus, l'impact du corps du patient n'est pas considéré pour l'étude des performances. La quantité d'information issue des capteurs (température, pression artérielle, électrocardiogramme...) est faible et limite le débit à une valeur maximum de 1 Mb/s [24] entre l'émetteur et le récepteur optique. Enfin, le patient est libre de se déplacer dans l'environnement indoor, il est ainsi nécessaire de prendre en compte la mobilité de l'émetteur dans l'évaluation des performances de la liaison optique.

Dans le but de déterminer les performances de systèmes de transmissions optiques sur ce canal optique sans fil, il est nécessaire de modéliser la chaîne de transmission optique.

1.4.2 Modélisation du canal de transmission

La modélisation de la chaîne de transmission s'appuie principalement sur les contraintes et le type de propagation sur le canal optique sans fil. Ce modèle peut être relié à la figure 1.1. Le signal $x(t)$ correspondant à la puissance optique, est émis par la LED sur le canal optique. Lors de la transmission, la puissance optique est étalée par la réponse impulsionnelle du canal $h(t)$. En réception, la puissance optique reçue est convertie en courant par la photodiode de sensibilité S :

$$y(t) = Sx(t) \otimes h(t) + n(t). \quad (1.3)$$



Remarquons dès à présent que si $x(t)$ doit satisfaire les contraintes du canal optique (voir équations (1.1) et (1.2)), il n'en est pas de même pour $y(t)$ dont l'amplitude peut très bien être négative à cause du bruit.

Le bruit, représenté par $n(t)$ présent sur une liaison optique peut être issu de deux origines, le bruit ambiant et le bruit thermique. Le premier provient de sources lumineuses parasites (soleil, lampes, néons...) alors que le second est généré par les éléments résistifs du récepteur (et notamment le pré-amplificateur). Cependant, pour les communications optiques sans fil où le débit de transmission est faible, ce qui est le cas de l'application, le bruit ambiant est la source de bruit prépondérante [3]. De plus, la puissance continue de ce bruit est très supérieure à l'intensité du signal optique. Dans ce cas, le bruit ambiant est généralement modélisé par un bruit blanc additif gaussien, Additive White Gaussian Noise (AWGN). La densité spectrale de puissance N_0 de ce bruit peut être reliée au courant I_b généré par le photodétecteur :

$$N_0 = 2qI_b, \quad (1.4)$$

où $q = 1.6 \times 10^{-19}$ C est la charge de l'électron et I_b représente le courant proportionnel à la puissance du bruit ambiant. Dans l'ensemble de la thèse on considère une valeur maximum pour I_b de 200 μ A déterminée dans [25]. La densité spectrale de puissance du bruit est alors de $N_0 = 6.4 \times 10^{-23}$ W/Hz. Ainsi, la source de bruit $n(t)$ peut être modélisée par un bruit AWGN de puissance N_0B où B est la bande de transmission.

La réponse impulsionnelle du canal $h(t)$ dépend de la configuration indoor ainsi que de la position de l'émetteur et du récepteur. Cependant l'expression de $h(t)$ peut être simplifiée car en optique, la photodiode intègre le champ électromagnétique sur une surface de plusieurs millions de fois la longueur d'onde optique. En conséquence, la réponse impulsionnelle du canal n'est pas modifiée si le récepteur est déplacé sur une distance de l'ordre de la longueur d'onde. Ainsi, la grande taille des détecteurs comparée à la longueur d'onde fournit une diversité spatiale qui rend les systèmes optiques insensibles à l'évanouissement multi-trajet. Les transmissions optiques restent néanmoins sensibles à la distorsion multi-trajet. Il a été montré dans [26] et [27] que l'impact de cette distorsion dépend de la configuration et pénalise les transmissions utilisant un débit de transmission supérieur à 10 Mb/s. Ainsi, pour les débits requis par l'application (1 Mb/s), il est possible de négliger l'impact de la distorsion multi-trajet.

La réponse impulsionnelle du canal optique sans fil peut alors être modélisée par une simple atténuation H .

Le modèle final de la chaîne de transmission optique IM/DD est donc :

$$y(t) = SHx(t) + n(t), \quad (1.5)$$

où H est l'atténuation du canal optique. Cette atténuation dépend de la configuration indoor.

L'expression du SNR d'une transmission basée sur un schéma IM/DD, dans le cas général, peut être obtenue en divisant la puissance du signal électrique reçu $y(t)$, par la puissance du bruit [2] :

$$\text{SNR} = \frac{E(x(t)^2)S^2H^2}{N_0B}, \quad (1.6)$$

où $E(x(t)^2)$ représente la valeur moyenne du signal $x(t)^2$. Le SNR dans le cas d'un lien optique est proportionnel au carré de la puissance optique reçue. Ainsi, une diminution d'un facteur 2 (respectivement une augmentation d'un facteur 2) de la puissance émise dégrade le SNR de 6 dB (respectivement améliore le SNR de 6 dB).

1.4.3 Atténuation d'une liaison LOS

Dans le cas d'une liaison LOS, le récepteur reçoit directement la puissance émise par l'émetteur. La puissance du lien direct est toujours très supérieure à la puissance des trajets réfléchis par les murs de la pièce qui peuvent alors être négligés.

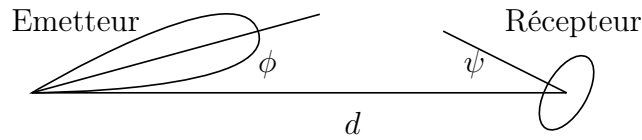


FIGURE 1.4: Atténuation du lien LOS

La figure 1.4 présente le schéma général du lien LOS. Dans le cas LOS, l'expression de H peut être déterminée, en supposant des diagrammes de rayonnement de type Lambertien d'ordre 1 (l'intensité lumineuse est proportionnelle au cosinus de l'angle formé par la normale et la direction d'observation), en considérant l'orientation de l'émetteur ϕ et du récepteur ψ par rapport au trajet direct ainsi que la distance d les séparant :

$$H_{LOS} = \begin{cases} \frac{A}{\pi d^2} \cos \phi \cos \psi & \text{si } 0 \leq \psi \leq \text{FOV} \\ 0 & \text{autrement,} \end{cases} \quad (1.7)$$

où A est l'aire du photorécepteur. Dans toute cette thèse, les valeurs de A et de FOV ont été fixées respectivement à 1 cm^2 et 70° . Cette expression est valable

quel que soit le type de lien LOS. Il est cependant possible de déterminer des expressions plus simples si on considère le type de pointage entre l'émetteur et le récepteur.

Pour les liens LOS FT (voir figure 1.2a), les angles ϕ et ψ sont égaux à 0. L'atténuation ne dépend donc que de la distance entre l'émetteur et le récepteur et peut être exprimée par :

$$H_{LOSFT} = \begin{cases} \frac{A}{\pi d^2} & \text{si } 0 \leq \psi \leq \text{FOV} \\ 0 & \text{autrement.} \end{cases} \quad (1.8)$$

Pour les liens LOS HT (voir figure 1.2b), seul l'émetteur est parfaitement aligné avec le récepteur (*i.e.*, $\phi = 0$). De plus, la valeur de $\cos \psi$ peut être exprimée en fonction de la position de l'émetteur et vaut d_z/d où d_z est la distance verticale entre l'émetteur et le plafond. L'expression de l'atténuation est alors égale à :

$$H_{LOSHT} = \begin{cases} \frac{A d_z}{\pi d^3} & \text{si } 0 \leq \psi \leq \text{FOV} \\ 0 & \text{autrement.} \end{cases} \quad (1.9)$$

Pour les liens LOS NT (voir figure 1.2c), l'émetteur et le récepteur maintiennent une orientation verticale fixe quelle que soit la position de l'émetteur. Les valeurs des angles ψ et ϕ sont alors égales. Les quantités $\cos \psi$ et $\cos \phi$ peuvent être exprimées en fonction de la position de l'émetteur dans la pièce et valent z/d . L'atténuation dans le cas NT peut alors être exprimée par :

$$H_{LOSNT} = \begin{cases} \frac{A d_z^2}{\pi d^4} & \text{si } 0 \leq \psi \leq \text{FOV} \\ 0 & \text{autrement.} \end{cases} \quad (1.10)$$

1.4.4 Atténuation d'une liaison en diffus

L'atténuation en diffus ne possède pas d'expression analytique dans le cas général. De bonnes approximations peuvent néanmoins être obtenues par des méthodes de lancer de rayons [28]. Ces dernières permettent de déterminer l'atténuation en prenant en compte toutes les réflexions de l'environnement indoor. Cependant, l'obtention d'une expression analytique reste délicate. Une autre approche consiste à ne considérer qu'une seule réflexion sur un plan réflecteur pour obtenir une expression analytique de H . Le modèle est alors connu sous le nom de *ceiling bounce* [29]. Pour le plan réflecteur considéré, il s'agit de sommer la contribution de chaque élément de surface pour obtenir la contribution totale du plan

réflecteur vers le récepteur. La démonstration complète est reportée dans [23]. L'expression finale de H_{diff} est alors :

$$H_{diff} = \frac{\rho A z_1^2 z_2^2}{\pi^2} \iint_{\text{plan}} \frac{dx dy}{(z_1^2 + (x - x_1)^2 + (y - y_1)^2)^2 (z_2^2 + (x - x_2)^2 + (y - y_2)^2)^2}, \quad (1.11)$$

où (x_1, y_1, z_1) sont les coordonnées de l'émetteur et (x_2, y_2, z_2) celles du récepteur. ρ correspond la réflectivité du plan considéré est vaut 0.8 dans toute l'étude. Ce modèle sera utilisé pour estimer les performances des transmissions optiques dans le cas diffus.

Les liens diffus permettent de s'affranchir d'un système de suivi tout en assurant une liaison entre l'émetteur et le récepteur. Ce type de lien est particulièrement adapté dans le cas où la mobilité doit être considérée. Les systèmes basés sur des liens diffus sont cependant pénalisés par des puissances optiques reçues plus faibles que dans les cas LOS.

1.4.5 Impact de la mobilité

L'application visée requiert la transmission d'informations médicales entre un patient mobile et une station de collecte fixe au centre du plafond. Ainsi, pour déterminer les performances d'un système de transmission optique pour cette application, il est nécessaire de prendre en compte la mobilité de l'émetteur dans l'environnement indoor.

Pour chaque configuration, on définit le même volume de mobilité comme étant l'espace dans lequel l'émetteur est libre de se déplacer. Ce volume s'étend sur toute la surface de la pièce et, est limité à une hauteur de 1.5 m au dessus du sol. Le volume de mobilité est présenté en gris sur la figure 1.3.

Dans ce volume, la mobilité du patient est modélisée par une distribution de positions de l'émetteur dans la pièce. Deux modèles de mobilité sont envisagés, l'un basé sur une distribution uniforme et l'autre sur le modèle *random waypoint* [30].

Pour la mobilité uniforme, la position de l'émetteur peut être située n'importe où dans le volume de mobilité avec la même probabilité. Ainsi les coordonnées x , y et z suivent :

$$f_x = 1/x_m \quad \text{pour } 0 \leq x \leq x_m, \quad (1.12)$$

$$f_y = 1/y_m \quad \text{pour } 0 \leq y \leq y_m, \quad (1.13)$$

$$f_z = 1/z_m \quad \text{pour } 0 \leq z \leq z_m, \quad (1.14)$$

où x_m , y_m et z_m sont les dimensions du volume de mobilité et valent respectivement 3 m, 4 m et 1.5 m pour la pièce considérée. Cette mobilité peut être

considérée comme défavorable car l'émetteur possède une probabilité élevée de se situer loin du récepteur (dans les coins de la pièce).

Le modèle random waypoint est un modèle plus réaliste permettant de considérer la mobilité d'un émetteur porté par le patient. En effet, les différentes positions sont générées en choisissant une destination dans la pièce puis en effectuant un déplacement à vitesse constante d'un point de départ vers la destination. Après un temps de pause aléatoire, une nouvelle destination est choisie et le processus est répété. Pour un temps infiniment grand, il est possible de déterminer la densité de probabilité des positions f de l'émetteur par [23, 30] :

$$f_x = -\frac{6}{x_m^3}x^2 + \frac{6}{x_m^2}x \quad \text{pour } 0 \leq x \leq x_m, \quad (1.15)$$

$$f_y = -\frac{6}{y_m^3}y^2 + \frac{6}{y_m^2}y \quad \text{pour } 0 \leq y \leq y_m, \quad (1.16)$$

$$f_z = -\frac{6}{z_m^3}z^2 + \frac{6}{z_m^2}z \quad \text{pour } 0 \leq z \leq z_m. \quad (1.17)$$

La mobilité random waypoint présente une probabilité plus faible pour l'émetteur d'être situé loin du récepteur, contrairement à la mobilité uniforme.

Chaque position est caractérisée par une valeur d'atténuation H donnée. Une variation de position entraîne donc une variation de H ainsi qu'une variation de la puissance reçue et du SNR. Ainsi, la prise en compte de la mobilité impacte directement les performances de la liaison optique.

1.4.6 Modulation

La modulation permet de convertir le message à transmettre en signal pouvant être transmis sur le canal de transmission. Pour tous les schémas de modulation sur le canal optique, il est donc nécessaire de prendre en compte les contraintes de non-négativité et de puissance moyenne finie. On distingue classiquement les modulations de type Pulse Amplitude Modulation (PAM) qui modulent l'amplitude du signal optique et les modulations de type Pulse Position Modulation (PPM) qui jouent sur la position des signaux optiques.

Cette thèse explore la performance des systèmes optiques utilisant la modulation On Off Keying (OOK) qui est le schéma le plus simple toujours étudié comme schéma de référence. La modulation OOK peut être vue comme une modulation PAM utilisant deux symboles pour transmettre l'information sur le canal optique. Ces deux symboles sont présentés sur la figure 1.5.

On peut voir que ces deux symboles respectent les contraintes (1.1) et (1.2) imposées par le canal optique. Chaque symbole s'étale sur une durée T . Puisque

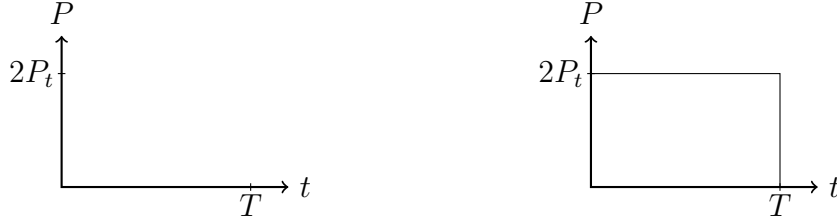


FIGURE 1.5: Symboles de la modulation OOK

la modulation OOK transmet un bit par symbole, le débit de la transmission vaut $R_b = 1/T$. La bande de fréquence occupée par cette modulation est de $B = R_b$. La puissance émise ne peut prendre que deux valeurs 0 et $2P_t$. La puissance optique émise moyenne est donc égale à P_t . La correspondance entre les bits et les symboles doit être connue par l'émetteur et le récepteur (ce choix n'a pas d'impact pour la modulation OOK). A l'émission, le modulateur génère une suite de symboles en fonction de la suite de bits à émettre.

En réception, le SNR de la liaison peut être estimé par :

$$\text{SNR} = \frac{(\frac{1}{2}0^2 + \frac{1}{2}(2P_t)^2)S^2H^2}{N_0B} \quad (1.18)$$

$$= \frac{2P_t^2S^2H^2}{N_0B}. \quad (1.19)$$

Le démodulateur peut effectuer deux types de détection : “hard” ou “soft”. Pour la détection “hard”, le démodulateur compare l'amplitude du signal reçu par rapport à un seuil et détermine le bit envoyé à l'aide de la règle de correspondance entre bit et symbole. La valeur du seuil est fixée à la moitié de l'amplitude du signal reçu. Cette valeur assure les performances optimales lorsque le bruit est symétrique. Pour la détection “soft”, le démodulateur calcule le rapport logarithmique de vraisemblance, Log Likelihood Ratio (LLR), conditionnel à partir de l'amplitude du signal reçu. L'expression de ces LLR pour la modulation OOK et un bruit AWGN est obtenue par [31] :

$$L(x|y) = \frac{2y - 1}{2\sigma^2}, \quad (1.20)$$

où σ^2 est la puissance du bruit AWGN et y l'amplitude du signal reçu. Les LLR seront utilisés par la suite pour initialiser le décodeur des codes Low-Density Parity-Check (LDPC).

La performance de la modulation OOK sur le canal optique en terme de probabilité d'erreur p_b , pour la détection “hard” peut être obtenue analytiquement

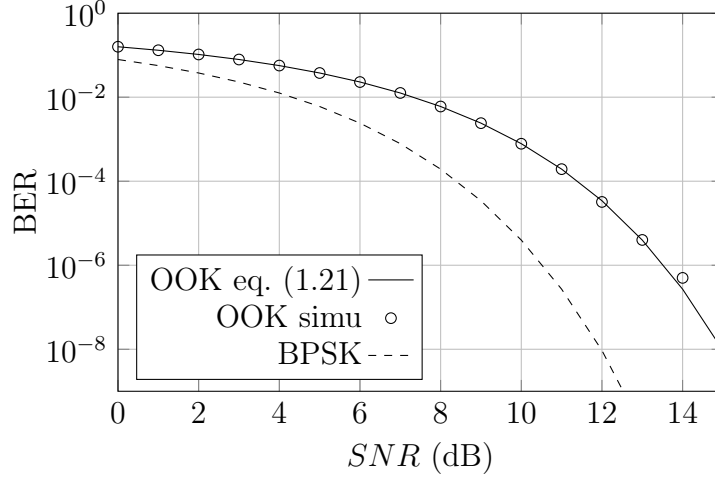


FIGURE 1.6: Performance de la modulation OOK

à partir de l'expression des densités de probabilité du signal reçu et vaut :

$$p_b = \frac{1}{2} \operatorname{erfc}\left(\sqrt{\frac{\operatorname{SNR}}{2}}\right). \quad (1.21)$$

Cette quantité peut être estimée par simulation de type Monte Carlo en déterminant le taux d'erreur binaire d'une transmission en OOK. Les résultats sont présentés sur la figure 1.6. La performance de la modulation Binary Phase Shift Keying (BPSK) est aussi présentée.

On peut voir que la probabilité d'erreur diminue quand le SNR de la liaison augmente. De plus, les résultats théoriques et ceux obtenus en simulation sont confondus. Enfin, la performance de la modulation OOK est inférieure à celle de la modulation BPSK (les courbes sont en effet décalées de 3 dB). Cette dégradation est due à la puissance continue qu'il est nécessaire d'ajouter au signal pour respecter la contrainte de non négativité du canal optique (voir formule (1.1)).

1.5 Le contrôle d'erreur

L'application visée concernant la télésurveillance de patients hospitalisés, la qualité de service de la transmission doit être très élevée. Il est ainsi nécessaire de fiabiliser la transmission tout en utilisant la puissance optique la plus faible possible dans le but d'augmenter la durée de vie du système embarqué.

Le contrôle d'erreur permet d'établir une communication fiable sur un canal de transmission non-fiable. L'établissement d'un transfert d'information entre deux

Couche Application
Couche Présentation
Couche Session
Couche Transport
Couche Réseau
Couche Liaison de données
Couche Physique

FIGURE 1.7: Modèle OSI

nœuds est un problème complexe. Il est souvent décomposé en fonctions indépendantes regroupées dans des couches différentes. Le modèle OSI définit un partitionnement en 7 couches comme présenté sur la figure 1.7. La couche physique est, par exemple, responsable de la transmission des signaux entre les nœuds. La couche réseau assure les fonctions d'adressage et de routage... Le contrôle d'erreur est, contrairement aux exemples précédents, une fonction répartie sur plusieurs couches. La détection d'erreur est généralement effectuée dans la couche liaison de données alors que la correction de ces erreurs peut être effectuée dans la couche physique (code correcteur d'erreur) et/ou dans la couche transport (retransmissions automatiques).

La fiabilité du lien peut être assurée de deux manières différentes.

Le codage correcteur d'erreur, Forward Error Correction (FEC), permet de transférer une information de manière fiable sur les canaux stationnaires avec erreurs. Les codes correcteurs d'erreurs sont généralement implantés dans la couche physique. Ces codes permettent de corriger les erreurs lorsque le niveau des perturbations est inférieur à un seuil (lié au rendement du code).

Les mécanismes de retransmissions automatiques, Automatic Repeat request (ARQ), sont utilisés sur les canaux où l'information peut être perdue. Pour cela un code détecteur d'erreur est ajouté dans la couche liaison de données. Chaque trame erronée est alors écartée. Le mécanisme ARQ est alors chargé de détecter cette perte et de récupérer l'information perdue. Ces techniques sont généralement implantées dans la couche transport

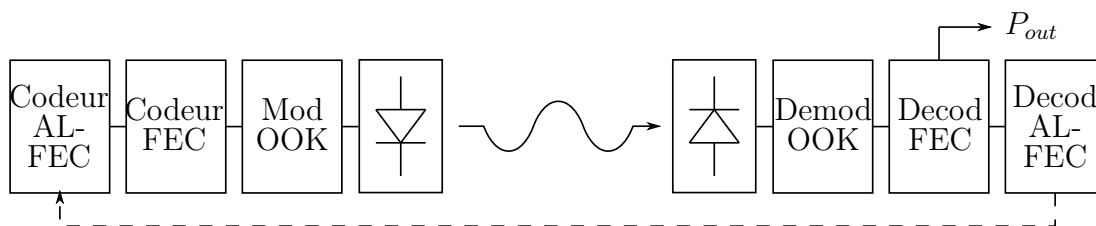


FIGURE 1.8: Chaîne de transmission IM/DD

(ou la couche application).

Ces deux solutions présentent des avantages et des inconvénients. Le codage correcteur d'erreur ne nécessite pas de retransmission mais ne permet pas de retrouver l'information envoyée si le niveau de bruit est trop important. À l'opposé, le mécanisme ARQ permet de transférer l'information quel que soit le niveau de bruit mais reste pénalisé par les retransmissions (il suffit d'une erreur pour retransmettre toute la trame).

Il est néanmoins possible de combiner les deux approches pour augmenter les performances de la transmission, on parle alors d'ARQ hybride. Dans ce cas, les trames faiblement perturbées sont corrigées par le code correcteur d'erreurs (sans retransmission). Les perturbations de niveau élevées (celles ne pouvant pas être corrigées par le code correcteur d'erreurs) sont alors détectées par le code détecteur d'erreur et retransmises par le mécanisme ARQ.

Encore plus intéressant, le mécanisme ARQ peut être remplacé par des codes correcteur d'effacement, Application Level Forward Error Correction (AL-FEC). Les codes à effacement n'agissent pas sur les bits mais sur les trames elle-mêmes. Ils permettent dans certains cas, d'assurer un transfert fiable quasiment sans utilisation du canal de retour.

La figure 1.8 présente le schéma de codage retenu pour le canal optique sans fil avec mobilité. Le code correcteur d'erreurs permet de retrouver le message envoyé. Il existe cependant une probabilité P_{out} d'échec de ce décodage liée à la mobilité, ce qui entraîne la perte du message. Cette perte est alors retrouvée par le codage de niveau applicatif (ou un mécanisme ARQ). Le travail présenté dans la thèse porte sur l'étude de la performance du codage correcteur d'erreur (dans la couche physique) et de la performance du codage de niveau applicatif pour le canal optique sans fil sous contrainte de mobilité, dans le contexte de l'application de télésurveillance médicale.

L'objectif principal est l'optimisation conjointe du code correcteur d'erreurs ainsi que du code détecteur d'effacement dans le but d'augmenter les performances de la liaison optique sans fil en termes de puissance émise par le transmetteur porté par le patient.

1.6 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons présenté les communications optiques sans fil, solutions complémentaires et alternatives aux radio-fréquence en soulignant les points communs et les différences entre ces deux technologies.

De plus, nous avons décrit les deux configurations classiquement retenues pour les communications optiques sans fil indoor qui sont la configuration LOS et la configuration diffuse et nous avons mis en évidence leurs caractéristiques dans le contexte étudié, c'est à dire la transmission de données médicales à 1 Mb/s entre un émetteur mobile et un récepteur fixe dans la pièce.

Enfin, les méthodes permettant de fiabiliser un lien de transmission ont été présentées. Nous avons vu que cette fiabilisation peut être effectuée à différents niveaux. L'optimisation conjointe du codage correcteur d'erreur (couche physique) et du codage correcteur d'effacement (niveau applicatif) pour le canal optique sans fil sous contrainte de mobilité peut permettre des gains significatifs de performance tout en diminuant la puissance optique émise dans le but d'augmenter l'autonomie du système de transmission optique.

Pour atteindre cet objectif et avant d'estimer la performance des codes dans la couche physique ainsi qu'au niveau applicatif, le chapitre suivant présente les limites fondamentales qu'il est possible d'atteindre sur le canal optique.

Chapitre 2

Capacité du canal optique

2.1 Introduction

Ce chapitre présente la performance maximale qu'il est possible d'obtenir sur le canal optique sans fil. Les résultats sont basés sur les travaux de Shannon obtenus en 1948 [32]. Les caractéristiques du canal optique sans fil sous contrainte de mobilité sont prises en compte pour déterminer la borne qu'il est possible d'atteindre par un code correcteur d'erreur dans la couche physique ainsi que la borne obtenue par un code à effacement au niveau applicatif dans les différentes configurations présentées au chapitre 1.

La première partie de ce chapitre présente les notions fondamentales concernant la capacité des canaux de transmission alors que la seconde concerne l'application au canal optique sans fil mobile.

2.2 Le paradigme de Shannon

Dans son article [32], Shannon donne le modèle simplifié d'une communication. Ce modèle général introduit les opérations de codage de source (CS), de codage de canal (CC) ainsi que le décodage canal (DC) et le décodage source (DS). La figure 2.1 illustre le modèle utilisé par Shannon pour décrire une communication.

2.2.1 Le codage de source

Les messages émis par la source S sont rarement dépourvus de redondance. Avant d'envoyer le message sur le canal, il est nécessaire de diminuer la redondance du message original. Le codage de source a pour but d'éliminer la redondance de la source. Il faut pour cela répartir équitablement l'information sur l'ensemble des symboles x_i . On définit l'entropie d'une source comme l'information moyenne

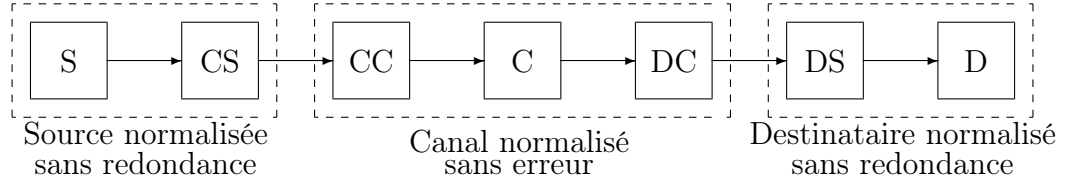


FIGURE 2.1: Paradigme de Shannon

émise par la source [33] :

$$H(X) = E\left(\log_2(1/p_i)\right) = \sum_i p_i \log_2 \frac{1}{p_i}, \quad (2.1)$$

où p_i est la probabilité d'émettre le i ème symbole. Pour une source binaire avec $x_1 = x$ et $x_2 = 1 - x$, on peut alors en déduire la fonction d'entropie binaire :

$$H_2(x) = x \log_2(1/x) + (1 - x) \log_2(1/(1 - x)). \quad (2.2)$$

Si l'entropie de la source est inférieure à l'entropie maximale possible, alors la source est qualifiée de redondante et la taille (longueur) du message émis peut être réduite par un codeur de source.

Le premier théorème de Shannon, qui concerne le codage de source, affirme qu'il existe un procédé de codage déchiffrable où la longueur moyenne des mots par symbole de la source est aussi voisine que l'on veut de sa borne inférieure $H/\log_2(q)$ où q est la taille de l'alphabet considéré.

2.2.2 Le codage de canal

Le codage de canal a pour but de protéger le message émis par la source normalisée (sans redondance) contre les perturbations du canal. Un canal de transmission est modélisé par une entrée X de valeur x_i dans un alphabet \mathcal{A}_x , une sortie Y de valeur y_i dans \mathcal{B}_y et une loi de transition qui détermine la probabilité d'obtenir y_i connaissant x_i . Pour parvenir à transférer une information de manière fiable sur un canal non-fiable, il est nécessaire de réintroduire de la redondance dans le message transmis sur le canal.



La démarche qui consiste à supprimer la redondance du message initial par un codage de source, puis à réintroduire de la redondance par un codage de canal, peut paraître contradictoire, mais la source initiale redondante n'est pas a priori adaptée aux propriétés du canal auquel on la connecte. De plus la conception

du système est grandement facilitée car la réalisation du codeur de source n'est fonction que de la source et la réalisation de la paire codeur/décodeur de canal n'est fonction que du canal [34].

En réception, le décodeur est chargé à partir du message reçu (perturbé) de déduire le message qui a été transmis par le codeur. On considère alors l'information mutuelle I entre l'entrée et la sortie du canal [33] :

$$I(X;Y) = H(X) - H(X|Y), \quad (2.3)$$

où $H(X)$ est l'entropie de la source et $H(X|Y)$ est le niveau d'incertitude sur la variable X connaissant Y . Le théorème concernant le codage de canal est sans doute le résultat le plus important de la théorie de l'information. Ce théorème est connu sous le nom du 2nd théorème de Shannon (*Noisy-Channel Coding Theorem*).

2.3 Second Théorème de Shannon

Ce théorème possède trois parties [35] :

1. Pour tous les canaux discrets sans mémoire, la capacité du canal

$$C = \max_{P_X} I(X;Y) \quad (2.4)$$

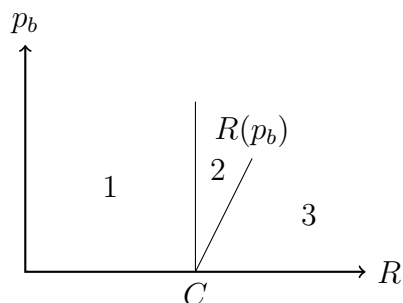
a les propriétés suivantes. Pour tout $\epsilon > 0$ et $R < C$, pour N assez grand, il existe un code de longueur N et de rendement R muni d'un algorithme de décodage tel que la probabilité d'erreur bloc maximale soit $< \epsilon$.

2. Si une probabilité d'erreur binaire p_b est acceptable, le débit $R(p_b)$ peut être atteint, où

$$R(p_b) = \frac{C}{1 - H_2(p_b)}. \quad (2.5)$$

3. Pour tout p_b , les débits plus grands que $R(p_b)$ ne peuvent pas être atteints.

La figure 2.2 présente une version graphique du second théorème de Shannon. Seules les zones 1 et 2 peuvent être obtenues en utilisant le codage de canal (la zone 3 ne peut pas être atteinte). Ainsi lors de la conception d'une transmission sur un canal perturbé, il est nécessaire de soigneusement choisir le rendement du code pour se placer dans la zone 1 et ainsi pouvoir obtenir une probabilité d'erreur arbitrairement faible.

FIGURE 2.2: Partition du plan R, p_b

⚡ Un code correcteur d'erreur mal dimensionné peut même, et cela contre toute attente, ajouter des erreurs et dégrader la probabilité d'erreur du canal. Par exemple, pour un canal binaire symétrique avec une probabilité d'erreur $f = 0.2$ correspondant à une capacité de $C = 0.28$, l'ajout d'un code de Hamming(15,11) de rendement $R = 0.73$ (mal dimensionné car $R \gg C$), entraîne une probabilité d'erreur, après décodage, de $p_b = 0.225$ supérieure à f !

💡 Avant les travaux de Shannon, les scientifiques pensaient que la frontière entre les points atteignables et non-atteignables était une courbe passant par l'origine. Ainsi, pour transmettre une information avec $p_b = 0$, le débit devait lui aussi tendre vers 0. Cependant, Shannon a prouvé que cette frontière coupe l'axe R pour une valeur non nulle égale à C .

2.4 Capacité des canaux stationnaires

La plupart des canaux de transmission et des canaux d'enregistrement réels peuvent être modélisés par les canaux présentés dans cette section. On distingue classiquement les canaux avec erreurs, avec le canal binaire symétrique et le canal AWGN, et les canaux à effacements.

2.4.1 Canal binaire symétrique

Le canal binaire symétrique, Binary Symmetric Channel (BSC), possède 2 entrées (0 et 1) et 2 sorties (0 et 1) et transmet chaque bit correctement avec une probabilité $1 - f$ et inverse l'entrée avec une probabilité f .

La capacité du canal binaire symétrique est obtenue pour une distribution uniforme (*i.e.* $\Pr(X = 0) = \Pr(X = 1) = 1/2$) et est égale à [33] :

$$C_{BSC} = 1 - H_2(f), \quad (2.6)$$

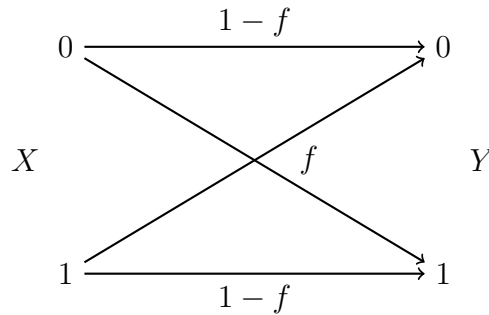


FIGURE 2.3: Canal binaire symétrique

où H_2 est la fonction d'entropie binaire donnée par (2.2). La capacité maximale vaut 1 lorsque $f = 0$. La figure 2.3 présente le canal binaire symétrique sous sa forme graphique.

2.4.2 Canal AWGN

Le canal AWGN possède une entrée et une sortie continue en amplitude (le canal reste discret en temps). La perturbation introduite par le canal est l'addition d'un bruit blanc de densité spectrale de puissance constante et de distribution gaussienne en amplitude. Le signal reçu peut s'exprimer par $Y = X + Z$ où Z suit une loi normale de moyenne nulle et de variance σ^2 (figure 2.4).

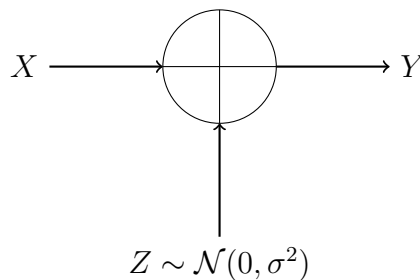


FIGURE 2.4: Canal AWGN

La capacité du canal AWGN à entrée et sortie continues est obtenue quand X suit une loi normale de moyenne nulle (et de variance égale à sa puissance) :

$$C_{AWGN} = \log_2 \left(1 + \frac{S}{N} \right), \quad (2.7)$$

où le rapport S/N est le rapport signal sur bruit (SNR) du signal reçu.

Cependant, lorsque l'on utilise une modulation M -aire (à états discrets), on préfère souvent utiliser une borne plus adaptée pour le canal AWGN obtenue

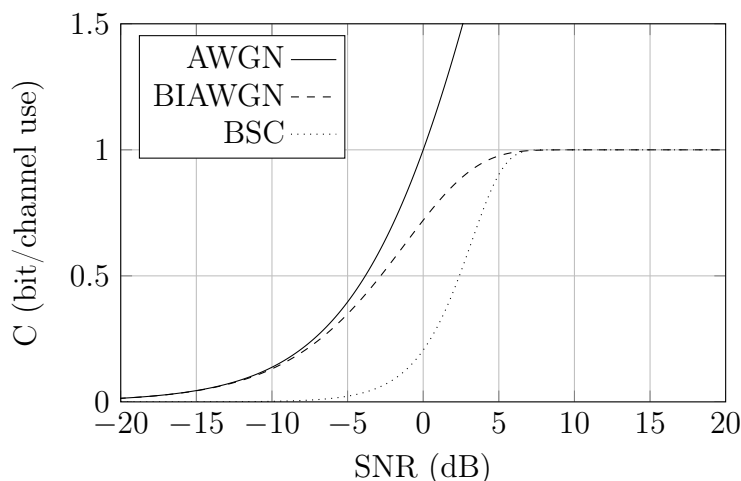


FIGURE 2.5: Capacité du canal AWGN

en maximisant l'information mutuelle. Cette maximisation est toujours réalisée lorsque X suit une distribution uniforme.

Pour le canal AWGN à entrée binaire et sortie continue (BIAWGN) [36], on a :

$$C(SNR) = \max_{p(x)} \int_{-\infty}^{\infty} \sum_{i=0}^1 p(y|x_i)p(x_i) \log \left(\frac{p(y|x_i)}{\sum_{k=0}^1 p(y|x_k)p(x_k)} \right) dy. \quad (2.8)$$

La figure 2.5 présente la capacité du canal AWGN ainsi que la capacité du canal BIAWGN. On peut voir que la capacité est une fonction monotone et croissante du SNR et que la capacité du canal BIAWGN est toujours inférieure à la capacité du canal AWGN. De plus, pour les forts SNR, la capacité du canal BIAWGN est bornée à 1 car l'entrée binaire ne permet d'envoyer qu'un seul bit par utilisation du canal (quel que soit le SNR).

Enfin si l'on utilise une détection "hard" (qui ne produit que 0 ou 1 en fonction d'un seuil de décision), alors le canal BIAGWN est strictement équivalent à un canal binaire symétrique (BSC) avec $f = \frac{1}{2}\text{erfc}(\sqrt{SNR})$. La capacité d'un tel canal est aussi présentée sur la figure 2.5. On peut voir que le débit atteignable avec une décision "hard" est inférieur au débit atteignable avec la décision souple car le récepteur ignore l'information portée par le module de y .

2.4.3 Canal à effacement

Le canal à effacement binaire, Binary Erasure Channel (BEC) a été introduit par Elias [37] comme un canal purement théorique. Sur ce canal, lorsqu'un bit est

envoyé, le récepteur peut, soit recevoir ce bit (sans erreur) avec une probabilité $1 - \epsilon$ soit être informé de la perte du bit avec une probabilité ϵ .

