

الجمهورية الجزائرية الديمقراطية الشعبية

REPUBLIQUE ALGERIENNE DEMOCRATIQUE ET POPULAIRE

وزارة التعليم العالي والبحث العلمي

Ministère de l'Enseignement Supérieur et de la Recherche Scientifique

جامعة أبي بكر بلقايد - تلمسان

Université Aboubakr Belkaïd – Tlemcen –

Faculté de TECHNOLOGIE



MEMOIRE

Présenté pour l'obtention du **diplôme** de **MASTER**

En : Télécommunications

Spécialité : Réseaux Mobiles et Services de Télécommunications

Par : GUERRAB Nassima

Sujet

Evaluation des performances des codes QC-LDPC en environnement multi-trajets

Soutenu publiquement, le 20 / 08 /2017, devant le jury composé de :

Mr KAMECHE. S	MCA	Univ. Tlemcen	Président
Mr ABDELMALEK. A	MCB.	Univ. Tlemcen	Directeur de mémoire
Mr IRID. S.M.H	MCB	Univ. Tlemcen	Examineur

Remerciement

D'abord je remercie Allah le tout puissant, de me avoir permis de mener à bien ce modeste travail.

En deuxième lieu, je tiens à exprimer mes vifs remerciements et mes gratitudes au professeur ABDELMALEK mon en cadreur, pour leur bonne humeur, leur disponibilité, leurs aides et leurs conseils qui ont permis l'accomplissement de ce travail. Mes profonds respects et remerciements vont également au membre de jury les professeurs Mr KAMEECHE Samir et Mr IRID Sidi Mohamed Hadj pour l'honneur qu'ils me faites. Je tiens également à remercier le chef de département de télécommunication à remercier tout nos professeurs de la faculté de technologie pour ses disponibilités et ses conseils tout le long de notre formation. Je remercie également toutes personnes qui ont contribué de près ou de loin dans l'accomplissement de ce projet.

Dédicace

A toi maman, l'être le plus cher au monde qui n'a jamais cessé de prier pour moi et pour tout ton affection et ton amour que dieu te protège inchallah.

A toi papa, tous les sacrifices que tu as fait pour ta petite famille.

A mes sœurs Leila, Khalida et Fatima qui je souhaite toute la réussite dans leurs études.

A mes chères amies pour tous les bons moments qu'on a passés ensemble, je vous souhaite beaucoup de réussite dans votre carrière.

A ma famille.

Résumé

Lorsque le signal à traiter est entaché d'un bruit complexe, bruit impulsif par exemple, qui implique un évanouissement et une dégradation dans la qualité de signal, La loi de Gauss utilisée dans la modélisation des canaux usuels ne peut être appliquée. Pour cela on utilise la distribution α -stable qui est plus généralisé avec l'association des codes QC-LDPC. L'objectif de ce travail est d'étudier l'évaluation des performances des codes QC-LDPC en environnement multi-trajets impulsifs (EPA, EVA, ETU).

Abstrat

When the signal is corrupted with impulsive noise, which implies a fading and degradation in the quality of signal, the law of Gauss used in the modeling of the usual channels can't be applied. For this we use the α -stable distribution which is more generalized with the QC-LDPC codes.

The objective of this work is to evaluate the performance of QC-LDPC codes in multi-path environment (EPA, EVA, ETU).

ملخص

عندما تكون الإشارة المراد معالجتها مشوهة بضوضاء مكثفة، مما يؤدي الى رداءة النوعية في القنوات الناقلة للمعلومة، لا يمكن استخدام قانون غوس (Gauss) في نمذجة هذه القنوات. لهذا الغرض سنستخدم التوزيع α -stable مع تشفير QC-LDPC. الهدف من هذا العمل هو تقييم أداء تشفير QC-LDPC في بيئة متعددة المسارات (EVA, ETU).

Table des matières

1	Introduction :.....	16
2	Phénomènes de propagation :.....	16
3	Le canal de transmission	17
4	Type d'évanouissement (fading) :.....	18
4.1	L'évanouissement à grande échelle :.....	18
4.1.1	Perte de propagation (ou perte de trajet).....	19
4.1.2	L'effet de masquage (L'ombrage).....	20
4.2	L'évanouissement à petite échelle :.....	20
5	Caractéristique du canal à évanouissement :.....	21
5.1	Le temps de cohérence	21
5.2	L'étalement temporel :.....	22
5.3	Le canal sélectif et le canal non sélectif en fréquence :.....	23
5.3.1	Le canal non sélectif en fréquence.....	23
5.3.2	Le canal sélectif en fréquence.....	23
6	Les canaux de transmission avec évanouissements.....	24
6.1	Distribution de Rice :.....	25
6.2	Distribution de Rayleigh.....	26
7	La modélisation des canaux avec la loi α -stable	28
7.1	Les bruits impulsifs.....	28
7.2	Définitions des lois α -stables.....	28
7.3	Les propriétés de α -stable.....	29
7.4	Densité de probabilité.....	32
7.5	Le calcul du SNR Géométrique :.....	35
7.6	Modélisation d'un canal à bruit additif SoS :.....	35
8	Conclusion	36
9	Introduction.....	39
10	Historique	39
11	Définition de code LDPC.....	40
12	Représentation du code LDPC.....	41
12.1	La représentation matricielle	41
12.2	La représentation graphique (graphe de Tanner).....	41
13	Les codes LDPC régulière et irrégulière.....	42

14	Construction du code LDPC	43
14.1	La méthode aléatoire :	43
14.2	La méthode structurée	43
14.3	Les codes LDPC quasi-cyclique	44
14.3.1	Les code basés sur les matrice "circulant bloc"	44
14.3.2	Les codes basé sur la matrice "circulant en ligne"	45
14.4	Construction des codes LDPC quasi-cycliques par décomposition circulaire	45
15	L'encodage et le décodage	46
15.1	L'encodage.....	46
15.2	Décodage LDPC.....	47
15.2.1	Décodage BF	48
15.2.2	L'algorithme de décodage SPA (Sum-product Algorithm).....	48
16	Conclusion	50
17	Introduction.....	52
18	La chaine de transmission	52
o	Bloc émetteur	53
18.1.1	Codage de canal, entrelacement et multiplexage.....	53
18.2	LE RECEPTEUR.....	53
18.3	fading multi-trajets.....	54
19	Les paramètres de la simulation	55
20	Résultat de la simulation	56
20.1	Le modèle EPA.....	56
20.1.1	La modulation 4QAM	56
20.1.2	La modulation 16 QAM	57
20.1.3	La modulation 64QAM	59
20.1.4	Modulation 254QAM.....	61
20.2	Canal de fading ETU.....	62
20.2.1	4QA M.....	62
20.2.2	Modulation 16QAM.....	64
20.2.3	Modulation 64QAM.....	65
20.2.4	Modulation 256QAM.....	67
20.3	le canal EVA	69
20.3.1	modulation 4QAM.....	69
20.3.2	Modulation 16QAM.....	71

20.3.3	Modulation 64QAM.....	72
20.3.4	Modulation 256QAM.....	74
21	Conclusion	75

Liste des figures

Figure 1:phénomènes de propagation	17
Figure 2:canal de transmission.....	18
Figure 3: la propagation en espace libre	20
Figure 4: l'effet de masquage (shasowing).....	20
Figure 5: multi-trajets.....	21
Figure 5.1: la sélectivité en fréquence et en temps	24
Figure 6.1:modèle d'un canal avec évanouissement	24
Figure 8: exemple d'un bruit impulsif	28
Figure 7.2: le brut pour les valeurs de alpha (0.1, 0.5, 1, 1.5, 2).....	30
Figure 7.3 :Effet du paramètre de symétrie sur la densité de probabilité de la distribution SaS.....	31
Figure 7.4:Effet de γ sur la densité de probabilité de la distribution SaS.....	32
Figure12 :le comportement de pdf pour alpha= 0.1, 0.5, 1.0, 1.25, et 2.....	34
Figure 13:le comportement de CDF pour $\alpha= 0.1, 0.5, 0.75, 1.0, 1.25, 1.5$	34
Figure 2.1: le graphe de Tanner	42
Figure 1: modèles des canaux LTE (EPA, EVA, ETU)	54
Figure 2:le BER d'un canal EPA, modulation 4QAM, modulation 4QAM, code(324,648)	56
Figure 3: le débit d'un canal EPA, code(324,648)	56
Figure 4: le BER d'un canal EPA, modulation 4QAM, modulation 4QAM, code(648,1296) code(648,1296)	56
Figure 5: le débit d'un canal EPA, code(648,1296)	56
Figure 6: le débit d'un modèle EPA, modulation 4QAM, 4QAM, code code QC-LDPC (972,1944) (972,1944)	57
Figure 7: modèle EPA, modulation QC-LDPC	57
Figure 8: modèle EPA, modulation 16QAM, modulation 16QAM, code QC-code QC-LDPC (324,648) QC-LDPC (324,648)	57
Figure 9: modèle EPA, code QC-LDPC (324,648)	57
Figure 10:le BER d'un modèle EPA modulation 16QAM, EPA modulation code (648,1296) 16QAM, code (648,1296)	58
Figure 11 : le débit d'un modèle code (648,1296)	58
Figure 12: le BER d'un canal EPA, modulation modulation 16QAM code(972,1944) code(972,1944).....	58
Figure 13: le débit d'un canal EPA, 16 QAM code(972,1944)	58
Figure 14: le BER d'un canal, modulation 64QAM, code modulation 64QAM, QC-LDPC(324,648) (324,648)	59
Figure 15: le débit d'un canal EPA, code QC-LDPC(324,648)	59
Figure 16:le BER d'un canal EPA, modulation 64 QAM, modulation 64 QAM, code QC-LDPC(648,1296) LDPC(648,1296).....	59
Figure 17: le débit d'un canal EPA, code QC-LDPC(648,1296)	59

Figure 18: le débit d'un canal EPA, modulation 64QAM modulation 64QAM code QC-LDPC(972,1944) LDPC(972,1944)	Figure 19: le BER d'un canal EPA, code QC- LDPC(972,1944)	60
Figure 20: le BER d'un canal EPA, modulation 254QAM, modulation 254QAM, code QC-LDPC(648,1296) LDPC(648,1296)	Figure 21: le débit d'un canal EPA, code QC- LDPC(648,1296)	61
Figure 22: le BER d'un canal EPA, modulation 254QAM, modulation 254QAM,	Figure 23: le débit d'un canal EPA, code QC- LDPC(648,1296)	61
Figure 24: le BER d'un canal ETU, modulation 4QAM, modulation 4QAM, code QC-LDPC (324,648) (324,648)	Figure 25: le débit d'un canal ETU, code QC-LDPC (324,648)	62
Figure 26: le BER d'un canal ETU, modulation 4QAM, modulation 4QAM, code (648,1296) (648,1296)	Figure 27: le débit d'un canal ETU, modulation code (648,1296)	63
Figure 28: le BER d'un canal ETU, modulation 4QAM, modulation 4QAM, code (972,1944) (972,1944)	Figure 29: le débit d'un canal ETU, code (972,1944) (972,1944)	63
Figure 30: le BER d'un canal ETU, modulation 16QAM, modulation 16QAM, code QC-LDPC(324,648) LDPC(324,648)	Figure 31: le débit d'un canal ETU, code QC- LDPC(324,648)	64
Figure 32: le BER d'un canal ETU, modulation 16QAM, modulation 16QAM, code QC-LDPC(648,1944) LDPC(648,1944)	Figure 33: le débit d'un canal ETU, code QC- LDPC(648,1944)	64
Figure 34: le BER d'un canal ETU, modulation 16QAM, modulation 16QAM, code QC-LDPC(972,1944) LDPC(972,1944)	Figure 35: le débit d'un canal ETU, code QC- LDPC(972,1944)	65
Figure 36: le BER d'un canal ETU, modulation 64QAM, modulation 64QAM, code QC-LDPC(324,644) QC-LDPC(324,644)	Figure 37: le débit d'un canal ETU, code QC-LDPC(324,644)	65
Figure 38: le BER d'un canal ETU, modulation 64QAM, modulation 64QAM, code QC-LDPC(648,1296) LDPC(648,1296)	Figure 39: le débit d'un canal ETU, code QC- LDPC(648,1296)	66
Figure 40: le BER d'un canal ETU, modulation 64QAM, modulation 64QAM, code QC-LDPC(972,1944) LDPC(972,1944)	Figure 41: le débit d'un canal ETU, code QC- LDPC(972,1944)	66
Figure 42: le BER d'un canal ETU, modulation 256QAM, modulation 256QAM, code QC-LDPC(324,648) LDPC(324,648)	Figure 43: le débit d'un canal ETU, code QC- LDPC(324,648)	67
Figure 44: le BER d'un canal ETU, modulation 256QAM, modulation 256QAM, code QC-LDPC(648,1296) LDPC(648,1296)	Figure 45: le débit d'un canal ETU, code QC- LDPC(648,1296)	67
Figure 46: le BER d'un canal ETU, modulation 256QAM, modulation 256QAM, code QC-LDPC(972,1944) LDPC(972,1944)	Figure 47: le débit d'un canal ETU, code QC- LDPC(972,1944)	68

Figure 48: le BER d'un canal EVA, modulation 4QAM, modulation 4QAM, code QC-LDPC(324,648) LDPC(324,648)	Figure 49: le débit d'un canal ETU, code QC-	69
Figure 50: le BER d'un canal EVA, modulation 4QAM, modulation 4QAM, code QC-LDPC(648,1296) LDPC(648,1296)	Figure 51: le débit d'un canal EVA, code QC-	69
Figure 52: le BER d'un canal, EVA, modulation 4QAM, EVA, modulation 4QAM, code QC-LDPC(972,1944) QC-LDPC(972,1944)	Figure 53: le débit d'un canal, code	70
Figure 54: le BER d'un canal EVA, modulation 16QAM, modulation 16QAM, code QC-LDPC(324,648) LDPC(324,648)	Figure 55: le débit d'un canal EVA, code QC-	71
Figure 56: le BER d'un canal EVA, modulation 16QAM, modulation 16QAM, code QC-LDPC(972,1944) LDPC (972,1944)	Figure 57: le débit d'un canal EVA, code QC-	71
Figure 58: le BER d'un canal EVA, modulation 64QAM, modulation 64QAM, code QC-LDPC(324,648) LDPC(324,648)	Figure 59: le débit d'un canal EVA, code QC-	72
Figure 60: le BER d'un canal EVA, modulation 64QAM, modulation 64QAM, code QC-LDPC(648,1296) LDPC(648,1296)	Figure 61: le débit d'un canal EVA, code QC-	73
Figure 62: le BER d'un canal EVA, modulation 64QAM, modulation 64QAM, code QC-LDPC(972,1944) code QC-LDPC(972,1944)	Figure 63: le débit d'un canal EVA, code QC-LDPC(972,1944)	73
Figure 64: le BER d'un canal EVA, modulation 256QAM, modulation 256QAM, code QC-LDPC(324,648) LDPC(324,648)	Figure 65: le débit d'un canal EVA, code QC-	74
Figure 66: le BER d'un canal EVA, modulation 256QAM, modulation 256QAM, code QC-LDPC(648,1296) LDPC(648,1296)	Figure 67: le débit d'un canal EVA, code QC-	74
Figure 68: le BER d'un canal EVA, modulation 256QAM, modulation 256QAM, code QC-LDPC(972,1944) LDPC(972,1944)	Figure 69: le débit d'un canal EVA, code QC-	75

Liste des tableaux

Tableau 1: Des valeurs de dispersion de retards pour différents environnements.....	22
Tableau 3: La densité de probabilité pour les 3 valeurs de alpha 2, 1, et ½	33
Tableau 1: les paramètres de la simulation	55

Liste des abréviations

LDPC : Low-Density Parity-Check Code

OEM: Onde ElectroMagnétique

ISI : Interférence !inter symbole

HF : High Frequency

UMTS : Universel Technology Mobile

$S\alpha S$: Symétrique α -stable

PDF : Fonction de Densité de Probabilité

CDF : Fonction de Probabilité Cumulé

GSNR : Geometries Signal Noise Ratio

SNR : Signal !noise Ratio

LLR : Log-Likelihood Ratio

BIBD: Block Incomplete Black Designs

MPA: Message Passing Algorithm

BPA: Belief Passing Algorithm

BF: Bit-Flipping decoding

SPA: Sum-Product Algorithm

LLR-SPA: Log-Likelihood Ratio Sum-Product Algorithm

EPA: Extended Pedestrian A model

EVA: Extended Vehicular A model

ETU: Extended Typical Urban model

QAM: Quadrature Amplitude Modulation

OFDM: **O**rtogonal **F**requency **D**ivision **M**ultiplexing

3GPP : Third Generation Partnership Project

MDS : Maximum Doppler Spread

Introduction générale

Nous vivons dans l'ère des télécommunications et de l'information. Lors des deux dernières décennies, les communications numériques ont beaucoup évolué. De nos jours, l'information est dans la plupart des cas véhiculée sous forme numérique, que ce soit sur support filaire (fibres optiques), ou en radio, réseaux cellulaires ou réseaux locaux sans fil ou bien des systèmes de stockage de l'information. Cette évolution a été déclenchée et entretenue par une forte demande de transmission et de traitement fiable, rapide et efficient de l'information de tous les types (traitement de la voix, des données ou des images). Et ce phénomène est présent dans tous les domaines (militaire, gouvernemental, commercial, etc.).

Le milieu de propagation des ondes électromagnétiques comporte souvent plusieurs obstacles nuisant à la transmission de l'information. Le signal reçu est composé de plusieurs ondes atténuées et retardées dans le temps, provoquant des évanouissements dispersifs. Ceux-ci entraînent une dégradation substantielle des performances d'un système de communication micro-ondes.

Le domaine du traitement statistique du signal a été toujours dominé par l'hypothèse de Gauss pour la modélisation du bruit. Dans plusieurs situations, cette hypothèse est pertinente et peut être justifiée par le biais du théorème de la Limite Centrale. Cependant, dans un nombre croissant d'applications, l'hypothèse classique sur la nature gaussienne du bruit n'est plus vérifiée. C'est en particulier le cas de nombreux systèmes de communication, tels que la transmission sur le réseau électrique, les communications hautes fréquences ou bien les communications sous-marines. Dans de tels systèmes, des bruits à faible probabilité d'apparition mais de très fortes amplitudes dites de nature impulsive interviennent. Les modèles classiques basés sur les distributions gaussiennes sont insuffisants pour bien représenter de tels phénomènes et la mise au point de nouveaux modèles plus réalistes s'avère nécessaire. En effet, la modélisation d'un bruit de nature impulsive par une distribution gaussienne peut considérablement dégrader les performances des systèmes de transmission. Ceci est dû principalement à la grande variabilité de ce type de bruit. Cette variabilité n'est pas compatible avec les distributions gaussiennes mais peut être très bien représentée avec des distributions non gaussiennes à variance infinie. Dans le cadre des distributions non gaussiennes à variance infinie sont apparues les distributions α -stables. Elles font partie d'une classe très riche de distributions de probabilité qui englobent les lois de Gauss, Cauchy et

Levy et qui autorisent l'asymétrie et les queues lourdes. Ces distributions présentent des propriétés très intéressantes qui les rendent très adaptées pour la modélisation des processus impulsifs.

Le codage du canal numérique transforme la séquence d'information utile en une séquence discrète codée nommée mot de code. Le mot de code peut être binaire ou non-binaire. Dans ce mémoire, on étudie un code binaire. Le défi du codage de l'information numérique est de réussir à bien récupérer l'information à la réception, le moins possible affectée par les bruits du canal de transmission. Le récepteur transforme la séquence reçue codée en une séquence estimée d'information. Cette séquence doit être idéalement la même séquence discrète transmise, mais en réalité elle est affectée par des erreurs de transmission. La séquence discrète est ensuite transformée en une séquence continue et elle est livrée à la sortie.

En 1948, Shannon a démontré que lorsque le taux de transmission du système est inférieur à la capacité du canal de transmission, les erreurs causées par le bruit du canal peuvent être réduites à un niveau arbitrairement bas par l'utilisation d'un codage et d'un décodage approprié. À partir de ce moment-là, les chercheurs ont commencé à étudier différentes méthodes de construction des codes correcteurs d'erreur. Le but de la théorie des codes correcteurs d'erreurs est de minimiser le plus possible les erreurs de décodage, en assurant en même temps de très grandes vitesses de transmission et de faibles coûts du codeur et du décodeur. De nos jours, il existe une multitude de méthodes visant à produire de bons codes correcteurs. Les deux types principaux de codes utilisés sont les codes blocs et les codes convolutifs. Les codes bloc peuvent être linéaires ou non-linéaires. Les codes blocs linéaires peuvent être cycliques ou non-cycliques.

Les codes QC-LDPC font partie de la classe des codes blocs linéaires et s'approchent davantage de la limite de Shannon (capacité d'un canal). Ce sont les codes que nous allons étudier en détail dans ce mémoire en l'appliquant avec OFDM (Orthogonal Frequency Division Multiplexing). Leurs performances peuvent dépasser les performances des autres types de codes, même des codes turbo pour des grands taux et longueurs.

Le problème majeur dans la théorie de codage est la construction des codes qui s'approchent de la capacité du canal et la conception d'algorithmes de codage et de décodage efficace

Chapitre

1 Introduction :

L'environnement dans lequel émet un système de communication des OEM représente son canal de propagation. La propagation des ondes électromagnétiques dans le canal comportent plusieurs problèmes relatifs au milieu de propagation dont il peut être intercepté, réfléchi ou diffracté par des obstacles de nature différente comme des immeubles, des bâtiments, des arbres... . Suivant la nature du trajet, le signal reçu est composé de plusieurs ondes atténuées et retardées dans le temps, provoquant des évanouissements dispersifs. Ceux-ci entraînent une dégradation substantielle des performances d'un système de communication. Et donc la caractérisation du canal de propagation est une étape indispensable pour le développement de système de communication. Connaissant ses propriétés et les défauts qu'il introduit sur une transmission, des techniques adaptées peuvent être développées.

Ce chapitre présente les différents types d'évanouissements dus aux effets de multi trajets, les modèles des canaux les plus utilisés dans le domaine de télécommunication : le modèle de Rayleigh et le modèle de Rice. Les canaux sont généralement modélisés dans le cas où l'ordre de variabilité est égal à deux à l'aide de la loi gaussienne, cependant si les interférences inter symboles (ISI) augmentent, le bruit tend vers un bruit impulsif et donc le nombre de variabilité augmente. Pour ce type de canaux la loi gaussienne n'est plus valable, autre loi est adoptée pour la modélisation est la loi α -stable. A la fin de ce chapitre on va présenter le bruit α -stable ainsi la modélisation de ce type des canaux.

2 Phénomènes de propagation :

Pour atteindre la réception, la visibilité entre l'émetteur et le récepteur n'est pas toujours présente. Les ondes électromagnétiques rencontrent des obstacles. En fonction du type d'obstacle rencontré ces ondes peuvent être réfléchies, diffractées, transmises ou diffusées.

- La réflexion : est le phénomène le plus familier. On a une réflexion lorsque une onde électromagnétique rencontre un obstacle dont les dimensions sont grandes comparées à la longueur d'onde. la surface se comporte alors comme un miroir pour l'onde.
- La réfraction: se produit dans les mêmes conditions que la réflexion. Ce phénomène permet à une partie de l'énergie d'onde incidente de passer à travers la surface.

- La transmission est le phénomène qui permet aux ondes électromagnétique de passé à travers un obstacle d'une certaine épaisseur (ex. Lorsque la lumière passe à travers une vitre. Elle subit une transmission). Ce n'est pas réellement un phénomène de base puisque pour passé à travers l'obstacle, l'onde doit être réfracté par la surface entrante être éventuellement réfléchi, puis de nouveau réfractée.
- La diffraction : se produit lorsqu'une onde électromagnétique rencontre un obstacle (arête) dont les dimensions sont grandes devant la longueur d'onde. c'est le phénomène qui permet aux ondes de contourner un obstacle. D'après le principe de Huyghens chaque point d'arrête par exemple, se comporte comme une source secondaire qui rayonne à nouveau l'onde dans toutes les directions.
- La diffusion ("scattering") : Lorsque l'onde électromagnétique rencontre sur son trajet un grand nombre d'objets dont la taille est de l'ordre de grandeur de la longueur d'onde ou plus petite, son énergie est dispersée dans toutes les directions.