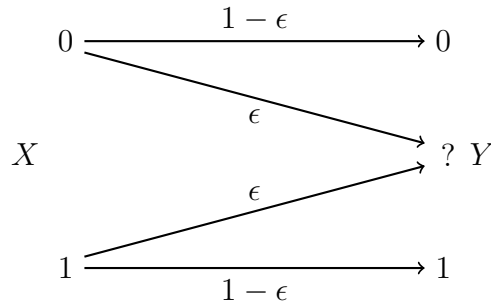


FIGURE 2.6: Canal à effacement

Pour de nombreuses transmissions, les effacements ne concernent pas des bits mais des groupes de bits pouvant aller de quelques octets à plusieurs milliers d'octets. On parle alors de canal à effacement de paquet. Par exemple, dans une liaison utilisant le protocole Transmission Control Protocol (TCP), le numéro de séquence permet de détecter la perte d'un segment TCP, ainsi le récepteur sait qu'un paquet a été transmis mais n'a pas été reçu. Un mécanisme de retransmission sera alors mis en place pour récupérer l'information perdue.

Dans tous les cas la capacité du canal à effacement (binaire ou paquet) est égale à [33] :

$$C_{EC} = 1 - \epsilon. \quad (2.9)$$

Un effacement est une perturbation beaucoup plus facile à corriger qu'une erreur, ainsi pour $f = \epsilon$ la capacité du canal à effacement est supérieure à la capacité du canal binaire symétrique.



Dans le cas d'une liaison User Datagramm Protocol (UDP), le canal à effacement de paquet n'est pas un bon modèle car le récepteur n'est pas informé de la perte d'un paquet (il n'y a pas de numéro de séquence en UDP). On parle alors de canal à suppression de paquet (deletion channel). La capacité d'un canal à suppression reste, à ce jour, un problème ouvert.

2.5 Capacité des canaux non-stationnaires

Cette section traite de la capacité des canaux non-stationnaires non-sélectifs en fréquence (flat-fading). On considère aussi que le récepteur dispose de l'état instantané du canal¹, (*channel side information*). On distingue alors deux cas

1. Si cette information n'est pas connue, il est possible, en connaissant la distribution du SNR, de déterminer la capacité du canal en maximisant l'information mutuelle avec (2.8).

suivant la vitesse de variation du canal. Si les variations sont rapides, le canal possède une capacité (au sens de Shannon) appelée capacité ergodique. Si les variations sont lentes, il n'est pas possible de transmettre l'information de manière fiable et la capacité (au sens de Shannon) perd son sens. On définit alors la capacité avec blocage.

2.5.1 Capacité ergodique

La capacité ergodique est utilisée sur les canaux à variations rapides *i.e.* où un mot de code expérimente tous les états du canal. Elle est obtenue en moyennant la capacité du canal AWGN pour tous les SNR [38] :

$$C = E(\log_2(1 + SNR)) \quad (2.10)$$

$$= \int_0^\infty \log_2(1 + SNR) \Pr(SNR) dSNR. \quad (2.11)$$

En utilisant l'inégalité de Jensen [39], on peut montrer que la capacité ergodique est inférieure à la capacité correspondant à un canal stationnaire de même SNR moyen. Ainsi les non-stationnarités entraînent une pénalité en termes de débit atteignable. La capacité ergodique correspond à la transmission d'un débit constant sur le canal non-stationnaire. Les états du canal possédant une forte atténuation (faible SNR) réduisent significativement cette capacité puisque le rendement du code doit incorporer tous les états du canal (y compris les plus mauvais).

Dans ce modèle, le code correcteur d'erreur situé dans la couche physique assure à lui seul la fiabilité de la transmission.

2.5.2 Capacité avec blocage

La capacité avec blocage est utilisée sur les canaux à variations lentes (*block fading channel*) *i.e.* où un mot de code expérimente un SNR constant (mais qui peut changer de mot de code en mot de code).



La capacité "réelle" d'un canal non-stationnaire à variations lentes est égale à la capacité ergodique cependant il est nécessaire que la longueur du code soit suffisante pour pouvoir expérimenter tous les états du canal. Si les variations sont lentes, les longueurs mises en jeu peuvent engendrer une latence trop importante.

Ainsi pour un rendement donné (et fixe) R , la redondance du code permet de corriger les perturbations si leur niveau est faible alors qu'elle peut être insuffisante si le niveau des perturbations est élevé. En d'autres termes, certains mots de code expérimentent un canal possédant une capacité C supérieure à R (zone 1 de la figure 2.2) alors que les autres expérimentent une capacité $C < R$ (zone 2) ce qui est plus grave car la probabilité d'erreur s'éloigne très vite de 0.

La communication évoluera ainsi entre ces deux états en fonction du temps. La probabilité de blocage est alors définie comme la probabilité que le débit de la communication soit plus grand que la capacité du canal (*i.e.* la probabilité d’être dans la zone 2) [38].

$$P_{out} = \Pr(C < R). \quad (2.12)$$

Lors d’un blocage, la quantité d’information transmise de manière fiable est nulle puisqu’aucun code correcteur d’erreur ne peut corriger avec une probabilité d’erreur arbitrairement faible, au delà de la capacité.

La capacité avec blocage a l’avantage de ne pas être pénalisée par les états très mauvais du canal, cependant la transmission n’est pas fiable au sens de Shannon car il existe maintenant, avec une probabilité P_{out} , des mots qui ne seront pas corrigés par le code correcteur d’erreur de la couche physique. Ainsi, ce sont aux couches supérieures de gérer ces événements de blocage pour assurer la fiabilité de la transmission. Si un mécanisme est mis en place pour informer le récepteur que le décodage du code correcteur d’erreur a échoué, la couche supérieure se retrouve alors en présence d’un canal à effacement de paquet dans lequel un mot de code de rendement R est, soit parfaitement transmis avec une probabilité $1 - P_{out}$, soit complètement effacé avec une probabilité P_{out} . Le débit maximum “global” correspond à la capacité avec blocage. Il est obtenu en utilisant un code de rendement C dans la couche physique **et** un code de rendement $1 - P_{out}$ au niveau applicatif [38] :

$$C_{out} = (1 - P_{out}) C. \quad (2.13)$$

Dans ce modèle, la fiabilité de la transmission est assurée à la fois par le code correcteur d’erreur dans la couche physique et par un code à effacement au niveau applicatif. En d’autres termes, le code correcteur d’erreur permet de corriger la plupart des perturbations. Lorsque le niveau des perturbations est trop important et que le code ne permet plus d’assurer la fiabilité de la transmission, la couche application entre alors en jeu et permet de récupérer l’information effacée.

Application au canal optique mobile

Du fait de la taille des détecteurs optiques face à la longueur d’onde, les transmissions optiques ne sont pas sensibles à l’évanouissement multi-trajet [2]. De plus, pour des applications de télésurveillance, les débits de transmission considérés sont faibles et l’impact de la distorsion multi-trajet est négligeable. Ainsi,

les variations de l'atténuation du canal optique ne sont dues qu'à la mobilité de l'émetteur optique. Les variations de position de l'émetteur sont limitées par les déplacements du patient dans l'environnement indoor. Le canal optique présente alors la même atténuation pendant l'émission de nombreux symboles. Un mot de code émis sera donc atténué par une même valeur d'atténuation et le canal optique peut être modélisé par un canal non stationnaire à variations lentes.

Ainsi, pour l'application étudiée, les performances d'une liaison optique sans fil indoor en considérant l'impact de la mobilité peuvent être évaluées en déterminant la probabilité de blocage ainsi que la capacité avec blocage de la liaison optique. Après avoir rappelé l'état de l'art concernant la capacité du canal optique, la probabilité de blocage est déterminée pour une liaison LOS avec mobilité uniforme en 2D (où des expressions analytiques sont déduites) et 3D. La probabilité de blocage est aussi estimée pour la mobilité random waypoint pour toutes les configurations LOS et diffuse présentées au chapitre 1. Enfin, la capacité avec blocage du canal optique sans fil est déterminée pour les configurations LOS et diffuse.

2.6 État de l'art

La capacité des canaux optiques a régulièrement été étudiée ces dernières années. Les auteurs dans [40] déterminent la capacité du canal FSO dans le cas de scintillations atmosphériques en considérant que le récepteur ne dispose pas de l'état du canal (il ne peut pas estimer l'atténuation instantanée du canal). Dans [41], les auteurs explorent le même canal FSO avec scintillations que [40] mais en considérant que l'état du canal est parfaitement connu et déterminent la capacité ergodique du canal optique. Plus récemment, les auteurs dans [42] et [43] déterminent la capacité avec blocage du canal LOS en FSO en considérant des erreurs de pointage (évanouissement lents) ou des contraintes au niveau de la puissance optique émise. Enfin, les auteurs dans [44] évaluent la capacité du canal optique en considérant un récepteur optique constitué de plusieurs photodétecteurs dans le but d'augmenter la diversité. Aucun de ces travaux n'explore la probabilité de blocage ainsi que la capacité avec blocage du canal optique indoor (LOS ou diffus) en considérant la mobilité de l'émetteur dans l'environnement indoor.

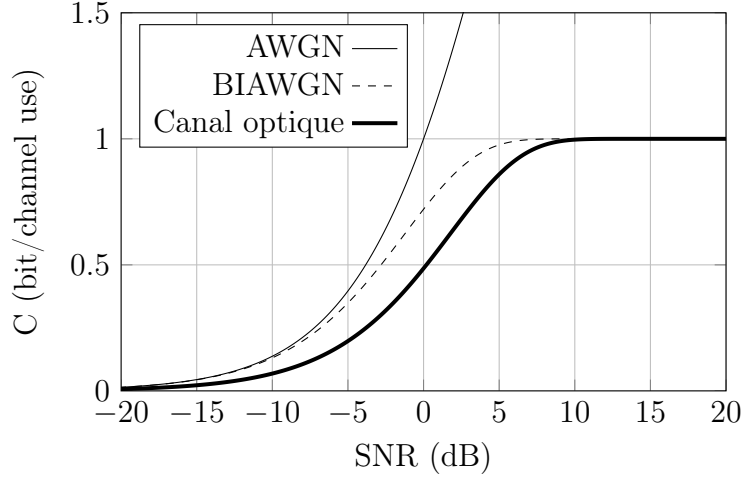


FIGURE 2.7: Capacité du canal optique

2.7 Probabilité de blocage du canal optique

2.7.1 Description de la simulation

Les performances de la liaison optique peuvent être exprimées en termes de probabilité de blocage. La probabilité de blocage est obtenue à partir du second théorème de Shannon (voir section 2.3) et vaut :

$$P_{out} = \Pr(C < R), \quad (2.14)$$

où C correspond à la capacité du canal optique. Cependant cette capacité n'est pas égale à la capacité du canal AWGN à entrée binaire à cause de la contrainte de non négativité (voir formule (1.1)). Il est donc nécessaire d'évaluer cette capacité à partir de la formule (2.8) ainsi que des distributions $p(y|x)$ qui dépendent du SNR.

La figure 2.7 présente la capacité du canal optique ainsi que la capacité du canal AWGN et la capacité du canal AWGN à entrée binaire (BIAWGN) en fonction du SNR reçu. On peut voir que la capacité du canal optique est bornée entre 0 et 1 due à l'entrée discrète du canal. De plus cette capacité correspond à la capacité du canal à entrée binaire décalée de 3 dB. Ce décalage est lié à la puissance continue permettant d'assurer la contrainte de non négativité.

De plus, en remarquant que la relation entre la capacité du canal optique et le SNR est une fonction monotone croissante, la probabilité de blocage peut être exprimée en fonction du SNR de la liaison :

$$P_{out} = \Pr(SNR < SNR_0), \quad (2.15)$$

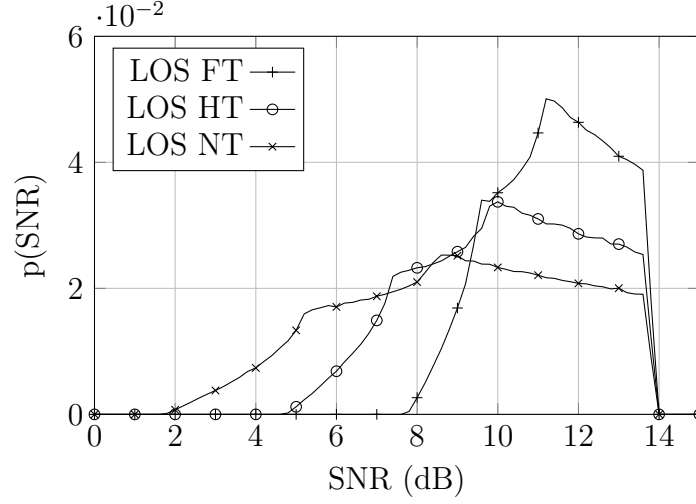


FIGURE 2.8: Distribution du SNR dans le cas LOS avec mobilité uniforme 2D avec $P_t = 10$ mW et $R_b = 1$ Mb/s

où SNR_0 est le SNR correspondant au rendement R . Ainsi pour estimer les performances d'une liaison optique en terme de probabilité de blocage, il est nécessaire d'étudier la distribution du SNR sur le canal optique. Cette distribution peut être obtenue en utilisant la méthode de Monte Carlo. On effectue alors le tirage d'un grand nombre de positions suivant la distribution des positions de l'émetteur, puis pour chaque position, on calcule la valeur de l'atténuation H avec les équations (1.8), (1.9) ou (1.10). On obtient ensuite la distribution du SNR de la liaison en utilisant l'équation (1.19). La probabilité de blocage est finalement estimée en déterminant la fraction de la distribution du SNR inférieure au seuil SNR_0 .

Les valeurs des paramètres de simulation, pour ce chapitre, ont été fixés à : $N_0 = 6.4 \times 10^{-23}$ W/Hz, $S = 0.55$ A/W et $R_b = 1$ Mb/s.

2.7.2 Mobilité uniforme 2D

La première étude traite le cas simple où l'émetteur optique est mobile selon une distribution uniforme sur le sol (configuration 2D). La figure 2.8 présente la distribution du SNR reçu par le récepteur fixe au plafond en considérant une distribution des positions uniforme sur le sol ($z = 0$) ainsi que les 3 différents types de configuration décrits au chapitre 1 dans le cas d'une transmission LOS à savoir Full Tracked (FT), Half Tracked (HT) et Non Tracked (NT). La puissance émise P_t a été fixée à 10 mW et le débit R_b à 1 Mb/s. On peut voir que pour toutes les distributions, le SNR maximal est identique et vaut 14 dB. Ce SNR est

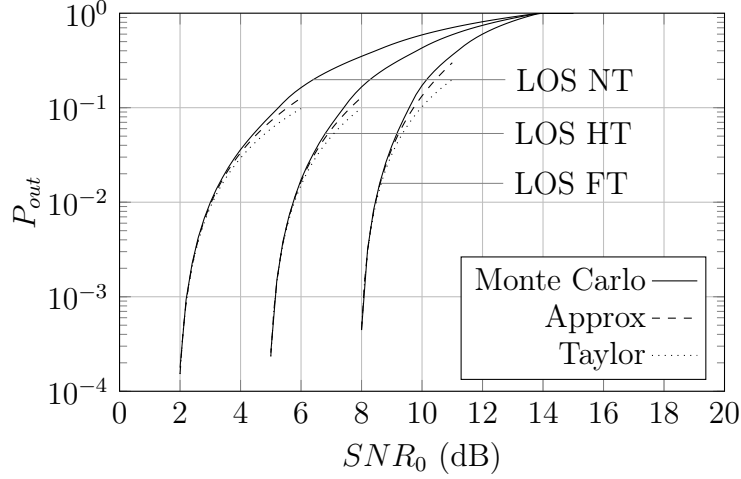


FIGURE 2.9: Probabilité de blocage dans le cas LOS avec mobilité uniforme 2D avec $P_t = 10$ mW et $R_b = 1$ Mb/s

obtenu lorsque l'émetteur est placé exactement sous le récepteur. A l'opposé, le SNR minimal est différent selon le type de configuration et vaut respectivement 7.8, 5 et 2 dB pour le cas FT, HT et NT. Ces SNR minimums correspondent au cas où l'émetteur est placé dans l'un des 4 coins de la pièce (sur le sol). On peut alors en déduire que l'étalement du SNR augmente lorsque la qualité du système de suivi diminue.

La probabilité de blocage de la liaison optique peut être obtenue, à partir du résultat précédent, en déterminant la probabilité que le SNR de la liaison optique soit inférieur à SNR_0 . La figure 2.9 présente la probabilité de blocage de la liaison optique en fonction de la valeur de SNR_0 dans le cas LOS et pour les trois types de suivi. Les valeurs de P_t et de R_b sont identiques à celles utilisées pour la figure 2.8. On peut remarquer que les valeurs de probabilité de blocage sont comprises entre 0, pour des valeurs faibles de SNR_0 , et 1, pour des valeurs élevées de SNR_0 . Il existe donc un compromis entre la redondance du code (liée à SNR_0) et la probabilité de blocage du lien. De plus, pour une valeur donnée de SNR_0 , on peut remarquer que la valeur de la probabilité de blocage augmente lorsque la qualité du système de suivi diminue. Enfin, des probabilités de blocage arbitrairement faibles peuvent être obtenues si les SNR_0 sont inférieurs à 7.8, 5 et 2 dB pour les systèmes full tracked, half tracked et non tracked.

Les résultats de simulation présentés figure 2.9, obtenus en utilisant la méthode de Monte Carlo permettent d'estimer la probabilité de blocage de la liaison optique LOS. Il serait cependant utile de disposer d'une formule analytique permettant de déterminer P_{out} pour une valeur donnée de SNR_0 . Pour le cas LOS

dans une configuration 2D, l'expression du SNR peut être reliée à l'atténuation H du canal optique. De plus, les équations (1.8), (1.9) et (1.10) ne sont fonctions que de la distance d entre l'émetteur et le récepteur (z est constant). Il est ainsi possible d'exprimer P_{out} en fonction de la distance d :

$$P_{out} = \Pr(d > d_0), \quad (2.16)$$

où d_0 correspond à la distance permettant d'obtenir SNR_0 . Le problème peut alors se ramener à déterminer l'expression analytique de la distribution de la distance. Cependant même si la distribution des positions est connue (uniforme), il est difficile de déterminer la distribution de la distance. En effet, il est nécessaire de déterminer la distribution de x^2 et y^2 puis de convoluer ces deux distributions pour obtenir la distribution de d^2 .

Il est en revanche plus simple de déterminer une expression analytique approchée valable pour des faibles valeurs de P_{out} . L'équation (2.16) permet de remarquer que P_{out} correspond à la fraction de la surface de mobilité située à l'extérieur d'un sphère de rayon d_0 centrée sur la position du récepteur. En considérant la surface de cette sphère comme localement plane, on peut montrer que la probabilité de blocage peut s'exprimer par :

$$P_{out} = \frac{2h^2(x_{max}^2 + y_{max}^2)}{S_{room}^2}, \quad (2.17)$$

où h correspond à la hauteur du triangle formé par le coin de la pièce et la sphère de rayon d_0 considérée plane et S_{room} est la surface de la pièce. La valeur de h peut être exprimée en fonction de la distance d_0 par :

$$h = \sqrt{\frac{x_m^2}{4} + \frac{y_m^2}{4}} - d_{0xy} \text{ avec } d_{0xy} = \sqrt{d_0^2 - D^2}, \quad (2.18)$$

où d_{0xy} est la projection de d_0 sur le plan x, y et $D = \sqrt{x_m^2 + y_m^2 + z_m^2}$.

Dans le but d'obtenir une expression simple de la probabilité de blocage, on peut réaliser un développement en série de Taylor autour de 0 (voir annexe A) :

$$P_{out} = \frac{2(d_0^2 - D^2)^2}{S_{room}^2}. \quad (2.19)$$

La démonstration complète est aussi fournie sur l'annexe A. Cette formule a l'avantage d'estimer P_{out} directement en fonction de d_0 et des dimensions de la pièce. Les probabilités de blocage obtenues avec (2.17) et (2.19) sont présentées sur la figure 2.9. Ces approximations peuvent être appliquées à tous les types de suivi dans une configuration 2D (*i.e.*, où z est constant). On peut voir que l'approximation géométrique estime la probabilité de blocage de manière plus précise

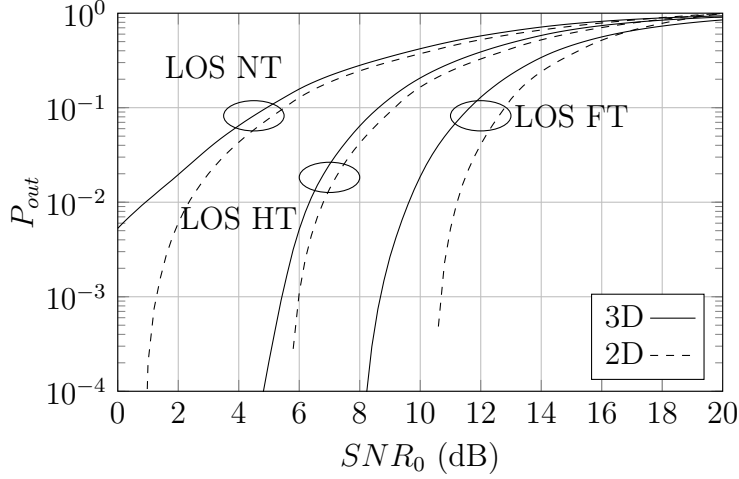


FIGURE 2.10: Probabilité de blocage dans le cas LOS avec mobilité uniforme 3D avec $P_t = 10$ mW et $R_b = 1$ Mb/s

que le développement en série de Taylor. Ces deux approximations fournissent un résultat identique à la méthode de Monte Carlo dès que P_{out} est inférieure à 10^{-2} . Grâce à ces formules, on peut donc rapidement connaître les performances d'une transmission optique sans fil indoor en tenant compte de la mobilité en 2D de l'émetteur. Cependant, ces formules ne sont valables que pour le cas d'une liaison LOS avec mobilité uniforme.

2.7.3 Mobilité uniforme 3D

Dans cette configuration, la hauteur z de l'émetteur n'est plus limitée à une hauteur constante mais elle varie aléatoirement entre 0 et 1.5 m au dessus du sol. Dans cet intervalle, la distribution des positions est toujours considérée uniforme. Les distributions suivant x et y restent aussi uniformes sur toute la surface de la pièce. Due à la mobilité suivant l'axe z , la probabilité de blocage ne peut plus être exprimée simplement en fonction de la distance, ainsi les formules décrites dans la partie précédente ne sont plus applicables et les probabilités de blocage seront obtenues par simulation.

La figure 2.10 présente les probabilités de blocage d'une liaison LOS dans le cas 3D pour tous les types de suivi en fonction du SNR_0 . A titre de comparaison, les résultats obtenus avec une configuration 2D en considérant un plan situé à la moitié du volume de mobilité ($z = 0.75$ m) sont aussi tracés. On peut remarquer, comme dans la configuration 2D, que la probabilité de blocage augmente lorsque la qualité du suivi diminue. Par exemple, pour un SNR_0 de 8 dB, la probabilité de blocage d'un lien full tracked est de 10^{-4} et augmente brusquement à 5×10^{-2} et

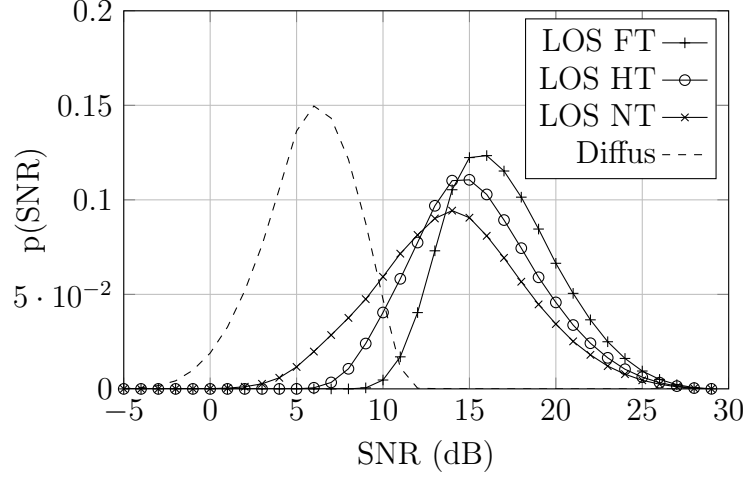


FIGURE 2.11: Distribution du SNR avec mobilité 3D random waypoint avec $P_t = 10$ mW et $R_b = 1$ Mb/s

0.26 pour les systèmes half tracked et non tracked respectivement. Si on compare les cas 2D et 3D, on peut voir que la mobilité en z dégrade la probabilité de blocage pour tous les types de suivi. Cependant, on peut remarquer que le système full tracked est plus sensible que les autres types de suivi face à la mobilité.

2.7.4 Mobilité Random Waypoint

La répartition uniforme des positions de l'émetteur est un modèle simple permettant de décrire la mobilité dans la pièce. Cependant ce modèle manque de réalisme si on considère que l'émetteur est porté par un patient. En effet, la probabilité d'être dans un coin de la pièce est surestimée par le modèle uniforme lorsque l'on considère le déplacement d'une personne dans la pièce.

Le modèle "Random Waypoint" [30] est plus adapté pour décrire la mobilité du patient dans la pièce. Cependant la complexité de ce modèle limite son exploitation théorique, ainsi les résultats présentés par la suite sont tous issus de simulations numériques. De plus ce modèle est appliqué dans le même volume de mobilité 3D que pour le cas de la mobilité uniforme *i.e.* sur toute la surface de la pièce et pour une hauteur variable comprise entre 0 et 1.5 m.

2.7.4.1 Influence du type de lien

La figure 2.11 présente la distribution du SNR pour les configurations LOS et diffuse (obtenue avec le modèle ceiling bounce). On peut voir que dans le cas LOS, la puissance moyenne reçue diminue quand la qualité du suivi diminue.

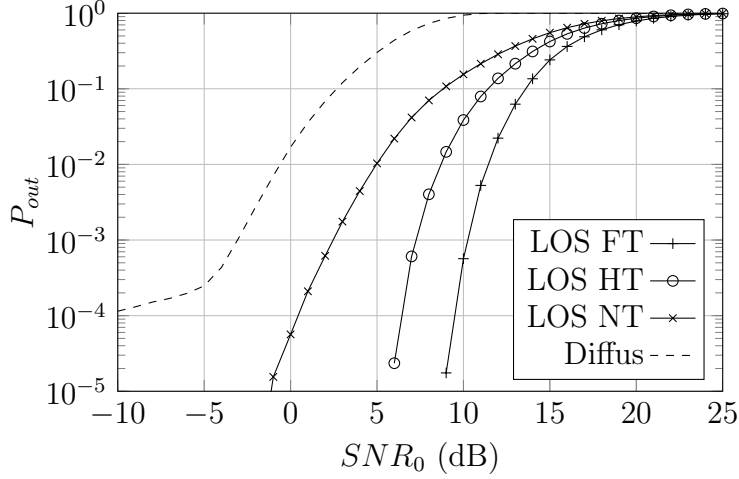


FIGURE 2.12: Probabilité de blocage avec mobilité 3D random waypoint avec $P_t = 10$ mW et $R_b = 1$ Mb/s

Inversement, la variance des distributions LOS augmente quand la qualité du suivi diminue. Pour le cas diffus, on peut voir que le SNR reçu est beaucoup plus faible que dans le cas LOS. Enfin, la distribution des SNR en diffus présente une queue vers les faibles SNR. Il existe par exemple une probabilité de 2×10^{-4} d'expérimenter un SNR inférieur à -5 dB. Cette caractéristique pénalise les transmissions en diffus.

La figure 2.12 présente la probabilité de blocage pour les différentes configurations LOS et pour le cas diffus (modèle ceiling bounce), pour une même puissance optique $P_t = 10$ mW et un même débit $R_b = 1$ Mb/s. On peut voir que les liens LOS présentent des probabilités de blocage très inférieures au cas diffus. On peut aussi remarquer que le cas diffus présente un pallier pour les valeurs de SNR_0 faibles. Ce phénomène est dû à une probabilité non nulle d'expérimenter un SNR très faible. De plus, on peut vérifier en comparant aux résultats avec la mobilité uniforme que la probabilité de blocage pour une mobilité random waypoint est légèrement inférieure à celle obtenue avec la mobilité uniforme car la probabilité d'être situé loin de l'émetteur est plus faible. Enfin, en utilisant la formule (1.19) on peut en déduire, pour tous les types de liens, qu'une augmentation du débit d'un facteur a décale la courbe de P_{out} de $10 \log(a)$ dB vers les faibles valeurs de SNR_0 et qu'une augmentation de la puissance optique d'un facteur b décale la courbe de P_{out} de $20 \log(b)$ vers les SNR_0 élevés. Ainsi, la transmission optique est plus sensible aux variations de puissance optique qu'à celles du débit R_b .

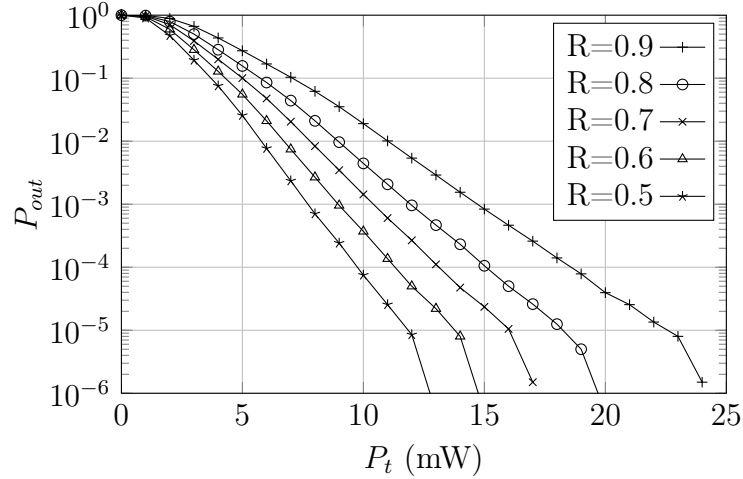


FIGURE 2.13: Probabilité de blocage dans le cas LOS non tracked pour $R_b = 1$ Mb/s

2.7.4.2 Borne en performance

La figure 2.12 présente les performances pour toutes les valeurs de SNR_0 . Cependant, une transmission avec FEC n'utilise qu'un seul code correcteur d'erreur (respectivement un ensemble de code) de rendement donné R correspondant à un (respectivement un ensemble de) SNR_0 donné. Par exemple, une transmission utilisant un code de rendement 1/2 peut (théoriquement) corriger les perturbations tant que le SNR reçu n'est pas inférieur à 0 dB (voir figure 2.7). Il est ainsi possible de fixer la valeur de SNR_0 et d'étudier la probabilité de blocage en fonction de la puissance optique émise. Par la suite, on s'intéresse plus particulièrement au cas NT qui est robuste par rapport à la mobilité et a l'avantage de ne pas nécessiter de système de suivi.

La figure 2.13 présente la performance en termes de probabilité de blocage pour une liaison LOS non tracked utilisant des codes de différents rendements. Pour toutes les courbes, la probabilité de blocage augmente quand la puissance optique émise diminue, ainsi, il existe un compromis entre la réduction de la puissance (permettant d'augmenter la durée de vie du système optique) et la qualité de service du lien. De plus, pour une même puissance optique, la probabilité de blocage peut être diminuée en augmentant la redondance du code. L'augmentation de la redondance du code entraîne cependant une réduction du débit utile de la transmission. La probabilité de blocage obtenue ici correspond à la borne de Shannon pour le canal optique LOS non tracked, *i.e.* à la probabilité d'être dans la zone 2 définie par le second théorème de Shannon (voir figure 2.2). Elle peut être obtenue avec un code atteignant la capacité. Pour un rendement donné,

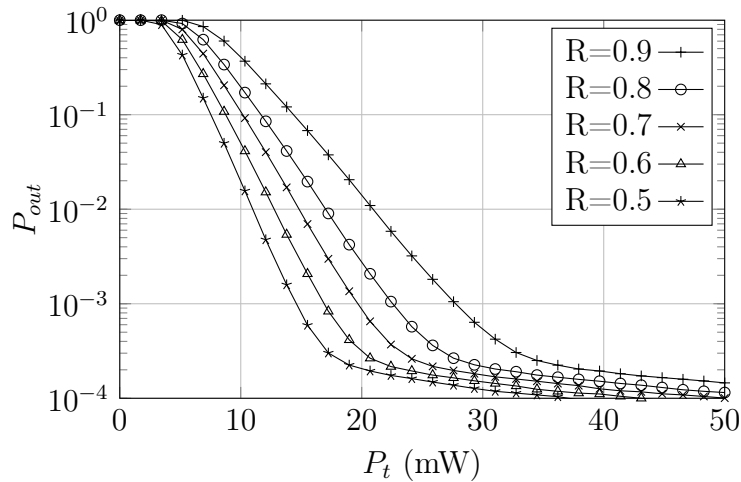


FIGURE 2.14: Probabilité de blocage dans le cas diffus pour $R_b = 1$ Mb/s

des probabilités de blocages plus faibles que celles présentées sur les courbes, ne peuvent pas être atteintes par une solution codage de canal.

La figure 2.14 présente les mêmes résultats mais dans le cas diffus. Comme dans le cas LOS, on peut voir que le même compromis existe entre la puissance consommée par le système et la qualité de service du lien. De plus, on peut voir que l'augmentation de la redondance permet de diminuer la probabilité de blocage (au prix d'une réduction du débit utile). Cependant, dans le cas diffus, la performance est limitée pour les fortes valeurs de puissances par un plancher autour de 10^{-4} . Ce plancher est, comme pour la figure 2.12, dû à la probabilité non nulle d'expérimenter un très faible SNR. Pour un rendement donné, des probabilités de blocage plus faibles que les courbes présentées, ne peuvent pas être obtenues par un code correcteur d'erreur réel. Ainsi pour les rendements de codes considérés sur la figure 2.14, des probabilités de blocage inférieures à 10^{-4} ne peuvent pas être atteintes par le code correcteur situé dans la couche physique.

La figure 2.15 (respectivement 2.16) présente, pour un ensemble de puissances optiques donné, la probabilité de blocage en fonction du rendement du code de la couche physique dans le cas LOS NT (respectivement dans le cas diffus). Les résultats confirment, pour une puissance donnée, qu'il est possible d'obtenir une valeur de P_{out} arbitrairement faible en diminuant le rendement du code. Par exemple, dans le cas LOS, pour une puissance de 15 mW, des probabilités de blocages inférieures à 10^{-6} peuvent être obtenues si le rendement du code est inférieur à 0.6. Les parties situées sous les courbes ne peuvent pas être atteintes par une solution de codage de canal. Dans le cas diffus, comparé au cas LOS, les valeurs de probabilité de blocage sont plus élevées pour une puissance optique émise identique. De plus, on peut voir que la diminution du rendement du code

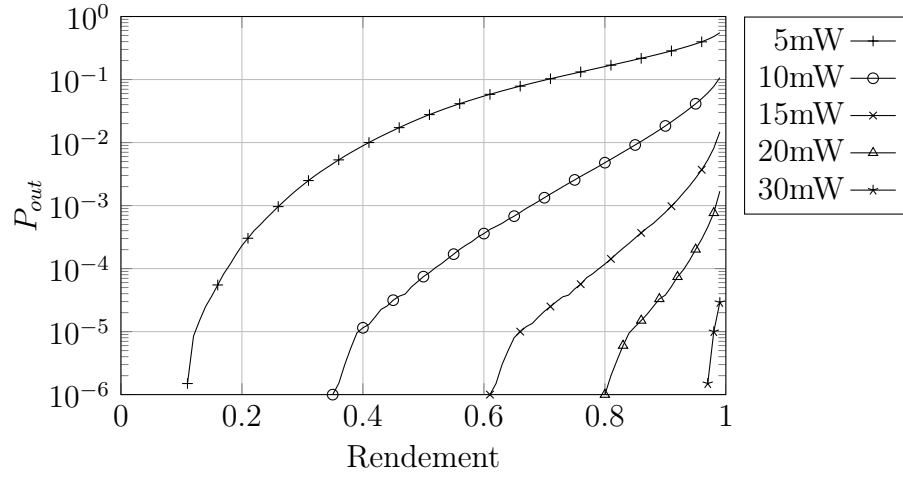


FIGURE 2.15: Probabilité de blocage en fonction du rendement dans le cas LOS pour $R_b = 1$ Mb/s

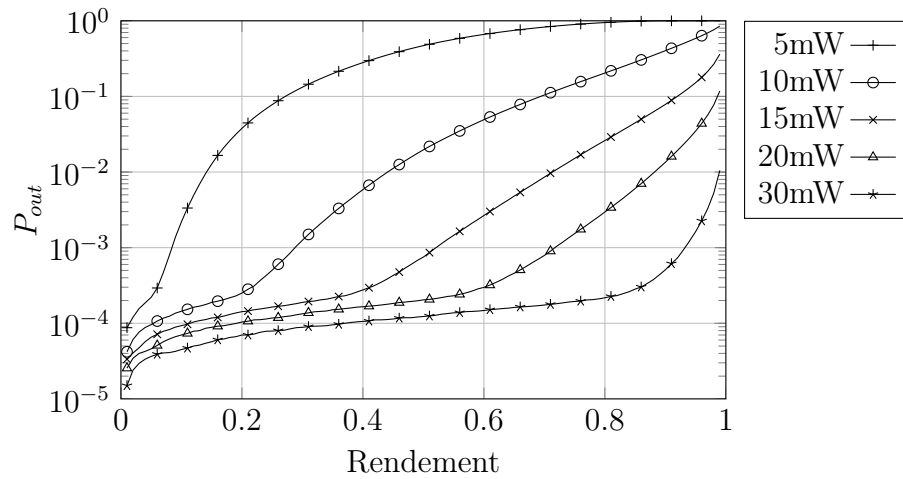


FIGURE 2.16: Probabilité de blocage en fonction du rendement dans le cas diffus pour $R_b = 1$ Mb/s

ne permet pas de diminuer la valeur de P_{out} . Par exemple, pour une puissance de 30 mW, une diminution de la valeur du rendement de 0.8 à 0.2 engendre un gain inférieur à une décade.