La figure suivante illustre les phénomènes de propagation.

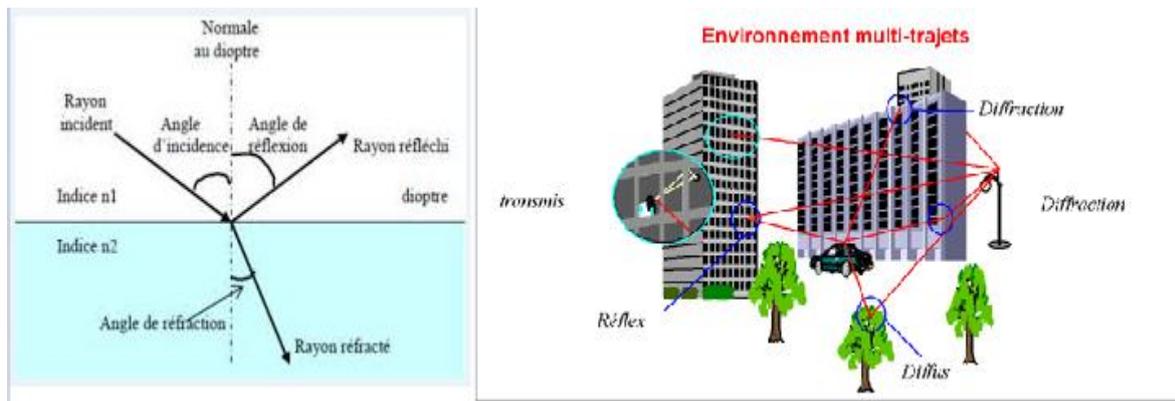


Figure 1:phénomènes de propagation

3 Le canal de transmission

Un canal de transmission est un moyen dans laquelle les ondes électromagnétique se propage pour transférer les informations entre un émetteur et un récepteur comme le montre la Figure2.

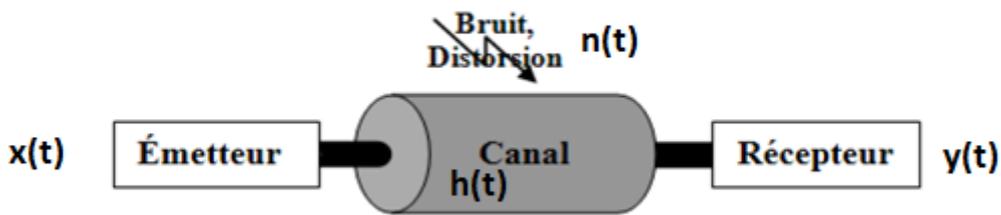


Figure 2: canal de transmission

Les caractéristiques du signal sans fil changent lorsqu'elles se déplacent de l'antenne de l'émetteur vers l'antenne du récepteur. Ces caractéristiques dépendent de la distance entre les deux antennes, le (s) chemin (s) pris par le signal et l'environnement (bâtiments et autres objets) autour du chemin. Le signal reçu peut être obtenu à partir du signal transmis si nous avons un modèle du support entre les deux. Ce modèle du moyen s'appelle modèle de canal.

En général, la puissance du signal reçu peut être obtenue en convertissant la puissance du signal transmis par la réponse impulsionnelle du canal. Notons que la convolution dans le domaine temporel est équivalente à la multiplication dans le domaine fréquentiel. Par conséquent, le signal transmis x , après propagation à travers le canal H devient y [1]:

$$Y(f) = H(f)X(f) + N(f)$$

Ici $H(f)$ est la réponse du canal, et $N(f)$ est le bruit.

4 Type d'évanouissement (fading) :

En pratique le signal reçu rencontre des variations dans l'amplitude et la phase. Ces variations représentent le fading.

Les phénomènes d'évanouissement peuvent être classés en deux types:

- À grande échelle.
- À petite échelle.

4.1 L'évanouissement à grande échelle :

Le fading à grand échelle due à la perte de propagation sur les longues distances comme les zones rurales et les effets de masquage [2].

4.1.1 Perte de propagation (ou perte de trajet)

Les pertes de propagations sont définies comme le rapport entre la puissance du signal reçue et celle transmise, ce qui décrit l'atténuation de la puissance moyenne en fonction de la distance. Il est important de la connaître afin d'établir un bilan de liaison approprié pour une bonne couverture radio. Les pertes en espace libre augmentent avec la fréquence et avec la distance. Ces pertes (path loss) sont représentées d'une manière générale sous la forme :

$$P_r = P_t P_0 \left(\frac{d_0}{d} \right)^\alpha$$

Où : P_r est la puissance reçue, P_t est la puissance transmise, P_0 est la puissance à la distance d_0 , et α représente le coefficient du coefficient de propagation.

La formule du path loss en décibel est donnée par la formule suivante :

$$PL(d)dB = \overline{PL}(d_0) + 10\alpha \log \left(\frac{d}{d_0} \right)$$

Ici $\overline{PL}(d_0)$ représente le path loss à la distance d_0 [1].

On peut représenter aussi deux formules de pertes de propagation :

- En espace libre où il n'y a aucun objet entre l'émetteur et le récepteur et donc la formule de perte de propagation est représentée sous la forme suivante :

$$P_r(d) = P_t \left[\frac{\sqrt{G_l} \lambda}{4\pi \cdot d} \right]^2 \quad (1.1)$$

Où : G_l est le produit des gains de l'antenne de transmission et de réception.

d est la distance entre l'émetteur et le récepteur et λ représente la longueur d'onde ($\lambda = \frac{c}{f}$).

La présence de sol provoque une partie des ondes à réfléchir et atteindre l'émetteur. Ces ondes réfléchies peuvent parfois avoir un déphasage de 180° et peuvent donc réduire la puissance reçue. Une simple approximation à deux rayons pour la perte de chemin peut être démontrée comme suit:

$$P_r = P_t \frac{G_r G_t h_t^2 h_r^2}{d^4}$$

Ici, h_t et h_r sont les hauteurs d'antenne de l'émetteur et du récepteur, respectivement [1].

La figure suivante illustre les pertes de propagation en espace libre.

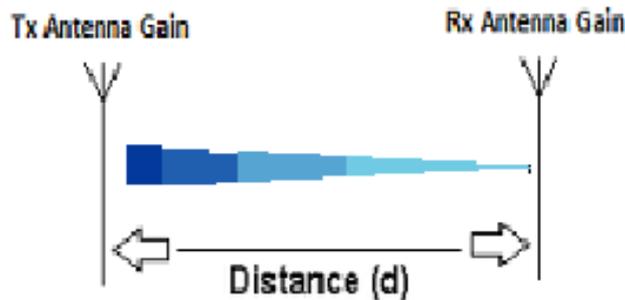


Figure 3: la propagation en espace libre

4.1.2 L'effet de masquage (L'ombrage)

L'ombrage signifie la puissance moyenne du signal reçu sur une grande surface (environ une dizaine de longueurs d'onde) due à l'évolution dynamique des trajets de propagation par laquelle les nouveaux trajets apparaissent et les anciens disparaissent. Cet effet est désigné sous le terme "shadowing". À cause de la variation de l'environnement immédiat, la puissance reçue est différente de celle moyenne pour une distance donnée qui affecte de façon globale les pertes de propagations.

$$PL(d)_{dB} = \overline{PL}(d_0)_{dB} + \alpha \log\left(\frac{d}{d_0}\right)_{dB} + X \quad (1.2)$$

X : représente l'effet de masquage.

La figure suivante illustre le phénomène shadowing.

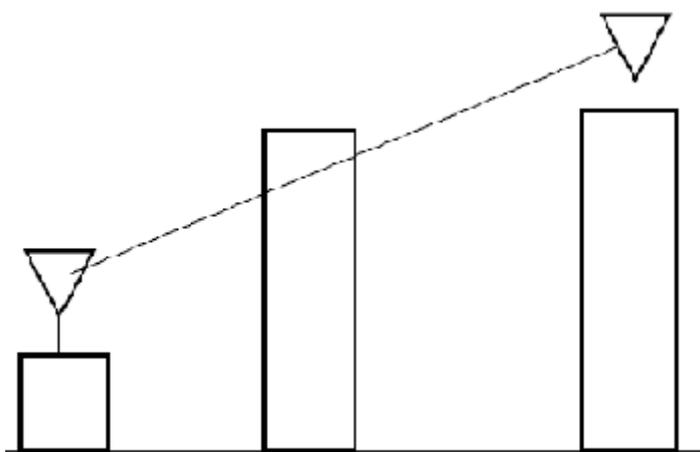


Figure 4: l'effet de masquage (shasowing)

4.2 L'évanouissement à petite échelle :

Les variations de la puissance à petite échelle, que l'on appelle évanouissements, sont mesurées sur un intervalle de temps suffisamment court pour négliger une variation des phénomènes à grande échelle [3]. Il concerne la variation rapide au niveau du signal. Cette

variation est due aux interférences constructives et destructives des multi-trajets (comme la figure ci-dessous illustre) lorsque le mobile se déplace sur une courte distance. Le fading à petite échelle consiste en deux mécanismes indépendants : L'étalement temporel du signal le décalage de doppler f_d . Dans le 3^{ème} chapitre on va parlé sur l'effet de multi-trajets.

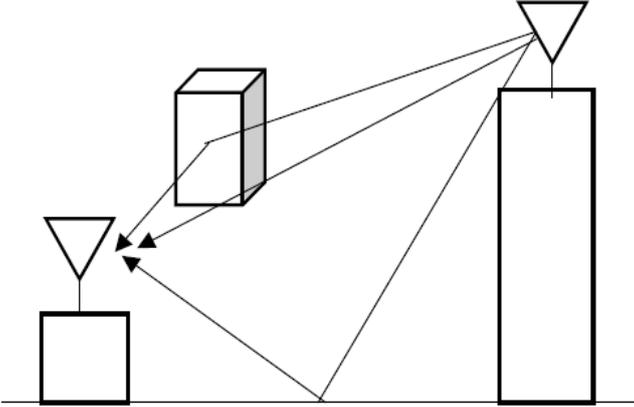


Figure 5: multi-trajets

5 Caractéristique du canal à évanouissement :

Les caractéristiques d'un canal à évanouissement rapide ou lent sont très importantes pour la modélisation mathématique du canal et l'évaluation de performance des systèmes opérant dans ces canaux.

5.1 Le temps de cohérence

La classification d'un canal en évanouissement rapide ou évanouissement lent est reliée à la notion de temps de cohérence du canal « T_c » qui est la mesure de la séparation temporelle minimale pour laquelle les réponses impulsionnelles du canal à l'émission d'une fréquence pure sont considérées décorrélées. [introduction1 : page4]

Le temps de cohérence est inversement proportionnel à l'étalement Doppler f_d :

$$T_c \propto \frac{k_1}{\Delta f_d} \quad (1.3)$$

Où k_1 est une constante dépendant de l'environnement. L'étalement est le décalage en fréquence de l'onde reçue, à cause du déplacement du récepteur (ou de l'émetteur).

Avec $f_d = f_p \cdot \frac{v}{c} \cdot \cos\theta$

Où f_d est la fréquence doppler, f_p est la fréquence porteuse, v la vitesse du mobile et θ représente l'angle entre le faisceau reçu et l'axe de déplacement.

Donc un canal est dit à évanouissement rapide si la durée d'un symbole transmis T_s est égale ou plus grande que le temps de cohérence du canal $T_s \geq T_c$. Sinon le canal est dit à évanouissement lent ($T_s \leq T_c$).

5.2 L'étalement temporel :

C'est la différence entre le plus long trajet, appelé aussi dispersion des retards (*delay spread* DS) et noté T_m .

$$T_m = \frac{\text{trajet le plus long} - \text{trajet le plus court}}{c} \quad (1.5)$$

Ce dernier est souvent utilisé comme un indicateur permettant de différencier les canaux de large bande aux canaux à bande étroite. Si le retard de propagation maximal T_m du canal est supérieur ou égal à T_s ($T_m \geq T_s$), le canal est dit à « large bande ». Si T_m est très inférieur à T_s ($T_m \leq T_s$), le canal est dit à « bande étroite ».

L'étalement temporel de la réponse impulsionnelle du canal dépend au l'environnement de propagation. Le tableau suivant présente les retards de propagation pour les différents environnements [4].

Type d'environnement	L'étalement temporelle (μs)
Zone libre	<0.2
Zone rurale	1
Zone montagneuse	30
Zone suburbaine	0.5
Zone urbaine	3
Indoor	0.01

Tableau 1:Des valeurs de dispersion de retards pour différents environnements

- Notons qu'on peut considérer l'effet Doppler comme l'équivalent fréquentiel de l'étalement temporel, et définir ainsi un étalement fréquentiel B_m correspondant à la différence entre le plus grand et le plus petit décalage en fréquence inhérente aux multiples trajets. Aussi T_c est l'inverse de l'étalement fréquentielle : $T_c \approx 1/B_m$

- La bande de cohérence est inversement proportionnelle à l'étalement temporel statistique du canal T_m :

$$B_c \propto \frac{K_2}{T_m} \quad (1.4)$$

Où K_2 : une constante dépendant de l'environnement

5.3 Le canal sélectif et le canal non sélectif en fréquence :

5.3.1 Le canal non sélectif en fréquence

On dit un canal non sélectif on fréquence lorsque $B_s \leq B_c$ ou B_s est la bande du symbole. Dans ce cas l'amplitude et la phase de toutes les composantes spectrales d'un signal sont affectées de la même manière par le canal, également dénommé un canal plat.

La réponse impulsionnelle du canal varie rapidement pendant une période symbole. La variation dans le domaine temporelle est très liée au mouvement de l'émetteur ou du récepteur qui introduisent un étalement dans le domaine fréquentiel connu sous le nom de « Doppler Shift ».

Si $B_s < B_c$ implique $T_s > T_c$: le signal est soumis à un fading rapide.

5.3.2 Le canal sélectif en fréquence

Contrairement au canal non sélectif en fréquence, le canal est dit sélectif en fréquence lorsque les composantes spectrales du signal sont affectées de façon inhomogène par le canal de propagation. Certaines composantes fréquentielles subissent des atténuations et des distorsions de phase différentes d'une fréquence à l'autre. Le signal est soumis au phénomène de fading lent si $T_s \ll T_c$ et $B_s \gg B_c$

- Notons que la sélectivité fréquentielle du canal sans fil ne peut pas être jugée simplement à partir des caractéristiques du fading rapide et celui lent.

La figure suivante illustre les conditions de la sélectivité en fréquence et en temps :

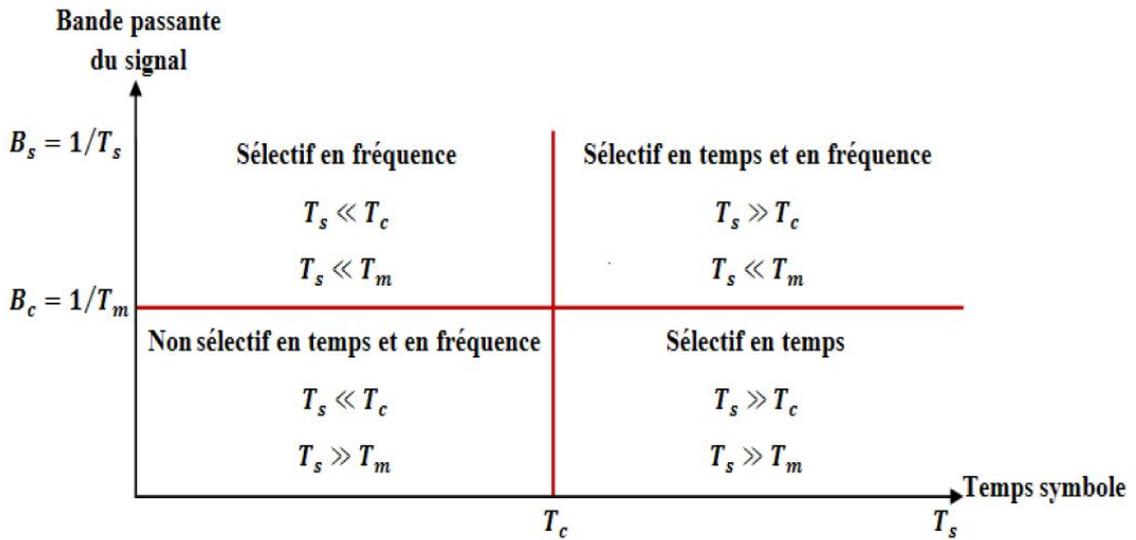


Figure 5.1: la sélectivité en fréquence et en temps

D’après cette figure on déduit que pour garantir la non-sélectivité, à la fois en fréquence et en temps, il faut tout simplement respecter la condition :

$$T_m \ll T_s \ll T_c \quad 1.6$$

6 Les canaux de transmission avec évanouissements

Un canal avec évanouissement du signal est principalement due à un environnement de propagation riche en échos et donc caractérisé par de nombre multi-trajets, mais aussi au mouvement relatif de l’émetteur et du récepteur entraînant des variations temporelles de canal.

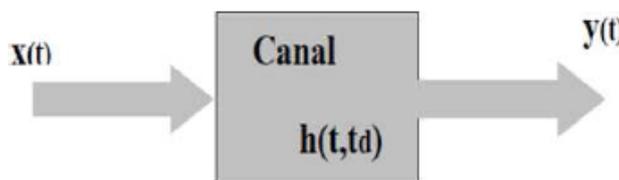


Figure 6.1: modèle d'un canal avec évanouissement

Une variation d’un modèle de canal avec évanouissement qui affecte le signal est décrit par l’équation :

$$y(t) = h(t; td) * x(t) \quad (1.10)$$

Où : $y(t)$ est le signal reçue, $x(t)$ est le signal émettre, et $h(t; td)$ suit une distribution de Rice ou de Rayleigh.

6.1 Distribution de Rice :

Ce modèle est utilisé pour caractériser un environnement de propagation à évanouissement comprenant une vue directe entre l'émetteur et le récepteur, et une multitude de trajets incohérents dus aux diffuseurs de l'environnement [5]. La densité de probabilité de l'amplitude du coefficient complexe du canal suit une loi de Rice [6] :

$$f(x) = \frac{x}{\sigma^2} e^{-(x^2+A^2)/2\sigma^2} \cdot I_0\left(\frac{x \cdot A}{\sigma^2}\right) \quad (1.11)$$

Avec :

- A : l'amplitude du trajet direct.
- σ^2 : la variance (la puissance des composantes en phase et des composantes en quadrature de phase).
- σ : l'écart type.
- $I_0(\cdot)$: est la fonction de Bessel modifiée de première espèce d'ordre 0 [7].

La loi de Rice est caractérisée par le facteur de Rice k , qui représente le rapport entre la puissance du trajet principale et la puissance moyenne des trajets multiples de la composante diffuse. Il est entre 0 et $+\infty$.

$$K = \frac{\text{puissance du trajet direct}}{\text{puissance des trajets multiples}} = \frac{A^2}{2\sigma^2}$$

La distribution de Rice en fonction du facteur de Rice K est:

$$f(x) = \frac{x}{\sigma^2} e^{-\left(\frac{x^2}{2\sigma^2} + k\right)} \cdot I_0\left(\frac{x}{\sigma} \sqrt{2K}\right) \text{ pour } x > 0 \quad (1.11)$$

La moyenne de la distribution de Rice est donnée par :

$$E(x) = e^{-k/2} \sqrt{\frac{\pi \cdot x}{2k + 2}} \left[(1 + k) \cdot I_0\left(\frac{k}{2}\right) + k \cdot I_1\left(\frac{k}{2}\right) \right] \quad (1.12)$$

$I_1()$ Représente la fonction de Bessel modifier du premier ordre.

La puissance est définit par : $P = \frac{1}{2} E(x^2)$.

Le moment d'ordre 2 est donné par :

$$E(x^2) = 2\sigma^2 + b_0^2 \quad (1.13)$$

Avec : $b_0^2 = \frac{k.E(x^2)}{k+1}$

Et : $\sigma^2 = \frac{E(\sigma^2)}{2k+2}$

Donc :

$$f(x) = (k + 1). e^{-\frac{xk}{p}} e^{-\frac{(k+1)x^2}{2p}} . I_0 \sqrt{x. \frac{2k^2+2k}{p}} \quad \text{Pour } p \geq 0. \quad (1.14)$$

En posant $r = \frac{R\sqrt{2}}{E_0}$ et $a = \frac{A\sqrt{2}}{E_0}$

Où R est l'amplitude du champ total.

Et alors : $p(r) = r \exp \left(-\frac{r^2+a^2}{2} \right) . I_0(ar) \quad (1.15)$

Les calcule de cette expression ont été effectués par Rice qui a tracé les courbes pour différentes valeurs de a.

Lorsque le mobile est bien dégagé qui correspond à « a » très grand, le champ reçu est dû essentiellement à l'onde directe.

Notons que lorsque $K = 0$ la distribution de Rice devient une distribution de Rayleigh, et traduit l'évanouissement de la composante spéculaire. A l'inverse, si K tend vers l'infini, le canal devient sans évanouissement et la transmission se fait juste sur un bruit additif blanc gaussien.

6.2 Distribution de Rayleigh.

C'est la distribution que l'on utilise pour modéliser les évanouissements dus aux multi-trajets incohérents lorsque l'émetteur et le récepteur ne sont pas en vue directe. C'est un des canaux de propagation les plus courant en milieux urbains denses [8].

Du fait que $h(\tau; t)$ peut être modélisé par un processus aléatoire complexe et gaussien, cela entraîne que l'enveloppe $|h(\tau; t)|$ suit une distribution de Rayleigh et la phase ($\arg(h(\tau; t))$) suit une distribution uniforme sur $[0, 2\pi]$.

Le canal modélisé par une distribution de Rayleigh est donné par :

$$f(x) = \frac{x}{\sigma^2} e^{-\frac{x^2}{2\sigma^2}} \quad x \geq 0 \quad (1.17)$$

Où σ^2 : est la variance des composants en phase et en quadrature de phase.

Les moments du premier et de second ordre d'une variable Rayleigh sont donnés par :

$$E(x) = \sqrt{\frac{\pi}{2}} \cdot \sigma \quad E(x^2) = 2 \cdot \sigma^2 \quad (1.18)$$

Ce modèle conduit à des fadings plus profonds que la réalité observée, sauf dans les conditions les plus sévères de l'environnement urbain.

Dans ces conditions, $E_z = E_r = E_c \cos 2\pi f t - E_s \sin 2\pi f t$

E_c et E_s sont des processus gaussiens de valeur moyenne nulle (on suppose les φ_i équiréparties sur $[0, 2\pi]$).

Les contributions E_i sont indépendantes, et la valeur quadratique moyenne de E_c et E_s est égale à $\frac{1}{2} E_0^2$.

La puissance est :

$$p(x) = E(x^2) = 2\sigma^2 = 1 \quad (1.19)$$

- La probabilité d'erreur à puissance moyenne fixée est beaucoup plus élevée à cause de la probabilité de fading

$$P_{err} = \int_0^\infty p(\gamma) \cdot p(\gamma) d\gamma \quad (1.20)$$

$$= \frac{1}{2} \left[1 - \sqrt{\frac{\Gamma}{1-\Gamma}} \right]$$

Et : $\Gamma = E(\gamma(t)) = E(|\alpha(t)|^2) \frac{E_b}{N_0} = \frac{E_b}{N_0}$

7 La modélisation des canaux avec la loi α -stable

La loi gaussienne est la plus utilisée dans la modélisation des canaux mais cette loi a du mal à prendre en compte une grande variabilité (bruit impulsif) dans les données (ordre supérieur à 2). Or sur la pratique on rencontre plusieurs phénomènes qui présentent cette variabilité comme les communications HF, les systèmes de transmission mobile (UMTS) [9] et les interférences dans les réseaux *ad hoc* [10].

La loi gaussienne n'est plus valable pour la modélisation de ces systèmes de communication, dans ce cas la loi α -stable est un bon modèle. Elle s'adapte à des variabilités infinies, et donc elle permet de représenter des systèmes et des événements rares.

7.1 Les bruits impulsifs

Les bruits de type impulsif se présentent généralement sous forme d'impulsions élémentaires de forte amplitude, superposées à un bruit de fond homogène plus faible.