Les courbes présentées sur les figures 2.14 et 2.16 sont des bornes et permettront d'évaluer la performance des codes de Reed Solomon et LDPC sur le canal optique mobile dans le chapitre 3.

2.8 Capacité avec blocage du canal optique

La probabilité de blocage est un facteur important pour caractériser les performances de la liaison optique. Elle permet en effet de déterminer la performance limite d'une solution de codage de canal dans la couche physique. Cependant, lors des événements de blocage, le code correcteur de la couche physique ne peut plus assurer son rôle. Le contrôle d'erreur doit alors être assuré par les couches supérieures. Celles-ci se retrouvent alors en présence d'un canal à effacement de paquets dans lequel un mot de code transmettant $C(SNR_0)$ bit d'information peut être perdu avec une probabilité P_{out} . Le débit effectif maximal pouvant être transmis sur ce canal correspond à la capacité avec blocage et vaut :

$$C_{out} = (1 - P_{out})C(SNR_0), \quad (2.20)$$

où $C(SNR_0)$ est la capacité du canal optique (voir figure 2.7). Ce débit effectif prend en compte la redondance du code correcteur d'erreur dans la couche physique ainsi que la redondance au niveau applicatif.

Par la suite, la capacité avec blocage est estimée pour le canal LOS non tracked ainsi que pour le canal diffus car ces types de lien sont robustes face à la mobilité (tout en conservant une complexité réduite).

2.8.1 Liens LOS

La figure 2.17 présente la capacité avec blocage en fonction de la probabilité de blocage du lien LOS non-tracked. On peut observer que pour le canal LOS non tracked, il est possible de diminuer la probabilité de blocage à une valeur arbitrairement faible sans faire tendre la capacité avec blocage vers 0. De plus, on peut voir que la capacité avec blocage passe par un maximum pour une valeur de probabilité de blocage optimale comprise entre 5×10^{-2} pour les valeurs de puissance élevées, et 5×10^{-1} pour les valeurs de puissance faibles. Ces valeurs sont supérieures aux valeurs de probabilités de blocage généralement rencontrées dans les systèmes de télécommunications classiques mais sont semblables à celles rencontrées dans [45].

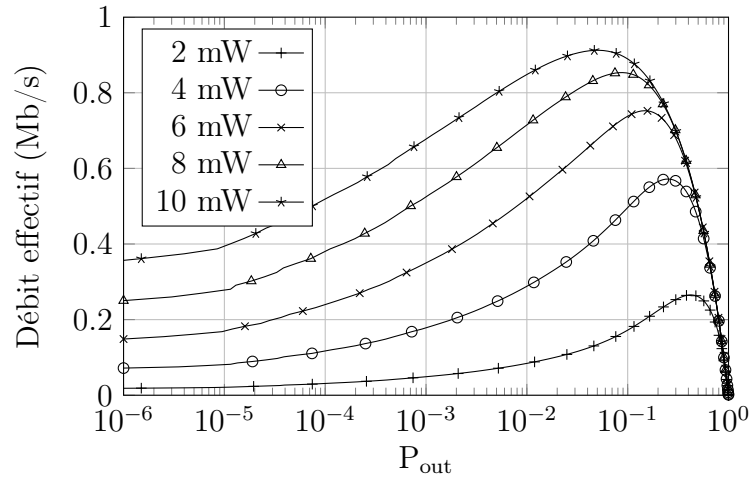


FIGURE 2.17: Capacité avec blocage en fonction de P_{out} dans le cas LOS non tracked pour $R_b = 1$ Mb/s

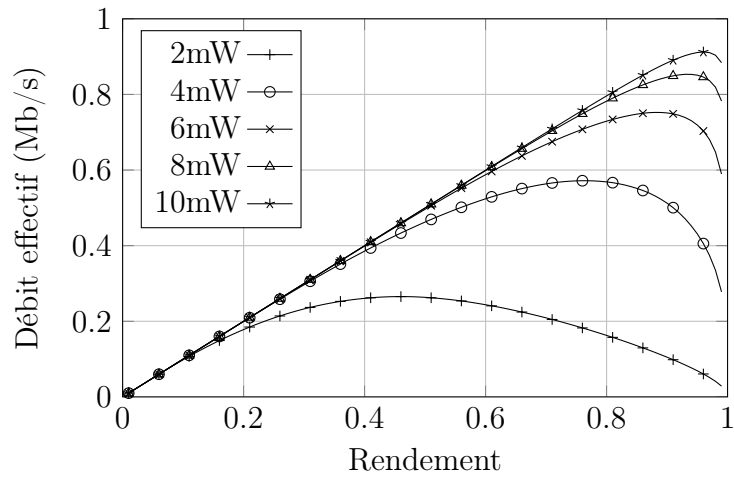


FIGURE 2.18: Capacité avec blocage en fonction du rendement dans le cas LOS non tracked pour $R_b = 1$ Mb/s

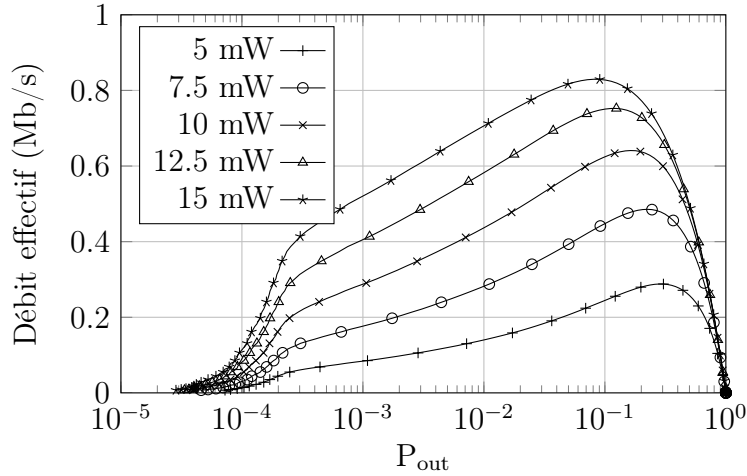


FIGURE 2.19: Capacité avec blocage en fonction de P_{out} dans le cas diffus pour $R_b = 1$ Mb/s

La figure 2.18 présente la capacité avec blocage en fonction du rendement du code correcteur de la couche physique dans le cas LOS non tracked. On peut voir que pour les faibles rendements, la capacité avec blocage tend vers 0 à cause de la redondance du code de la couche physique. A l’opposé, pour des rendements très élevés, C_{out} tend aussi vers 0 car la probabilité de blocage tend vers 1. De plus, la pente est égale à 1 pour des valeurs de rendements faibles car P_{out} est négligeable. Pour chaque courbe, on peut observer que C_{out} passe par un maximum pour une valeur de rendement R donnée. On peut aussi remarquer que la valeur du rendement optimal du code augmente lorsque la puissance optique augmente. Par exemple, pour une valeur de P_t égale à 2 mW, le débit effectif peut être maximisé en utilisant un code de rendement 0.45 tandis que pour une puissance de 6 mW, le débit est maximisé pour $R = 0.9$. Il est ainsi possible de faire un compromis entre le pouvoir de correction du code de la couche physique et le code de niveau applicatif dans le but de maximiser le débit effectif en tenant compte également de la contrainte sur la puissance émise (qui impacte directement l’autonomie du système optique).

2.8.2 Liens diffus

La figure 2.19 est semblable à la figure 2.17 mais présente les résultats pour le cas diffus. Comme pour le cas LOS non tracked, on peut voir que la capacité avec blocage passe par un maximum pour des valeurs de probabilité de blocage élevées (typiquement $P_{out} = 10^{-1}$). Cependant, à la différence du canal optique LOS, la réduction de la probabilité de blocage du lien diffus entraîne la diminution de

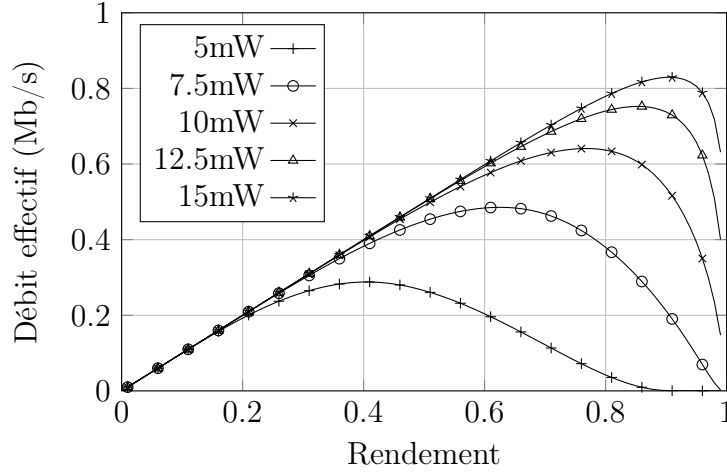


FIGURE 2.20: Capacité avec blocage en fonction du rendement dans le cas diffus pour $R_b = 1$ Mb/s

la capacité avec blocage jusqu'à 0. Ainsi le canal diffus possède des contraintes beaucoup plus fortes que le canal LOS non tracked.

La figure 2.20 présente la capacité avec blocage en fonction du rendement du code correcteur de la couche physique dans le cas diffus. Comme précédemment, on peut observer que les valeurs de capacité avec blocage s'annulent pour des rendements de 0 et de 1. De plus, pour des valeurs identiques de puissances, les débits atteignables (ainsi que les rendements optimaux) en diffus sont plus faibles que ceux en LOS. Là encore, il existe un compromis entre le débit atteignable et la puissance optique. Enfin, on peut voir que, pour des puissances faibles, il est impossible de transmettre une information de manière fiable si le rendement du code est trop élevé. Par exemple pour une puissance de 5 mW, le rendement du code doit être inférieur à 0.85 pour transmettre un débit effectif non nul. Au delà, la probabilité de blocage est égale à 1 (voir figure 2.16), et aucun transfert d'information n'est possible.



La courbe présentée sur la figure 2.20 est une borne qui permettra d'évaluer la performance des codes de niveau applicatif dans le chapitre 4.

2.9 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons défini et évalué la probabilité de blocage ainsi que la capacité avec blocage du canal optique sans fil en considérant la mobilité de l'émetteur. Des expressions analytiques ont été obtenues dans les cas simples. La méthode de Monte Carlo a été utilisée pour les cas plus réalistes de mobilité

uniforme et random waypoint et dans les cas de transmission LOS et diffus. Les résultats montrent que, dans le cas LOS, la probabilité de blocage peut être réduite à une valeur arbitrairement faible en diminuant le rendement du code. Dans le cas diffus, les faibles SNR entraînent une probabilité de blocage non nulle même pour des rendements de code faibles. Ainsi, nous avons montré que l'établissement d'une communication fiable était beaucoup plus complexe dans le cas diffus. Cependant, la configuration diffuse est une configuration bien adaptée à l'application car elle permet de s'affranchir d'un système de suivi et est plus robuste face aux phénomènes de blocage. Par la suite, nous nous focaliserons sur cette configuration pour améliorer la fiabilité de la transmission optique. Des bornes en termes de probabilité de blocage ont été établies permettant de déterminer la performance atteignable par le codage de canal. Ces bornes seront utilisées dans le chapitre 3 pour caractériser la performance des codes de Reed Solomon ainsi que des codes LDPC dans le cas diffus.

De plus, la détermination de la capacité avec blocage permet de déterminer le débit atteignable au niveau applicatif en fonction de la valeur du rendement du code correcteur d'erreur dans la couche physique. L'étude a montré qu'il est possible d'optimiser la valeur du rendement du code pour maximiser le débit effectif atteignable de la transmission sans fil optique mobile. Là encore, des bornes en termes de capacité avec blocage ont été établies et permettent de déterminer le débit maximal atteignable au niveau applicatif. Ces bornes seront utilisées dans le chapitre 4 pour évaluer les performances du mécanisme ARQ ainsi que du codage Luby Transform (LT) sur le canal optique mobile en considérant l'impact du code dans la couche physique.

Chapitre 3

Codage dans la couche physique

3.1 Introduction

La probabilité de blocage obtenue dans le chapitre précédent correspond à une borne. Il n'est cependant pas garanti que la performance des codes correcteurs d'erreurs atteigne cette limite. Ce chapitre détermine la performance des codes correcteurs d'erreurs dans la couche physique sur le canal optique sans fil avec mobilité. La première partie introduit les bases concernant les codes correcteurs d'erreurs puis présente les codes de Reed Solomon (RS) et les codes Low-Density Parity-Check (LDPC). La seconde partie porte sur la performance des codes correcteurs d'erreurs sur le canal optique sans fil diffus sous contrainte de mobilité.

3.2 Théorie des codes

Dans son papier de 1948 [32], Shannon a prouvé qu'il était possible de transmettre un débit R de manière fiable sur un canal non-fiable de capacité C tant que $R < C$ (voir 2.3). Dans le même papier, Shannon introduit la notion de "codes" comme un ensemble fini de vecteurs dans l'alphabet d'entrée. Si on fait l'hypothèse que tous les vecteurs possèdent une longueur identique N et que leur nombre est égal à 2^K (qui peut être codé sur K bits), il faut alors N utilisations du canal pour transmettre K bits. Le débit (rendement) du code est donc de K/N bit par utilisation du canal.

En réception, le décodeur a pour but, à partir du vecteur reçu y dans l'alphabet de sortie, de déduire le mot de code c envoyé par l'encodeur. Si le canal peut introduire des erreurs, alors on ne peut pas identifier le mot de code transmis de manière certaine. On peut cependant trouver le mot de code le plus probable en maximisant la probabilité $p(y|c)$. Le décodage est alors effectué à maximum de

vraisemblance, Maximum Likelihood (ML), et suit la règle :

$$x = \operatorname{argmax}_{c \in \mathcal{C}} p(y|c), \quad (3.1)$$

où \mathcal{C} est l'ensemble des mots de code avec, en faisant l'hypothèse d'un canal sans mémoire :

$$p(y|c) = \prod_{i=1}^N p(y_i|c_i). \quad (3.2)$$



Pour le canal binaire symétrique avec une probabilité d'erreur inférieure à 0.5, le décodage ML est équivalent à choisir le mot de code le plus proche du mot reçu dans la métrique de Hamming. Pour le canal BIAWGN, le décodage ML renvoie le mot de code le plus proche en distance euclidienne du mot reçu.

Shannon a prouvé qu'il existe des codes de rendement arbitrairement proche de la capacité pour lesquels la probabilité d'erreur du décodeur ML tend vers 0 quand la longueur du code tend vers l'infini. Ce théorème n'est cependant pas constructif et ne donne aucun indice pour trouver ces codes. Pire encore, même si un code (aléatoire) atteignant la capacité pour un certain rendement était donné, la réalisation de l'encodage ainsi que du décodage par des algorithmes efficaces (polynomiaux) reste un problème ouvert.

Depuis 1948, les scientifiques ont cherché à découvrir des codes atteignant la capacité et munis d'algorithmes d'encodage et de décodage efficaces. La figure 3.1 présente un historique depuis 1948 jusqu'à nos jours.

Elias et Golay ont résolu indépendamment le problème de l'encodage en introduisant le concept de code linéaire. En définissant des codes comme un sous-espace vectoriel d'un espace vectoriel de dimension finie, ils ont permis de ramener le problème de l'encodage à une simple multiplication matricielle (l'encodeur d'un code aléatoire doit stocker une liste de 2^K mots de code). Le décodage reste l'opération la plus délicate. Il a été montré dans [65] que le décodage ML pour le BSC est NP complet¹.



Le décodage ML requiert l'évaluation de 2^K probabilités (1 par mot de code), pour un code avec $K = 300$ bits, il est nécessaire de calculer plus de 10^{90} probabilités ce qui est bien plus grand que le nombre d'atomes dans l'univers observable 10^{80} (mais bien moins que le nombre de parties d'échec 10^{120}).

Pendant près de 30 ans, les scientifiques se sont concentrés sur la recherche de codes possédant une grande distance pour N et K donnés sans pour autant porter une grande attention à l'algorithme de décodage. Il aura par exemple fallu attendre 9 ans avant que les codes RS puissent être décodés avec un algorithme efficace (Berlekamp Massey). Cependant, la complexité de ces algorithmes limite

1. Pour le BEC, ce problème est P puisqu'il peut être réduit à la résolution d'un système d'équations

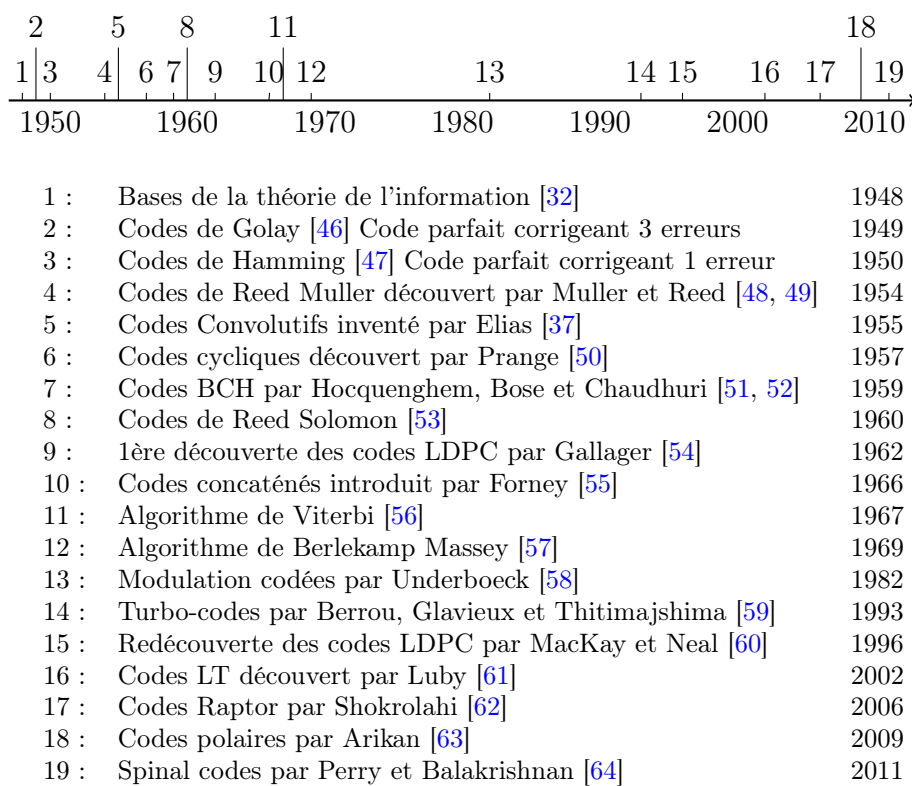


FIGURE 3.1: Historique du codage correcteur d'erreur

la longueur des codes à quelques centaines de symboles entraînant un écart entre les performances des codes et la limite donnée par Shannon. C'est seulement en 1993, année de la découverte des turbo codes, que cette limite fut atteinte. Les turbo codes, contrairement aux codes classiques, impliquent très peu d'algèbre, emploient un décodage itératif et distribué, et se concentrent sur les performances moyennes (plutôt que sur le pire cas) [66]. Enfin en 1996, MacKay et Neal, en voulant généraliser les résultats obtenus par Berrou, redécouvrent les codes LDPC (découverts 35 ans plus tôt par Gallager).



Les sections suivantes présentent les codes de Reed Solomon ainsi que les codes LDPC. Les codes RS sont les codes en bloc les plus largement utilisés dans l'industrie, on les trouve notamment dans tous les CD et DVD. Les codes LDPC sont utilisés par les standards récents tel que DVB-S2.

3.3 Codes de Reed Solomon

Les codes de Reed Solomon (RS) sont des codes linéaires cycliques non binaires. Les codes RS sont non binaires car les symboles n'appartiennent pas à $GF(2)$ mais à $GF(2^m)$ [34]. Ils sont notés $RS(N, K)$, où K est le nombre de bits du mot d'information et N le nombre de bits du mot de code. Pour un code $RS(N, K)$ on définit :

- la classe du code m (qui définit aussi la longueur des symboles) ;
- le nombre maximum de symboles corrigibles t .

N est relié à la classe du code par $N = 2^m - 1$. De plus, le nombre de symboles redondants $N - K$ est lié au nombre maximum d'erreurs corrigibles par $N - K = 2t$.

3.3.1 Encodage des codes RS

Les codes de Reed Solomon ne sont en général pas représentés sous forme matricielle (G, H) mais sous forme polynomiale, cette représentation étant adaptée aux codes cycliques. Dans cette représentation, il suffit de multiplier le message par le polynôme générateur $g(x)$ pour obtenir le mot de code $c(x) = m(x).g(x)$ avec :

$$g(x) = (x - \alpha)(x - \alpha^2) \dots (x - \alpha^{2t}), \quad (3.3)$$

où α est une racine primitive du corps $GF(2^8)$ [67, 31].

3.3.2 Décodage des codes RS

L'algorithme de décodage le plus répandu est l'algorithme de Berlekamp-Massey [68, 34]. Cet algorithme opère sur les décisions hard issues du démo-

dulateur. Lorsque le mot reçu est un mot de code, alors son syndrome est nul et l'algorithme de décodage n'est pas appliqué. Dans le cas où le mot reçu n'est pas un mot de code alors l'algorithme de décodage est appliqué pour déterminer le mot de code le plus proche du mot reçu. Cet algorithme fonctionne en deux temps :

- dans un premier temps, le polynôme localisateur d'erreurs a pour rôle de déterminer les symboles sur lesquels des erreurs de transmission se sont produites.
- dans un second temps, le polynôme évaluateur d'erreurs a pour but de corriger les symboles contenant des erreurs.

Les performances des codes Reed-Solomon peuvent être déterminées à partir des valeurs m et t . En effet un code RS est capable de corriger t symboles erronés. Un symbole erroné de m bits peut contenir entre 1 et m erreurs. Si on considère le code $RS(255, 239)$ où $m = 8$ et $t = 8$, on peut, au maximum, corriger $m(N - K)/2 = 64$ erreurs par mot de code (à condition que ces 64 erreurs n'occupent pas plus de 8 symboles car $t = 8$). Inversement, il suffit de 9 erreurs placées sur 9 symboles différents pour que le décodeur ne choisisse pas le bon mot de code.

Les codes de Reed-Solomon ne sont plus étudiés aujourd'hui, mais les performances de codes plus récents (LDPC, turbocodes...) sont souvent comparées aux codes RS qui servent alors de référence.

3.4 Codes LDPC



L'excellente performance des codes LDPC repose sur leur longueur. A la différence des codes classiques qui tirent leur force de leurs distances minimales et utilisent un décodeur ML complexe (contraignant la longueur des codes à quelques centaines de symboles), les codes LDPC utilisent un décodeur itératif sous-optimal de complexité réduite permettant de considérer des longueurs de code de plusieurs milliers de bits.

Les codes LDPC ont été introduits dans la thèse de Gallager en 1962. Ce sont des codes linéaires obtenus à partir de graphe biparti creux. La figure 3.2 montre un exemple de graphe biparti. Les N nœuds de gauche sont appelés nœuds de variable alors que les m nœuds de droite sont appelés nœuds de contrôle. Le graphe constitue un code linéaire en bloc de longueur N et de dimension au moins K de la manière suivante : les N coordonnées des mots de code sont associés aux N nœuds de variable. Les mots de code sont ceux tels que, pour tous les nœuds de contrôle, la somme (modulo 2) des variables voisines est égale à 0. Le graphe est dans ce cas appelé graphe de Tanner. Un cycle de longueur l dans le graphe correspond à un parcours sur l liens permettant de revenir au nœud de départ.

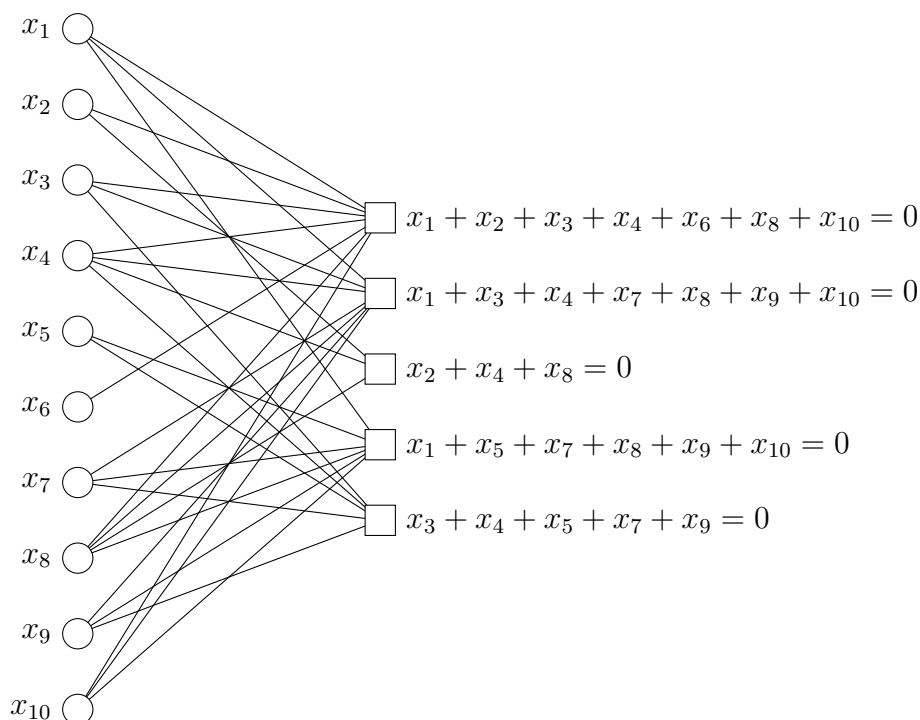


FIGURE 3.2: Graphe de Tanner d'un code LDPC

La matrice de parité du code peut être obtenue à partir de la matrice d'adjacence du graphe et est de dimension $m \times N$. La réciproque est aussi vraie, à toute matrice de parité correspond un graphe de Tanner. Ainsi tout code linéaire peut aussi être représenté par un graphe de Tanner. Cependant, seuls les codes possédant une matrice H creuse (*i.e.* un nombre faible de liens dans le graphe) sont des codes LDPC.



Les codes classiques peuvent tout à fait être décodés en utilisant l'algorithme de décodage des codes LDPC. Cependant l'application directe du décodage itératif engendre une baisse des performances comparé au décodage ML et une augmentation de la complexité du décodage itératif car la matrice H n'est pas creuse (trouver une matrice H creuse pour un code donné est une opération délicate...).

A la différence des codes classiques, les codes LDPC sont conçus en construisant une matrice H creuse sans se soucier des propriétés du code engendré. La matrice d'un code LDPC est dite régulière ω_c, ω_r si chaque nœud de variable est connecté à ω_c nœuds de contrôle et si chaque nœud de contrôle est connecté à ω_r nœuds de variable. Une matrice de parité irrégulière possède quant à elle un nombre variable de liens entre les nœuds de variable et les nœuds de contrôle. Pour les deux types de matrices, on peut définir deux polynômes permettant de caractériser la distribution des 1 sur les lignes et les colonnes. Les degrés de

chaque polynôme correspondent au nombre de 1 sur les lignes ou les colonnes et les coefficients précisent le poids de chaque degré. Le polynôme caractérisant la distribution de 1 sur les colonnes est noté $\lambda(x)$ alors que celui correspondant à la distribution des 1 sur les lignes est noté $\rho(x)$. Le couple $\lambda(x), \rho(x)$ est appelé distribution des degrés du code. Pour les codes réguliers, la distribution des degrés se résume à deux paramètres ω_c et ω_r qui sont, respectivement, le poids des colonnes et le poids des lignes. La distribution des degrés est aussi liée au rendement du code par :

$$R = \frac{\int_0^1 \rho(x) dx}{\int_0^1 \lambda(x) dx}. \quad (3.4)$$

3.4.1 Décodage bit-flipping

Le décodage est l'opération la plus remarquable d'un code LDPC. Les algorithmes permettant de décoder un code LDPC sont appelés algorithmes à échange de messages (*message-passing*) et opèrent sur le graphe de Tanner. Ces algorithmes permettent de corriger au delà de la distance minimale du code. Les différents algorithmes sont ensuite classés en fonction de la nature des messages échangés. Si les messages sont sous la forme de bits, l'algorithme de décodage prend le nom de *bit-flipping*. Si les messages sont exprimés sous la forme de probabilités, l'algorithme de décodage est appelé *belief propagation* ou propagation de croyance. Enfin dans le cas particulier où ces mêmes probabilités sont représentées sous la forme de rapports de vraisemblances, l'algorithme est appelé *sum product*.

Le pseudocode du décodage bit-flipping est présenté sur l'algorithme 3.1. Les messages M correspondent aux messages circulant des nœuds de variable vers les nœuds de parité alors que les messages E circulent en sens inverse. L'ensemble A_i dénote l'ensemble des voisins du nœud de variable i alors que l'ensemble B_j dénote l'ensemble des voisins du nœud de contrôle j . Ces notations seront conservées pour tous les algorithmes de décodage.

Cet algorithme est cependant rarement utilisé du fait de ses mauvaises performances (les messages sont soit 0 soit 1). La quasi-totalité des algorithmes utilisent le décodage par propagation de croyance.

3.4.2 Décodage sum-product

Contrairement à l'algorithme précédent, les messages échangés entre les nœuds sont des probabilités issues de la décision soft du démodulateur. Ainsi le décodage peut tirer partie de la valeur du module des symboles reçus. Gallager utilisait déjà cet algorithme dans sa thèse doctorat. On retrouve aussi cet algorithme en intelligence artificielle [69].

Algorithme 3.1 Décodage des codes LDPC avec bit-flipping

```

1: function DECODE( $\mathbf{y}, l_{max}$ )
2:   for  $i \leftarrow 1, N$  do                                     ▷ Initialisation
3:      $M_i = y_i$ 
4:   end for
5:    $l = 0$                                                      ▷ Nombre d'itération
6:
7:   repeat
8:     for  $j \leftarrow 1, m$  do                                 ▷ Règle des nœuds de parité
9:       for  $i \leftarrow N$  do
10:         $E_{j,i} = \sum_{i' \in B_j, i' \neq i} (M_{i'} \bmod 2)$ 
11:      end for
12:    end for
13:
14:    for  $i \leftarrow 1, N$  do                                   ▷ Règle des nœuds de variable
15:      if la majorité des  $E_{j,i}$  est différent de  $M_i$  then
16:         $M_i = (M_i + 1 \bmod 2)$ 
17:      end if
18:    end for
19:
20:    for  $j \leftarrow 1, m$  do
21:       $s_j = \sum_{i \in B_j} (M_i \bmod 2)$ 
22:    end for
23:    if tous les  $s_j = 0$  ou  $l = l_{max}$  then
24:      Fini
25:    else
26:       $l = l + 1$ 
27:    end if
28:  until Fini
29: end function

```

L'algorithme sum-product introduit le rapport logarithmique de vraisemblance, Log Likelihood Ratio (LLR) conditionnel défini par : $L(x|y) = \log \frac{\Pr(x=0|y)}{\Pr(x=1|y)}$.

Pour le canal binaire symétrique (ou un canal BIAWGN utilisant une décision hard) et le canal BIAWGN, le calcul des LLR est obtenu par les formules suivantes :

$$L_{BSC}(x|y) = \begin{cases} \log \frac{1-f}{f}, & \text{si } y = 1 \\ \log \frac{f}{1-f}, & \text{si } y = 0 \end{cases} \quad L_{BIAWGN}(x|y) = \frac{4y}{N_0}. \quad (3.5)$$

De plus, on peut montrer sous l'hypothèse d'indépendance que la règle des nœuds de variable et de contrôle devient :

$$M_{j,i} = \sum_{j' \in A_i, j' \neq j} E_{j',i} + L_i \quad (3.6)$$

$$E_{j,i} = \log \frac{1 + \prod_{i' \in B_j, i' \neq i} \tanh(M_{j,i'}/2)}{1 - \prod_{i' \in B_j, i' \neq i} \tanh(M_{j,i'}/2)}. \quad (3.7)$$

Le pseudocode complet du décodage sum-product est présenté sur l'algorithme 3.2.

Une version alternative, appelée *min-sum* permet de simplifier le calcul des messages issus des nœuds de contrôle en remarquant que le terme correspondant au plus petit $M_{j,i'}$ domine le produit. L'équation (3.7) devient alors :

$$E_{j,i} \approx \prod_{i'} \text{sign} M_{j,i'} \min_{i'} |M_{j,i'}|. \quad (3.8)$$

Le produit des signes peut être calculé en utilisant une somme (modulo 2) ainsi l'algorithme résultant ne réalise que des additions et des calculs de minimum.

Sum-product possède une complexité linéaire en fonction de la longueur (pour un nombre fixe de liens dans le graphe). En contrepartie, ce décodage est sous optimal² comparé au décodage ML et sa performance diminue quand le nombre de cycles augmente et quand leurs tailles diminuent, cependant, en considérant de grandes longueurs, il a été montré que certains codes LDPC atteignent la capacité [70].

3.4.3 Construction

Dans les codes classiques, on construit la matrice génératrice G en utilisant des méthodes algébriques et on détermine la matrice de parité à partir de G . La

2. Sum-product est ML si et seulement si le graphe ne contient pas de cycles

Algorithme 3.2 Décodage des codes LDPC avec sum-product

```

1: function DECODE( $\mathbf{R}, l_{max}$ )
2:    $l = 0$ 
3:   for  $i \leftarrow 1, N$  do                                     ▷ Initialisation
4:     for  $j \leftarrow 1, m$  do
5:        $M_{j,i} = L_i$ 
6:     end for
7:   end for
8:
9:   repeat
10:    for  $j \leftarrow 1, m$  do                                   ▷ Règle des nœuds de parité
11:      for  $i \in B_j$  do
12:         $E_{j,i} = \log \frac{1 + \prod_{i' \in B_j, i' \neq i} \tanh(M_{j,i'}/2)}{1 - \prod_{i' \in B_j, i' \neq i} \tanh(M_{j,i'}/2)}$ 
13:      end for
14:    end for
15:
16:    for  $i \leftarrow 1, N$  do
17:       $S_i = \sum_{j \in A_i} E_{j,i} + L_i$ 
18:       $c_i = \begin{cases} 1, & \text{if } S_i \leq 0 \\ 0, & \text{if } S_i > 0 \end{cases}$ 
19:    end for
20:    if  $l = l_{max}$  ou  $Hc^T = 0$  then
21:      Fini
22:    else
23:      for  $i \leftarrow 1, N$  do                                   ▷ Règle des nœuds de variable
24:        for  $j \in A_i$  do
25:           $M_{j,i} = \sum_{j' \in A_i, j' \neq j} E_{j',i} + L_i$ 
26:        end for
27:      end for
28:       $l = l + 1$ 
29:    end if
30:  until Fini
31: end function

```

construction des codes LDPC est différente car leurs matrices de parité doivent être creuses pour assurer la faible complexité de l'algorithme de décodage. Il est très difficile de construire G dans le but d'obtenir une matrice de parité H creuse. A la place, les codes LDPC sont conçus en construisant d'abord la matrice de parité et en déterminant la matrice G à partir de la matrice H .

Il existe différentes méthodes de construction permettant de générer une matrice de parité H creuse respectant une distribution donnée de 1 suivant les lignes et les colonnes (liée au rendement du code) [66].

Méthode de Gallager La méthode de construction de Gallager [66] permet de construire des matrices de parité régulières possédant une structure en bande. Les lignes de la matrice de Gallager sont divisées en ω_c parties avec $(N - K)/\omega_c$ lignes dans chaque ensemble. Le premier ensemble contient ω_r "1" consécutifs sur la première ligne puis ω_r "1" consécutifs sur la seconde ligne et ainsi de suite. Les autres ensembles sont obtenus par permutations aléatoires des colonnes du premier ensemble.

Méthode de Mackay Cette méthode a été proposée par Mackay et Neal [66]. Dans cette méthode, les colonnes de H sont construites une à une de gauche à droite. Le poids de chaque colonne est choisi de façon à obtenir la distribution désirée. Les positions des 1 dans la colonne sont choisies aléatoirement parmi les lignes non pleines.

Méthode PEG (Progressive Edge Growth) Cette méthode produit des matrices dépourvues de cycle court. Les codes LDPC les plus performants ont été obtenus avec cette méthode. Le gain est d'autant plus élevé que les longueurs de code considérées sont courtes (inférieures à 2000).

Une fois la matrice de parité définie, il est nécessaire de déterminer la matrice génératrice correspondante. La matrice G permettra d'encoder les messages issus de la source d'information. Il est préférable, pour simplifier l'encodage, d'exprimer G sous sa forme systématique (cette forme est toujours définie car le code est linéaire). De plus, il existe une transformation simple pour obtenir H systématique à partir d'une matrice G systématique et réciproquement. Le problème revient donc à diagonaliser la matrice H construite à l'étape précédente. Pour ce faire, il faut réaliser des permutations ou des combinaisons linéaires de lignes. Ces opérations sont effectuées en utilisant le pivot de Gauss dans GF(2). Si des colonnes sont permutées, il faut stocker les permutations effectuées dans un vecteur. Une fois la matrice H diagonalisée, alors la matrice G est obtenue par :

$$G_{SYS} = \left[P_{N \times (N-K)} I_{K \times K} \right] \Leftrightarrow H_{SYS} = \left[I_{(N-K) \times (N-K)} P_{(N-K) \times K}^T \right], \quad (3.9)$$

où I est la matrice identité, G_{SYS} et H_{SYS} sont les matrices sous forme systématiques. Il est à noter que ces opérations ne sont pas réalisées lors d'une

transmission de données mais une seule fois, avant la transmission (avant même l'implémentation).

3.4.4 Density evolution

Les propriétés (distance minimale, distribution des poids) des codes LDPC ne sont en général pas connues (pour un code donné). A la différence des codes classiques dont les performances peuvent être estimées à partir de leurs propriétés, les performances des codes LDPC restent donc souvent inconnues pour un code donné. Il est cependant possible de déterminer les performances du décodage itératif pour un *ensemble* de codes à travers un procédé connu sous le nom d'évolution de densité ou Density Evolution (DE) [66].

L'évolution de densité peut être utilisée pour trouver le niveau de bruit maximum qui peut être corrigé par un ensemble de graphes de Tanner en utilisant un algorithme à échange de message. Ce niveau de bruit maximum est appelé le seuil de l'ensemble et correspond à la performance moyenne de cet ensemble sous l'hypothèse que les graphes de Tanner ne contiennent pas de cycles.

Pour le canal AWGN, l'évolution des densités de probabilité est déduite à partir des règles des nœuds de variable et des nœuds de contrôle. Ainsi, si on appelle $p(M^{(l)})$ la densité de probabilité des messages issus des nœuds de variable à l'itération l et $p(E^{(l)})$ celle des messages issus des nœuds de contrôle, la règle des nœuds de variable (3.6) devient [71] :

$$p(M^{(l+1)}) = p(R) \otimes \lambda(p(E)^{(l)}), \quad (3.10)$$

où \otimes est l'opérateur de convolution, de la même manière, la règle des nœuds de contrôle (3.7) devient [71] :

$$p(E^{(l+1)}) = \Gamma^{-1}\left(\rho(\Gamma p(M)^{(l+1)})\right), \quad (3.11)$$

où Γ est une fonction liant la densité $p(M)$ à celle de $p(\tanh(M/2))$. $\lambda()$ et $\rho()$ sont quant à eux définis par :

$$\lambda(p(E)) = \sum_i \lambda_i p(M)^{\otimes(i-1)}; \quad \rho(p(M)) = \sum_i \rho_i p(M)^{\otimes(i-1)}. \quad (3.12)$$

Cependant, le calcul des seuils en utilisant cette méthode reste complexe et coûteux en temps de calcul, car il est nécessaire de suivre l'ensemble de la distribution des messages. L'approximation gaussienne (*gaussian approximation*) consiste à approximer la distribution des messages par une gaussienne [72] ainsi la distribution est réduite à 2 paramètres. De plus, grâce à la condition de symétrie [73], il est possible de relier la moyenne à la variance réduisant ainsi le nombre de paramètres à 1.

La détermination de la convergence de l'algorithme de décodage se résume alors à étudier l'évolution de la moyenne m [72] :

$$m^{(k)} = \phi^{-1}\left(1 - [1 - \phi(m_0 + (\omega_c - 1)m^{(k-1)})]^{\omega_r - 1}\right), \quad (3.13)$$

où $m^{(0)} = 2/\sigma$ avec :

$$\phi(x) = \begin{cases} 1 - \frac{1}{\sqrt{4\pi x}} \int_{\mathbb{R}} \tanh \frac{u}{2} e^{-\frac{(u-x)^2}{4x}} du & \text{si } x > 0 \\ 1 & \text{si } x = 0. \end{cases} \quad (3.14)$$

La détermination du seuil correspond à la valeur maximale du niveau de bruit permettant à l'algorithme de décodage de converger. Ce seuil peut être obtenu à l'aide d'une recherche dichotomique. L'approximation gaussienne fournit une excellente approximation typiquement située à moins de 1.5% des valeurs obtenues avec l'algorithme exact.

La partie suivante présente les performances des codes de Reed Solomon et des codes LDPC sur le canal optique sans fil en considérant la mobilité de l'émetteur.

Application au canal optique mobile

3.5 État de l'art

La performance des codes correcteurs d'erreurs a déjà été explorée sur le canal optique sans fil. Dans [40], les auteurs déterminent les performances des turbo-codes sur le canal optique outdoor en considérant des turbulences atmosphériques de différentes amplitudes. Les performances des codes sont comparées à la capacité ergodique du canal optique. De plus, dans [41], les performances des codes de Reed Solomon ainsi que des codes LDPC sont évaluées sur le canal optique turbulent. Enfin dans [42], les performances des codes de Reed Solomon, LDPC ainsi que des turbo-codes sont déterminées sur le canal optique à évanouissements lents. Les résultats sont comparés à la probabilité de blocage cependant la comparaison est basée sur le Bit Error Rate (BER) ce qui limite l'intérêt de l'étude. Ainsi, l'étude des performances des codes correcteur d'erreur sur le canal optique sans fil indoor en considérant la mobilité de l'émetteur reste, dans une large mesure, indéterminée.

3.6 Mesure des performances sur le canal optique

La détermination des performances des codes consiste à analyser la performance du décodage c'est à dire dans quelle mesure le décodeur peut retrouver le mot de code envoyé connaissant le mot reçu (à la sortie du canal). Une transmission fiable est obtenue si le décodeur converge vers le bon mot de code (celui envoyé). Dans tous les autres cas, la transmission est alors non-fiable.

Sur le canal optique non-stationnaire, on définit la probabilité de blocage du décodeur par la probabilité que l'algorithme ne retourne pas le bon mot de code. Ainsi les performances des codes sont obtenues en termes de probabilité d'erreur bloc, Word Error Rate (WER). Pour chaque mot de code, une position aléatoire de l'émetteur dans la pièce est sélectionnée, puis le SNR reçu est estimé en fonction de la configuration. Le mot reçu est alors obtenu en ajoutant le bruit AWGN sur le mot de code. Enfin le WER est déterminé par comparaison du mot de code décodé avec le mot de code envoyé.



L'information obtenue par la probabilité d'erreur bit (BER) ne constitue pas une métrique adaptée pour évaluer les performances de la liaison sur un canal non stationnaire à variation lentes. Ces variations peuvent entraîner de profonds évanouissements affectant de nombreux symboles et dégrader brutalement les performances en termes de BER.

Pour chaque code de rendement R , les performances du décodeur en termes de WER peuvent être comparées à la limite de Shannon. Cette limite est obtenue à partir du second théorème de Shannon (voir section 2.3) et vaut :

$$P_{out} = \Pr(C < R), \quad (3.15)$$

où C correspond à la capacité du canal optique³. Par la suite, la performance des codes sur le canal optique sera donc comparée à cette borne en déterminant P_{out} à partir de (2.15) et de la distribution du SNR sur le canal optique.

3.7 Performances des codes RS

Pour évaluer la performance des codes RS, on se place dans la configuration indoor décrite dans la section 1.4.1. On considère un récepteur fixe situé au milieu du plafond. L'émetteur mobile est situé dans la pièce. Le lien optique est de type diffus et l'atténuation est calculée à partir du modèle *ceiling bounce*. Le modèle utilisé pour décrire la mobilité est de type random waypoint car il représente un modèle réaliste tout en restant simple. Dans toutes les simulations, la modulation

3. La capacité du canal BIAWGN reste bien entendu valable mais ne pourra jamais être atteinte par des codes sur le canal optique.

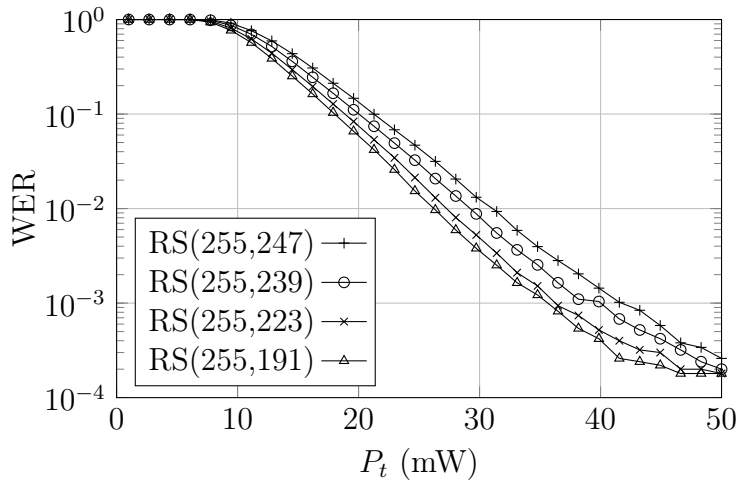
m	t	N	K	R
8	4	255	247	0.97
8	8	255	239	0.94
8	16	255	223	0.87
8	32	255	191	0.75

(a) Paramètres pour N constant

m	t	N	K	R
6	2	63	60	0.95
7	4	127	119	0.94
8	8	255	239	0.94
9	16	511	479	0.94

(b) Paramètres pour R constant

Tableau 3.1: Paramètres des codes RS

FIGURE 3.3: Performances des codes RS pour différents R sur le canal optique sans fil mobile $R_b = 1$ Mb/s

utilisée est de type OOK et le débit de transmission pour ce chapitre a été fixé à $R_b = 1$ Mb/s.

3.7.1 Impact du rendement

La figure 3.3 présente la performance des codes RS de différents rendements, en fonction de la puissance optique émise P_t . Les différentes valeurs de rendement sont obtenues en faisant varier le paramètre t du code pour une même valeur de m . Les codes utilisés dans la figure 3.3 sont présentés dans le tableau 3.1a.

On peut voir que le taux d'erreur bloc (WER) du décodeur RS diminue avec la puissance. La valeur du WER est égale à 1 lorsque la puissance optique est égale à 0 et diminue lorsque la valeur de la puissance augmente. De plus pour une même puissance optique émise, le WER diminue quand le rendement du code diminue (*i.e.* quand la quantité de redondance augmente). Par exemple, pour une puissance de 30 mW, le code RS(255, 247) de rendement $R = 0.97$ est caractérisé

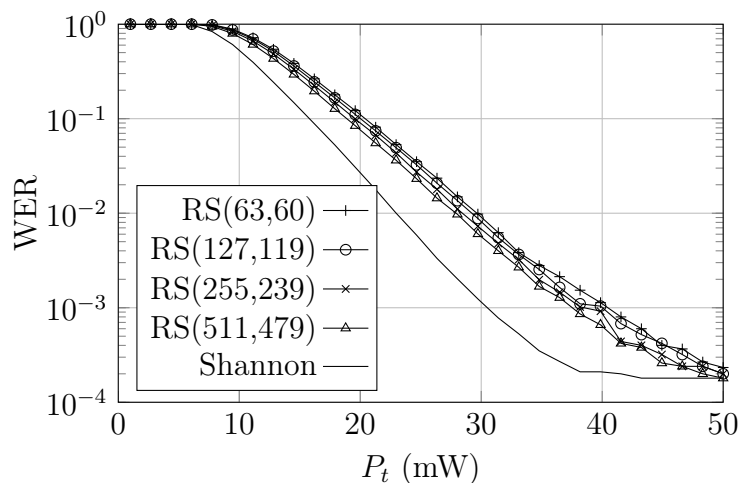


FIGURE 3.4: Performances des codes RS pour différents N sur le canal optique pour $R_b = 1$ Mb/s

par un WER de 1.3×10^{-2} alors que le code RS(255, 191) de rendement 0.75 limite la valeur du WER à 3.8×10^{-3} .

3.7.2 Impact de la longueur

La figure 3.4 présente la performance des codes RS pour une même valeur de rendement $R = 0.94$ et dans les mêmes conditions que précédemment mais pour différentes valeurs de N . Les paramètres des codes utilisés sont présentés dans le tableau 3.1b. La limite de Shannon est également reportée pour les codes de rendement $R = 0.94$ ce qui correspond à un $SNR_0 = 6.7$ dB (voir figure 2.7). La probabilité de blocage est calculée de la même manière que pour la figure 2.14.

En analysant les résultats, on peut voir que le taux d'erreur bloc du décodeur RS diminue en fonction de la longueur du code. Cependant le gain en performance reste relativement limité et entraîne une augmentation significative du temps de calcul (la complexité n'est pas linéaire). Pire encore, les performances des codes RS restent éloignées de la borne de Shannon. Cet écart s'explique par le fait que l'algorithme de décodage ne peut corriger au delà de t erreurs. De plus, l'algorithme ne tire pas partie du module des symboles reçus (l'algorithme de Berlekamp Massay utilise les décisions hard).

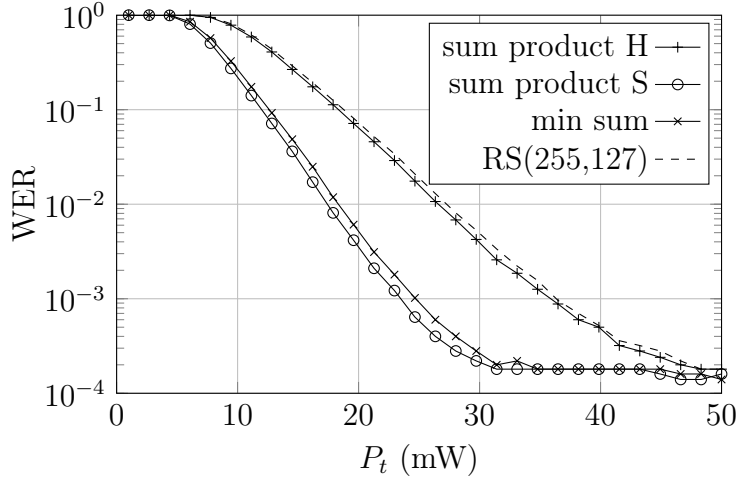


FIGURE 3.5: Performances des décodeurs itératif pour le code LDPC 3-6 sur le canal optique pour $R_b = 1$ Mb/s

3.8 Performances des codes LDPC

Pour déterminer les performances des codes LDPC, on se place dans les mêmes conditions que pour les codes RS *i.e.*, on considère le canal optique diffus (modèle ceiling bounce) avec une mobilité de type random waypoint, l'émetteur utilise la modulation OOK et transmet les informations à un débit brut de 1 Mb/s.

3.8.1 Impact du décodage

La figure 3.5 présente la performance des différents décodeurs pour le code LDPC régulier 3-6 de longueur $N = 1000$ bits. Les conditions de simulation sont les mêmes que pour les codes RS. Le taux d'erreur bloc des décodeurs est tracé en fonction de la puissance optique émise. Les décisions hard sont obtenues à partir du seuil de décision alors que les décisions souples sont calculées à partir de la formule (1.20). On peut voir que le décodage sum-product effectué à partir des décisions hard du démodulateur engendre des valeurs de WER sensiblement égales à celles obtenues avec le code RS(255,127) de même rendement 1/2. Les algorithmes basés sur les décisions souples (sum product et min-sum) réduisent significativement le taux d'erreur bloc du lien optique. Par exemple, pour une puissance optique de 30 mW, le WER pour le décodage hard est de 3×10^{-3} alors qu'il est inférieur à 2×10^{-4} pour le décodage souple. Enfin, pour des puissances d'émission importantes, on peut observer un plancher d'erreur pour tous les décodeurs (y compris pour le code RS et la version hard de sum-product). Ce plancher d'erreur est dû aux faibles SNR présents sur le canal optique en

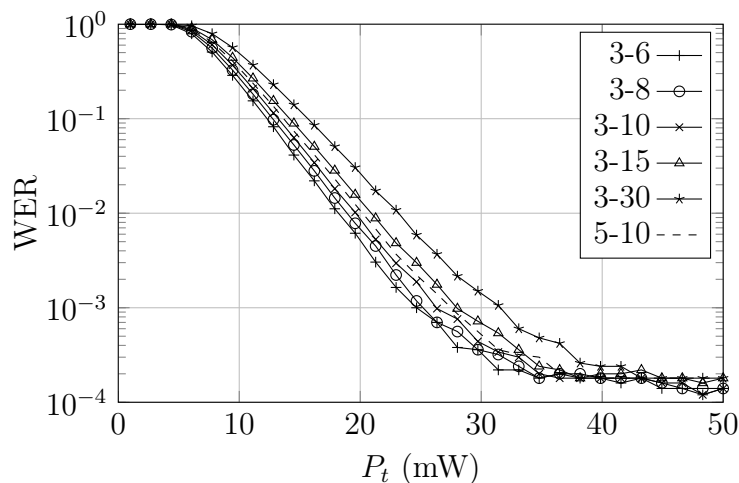


FIGURE 3.6: Performances des codes LDPC pour différents R sur le canal optique avec $R_b = 1$ Mb/s

configuration diffuse.

L'algorithme sum-product basé sur les décisions souples est donc choisi pour effectuer le décodage des codes LDPC dans la suite de la thèse.

3.8.2 Impact du rendement

La figure 3.6 présente la performance de quelques codes LDPC réguliers de différents rendements (compris entre $1/2$ pour le code 3-6, à $9/10$ pour le code 3-30) et de longueurs $N = 1000$. Les codes sont présentés de manière exhaustive dans le tableau 3.2.

Comme dans le cas des codes RS, on peut voir que la diminution du rendement du code entraîne une diminution du taux d'erreur bloc (au prix d'une réduction du débit utile de la liaison). De plus pour de fortes puissances, un plancher d'erreur peut être mis en évidence pour tous les rendements. Enfin, la performance ne dépend pas que du rendement et varie avec la distribution des degrés. Le code 3-6 et le code 5-10 possèdent tous les deux un rendement de $1/2$, cependant le code 3-6 atteint un WER plus faible que le code 5-10. Ainsi, la distribution des degrés est un facteur important lors du design d'un code LDPC. La simulation complète des performances des codes LDPC pour un grand nombre de distributions des degrés est une tâche fastidieuse. Cependant l'évaluation des performances peut être réalisée en utilisant Density Evolution (DE). Pour chaque distribution, l'algorithme trouve le SNR minimal sur le canal optique qui peut être corrigé par un ensemble de graphes de Tanner. Ces SNR sont décalés de 3 dB par rapport à ceux obtenus par l'algorithme classique à cause de la contrainte de non négativité

ω_r	4	5	6	8	10	12	15	20	30	60	300
R	0.25	0.4	0.5	0.63	0.70	0.75	0.80	0.85	0.90	0.95	0.99
SNR_{th}	4.04	3.96	4.16	4.59	4.95	5.26	5.61	6.07	6.67	7.58	9.28
ϵ_{th}	0.65	0.52	0.43	0.32	0.25	0.21	0.17	0.13	0.08	0.04	0

(a) Paramètres des codes LDPC pour $\omega_c = 3$

ω_r	5	6	7	8	10	12	14	16	20	40	400
R	0.20	0.33	0.43	0.50	0.60	0.67	0.71	0.75	0.80	0.90	0.99
SNR_{th}	5.48	4.67	4.54	4.56	4.75	4.97	5.18	5.37	5.69	6.69	9.27
ϵ_{th}	0.60	0.51	0.44	0.38	0.31	0.26	0.22	0.19	0.15	0.07	0

(b) Paramètres des codes LDPC pour $\omega_c = 4$

ω_r	6	7	8	9	10	12	14	16	25	50	500
R	0.17	0.29	0.38	0.44	0.50	0.58	0.64	0.69	0.80	0.90	0.99
SNR_{th}	6.86	5.58	5.16	5.02	4.98	5.05	5.18	5.32	5.87	6.82	9.33
ϵ_{th}	0.55	0.48	0.42	0.38	0.34	0.29	0.25	0.22	0.14	0.07	0

(c) Paramètres des codes LDPC pour $\omega_c = 5$

ω_r	7	8	9	10	11	12	15	20	30	60	600
R	0.14	0.25	0.33	0.40	0.45	0.50	0.60	0.70	0.80	0.90	0.99
SNR_{th}	8.02	6.43	5.80	5.53	5.40	5.35	5.38	5.60	6.05	6.94	9.39
ϵ_{th}	0.51	0.45	0.40	0.37	0.33	0.31	0.25	0.19	0.13	0.06	0

(d) Paramètres des codes LDPC pour $\omega_c = 6$

Tableau 3.2: Paramètres des codes LDPC

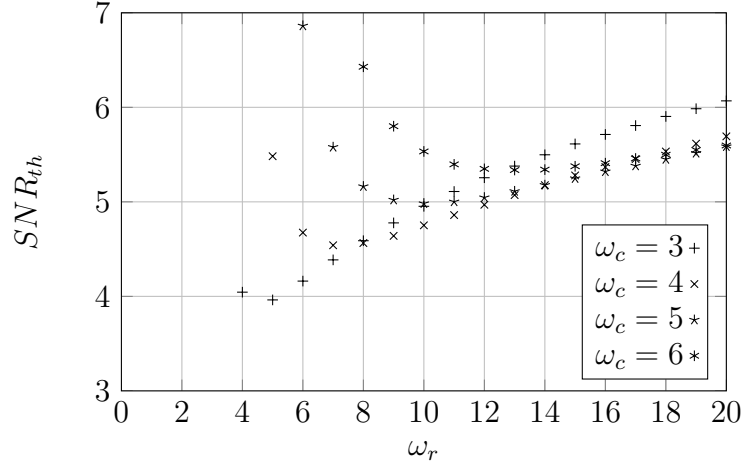


FIGURE 3.7: Performance des codes LDPC avec density evolution

du canal optique⁴.

3.8.3 Density Evolution

La figure 3.7 ainsi que la troisième ligne du tableau 3.2 présentent le SNR minimal en dB sur le canal optique en fonction du poids des lignes ω_r et pour plusieurs poids de colonnes ω_c obtenu avec density evolution. On peut voir, d'après la figure 3.7, que pour chaque poids de colonne, il existe un nombre de 1 par ligne permettant de minimiser le seuil SNR_{th} de l'ensemble. Par exemple, pour les codes avec $\omega_c = 3$ ce minimum est obtenu pour $\omega_r = 5$ ce qui correspond à un rendement de $2/5$ (étonnamment le code 3-4 de rendement $1/4$ possède un seuil plus élevé). De plus on peut voir que les codes possédant un poids de colonnes $\omega_c = 3$ sont plus performants que les autres codes. Ces résultats confirment les résultats trouvés précédemment (le code 3-6 est plus performant que le code 5-10). Même si les deux méthodes s'accordent, il est nécessaire de les comparer deux à deux (pour un même code). La validité de density evolution repose sur l'absence de cycles dans le graphe de Tanner. Cette hypothèse n'est jamais vérifiée dans le cas d'un code aléatoire. Cependant, la taille de ces cycles peut être augmentée lorsque la taille du code augmente (ou lors de la construction).

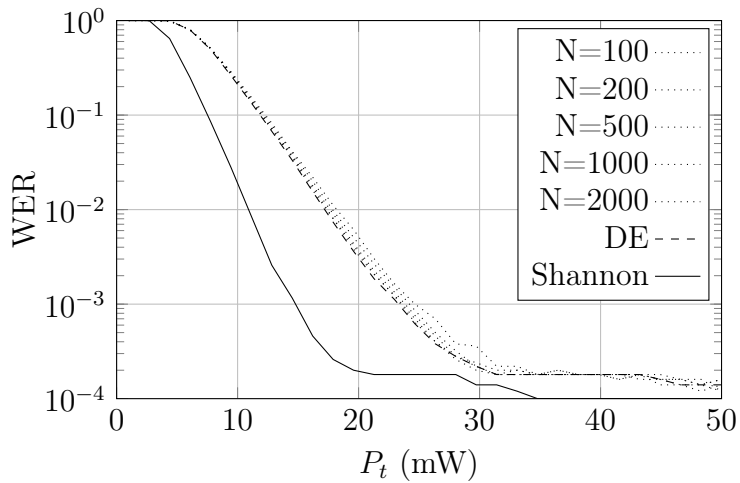


FIGURE 3.8: Performances des codes LDPC pour $R = 1/2$ et pour différents N sur le canal optique avec $R_b = 1$ Mb/s

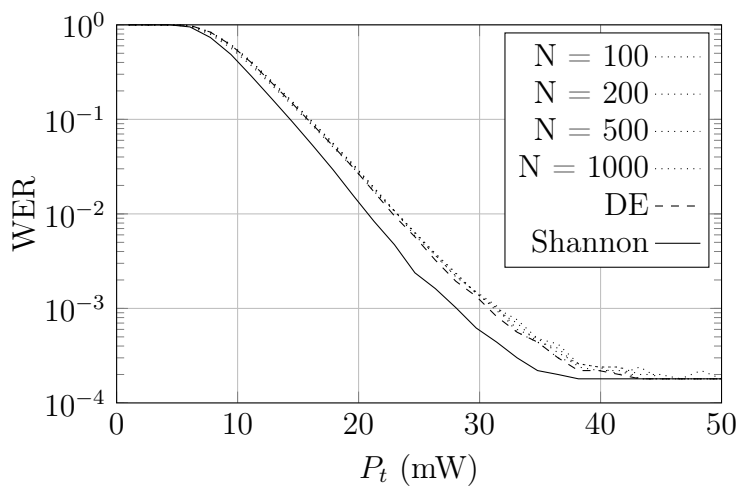


FIGURE 3.9: Performances des codes LDPC pour $R = 9/10$ et pour différents N sur le canal optique avec $R_b = 1$ Mb/s

3.8.4 Comparaison à la capacité du canal optique

Les performances des codes 3-6 pour différentes valeurs de N sont présentées sur la figure 3.8. Ces performances sont comparées avec celles obtenues en utilisant density evolution (voir tableau 3.2). La courbe correspondant à la capacité du canal optique (présentée sur la figure 2.14) est également reportée pour les codes de rendement $1/2$. Dans tous les cas, les paramètres de simulation sont identiques aux cas précédents. La courbe de la capacité, en trait plein, est obtenue en fixant la valeur de SNR_0 à 0.2 dB (voir figure 2.7) alors que celle obtenue avec density evolution est obtenue en utilisant une valeur de $SNR_{th} = 4.16$ dB (voir tableau 3.2). Les résultats montrent que le taux d'erreur bloc diminue lorsque la longueur du code augmente. Cependant, cette augmentation reste modeste. Par exemple, pour une puissance de 20 mW, une augmentation de la longueur d'un facteur 20, ne diminue le WER que de 32%. D'autre part, la performance en termes de WER des codes LDPC tend vers la probabilité de blocage obtenue avec density evolution lorsque la longueur des codes augmente. La performance obtenue avec density evolution peut être considérée comme une bonne approximation dès que la longueur du code dépasse quelques centaines de symboles. Enfin, on peut remarquer un écart non négligeable entre la performance des codes et la borne prédite par Shannon. Là encore, un plancher d'erreur peut être mis en évidence pour les fortes puissances dû aux faibles SNR sur le canal optique en configuration diffuse.

Ce plancher d'erreur, dû au canal optique implique aussi qu'il est impossible de transférer une information de manière fiable en utilisant un code de rendement fixe dans la couche physique (P_{out} ne tend pas vers 0).

La figure 3.9 présente la même étude pour le code 3-30 de rendement $9/10$. On peut voir dans ce cas que la performance des codes LDPC ne dépend que très peu de la longueur. Ainsi density evolution se révèle être une approximation valable quelle que soit la longueur du code. De plus, la performance des codes est aussi plus proche de la limite de Shannon ce qui montre que les codes LDPC sont plus efficaces sur le canal optique lorsque leur rendement est élevé au prix cependant d'un taux d'erreur bloc plus important. Ce fort WER devra alors être traité par les couches supérieures.

La dernière figure de ce chapitre présente les performances de nombreux codes LDPC ainsi que la limite de Shannon sur le canal optique mobile. La puissance optique a été fixée à $P_t = 20$ mW et le débit à $R_b = 1$ Mb/s. La performance de codes RS est aussi présentée. La limite de Shannon est la même que celle présentée sur la figure 2.16.

On peut voir que les codes LDPC décodés avec sum-product avec des décisions

4. Les seuils obtenus avec l'algorithme classique restent bien entendu valables mais ils ne peuvent pas être atteints sur le canal optique à cause de la contrainte de non négativité.

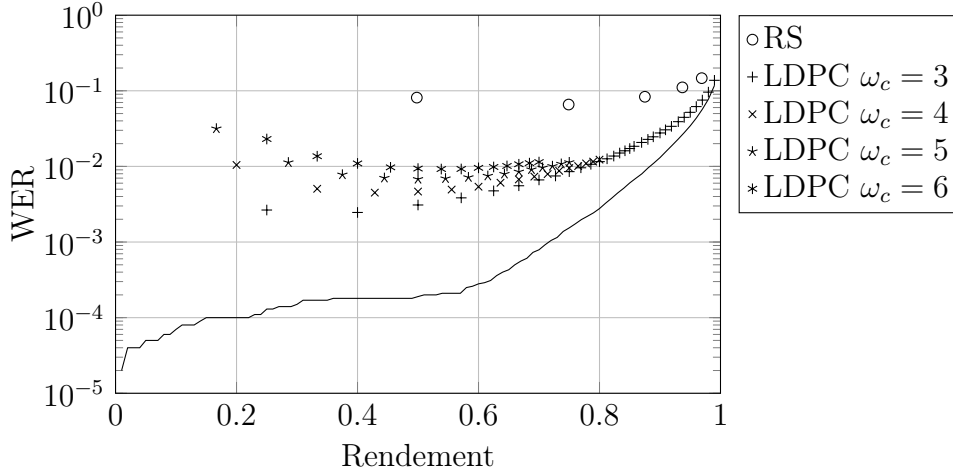


FIGURE 3.10: Performances des codes sur le canal optique pour $P_t = 20$ mW et $R_b = 1$ Mb/s

souples dépassent en performances les codes RS. Cependant la borne de Shannon montre que des probabilités de blocage encore plus faibles pourraient être atteintes sur le canal optique sans fil. De plus, pour des rendements élevés, la performance des codes LDPC se rapproche de la borne théorique. Pour ces rendements la probabilité de blocage est cependant plus élevée que pour les rendements faibles. Ainsi il existe un compromis entre probabilité de blocage et efficacité du code.

Dans le but de dimensionner au mieux la liaison sur le canal optique sans fil, il est donc nécessaire d'étudier l'impact de ce compromis, en particulier, sur les performances des mécanismes de contrôle d'erreur à mettre en place dans les couches supérieures.

3.9 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons évalué les performances des codes de Reed Solomon ainsi que des codes LDPC sur le canal optique sans fil mobile. L'évaluation des performances est réalisée en utilisant le taux d'erreur bloc et, est comparée avec la probabilité de blocage obtenue avec le théorème de Shannon.

Les résultats montrent que les codes LDPC présentent des taux d'erreur bloc moins élevés que les codes RS grâce aux propriétés de leur décodage. Dans tous les cas, le taux d'erreur bloc peut être réduit en diminuant le rendement du code (entraînant aussi une diminution du débit utile). De plus, pour des puissances optiques émises importantes la présence d'un plancher d'erreur est constatée pour tous les codes (et cela quel que soit le rendement), due à de fortes atténuations

du canal optique sans fil mobile en configuration diffuse. Ce phénomène rend impossible l'établissement d'une communication fiable sur le canal en se basant uniquement sur le code correcteur d'erreur de la couche physique.

De plus, même pour les faibles rendements, le taux d'erreur bloc des codes reste éloigné de la limite de Shannon ce qui limite l'efficacité des codes. D'un autre côté, l'efficacité du code peut être améliorée en augmentant le rendement, cependant les probabilités de blocage expérimentées sont alors plus élevées. Ce compromis impacte directement les couches supérieures qui doivent alors retrouver l'information transmise lors des nombreux événements de blocages. C'est l'objet de l'étude présentée dans le chapitre suivant.

Chapitre 4

Codage de niveau applicatif

4.1 Introduction

Le codage de niveau applicatif opère sur des canaux où les perturbations peuvent effacer des données. Ces effacements, à la différence des erreurs qui sont générées dans les couches basses des systèmes de télécommunications (couche physique) sont des phénomènes qui se retrouvent dans les couches hautes. Les effacements peuvent être dus à la perte d'un paquet (erreur de routage, encombrement d'un routeur) ou (et c'est le cas le plus probable lors d'une transmission sans fil) à une altération du paquet due aux erreurs de transmission. Ces paquets erronés sont identifiés par un mécanisme de détection d'erreur et ne sont pas transmis aux couches supérieures.

La première partie de ce chapitre porte sur la détection d'erreur. Puis le codage de niveau applicatif est abordé en décrivant le fonctionnement de différents codes à effacement. Enfin, dans la deuxième partie, la performance des codes de niveau applicatif est déterminée sur le canal optique sans fil dans une configuration diffuse en considérant la mobilité de l'émetteur ainsi que l'impact du codage correcteur d'erreur dans la couche physique.

4.2 Détection d'erreur

La détection d'erreur permet de déterminer la présence d'erreur dans les messages reçus par le récepteur. Les erreurs peuvent être dues au bruit, à la distorsion ou à l'interférence d'accès multiple. La détection d'erreur peut être effectuée à différents niveaux. C'est une opération infiniment plus facile que la correction d'erreur. En effet, pour un code donné, la correction des erreurs de transmission est réalisée en effectuant un décodage ML (optimal). L'algorithme doit alors renvoyer le mot de code le plus proche du mot reçu (en distance de Hamming pour le

canal BSC et en distance euclidienne pour le canal AWGN). Pour le même code l'algorithme permettant de détecter les erreurs de transmission doit simplement indiquer si le mot reçu est un mot de code.



La détection d'erreur n'est, contrairement à la place qu'elle occupe dans cette thèse, pas effectuée au niveau applicatif mais entre le traitement réalisé par le code correcteur d'erreur (inclus) et le traitement au niveau applicatif. Cette section explore la performance de la détection d'erreur lorsqu'elle est effectuée par le code correcteur d'erreur situé dans la couche physique et lorsqu'elle est effectuée dans la couche liaison de donnée par un code dédié.

4.2.1 Détection d'erreur par le code correcteur d'erreur

Le code correcteur d'erreur de la couche physique peut, s'il utilise un décodeur adapté, détecter les erreurs de transmission.

La distance d'un code joue un rôle important dans la détection d'erreur. Elle correspond à la plus petite séparation entre deux de ses mots de code (dans la métrique de Hamming). Pour les codes linéaires, cette distance est égale au poids du mot de code le plus creux et le nombre maximum d'erreurs t qu'un code peut garantir de corriger dépend de cette distance d et vaut $t = \lfloor (d-1)/2 \rfloor$. Dans le but de réduire le problème du décodage, certains chercheurs ont introduit le décodage à distance bornée, Bounded Distance Decoder (BDD). L'algorithme utilisé par ce décodeur renvoie le mot de code le plus proche du mot reçu seulement s'il est situé dans une sphère de rayon t . Dans le cas contraire, l'algorithme déclare un échec lors du décodage (et le paquet n'est pas transmis à la couche supérieure).

Ainsi, la correction d'erreur est effectuée uniquement lorsque le mot reçu est suffisamment proche d'un mot de code. La détection d'erreur est engendrée lorsque le mot reçu est situé à une distance supérieure à t . Enfin des erreurs indétectables sont produites lorsque le mot reçu appartient à une sphère centrée sur un mot de code différent du mot de code envoyé.

La conjecture de Gilbert-Varshamov affirme qu'il n'est pas possible de créer des codes binaires dont la distance minimale est significativement supérieure à :

$$d_{GV} = NH_2^{-1}(1 - R). \quad (4.1)$$

Ainsi le débit maximal que l'on peut atteindre avec un code de longueur N et de distance d_{GV} est égal à :

$$R_{GV} = 1 - H_2(d_{GV}/N). \quad (4.2)$$

Si on utilise un décodeur à distance bornée, le niveau de bruit maximal tolérable est égal à $f_{bd} = \frac{1}{2}d_{min}/N$. En posant $d_{min} = d_{GV}$ (*i.e.* si la conjecture de

Gilbert-Varshamov est vraie) et en réinjectant dans (4.2) alors le débit maximal atteignable avec un décodeur à distance bornée est égal à :

$$R_{GV} = 1 - H_2(2f_{ab}), \quad (4.3)$$

où H_2 est la fonction d'entropie binaire définie en (2.2). Cette quantité est à comparer avec la capacité du canal binaire symétrique $C = 1 - H_2(f)$. On voit alors que les performances du décodeur à distance bornée sont bien inférieures à la capacité du canal. Par exemple, pour un BSC possédant une probabilité d'erreur égale à 0.1, le débit atteignable en utilisant un décodeur ML est de 0.53 alors qu'il n'est que de 0.28 pour un décodage à distance bornée. Une autre conséquence directe est la valeur de bruit maximale supportable par le système. Au delà de $f = 0.25$, le débit atteignable avec un décodage à distance bornée est égal à 0 alors que la capacité du canal ne s'annule que pour $f = 0.5$.

Ainsi, l'algorithme de décodage d'un code, pour atteindre la borne de Shannon doit corriger au delà de la distance minimale du code. Le décodeur ML (optimal) doit alors renvoyer le mot de code le plus proche du mot reçu (et cela quelle que soit la distance). La détection d'erreur devient alors impossible puisque l'algorithme de décodage renvoie toujours un mot de code. La détection d'erreur par le code correcteur de la couche physique est vouée à l'échec car elle est réalisée au dépend du pouvoir de correction du code et limite ainsi les performances de la liaison.

La détection d'erreur doit donc être effectuée après le traitement réalisé par le code correcteur d'erreur de la couche physique. Cette fonction est généralement assurée dans une couche supérieure par un code détecteur d'erreur dédié. Ces codes sont pour la grande majorité des CRC.

4.2.2 Cyclic Redundancy Check

Les Cyclic Redundancy Check (CRC) sont implantés dans la couche liaison de donnée et permettent de détecter les erreurs de transmission.

Les CRC seuls ne peuvent pas assurer la fiabilité de la transmission (ils ne permettent pas la correction des erreurs) mais uniquement de vérifier l'intégrité de la trame reçue (*i.e.* la convergence du décodage). Dans le but de garantir une liaison fiable, ils sont associés à différentes techniques de retransmission ou à un code à effacement. Dans tous les cas, le principe de base reste identique : pour chaque trame reçue, le récepteur détecte d'éventuelles erreurs de transmission, si la trame est correcte, elle est transmise à la couche supérieure. Lorsqu'une erreur est détectée, la trame est jetée entièrement. Ainsi le canal de transmission "global" (incluant le codeur et le décodeur CRC) peut être assimilé à un canal à effacement

où l'information transmise est soit reçue (sans erreur) soit complètement perdue.



Les codes CRC sont utilisés pour transformer le canal de transmission optique sans fil et l'opération de codage dans la couche physique, en un canal à effacement permettant ainsi de pouvoir appliquer différents codes de niveau applicatif. La performance des codes CRC est évaluée par leur probabilité de détection (appelée dans cette thèse probabilité d'effacement) et leur probabilité de non détection.