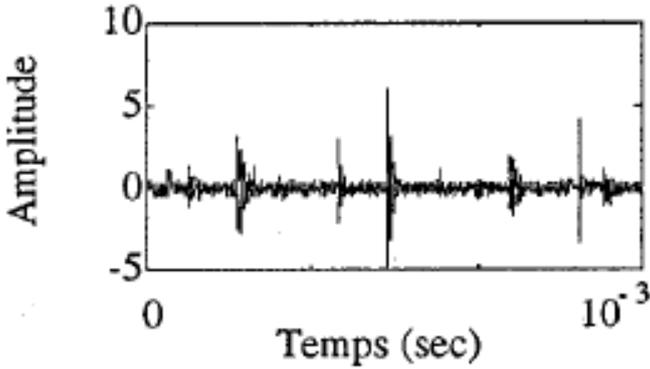


Figure 2: exemple d'un bruit impulsif

7.2 Définitions des lois α -stables

Une var. X est dite à distribution stable dans les trois définitions suivantes [11] :

Si pour tous nombres réels positifs A et B , il existe un nombre positif C et un nombre réel D tels que¹:

$$AX_1 + BX_2 = CX + D \quad (1.21)$$

Où X_1 et X_2 sont des v.a.r. indépendantes de X . Lorsque D vaut 0, on parle de la loi strictement stable.

Ou bien pour chaque nombre entier $n > 2$ on a : (2)

$$X_1 + \dots + X_n = c_n X + d_n \quad (1.22)$$

Où $c_n > 0$, d_n nombre réel et X_i est indépendant de X .

¹. n est le nombre de variable etc $c_n = n^{1/\alpha}$.

X est stable pour toute suite de variables aléatoires $Y_1 \dots Y_n$, $d_n > 0$ et a_n nombre réel : (3)

$$\frac{(Y_1 + \dots + Y_n)}{d_n} + a_n = X \quad (1.23)$$

La fonction caractéristique de la distribution alpha stable notée par $\phi(t)$ pour tout t dans R s'écrit⁴

$$\Phi(t) = \exp(i\mu t - |\gamma t|^\alpha [1 + j\beta \text{sign}(t)w(t, \alpha)]) \quad (1.24)$$

Où :

$$w(t, \alpha) = \begin{cases} \tan \frac{\alpha\pi}{2}, & \text{si } \alpha \neq 1 \\ \frac{2}{\pi \log|t|}, & \text{si } \alpha = 1 \end{cases}$$

$$\text{sgn}(t) = \begin{cases} 1 & \text{si } t > 0 \\ 0 & \text{si } t = 0 \\ -1 & \text{si } t < 0 \end{cases}$$

Les quatre paramètres α , β , γ , et μ caractérisent d'une manière unique les distributions stables.

Connaitre la signification statistique de chaque paramètre et comme suite :

- **Le paramètre α** est appelé exposant caractéristique ou indice de stabilité, $0 < \alpha \leq 2$.
- **Le paramètre μ réel** est appelé paramètre de position, de location ou de centrage. Il mesure la tendance centrale de la distribution. Pour $\alpha > 1$, μ représente la moyenne et si $0 < \alpha < 1$, alors μ représente la médiane.
- **Le paramètre γ** est appelé paramètre de dispersion (ou d'échelle), $\gamma > 0$. Il mesure la dispersion de la distribution autour du paramètre de position μ . Ce paramètre correspond à la moitié de la variance dans le cas où $\alpha = 2$.
- **Le paramètre β** est appelé paramètre de symétrie, $\beta \in [-1, 1]$.

7.3 Les propriétés de α -stable

Les propriétés du paramètre α -stable sont illustré dans les figures suivants:

- 1) Le paramètre α :

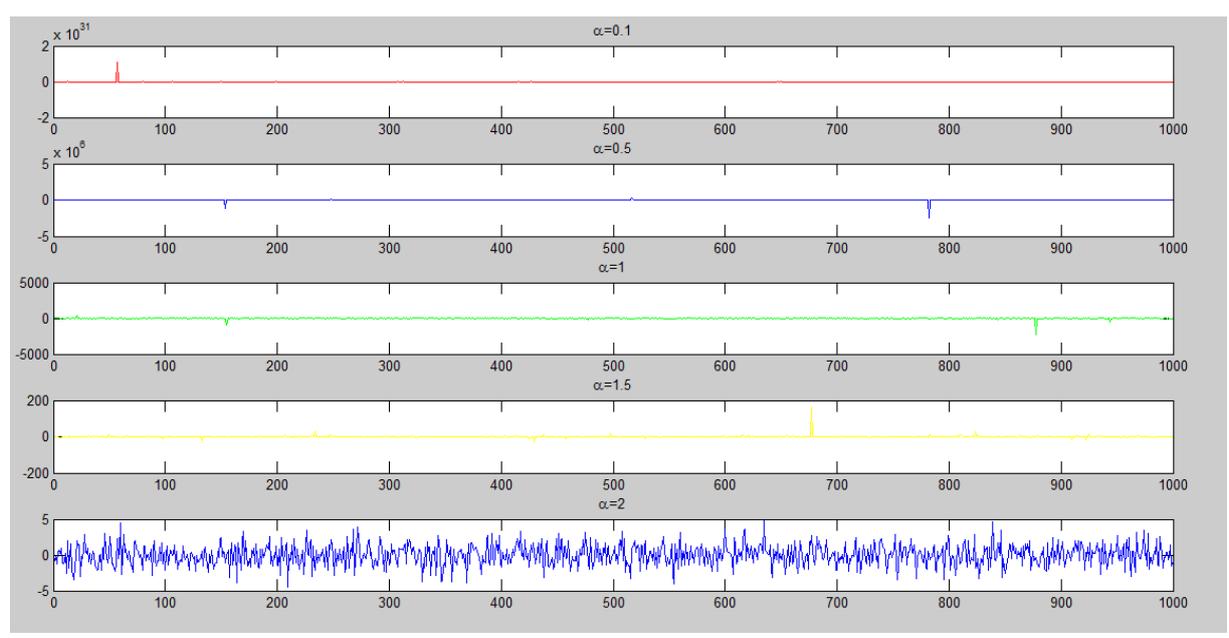


Figure 7.3: le bruit pour les valeurs de alpha (0.1, 0.5, 1, 1.5, 2)

Dans la figure ci-dessus il est claire que le paramètre α impact sur la nature de bruit et on remarque que :

- Pour α proche de 0 le bruit tend vers un bruit impulsif.
- Pour $\alpha = \frac{1}{2}$ la distribution de α représente un bruit de Lévy.
- Pour $\alpha = 1$ la distribution de α représente un bruit de Cauchy.
- Pour $\alpha = 2$ la fonction de distribution présente un bruit gaussien.

2) Le paramètre β :

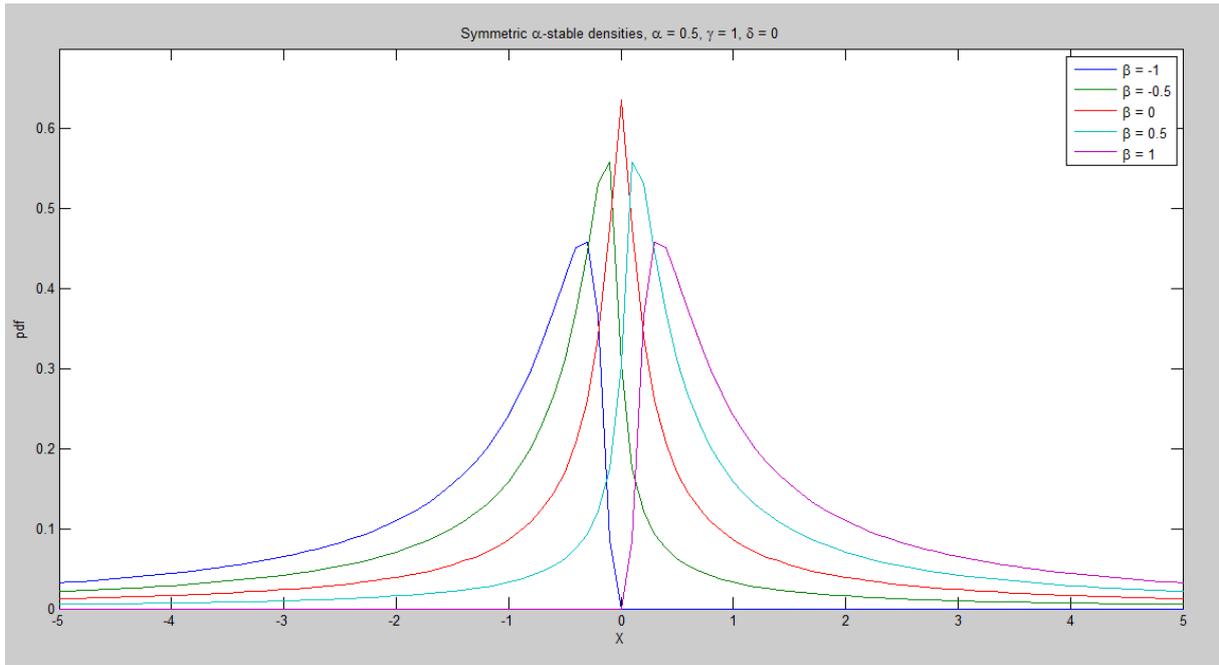


Figure 7.4 :Effet du paramètre de symétrie sur la densité de probabilité de la distribution SaS

Dés la figure ci-dessus on déduit que pour tout β proche de 0 la queue de la distribution augmente.

Aussi pour :

- $\beta = 0$ la fonction est symétrique par rapport au μ .
- $\beta > 0$ la fonction est asymétrique à droite.
- $\beta < 0$ la fonction est asymétrique à gauche.

3) Le paramètre γ :

D'après la figure ci-dessus on déduit que l'augmentation du γ implique une diminution dans la queue.

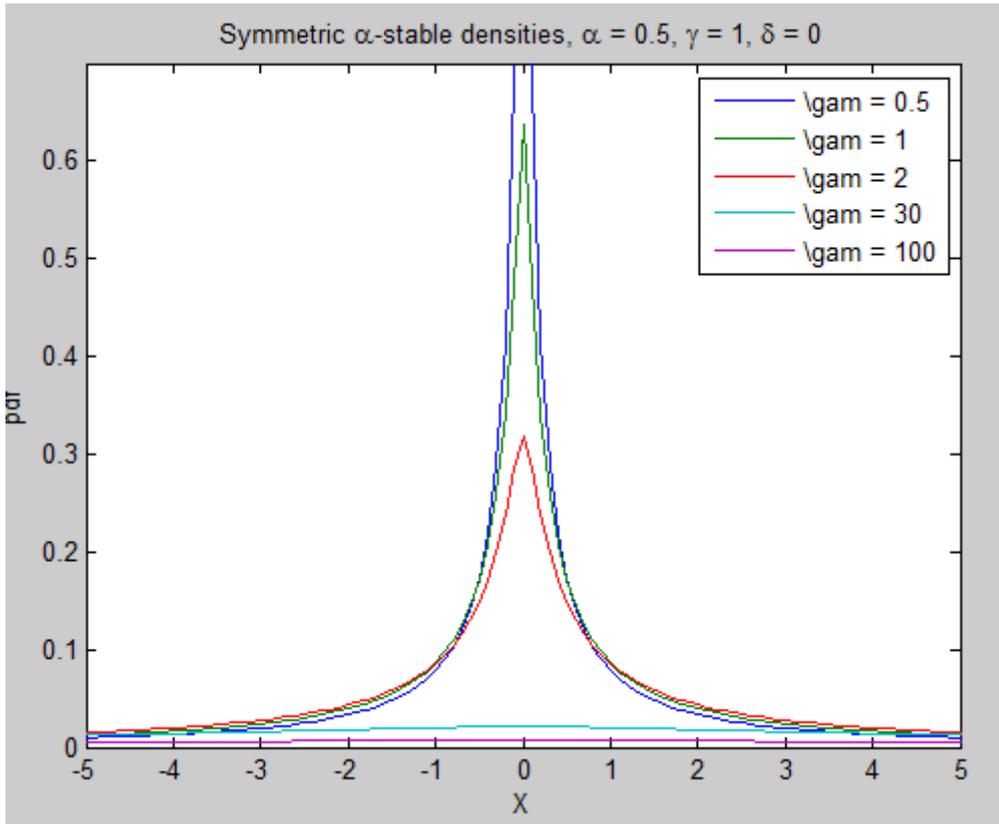


Figure 7.5: Effet de γ sur la densité de probabilité de la distribution SaS

Par convention, $S\alpha(\mu, \beta, \gamma)$ représente une loi α -stable de paramètres α, μ, β et γ .

- Une distribution α -stable est dite *symétrique α -stable (SaS)* lorsque $\beta = 0$.
- Une distribution α -stable est dite *symétrique en zéro* lorsque $\mu = 0$ et $\beta = 0$, et la fonction caractéristique réel est paire.
- Une v.a X de paramètres α, γ et de paramètre de position μ peut avoir la combinaison

$$X = \mu + \gamma.S\alpha$$

Où $S\alpha$ est de fonction caractéristique $\exp(-|t|^\alpha)$.

Une distribution α -stable est dite *symétrique en zéro* ($\mu = 0$) quand elle a pour fonction caractéristique :

$$\Phi(t) = \exp(-|\gamma t|^\alpha) \quad (1.25)$$

7.4 Densité de probabilité

Il n'existe pas d'expression explicite de la densité de probabilité dans le cas général pour les variables aléatoires α -stables. Cependant nous pouvons obtenir une expression sous la forme de la transformation de Fourier inverse de la fonction caractéristique $\Phi\alpha(t)$:

$$f(x; \alpha, \beta, \gamma) = \frac{1}{2\pi} \int_{-\infty}^{+\infty} \exp(-itx) \Phi_{\alpha}(t) dt \quad (1.26)$$

Quand la distribution est symétrique autour de 0 ($\alpha = 0$ et $\mu = 0$). La fonction précédente peut être simplifier :

$$f(x; \alpha, \gamma) = \frac{1}{\pi} \int_0^{+\infty} \exp(-|\gamma t|^{\alpha}) \cos(xt) dt \quad (1.27)$$

A ce jour l'évaluation explicite de l'intégrale (1.26) n'est possible que dans les trois cas particuliers suivants [12]:

Loi de	$\alpha=$	$S_{\alpha}(\alpha, \beta, \mu)$	condition	La densité de probabilité	Cdf
Gauss	2	$S_2(\sigma, 0, \mu)$	$\gamma = \frac{\sigma 2}{2}$	$f_2(x; \gamma)$ $= \frac{1}{\sqrt{4\pi\gamma^2}} \exp\left(-\frac{(x-\mu)^2}{4\gamma^2}\right)$ $= \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma^2}} \exp\left(-\frac{(x-\mu)^2}{2\sigma^2}\right)$	
Cauchy	1	$S_1(\sigma, 0, \mu)$	$\sigma = \gamma$	$f_1(x; \gamma) = \frac{\gamma}{\pi(\gamma^2 + (x-\mu)^2)}$	$p(x)$ $= \frac{1}{2} + \frac{1}{\pi} \arctan\left(\frac{y-\mu}{\gamma}\right)$
Lévy	1/2	$S_{1/2}(\sigma, 1, \mu)$	$\beta = (+1)$	$f_{1/2}(x; 0, \gamma)$ $= \frac{\gamma}{\sqrt{2\pi}} \cdot \frac{1}{(x-\mu)^{3/2} \exp\left\{\frac{\gamma^2}{2(x-\mu)}\right\}}$	$p(x) = 2(1 - \Phi\left(\frac{\sigma}{x-\mu}\right))$

Tableau 2: La densité de probabilité pour les 3 valeurs de alpha 2, 1, et 1/2

La figure ci-dessous illustre le comportement des densités de probabilité pdf pour $\alpha= 0.1, 0.5, 1.0, 1.25$ et 2 :

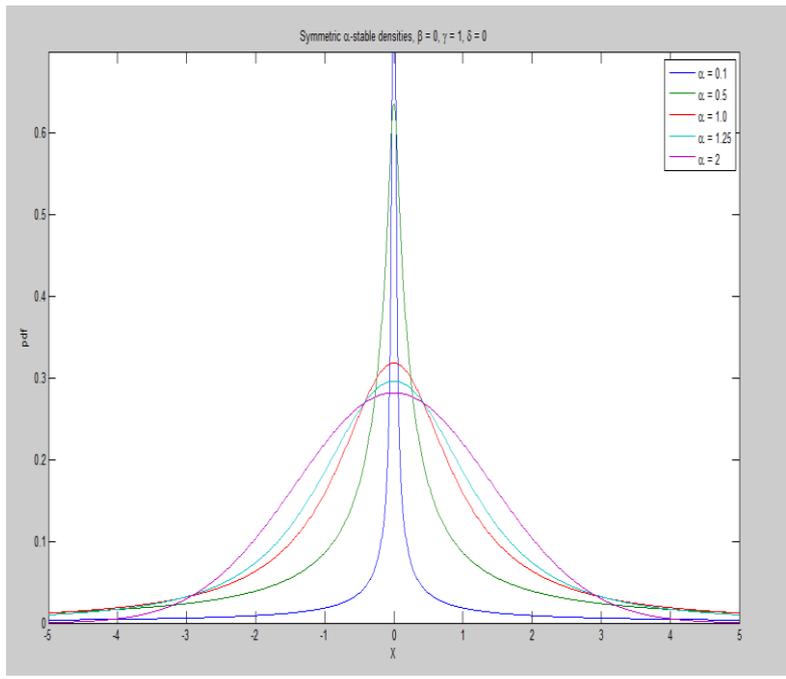


Figure6 :le comportement de pdf pour alpha= 0.1, 0.5, 1.0, 1.25, et 2

on remarque que l’augmentation dans les valeurs de α implique une augmentation dans la densité de probabilité pdf.

La figure ci-dessous illustre le comportement de probabilité cumulé pour $\alpha = 0.1, 0.5, 0.75, 1.0, 1.25$ et 1.5 .

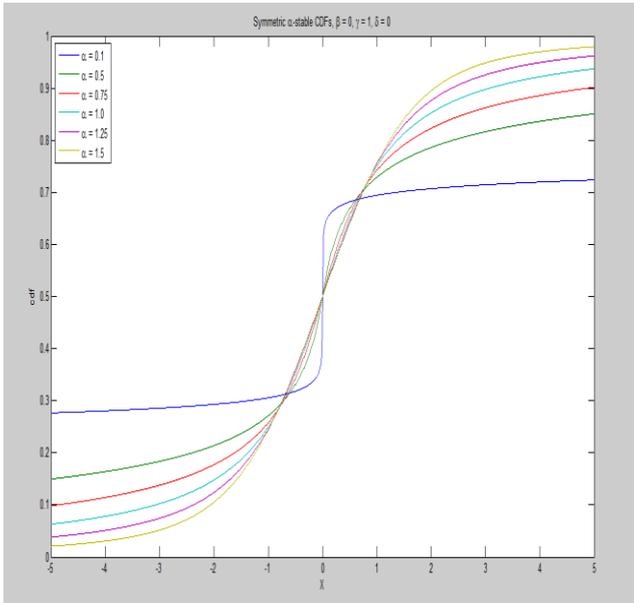


Figure 7:le comportement de CDF pour $\alpha= 0.1, 0.5, 0.75, 1.0, 1.25, 1.5$

On remarque qu’il y a une augmentation dans la probabilité cumulé en fonction de x pour tout les valeurs de α , aussi pour $x=0$ on a $CDF(x)=0.5$ pour tout les valeurs de α .

7.5 Le calcul du SNR Géométrique :

La puissance géométrique d'une v.a X de densité de probabilité $f(x)$ s'écrit comme suit :

$$P = \exp\left(2 \cdot \int_{-\infty}^{+\infty} \log(|x|) f(x) dx\right) \quad (1.28)$$

Et donc la puissance géométrique d'une distribution α stable symétrique en fonction de α et γ est :

$$P = e^{2 \cdot \log |x|} = \gamma^2 \cdot (e^{c_e})^{\frac{2}{\alpha}-2} = \frac{\gamma^2 (C_g)^{\frac{2}{\alpha}}}{C_g^2} \quad (1.29)$$

Où $C_g = e^{c_e} \approx 1.78$ est une constante qui représente l'exponentiel de la constante d'Euler.

La performance d'un système de transmission dans le cas de bruit impulsif est présentée par le rapport signal sur bruit géométrique $G\text{SNR}^1$. Ce rapport est défini par l'équation

$$G\text{SNR} = \frac{1}{2C_g} \cdot \frac{A^2}{p} \quad (1.30)$$

Où A est l'amplitude du signal utile reçu.

1 : SNR standard su second ordre est nul dans le cas de bruit impulsif.

7.6 Modélisation d'un canal à bruit additif S α S :

La capacité C d'un canal est la quantité maximale d'information pouvant y transiter avec une probabilité d'erreur aussi faible que souhaitée [60]. Elle est donnée par la formule suivante :

$$\begin{aligned} C &= \max I(X, Y) = H(Y) - H(Y/X) \quad (1.31) \\ &= \int (-P_Y(Y) \cdot \log_2 P_Y(Y) + \frac{1}{2} \sum_{X=\pm 1} P_{Y/X}(Y/X) \cdot \log_2 P_{Y/X}(Y/X)) dY \\ &= \int \frac{1}{2} \sum_{X=\pm 1} P_{Y/X}(Y/X) \cdot \log_2 \frac{P_{Y/X}(Y/X)}{\frac{1}{2}(P_{Y/X}(Y/1) + P_{Y/X}(Y/-1))} dY \\ &= \int P_{Y/X}(Y/1) \cdot \log_2 \frac{P_{Y/X}(Y/1)}{\frac{1}{2}(P_{Y/X}(Y/1) + P_{Y/X}(Y/-1))} dY \quad (1.32) \end{aligned}$$

Le passage de la première à la seconde ligne s'obtient grâce à l'hypothèse d'une entrée X binaire (+1 ou -1) équiprobable. Le dernier passage, quant à lui, suppose la symétrie du canal qui est justifié par le caractère additif du bruit centré.

Le canal AIS α SN est symétrique alors $P(y / x=1) = P(-y / x=-1)$. Soit $f(y)$ la densité de probabilité à la sortie du canal quand le symbole 1 est émis. Alors $P(y / 1) = f(y)$ et

$P(y / -1) = f(-y)$. Le logarithme du rapport de vraisemblance (LLR) prend alors l'expression particulière suivante :

$$m(Y) = \log \frac{P_{Y/X}(Y/1)}{P_{Y/X}(Y/-1)} = \log \frac{f(Y)}{f(-Y)} \quad (1.33)$$

Par conséquent, la capacité peut s'écrire en remplaçant le rapport $f(-y) / f(y)$ par $e^{-m(Y)}$:

$$C = \int f(Y) \cdot \log_2 \frac{f(Y)}{\frac{1}{2}f(Y)(1 + e^{-m(Y)})} dY = \int f(Y)(1 - \log(1 + e^{-m(Y)})) dY \quad (1.34)$$

L'expression $m(Y)$ est une variable aléatoire notée M permet de calculer la capacité directement sous la forme d'une moyenne :

$$C = 1 - E[\log(1 + e^{-M})] \quad (1.35)$$

$$= 1 - \frac{1}{N} \sum_{i=1}^N \log(1 + e^{-m_i})$$

Les LLR $m(y)$ sont calculés numériquement à partir de la fonction caractéristique de la distribution SaS (1.25) du bruit. Elle dépend de l'exposant caractéristique α et de la dispersion γ .

8 Conclusion

L'onde OEM propageant dans l'espace peut avoir deux types de fading : fading à grand échelle et fading à petite échelle. L'évanouissement à long terme représente l'atténuation de puissance dans l'espace libre et l'évanouissement à petite échelle représente la déformation du signal dû aux effets de multi trajets. Dans ce chapitre aussi on vu deux types de canaux avec évanouissement qui ont très utilisé dans les zones urbain l'un a une distribution de Rice et l'autre a une distribution de Rayleigh. On fin j'ai présenté la loi α -stable qui modélise les signaux où il y a un grand nombre d'interférence et donc une déformation dans le signal (bruit impulsif) avec une bonne performance.

Les signaux reçus peut nous donné des informations erronées a cause de l'interférence. Pour mieux protégé ces information on passe par des étapes très importante parmi les l'encodage à l'émission et le décodage à la réception.