4.2.2.1 Encodage et décodage

Les CRC sont des codes en bloc linéaires cycliques. Même s'il admettent une représentation matricielle, celle-ci n'est que rarement utilisée. Un CRC est décrit par son polynôme générateur $G(x)$. La *check value* (partie redondante) ajoutée à la trame ne se compose que de quelques bits (généralement compris entre 1 et 32 bits). La longueur de la trame dépend du réseau considéré mais peut varier de quelques dizaines de bits (pour les réseaux de capteurs) à quelques milliers pour les réseaux de forte capacité. Par exemple, pour le réseau TCP/IP, la détection des erreurs est principalement effectuée dans la couche Ethernet. La longueur maximale de la trame est de 1500 bits alors que le CRC utilisé n'est constitué que de 32 bits. Le code ainsi constitué possède un rendement de 97.8%.

L'encodage (ainsi que le décodage) des CRC est basé sur la division dans l'anneau des polynômes sur le corps fini $\text{GF}(2)$. Il consiste à ajouter quelques bits au message à transmettre (*check value*) dans le but d'obtenir un multiple de $G(x)$. Pour un CRC de n bits, le degré maximal du polynôme générateur est n et peut contenir entre 2 et $n + 1$ termes.

La première étape de l'encodage consiste à multiplier le message $M(x)$ par x^n . Ainsi si on divise ce nouveau message par $G(x)$, on obtient le quotient de la division $Q(x)$ ainsi qu'un reste $R(x)$ de degré maximal $n - 1$. De plus $R(x)$ est non nul si le message $M(x)$ n'est pas un multiple de $G(x)$:

$$M(x) x^n = Q(x)G(x) + R(x). \quad (4.4)$$

Il est maintenant simple de voir que si on ajoute le reste de la division $R(x)$ au message $M(x) x^n$ alors le résultat est un multiple de $G(x)$. Ainsi la *check value* n'est en fait que le reste de la division du message $M(x) x^n$ par $G(x)$.

En réception, le décodeur calcule le reste de la division polynomiale du message reçu $Y(x)$ par $G(x)$. Si ce reste est nul alors le message reçu est un multiple de $G(x)$ et, par conséquent, un mot de code. Si le reste n'est pas nul, alors il n'appartient pas à l'ensemble des mots de code.

4.2.2.2 Performances théoriques

Les performances d'un code CRC dépendent du comportement du code face aux erreurs de transmission. Le récepteur reçoit les trames issues du canal de transmission. Avant le décodage, on peut classer les trames reçues en deux groupes : les trames sans erreur et les trames erronées (contenant au moins une erreur).

Le décodeur analyse alors chaque trame et détermine si la trame reçue est un mot de code ou non. Une trame sans erreur est toujours acceptée car elle est par définition un mot de code, cependant les trames erronées se divisent en deux catégories :

1. les trames erronées rejetées par le décodeur (car n'appartenant pas au code);
2. les trames erronées acceptées par le décodeur (qui sont des mots de code).

En effet, si un reste $R(x)$ non nul garantit la présence d'une (ou plusieurs) erreur(s) de transmission (car n'appartenant pas au code), un reste nul ne garantit pas l'absence d'erreur. Si un message erroné $Y(x)$ est aussi un mot de code alors ce message sera interprété comme sans erreur par le décodeur. Sachant que le message reçu résulte de la somme d'un mot de code et d'un motif d'erreur $Y(x) = C(x) + E(x)$ et que $C(x)$ est par définition un mot de code, il est facile de voir que le reste $R(x)$ ne dépend que du motif d'erreur $E(x)$. Aussi, toutes les erreurs détectées (1ère catégorie) correspondent à des motifs non-multiples de $G(x)$ et les motifs d'erreurs correspondant à un multiple de $G(x)$ sont par définition non détectés (2ème catégorie) car étant des mots de code.

Si l'on considère que les motifs d'erreurs de faibles poids (contenant peu d'erreurs) sont plus probables que les motifs d'erreur de poids élevés, alors le pouvoir de détection du code peut être maximisé en augmentant la distance minimale d du code.

Ainsi, si on considère le canal de transmission ainsi que le couple codeur CRC et décodeur CRC comme une unique boîte noire, alors le canal peut être considéré comme un canal à effacement N-aire caractérisé par une probabilité d'effacement ϵ engendrée par les trames erronées détectées par le décodeur (1ère catégorie) et par un taux d'erreur résiduel par trame P_u engendré par les trames erronées acceptées par le décodeur (2ème catégorie). Le taux d'erreur binaire résiduel est une quantité qui peut être estimée avec la probabilité de non détection.

Les performances d'un code linéaire sur un canal de transmission donné sont intimement liées à la distribution des erreurs par trame ainsi qu'à la distribution des poids de l'ensemble des mots de code.

La distribution du nombre d'erreurs par trame sur un canal binaire symétrique ne dépend que du BER de la liaison ainsi que de la longueur de la trame N et suit

une distribution binomiale $B(n, p)$ de paramètre $n = N$ et $p = BER$. Ainsi, la probabilité d'avoir exactement k erreurs par trame vaut $\Pr(k) = \binom{n}{k} p^k (1-p)^{n-k}$. La probabilité d'erreur par trame totale peut être exprimée par la somme des probabilités qu'une trame contienne 1, 2 ... n erreurs :

$$P_e = \sum_{k=1}^n \binom{n}{k} p^k (1-p)^{n-k} = 1 - (1-p)^n. \quad (4.5)$$

La distribution du poids des mots de code est définie comme le vecteur A où chaque composante A_k est égale au nombre de mots de code de poids k . Cette distribution permet de déterminer les performances du code lorsque l'on transmet des données sur le canal de transmission. En effet si le code ne possède aucun mot de code de poids w , alors tous les motifs d'erreurs de poids w peuvent être détectés. De plus, si la distance minimale du code est d , il est alors possible de détecter toutes les erreurs de poids inférieur ou égal à $d - 1$.

La probabilité de non détection par trame sur un canal binaire symétrique peut être bornée avec sa fonction de distribution des poids en sommant les probabilités d'erreur par paire (*i.e.* qu'un mot de code i se transforme en un mot de code $j \neq i$) pour tous les j possibles. Sachant qu'il existe par définition A_k mots de code de poids k sur les $\binom{n}{k}$ combinaisons possibles, la probabilité de non détection (appelée aussi probabilité de collision) peut être bornée par :

$$P_u \leq \sum_{k=1}^n \binom{n}{k} \frac{A_k}{\binom{n}{k}} p^k (1-p)^{n-k} \quad (4.6)$$

$$P_u \leq \sum_{k=1}^n A_k p^k (1-p)^{n-k}. \quad (4.7)$$

Cette estimation tend vers la valeur exacte pour des probabilités d'erreur faibles (*i.e.* des valeurs de SNR élevées) mais reste imprécise pour des probabilités d'erreur élevées car elle ne prend pas en compte la contribution de plusieurs mots de code à la fois. Par la suite, on considère que les probabilités d'erreur restent faibles et on transforme l'inégalité en égalité.

La probabilité d'effacement ϵ correspondant à la détection d'une trame erronée correspond à la probabilité qu'un motif d'erreur ne soit pas un mot de code et peut s'exprimer par :

$$\epsilon = \sum_{k=1}^n \left[\binom{n}{k} - A_k \right] p^k (1-p)^{n-k}. \quad (4.8)$$

On peut vérifier aisément que $P_e = P_u + \epsilon$.

Enfin le taux d'erreur binaire résiduel correspondant à la probabilité d'erreur par bit (et non par trame) dépend uniquement de la probabilité de non détection. De plus ce BER résiduel est toujours inférieur à la probabilité de non détection car le motif d'erreur ne modifie qu'une fraction de la trame. Il peut être calculé en effectuant la moyenne du nombre d'erreurs non détectées par trame :

$$BER = \frac{1}{n} \sum_{k=1}^n k A_k p^k (1-p)^{n-k}. \quad (4.9)$$

Dans tous les cas les performances d'un CRC peuvent être comparées aux performances d'un "code détecteur d'erreur parfait" qui permettrait de détecter toutes les erreurs quels que soient leurs motifs. Pour un tel code, la probabilité d'effacement ainsi que la probabilité de non détection peuvent être estimées par :

$$\epsilon = P_e = 1 - (1-p)^n \quad (4.10)$$

$$P_u = 0. \quad (4.11)$$

La dernière équation implique que le taux d'erreur binaire résiduel d'un tel code est égal à 0.

Enfin, lorsque les caractéristiques du bruit ne sont pas connues (comme par exemple après le décodage du code correcteur d'erreur de la couche physique), la probabilité d'effacement et la probabilité de non-détection, après le décodage incorrect du code correcteur d'erreur, peuvent toujours être bornées en considérant que le message reçu est une variable aléatoire uniformément distribuée sur l'ensemble des mots reçus [74] :

$$\epsilon < \frac{2^n - 2^k}{2^n} \quad (4.12)$$

$$P_u < \frac{2^k - 1}{2^n} \approx 2^{k-n}. \quad (4.13)$$

Ainsi on peut voir que la probabilité de non-détection dépend principalement de la longueur du CRC (le polynôme générateur n'a pas d'impact dans ce cas) et peut être maintenue à un niveau arbitrairement bas. Par exemple, pour le CRC à 32 bits utilisé dans Ethernet, la probabilité de non-détection d'un paquet est inférieure à 2.3×10^{-10} .

La transmission d'une information de manière fiable sur un canal à effacement peut être effectuée de différentes manières. La plus simple consiste à utiliser un mécanisme de retransmission automatique alors que les plus élaborées consistent à employer des codes à effacement (avec ou sans rendement prédéfini).

4.3 Automatic Repeat reQuest

La retransmission automatique, Automatic Repeat reQuest (ARQ), est un mécanisme de contrôle d'erreur qui utilise des acquittements (envoyés par le récepteur) pour informer l'émetteur que le paquet a été correctement reçu. De son côté, l'émetteur pour chaque paquet émis, arme un timer puis attend l'acquittement correspondant. En cas de réception de l'acquittement avant le timeout (déclenchement du timer), l'émetteur passe au paquet suivant, alors que si l'acquittement n'est pas reçu avant le timeout, l'émetteur réémet le même paquet. L'absence d'acquittement peut être dû à la corruption du paquet (due aux perturbations présentes sur le canal), à sa perte (si un routeur est surchargé), ou à la corruption et/ou la perte de l'acquittement lui-même.

En fonction de la taille de la fenêtre d'émission et de réception, on peut distinguer trois cas :

Stop and Wait ARQ possède une fenêtre d'émission et de réception de taille

1. C'est le protocole le plus simple et présente de bonnes performances lorsque le temps de transmission de la liaison est faible.

Go back N ARQ possède une fenêtre d'émission de taille N et une fenêtre de réception de taille 1. Dans ce protocole, l'émetteur peut envoyer N paquets (munis d'un numéro de séquence) sans attendre d'acquittement. Le récepteur garde la trace du dernier paquet reçu et n'accepte que le paquet suivant. Si le paquet n'est pas reçu, le reste de la fenêtre doit être retransmis. Ce protocole permet de mieux utiliser la bande lorsque le temps de transmission de la liaison est important.

Selective ARQ possède une fenêtre d'émission de taille N et une fenêtre de réception de taille M . L'émetteur peut envoyer tous les paquets situés dans la fenêtre d'émission. Le récepteur accepte tous les paquets situés dans sa fenêtre (les paquets peuvent ne pas être reçus dans l'ordre).

La figure 4.1 présente le diagramme temporel d'une transmission utilisant Stop and Wait ARQ. Le Round-Trip Time (RTT) correspond au temps entre l'émission du paquet et la réception de l'acquittement. Le timeout correspond au temps pendant lequel l'émetteur attend la réception de l'acquittement. Si on fait l'hypothèse que les acquittements sont transmis sur un canal de retour parfait alors le débit moyen ne dépend que de la probabilité d'effacement du canal ϵ et peut être obtenu en divisant la quantité d'information reçue par symbole par le temps moyen de transmission du symbole :

$$R_{ARQ} = \frac{1 - \epsilon}{(1 - \epsilon) + a\epsilon}, \quad (4.14)$$

où a est égal au rapport entre le timeout et le RTT de la liaison.

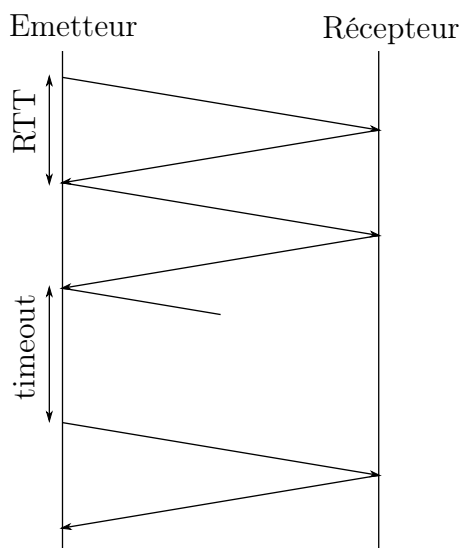


FIGURE 4.1: Chronogramme d'une transmission avec ARQ stop and wait

La figure 4.2 présente la performance de l'ARQ stop and wait, en termes de débit atteignable en fonction de la probabilité d'effacement ϵ et pour différentes valeurs de a . On peut voir que le débit atteignable diminue quand la probabilité d'effacement augmente. De plus, cette diminution est d'autant plus importante que la valeur de a est grande. L'étude de la fonction pour des valeurs faibles de ϵ montre que la pente de la droite pour $\epsilon = 0$ vaut $-a$. Les performances de l'ARQ stop and wait sont donc extrêmement sensibles à la valeur de a .

Une autre méthode permettant de fiabiliser une transmission sur un canal à effacement consiste à utiliser un code à effacement pour retrouver les paquets non-reçus. Ces codes ont la particularité de ne pas (ou peu) utiliser la voie de retour.

4.4 Codes LDPC sur le canal à effacement

Les codes LDPC, lorsqu'ils sont utilisés dans la couche application doivent retrouver les paquets perdus par le canal (ils ne corrigent donc pas les erreurs). Ces codes sont en tout point semblables aux codes LDPC utilisés dans la couche physique mis à part que chaque nœud de variable est un paquet. Ainsi chaque nœud de contrôle correspond à une équation mettant en jeu plusieurs paquets. Le but du décodage est alors de résoudre un système de $m = N - K$ équations à N inconnues dont une fraction $N(1 - \epsilon)$ est connue et une fraction $N\epsilon$ est inconnue [75]. L'algorithme utilisé appartient à la classe des algorithmes à échange de messages où les messages sont initialisés avec les symboles reçus à la sortie du

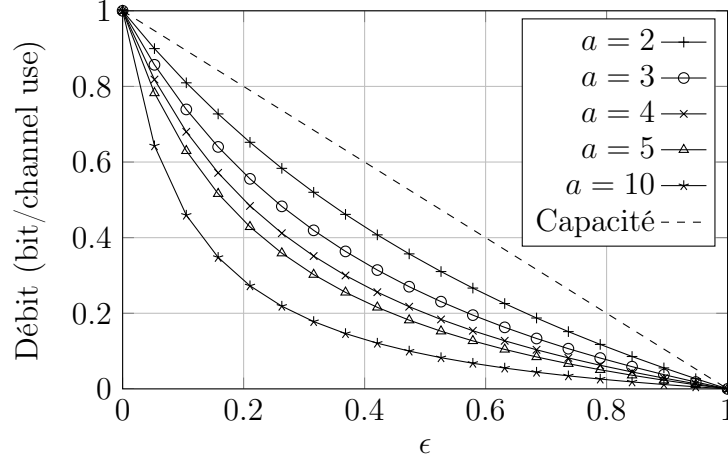


FIGURE 4.2: Performances de l'ARQ sur le canal à effacement

canal à effacement. La règle de nœuds de contrôle est alors :

$$E_{j,i} = \begin{cases} \sum_{i' \in B_j, i' \neq i} M_{i'} \pmod{2} & \text{si tous les } M_{i' \neq i} \text{ sont connus} \\ ? & \text{sinon,} \end{cases} \quad (4.15)$$

et la règle des nœuds de variable est simplement :

$$M_i = \begin{cases} E_{j,i} & \text{si au moins un } E_{j,i} \neq ? \\ ? & \text{sinon.} \end{cases} \quad (4.16)$$

Le pseudocode du décodage itératif sur le canal à effacement est présenté sur l'algorithme 4.1.

Cet algorithme est sous optimal car dans certaines configurations, le décodeur renverra un échec alors que le système d'équations est (sur-)déterminé. Cependant, la complexité de ce décodage est excellente car elle varie en $O(N)$.



Le décodage peut aussi être réalisé en effectuant un pivot de Gauss sur le système d'équations reçues (le décodage est alors optimal) cependant la complexité de l'algorithme varie alors en $O(N^3)$. Cette complexité limite alors la longueur des codes.

Comme pour le canal AWGN, il est possible d'utiliser Density Evolution (DE) pour estimer la performance d'un ensemble de codes LDPC sur le canal à effacement. L'analyse par évolution de densité permet, pour le canal à effacement, de trouver la probabilité d'effacement maximale ϵ_{th} qu'il est possible de retrouver si les graphes ne contiennent pas de cycle.

Pour les codes LDPC réguliers $\omega_c\text{-}\omega_r$, on définit $p_E^{(l)}$ la probabilité qu'à l'itération l , le message issu d'un nœud de contrôle soit inconnu ($E = ?$), et $p_M^{(l)}$ la

Algorithme 4.1 Décodage des codes LDPC sur le canal à effacement

```

1: function DECODE( $\mathbf{y}, l_{max}$ )
2:   for  $i \leftarrow 1, N$  do                                     ▷ Initialisation
3:      $M_i = y_i$ 
4:   end for
5:    $l = 0$                                                      ▷ Nombre d'itération
6:
7:   repeat
8:     for  $j \leftarrow 1, m$  do                                 ▷ Règle des nœuds de parité
9:       for all  $i \in B_j$  do
10:        if tous les messages autre que  $M_i$  sont connus then
11:           $E_{i,j} = \sum_{i' \in B_j, i' \neq i} (M_{i'} \bmod 2)$ 
12:        else
13:           $E_{i,j} = ?$ 
14:        end if
15:      end for
16:    end for
17:
18:    for  $i \leftarrow 1, N$  do                                   ▷ Règle des nœuds de variable
19:      if  $M_i = \epsilon$  then
20:        if il existe un  $j \in A_i$  tel que  $E_{i,j} \neq \epsilon$  then
21:           $M_i = E_{j,i}$ 
22:        end if
23:      end if
24:    end for
25:
26:    if tous les  $M_i$  sont connus ou  $l = l_{max}$  then         ▷ Critère d'arrêt
27:      Fini
28:    else
29:       $l = l + 1$ 
30:    end if
31:  until Fini
32: end function

```

probabilité qu'à l'itération l le message issu d'un nœud de variable soit inconnu ($M = ?$). Pour qu'un message issu d'un nœud de contrôle soit connu, il est nécessaire que les $\omega_r - 1$ autres messages issus des nœuds de variable soit aussi connus :

$$p_E^{(l)} = 1 - (1 - p_M^{(l)})^{(\omega_r - 1)}. \quad (4.17)$$

De plus, à l'itération l , un message issu d'un nœud de variable est inconnu si le symbole reçu était inconnu en réception et si les $\omega_c - 1$ messages issus des nœuds de contrôle étaient inconnus à l'itération $l - 1$:

$$p_M^{(l)} = \epsilon (p_E^{(l-1)})^{(\omega_c - 1)}. \quad (4.18)$$

La probabilité qu'un symbole soit effacé à l'itération l peut alors être obtenue par récurrence en substituant l'équation (4.17) dans (4.18) :

$$p_M^{(0)} = \epsilon, \quad p_M^{(l)} = \epsilon \left(1 - (1 - p_M^{(l-1)})^{(\omega_r - 1)} \right)^{(\omega_c - 1)} \quad (4.19)$$

Les codes LDPC de niveau applicatif sont des codes correcteurs d'effacements de rendement fixe qui n'emploient pas le canal de retour. Il est ainsi nécessaire d'estimer les caractéristiques du canal avant la transmission pour déterminer le rendement du code permettant de transférer l'information de manière fiable.

4.5 LT codes

Les codes Luby Transform (LT) sont des codes sans rendement (*rateless*) car le rendement du code, contrairement au cas des codes LDPC étudiés précédemment, n'est pas connu à l'avance. Les codes LT sont les premiers codes pratiques permettant de réaliser une fontaine numérique, ils sont ainsi appelés codes fontaines. Avant de décrire le fonctionnement des codes LT, nous aborderons les propriétés abstraites que doit avoir un code fontaine.

4.5.1 Codes fontaines

Supposons que nous ayons un bloc de données (appelé bloc source) constitué de k symboles à transmettre de manière fiable sur un lien de communication en mode paquet où l'information peut être perdue (canal à effacement de paquet). Les codes fontaines se révèlent alors particulièrement intéressants en offrant les propriétés abstraites suivantes :

1. Un émetteur peut utiliser un encodeur fontaine pour générer une infinité de symboles encodés à partir du bloc source (de longueur finie).

2. Un récepteur qui reçoit un sous ensemble de k symboles encodés devrait (dans la plupart des cas) être capable d'utiliser un décodeur fontaine pour décoder une copie exacte du bloc source original et cela indépendamment du sous ensemble reçu (seule la taille du sous ensemble compte).
3. La complexité en temps pour l'encodage et le décodage devrait être linéaire, *i.e.*, le temps nécessaire pour encoder chaque symbole devrait être proportionnel à sa longueur. De la même manière, le temps nécessaire au décodage devrait être proportionnel à la longueur du bloc source.

Ainsi, on peut voir que, pour les liaisons point à point, les codes fontaines fournissent une solution efficace quelle que soit la probabilité d'effacement du canal. De plus, pour les liaisons point-multipoint, les propriétés des codes fontaines assurent que chaque récepteur est capable de décoder le bloc source avec la quantité de symboles reçus minimale (quelle que soit la probabilité d'effacement). Encore plus intéressant, dans le cas de liaisons multipoint-point, plusieurs encodeurs peuvent envoyer l'information vers un récepteur sans partitionnement préalable (quelle que soit la probabilité d'effacement).

Les codes LT fournissent une excellente approximation d'une fontaine numérique. L'encodeur peut générer une suite infinie de symboles codés à la volée. Le récepteur peut retrouver le bloc source (constitué de k symboles source) à partir de n'importe quel sous ensemble de symboles codés de taille k' où k' est légèrement supérieur à k (en pratique, 5% plus grand). Ces codes ont été inventés par Luby en 1998 mais n'ont été publiés qu'en 2002 dans [61]. Les codes LT possèdent une excellente complexité de décodage en $k \ln(k)$ grâce à un décodage itératif. Luby qualifie ces codes d'universels car ils sont simultanément quasi optimal pour toutes les probabilités d'effacement et que leur efficacité tend vers la capacité du canal lorsque k augmente.

4.5.2 Encodage

L'encodage des codes LT est réalisé symbole par symbole, chaque symbole étant généré indépendamment des autres. Le symbole codé t_n , est produit à partir du bloc source $s = [s_1, s_2, s_3 \dots s_k]$ en choisissant aléatoirement le degré d_n du symbole codé à partir de la distribution des degrés $\rho(d)$. Puis, le symbole t_n est obtenu en effectuant la somme (modulo 2) de d_n symboles source distincts choisis uniformément.

Les opérations d'encodage définissent un graphe de Tanner connectant les symboles sources aux symboles codés. Si le degré moyen de chaque symbole est faible devant k alors le graphe est creux et le code résultant peut être vu comme un code Low-Density Generator-Matrix (LDGM) irrégulier [35].

4.5.3 Décodage

La tâche du décodeur est de retrouver le bloc source s à partir de $t = Gs$ où G est la matrice associée au graphe de Tanner. L'algorithme utilisé est un algorithme à échange de message semblable à celui utilisé pour les codes LDPC sur le canal à effacement. La règle des nœuds de contrôle (symboles codés) et la règle des nœuds de variable (symboles sources) sont strictement identiques à (4.15) et (4.16) respectivement. De plus, l'algorithme peut être lancé de manière incrémentale *i.e.*, à chaque symbole codé reçu, et ceci sans augmenter la complexité. Pour chaque symbole codé reçu, l'algorithme doit :

1. Trouver un symbole codé t_n connecté à un seul symbole source s_i (si un tel symbole n'existe pas, l'algorithme s'arrête).
 - (a) Décoder $s_i = t_n$.
 - (b) Ajouter s_k à tous les symboles codés $t_{n'}$ connectés à s_i .
 - (c) Retirer tous les liens du graphe connectés au symbole source s_i .
2. Répéter (1) jusqu'à ce que tous les symboles sources soient décodés.

La complexité de cet algorithme est excellente (linéaire) et permet de considérer des longueurs de codes très importantes.

La performance des codes LT est très dépendante de la distribution des degrés. Il est en effet nécessaire de disposer d'une probabilité non nulle de degrés 1 (permettant de démarrer l'algorithme de décodage), de nombreux symboles de faibles degrés permettant d'entretenir l'algorithme à chaque itération ainsi qu'un faible nombre de symboles de degrés élevés permettant de couvrir tous les symboles source. De plus, le degré moyen de cette distribution doit rester aussi faible que possible pour limiter l'impact sur la complexité de l'encodage et du décodage.

Dans l'idéal, pour éviter la redondance, il faut que l'algorithme de décodage libère un symbole codé de degré 1 à chaque itération. En moyenne ce comportement idéal est obtenu en utilisant la distribution *ideal soliton* [61] :

$$\begin{aligned} \rho(1) &= 1/k \\ \rho(d) &= \frac{1}{d(d-1)} \quad \text{pour } d = 2, 3, \dots, k. \end{aligned} \quad (4.20)$$

Cependant, cette distribution des degrés ne possède pas de bonnes performances pour des longueurs de k pratiques car elle conduit souvent à une absence de symbole codé de degré 1. On préfère alors utiliser la distribution *robust soliton* [61] qui permet d'assurer, à chaque itération, un nombre de symboles de degrés 1 égal à :

$$S = c \ln(k/\delta) \sqrt{k}, \quad (4.21)$$

où δ est une borne sur la probabilité que le décodage échoue après qu'un nombre k' de paquets ait été reçu. Le paramètre c est une constante d'ordre 1. La distribution

robust soliton est obtenue en modifiant la distribution ideal soliton. Pour cela, on définit la fonction :

$$\tau(d) = \begin{cases} \frac{k}{S} \frac{1}{d} & \text{pour } d = 1, 2, \dots, (k/S) - 1 \\ \frac{k}{S} \ln(S/\delta) & \text{pour } d = k/S \\ 0 & \text{pour } d > k/S. \end{cases} \quad (4.22)$$

La distribution robust soliton est alors obtenue par :

$$\mu(d) = \frac{\rho(d) + \tau(d)}{Z}, \quad (4.23)$$

où $Z = \sum_d \rho(d) + \tau(d)$. Luby a prouvé qu'il existait une valeur de c telle que, la réception de $k' = kZ$ symboles permette de retrouver les k symboles source avec une probabilité $1 - \delta$.

L'*overhead* moyen d'un code LT, ϵ_{LT} , correspond à la fraction de redondance qu'il est nécessaire d'ajouter pour assurer la convergence du décodeur itératif. Pour une longueur de $K = 10000$ l'*overhead* moyen d'un code LT est inférieur à 5%. De plus cet *overhead* tend vers 0 lorsque la longueur du code tend vers l'infini. Cependant, cette condition n'est respectée que si le degré moyen de la distribution est supérieur ou égal à $\ln(k)$ (c'est le cas pour les distributions ideal soliton et robust soliton). Cette dépendance en fonction de la taille du bloc source augmente la complexité du décodage LT qui évolue alors en $O(k \log(k))$ alors que la complexité de l'algorithme de base est linéaire.

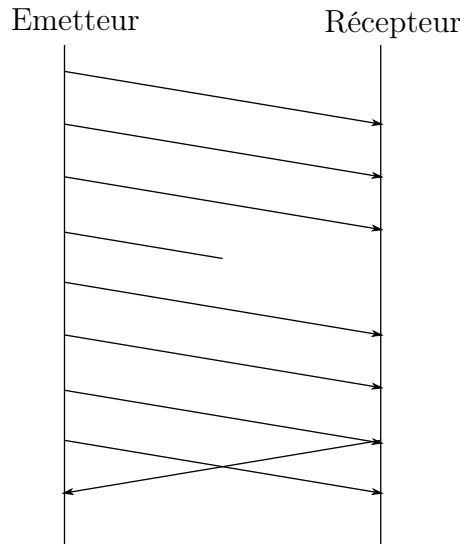


FIGURE 4.3: Chronogramme d'une transmission avec codage LT

La figure 4.3 présente le chronogramme d'une transmission fiable utilisant le codage LT. On peut voir que l'émetteur envoie les symboles codés sans attendre

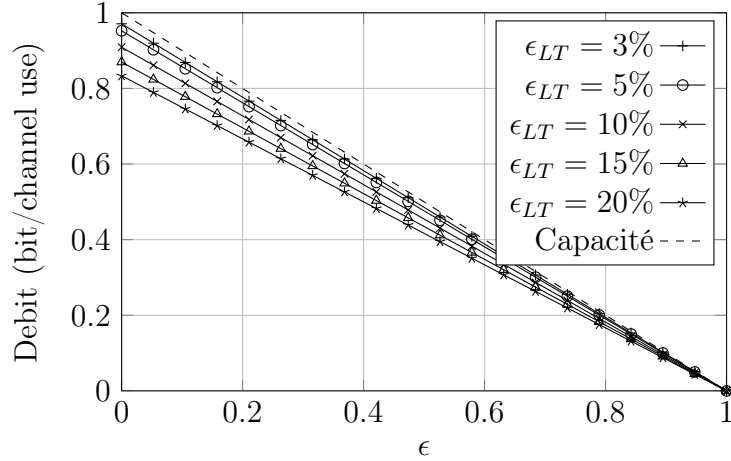


FIGURE 4.4: Performances du codage LT sur le canal à effacement

d’acquiescement de la part du récepteur. Les paquets perdus (corrompus) ne pénalisent pas la transmission (ils ne sont pas associés à un timeout, seulement à une perte d’information). Le récepteur peut décoder le bloc source dès qu’il a reçu k' symboles codés. Le récepteur peut alors envoyer un acquiescement pour arrêter la fontaine numérique. Cette solution utilise très peu la voie de retour (comparé à l’ARQ).

Enfin, le débit atteignable par un système de transmission utilisant un codage LT sur le canal à effacement ne dépend que de l’overhead ϵ_{LT} du code (et de la probabilité d’effacement du canal ϵ) et vaut :

$$R_{LT} = \frac{1}{1 + \epsilon_{LT}}(1 - \epsilon). \quad (4.24)$$

La figure 4.4 présente la performance du codage LT sur le canal à effacement, pour différentes valeurs d’overhead. On peut voir que les codes LT atteignent la même fraction de la capacité quelle que soit la probabilité d’effacement. De plus, les débits atteignables tendent vers la capacité du canal à effacement quand la valeur de ϵ_{LT} tend vers 0 (cette condition n’est atteinte que pour une longueur

infinie).

Application au canal optique mobile

4.6 État de l'art

Le codage de niveau applicatif pour le canal optique est un domaine relativement peu étudié. On peut néanmoins citer les travaux de [76] qui utilisent le codage LT pour synchroniser la transmission d'un émetteur vers un récepteur dans une configuration indoor utilisant une architecture appelée *dynamic spot diffusing*. Dans [77], les auteurs utilisent le codage Raptor (qui est une version améliorée du codage LT) pour lutter contre les phénomènes de dépointage d'une liaison FSO entre une station au sol et un drone. De plus, dans [78], les auteurs utilisent des codes LDGM pour fiabiliser une liaison optique satellite-sol. Une étude similaire utilisant des codes Raptor, est présentée dans [79]. Enfin, dans [80], les auteurs déterminent les performances d'une liaison hybride FSO/RF utilisant les codes Raptor pour effectuer un basculement souple entre les deux liens. Dans ce cas, la liaison est constituée de deux sources et d'un récepteur et peut être considérée comme une liaison multipoint-point. Cependant, aucun de ces travaux ne prend en compte l'impact du codage correcteur d'erreur dans la couche physique sur les performances des codes de niveau applicatif.

4.7 Performances des codes LDPC

Les performances des codes LDPC de niveau applicatif sont estimées en termes de probabilité d'erreur de décodage. Cette probabilité d'erreur peut être définie par bloc WER ou par symbole (paquet), Symbol Error Rate (SER). La probabilité d'erreur bloc correspond à la probabilité que le décodage ne soit pas complet (s'il subsiste des symboles non reconstruits). La probabilité d'erreur symbole permet de quantifier la probabilité qu'un symbole ne soit pas reconstruit. Cette probabilité est toujours inférieure à la probabilité d'erreur bloc.

La figure 4.5 présente les performances des codes LDPC 3-6, 3-10 et 3-30 de rendements respectifs $1/2$, $7/10$ et $9/10$ sur le canal à effacement. La longueur des codes a été fixée à $N = 100$ paquets. La probabilité d'erreur bloc est présentée en

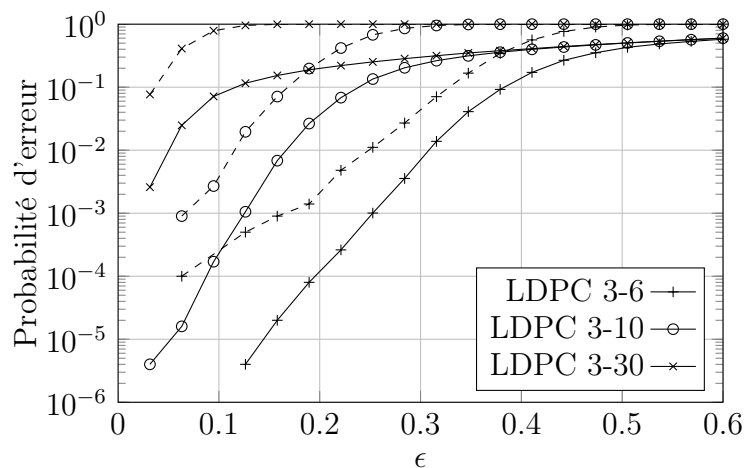


FIGURE 4.5: Performances des code LDPC sur le canal à effacement

pointillé alors que la probabilité d'erreur symbole est présentée en trait plein. On peut voir que la probabilité d'erreur diminue quand la probabilité d'effacement tend vers 0. De plus, pour une valeur de ϵ donnée, la probabilité d'erreur diminue quand la redondance du code diminue (au prix d'une réduction du débit utile). La performance des codes LDPC sur le canal à effacement peut être comparée à la capacité du canal. En effet, il est possible d'obtenir une transmission fiable (*i.e.*, avec une probabilité d'erreur nulle) sur un canal à effacement de probabilité ϵ en utilisant un code de rendement $1 - \epsilon$. On peut alors voir que les codes LDPC de longueur $N = 100$ opèrent assez loin de cette limite.

La figure 4.6 présente la performance des codes LDPC 3-6 de rendement $1/2$ et montre l'impact de la longueur du code sur la probabilité d'erreur bloc (WER). Les performances des codes sont comparées à la borne obtenue avec Density Evolution (DE) ainsi qu'à la capacité du canal à effacement. On peut voir que la performance des codes augmente quand la longueur du code augmente. Par exemple, pour $\epsilon = 0.35$ et un code de longueur 100, la probabilité d'erreur bloc est supérieure à 10^{-1} alors qu'elle peut être réduite à 10^{-3} en multipliant la longueur par 5 (*i.e.*, pour $N = 500$).

De plus, l'analyse par évolution de densité pour les codes 3-6 indique qu'un seuil de $\epsilon_{th} = 0.43$ peut théoriquement être retrouvé par un code sans cycle. Sur la figure, on peut voir que la performance des codes LDPC réels tend vers la borne obtenue avec density evolution quand la longueur des codes augmente. Cependant, ces performances restent éloignées de la borne correspondant à la capacité du canal (égale à 0.5).

La figure 4.7 présente la performance des codes LDPC réguliers obtenue avec density evolution *i.e.*, en terme de probabilité d'effacement maximale qu'il est

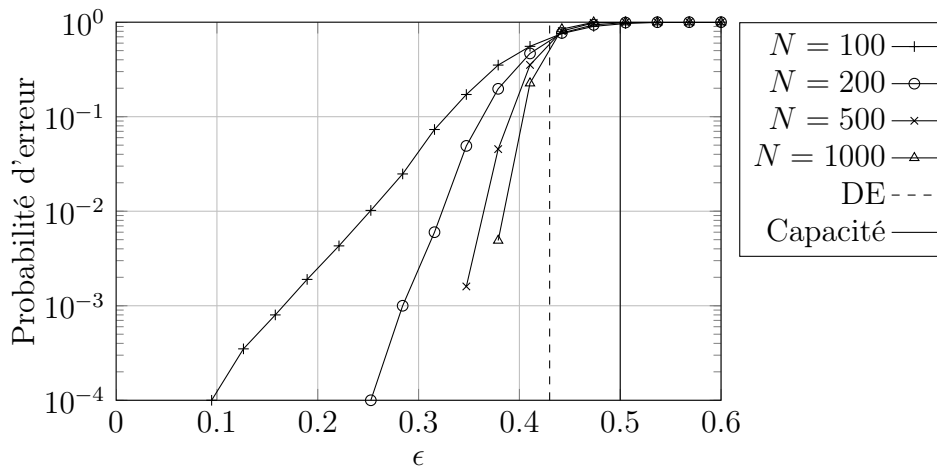


FIGURE 4.6: Performances des codes LDPC sur le canal à effacement pour différents N

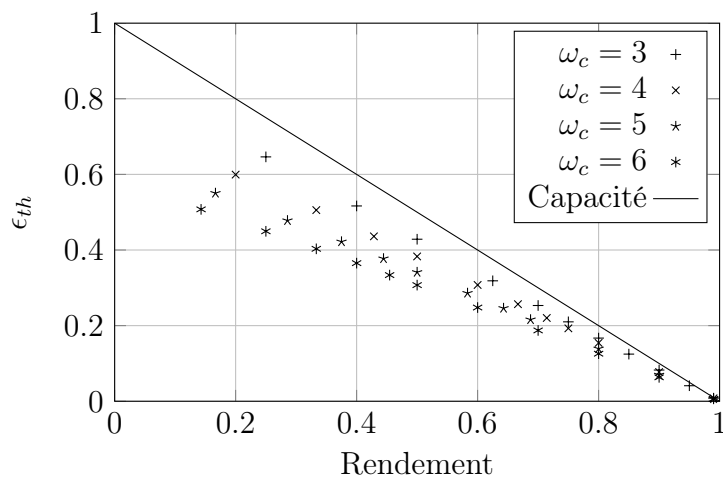


FIGURE 4.7: Performances des codes LDPC sur le canal à effacement avec Density Evolution

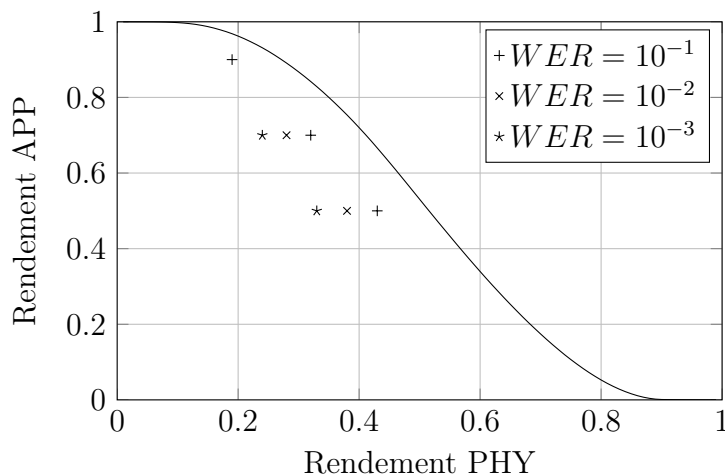


FIGURE 4.8: Performances des codes LDPC sur le canal optique diffus pour $P_t = 5$ mW et $R_b = 1$ Mb/s

possible de retrouver ϵ_{th} . Ces résultats sont aussi reportés sur le tableau 3.2 présenté au chapitre 3. On peut voir que les codes LDPC permettent d'atteindre une large partie de la capacité du canal à effacement. De plus, pour un rendement donné, la performance augmente avec la diminution du poids des colonnes ω_c .

Enfin, la figure 4.8 présente la performance des codes LDPC en fonction du rendement du code de la couche physique pour le canal optique diffus mobile avec une puissance $P_t = 5$ mW et un débit $R_b = 1$ Mb/s. La courbe correspond au rendement de niveau applicatif maximal permettant une communication fiable pour un rendement dans la couche physique donnée. Les points situés au-dessus de cette courbe ne permettent pas d'établir de communication fiable. La performance des codes LDPC présentés sur la figure 4.5 combinés à une solution de codage de canal idéale est aussi reportée pour différentes valeurs de WER. On peut alors voir que les codes LDPC de niveau applicatif s'approchent de la borne au prix d'une probabilité d'erreur bloc élevée. Il est alors nécessaire de prendre une marge par rapport à la capacité en diminuant le rendement du code correcteur d'erreur de la couche physique.

Les codes LDPC sur le canal à effacement possèdent de bonnes performances dès que la longueur des codes est suffisante. Cependant, comme pour tous les codes de rendement fixe, il est nécessaire d'estimer la probabilité d'effacement du canal avant la transmission pour choisir le rendement du code $R < 1 - \epsilon$. Si ϵ est légèrement plus grand que prévu, des valeurs élevées de probabilité d'erreur peuvent être expérimentées par le décodeur ce qui est incompatible avec la qualité de service nécessaire à la télésurveillance de patients hospitalisés.

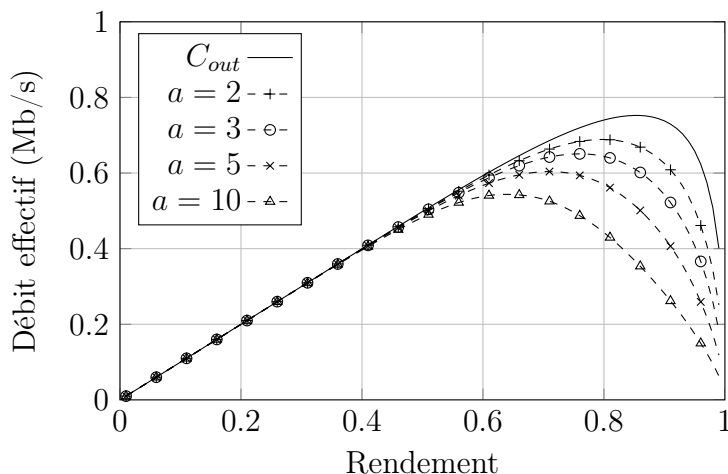


FIGURE 4.9: Débit atteignable avec ARQ (niveau applicatif) et codage optimal (couche physique) pour $P_t = 12.5$ mW et $R_b = 1$ Mb/s

4.8 Performances de l'ARQ

A la différence des codes LDPC, les techniques de retransmissions automatiques emploient le canal de retour pour fiabiliser la transmission quelle que soit la probabilité d'effacement du canal. Sur le canal optique, le débit effectif, qui prend en compte la redondance du code correcteur d'erreur dans la couche physique et la redondance au niveau applicatif peut être estimé par :

$$R_{ARQ} = \frac{(1 - P_{out})R}{(1 - P_{out}) + aP_{out}}. \quad (4.25)$$

La figure 4.9 présente le débit effectif qu'il est possible d'atteindre sur le canal optique en utilisant une solution de codage de canal optimale et un mécanisme ARQ stop and wait. Le débit effectif est évalué pour différentes valeurs de a . La puissance optique a été fixée à $P_t = 12.5$ mW et le débit à $R_b = 1$ Mb/s. On peut voir que l'ARQ permet d'atteindre la capacité avec blocage pour des valeurs de rendements faibles (correspondant à des valeurs de P_{out} faibles). Cependant pour des valeurs de rendements supérieures à 0.6, on peut observer un décrochage entre la borne et le débit avec ARQ. Cette différence est due aux fortes valeurs de probabilité de blocage qui entraînent une attente (timeout) et pénalisent les performances de l'ARQ de manière d'autant plus importante que la valeur de a est grande.

La figure 4.10 présente la performance de l'ARQ pour une valeur de $a = 3$ en considérant non pas des codes optimaux mais la performance réelle des codes LDPC dans la couche physique. Les valeurs de P_t et R_b sont les mêmes que

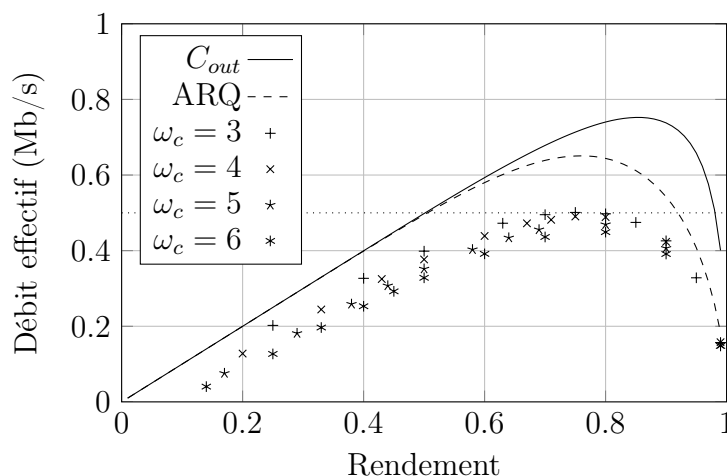


FIGURE 4.10: Débit atteignable avec ARQ (niveau applicatif) et codes LDPC (couche physique) pour $P_t = 12.5$ mW et $R_b = 1$ Mb/s

précédemment. On peut alors voir que le débit atteignable est plus faible que celui obtenu avec les codes optimaux (reporté en trait pointillé) car les codes LDPC présentent des probabilités de blocage plus importantes (voir figure 3.10). De plus, le rendement optimal permettant de maximiser le débit effectif est égal à 0.75 et est différent du rendement optimal permettant de maximiser la capacité avec blocage (*i.e.*, 0.85). Dans le contexte de l'application médicale, on peut remarquer que pour $P_t = 12.5$ mW et $a = 3$, un système optique basé sur le mécanisme ARQ avec un codage de canal idéal peut théoriquement transmettre un débit supérieur à 600 kb/s alors que l'utilisation de codes LDPC pénalise le système à un débit effectif légèrement inférieur à 500 kb/s.

L'ARQ est un mécanisme utilisant intensément la voie de retour pour fiabiliser la transmission quelle que soit la probabilité de blocage. Cependant, les performances de l'ARQ se dégradent rapidement quand la probabilité de blocage est élevée (que ce soit à cause du rendement du code élevé ou à cause des mauvaises performances du code de la couche physique). Dans ces conditions, l'ARQ ne peut atteindre qu'une fraction plus faible de la capacité avec blocage.

4.9 Performances des codes LT

4.9.1 Optimisation de la distribution des degrés

Les codes LT sont optimaux lorsque la longueur du code tend vers l'infini (en pratique $k = 10000$). Cependant, dans le contexte de la télésurveillance médicale, il serait souhaitable de disposer de codes de longueurs réduites (typiquement $k =$

100) permettant d'obtenir des temps de latence plus faibles tout en maximisant les performances du code [81, 82]. On souhaite donc optimiser la distribution des degrés des codes LT de faibles longueurs dans le but d'augmenter les performances en termes de débit atteignable.

Ces performances dépendent de l'overhead du code. Ainsi la fonction de coût f de l'optimisation est définie comme la valeur de l'overhead (moyen) pour une distribution des degrés donnée. L'optimisation vise à déterminer la distribution de degrés optimale permettant de minimiser la fonction de coût.

Même si l'overhead du code dépend de la distribution des degrés utilisée par l'encodeur, la relation qui lie la distribution des degrés et l'overhead est complexe (non-linéaire et non-différentiable). De plus, le nombre de symboles codés nécessaires au décodage est une variable aléatoire et varie d'une transmission à l'autre ce qui rend la fonction de coût bruitée.

Les algorithmes classiques d'optimisation (simplex, point intérieur, gradient) ne peuvent pas être appliqués pour optimiser la distribution des degrés à cause des caractéristiques de la fonction de coût. En revanche, les méthodes heuristiques peuvent toujours être appliquées. La vitesse de convergence de ces méthodes est cependant inférieure à celle des algorithmes classiques. Les algorithmes génétiques appartiennent à la classe des méthodes heuristiques [83]. Ces algorithmes tentent d'améliorer une solution candidate en imitant le procédé d'évolution naturelle pour obtenir une valeur approchée du minimum de la fonction de coût. L'algorithme le plus célèbre de cette famille est sans doute differential evolution.

Differential evolution est une méthode introduite par Storn et Price en 1997 [84] et peut être appliquée sur un très grand nombre de fonctions (non-stationnaire, non-continue ou même bruitée).

Differential evolution minimise la fonction de coût f en maintenant une population de solutions candidates (appelées agents) constante. À chaque itération, de nouveaux agents sont créés puis combinés à des agents existants. En fin d'itération, l'algorithme ne conserve que les agents les plus adaptés. En considérant la fonction comme une boîte noire, l'algorithme permet d'optimiser une fonction en n'ayant aucune connaissance du gradient ni d'autre information (mise à part la valeur renvoyée par la fonction). Enfin, cet algorithme présente l'avantage de n'avoir que 4 paramètres (NP, G, F, et CR) dont seulement 2 sont des paramètres de contrôle.

Differential evolution est un algorithme évolutionniste qui entretient une population de NP vecteurs de dimension D (appelés agents).

$$x_{i,g} \in \mathbb{R}^D, i \in [1, NP], g \in [1, G] \quad (4.26)$$

A la génération $g = 1$, l'algorithme réalise la phase d'*initialisation* en distribuant les NP agents de manière uniforme dans l'espace de recherche et en calculant la fonction de coût pour chaque agent.

L'algorithme itère sur un nombre suffisamment important de générations G afin d'observer une convergence. A chaque génération, une itération est réalisée sur tous les agents dans le but de déterminer leurs nouvelles positions pour la génération $g + 1$. Pour chaque agent, l'algorithme réalise 3 étapes : la mutation, le crossover et la sélection.

La *mutation* consiste à choisir pour chaque agent, 3 autres agents a , b et c dans la population puis à calculer le vecteur mutant v_i (ou donneur) avec :

$$v_{i,g+1} = x_{a,g} + F(x_{b,g} - x_{c,g}) \quad F > 0, \quad (4.27)$$

où F est un facteur constant généralement pris dans $[0, 2]$ qui contrôle l'amplification de la différence entre 2 agents.

Le *crossover* permet d'augmenter la diversité du potentiel nouvel agent u_i (*trial vector*). Pour cela, des composantes du vecteur donneur sont copiées dans le nouvel agent potentiel (préalablement initialisé à $x_{i,g}$) avec une probabilité CR (distribution de Bernoulli). Le nombre total d'échanges suit une loi binomiale de paramètres $B(D, CR)$.

$$u_{i,j,g+1} = \begin{cases} v_{i,j,g+1} & \text{si } rand() \leq CR \text{ ou } j = randi() \\ x_{i,j,g} & \text{si } rand() \geq CR \text{ et } j \neq randi(), \end{cases} \quad (4.28)$$

où $rand()$ renvoie un nombre aléatoire entre 0 et 1 et $randi()$ renvoie un nombre entier entre 1 et D . La probabilité de crossover CR est comprise entre 0 et 1. Dans les 2 cas, la seconde condition assure que le nouvel agent potentiel possède au moins une composante du vecteur donneur.

La *sélection* permet de déterminer si l'agent potentiel deviendra membre de la génération suivante. Pour cela l'algorithme évalue la fonction de coût pour l'agent potentiel et la compare à la fonction de coût de l'agent actuel. Si la fonction est plus faible, l'agent actuel est remplacé par le nouvel agent, dans le cas contraire, l'agent actuel est conservé pour la génération suivante.

Remarquons enfin que la sélection est la seule étape de l'algorithme où la fonction est évaluée. Elle est estimée une seule fois (pour l'agent potentiel) puisque la fonction de coût pour l'agent actuel a été estimée lors des sélections des générations précédentes ou lors de la phase d'initialisation. Le pseudocode complet est présenté sur l'algorithme 4.2.

Le tableau 4.1 et la figure 4.11 présentent le résultat de l'optimisation de la distribution des degrés avec l'algorithme differential evolution.

On peut voir sur la figure 4.11 que la distribution des degrés possède une forte probabilité de faibles degrés ce qui permet de limiter la complexité de l'encodage et du décodage. Par exemple, on peut remarquer que dans plus de 90% des cas, le degré d'un symbole est inférieur à 5. De plus, on peut remarquer l'apparition d'un pic pour $d = 16$ semblable à celui présent dans la distribution robust soliton

Algorithme 4.2 Differential evolution

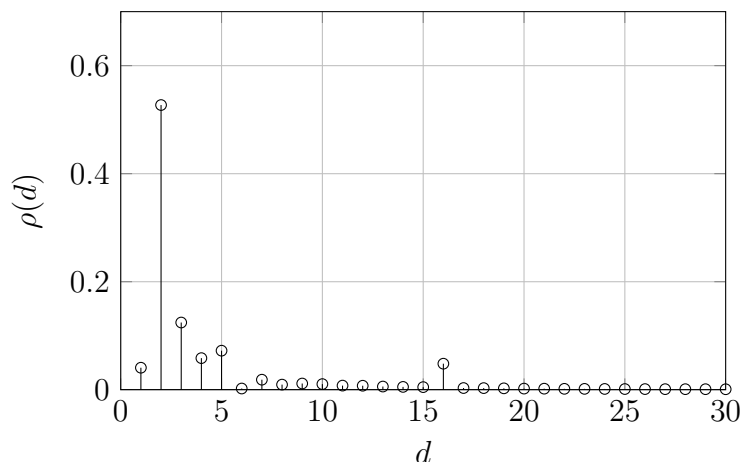
```

1: for  $g \leftarrow 1, G$  do
2:   for  $i \leftarrow 1, NP$  do                                     ▷ Mutation/Recombinaison
3:     sélectionner 3 agents distincts  $a, b, c$ 
4:      $n = \text{randi}(1, D)$ 
5:     for  $j \leftarrow 1, D$  do
6:       if  $\text{rand}() \leq CR \parallel j == n$  then
7:          $u(j) = x(a)(j) - F(x(b)(j) - x(c)(j))$ 
8:       else
9:          $u(j) = x(i)(j)$ 
10:      end if
11:    end for
12:
13:     $\text{score} = f(u)$                                              ▷ Evaluation/Sélection
14:    if  $\text{score} \leq \text{cost}(i)$  then
15:       $x_2(i) = \text{trial}$ 
16:       $\text{cost}(i) = \text{score}$ 
17:    else
18:       $x_2(i) = x(i)$ 
19:    end if
20:  end for
21:
22:  for  $i \leftarrow 1, NP$  do                                     ▷ Mise à jour de la population
23:     $x(i) = x_2(i)$ 
24:  end for
25: end for

```

$\rho_{[1,8]}$	0.0408	0.5271	0.1245	0.0585	0.0723	0.0023	0.0186	0.0095
$\rho_{[9,16]}$	0.0115	0.0105	0.0077	0.0075	0.0059	0.0053	0.0049	0.0482
$\rho_{[17,24]}$	0.0032	0.0030	0.0026	0.0021	0.0020	0.0017	0.0016	0.0015
$\rho_{[25,32]}$	0.0013	0.0012	0.0011	0.0011	0.0010	0.0009	0.0009	0.0009
$\rho_{[33,40]}$	0.0009	0.0008	0.0008	0.0008	0.0007	0.0006	0.0005	0.0005

Tableau 4.1: Distribution des degrés optimisée avec differential evolution

FIGURE 4.11: Distribution des degrés optimisée pour $k = 100$

(voir eq. 4.22). Le degré moyen de la distribution optimisée est égal à 5.25. Enfin, et c'est le paramètre le plus important, l'overhead moyen de cette distribution est égal à 23.4%. A titre de comparaison, la distribution robust soliton de paramètre $c = 0.03$ et $\delta = 0.5$ (qui parvient à obtenir un overhead de 5% pour $k = 10000$) est limitée à un overhead de 35% pour $k = 100$.

4.9.2 Probabilité d'échec du décodage

La figure 4.12 présente 5 réalisations de l'algorithme de décodage d'un code LT de longueur $k = 100$ avec la distribution des degrés optimisée. Le nombre de symboles inconnus est tracé en fonction du nombre de symboles reçus. Le nombre de symboles inconnus vaut initialement 100 (*i.e.*, la longueur du code LT) et diminue pour arriver à 0 quand suffisamment de symboles codés sont reçus. Le nombre de symboles nécessaires au décodage est variable mais vaut en moyenne $k' = k(1 + \epsilon_{LT})$. Une caractéristique du décodage incrémental est qu'il est possible de lancer l'algorithme de décodage à chaque paquet reçu. On peut alors voir qu'une fraction des symboles sources peut être décodée lorsque $k' < k$ (alors que le système d'équation global est sous déterminé par définition). Pour $k' > k$, on observe rapidement la convergence de l'algorithme de décodage. Le décodage incrémental permet d'étaler la charge de calcul au cours de la transmission et diminue l'empreinte mémoire du décodeur.

La figure 4.13 présente la performance du décodeur LT utilisant la distribution des degrés (DD) optimisée en termes de probabilité d'échec du décodeur en fonction du nombre de symboles reçus. Les résultats obtenus avec la distribution robust soliton ($c = 0.03$ et $\delta = 0.5$) et ideal soliton sont aussi présentés. Pour toutes les distributions, la probabilité d'échec du décodage vaut 1 pour $k' < k$

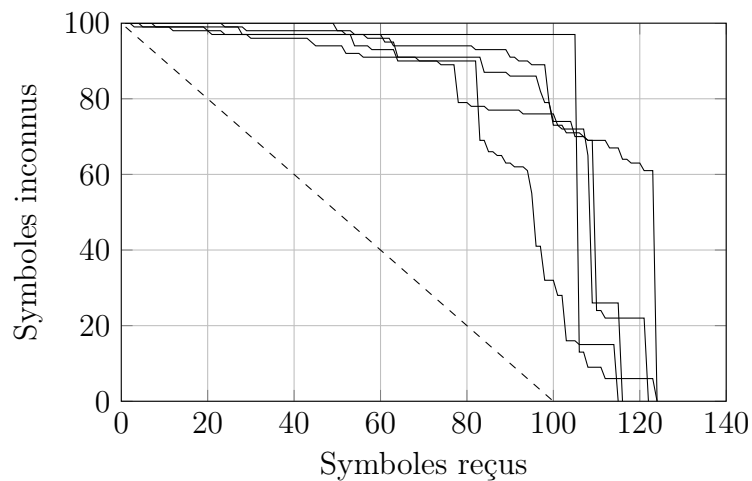


FIGURE 4.12: Progression du décodage LT pour $k = 100$ avec distribution des degrés optimisée

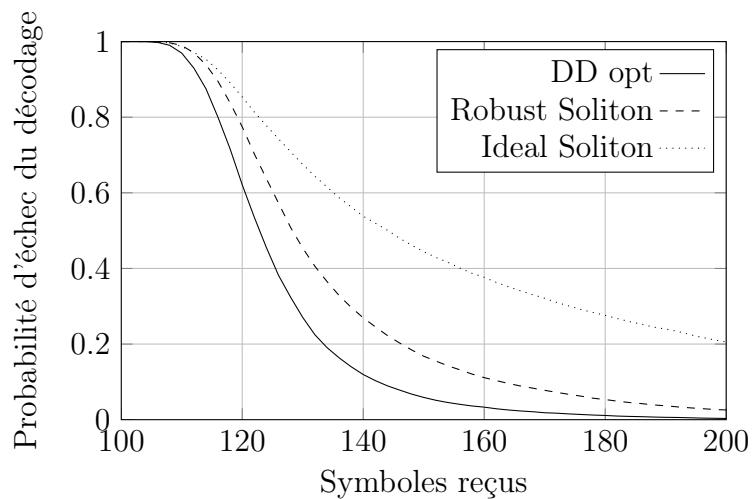


FIGURE 4.13: Performances du décodage LT pour $k = 100$ avec distribution des degrés optimisée

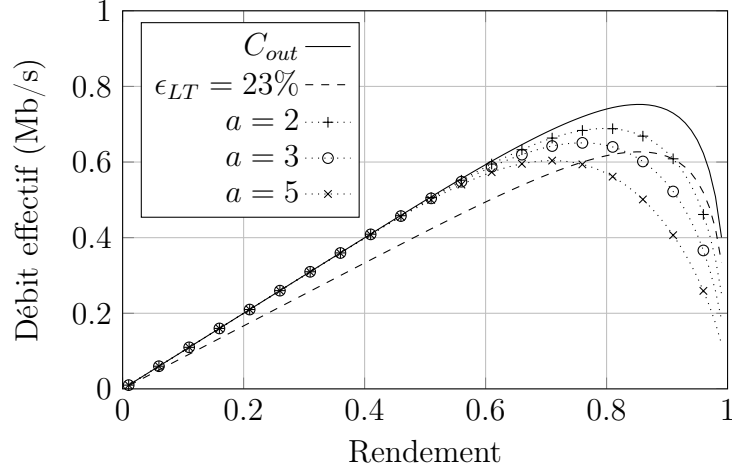


FIGURE 4.14: Débit atteignable avec codage LT (niveau applicatif) et codes optimaux (couche physique) pour $P_t = 12.5$ mW et $R_b = 1$ Mb/s

car le système est sous déterminé. En revanche, cette probabilité diminue avec le nombre de symboles codés reçus. On peut voir que la distribution optimisée atteint des performances supérieures aux distributions robust soliton et ideal soliton. Par exemple, on peut voir que pour un overhead de 40%, la probabilité d'échec du décodeur utilisant la distribution optimisée est de 12% alors que les distributions classiques obtiennent des probabilités d'échec égales à 27% et 53% pour robust soliton et ideal soliton respectivement. Ce résultat illustre le gain obtenu en optimisant la distribution des degrés avec differential evolution.

4.9.3 Performances sur le canal optique

La distribution des degrés étant optimisée pour des longueurs de code faibles, il est maintenant nécessaire de déterminer les performances des codes LT sur le canal optique sans fil en considérant la mobilité de l'émetteur. Le débit effectif, qui prend en compte la redondance du code correcteur d'erreur dans la couche physique et la redondance du codage LT au niveau applicatif peut être estimé par :

$$R_{LT} = \frac{1}{1 + \epsilon_{LT}} (1 - P_{out}) R. \quad (4.29)$$

La figure 4.14 présente le débit atteignable en utilisant un code LT possédant un overhead de 23% et un code optimal (dans la couche physique), sur le canal optique sans fil. Les performances obtenues en utilisant un mécanisme ARQ stop and wait avec différentes valeurs de a sont aussi reportées sur la figure. On peut

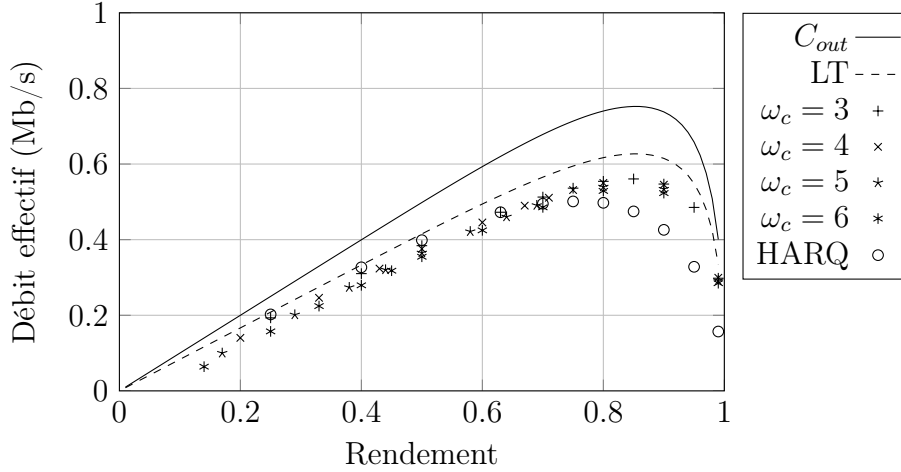


FIGURE 4.15: Débit atteignable avec codage LT (niveau applicatif) et codes LDPC (couche physique) pour $P_t = 12.5$ mW et $R_b = 1$ Mb/s

voir que le codage LT permet d'atteindre une large partie de la capacité avec blocage. De plus le rendement optimal permettant de maximiser le débit effectif d'une transmission utilisant des codes LT coïncide avec le rendement optimal de la capacité avec blocage et vaut 0.85. La comparaison entre codes LT et ARQ (avec $a = 3$) montre qu'il est possible d'obtenir le même débit effectif en considérant des codes dans la couche physique de rendements différents.

La figure 4.15 présente le débit atteignable avec le codage LT en considérant la performance des codes LDPC de différents poids de colonnes dans la couche physique avec density evolution. On peut voir que le débit atteignable avec les codes LDPC est très proche de celui obtenu avec les codes optimaux (en pointillé) car le codage LT est bien moins sensible aux variations de la probabilité de blocage que l'ARQ. Ainsi, les performances du codage LT sont supérieures à celles obtenues avec ARQ ($a = 3$) alors que pour les codes idéaux, les performances étaient strictement identiques (voir figure 4.14). Par exemple, pour un rendement de 0.90, le débit atteignable avec ARQ est de 425 kb/s alors qu'il est de 540 kb/s pour le code LT. Le codage LT permet donc d'augmenter le débit effectif comparé aux techniques classiques.

Dans le cadre de la télésurveillance, le débit des données est de 500 kb/s. Pour améliorer l'autonomie du système optique, il est intéressant de déterminer la puissance optique minimale nécessaire dans le but d'assurer le débit correspondant à l'application médicale.

La figure 4.16 présente la puissance minimale nécessaire pour transmettre un débit effectif de 500 kb/s en fonction du rendement du code de la couche physique. On peut voir qu'il existe une valeur de rendement permettant de minimiser la

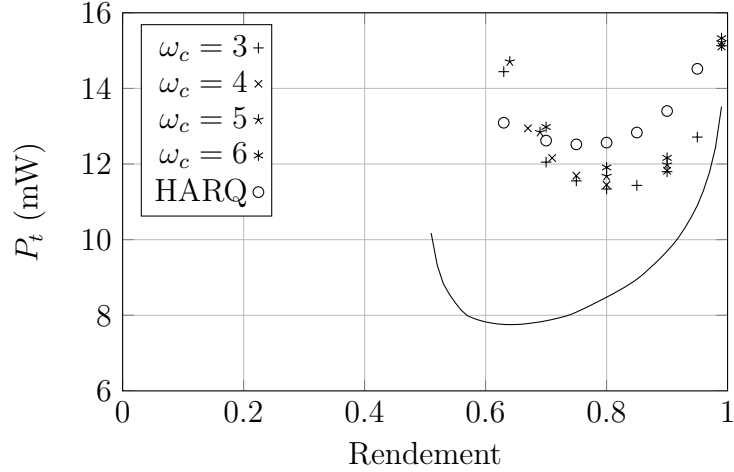


FIGURE 4.16: Puissance minimale requise pour la télésurveillance et pour $R_b = 1$ Mb/s

puissance optique émise. La courbe correspondant à la capacité avec blocage (trait plein) indique qu'il est impossible d'assurer un débit de 500 k/bs avec une puissance optique inférieure à 7.8 mW. Les puissances optiques nécessaires en utilisant ARQ ou LT sont situés approximativement à 4 mW de cette borne. Pour l'ARQ, il est possible d'assurer un débit effectif de 500 kb/s en utilisant un code LDPC de rendement 3/4 et une puissance optique de 12.5 mW. Pour le codage LT, le même débit effectif peut être assuré en utilisant un code LDPC de rendement 4/5 et une puissance optique de 11.3 mW. Ainsi, le codage LT permet de réduire la puissance optique nécessaire à l'application médicale et permet d'augmenter la durée de vie du système de transmission optique.

4.10 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons évalué la performance de différents codes correcteur d'effacement de niveau applicatif : les codes LDPC, les codes LT ainsi que le mécanisme ARQ sur le canal optique sans fil mobile. La conception d'un code LDPC est la plus délicate car l'établissement d'une communication fiable n'est possible que si les caractéristiques du canal de transmission sont connues. Les mécanismes ARQ et le codage LT sont plus robustes car ils ne nécessitent pas la connaissance des caractéristiques du canal. Cependant, l'ARQ est rapidement pénalisée par la valeur de la probabilité de blocage de la liaison alors que la performance du codage LT reste indépendante de la probabilité de blocage.

L'optimisation conjointe du contrôle d'erreur pour une liaison utilisant l'ARQ

hybride montre qu'il est nécessaire de considérer des codes correcteurs d'erreurs de rendements faibles permettant de limiter la valeur de la probabilité de blocage. Cette forte redondance dégrade alors les performances. De plus, cette dégradation se renforce si l'on considère la performance réelle des codes LDPC. De l'autre côté, le codage LT, dont la distribution des degrés a été optimisée, offre une solution quasi-optimale quelle que soit la probabilité de blocage et permet l'utilisation de codes de haut rendement, plus efficaces. Cette solution permet d'approcher la capacité avec blocage du canal optique sans fil. Enfin, nous avons mis en évidence que la puissance émise du système optique peut être réduite par l'utilisation d'un code LT comparé aux techniques classiques de retransmission.

Chapitre 5

Éléments sur le CDMA optique appliqué à la télésurveillance

Les chapitres précédents ont considéré des liaisons point à point entre un émetteur porté par le patient et le récepteur. Ce chapitre généralise les résultats précédents en considérant des liaisons multipoint-point correspondant à la télésurveillance de plusieurs patients dans le même environnement. Dans ce cas, plusieurs émetteurs optiques génèrent des données vers le récepteur optique.

La première partie de ce chapitre présente les différentes méthodes de contrôle d'accès. La technique Code Division Multiple Access (CDMA) est ensuite décrite ainsi que son application sur le canal optique sans fil. La seconde partie détermine les performances de l'OCDMA dans le cadre de l'application considérée pour les configurations LOS HT et diffuse en supposant une transmission sans bruit. On étudie donc uniquement l'impact de l'interférence d'accès multiple ou Multiple Access Interference (MAI) et de l'effet *near-far*.

5.1 Les différentes méthodes de contrôle d'accès

La question de l'accès multiple se pose à chaque fois que plusieurs sources (émetteurs) souhaitent transmettre un message à destination de un ou plusieurs destinataires (récepteurs) sur le même et unique canal de transmission. L'accès multiple permet de partager la capacité totale du canal pour la répartir entre les différents liens reliant les utilisateurs. Le canal de transmission peut être filaire ou sans fil. Si aucune précaution n'est prise, deux transmissions risquent d'être reçues au même moment. Le récepteur sera alors dans l'incapacité d'identifier l'un ou l'autre des messages (et les deux informations seront alors perdues).

L'accès multiple consiste à créer des canaux de transmission différents. Ainsi, pour chaque transmission, l'accès multiple fournit un canal de transmission indé-

pendamment de l'activité des autres noeuds. Le second rôle de l'accès multiple est d'attribuer la ressource (les différents canaux) aux différents utilisateurs.

Certaines méthodes d'accès reposent sur des accès aléatoires ainsi que le blocage de la ressource. D'autres méthodes établissent un lien (canal de transmission) entre l'émetteur et le récepteur de manière statique. Les méthodes d'allocations statiques reposent sur des techniques de multiplexage. Les principales méthodes de multiplexage sont :

Time Division Multiple Access est basé sur le multiplexage temporel. Le canal de transmission est alors divisé en différents intervalles de temps. Chaque intervalle est attribué à un utilisateur. Le principal défaut du TDMA est la difficulté de synchroniser les nombreuses stations mobiles. Pour éviter la MAI, des intervalles de garde sont insérés entre chaque utilisateur (ce qui réduit le débit utile global).

Frequency Division Multiple Access est basé sur le multiplexage fréquentiel. L'idée est ici d'attribuer une fréquence à chaque utilisateur. La séparation des utilisateurs étant effectuée par filtrage. Le filtrage n'étant pas parfait, il est nécessaire, là encore, d'insérer des bandes de gardes entre les différentes porteuses. En optique, on parle plutôt de Wavelength Division Multiple Access (WDMA) pour insister sur le fait que la division est réalisée en longueur d'onde. Une variante intéressante, l'OFDMA, consiste à attribuer des porteuses orthogonales entre elles à chaque utilisateur.

Space Division Multiple Access consiste à utiliser un multiplexage spatial pour différencier les canaux de transmission. Cette technique peut être réalisée en utilisant des antennes directives.

Code Division Multiple Access synchrone est une technique à étalement de spectre. Elle est basée sur l'orthogonalité de différentes séquences de code. En Direct Sequence-Spread Spectrum (DS-SS), chaque utilisateur possède un code permettant d'étaler les données à émettre. Pour le CDMA synchrone, chaque transmission est synchronisée sur un temps bit. Il est alors facile de choisir des codes parfaitement orthogonaux. Chaque utilisateur reçoit un code. En émission, l'utilisateur multiplie chaque bit par son code avant d'émettre. En réception, chaque utilisateur multiplie la séquence reçue par son code pour retrouver l'information (sans étalement de spectre). Le CDMA asynchrone repose sur le même principe mais relâche la contrainte au niveau de la synchronisation sur un temps bit. Les séquences peuvent alors ne plus respecter le principe d'orthogonalité ce qui entraîne l'apparition d'interférences d'accès multiple, MAI. D'une manière générale, les systèmes reposant sur le CDMA asynchrone présentent généralement des performances supérieures aux techniques TDMA, FDMA classiques.

5.2 Le CDMA optique

Pour pouvoir appliquer le CDMA asynchrone sur le canal optique, il est nécessaire de prendre en compte la contrainte de non-négativité (1.1) ainsi que la contrainte de puissance moyenne finie (1.2). La principale difficulté réside dans le fait de transformer le signal bipolaire en un signal unipolaire (dont l'amplitude est supérieure ou égale à zéro) pour respecter la contrainte de non-négativité. Il existe deux moyens pour réaliser cette conversion.

Le premier consiste à utiliser les mêmes codes bipolaires que pour le CDMA en RF. Pour cela, les données sont modulées en BPSK puis multipliées par le code bipolaire de l'utilisateur. Avant l'émission, une puissance continue est ajoutée au signal dans le but de respecter la contrainte de non négativité. En réception, cette puissance continue est extraite du signal utile. Le reste du récepteur est strictement identique à celui utilisé en RF.

Le second moyen consiste à utiliser des codes unipolaires. Ces codes sont directement appliqués sur les symboles OOK de l'utilisateur. En réception, les données d'un utilisateur sont récupérées en effectuant une corrélation du signal reçu ainsi qu'une décision basée sur un détecteur à seuil. Les codes unipolaires maintiennent l'orthogonalité en sélectionnant des codes creux.

Dans cette étude nous utilisons des codes unipolaires appelées Optical Orthogonal Codes (OOC) [85] et classiquement utilisés comme codes de référence dans les travaux sur l'OCDMA.