Dans ce cadre, le chapitre suivant présente le code LDPC qui est un code correcteur d'erreur utilisé dans l'encodage et le décodage d'information pour avoir une bonne performance à la réception.

Chapitre 2

9 Introduction

Pour protéger les informations transmises dans un canal contre le bruit, les parasites et les attaques réseaux. Il faut d'abord les coder. Cette opération consiste en deux types de codages le codage source et le codage canal. Le codage source peut sécuriser l'information contre les attaques cependant le codage canal peut nous donner si le message est erroné ou non au niveau de la réception (décodage). Ce dernier peut seulement détecter les erreurs ou bien les corriger selon le type de code utilisé.

Dans ce manuscrit je base sur le codage canal plus précisément le code LDPC. Ce chapitre présente l'évolution du code LDPC avec le temps, les notions de base de code LDPC, ses caractéristiques (régulier ou non, faible densité...) et comment construire ce type de code et le code QC-LDPC. Les codes QC-LDPC sont des types particuliers des codes LDPC. Les codes QC-LDPC consiste à créer des sous matrices à partir de la matrice de parité initiale, il est moins complexe au niveau de l'encodage et le décodage. Enfin de ce chapitre on présente les méthodes d'encodage et les algorithmes de décodages.

10 Historique

Les codes LDPC (Low Density Parity Check) font leur première apparition en 1962 dans une monographie de Gallager [13], mais il a proposé seulement une méthode générale pour construire des codes LDPC pseudo aléatoires ; les bons codes LDPC sont générés par ordinateur (en particulier les codes longs) et leur décodage est très complexe dû au manque de structure. Ces codes ont été ignorés jusqu'à 1981 quand Tanner leur a donné une nouvelle interprétation d'un point de vue graphique, Sa théorie a été aussi ignorée pour les prochaines 14 années (La raison principale de ce délaissement en est la complexité du décodage par rapport aux capacités calculatoires de l'époque. Alors que la communauté des codes correcteurs se focalisait principalement sur des codes basés sur des structures algébriques fortes.) jusqu'au jour où quelques chercheurs en codage ont commencé à étudier les codes en graphes et le décodage itératif. Deux chercheurs, McKay et Neal, ont introduit une nouvelle classe de codes de blocs conçus pour posséder plusieurs caractéristiques des nouveaux codes turbo. Ces codes de blocs étaient une redécouverte des codes LDPC développés par Gallager. En effet, l'algorithme utilisé pour décoder les turbo-codes a été montré par la suite comme un cas particulier de l'algorithme de décodage pour les codes LDPC présentés par Gallager. Cet

article de MacKay présente des constructions de codes LDPC et montre leur bonnes performances par de nombreuses simulations.

Des nouvelles généralisations des codes LDPC de Gallager par un certain nombre de chercheurs, y compris Luby, Mitzenmacher, Shokrollahi, Spielman, Richardson et Urbanke, ont produit de nouveaux codes LDPC irréguliers, qui surpassent facilement les meilleurs codes turbo, Ainsi que d'offrir certains avantages pratiques et une configuration sans doute plus propre pour les résultats théoriques. Aujourd'hui, il existe des techniques de conception pour les constructions des codes LDPC qui s'approchent de la capacité de Shannon à l'intérieur des centièmes de décibels. Les codes LDPC sont rapidement développés avec le temps et ont adopté aux plusieurs applications comme la radiodiffusion numérique par satellite et les normes de communication optique de longue distance et sont très susceptibles d'être adoptés dans la norme de réseau local sans fil IEEE [13].

11 Définition de code LDPC

Le code LDPC(Low Density Parity Check) $C(n,k)$ est un code correcteur d'erreur de classe code block linéaire. Il est défini uniquement par la matrice de parité H^1 . Cette matrice est généralement binaire et de plus doit être *creuse*². Les poids maximaux des lignes et des colonnes doivent être limités pour que l'ensemble des matrices de parité reste des matrices de faible densité. Comme tout les codes de block linéaire les mots code sont les vecteurs d'un sous-espace de dimension k immergé dans un espace vectoriel de dimension n . Le paramètre n s'appelle la longueur du code. Le rendement qui mesure la quantité d'information contenue dans un bit d'un mot de code définit par $R = k/n$.

Initialement, Gallager avait défini les codes LDPC par des contraintes plus fortes. En effet, il considère dans [13] que la matrice de parité doit contenir exactement w_c valeurs non nulles par ligne et w_r valeurs non nulles par colonne. Par conséquent, chaque élément du mot code participe à w_r équations de contrôle de parité et chacune de ces équations est composée de w_c bits. Cet ensemble de codes LDPC est paramétré par w_r , w_c et dont le rendement vérifie

$$R = k/n \geq 1 - (w_r/w_c)$$

La matrice H peut être aussi représenté par un graphe bipartite connu par le graphe de Tanner.

12 Représentation du code LDPC

Le code LDPC peut être représenté sous deux formes : la forme matricielle et la représentation graphique dit aussi le graphe de Tanner.

12.1 La représentation matricielle

Le code LDPC peut être représenté par la matrice de parité $H(n,m)$ caractérisée par :

m équations de contrôle de parité qui doivent être satisfaites par les bits codés (nœuds de contrôle).

n : est le nombre de bits du mot-code (nœuds des variables ou de bit).

Les nœuds de variables (variable nodes) ou les bits nœuds w_c et les nœuds de contrôle (check nodes) w_r représentent le nombre les éléments non nul dans chaque dans chaque ligne et colonne respectivement.

Notons que pour une matrice de parité H de faible densité il faut que $w_c \ll n$ et $w_r \ll m$.

Exemple d'une matrice de parité $H(8,4)$:

$$H = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 \end{bmatrix} \quad (1)$$

Dans cette matrice : $w_c = 4$ pour chaque ligne et $w_r = 2$ pour chaque colonne.

12.2 La représentation graphique (graphe de Tanner)

On peut représenter la matrice de parité H sous un graphe bipartite dit le graphe de Tanner de la manière suivante :

Les nœuds sont de deux types : les nœuds de variables et les nœuds de parités. Les nœuds de variables représentent les symboles du mot de code (code word) et les nœuds de parités (check nodes) correspondent aux équations de parité. Un nœud de variable v_i est relié à un nœud de parité c_j par une branche, si et seulement si, l'élément h_{ij} de la matrice de contrôle de parité H est non nul¹ ($h_{ij} = 1$).

Par convention, les nœuds de variables seront représentés par des cercles et les nœuds de parité par des carrés.

La représentation par un graphe d'un code LDPC nous permet aussi d'introduire la notion de cycle. Un cycle existe dans un graphe dès lors qu'il y a un chemin pour quitter un nœud et

revenir sans passer par les mêmes branches. Le nombre de branches traversées détermine la longueur du cycle. Un graphe sans cycle est appelé un arbre.

Le graphe de Tanner ci-dessous représente la matrice (1) :

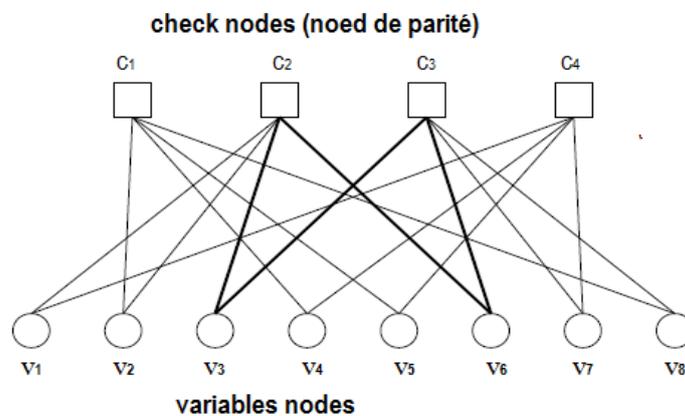


Figure 12.1: le graphe de Tanner

Un exemple de court cycle dans le graphe de Tanner de la figure 2.1

$$c_2 \rightarrow v_1 \rightarrow c_1 \rightarrow v_5 \rightarrow c_2$$

Il faut éviter ce type de cycle puisqu'ils ont une mauvaise performance de décodage, par l'augmentation de la largeur de la matrice de contrôle de parité.

13 Les codes LDPC régulière et irrégulière

Un code LDPC dit régulier si et seulement si pour chaque ligne w_c est constant et pour chaque colonne w_r est constant. Où w_c et w_r sont les coefficients des éléments non nul [14].

Donc :

$$m \cdot w_r = n \cdot w_c \quad (2.1)$$

les coefficients des éléments non nul ne sont pas constants dans chaque ligne de la matrice de parité H ou dans chaque colonne on dit alors que la matrice est irrégulière.

On à alors :

$$m \cdot \sum_i v_i = n \cdot \sum_i c_i \quad (2.2)$$

Les codes LDPC réguliers sont plus faciles à réduire la complexité dans les implémentations matérielles (hardware) et logicielles (software). D'autre part, les codes LDPC irréguliers ont une meilleure performance que les réguliers [15].

Par exemple la matrice (1) est une matrice régulière où $(w_c, w_r) = (2,3)$

Donc : $n \cdot w_c = 8 \cdot 2 = 16$ et $m \cdot w_r = 4 \cdot 4 = 16$

14 Construction du code LDPC

Les codes LDPC peuvent être construits selon deux méthodes : la méthode aléatoire et la méthode structurée.

14.1 La méthode aléatoire :

Les codes LDPC aléatoires sont générés par ordinateur. Ces codes fonctionnent bien et ils sont proches de la limite de Shannon. Cette méthode peut génère du code de longueur très grand suite avec une augmentation au poids et de la taille minimale [16]. Cependant, l’encodage des codes LDPC générés aléatoirement est complexe en raison de leur structure.

Il existe certains types populaires de codes LDPC aléatoires, comme la construction de Gallager [17], Mackay [18].

L’approche de la construction aléatoire est parfois problématique car elle demande un stockage de la matrice de parité. Cette matrice ne comportant pas de symétrie, ce stockage peut être gourmand.

14.2 La méthode structurée

Les codes structurés ont un avantage sur les codes aléatoires concernant la complexité d’encodage et de décodage de ces codes. Pour réduire la complexité de l’encodage il faut concevoir des codes ayant également une matrice de générateur à faible densité [19]. Dans ce cas, G est également creuse et le nombre d’opérations élémentaires nécessaires au codage est réduit.

Une autre solution pour réduire la complexité du codage consiste à utiliser des techniques de codage qui exploitent une matrice de contrôle de parité H limité pour le codage. Ceci est facilement réalisé lorsque H admet une représentation creuse dans une forme triangulaire inférieure. Dans ce cas, H a la forme suivante [15]:

$$H = \begin{bmatrix} h_{0,0} & h_{0,1} & \dots & h_{0,k-1} & 1 & 0 & \dots & 0 \\ h_{1,0} & h_{1,1} & \dots & h_{1,k-1} & h_{1,k} & 1 & \dots & 0 \\ \cdot & \cdot & & \cdot & \cdot & \cdot & & \cdot \\ \cdot & \cdot & & \cdot & \cdot & \cdot & & \cdot \\ \cdot & \cdot & & \cdot & \cdot & \cdot & & \cdot \\ h_{r-1,0} & h_{r-1,1} & \dots & h_{r-1,k-1} & h_{r-1,k} & h_{r-1,k+1} & \dots & 1 \end{bmatrix} \quad (2)$$

Où les nombre du valeur non nul est très petite dans chaque ligne par rapport a la longueur n.

Autre type de code LDPC structuré qui est très utilisé c'est QC-LDPC. L'encodage est plus facile si le code LDPC est aussi quasi-cyclique par l'utilisation des techniques et des structures de ce dernier. Ces codes peuvent être construits selon des méthodes algébriques. Notons que la performance du code LDPC dépend de la méthode choisie pour le construire. les méthodes structurées largement utilisées sont : la construction basée sur la superposition [21], l'utilisation du tableaux (Vandermonde matrix) [20], conception de blocs incomplets équilibrés (Balanced incomplete block designs BIBD)[20], La géométrie finie [22], la construction basée sur des graphe [23].

14.3 Les codes LDPC quasi-cyclique

Les codes QC-LDPC ce sont des codes prédéfinis. On peut référer les codes QC-LDPC à des codes QC caractérisé par la matrice de contrôle de parité H qui sont bien adaptés aux algorithmes de décodage LDPC [13]. La matrice de parité doit être creuse et il faut éviter les courts cycles dans le graphe de Tanner. Deux classes principales sont utilisées pour construire un codes QC-LDPC .Et qui sont ; "bloc circulant" et "les lignes circulants", Deux autres classifications sont aussi possibles : matrice circulant et la permutation des matrices circulantes.

Le code QC- LDPC est caractérisé par son dimension ou bien la longueur de l'information $k = p \cdot k_0$ et la longueur du mot code $n = p \cdot n_0$ (chaque mot code est constitué de p bloc de symbole n_0 et k_0 dont les symboles d'information) où $r_0 = n_0 - k_0$ est la redondance.

14.3.1 Les code basés sur les matrice "circulant bloc"

Cette méthode consiste en une permutation de ligne ou bien une permutation de colonne de la matrice carrée H. Chaque code QC-LDPC peut être représenté par une matrice de contrôle de parité de bloc circulant dans une telle forme :

$$H = \begin{bmatrix} H_0 & H_1 & \dots & H_{p-1} \\ H_{p-1} & H_0 & \dots & H_{p-2} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ H_1 & H_2 & \dots & H_0 \end{bmatrix} \quad (3)$$

Et donc pour une matrice circulant alternative en bloc ; la matrice de parité est écrit sous la forme

$$H_{i,h}^c \begin{bmatrix} h_0^{i,j} & h_1^{i,j} & h_2^{i,j} & \dots & h_{(p-1)}^{i,j} \\ h_{(p-1)}^{i,j} & h_0^{i,j} & h_1^{i,j} & \dots & h_{(p-2)}^{i,j} \\ h_{(p-2)}^{i,j} & h_{(p-1)}^{i,j} & h_0^{i,j} & \dots & h_{(p-3)}^{i,j} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ h_1^{i,j} & h_2^{i,j} & h_3^{i,j} & \dots & h_0^{i,j} \end{bmatrix} \quad (4)$$

Vous pouvez trouver la démonstration dans [15].

14.3.2 Les codes basé sur la matrice ‘‘circulant en ligne’’

Cette méthode est un cas particulier du cas précédent où il y a une seule ligne et $r_0 = 1$. La matrice de parité de ce type de code est représentée sous la forme :

$$H = [H_0 \ H_1 \ \dots \ H_{n_0-1}] \quad (5)$$

Cette matrice est une matrice régulière de longueur n_0 et de rendement $R = (n_0 - 1)/n_0$.

14.4 Construction des codes LDPC quasi-cycliques par décomposition circulaire

Cette méthode consiste à décomposer une matrice carrée, régulière et circulaire en plusieurs matrices circulaires de mêmes dimensions, mais avec des poids différents [17]. On peut utiliser deux méthodes : la décomposition des colonnes du matrice de parité et la décomposition du lignes. La décomposition des colonnes consiste à construire des nouvelles matrices à partir de la décomposition de chaque colonne de la matrice de parité initiale, qui est décomposée en plusieurs colonnes de même longueur. Le poids de la colonne initiale est partagé entre les différentes colonnes. À partir de chaque nouvelle colonne, on forme une matrice circulaire par permutations circulaires successives de la colonne en bas vers le haut [14].

De même, on peut décomposer la matrice initiale, en décomposant sa première ligne en plusieurs lignes et ensuite en faisant des permutations circulaires à la droite de chaque nouvelle ligne. Cette méthode s'appelle la décomposition de rangées. Si la matrice initiale est une matrice creuse, la matrice obtenue est aussi une matrice creuse de densité plus faible, qui donne un code LDPC quasi-cyclique et où le graphe de Tanner ne présente pas le cycle de longueur 4.

15 L'encodage et le décodage

15.1 L'encodage

Un code LDPC peut être codé par les mêmes techniques utilisées par un autre code bloc linéaire, et la complexité de l'encodage dépend de l'algorithme de codage utilisée. La meilleure performance des codes LDPC est réalisée pour une matrice de parité très longue [8]. Si n est la longueur du code donc il existe 2^k mots codes ou k est la longueur du message d'information ($n > k$).

L'encodage de code bloc linéaire classique du code LDPC consiste à écrire la matrice de parité H sous la forme suivante :

$$H = [A, I_{n-k}] \quad (6)$$

Où A est une matrice binaire de dimension $(n-k) \times k$ et I_{n-k} une matrice identité de largeur $n-k$.

La matrice génératrice est donc :

$$G = [I_k, A^T] \quad (7)$$

A^T : c'est la matrice inverse de A .

Le message code « c » est le résultat de la multiplication entre le message à coder « u » et la matrice génératrice.

$$C = U.G \quad (8)$$

L'encodage classique du code LDPC peut devenir difficile dans l'ordre n^2 (n est la longueur du code LDPC). Comme n est très grand pour les codes LDPC (des milliers à des centaines de milliers de bits), l'encodeur peut devenir complexe de manière prohibitive. Pour réduire cette complexité il faut éviter de construire G et de coder à l'aide de la substitution arrière avec la matrice de parité H . Cette méthode consiste à faire autant de transformations possibles en utilisant la permutation en ligne et en colonne afin de transformer la matrice de contrôle de parité en forme triangulaire supérieure et garder la plus grande partie de H possible.

Donc il faut écrire la matrice de contrôle de parité sous la forme :

$$H = \begin{bmatrix} A & B & T \\ C & D & E \end{bmatrix} \quad (9)$$

Où T ; est une matrice triangulaire de dimension $(m-g) \times (m-g)$. si H est full((rank la matrice))
 B est de dimension $(m-g) \times g$ et A $(m-g, k)$.

Les g lignes restant de la matrice H en C, D et E dit le gap de la représentation approximative de la complexité d'encodage du code LDPC.

Si la matrice (1) est vérifiée donc on peut éliminer E en utilisant la méthode de Gauss-Jordan.
 (A.1)

$$H' = \begin{bmatrix} I_{m-g} & 0 \\ -ET^{-1} & I_g \end{bmatrix} \cdot H = \begin{bmatrix} A & B & T \\ C' & D' & 0 \end{bmatrix}$$

Où $C' = -ET^{-1}A + C$

Et $D' = -ET^{-1}B + D$

Finalement pour encoder le message on utilisant H' , le message codé $c=[c_1, c_2, \dots, c_n]$ est divisé en trois partie $c=[u, p_1, p_2]$ où:

- $u = [u_1, u_2, \dots, u_k]$ est k-bit message.
- $p_1 = [p_{1_1}, p_{1_2}, \dots, p_{1_g}]$ contient les premiers bits "g" de parité.
- $p_2 = [p_{2_1}, p_{2_2}, \dots, p_{2_{m-g}}]$ Contient les bits de parité restants.

Le mot de code $c = [u, p_1, p_2]$ doit satisfaire l'équation de vérification de parité.

$$cH'^T = 0$$

Et donc $Au + Bp_1 + Tp_2 = 0$ (2.3)

Et $C'u + D'p_1 + 0p_2 = 0$ (2.4)

On peut calculer p_1 et p_2 à partir des équations (2.3) et (2.4)

15.2 Décodage LDPC

L'avantage des codes LDPC par rapport aux autres codes est de présenter un décodage moins complexe .Sa complexité varie seulement linéairement avec la longueur du code. Cet aspect important est principalement dû à la faible densité de la matrice de parité [13].

Les algorithmes de décodage du code LDPC sont des algorithmes de décodages itératifs puisque le message passe entre les variables nœuds et les nœuds de parité itérativement dans

un cycle jusqu'à ce qu'un résultat soit atteint ou le processus s'arrête. [14] Plusieurs algorithmes sont proposés pour le type de messages transmis ou pour le type d'opération effectuée aux nœuds. Parmi eux les MPA (Message Passing Algorithm), BPA (Belief Propagation Algorithm), SPA (Sum-Product Algorithm) et BF (Bit-flipping decoding).

Dans certains algorithmes, tels que le décodage BF, les messages sont binaires et dans d'autres, comme le décodage de SPA, les messages sont des valeurs de probabilités logarithmiques qui représentent le mot code.

15.2.1 Décodage BF

Le décodage Bit Flipping BF est un décodage itératif de décision hard permet de comparer les résultats binaires des messages reçus avec celles du mot code pour voir si le message est bien reçu. Cet algorithme détecte les erreurs puis les corriger dans les étapes suivantes :

- 1) Un nœud de bit (variable nœud) envoie un message déclarant s'il est un ou zéro.
- 2) Les messages de nœud de contrôle sont calculés à partir de l'équation de parité où $E_{i,j}$ est égale à l'exor du message reçu M_i correspond le i -ième bit de w_c dans la matrice de parité puis les envoyer vers les variables nœuds.
- 3) chaque variable nœud reçoit un message envoyé par les nœuds de contrôle, si le message égal à un donc ce bit est correcte si non le bit change (flip) sa valeur actuelle. Ces bits sont envoyés à nouveau aux nœuds de contrôles. Chaque nœud de contrôle détermine son équation de contrôle de parité. Cette équation est satisfaite si la somme modulo-2 des valeurs de bits entrants est nulle, si non ce processus est répété jusqu'à ce que toutes les équations de contrôle de parité soient satisfaites, ou jusqu'à ce qu'un nombre maximum d'itérations de décodeur soit passé et que le décodeur soit abandonné

15.2.2 L'algorithme de décodage SPA (Sum-product Algorithm)

L'algorithme SPA dit aussi LLR-SPA (Log-Likelihood Ratios Sum-Product Algorithm), est un algorithme à décision soft et généralement qualifié d'*optimal* puisque le décodage SPA converge vers le maximum de vraisemblance à condition que le graphe biparti associé au code LDPC ne contienne pas des cycles courts. Cet algorithme atteint les meilleures performances dans les applications pratiques, parce qu'il est très proche de la capacité du canal (limite de Shannon) et qu'il offre le meilleur accord possible entre le rendement et la performance (proches de la limite de Gilbert -Varshamov)[16].

Les probabilités de bit d'entrée sont appelées les probabilités a priori pour les bits reçus car ils étaient connus à l'avance avant d'exécuter le décodeur LDPC. Les probabilités de bits retournées par le décodeur sont appelées les probabilités a posteriori. Dans le cas du décodage SPA, ces probabilités sont exprimées en rapports log-vraisemblance LLR (log-likelihood ratio).[14]

Le but du décodage SPA est de calculer la probabilité maximale a posteriori (MAP) pour chaque bit de mot de code, $P_i = P \{c_i = 1 | n\}$, qui est la probabilité $i_{\text{ème}}$ bit de mot de code soit 1 conditionnel à n que toutes les contraintes de contrôle de parité sont satisfaites. L'information supplémentaire sur le bit i reçu des contrôles de parité est appelée information extrinsèque pour le bit i .

On pose $L_{1i \rightarrow k}$ la fonction LLR correspond au message envoyé par le $i_{\text{ème}}$ variable nœud au nœud de contrôle. Et $L_{2k \rightarrow i}$ est la fonction LLR du message envoyé (x_i) au variable nœud par le nœud de contrôle. Les principales étapes du LLR-SPA sont les suivantes:

- 1) Initialisation : chaque variable nœud envoi un message x_i au nœud de contrôle.

$$L_{1i \rightarrow k}(x_i) = LLR(x_i) = \ln \frac{p(x_i = 0)}{p(x_i = 1)}$$

Où $p(x_i = x)$ et $x_i \in \{0,1\}$ est la probabilité du mot code au $i_{\text{ème}}$ peut avoir le bit x .

- 2) Dans la deuxième étape de LLR-SPA les nœuds de contrôles envoient des messages aux nœuds de variable.

$$L_{2k \rightarrow i}(x_i) = 2 \cdot \tanh^{-1} \left(\prod_{j \in A(k) \setminus i} \tanh\left(\frac{1}{2} L_{1i \rightarrow k}(x_j)\right) \right)$$

- 3) La troisième étape de l'algorithme LLR-SPA : Les messages envoyés par les nœuds variables aux nœuds de contrôles sont calculés au moyen de la formule suivante:

$$L_{1i \rightarrow k}(x_i) = LLR(x_i) + \sum_{j \in B(i) \setminus k} L_{2k \rightarrow i}(x_i)$$

Cette équation est évaluée sou la forme suivante :

$$L_{1i}(x_i) = LLR(x_i) + \sum_{j \in B(i)} L_{2k \rightarrow i}(x_i) \quad (2.8)$$

Cette équation va être utilisée dans l'étape suivante.

- 4) Décision : Dans cette étape, la valeur de fiabilité calculée par l'équation (2.8) est utilisée pour obtenir une valeur estimée x'_i de mot code reçu x_i à partir de la loi suivante :

$$x'_i = \begin{cases} 0 & L_{1i}(x_i) \geq 0 \\ 1 & L_{1i}(x_i) < 0 \end{cases}$$

Ensuite, le syndrome du mot de code x'_i estimé par la matrice H est calculé. Si le syndrome est nul donc l'équation de parité est satisfait, le décodage s'arrête et donne le mot de code x'_i comme résultat.

Si non, l'algorithme va être répéter, en revenant à l'étape 2 avec les valeurs actualisées de $L_{1i \rightarrow k}(x_i)$. Dans ce dernier cas, une nouvelle vérification est fait sur le nombre d'itérations: Lorsqu'un nombre maximal d'itérations préfixé est atteint, le décodeur arrête d'itérer et émet le mot de code estimé comme résultat de traitement. Cependant, si le décodage échoue, un message d'erreur est détecté. [15].

16 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons décrit les notions de base des codes LDPC, quelques méthodes de construction et méthodes de décodage. On a présenté les graphes de Tanner, qui sont une représentation utile des codes blocs linéaires et en particulier des codes LDPC.

On a expliqué comment on peut construire différents types de codes LDPC, comme les codes LDPC aléatoires, les codes LDPC structurés. Dans ce dernier on a présenté des méthodes pour construire un code QC-LDPC (circulation du bloc, circulation du ligne et circulation du matrice)

Concernant le décodage des codes LDPC, on a présenté deux algorithmes : le décodage de basculement BF et le décodage SPA qui représente le meilleur algorithme de décodage pour les codes LDPC et le plus utilisé.

Au chapitre suivant on va avoir les performances d'un code QC-LDPC et la distribution α -stable dans les canaux multi-trajets dans une simulation sur matlab.

Chapitre 3

17 Introduction

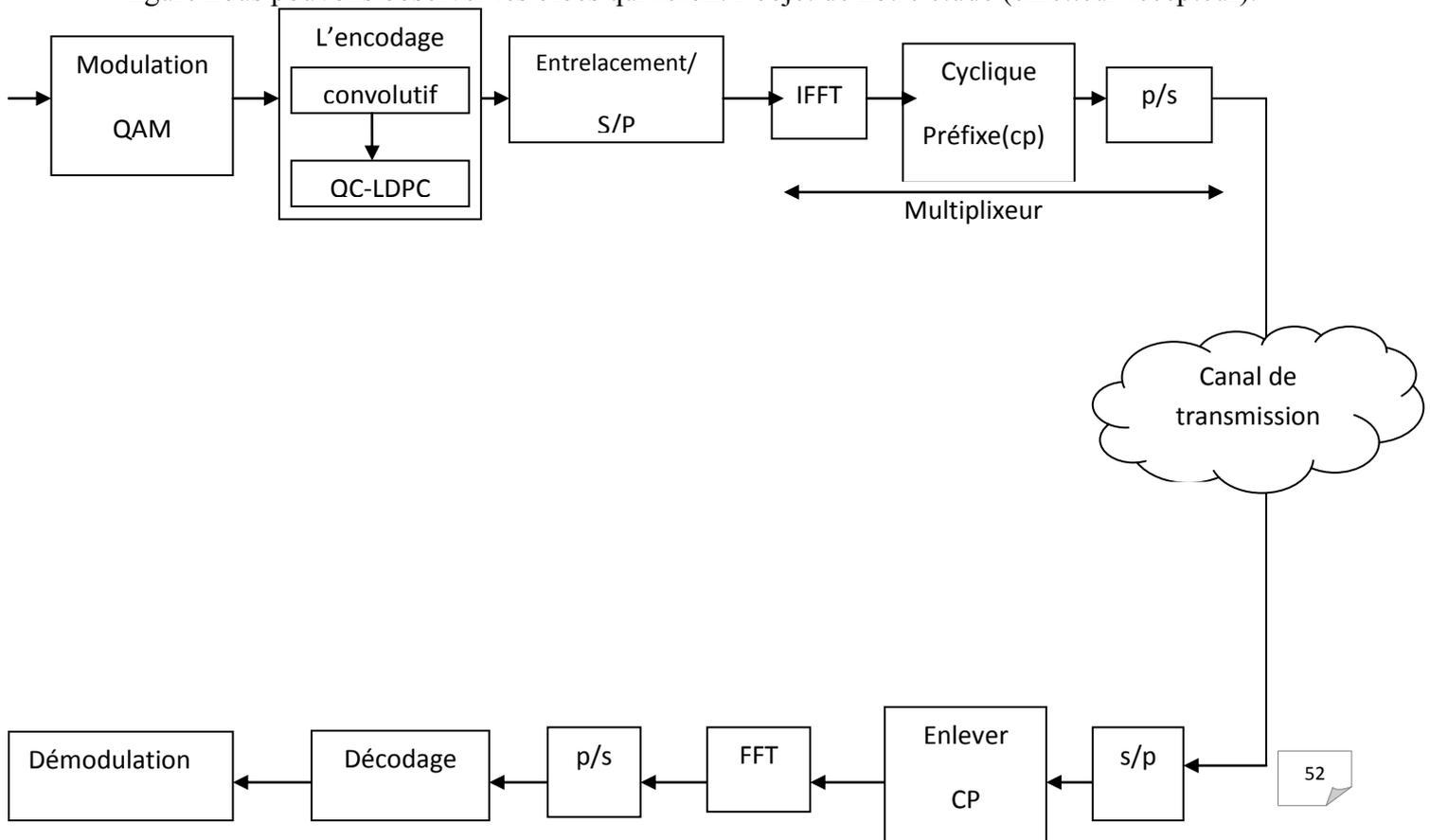
Le signal propageant dans les canaux sélectifs en fréquence comme le canal de Rayleigh et le canal de Rice dans notre cas, peut engendre plusieurs fluctuations et des interférences inter symboles (ISI) due aux multi-trajets. Dans ce cadre on va utiliser le code QC-LDPC pour augmenter les performances de transmission des données.

Les environnements réels sont trop complexes pour les modéliser avec précision. En pratique, la plupart des études de simulation utilisent des modèles empiriques qui ont été développés en fonction des mesures prises dans différents environnements réels. Dans cette section, nous décrivons un certain nombre de modèles empiriques couramment utilisés. [1] aussi ce présent chapitre porte une implémentation d'une chaîne de transmission numérique

L'objectif est d'étudier les performances des codes QC-LDPC dans trois modèles des canaux du fading multi-trajets différents: EPA (Extended Pedestrian A model), EVA (Extended Vehicular A model), ETU(Extended Typical Urban model).

18 La chaîne de transmission

La structure globale de la plate forme est illustrée dans la figure suivante. Cette figure présente les différentes étapes qui composent les deux parties émission et réception, sur cette figure nous pouvons observer les blocs qui feront l'objet de notre étude (émetteur récepteur).



○ **Bloc émetteur**

Une séquence de données de bits est générée par un générateur de bits aléatoire, elle subit une modulation QAM. Ensuite cette séquence est passée par de codage de canal (convolutif et QC-LDPC) puis le multiplexeur a fin d'émettre dans le canal de transmission.

18.1.1 Codage de canal, entrelacement et multiplexage

18.1.1.1 Codage de canal

Le but du codeur de canal est de fournir au récepteur la capacité de détecter les erreurs de transmission. Il s'agit d'améliorer la qualité de transmission d'un point de vue erreur sur les bits.

18.1.1.2 Entrelacement

En radio, les erreurs sont souvent regroupées, ce qui implique une perte de bits utiles lors d'une erreur de transmission, ce qui rend la reconstitution très difficile. Le bloc d'entrelacement mélange les bits contenus dans les blocs de données à la sortie du codeur de canal, et les distribue sur plusieurs bursts. Le but de cette procédure est de veiller à ce que les erreurs qui apparaissent dans les données reçues ne soient pas corrélées. La motivation pour réduire la corrélation entre les erreurs sur les bits, est de faire en sorte que le code de convolution utilisé pour protéger les bits.

18.1.1.3 Multiplexage OFDM

Le multiplexeur reçoit les données à la sortie du bloc d'entrelacement, et les places de manière appropriée dans une structure définie.

18.1.1.4 La modulation

La modulation utilisée ici est la QAM (Quadrature Amplitude Modulation, qui est une modulation d'amplitude et de phase.

18.2 LE RECEPTEUR

L'entrée du démodulateur est une séquence de données formée des deux signaux I et Q. Le démodulateur détermine la séquence de bits la plus probable. L'utilisation d'un démultiplexeur OFDM permet de structurer les bits afin de récupérer les bits de donnée. Comme dernière opération, un décodage de canal et un dé-entrelacement sont effectués afin de récupérer les bits transmis.

Dans ce que suit on va avoir les types de multi-trajets étudié dans notre simulation.

18.3 fading multi-trajets

le 3GPP (Third Generation Partnership Project) définit trois types différents de modèles de canaux de fading multi-trajets (multipath fading): EPA (Extended Pedestrian A model), EVA (Extended Vehicular A model), ETU(Extended Typical Urban model). Toutes ces fonctions de modélisation de canal seront utilisées dans ce travail pour examiner l'effet de ces modèles. Ces modèles sont applicable uniquement dans le cas où il y a un taux élevé de transmission des données à faible mobilité. Ces modèles permettent au système d'évaluer les performances proposés de l'émetteur-récepteur LTE dans une référence de conditions multicanaux. Le modèle de n'importe quel canal de fading multipath peut être défini par l'étalement temporel et ses vecteurs de puissance relatifs. L'étalement de Doppler maximum (MDS) ou la fréquence Doppler doit définir avec le débit de données dans le modèle de canal. L'étalement temporel de ces modèles de canaux définissent à faible, moyen et élevé (5, 70 ou 300 Hz) en tant que déplacement Doppler maximum comme indiqué dans le tableau (2) qui explique l'étalement temporel de canal de chaque modèle avec des valeurs de retard de prise (en ηs) et de puissance relative (en décibels).

N° de bascule	EPA $\tau_{RMS} = 54 ns$		EVA $\tau_{RMS} = 357 ns$		ETU $\tau_{RMS} = 991 ns$	
	Retard d'excès (ns)	La puissance relative (dB)	Retard d'excès (ns)	La puissance relative (dB)	Retard d'excès (ns)	La puissance relative (dB)
1	0	0.0	0	0.0	0	-1.0
2	30	-1.0	30	-1.5	50	-1.0
3	70	-2.0	150	-1.4	120	-1.0
4	90	-3.0	310	-3.6	200	0.0
5	110	-8.0	370	-0.6	230	0.0
6	190	-17.2	710	-9.1	500	0.0
7	410	-20.8	1090	-7.0	1600	-3.0
8	/	/	1730	-12	2300	-5.0
9	/	/	2510	-16.9	5000	-7.0

Figure 2: modèles des canaux LTE (EPA, EVA, ETU)

19 Les paramètres de la simulation

Cette session consiste à faire l'émission et la réception des blocs de données de 4831 bits, il contient toutes les fonctions de traitement expliquées précédemment plus, à la fin de la réception, une comparaison est effectuée entre les blocs émis et les blocs reçus afin de déterminer le taux d'erreur binaire. On va simuler une chaîne de communication OFDM SISO. Les paramètres de cette chaîne de communication sont :

Les paramètres	Les valeurs
Le nombre de sous porteuse OFDM (N)	2048
Cyclique préfixe (CP = N/4)	512
La bande BW	100MHz
La modulation pour chaque canal	4QAM, 16QAM, 64QAM, 256QAM
Les codeurs QC-LDPC pour chaque modulation	LDPC(324,648), LDPC(648,1296), LDPC(972,1944)
Les rendements des codeurs	1/2
La norme des codeurs	802.11n
4 bruits alpha stables sont à considérer pour chaque codeur:	1.2, 1.5, 1.8, 2

Tableau 3:les paramètre de la simulation

Les canaux multipath à simuler sont les suivants :

Canal 1 EPA 5Hz : $t_{rms} = 0.045 \mu s$ et $fd = 5 \text{ Hz}$

Canal 2 EVA 70Hz : $t_{rms} = 0.357 \mu s$ et $fd = 70 \text{ Hz}$

Canal3 ETU 300Hz : $t_{rms} = 0.991 \mu s$ et $fd = 300 \text{ Hz}$

20 Résultat de la simulation

20.1 Le modèle EPA

20.1.1 La modulation 4QAM

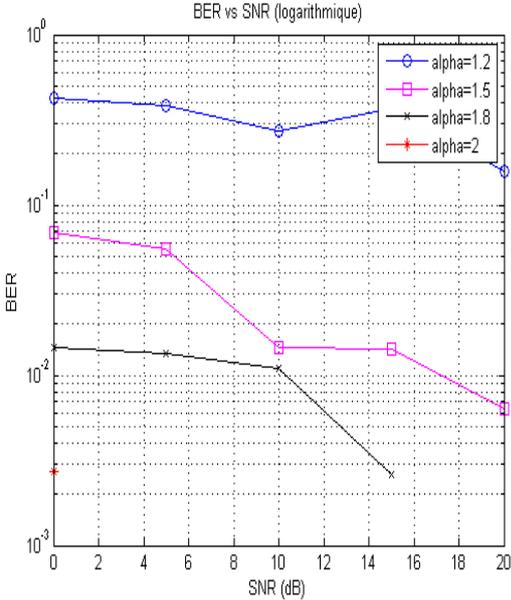


Figure 3: le BER d'un canal EPA, modulation 4QAM, code(324,648)

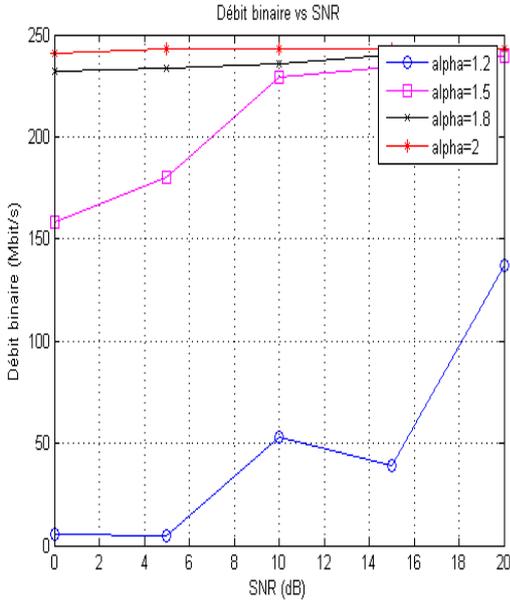


Figure 4: le débit d'un canal EPA, code(324,648)

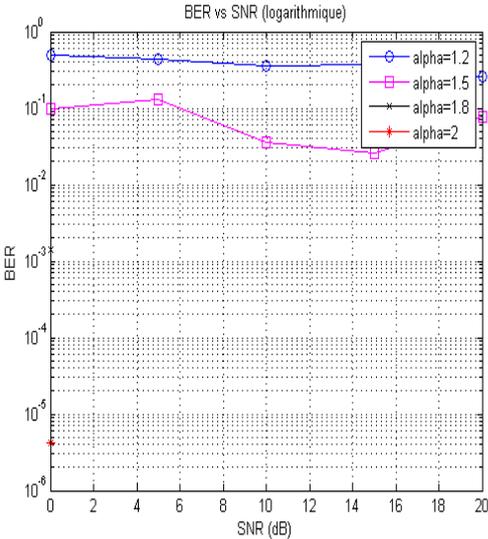


Figure 5: le BER d'un canal EPA, modulation 4QAM, code(648,1296)

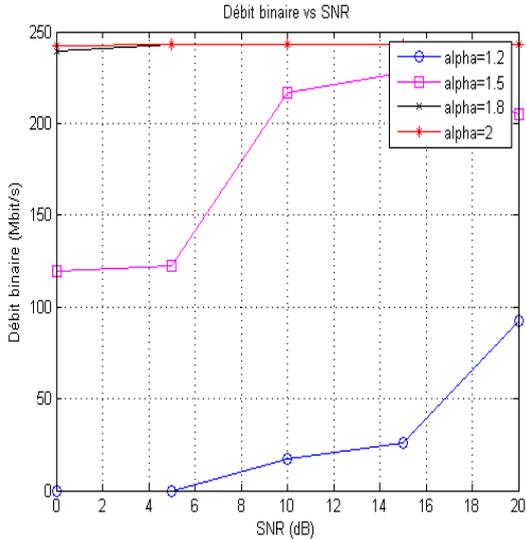


Figure 6: le débit d'un canal EPA, code(648,1296)

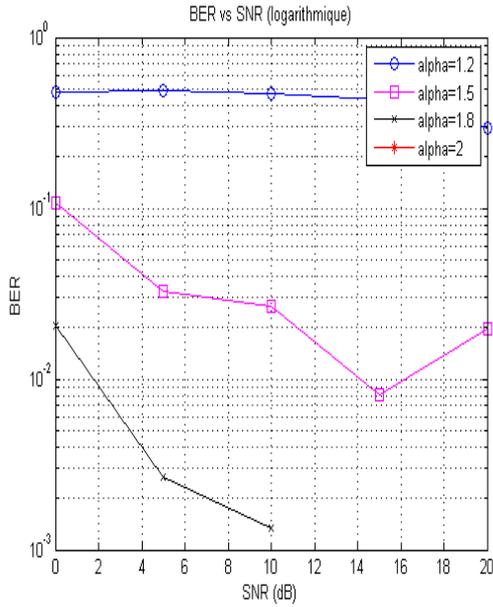


Figure 7: le débit d'un modèle EPA, modulation 4QAM, code QC-LDPC (972,1944)

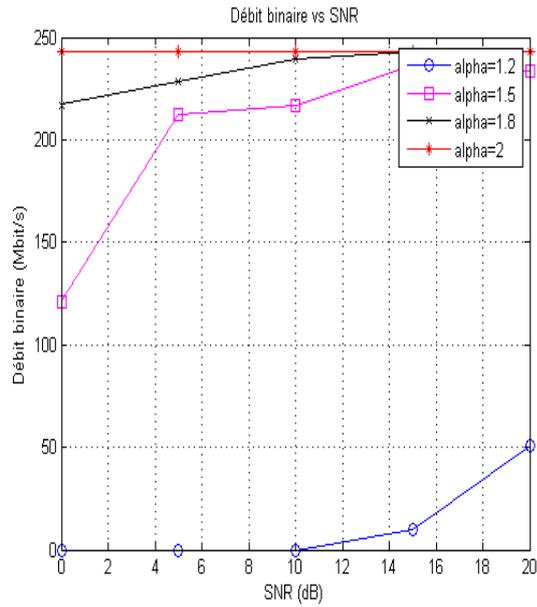


Figure 8: modèle EPA, modulation 4QAM, QC-LDPC (972,1944)

On remarque que la meilleur performance est pour $\alpha = 2$ et le code QC-LDPC(648,1276) dans lequel BER est moins de 10^{-5} pour un SNR égale à 0 avec un débit de transmission proche de 250Mbit/s.

20.1.2 La modulation 16 QAM

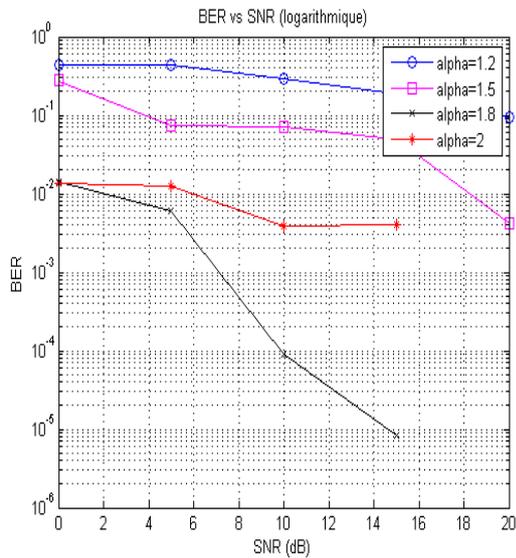


Figure 9: modèle EPA, modulation 16QAM, 16QAM, code QC-code QC-LDPC (324,648)

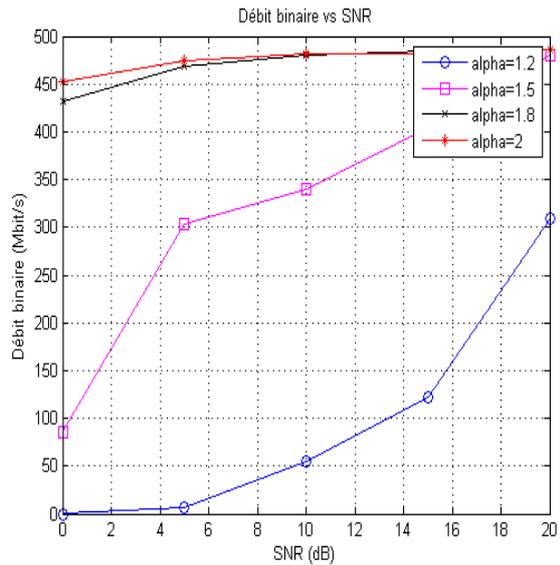


Figure 10: modèle EPA, modulation QC-LDPC (324,648)

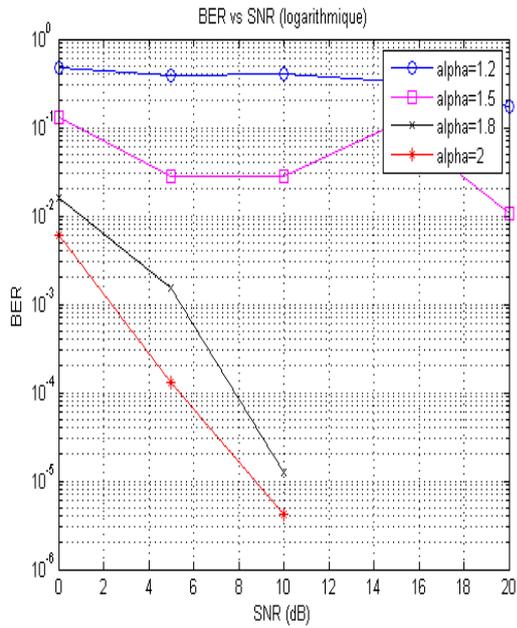


Figure 11: le BER d'un modèle EPA modulation 16QAM, modulation code (648,1296)

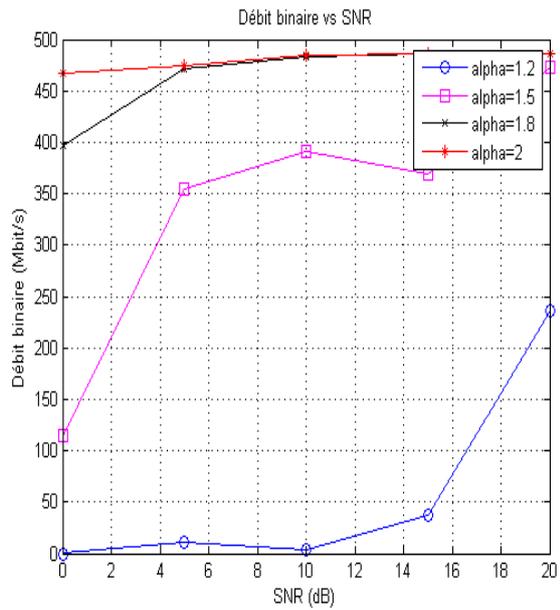


Figure 12 : le débit d'un modèle EPA 16QAM, code (648,1296)

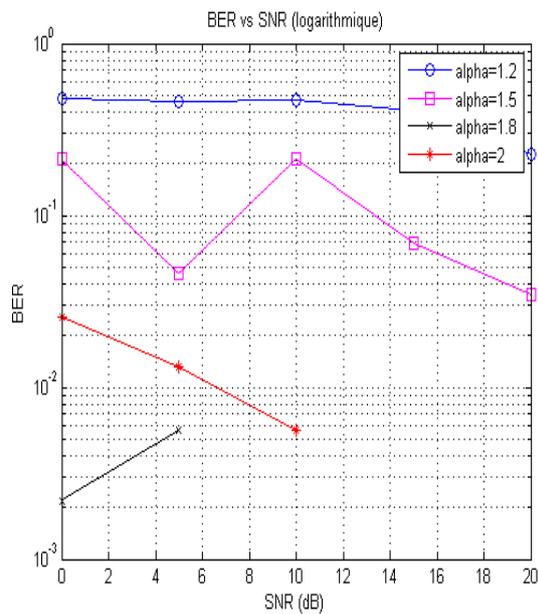


Figure 13: le BER d'un canal EPA, modulation 16QAM code(972,1944)

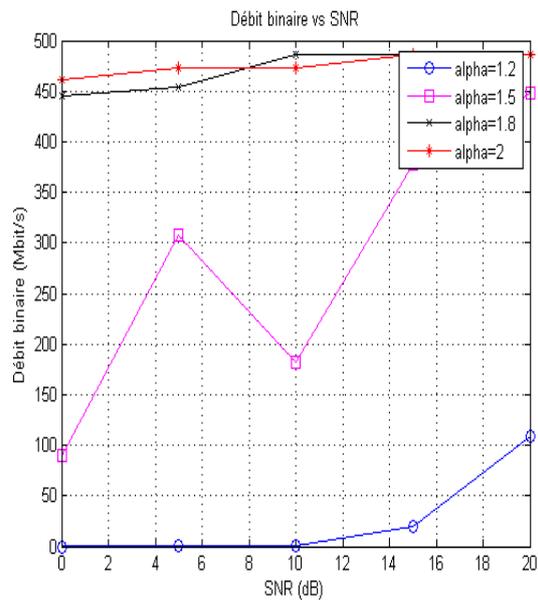


Figure 14: le débit d'un canal EPA, modulation code(972,1944).