5.3 Chaîne de transmission OCDMA

Au niveau de l'émission, il est nécessaire, après l'opération réalisée par le modulateur OOK, de multiplier chaque symbole (0 ou 1) par le code de l'utilisateur. Ainsi, pour le symbole 1, c'est le code de l'utilisateur qui est transmis alors que pour le symbole 0, rien n'est transmis sur le canal. Pour les codes optiques orthogonaux, OOC, on fixe la durée du symbole à T que l'on divise en F intervalles appelés chips. Pour chaque code, il existe W chips à 1 et $F - W$ chips à 0. De plus, pour ces codes, les valeurs maximales de la fonction d'autocorrélation circulaire et d'intercorrélation circulaire sont fixées, par définition, à h_a et h_c . Pour le cas où $h_a = h_c = 1$, on peut montrer que le nombre maximal d'utilisateurs est alors donné par [85] :

$$N_{MAX} = \left\lfloor \frac{F - 1}{W(W - 1)} \right\rfloor. \quad (5.1)$$

Pour ces codes, il existe W^2 décalages possibles où 2 chips se superposent sur les F décalages possibles. Ainsi en considérant une émission équiprobable, la

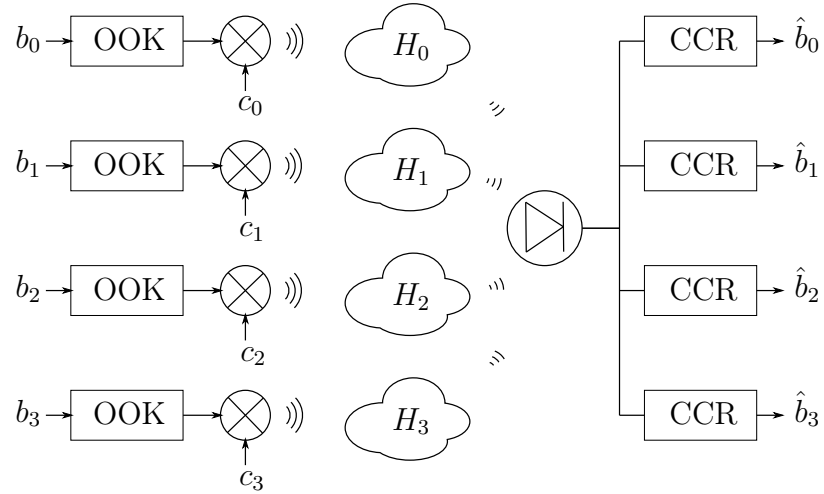


FIGURE 5.1: Chaîne de transmission OCDMA

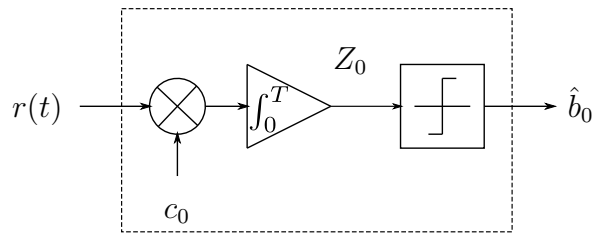


FIGURE 5.2: Récepteur conventionnel par corrélation

probabilité pour qu'un utilisateur interfère sur l'utilisateur désiré est donnée par :

$$p = \frac{W^2}{2F}. \quad (5.2)$$

Sur le canal de transmission optique sans fil, les signaux générés par les différents utilisateurs expérimentent une atténuation qui dépend de la position de l'émetteur dans l'environnement indoor (voir figure 5.1). En réception, la photodiode produit un signal correspondant à la somme des signaux des utilisateurs. Enfin, pour récupérer les données d'un utilisateur j , le récepteur conventionnel par corrélation, Conventional Correlation Receiver (CCR) effectue la corrélation du signal reçu par le code de l'utilisateur j puis détermine la valeur du bit à l'aide d'un comparateur à seuil. Le principe de fonctionnement du CCR est détaillé sur la figure 5.2.

Le signal reçu $r(t)$ peut être exprimé comme la somme des données codées

des différents utilisateurs pondérées par leurs atténuations respectives H_i :

$$r(t) = \sum_{i=0}^{N-1} H_i s_i(t), \quad (5.3)$$

où chaque donnée codée s_i peut être exprimée comme le produit de la donnée émise b_i par le code de l'utilisateur c_i correspondant :

$$r(t) = \sum_{i=0}^{N-1} H_i b_i c_i(t + l_i), \quad (5.4)$$

où l_i est le décalage en temps chip de l'utilisateur i . Dans le récepteur conventionnel, ce signal est dans un premier temps corrélé en le multipliant par le code de l'utilisateur désiré (ici, l'utilisateur 0) :

$$r_{corr}(t) = c_0(t) \sum_{i=0}^{N-1} H_i b_i c_i(t + l_i) \quad (5.5)$$

$$= H_0 b_0 c_0(t) c_0(t) + \sum_{i=1}^N H_i b_i c_i(t + l_i) c_0(t). \quad (5.6)$$

L'intégration de ce signal sur le temps bit permet de constituer la variable décisionnelle Z_0 de l'utilisateur désiré :

$$Z_0 = \int_0^T H_0 b_0(t) c_0(t) c_0(t) dt + \sum_{i=1}^{N-1} \int_0^T H_i b_i(t) c_i(t + l_i) c_0(t) dt \quad (5.7)$$

$$= H_0 W b_0 + \sum_{i=1}^{N-1} H_i I_i, \quad (5.8)$$

où $I_i = \int_0^T b_i(t) c_i(t + l_i) c_0(t) dt$.

Ainsi, la variable décisionnelle peut s'exprimer comme la somme de la contribution de l'utilisateur désiré (premier terme) et d'un terme lié à l'interférence d'accès multiple, MAI. Ce terme est toujours positif ou nul.

La variable décisionnelle Z_0 est ensuite comparée un seuil S . Si la variable est supérieure au seuil, le récepteur conventionnel fixe la valeur du bit \hat{b}_0 à 1, et 0 dans le cas contraire. La valeur du seuil doit être fixée entre 0 et $H_0 W$. Cependant, en l'absence de bruit, la valeur du seuil optimal doit être la plus élevée possible [86, 87] :

$$S_{opt} = H_0 W. \quad (5.9)$$

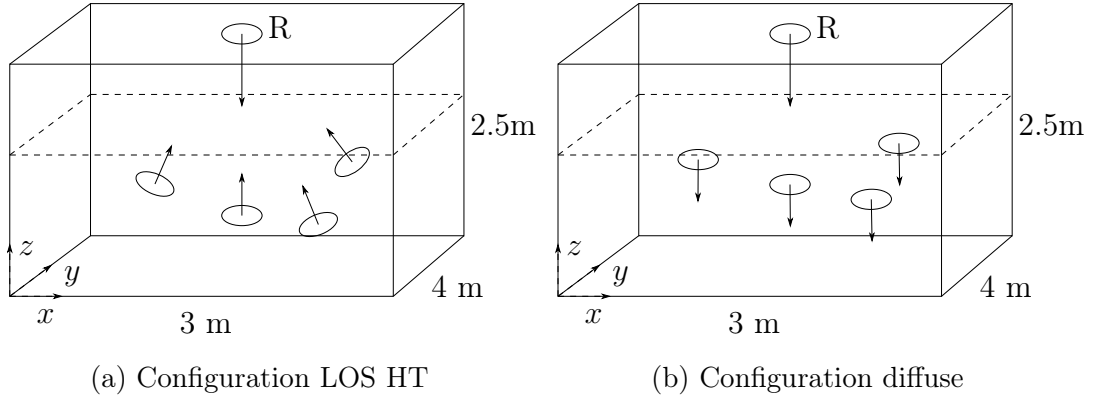


FIGURE 5.3: Configuration indoor pour le CDMA optique

5.4 Performances de l'OCDMA sur le canal optique mobile

Le système OCDMA considéré dans cette étude utilise la technique DS-SS. Les codes utilisés sont des codes OOC unipolaires et le récepteur est de type CCR. La valeur du seuil de décision est fixée à sa valeur optimale. Seule la voie montante (*uplink*) est considérée dans l'étude. La configuration étudiée est la même que celle des chapitres précédents. Les émetteurs sont situés à l'intérieur de la pièce et émettent leurs données vers le récepteur, placé au centre du plafond, en utilisant une liaison LOS HT (voir figure 5.3a) ou diffuse (voir figure 5.3b). De plus l'impact du bruit ne sera pas considéré¹. Seule l'interférence d'accès multiple ainsi que l'effet *near-far* sont pris en compte.

5.4.1 Probabilité d'erreur

D'une manière générale, la probabilité d'erreur du récepteur conventionnel peut se mettre sous la forme :

$$P_e = \frac{1}{2} \Pr(\hat{b}_i = 0 | b_i = 1) + \frac{1}{2} \Pr(\hat{b}_i = 1 | b_i = 0). \quad (5.10)$$

Or, en l'absence de bruit, la probabilité d'erreur sur les 1 est nulle car la MAI est toujours une quantité positive. On a alors, en considérant que l'utilisateur désiré

1. Ceci implique que les résultats ne dépendent pas de la puissance optique émise.

est $i = 0$:

$$P_e = \frac{1}{2} \Pr(\hat{b}_i = 1 | b_i = 0) \quad (5.11)$$

$$= \frac{1}{2} \Pr(Z_0 > S | b_i = 0) \quad (5.12)$$

$$= \frac{1}{2} \Pr\left(\sum_{i=1}^{N-1} H_i I_i \geq S\right) \quad (5.13)$$

$$= \frac{1}{2} \sum_{j=1}^{N-1} \Pr\left(\sum_{\substack{\text{sur } j \\ \text{termes}}} H_{i \neq 0} \geq S\right) \Pr\left(\sum_{i=1}^{N-1} I_i = j\right). \quad (5.14)$$

Cependant, déterminer le nombre de cas conduisant à un dépassement du seuil est une tâche difficile car il est nécessaire d'examiner j parmi $N - 1$ cas possibles (j variant de 1 à $N - 1$).

Il est néanmoins possible de considérer, en première approximation, la valeur moyenne de l'interférence.

$$P_e = \frac{1}{2} \sum_{j=1}^{N-1} \Pr\left(E\left(\sum_{\substack{\text{sur } j \\ \text{termes}}} H_{i \neq 0}\right) \geq S\right) \Pr\left(\sum_{i=1}^{N-1} I_i = j\right). \quad (5.15)$$

De plus, comme tous les H_i sont des variables aléatoires indépendantes on peut écrire :

$$P_e = \frac{1}{2} \sum_{j=1}^{N-1} \Pr\left(\sum_{\substack{\text{sur } j \\ \text{termes}}} E(H_{i \neq 0}) \geq S\right) \Pr\left(\sum_{i=1}^{N-1} I_i = j\right) \quad (5.16)$$

$$= \frac{1}{2} \sum_{j=1}^{N-1} \Pr\left(\sum_{\substack{\text{sur } j \\ \text{termes}}} \bar{H}_{i \neq 0} \geq S\right) \Pr\left(\sum_{i=1}^{N-1} I_i = j\right), \quad (5.17)$$

$$(5.18)$$

où $\bar{H}_{i \neq 0}$ correspond à l'interférence moyenne des utilisateurs interférents :

$$\bar{H}_{i \neq 0} = \frac{1}{N-1} \sum_{i \neq 0} H_i. \quad (5.19)$$

La probabilité d'erreur s'exprime alors en fonction du nombre d'utilisateurs interférents j :

$$P_e = \frac{1}{2} \sum_{j=1}^{N-1} \Pr(j \bar{H}_{i \neq 0} \geq S) \Pr\left(\sum_{i=1}^{N-1} I_i = j\right), \quad (5.20)$$

avec :

$$\Pr(j\bar{H}_{i \neq 0} \geq S) = \begin{cases} 0 & \text{pour } j < \frac{S}{\bar{H}_{i \neq 0}} \\ 1 & \text{pour } j \geq \frac{S}{\bar{H}_{i \neq 0}}. \end{cases} \quad (5.21)$$

En considérant un seuil optimal $S = H_0W$, la probabilité d'erreur peut alors se mettre sous la forme :

$$P_e = \frac{1}{2} \sum_{j=\lceil \frac{H_0W}{\bar{H}_{i \neq 0}} \rceil}^{N-1} \Pr\left(\sum_{i=1}^{N-1} I_i = j\right). \quad (5.22)$$

Pour les codes OOC considérés, la quantité $\Pr(\sum_{i=1}^{N-1} I_i = j)$ suit une loi binomiale de paramètres $B(N-1, p)$ où p est la probabilité qu'un utilisateur interfère sur l'utilisateur désiré définie en (5.2). La probabilité d'erreur peut finalement être exprimée par :

$$P_e = \frac{1}{2} \sum_{j=\lceil \frac{H_0W}{\bar{H}_{i \neq 0}} \rceil}^{N-1} \binom{N-1}{j} \left(\frac{W^2}{2F}\right)^j \left(1 - \frac{W^2}{2F}\right)^{N-1-j}. \quad (5.23)$$

5.4.2 Validation

Dans le but de valider l'expression théorique de la probabilité d'erreur, la figure 5.4 présente les probabilités d'erreur théoriques et simulées en fonction de la distance entre l'utilisateur désiré et le récepteur positionné au centre du plafond de la pièce. Ces résultats ont été obtenus en considérant une liaison LOS HT entre tous les émetteurs et le récepteur. L'hypothèse d'une liaison LOS FT n'est pas réaliste car le récepteur est dans l'incapacité de maintenir un alignement simultané avec plusieurs émetteurs. Les utilisateurs interférents possèdent des positions fixes et sont situés dans la pièce à une distance de 1 m du récepteur (donc ayant la même atténuation). Le code utilisé est un code OOC de longueur $F = 121$ et de poids $W = 3$.

Les résultats montrent que la probabilité d'erreur se dégrade lorsque le nombre d'utilisateurs augmente. La probabilité d'erreur augmente aussi lorsque la distance entre l'utilisateur désiré et le récepteur augmente ce qui est caractéristique de l'effet near-far. De plus, on peut voir que pour les variations de distance, la probabilité d'erreur évolue par paliers. Chaque palier correspond à un nombre minimal d'utilisateurs permettant de faire passer le niveau de l'interférence au dessus du seuil. Plus particulièrement, pour une distance de 1 m, tous les utilisateurs sont situés à la même distance du récepteur et expérimentent tous la même atténuation. Ainsi, la probabilité d'erreur obtenue pour ce point particulier est identique à celle obtenue dans les systèmes CDMA sur fibre [86, 87].

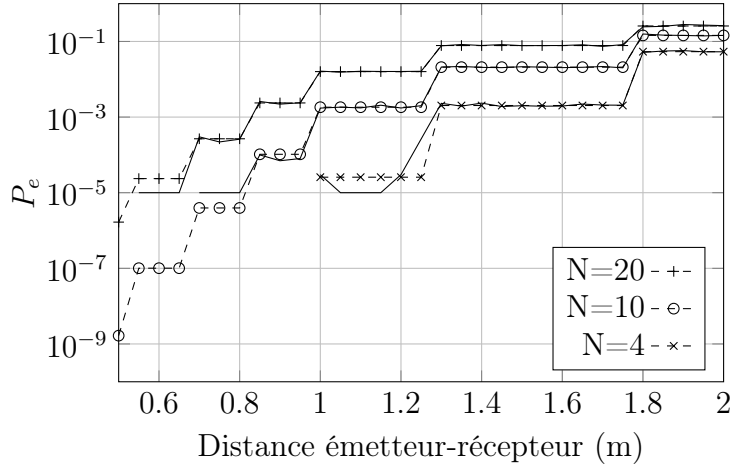


FIGURE 5.4: Probabilité d'erreur pour le code OOC(121,3)

Enfin, à partir des résultats obtenus, on peut voir que l'expression théorique permet de prédire correctement les résultats obtenus par simulation. Ceci permet donc de valider l'expression théorique obtenue précédemment.

5.4.3 Probabilité de blocage en LOS

Dans le but d'évaluer la performance du système en considérant la mobilité des émetteurs, on considère que chaque utilisateur peut se déplacer librement dans la pièce suivant une mobilité de type random waypoint. Les données sont émises en utilisant une liaison LOS HT. En utilisant l'équation (5.23), on peut déterminer pour chaque position, la probabilité d'erreur correspondante. On peut ainsi obtenir, pour une distribution de positions donnée, une distribution de probabilités d'erreur.

A cause de la MAI, il est possible que le lien de la communication entre l'utilisateur désiré et le récepteur ne respecte pas une qualité de service minimale (en terme de BER). Ainsi, il est possible à partir de la distribution de la probabilité d'erreur, de déterminer la probabilité de blocage que l'on peut définir comme la probabilité que la qualité de service du lien ne soit pas suffisante par rapport à une qualité de service donnée :

$$P_b = \Pr(BER \geq BER_{th}). \quad (5.24)$$

La figure 5.5 présente les résultats dans la configuration LOS HT pour $N = 4, 10$ et 20 utilisateurs différenciés par le code OOC(121,3). Les dimensions de la pièce ont été étendues à $9 \times 12 \times 2.5$ m. Le volume de mobilité est défini sur toute la surface mais à une hauteur limitée à 1.5 m. La performance en termes

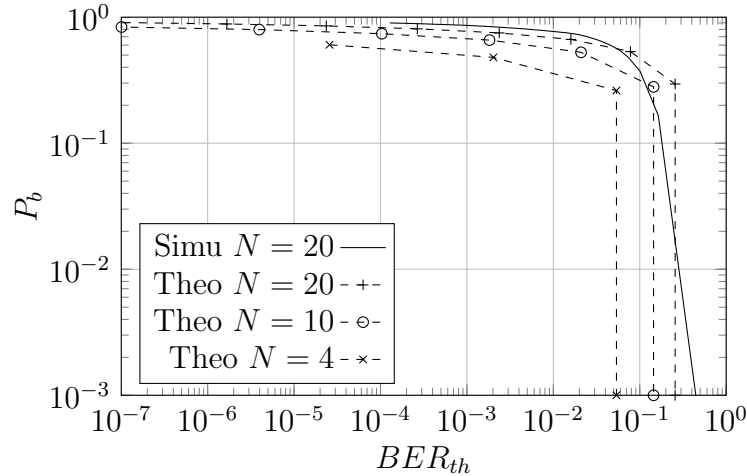


FIGURE 5.5: Probabilité de blocage en LOS pour le code OOC(121,3) dans une pièce de dimensions $9 \times 12 \times 2.5$ m

de probabilité de blocage obtenue par simulation pour $N = 20$ utilisateurs a aussi été reportée sur la figure 5.5 en trait plein. On peut voir, pour $N = 20$ utilisateurs, qu'il existe une différence entre la courbe théorique et la courbe simulée. En effet, les valeurs de BER obtenues en utilisant l'expression (5.23) sont discrètes puisqu'elles dépendent de la valeur de $\lceil H_0 W / \bar{H}_{i \neq 0} \rceil$. Au contraire, les valeurs de BER obtenues par simulation sont continues car elles sont estimées par la méthode de Monte Carlo.

Cependant, les résultats obtenus en utilisant l'expression théorique restent proches des résultats obtenus par simulation ce qui permet d'utiliser la formule (5.23) pour prédire les performances en termes de probabilité de blocage d'un système OCDMA. Enfin, sur la même figure, l'expression théorique est utilisée pour déterminer la performance dans le cas $N = 10$ et $N = 4$, on peut alors voir que pour une même qualité de service, la probabilité de blocage diminue lorsque le nombre d'utilisateurs diminue.

La figure 5.6 présente les mêmes résultats que la figure 5.5 mais pour le code OOC(1345,7). Ce code possède une longueur minimale permettant d'atteindre un BER inférieur à 10^{-9} dans le cas d'une transmission OCDMA sur fibre [86]. A titre de comparaison, la performance du code OOC(121,3) pour $N = 20$ est aussi reportée sur la figure 5.6. On peut remarquer, comme précédemment, que pour un même BER_{th} , la probabilité de blocage P_b augmente avec le nombre d'utilisateurs. De plus, pour le même nombre d'utilisateurs, on peut voir que l'augmentation de la longueur du code permet de diminuer la probabilité de blocage du lien. A l'opposé, il est possible pour une probabilité de blocage identique, d'augmenter la qualité de service en augmentant la longueur du code.

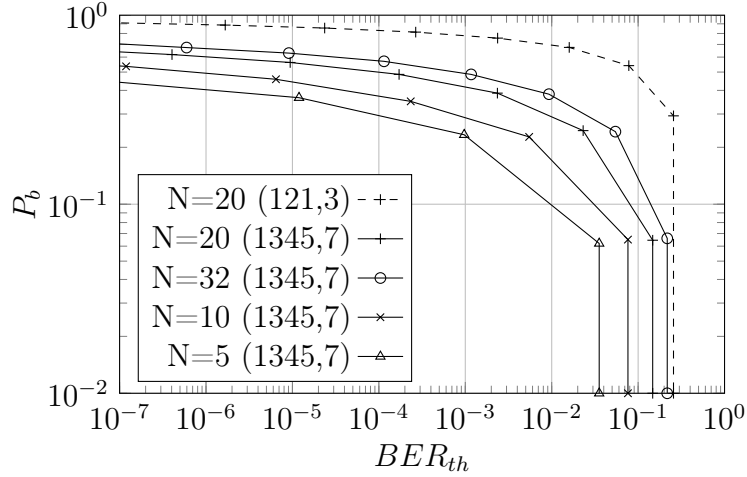


FIGURE 5.6: Probabilité de blocage en LOS pour le code OOC(1345,7) dans une pièce de dimensions $9 \times 12 \times 2.5$ m

5.4.4 Probabilité de blocage en diffus

L'étude des performances peut aussi être réalisée en diffus. Le modèle ceiling bounce est utilisé pour obtenir la distribution de H . Ce modèle ne prend en compte qu'une seule réflexion sur un des plans (sol) de la pièce.

La figure 5.7 présente la probabilité de blocage P_b du code OOC(121,3) dans le cas diffus obtenue en utilisant l'expression analytique (5.23) ainsi que par simulation (Monte Carlo). On peut voir que l'expression analytique est assez proche de la courbe obtenue par simulation. Ceci permet de valider l'expression analytique pour la configuration diffuse ainsi que son utilisation pour des longueurs de codes plus importantes.

La figure 5.8 présente la probabilité de blocage du code OOC(1345,7), dans une pièce de dimensions $9 \times 12 \times 2.5$ m dans le cas diffus et pour un nombre variable d'utilisateurs N , obtenue à partir de l'expression analytique. Les résultats sont aussi comparés avec les cas LOS (pour le même code et les mêmes N). On peut voir que l'augmentation du nombre d'utilisateurs entraîne une diminution des performances de la liaison. Ainsi, pour une même qualité de service, P_b augmente avec le nombre d'utilisateurs. De plus si on compare les performances du LOS et du diffus obtenues avec le modèle ceiling bounce, on peut remarquer que les performances sont quasiment identiques. Il serait alors intéressant de quantifier l'impact des autres réflexions dans la pièce sur la probabilité de blocage du lien.

L'impact des réflexions multiples a déjà été évaluée dans la thèse de Sina Torkestani [23], dans laquelle il présente une version modifiée du logiciel Rapsor [28] pour le canal optique développée par l'équipe SIC de Xlim à Poitiers. Ce logiciel

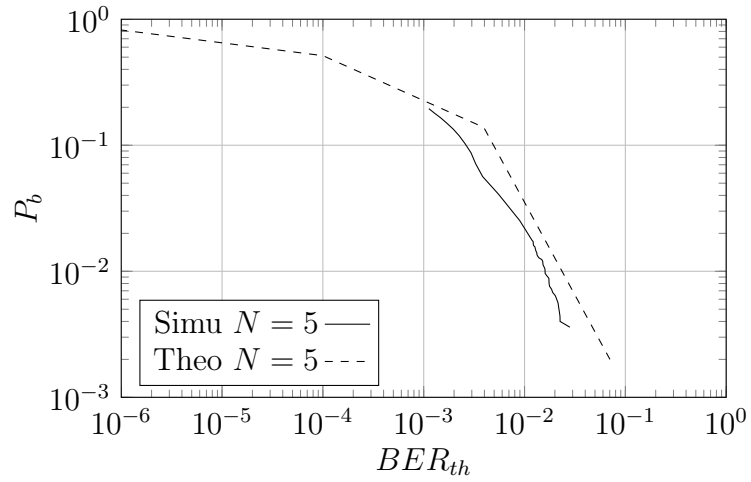


FIGURE 5.7: Probabilité de blocage en diffus pour le code OOC(121,3) dans une pièce de dimensions $3 \times 4 \times 2.5$ m

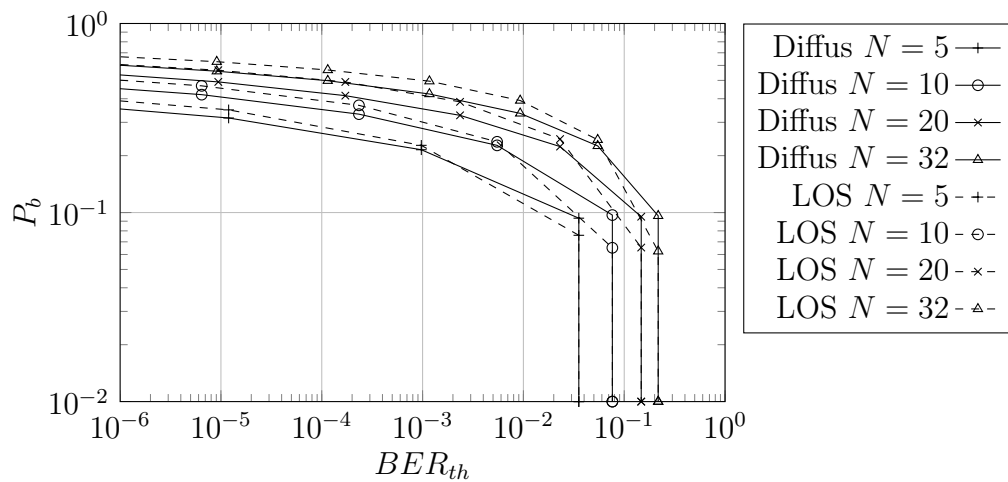


FIGURE 5.8: Probabilité de blocage en diffus pour le code OOC(1345,7) dans une pièce de dimensions $9 \times 12 \times 2.5$ m

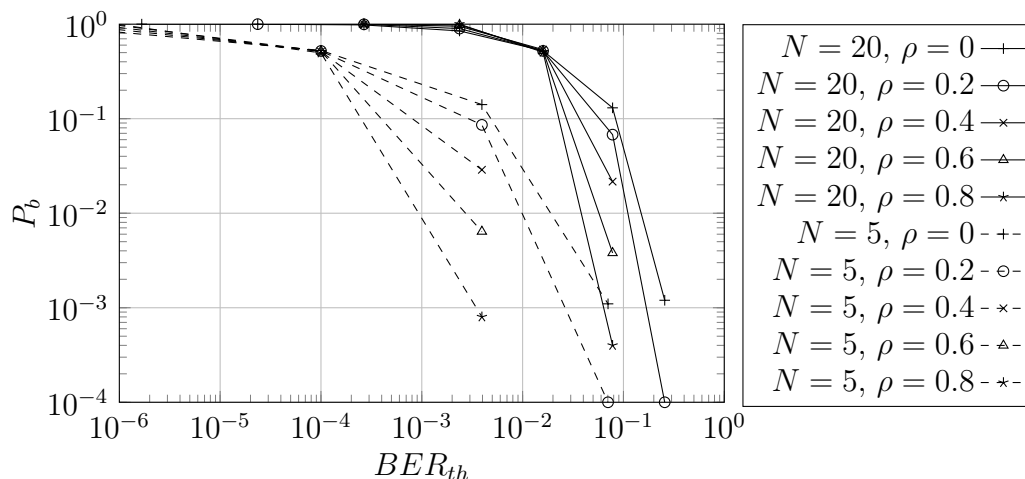


FIGURE 5.9: Probabilité de blocage de lien diffus obtenu avec Rapsor pour une pièce de dimensions $3 \times 4 \times 2.5$ m avec une réflectivité au sol de $\rho = 0.8$

est capable de déterminer la distribution de l'atténuation à l'aide d'une méthode de lancer de rayon. Le logiciel peut alors considérer en plus de la réflexion sur le sol, plusieurs réflexions de l'onde optique sur tous les murs de l'environnement indoor. Il est alors possible d'obtenir une distribution de H en tenant compte des réflexions sur toutes les surfaces de la pièce.

La figure 5.9 présente la probabilité de blocage d'un lien diffus pour un nombre de réflexions fixé à 3. L'étude a été réalisée pour différentes valeurs de réflectivité des murs de la pièce et en considérant un coefficient de réflectivité de 0.8 sur le sol (comme précédemment). On peut voir que les performances en termes de probabilité de blocage augmentent quand le coefficient de réflectivité ρ des murs augmente. De plus cette amélioration est d'autant plus importante que le nombre d'utilisateurs est faible. Ces résultats peuvent être comparés au modèle ceiling bounce pour lequel la réflectivité des mur est fixée à $\rho = 0$. Ainsi, les performances de la configuration diffuse semblent supérieures à celle obtenue en LOS si on prend en compte l'impact des murs.

5.5 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons évalué les performances de la technique OCDMA pour différencier les données des utilisateurs mobiles situés dans l'environnement indoor. Pour cela nous avons déterminé une expression de la probabilité d'erreur du système dans le cas où les utilisateurs expérimentent une atténuation différente. De plus, nous avons évalué la performance du système optique basé sur la

technique CDMA en termes de probabilité de blocage dans le cas LOS HT ainsi que dans le cas diffus. L'étude montre que la probabilité de blocage, pour une qualité de service donnée, se dégrade en fonction du nombre d'utilisateurs mais peut être améliorée en considérant des longueurs de codes plus importantes. De plus la configuration diffuse semble plus robuste que la liaison LOS HT face à l'effet *near-far* si l'on prend en compte l'impact de toutes les réflexions, c'est à dire l'impact de l'environnement.

Conclusion générale

Ce mémoire a présenté l'étude du codage de canal pour les communications optiques sans fil indoor. L'impact du codage a été considéré à la fois au niveau physique et au niveau applicatif en prenant en compte la mobilité de l'émetteur. L'optimisation conjointe du codage correcteur d'erreur et du codage correcteur d'effacement a été réalisée dans le but d'augmenter les performances de la transmission optique. L'application visée concerne la télésurveillance de patients hospitalisés en environnement indoor. L'originalité de ce travail réside dans le fait de prendre en compte la non-stationnarité du canal due à la mobilité de l'émetteur optique porté par le patient.

Le premier chapitre a introduit les communications optiques sans fil et a insisté sur les contraintes du canal optique IM/DD. Les deux configurations, LOS et diffus, classiquement utilisées en environnement indoor ont été comparées. Le contexte de l'application et ses contraintes ont été définis et le modèle de la communication optique utilisé dans le manuscrit a ensuite été présenté. La mobilité de l'émetteur optique a été décrite et intégrée dans le modèle. Enfin, les différentes techniques permettant de fiabiliser un lien de transmission sans fil ont été introduites.

Les performances théoriques qu'il est possible d'atteindre sur le canal optique mobile en termes de probabilité de blocage et de capacité avec blocage ont été établies au second chapitre. Dans le contexte de la télésurveillance d'un patient mobile dans une chambre d'hôpital, les résultats ont montré que, dans le cas LOS, la probabilité de blocage peut être réduite à une valeur arbitrairement faible en diminuant le rendement du code. Dans le cas diffus, de fortes atténuations entraînent une probabilité de blocage non nulle même pour des rendements de code faibles et imposent des contraintes fortes sur les performances de la liaison.

De plus, la capacité avec blocage du canal optique sans fil mobile a été étudiée dans le cas LOS et diffus. Les résultats ont permis d'illustrer que la capacité avec blocage est maximisée pour des valeurs de probabilité de blocage élevées correspondant à des hauts rendements de code. Là encore, nous avons mis en évidence que la configuration diffuse imposait des contraintes plus fortes que dans le cas LOS. Enfin, l'étude a permis, pour les deux configurations LOS et

diffus, d'optimiser la valeur du rendement du code correcteur d'erreur de la couche physique pour maximiser le débit atteignable.

Les performances du codage correcteur d'erreur sur le canal optique sans fil mobile ont été établies dans le troisième chapitre pour une configuration diffuse. L'étude a déterminé les performances des codes de Reed Solomon ainsi que des codes LDPC en terme de probabilité d'erreur bloc. Les résultats ont montré que les codes LDPC présentent des taux d'erreur bloc moins élevés que les codes RS grâce aux propriétés de leur décodage. De plus, pour des puissances optiques émises élevées la présence d'un plancher d'erreur a été constatée pour tous les codes, rendant impossible l'établissement d'une communication fiable basée uniquement sur le code correcteur d'erreur de la couche physique.

De plus, la performance des codes a été comparée à la borne obtenue dans le second chapitre. Nous avons mis en évidence pour des valeurs de rendements faibles, que le taux d'erreur bloc des codes LDPC reste éloigné de la limite de Shannon ce qui limite leur efficacité. A l'opposé, l'efficacité des codes peut être améliorée en augmentant le rendement, au prix cependant d'une probabilité de blocage plus élevée. Ce compromis se répercute alors sur les couches supérieures qui doivent retrouver l'information transmise lors des nombreux événements de blocage.

Les performances du codage correcteur d'effacement ont été déterminé dans le quatrième chapitre en considérant l'impact du code correcteur d'erreur de la couche physique ainsi que les contraintes du canal optique sans fil mobile dans la configuration diffuse. Les performances des codes fontaine de type LT, dont la distribution des degrés à été optimisée, ont été évaluées et comparées à celles obtenues avec les méthodes classiques de type ARQ. Les résultats ont montré que les codes LT sont plus robustes et permettent d'augmenter le débit effectif de la transmission optique alors que l'ARQ est rapidement pénalisée lorsque la probabilité de blocage du lien est importante. Enfin, pour l'application de télé-surveillance considérée, nous avons mis en évidence, pour un débit effectif donné, qu'il était possible avec l'utilisation du codage LT, de réduire la puissance optique émise et ainsi d'augmenter la durée de vie du système.

Le cinquième chapitre a abordé les performances d'un système optique multi-utilisateurs OCDMA. Les performances ont été déterminées en utilisant une expression analytique approchée et comparées aux performances obtenues par simulation. De plus la probabilité de blocage a été estimée dans le cas LOS HT et diffus. Les résultats ont montré que la liaison diffuse est plus robuste que la liaison LOS face à l'effet *near-far* lorsque l'on considère l'impact de l'environnement produisant plusieurs réflexions optiques.

De nombreuses perspectives peuvent être données à ce travail de thèse. La plus intéressante consiste à adopter une conception cross layer entre les couches

physique et liaison de données pour augmenter les performances. En effet, le goulet d'étranglement du schéma de transmission décrit dans cette thèse se situe lors de la détection d'erreur car les trames erronées (après le traitement du FEC) sont écartées alors qu'elles contiennent une quantité non nulle d'information.

L'approche consiste à fusionner le traitement réalisé par le code correcteur d'erreur et le code détecteur d'erreur. Lorsqu'un bloc erroné est détecté, il est conservé par le récepteur puis combiné avec le bloc retransmis par le code correcteur d'erreur de la couche physique. Ainsi, le système n'est plus limité par la capacité avec blocage. Le débit maximum atteignable et alors donné par la capacité ergodique du canal.

Pour le CDMA, une étude plus complète est nécessaire pour déterminer les performances réelles du système. Il est en effet important de prendre en compte l'impact de la distorsion multitrajet (négligée dans cette étude) pour des facteurs d'étalement élevés. Les récepteurs Rake sont alors classiquement utilisés pour combattre cette distorsion.

La réalisation d'un démonstrateur est aussi une perspective intéressante et permettrait de comparer les performances obtenues par simulation avec les performances expérimentales afin de pouvoir être implanté *in situ* et *in vivo* au sein de l'hôpital.

Annexe A

Expression analytique de P_{out}

A.1 Approximation

On considère une pièce de dimension x_{max} , y_{max} et z_{max} . A partir du SNR_0 , on calcule l'atténuation H_0 (qui dépend de la configuration). De plus, si l'atténuation ne dépend que de la distance entre l'émetteur et le récepteur, il est possible de déterminer la distance d_0 correspondante. L'ensemble des points situés à une distance d_0 du récepteur représente alors une sphère centrée sur le milieu du plafond. La figure A.1 présente la configuration indoor sur le plan $(0, x, y)$.

La probabilité de blocage peut alors être estimée en déterminant la fraction des positions de l'émetteur situées à l'extérieur de cette sphère. Dans le but de déterminer la probabilité de blocage pour des valeurs qui tendent vers 0, il est nécessaire de faire tendre d_0 vers la distance maximum pouvant séparer l'émetteur et le récepteur $D = \sqrt{x_{max}^2/4 + y_{max}^2/4 + d_z^2}$ où d_z est la distance verticale entre l'émetteur et le récepteur. La projection de d_0 sur le plan $(0, x, y)$, d_{0xy} et la distance h entre le coin et la projection de la sphère peuvent alors être exprimées

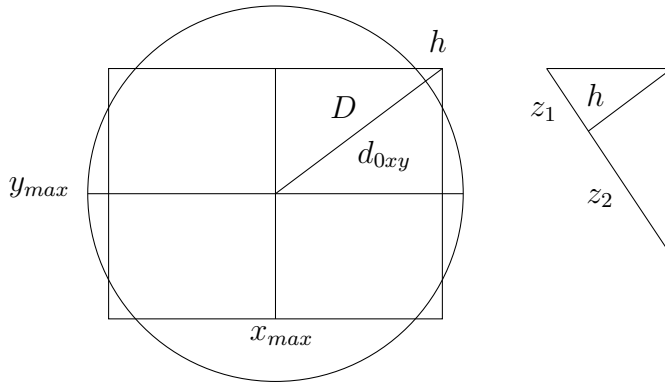


FIGURE A.1: Configuration indoor sur le plan $(0, x, y)$

par :

$$d_{0xy} = \sqrt{d_0^2 - D^2} \quad h = \sqrt{\frac{x_{max}^2}{4} + \frac{y_{max}^2}{4}} - d_{0xy}. \quad (\text{A.1})$$

En considérant la sphère comme localement plane, on peut calculer la longueur du segment située à l'intérieur de la pièce en estimant z_1 et z_2 :

$$z_1 = h \frac{y_{max}}{x_{max}} \quad z_2 = h \frac{x_{max}}{y_{max}} \quad z = h \left(\frac{y_{max}}{x_{max}} + \frac{x_{max}}{y_{max}} \right). \quad (\text{A.2})$$

L'aire du triangle peut alors être calculée et vaut :

$$A_r = \frac{h^2(x_{max}^2 + y_{max}^2)}{2S_{room}}, \quad (\text{A.3})$$

où S_{room} est la surface de la pièce. La probabilité de blocage peut finalement être estimée en ramenant l'aire des quatre coins sur la surface de la pièce :

$$P_{out} = \frac{2h^2(x_{max}^2 + y_{max}^2)}{S_{room}^2}. \quad (\text{A.4})$$

En utilisant ces équations, il est possible de déterminer la probabilité de blocage à partir du SNR_0 dans le cas d'une mobilité uniforme en 2D. Cependant, l'expression de P_{out} en fonction de d_0 n'admet pas de forme simple.