En un canal de fading EPA et modulation 16QAM, le code QC-LDPC (648,1276) présente la meilleur performance pour $\alpha = 2$ où BER égale moins de 10^{-5} et un SNR égale à 10 dB.

20.1.3 La modulation 64QAM

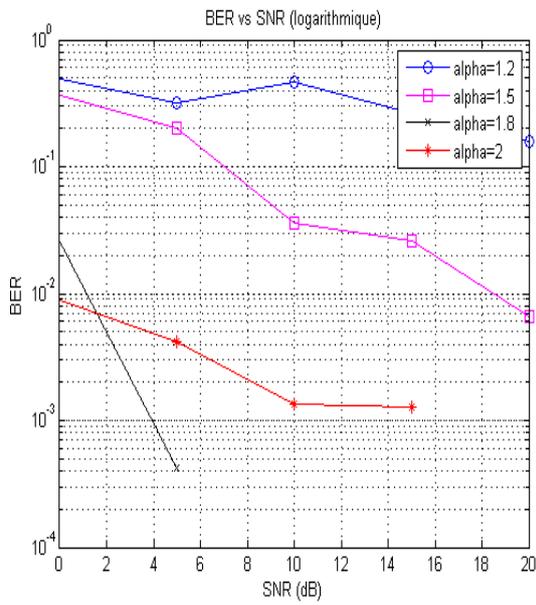


Figure 15: le BER d'un canal, modulation 64QAM, code modulation 64QAM, QC-LDPC(324,648)

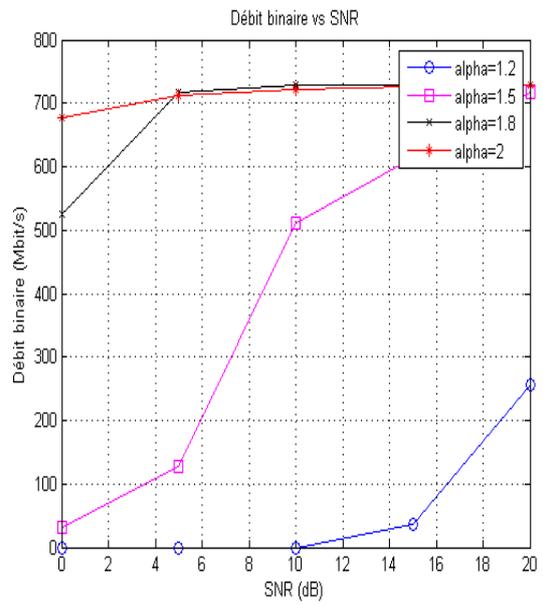


Figure 16: le débit d'un canal EPA, code (324,648)

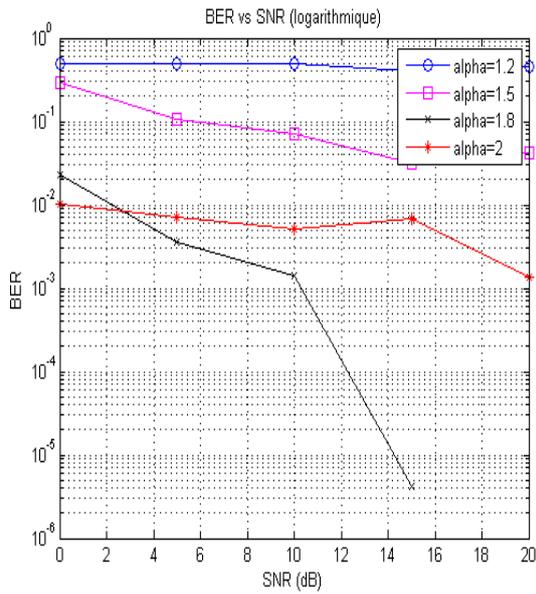


Figure 17: le BER d'un canal EPA, modulation 64 QAM, modulation code QC-LDPC(648,1296)

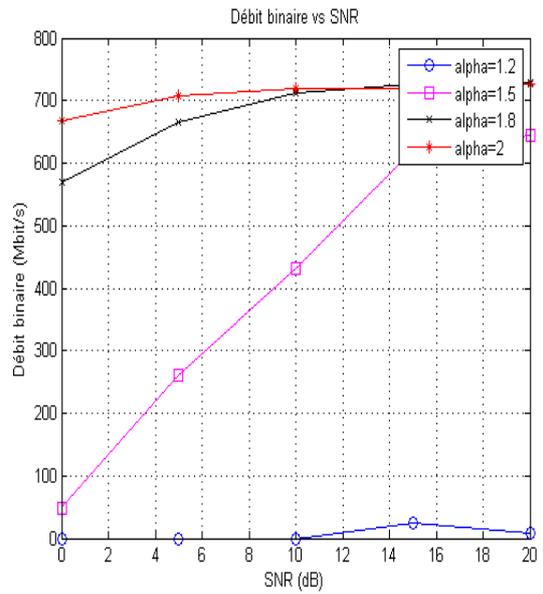


Figure 18: le débit d'un canal EPA, modulation 64 QAM, code QC-LDPC(648,1296)

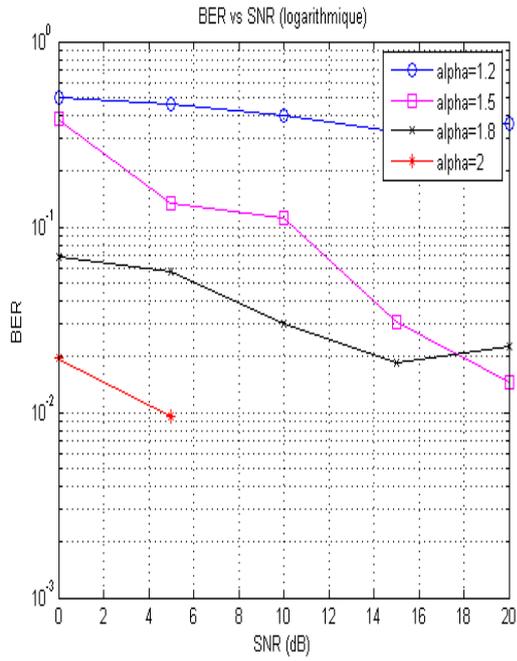


Figure 19: le débit d'un canal EPA, modulation 64QAM
 modulation 64QAM
 code QC-LDPC(972,1944)

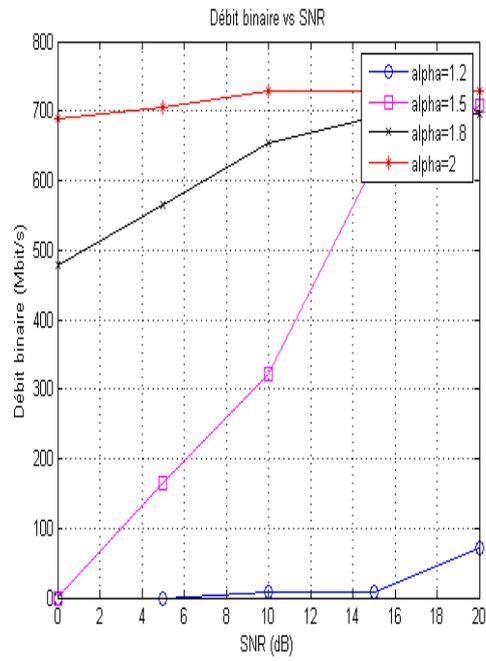


Figure 20: le BER d'un canal EPA,
 code QC-LDPC(972,1944)

Pour une modulation 64QAM d'un modèle de fading EPA, le code QC-LDPC (972,1944) présente la meilleure performance avec un BER égale 10^{-2} en un SNR égale 5dB. Le débit plus de 700Mbit/s

20.1.4 Modulation 254QAM

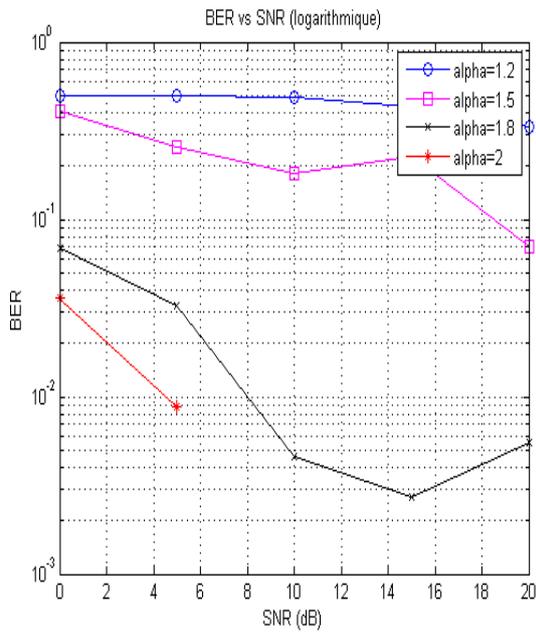


Figure 21: le BER d'un canal EPA, modulation 254QAM, modulation 254QAM, code QC-LDPC(648,1296)

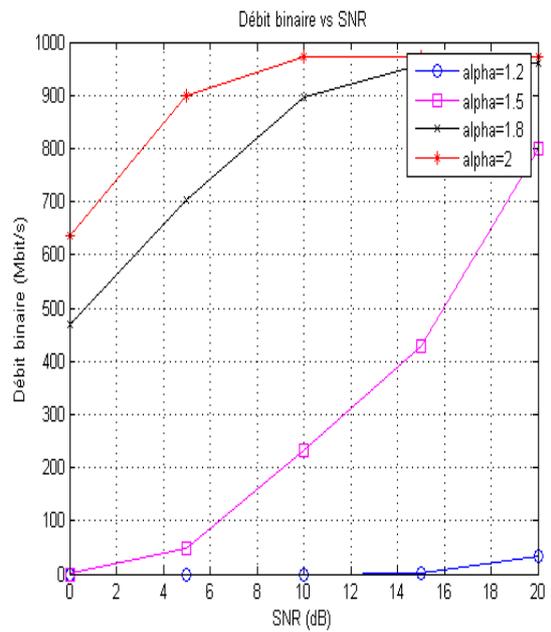


Figure 22: le débit d'un canal EPA, code QC-LDPC(648,1296)

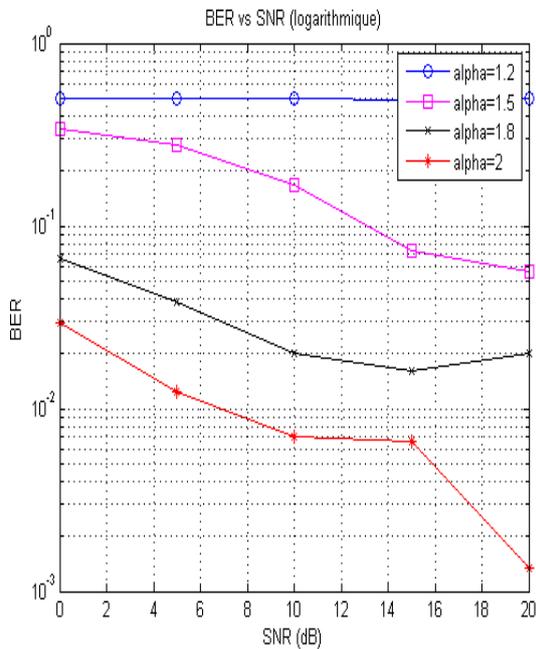


Figure 23: le BER d'un canal EPA, modulation 254QAM, modulation 254QAM, code QC-LDPC(972,1944)

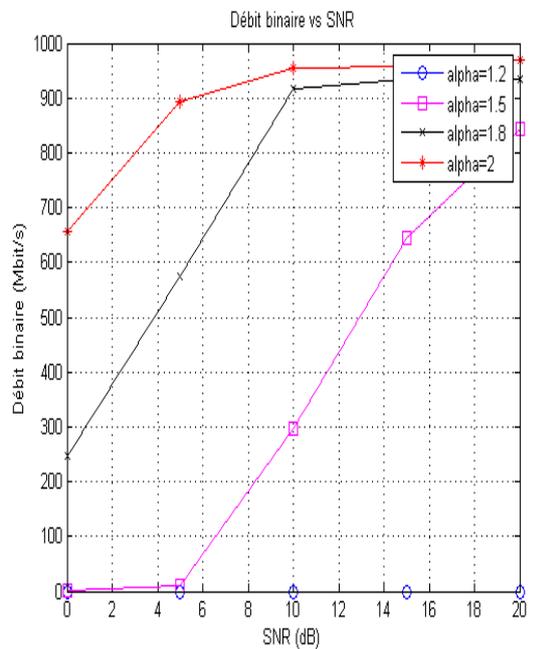


Figure 24: le débit d'un canal EPA, modulation 254QAM, code QC-LDPC(972,1944)

Pour une modulation 256QAM d'un modèle de fading EPA, le code QC-LDPC (648,1276) présente la meilleure performance avec un BER égale 10^{-2} et un SNR égale 5dB. Le debit est proche de 1000Mbits/s

20.2 Canal de fading ETU

20.2.1 4QA M

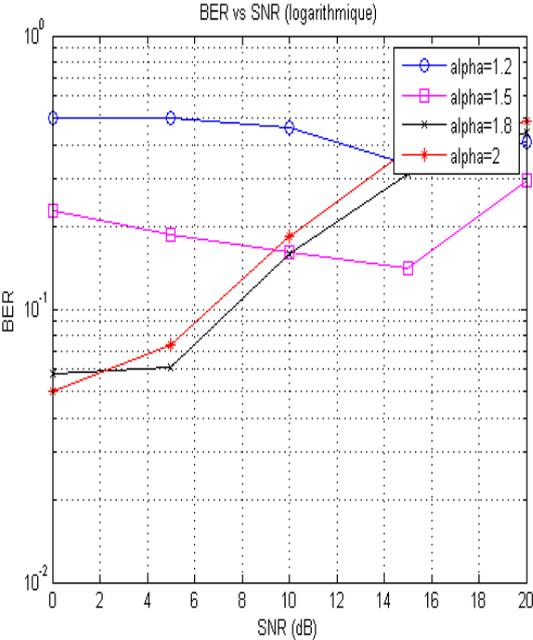


Figure 25: le BER d'un canal ETU, modulation 4QAM, code QC-LDPC (324,648)

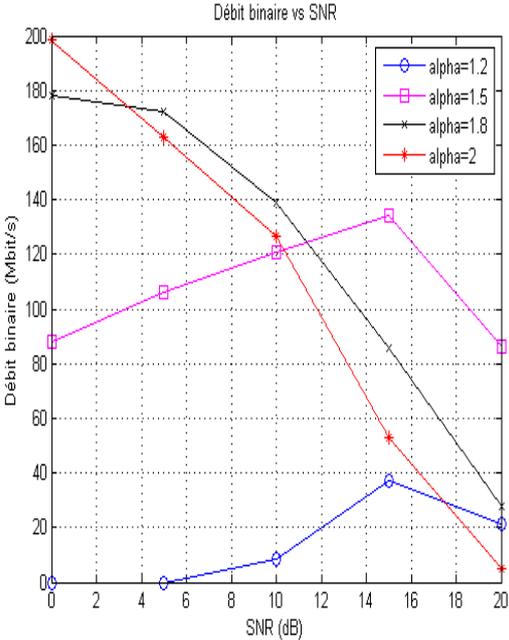


Figure 26: le débit d'un canal ETU, modulation code QC-LDPC (324,648)

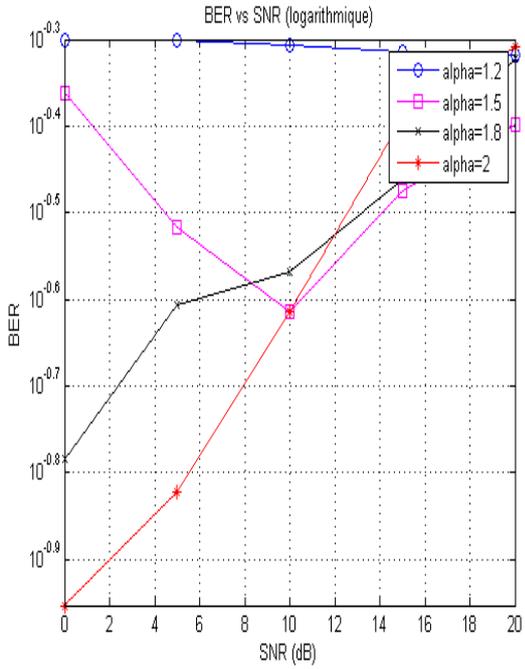


Figure 27: le BER d'un canal ETU, modulation 4QAM, code (648,1296)

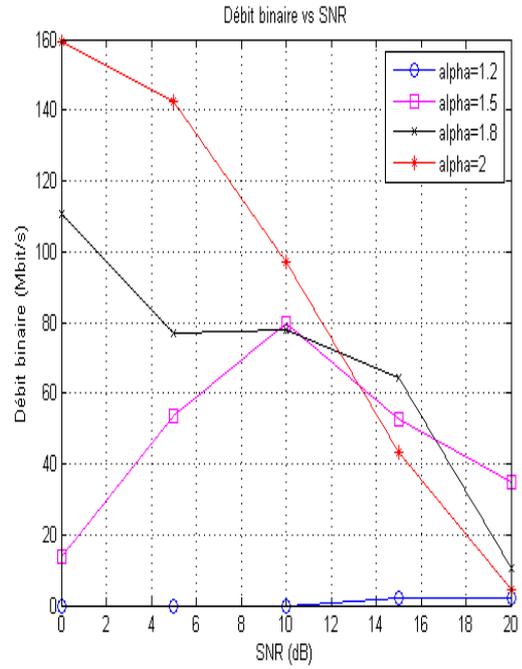


Figure 28: le débit d'un canal ETU, modulation 4QAM, code (648,1296)

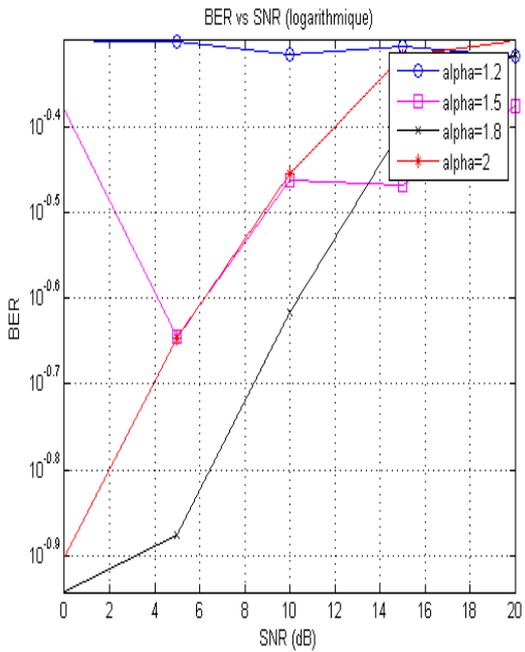


Figure 29: le BER d'un canal ETU, modulation 4QAM, code (972,1944)

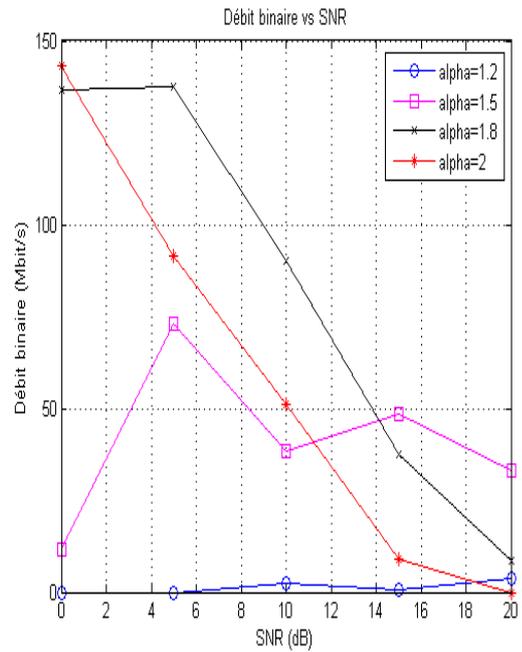


Figure 30: le débit d'un canal ETU, modulation code (972,1944)

20.2.2 Modulation 16QAM

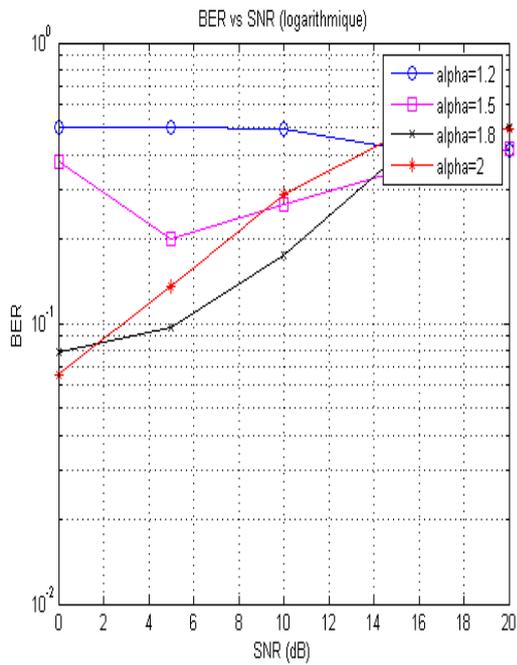


Figure 31: le BER d'un canal ETU, modulation 16QAM, modulation 16QAM, code QC-LDPC(324,648) LDPC(324,648)

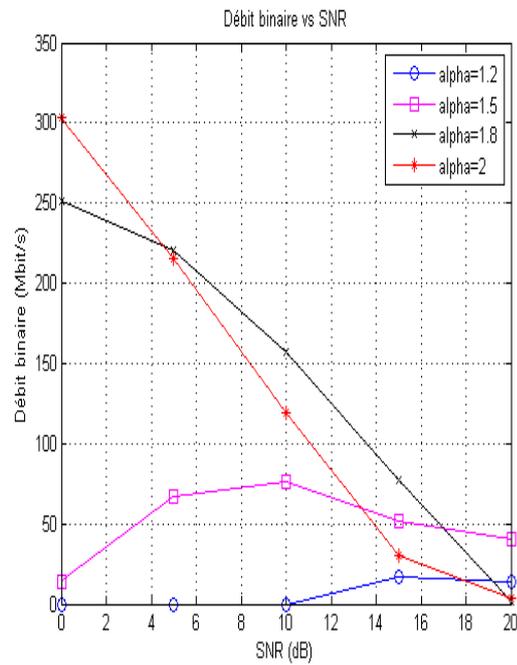


Figure 32: le débit d'un canal ETU, code QC-

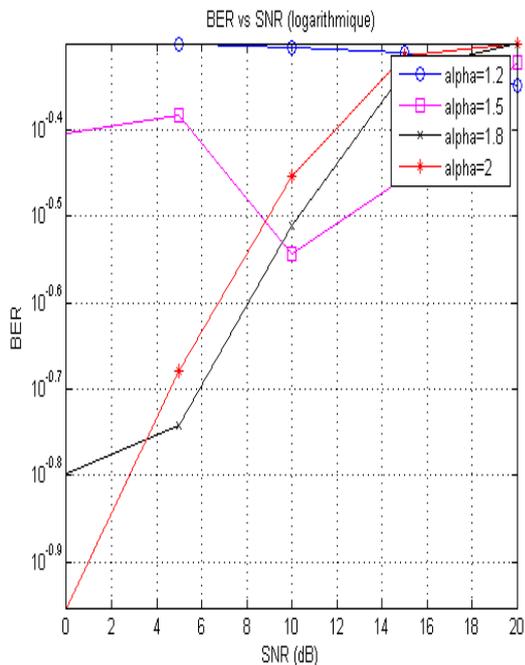


Figure 33: le BER d'un canal ETU, modulation 16QAM, 16QAM, code QC-LDPC(648,1944)

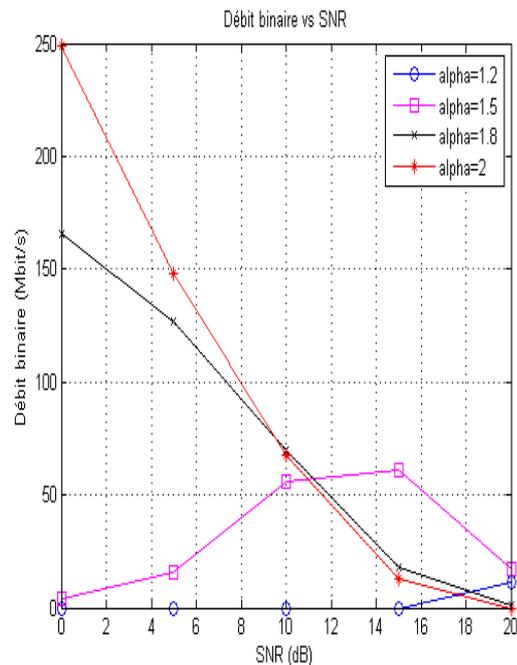


Figure 34: le débit d'un canal ETU, modulation code QC-LDPC(648,1944)

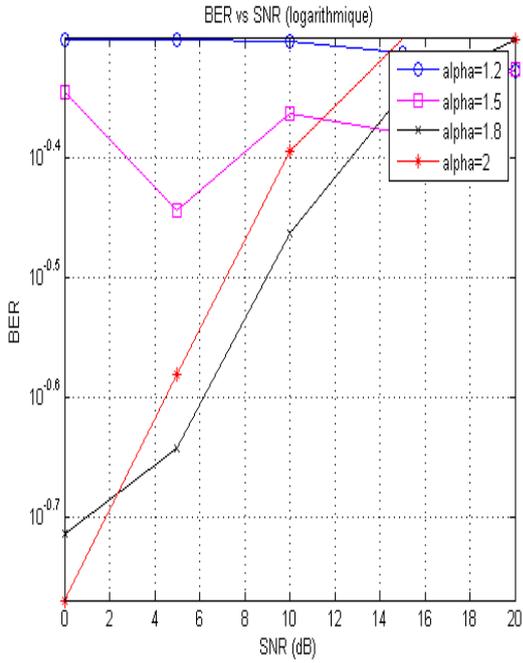


Figure 35: le BER d'un canal ETU, modulation 16QAM, 16QAM, code QC-LDPC(972,1944)

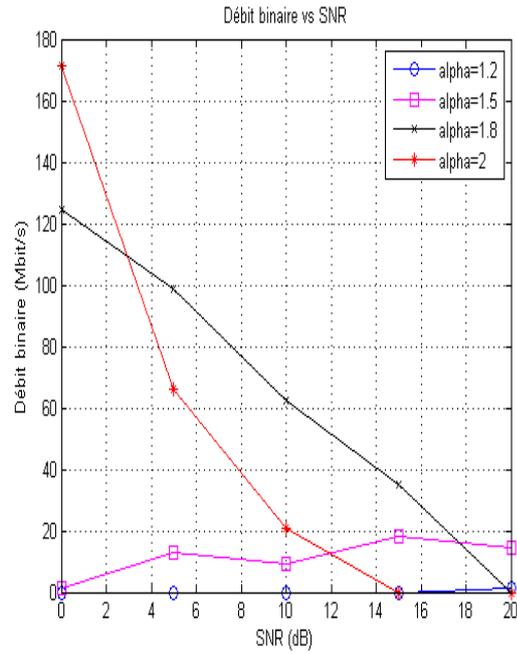


Figure 36: le débit d'un canal ETU, mdulation code QC-LDPC(972,1944)

20.2.3 Modulation 64QAM

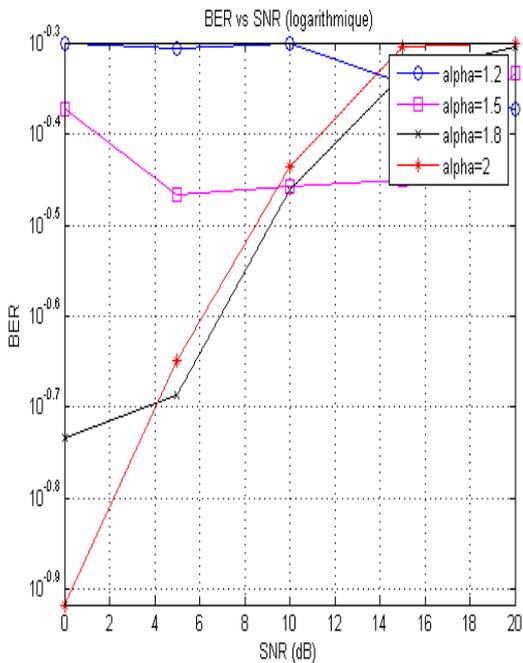


Figure 37: le BER d'un canal ETU, modulation 64QAM, modulation code QC-LDPC(324,644)

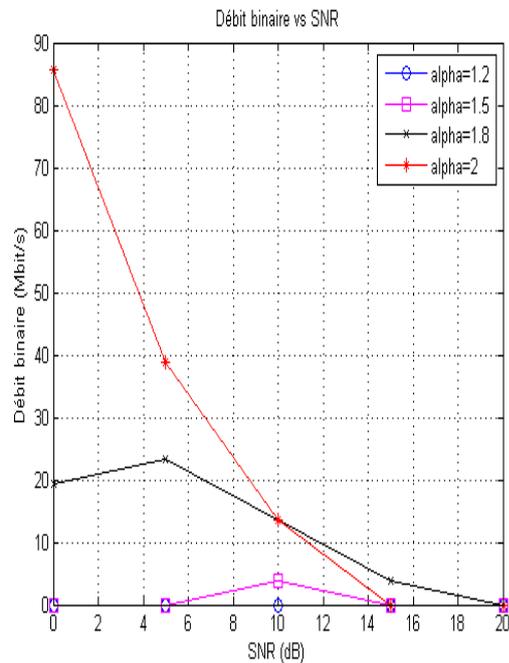


Figure 38: le débit d'un canal ETU, 64QAM, code QC-LDPC(324,644)

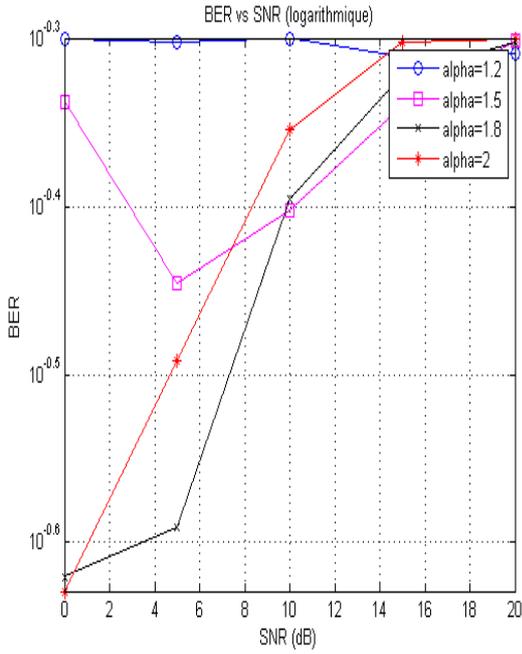


Figure 39: le BER d'un canal ETU, modulation 64QAM, modulation code QC-LDPC(648,1296)

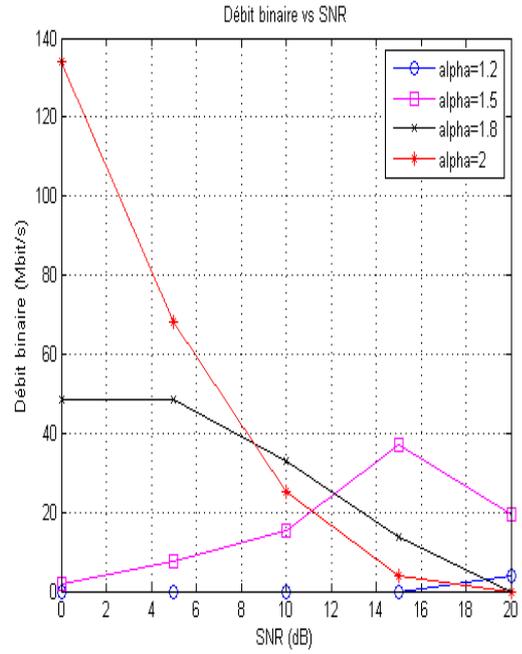


Figure 40: le débit d'un canal ETU, 64QAM, code QC-LDPC(648,1296)

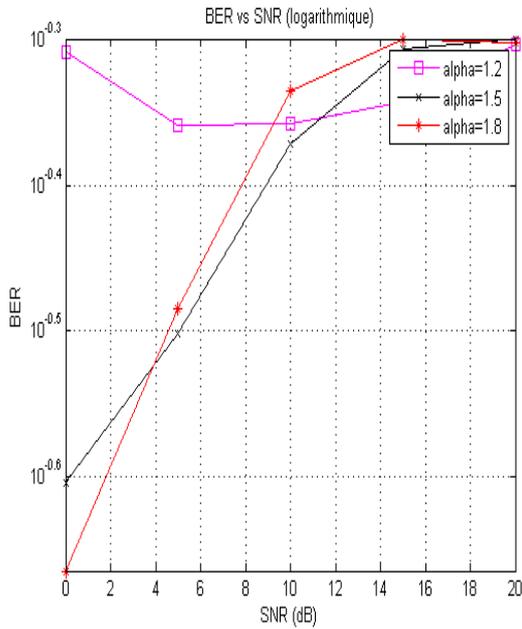


Figure 41: le BER d'un canal ETU, modulation 64QAM, modulation 64QAM, code QC-LDPC(972,1944)

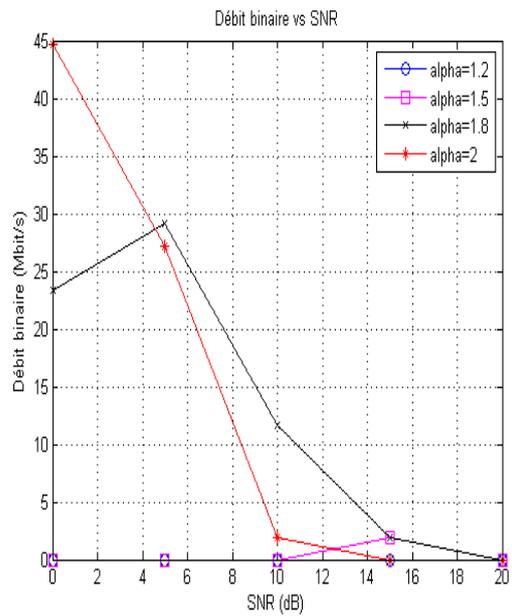


Figure 42: le débit d'un canal ETU, code QC-LDPC(972,1944)

20.2.4 Modulation 256QAM

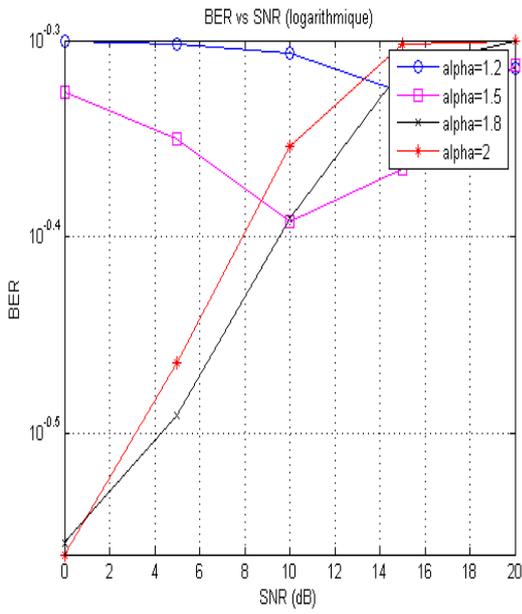


Figure 43: le BER d'un canal ETU, modulation 256QAM, code QC-LDPC(324,648)

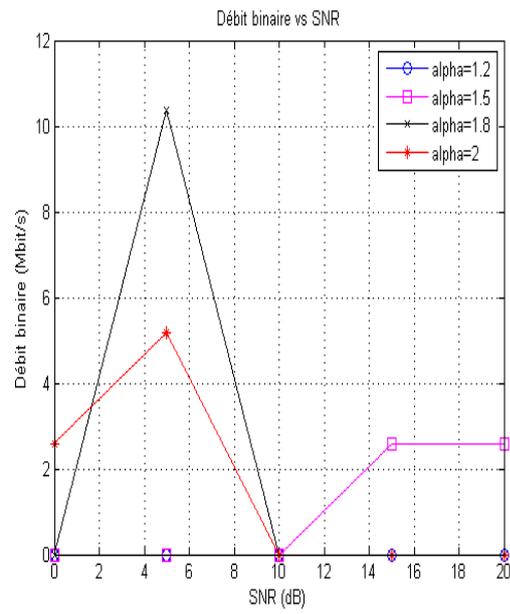


Figure 44: le débit d'un canal ETU, 256QAM, code QC-LDPC(324,648)

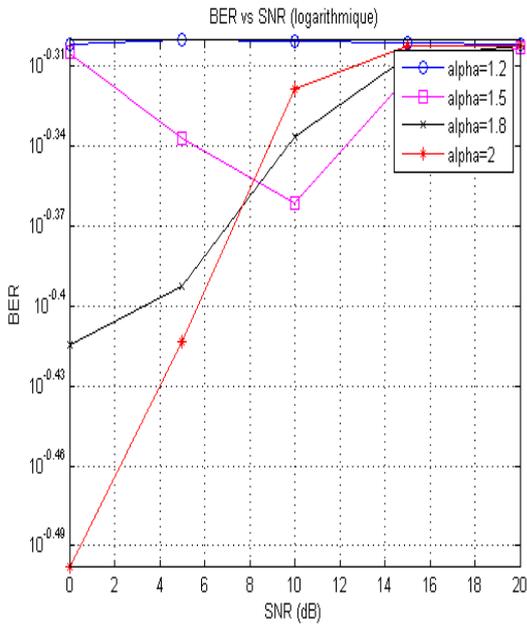


Figure 45: le BER d'un canal ETU, modulation 256QAM, code QC-LDPC(648,1296)

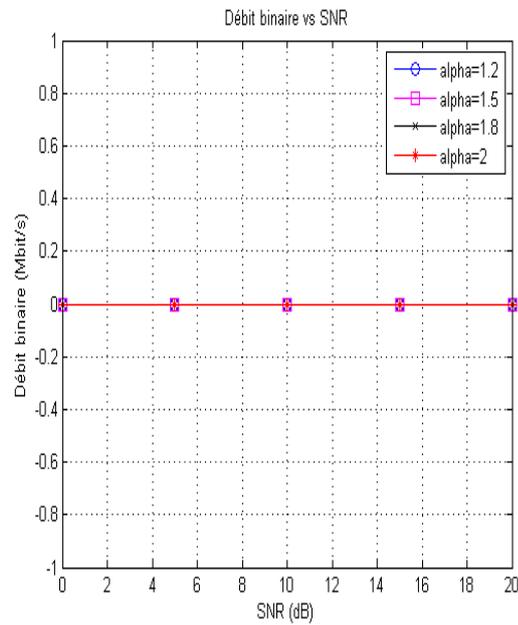


Figure 46: le débit d'un canal ETU, modulation 256QAM, code QC-LDPC(648,1296)

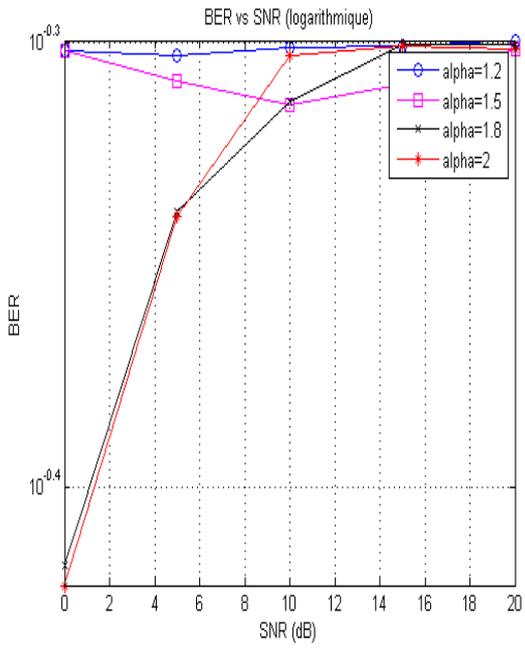


Figure 47: le BER d'un canal ETU, modulation 256QAM, code QC-LDPC(972,1944)

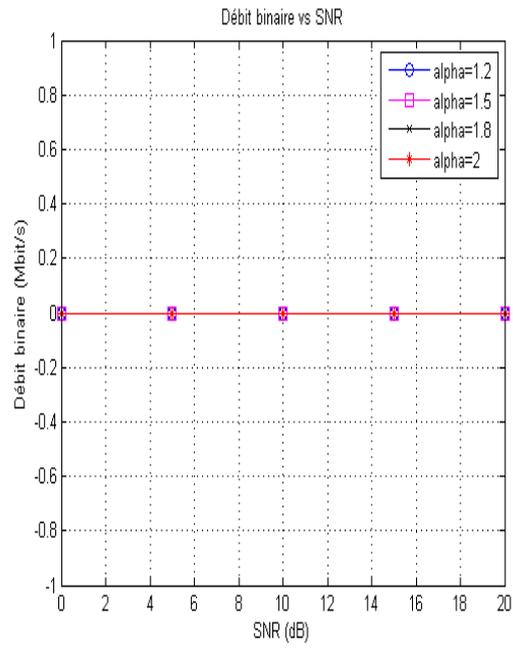


Figure 48: le débit d'un canal ETU, code QC-LDPC(972,1944)

D'après les figure de canal de fading ETU présente une mauvaise performance pour tout les types de modulation et les code. Où le BER est entre 10^{-3} et 10^0 avec un SNR fournit au émetteur élevés. Le débit chute vers le 0.

20.3le canal EVA

20.3.1 modulation 4QAM

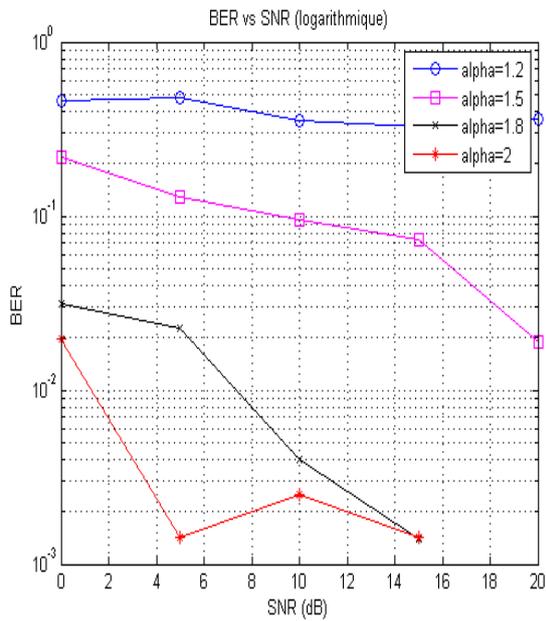


Figure 49: le BER d'un canal EVA, modulation 4QAM, modulation 4QAM, code QC-LDPC(324,648) LDPC(324,648)

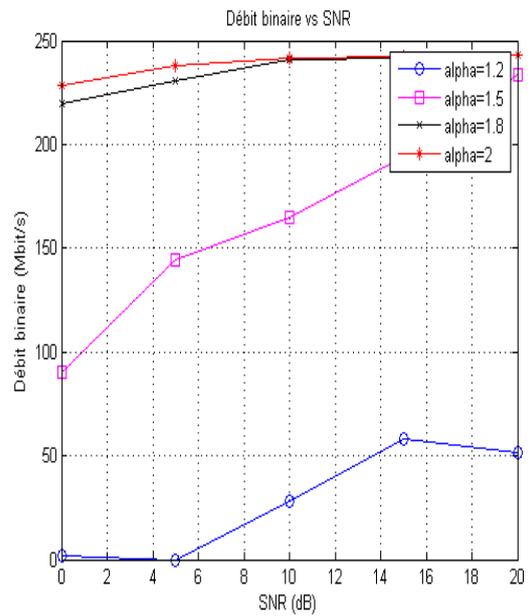


Figure 50: le débit d'un canal ETU, code QC-

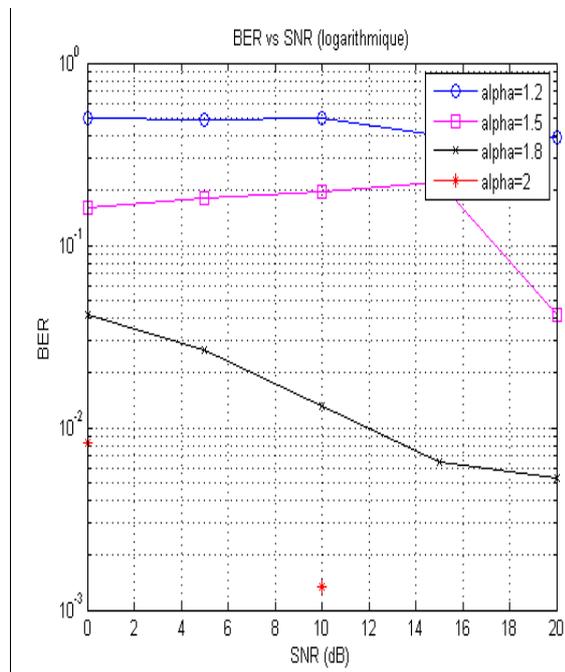


Figure 51: le BER d'un canal EVA, modulation 4QAM, modulation 4QAM, code QC-LDPC(648,1296)

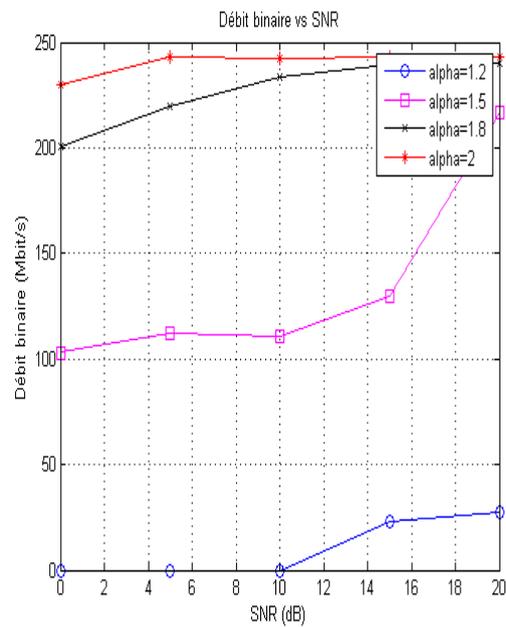


Figure 52: le débit d'un canal EVA, code QC-LDPC(648,1296)

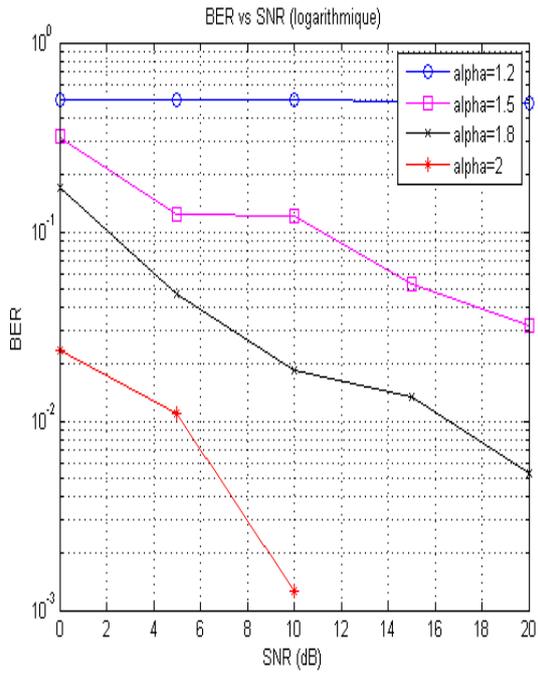


Figure 53: le BER d'un canal, EVA, modulation 4QAM, modulation 4QAM, code QC-LDPC(972,1944)

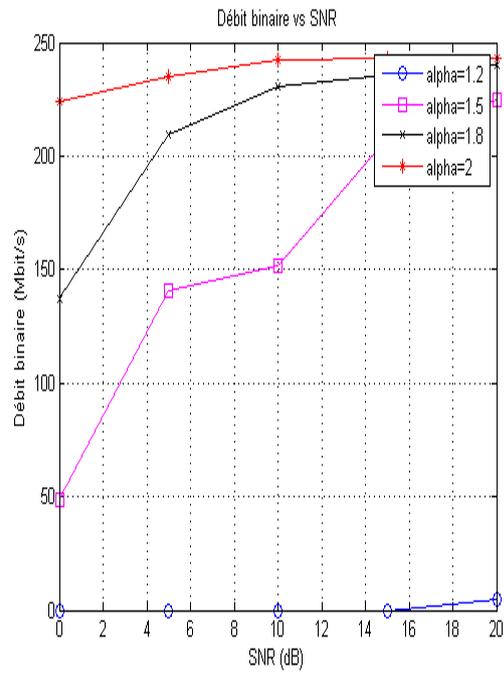


Figure 54: le débit d'un canal, EVA, code QC-LDPC(972,1944)

Pour une modulation 4QAM d'un modèle de fadings EVA, le BER est proche de 10^{-3} et le SNR égale 10dB. Le débit tend vers 250Mbit/s.