A.2 Série de Taylor

Dans le but d'obtenir une expression simple liant P_{out} et d_0 , il est possible d'approximer les équations précédentes en utilisant les séries de Taylor autour de 0 *i.e.*, quand d_0 tend vers D .

En utilisant l'équation A.1, on peut exprimer h^2 par :

$$h^2 = \frac{x_{max}^2}{4} + \frac{y_{max}^2}{4} + d_0^2 - d_z^2 - \sqrt{x_{max}^2 + y_{max}^2} \sqrt{d_0^2 - d_z^2}. \quad (\text{A.5})$$

Dans le dernier terme de l'équation A.5, que l'on appelle I , on ajoute et retranche $x_{max}^2/4 + y_{max}^2/4$ sous la racine pour faire apparaître $-D^2$. On obtient alors :

$$I = \sqrt{\frac{x_{max}^2}{4} + \frac{y_{max}^2}{4}} \sqrt{1 + \frac{4(d_0^2 - D^2)}{x_{max}^2 + y_{max}^2}}. \quad (\text{A.6})$$

On peut alors effectuer un développement en série de Taylor sur le second terme autour de 0.

$$\sqrt{1 + \frac{4(d_0^2 - D^2)}{x_{max}^2 + y_{max}^2}} \approx 1 + \frac{2(d_0^2 - D^2)}{x_{max}^2 + y_{max}^2} - \frac{2(d_0^2 - D^2)^2}{(x_{max}^2 + y_{max}^2)^2}. \quad (\text{A.7})$$

En substituant ce résultat dans l'équation précédente, on trouve :

$$I = 2\left(\frac{x_{max}^2}{4} + \frac{y_{max}^2}{4}\right) + 4(d_0^2 - D^2) - \frac{(d_0 - D^2)^2}{x_{max}^2 + y_{max}^2}. \quad (\text{A.8})$$

L'expression approchée de h^2 vaut alors :

$$h^2 = \frac{(d_0^2 - D^2)^2}{x_{max}^2 + y_{max}^2}. \quad (\text{A.9})$$

Enfin, la probabilité de blocage peut alors être déterminée en fonction de d_0 par :

$$P_{out} = \frac{2(d_0^2 - D^2)^2}{S_{room}^2}. \quad (\text{A.10})$$

Cette expression constitue une approximation obtenue avec les séries de Taylor autour de 0. Elle permet d'estimer la probabilité de blocage en fonction de d_0 et des dimensions de la pièce.

Annexe B

Calcul haute performance

Le but de cette annexe est de décrire la mise en place d'une solution de calcul haute performance permettant d'exécuter l'algorithme differential evolution utilisé pour optimiser la distribution des degrés d'un code fontaine.

B.1 Introduction

Traditionnellement, les logiciels ont été écrits en décomposant un problème complexe en une série d'instructions simples. Ces instructions sont exécutées, par le CPU, les unes à la suite des autres (à chaque instant, une seule instruction est exécutée).

Au sens le plus simple, le calcul parallèle est une version généralisée du cas précédent. Le problème est alors divisé en parties pouvant être traitées séparément. Chaque partie est alors décomposée en série instruction et chaque flot d'instruction est exécuté par un CPU. A chaque instant, plusieurs instructions peuvent être exécutées en même temps. Les différents CPU peuvent se trouver sur la même puce (processeur multi-cœur), sur la même carte et/ou sur différents ordinateurs reliés par un réseau.

B.2 Taxinomie de Flynn

La taxinomie de Flynn est une classification des architectures d'ordinateur, proposée par Michael J. Flynn en 1966. Elle distingue quatre catégories :

Single Instruction Single Data (SISD) : seulement une instruction est exécutée à chaque instant et un seul flot de donnée est utilisé. C'est l'architecture classique d'un ordinateur série (non-parallèle).

Single Instruction Multiple Data (SIMD) : l'ensemble des CPU exécute la même instruction à chaque instant (les données sont bien sur différentes].

Cette catégorie inclue notamment les GPU utilisés par les cartes graphiques.

Multiple Instruction Single Data (MISD) : un seul flot de donnée est envoyé vers les différents CPU qui exécutent des instructions différentes. Très peu d'ordinateurs sont basés sur cette architecture.

Multiple Instruction Multiple Data (MIMD) : chaque CPU possède un flot d'instruction et un flot de donnée indépendant d'un autre CPU. C'est l'architecture utilisée par les processeur multi-cœur et les supercalculateurs.

Seules les trois dernières catégories correspondent à des ordinateurs parallèles.

B.3 Architecture de la mémoire

La mémoire d'un ordinateur parallèle peut être organisée de manière très différente. On distingue généralement les ordinateur parallèles à mémoire partagée, à mémoire distribuée et les architecture hybrides.

B.3.1 Mémoire partagée

Dans cette architecture, tous les processeurs ont accès à la même mémoire centrale. Chaque processeur est indépendant et peut modifier le contenu de la mémoire. Toute modification est visible par l'ensemble des processeurs. On distingue deux catégories suivant le temps d'accès à la mémoire. La mémoire UMA (Uniform Memory Access) donne une temps d'accès identique quel que soit le processeur. Ce design est notamment utilisé dans les machines multi-cœur. Dans une mémoire NUMA (Non Uniform Access Memory), le temps d'accès à la mémoire dépend du processeur. Ce design se retrouve lorsque plusieurs nœuds sont interconnectés. Ainsi un processeur bénéficiera d'un temps d'accès plus faible si la donnée se trouve dans sa mémoire locale et plus long si la donnée est stockée sur un autre nœud. L'avantage de la mémoire partagée est qu'elle simplifie énormément la communication inter-processus. Cependant, cette solution souffre de problème de passage à l'échelle. L'ajout de nœuds entraîne alors une augmentation du trafic pour maintenir la cohérence de la mémoire.

B.3.2 Mémoire distribuée

Les systèmes à mémoire distribuée reposent sur un réseau permettant de relier l'ensemble des nœuds, chaque nœud possède sa propre mémoire, ainsi, un changement dans la mémoire d'un nœud n'a aucun impact sur la mémoire des

autres nœuds. Lorsqu'un nœud veut accéder aux données d'un autre nœud, il doit le demander explicitement. Ces systèmes permettent un excellent passage à l'échelle car chaque nœud est autonome. Le coût est aussi réduit (proportionnel au nombre de nœuds), de plus le réseau peut être un simple réseau local Ethernet. Les inconvénients concernent principalement les communications inter-processus puisque le programmeur est alors responsable de la synchronisation, du transfert de donnée...

B.3.3 Mémoire hybride

Les supercalculateurs actuels utilisent en fait une combinaison des architectures à mémoire partagée et distribuée. La mémoire partagée est utilisée par les différents processeurs situés sur le même nœud alors que la mémoire distribuée est utilisée entre des nœuds différents.

B.4 Modèle de programmation

Les modèles de programmation permettent de dissocier l'écriture du programme, et la machine cible. Il existe plusieurs modèles de programmation. Certains sont basés sur des modèles à mémoire partagée, d'autres sur des modèles à mémoire distribuée. Les modèles de programmation sont une abstraction du matériel et la mémoire. On peut ainsi rencontrer des modèles de programmation distribués sur des machines à mémoire partagée et des modèles distribués sur des machines à mémoire partagée.

B.4.1 Modèle de thread

Les threads sont basés sur le modèle à mémoire partagée et permettent à un processus d'exécuter des tâches en parallèle. A la différence des processus, les threads partagent le même espace mémoire, ainsi, lorsque un thread modifie une zone mémoire, cette modification est visible par tous les autres threads. Des mécanismes de synchronisation sont aussi nécessaires pour assurer que certaines données ne soit pas modifiées en même temps. Des efforts de standardisation ont abouti à deux implémentations de thread différentes : les threads POSIX et OpenMP.

B.4.2 Modèle à échange de message

Les modèles à échange de messages sont basés sur le modèle à mémoire distribuée ainsi, si un nœud sur le réseau veut accéder à une zone mémoire présente

sur un autre nœud (ou une zone mémoire non locale), l'échange de données est effectué par l'envoi et la réception de messages entre les différents nœuds. Le transfert de données entre deux nœuds nécessite la coopération explicite de ces deux nœuds (par l'intermédiaire d'un `send()` coté émetteur et d'un `receive()` coté destinataire).

En 1992, une interface standard a été définie pour l'échange de message appelé Message Passing Interface (MPI). Cette interface est implémentée par différentes bibliothèques (la plus active étant sûrement Open MPI).

B.4.3 SPMD ou MPMD

Les modèles SPMD (Single Program Multiple Data) ou MPMD (Multiple Program Multiple Data) sont en fait une classification différente et peuvent être vus comme une abstraction haut niveau pouvant être utilisée au dessus des modèles présentés précédemment.

Dans le modèle SPMD, toutes les tâches exécutent la même copie du programme simultanément. Cependant, chaque tâche peut utiliser des données différentes. Dans un programme SPMD, chaque tâche est capable d'identifier la portion de code du programme qu'elle doit exécuter.

Dans le modèle MPMD, chaque tâche exécute un programme différent. Ainsi il est nécessaire de développer plusieurs programmes indépendants pour résoudre un seul problème. Les programmes MPMD sont moins répandus que les programmes SPMD.

La bibliothèque Open MPI permet de choisir le modèle SPMD ou MPMD simplement au lancement des tâches.

B.5 Considérations techniques

Dans le but de minimiser le coût lié au matériel, la solution la plus raisonnable consiste à utiliser des ordinateurs de bureau classiques reliés par un réseau local de type Ethernet. Ainsi il est possible de mettre en place, pour un coût limité, une solution de calcul haute performance basé sur un système à mémoire distribuée.

Au niveau du modèle de programmation, le choix s'est fait en fonction de l'application. Differential evolution est en effet un algorithme très modulaire où chaque agent est indépendant. De plus, les informations échangées entre les différents agents sont faibles et bien définies (les paramètres de la fonction ainsi que son résultat). Ainsi, l'utilisation d'un modèle à échange de message a été sélectionné. Le choix de la bibliothèque retenue s'est portée sur Open MPI (ce choix n'a que peu d'impact).

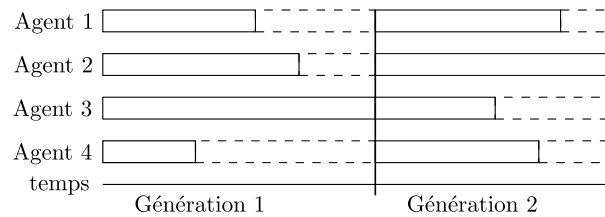


FIGURE B.1: Charge avec barrière de synchronisation

B.6 Parallélisation de l'algorithme differential evolution

L'algorithme differential evolution peut être parallélisé de manière très efficace. En effet, chaque agent étant indépendant, le problème peut être décomposé en N tâches où chaque tâche correspond à un agent et où toutes les tâches sont exécutées en parallèle.

Chaque génération correspond alors, pour chaque agent, à la génération d'un agent potentiel, à l'évaluation de la fonction pour cet agent et à la sélection (tous les agents étant exécutés en parallèle). Lorsque qu'un agent passe l'étape de sélection, un mécanisme de synchronisation le stoppe. Lorsque tous les agents ont passé l'étape de sélection, on passe à la génération suivante et tous les agents sont relancés. Cette implémentation est illustrée sur la figure B.1.

Cependant cette approche reste inefficace car elle engendre un mauvais équilibrage de charge. En effet, le temps d'exécution de la fonction est une variable aléatoire et peut varier d'un ordre de grandeur pour deux solutions différentes (surtout au début de l'algorithme).

Afin de rééquilibrer la charge, il est nécessaire de répartir les calculs "à la volée". Pour cela, une solution élégante consiste à ajouter une tâche maître (ordonnanceur) dont le rôle est de fournir les données aux autres tâches. Lorsque qu'une tâche a traité les données, elle effectue une demande auprès de la tâche maître pour obtenir de nouvelles données. La charge typique de cette solution est illustrée sur la figure B.2. A la différence de l'implémentation précédente, la notion de génération disparaît car chaque agent évolue indépendamment des autres.

Dans l'algorithme DE, l'étape de la génération de l'agent potentiel revient naturellement à la tâche maître. Étrangement, l'étape de sélection peut aussi être intégrée à cette tâche. Ainsi, les agents peuvent se contenter d'exécuter la fonction dès qu'ils reçoivent des données et de renvoyer le résultat de la fonction à la tâche maître. De son côté la tâche maître attend simplement de recevoir un résultat (qui peut provenir de n'importe quel agent), effectue l'étape de sélection en fonction du résultat précédent, calcule la nouvelle position de l'agent potentiel

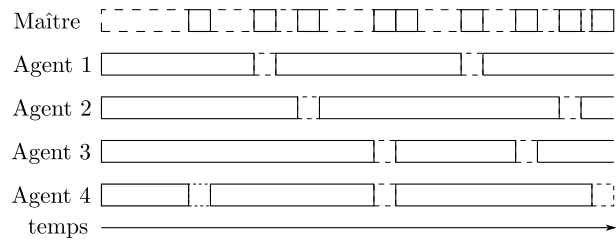


FIGURE B.2: Charge avec ordonnanceur

et l'envoi à l'agent concerné. Le pseudocode est présenté sur l'algorithme B.1. Cet algorithme effectue exactement les mêmes traitements de celui présenté au chapitre 4. Il est intéressant de comparer la version originale ainsi que la version parallèle.

Algorithme B.1 Differential evolution (version parallèle)

```

1: if  $rank = 0$  then                                     ▷ Nœud maitre
2:   for  $i \leftarrow 1, numtasks$  do                       ▷ Pour tout les agents
3:      $\rho_i \leftarrow 0$                                      ▷ Initialisation
4:      $\epsilon_i \leftarrow \infty$ 
5:     Choisir  $\rho'_i$  au hasard                               ▷ Solution candidate
6:     Envoyer  $\rho'_i$  à agent  $i$ 
7:   end for
8:   repeat
9:     Recevoir  $\epsilon'_i$  de agent  $i$ 
10:    if  $\epsilon'_i < \epsilon_i$  then                           ▷ Sélection
11:       $\epsilon_i \leftarrow \epsilon'_i$ 
12:       $\rho_i \leftarrow \rho'_i$ 
13:    end if
14:    Choisir 3 agents distincts  $a, b, c$ 
15:     $\rho_p = \rho_c + F(\rho_a - \rho_b)$                        ▷ Mutation
16:    if  $rand < CR$  then
17:       $\rho'_{ij} \leftarrow \rho_{pj}$                            ▷ Crossover
18:    end if
19:    Envoyer  $\rho'_i$  à agent  $i$ 
20:  until true
21: else                                                     ▷ Tout les agents
22:   Recevoir  $\rho'_i$ 
23:    $\epsilon'_i \leftarrow f(\rho'_i)$                            ▷ Evaluation de la fonction à minimiser
24:   Envoyer  $\epsilon'_i$ 
25: end if

```

Bibliographie

- [1] J. Barry, *Wireless optical communication systems*. Springer, 1994.
- [2] J. Kahn and J. Barry, “Wireless infrared communications,” *Proceedings of the IEEE*, vol. 85, no. 2, pp. 265–298, 1997.
- [3] S. Hranilovic, *Wireless Infrared Communications*. Springer, 2005.
- [4] F. R. Gfeller and U. Bapst, “Wireless in-house data communication via diffuse infrared radiation,” *Proceedings of the IEEE*, vol. 67, no. 11, pp. 1474–1486, 1979.
- [5] T. Komine and M. Nakagawa, “Fundamental analysis for visible-light communication system using LED lights,” *Consumer Electronics, IEEE Transactions on*, vol. 50, no. 1, pp. 100–107, 2004.
- [6] G. A. Shaw, A. M. Siegel, J. Model, and D. Greisokh, “Recent progress in short-range ultraviolet communication,” in *Defense and Security*. International Society for Optics and Photonics, 2005, pp. 214–225.
- [7] Z. Ghassemlooy, W. Popoola, and S. Rajbhandari, *Optical wireless communications : system and channel modelling with MATLAB*. CRC Press, 2012.
- [8] X. Zhu and J. M. Kahn, “Free-space optical communication through atmospheric turbulence channels,” *Communications, IEEE Transactions on*, vol. 50, no. 8, pp. 1293–1300, 2002.
- [9] V. W. Chan, “Free-space optical communications,” *Journal of Lightwave technology*, vol. 24, no. 12, pp. 4750–4762, 2006.
- [10] R. Ramirez-Iniguez and R. Green, “Indoor optical wireless communications,” in *Optical Wireless Communications (Ref. No. 1999/128), IEE Colloquium on*. IET, 1999, pp. 14–1.
- [11] Z. Ghassemlooy and A. Hayes, “Indoor optical wireless communications systems – part 1 : Review,” *School of Engineering, Northumbria University*, 2003.
- [12] H. Elgala, R. Mesleh, and H. Haas, “Indoor optical wireless communication : potential and state-of-the-art,” *Communications Magazine, IEEE*, vol. 49, no. 9, pp. 56–62, 2011.

- [13] “Action européenne cost opticwise,” <http://opticwise.uop.gr/>.
- [14] “Projet omega,” www.ict-omega.eu.
- [15] A. Cailean, B. Cagneau, L. Chassagne, S. Topsu, Y. Alayli, and J.-M. Blosseville, “Visible light communications : Application to cooperation between vehicles and road infrastructures,” in *Intelligent Vehicles Symposium (IV), 2012 IEEE*. IEEE, 2012, pp. 1055–1059.
- [16] F. Hanson and S. Radic, “High bandwidth underwater optical communication,” *Applied optics*, vol. 47, no. 2, pp. 277–283, 2008.
- [17] C. Gabriel, “Caractérisation du canal pour un système de transmission optique sous-marine et analyse des performances,” Ph.D. dissertation, Université d’Aix-Marseille, 2013.
- [18] M. Toyoshima, “Trends in satellite communications and the role of optical free-space communications,” *Journal of Optical Networking*, vol. 4, no. 6, pp. 300–311, 2005.
- [19] D. J. Heatley, D. R. Wisely, I. Neild, and P. Cochrane, “Optical wireless : The story so far,” *Communications Magazine, IEEE*, vol. 36, no. 12, pp. 72–74, 1998.
- [20] S. Williams, “Irda : past, present and future,” *Personal Communications, IEEE*, vol. 7, no. 1, pp. 11–19, 2000.
- [21] F. Gfeller and W. Hirt, “Advanced infrared (AIr) : physical layer for reliable transmission and medium access,” in *Broadband Communications, 2000. Proceedings. 2000 International Zurich Seminar on*. IEEE, 2000, pp. 77–84.
- [22] R. T. Valadas, A. R. Tavares, A. Duarte, A. C. Moreira, and C. T. Lomba, “The infrared physical layer of the IEEE 802.11 standard for wireless local area networks,” *Communications Magazine, IEEE*, vol. 36, no. 12, pp. 107–112, 1998.
- [23] S. S. Torkestani, “Contribution à l’étude d’un réseau de communications optiques sans fils indoor – application à la télésurveillance en milieu hospitalier,” Ph.D. dissertation, Université de Limoges, 2012.
- [24] M. Paksuniemi, H. Sorvoja, E. Alasaarela, and R. Myllyla, “Wireless sensor and data transmission needs and technologies for patient monitoring in the operating room and intensive care unit,” in *Engineering in Medicine and Biology Society, 2005. IEEE-EMBS 2005. 27th Annual International Conference of the*. IEEE, 2006, pp. 5182–5185.
- [25] A. Boucouvalas, “Indoor ambient light noise and its effect on wireless optical links,” *IEE Proceedings-Optoelectronics*, vol. 143, no. 6, pp. 334–338, 1996.

- [26] J. R. Barry, J. M. Kahn, W. J. Krause, E. A. Lee, and D. G. Messerschmitt, "Simulation of multipath impulse response for indoor wireless optical channels," *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, vol. 11, no. 3, pp. 367–379, 1993.
- [27] J. M. Kahn, W. J. Krause, and J. B. Carruthers, "Experimental characterization of non-directed indoor infrared channels," *Communications, IEEE Transactions on*, vol. 43, no. 234, pp. 1613–1623, 1995.
- [28] L. Aveneau, E. Masson, and P. Combeau, "RaPSor : a radio propagation simulator, presentation and use cases."
- [29] J. B. Carruthers and J. M. Kahn, "Modeling of nondirected wireless infrared channels," *Communications, IEEE Transactions on*, vol. 45, no. 10, pp. 1260–1268, 1997.
- [30] R. R. Roy, *Handbook of mobile ad hoc networks for mobility models*. Springer, 2011.
- [31] S. Sahuguède, "Codage de canal pour les communications optiques," Ph.D. dissertation, Université de Limoges, 2009.
- [32] C. E. Shannon, "A mathematical theory of communication," *Bell System Technical Journal*, vol. 27, pp. 379–423 and 623–656, July and October 1948.
- [33] T. M. Cover and J. A. Thomas, *Elements of information theory*. Wiley-interscience, 2012.
- [34] A. Glavieux, *Codage de canal : des bases théoriques aux turbocodes*. Hermès science publications, 2005.
- [35] D. J. MacKay, *Information theory, inference and learning algorithms*. Cambridge university press, 2003.
- [36] J. G. Proakis and D. G. Manolakis, *Digital communications*. McGraw-hill New York, 1995, vol. 3.
- [37] P. Elias, "Coding for noisy channels," *IRE Conv. Rec*, vol. 3, no. pt 4, pp. 37–46, 1955.
- [38] A. Goldsmith, *Wireless communications*. Cambridge university press, 2005.
- [39] J. L. W. V. Jensen, "Sur les fonctions convexes et les inégalités entre les valeurs moyennes," *Acta Mathematica*, vol. 30, no. 1, pp. 175–193, 1906.
- [40] J. Anguita, I. Djordjevic, M. Neifeld, and B. Vasic, "Shannon capacities and error-correction codes for optical atmospheric turbulent channels," *Journal of Optical Networking*, vol. 4, no. 9, pp. 586–601, 2005.
- [41] J. Li and M. Uysal, "Optical wireless communications : system model, capacity and coding," in *Vehicular Technology Conference, 2003. VTC 2003-Fall. 2003 IEEE 58th*, vol. 1. IEEE, 2003, pp. 168–172.

- [42] A. A. Farid and S. Hranilovic, "Outage capacity optimization for free-space optical links with pointing errors," *Journal of Lightwave technology*, vol. 25, no. 7, pp. 1702–1710, 2007.
- [43] A. Farid and S. Hranilovic, "Channel capacity and non-uniform signalling for free-space optical intensity channels," *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, vol. 27, no. 9, pp. 1553–1563, 2009.
- [44] A. Belmonte and J. M. Kahn, "Capacity of coherent free-space optical links using diversity-combining techniques," *Opt. Express*, vol. 17, no. 15, pp. 12 601–12 611, 2009.
- [45] P. Wu and N. Jindal, "Coding versus ARQ in fading channels : how reliable should the PHY be?" *Communications, IEEE Transactions on*, vol. 59, no. 12, pp. 3363–3374, 2011.
- [46] M. J. Golay, "Notes on digital coding," *Proc. ire*, vol. 37, no. 6, p. 657, 1949.
- [47] R. W. Hamming, "Error detecting and error correcting codes," *Bell System technical journal*, vol. 29, no. 2, pp. 147–160, 1950.
- [48] D. E. Muller, "Application of boolean algebra to switching circuit design and to error detection," *Electronic Computers, Transactions of the IRE Professional Group on*, no. 3, pp. 6–12, 1954.
- [49] I. Reed, "A class of multiple-error-correcting codes and the decoding scheme," *Information Theory, IRE Professional Group on*, vol. 4, no. 4, pp. 38–49, 1954.
- [50] E. Prange, *Cyclic Error-Correcting codes in two symbols*. Air Force Cambridge Research Center, 1957.
- [51] A. Hocquenghem, "Codes correcteurs d'erreurs," *Chiffres*, vol. 2, no. 2, pp. 147–56, 1959.
- [52] R. C. Bose and D. K. Ray-Chaudhuri, "On a class of error correcting binary group codes," *Information and control*, vol. 3, no. 1, pp. 68–79, 1960.
- [53] I. S. Reed and G. Solomon, "Polynomial codes over certain finite fields," *Journal of the Society for Industrial & Applied Mathematics*, vol. 8, no. 2, pp. 300–304, 1960.
- [54] R. Gallager, "Low-density parity-check codes," *Information Theory, IRE Transactions on*, vol. 8, no. 1, pp. 21–28, 1962.
- [55] G. D. Forney, "Concatenated codes," Massachusetts Institute of Technology, Cambridge, Massachusetts, Tech. Rep. 440, December 1965.
- [56] A. Viterbi, "Error bounds for convolutional codes and an asymptotically optimum decoding algorithm," *Information Theory, IEEE Transactions on*, vol. 13, no. 2, pp. 260–269, 1967.

- [57] J. Massey, "Shift-register synthesis and BCH decoding," *Information Theory, IEEE Transactions on*, vol. 15, no. 1, pp. 122–127, 1969.
- [58] G. Ungerboeck, "Channel coding with multilevel/phase signals," *Information Theory, IEEE Transactions on*, vol. 28, no. 1, pp. 55–67, 1982.
- [59] C. Berrou, A. Glavieux, and P. Thitimajshima, "Near Shannon limit error-correcting coding and decoding : Turbo-codes," in *Communications, 1993. ICC 93. Geneva. Technical Program, Conference Record, IEEE International Conference on*, vol. 2. IEEE, 1993, pp. 1064–1070.
- [60] D. J. MacKay and R. M. Neal, "Near Shannon limit performance of low density parity check codes," *Electronics letters*, vol. 32, no. 18, p. 1645, 1996.
- [61] M. Luby, "LT codes," in *Foundations of Computer Science, 2002. Proceedings. The 43rd Annual IEEE Symposium on*. IEEE, 2002, pp. 271–280.
- [62] A. Shokrollahi, "Raptor codes," *Information Theory, IEEE Transactions on*, vol. 52, no. 6, pp. 2551–2567, 2006.
- [63] E. Arikan, "Channel polarization : A method for constructing capacity-achieving codes for symmetric binary-input memoryless channels," *Information Theory, IEEE Transactions on*, vol. 55, no. 7, pp. 3051–3073, 2009.
- [64] J. Perry, H. Balakrishnan, and D. Shah, "Rateless spinal codes," in *Proceedings of the 10th ACM Workshop on Hot Topics in Networks*. ACM, 2011, p. 6.
- [65] E. Berlekamp, R. McEliece, and H. Van Tilborg, "On the inherent intractability of certain coding problems," *Information Theory, IEEE Transactions on*, vol. 24, no. 3, pp. 384–386, 1978.
- [66] S. J. Johnson, *Iterative Error Correction : Turbo, Low-Density Parity-Check and Repeat-Accumulate Codes*. Cambridge Univ Pr, 2009.
- [67] M. A. Ingale, "Error correcting codes in optical communication systems," Master's thesis, Chalmers University of Technology, 2003.
- [68] E. R. Berlekamp, *Algebraic coding theory*. McGraw-Hill New York, 1968.
- [69] J. Pearl, *Probabilistic Reasoning in Intelligent Systems : Networks of Plausible Inference*. Morgan Kaufmann Pub, 1988.
- [70] S.-Y. Chung, G. D. Forney Jr, T. J. Richardson, and R. Urbanke, "On the design of low-density parity-check codes within 0.0045 db of the Shannon limit," *Communications Letters, IEEE*, vol. 5, no. 2, pp. 58–60, 2001.
- [71] M. Fu, "On gaussian approximation for density evolution of low-density parity-check codes," in *Communications, 2006. ICC'06. IEEE International Conference on*, vol. 3. IEEE, 2006, pp. 1107–1112.

- [72] S.-Y. Chung, T. J. Richardson, and R. L. Urbanke, "Analysis of sum-product decoding of low-density parity-check codes using a gaussian approximation," *Information Theory, IEEE Transactions on*, vol. 47, no. 2, pp. 657–670, 2001.
- [73] T. J. Richardson, M. A. Shokrollahi, and R. L. Urbanke, "Design of capacity-approaching irregular low-density parity-check codes," *Information Theory, IEEE Transactions on*, vol. 47, no. 2, pp. 619–637, 2001.
- [74] R. Rivest, "The MD5 message-digest algorithm," Internet Requests for Comments, RFC Editor, RFC 1321, April 1992. [Online]. Available : <http://www.rfc-editor.org/rfc/rfc1321.txt>
- [75] M. Counche, "Codes AL-FEC hautes performances pour les canaux à effacements : variations autour des codes LDPC," Ph.D. dissertation, Université de Grenoble, 2010.
- [76] F. Khozeimeh and S. Hranilovic, "A dynamic spot diffusing architecture for indoor wireless optical communications," in *Communications, 2006. ICC'06. IEEE International Conference on*, vol. 6. IEEE, 2006, pp. 2829–2834.
- [77] W. Zhang and S. Hranilovic, "Short-length raptor codes for mobile free-space optical channels," in *Communications, 2009. ICC'09. IEEE International Conference on*. IEEE, 2009, pp. 1–5.
- [78] Y. Yamashita, E. Okamoto, Y. Iwanami, Y. Shoji, M. Toyoshima, and Y. Takayama, "An efficient ldgm coding scheme for optical satellite-to-ground link based on a new channel model," in *Global Telecommunications Conference (GLOBECOM 2010), 2010 IEEE*. IEEE, 2010, pp. 1–6.
- [79] A. Andò, G. Messineo, L. Curcio, S. Mangione, P. Gallo, and A. Busacca, "Rateless codes performance analysis in correlated channel model for geo free space optics downlinks," in *International Conference on Space Optical Systems and Application (ICSOS)*, 2012.
- [80] W. Zhang, S. Hranilovic, and C. Shi, "Soft-switching hybrid fso/rf links using short-length raptor codes : design and implementation," *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, vol. 27, no. 9, pp. 1698–1708, 2009.
- [81] H. Zhu, C. Zhang, and J. Lu, "Designing of fountain codes with short code-length," in *Signal Design and Its Applications in Communications, 2007. IWSDA 2007. 3rd International Workshop on*. IEEE, 2007, pp. 65–68.
- [82] E. Hyytia, T. Tirronen, and J. Virtamo, "Optimal degree distribution for lt codes with small message length," in *INFOCOM 2007. 26th IEEE International Conference on Computer Communications. IEEE*. IEEE, 2007, pp. 2576–2580.
- [83] M. Mitchell, *An Introduction to Genetic Algorithms*. MIT Press, 1996.

- [84] R. Storn and K. Price, "Differential evolution—a simple and efficient heuristic for global optimization over continuous spaces," *Journal of global optimization*, vol. 11, no. 4, pp. 341–359, 1997.
- [85] J. A. Salehi, "Code division multiple-access techniques in optical fiber networks. i. fundamental principles," *Communications, IEEE Transactions on*, vol. 37, no. 8, pp. 824–833, 1989.
- [86] J. A. Salehi and C. A. Brackett, "Code division multiple-access techniques in optical fiber networks. ii. systems performance analysis," *Communications, IEEE Transactions on*, vol. 37, no. 8, pp. 834–842, 1989.
- [87] C. Goursaud-Brugeaud, "Réception multiutilisateurs par annulation parallèle d'interférences dans les système CDMA optiques," Ph.D. dissertation, Université de Limoges, 2006.

Liste des publications

Revue internationale

- [1] S. S. Torkestani, **N. Barbot**, S. Sahuguede, A. Julien-Vergonjanne, and J.-P. Cances, "Transmission power analysis of optical wireless based mobile healthcare systems," *International Journal of Wireless Information Networks*, vol. 19, no. 3, pp. 201–208, 2012.
- [2] **N. Barbot**, S. S. Torkestani, S. Sahuguede, A. Julien-Vergonjanne, and J.-P. Cances, "Maximal rate of mobile wireless optical link in indoor environment," *International Journal On Advances in Telecommunications*, vol. 5, no. 3 and 4, pp. 274–283, 2012.
- [3] **N. Barbot**, S. Sahuguede, A. Julien-Vergonjanne, and J.-P. Cances, "LDPC and Fountain Code Performances over Mobile Wireless Optical Channel," *Transactions On Emerging Telecommunications Technologies*, **Article soumis le 30/08/2013**

Conférences internationales

- [4] **N. Barbot**, S. Sahuguede, A. Julien-Vergonjanne, and J. P. Cances, "Performance bound for LDPC codes over mobile LOS wireless optical channel," in *IEEE Vehicular technology Conference - VTC Spring 2011*, Budapest, Hungary, May 2011.
- [5] S. S. Torkestani, **N. Barbot**, S. Sahuguede, A. Julien-Vergonjanne, and J. P. Cances, "Performance and transmission power bound analysis for optical wireless based mobile healthcare applications," in *22nd IEEE Personal Indoor Mobile Radio Communications (PIMRC'11 - WNHC)*, Toronto, Canada, Sep. 2011, pp. 2198–2202.
- [6] **N. Barbot**, S. S. Torkestani, S. Sahuguede, A. Julien-Vergonjanne, and J. P. Cances, "Outage capacity of mobile wireless optical link in indoor environment," in *Eighth Advanced International Conference on Telecommunications (AICT)*, Stuttgart, Germany, May 2012.

- [7] **N. Barbot**, S. S. Torkestani, S. Sahuguede, A. Julien-Vergonjanne, and J. P. Cances, "LT codes performance over indoor mobile wireless optical channel," in *8th IEEE, IET International Symposium on Communication Systems, Networks and Digital Signal Processing (CSNDSP 2012)*, Poznań, Poland, Jul. 2012.
- [8] **N. Barbot**, S. Sahuguede, and A. Julien-Vergonjanne, "Performance of a mobile wireless optical CDMA monitoring system," in *International Symposium on Wireless Communication Systems 2012 (ISWCS'12)*, Paris, France, Aug. 2012, pp. 666–670.
- [9] **N. Barbot**, S. Sahuguede, and A. Julien-Vergonjanne, "Multiple access interference impact on outage probability of wireless optical CDMA systems," in *Photonics in Switching 2012*, Ajaccio, France, 2012.

Conférences nationales

- [10] S. S. Torkestani, **N. Barbot**, S. Sahuguede, and A. Julien-Vergonjanne, "Performances d'un système de transmission optique sans fil pour la télésurveillance médicale en milieu sensible confiné," in *Proc. 23e colloque GRETSI sur le Traitement du Signal et des Images*, 2011.
- [11] **N. Barbot**, S. Sahuguede, and A. Julien-Vergonjanne, "Performances du contrôle d'erreur d'une transmission optique sans fil dédiée à une application de télé-surveillance mobile," in *Proc. 24e colloque GRETSI sur le Traitement du Signal et des Images*, 2013.

Codage de canal pour les communications optiques sans fil

Résumé : Cette thèse aborde la performance du codage de canal pour les communications optiques sans fil indoor. L'application visée concerne la télésurveillance des données physiologiques de patients mobiles en milieu hospitalier. Après avoir présenté les caractéristiques des liens optiques infrarouges en visibilité directe et en diffus, les techniques permettant de fiabiliser le canal optique non stationnaire à variations lentes notamment par l'emploi de codes correcteurs d'erreurs et de codes correcteurs d'effacements, sont introduites. Les performances des codes de Reed Solomon et LDPC sont évaluées et comparées à la probabilité de blocage du canal optique mobile. L'étude permet de montrer que l'efficacité des codes augmente avec le rendement au prix d'une probabilité de blocage élevée impactant directement les couches supérieures. La performance du codage correcteur d'effacement (codage LT) est alors étudiée en termes de débits atteignables et comparée à la performance de l'ARQ hybride ainsi qu'à la capacité avec blocage. L'étude met en évidence que le codage LT permet d'augmenter le débit effectif et de réduire la puissance optique émise ce qui est important pour une application de télésurveillance médicale, embarquée sur le patient.

Mots clés : communications optiques sans fil, probabilité de blocage, capacité avec blocage, codes LDPC, codes LT.

Channel coding for wireless optical communications

Abstract : This thesis deals with the performance of channel coding for wireless optical communications in an indoor environment in the context of mobile patient monitoring. After presenting the optical channel characteristics of LOS and diffuse links, error correcting codes and erasure correcting codes are introduced as a way to achieve reliable transmissions over the non stationary optical channel. The performance of Reed Solomon codes and LDPC codes is then determined and compared to the outage probability of the optical channel. The results show that the performance of LDPC codes increases with the code rate at the expense of an higher outage probability which is a typical parameter for the higher layers. The performance of erasure correcting codes (LT codes) is then studied in terms of achievable rate and compared to the performance of hybrid ARQ and outage capacity. The study shows that LT codes can increase the achievable rate and reduce the optical emitted power which is important for healthcare applications, embedded on the patient.

Keywords : wireless optical communications, outage probability, outage capacity, LDPC codes, LT codes.

XLIM C2S2 - UMR CNRS n°7252
123 Avenue Albert Thomas, 87060 LIMOGES Cedex