20.3.2 Modulation 16QAM

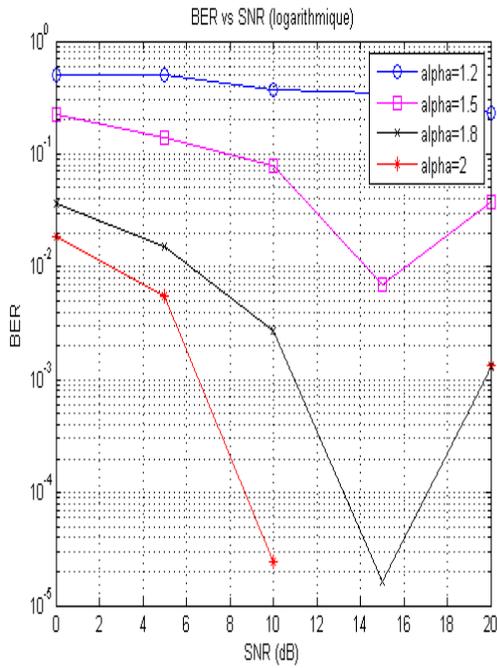


Figure 55: le BER d'un canal EVA, modulation 16QAM, code QC-LDPC(324,648)

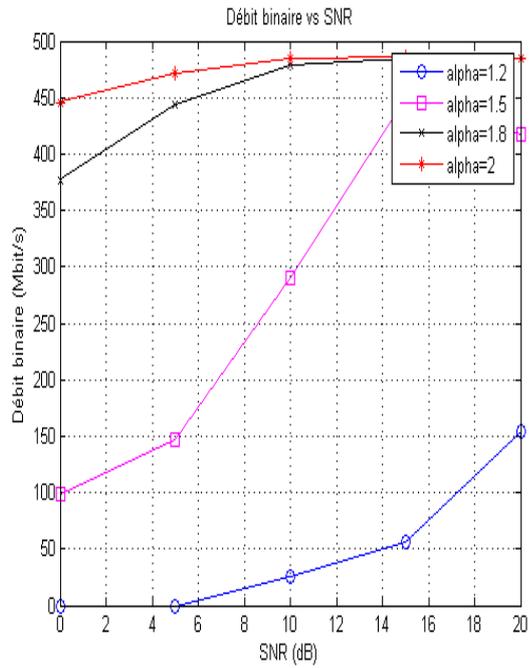


Figure 56: le débit d'un canal EVA, modulation 16QAM, code QC-LDPC(324,648)

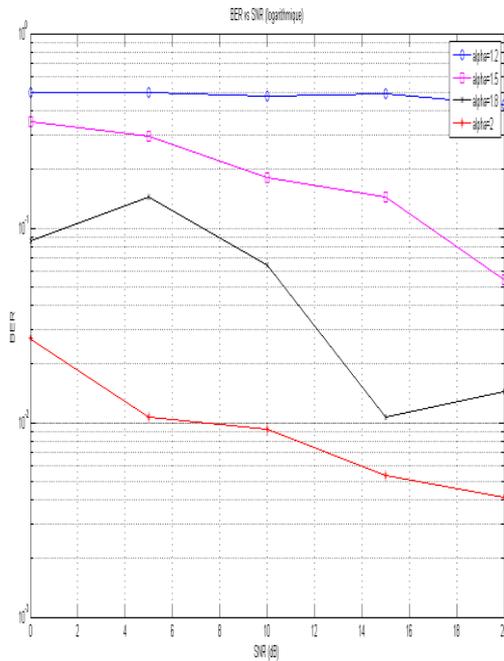


Figure 57: le BER d'un canal EVA, modulation 16QAM, code QC-LDPC(972,1944)

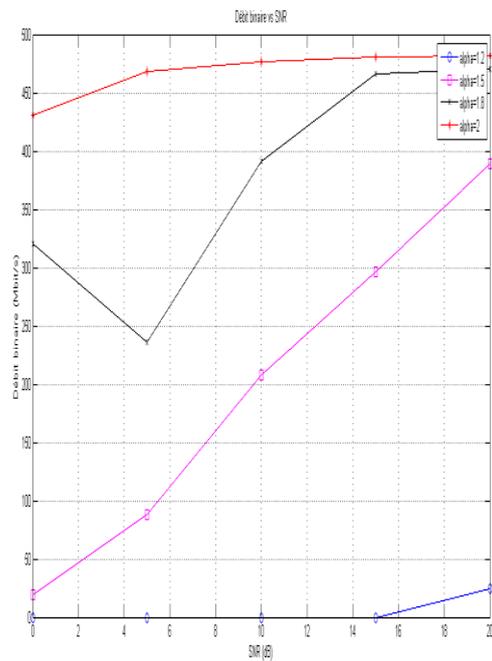


Figure 58: le débit d'un canal EVA, code QC-LDPC (972,1944)

Pour une modulation 16QAM d'un modèle de fading EVA, le code QC-LDPC (324,648) présente la meilleure performance avec un BER proche de 10^{-5} et un SNR égale 10dB. Le débit est 250Mbit/s.

20.3.3 Modulation 64QAM

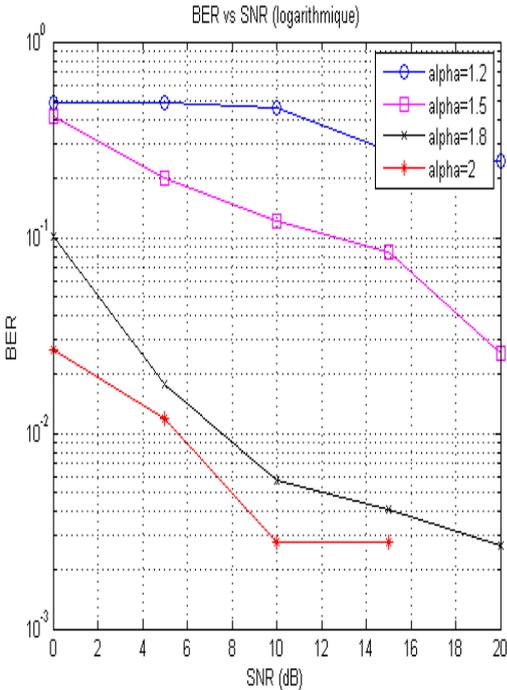


Figure 59: le BER d'un canal EVA, modulation 64QAM, code QC-LDPC(324,648)

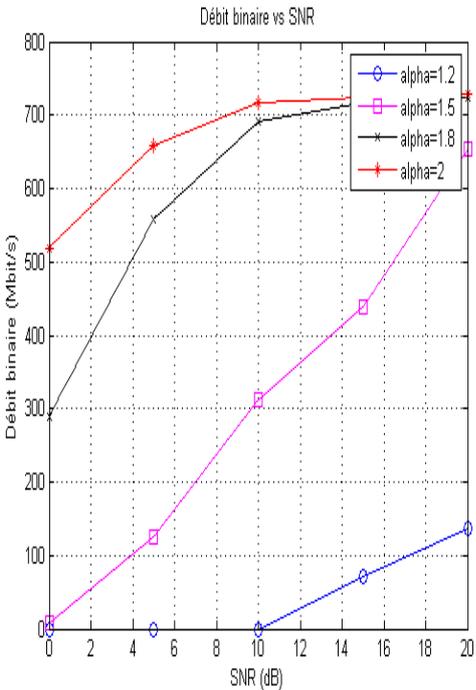


Figure 60: le débit d'un canal EVA, code QC-LDPC(324,648)

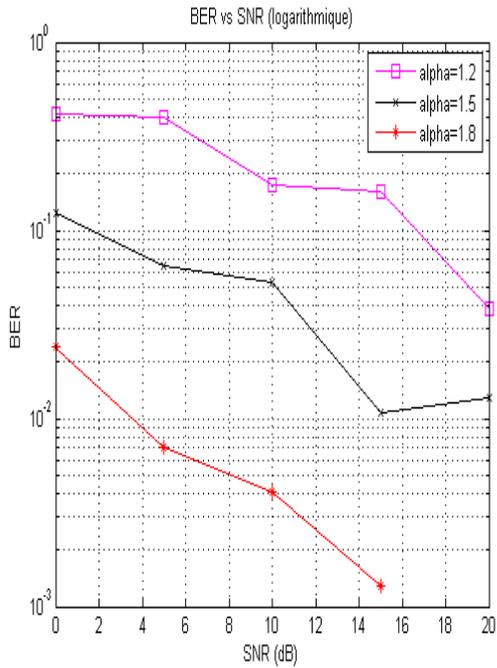


Figure 61: le BER d'un canal EVA, modulation 64QAM, modulation 64QAM, code QC-LDPC(648,1296)

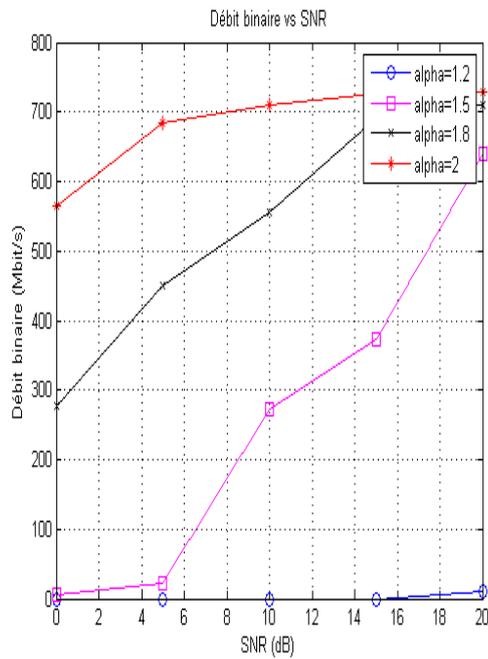


Figure 62: le débit d'un canal EVA, code QC-LDPC(648,1296)

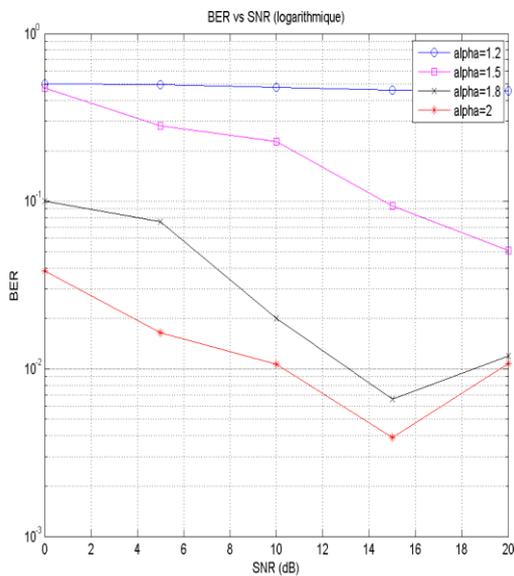


Figure 63: le BER d'un canal EVA, modulation 64QAM, modulation 64QAM, code QC-LDPC(972,1944)

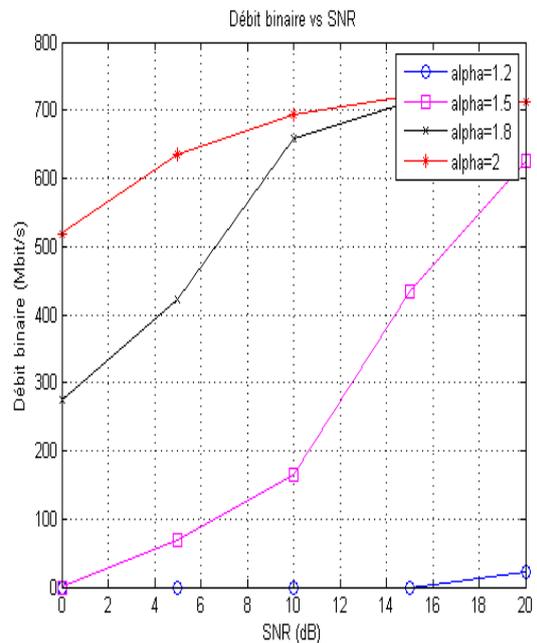


Figure 64: le débit d'un canal EVA, code QC-LDPC(972,1944)

La meilleure performance de la modulation 64QAM d'un modèle de fading EVA est pour le code QC-LDPC (648,1296) où le BER est proche de 10^{-3} et un SNR égale 15dB avec un débit de transmission plus de 700dB.

20.3.4 Modulation 256QAM

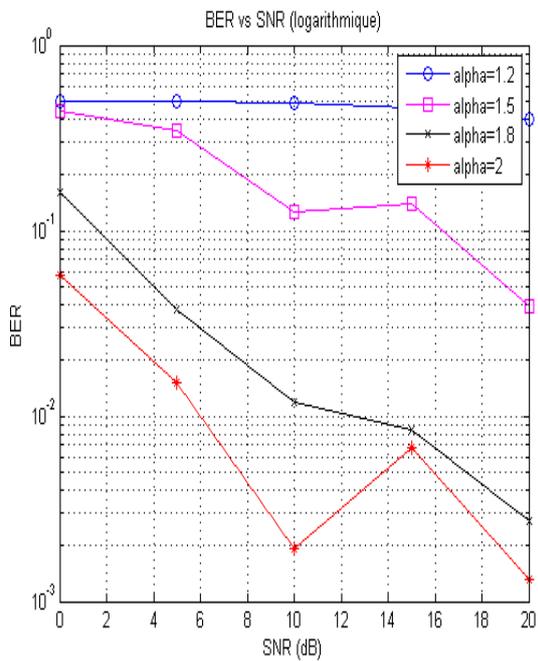


Figure 65: le BER d'un canal EVA, modulation 256QAM, modulation 256QAM, code QC-LDPC(324,648)

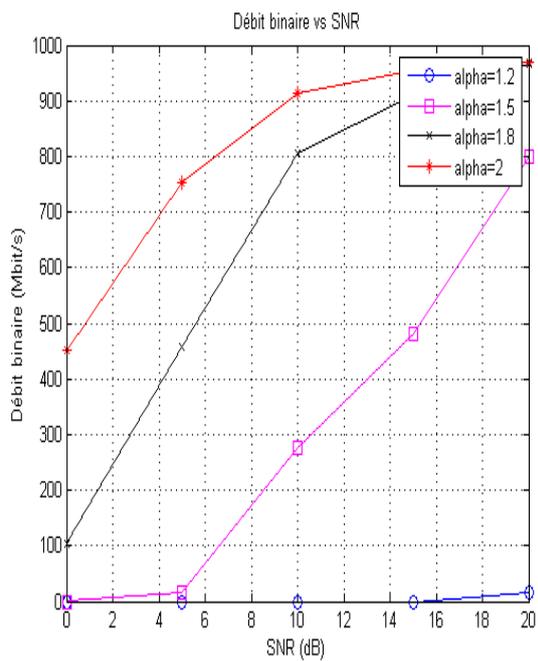


Figure 66: le débit d'un canal EVA, code QC-LDPC(324,648)

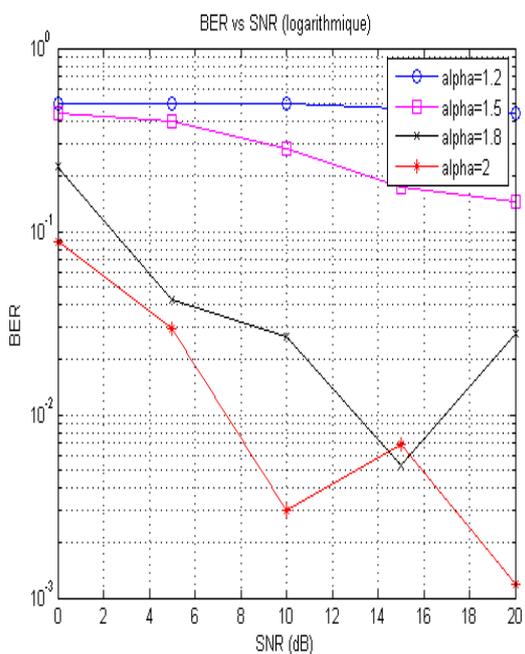


Figure 67: le BER d'un canal EVA, modulation 256QAM, modulation 256QAM, code QC-LDPC(648,1296)

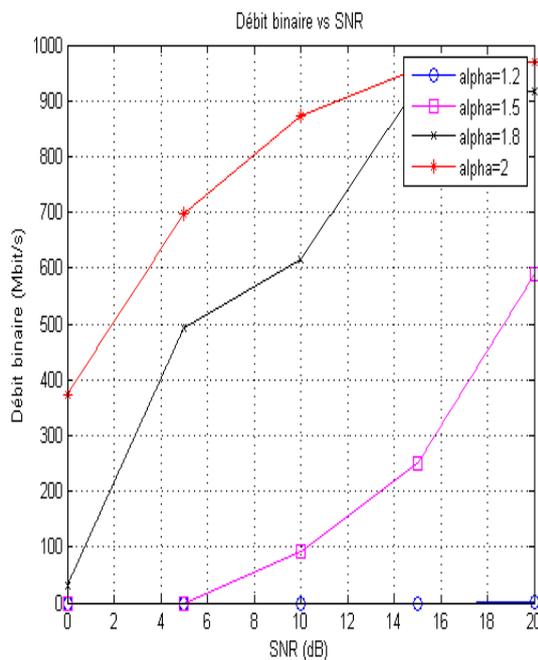


Figure 68: le débit d'un canal EVA, code QC-LDPC(648,1296)

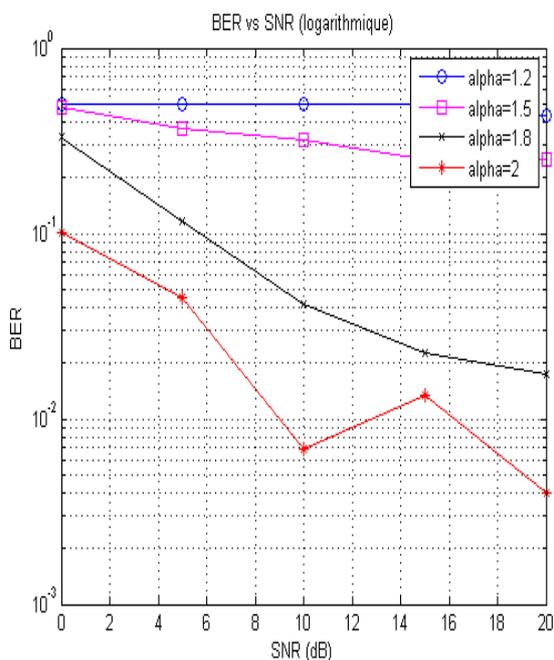


Figure 69: le BER d'un canal EVA, modulation 256QAM, modulation 256QAM, code QC-LDPC(972,1944)

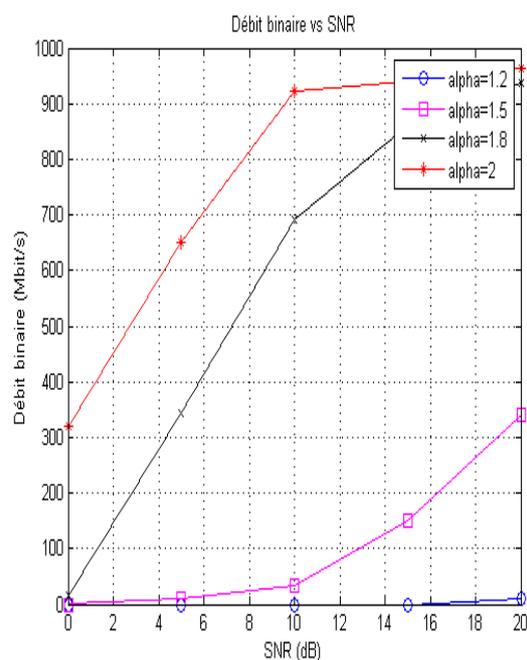


Figure 70: le débit d'un canal EVA, code QC-LDPC(972,1944)

La simulation d'un canal EVA avec une modulation 256QAM nous donne un BER proche de 10^{-3} , in SNR plus de 20dB et un débit très élevés proche de 1000Mbit/s.

21 Conclusion

Pour tout les graphes de la simulation obtenue les bons résultats sont donnée pour $\alpha=2$ parce que le LLR utilisé ici pour l'estimation est le LLR gaussien. Parmi tous les canaux utilisé le canal de fading EPA nous donne les meilleures performances (BER= 10^{-5} , SNR=0dB, Débit=250Mbit/s). Aussi on remarque que l'augmentation des symboles de modulation implique une augmentation de débits.

On remarque aussi que les longueurs des codes QC-LDPC n'ont pas une grande influence (ou n'influe pas) sur la transmission des données.

L'augmentation de l'étalement temporelle et la fréquence de doppler influe sur les performances de la transmission des données où le taux de bit erronés et le SNR généré dans l'émission augmentent.

Conclusion générale

Ce mémoire a présenté une étude analytique et une simulation d'un code QC-LDPC à bruit impulsif. Le manuscrit comporte d'abord une introduction, ensuite on a parlé sur les phénomènes de propagation et les types d'évanouissements qui influent sur la qualité de signal et est caractérisés par l'étalement temporel et la fréquence de doppler. Une brève étude théorique des canaux multitrajets de Rice et de Rayleigh a été abordée.

On a présenté aussi une méthode de modélisation d'un bruit impulsif par la distribution α -stable. Par la suite j'ai décrit le code QC-LDPC : sa forme, l'encodeur, et le décodeur.

Les performances de la radio lors d'une communication ont ensuite été évaluées à partir d'une simulation faites avec matlab 2007 de canal multitrajet (EVA, EPA et ETU). Les résultats ont démontré que la longueur d'un code QC-LDPC n'influe pas sur la transmission des données.

Finalement, la meilleure performance des trois types des canaux a été pour le canal EPA avec une modulation 4QAM et le code QC-LDPC (648,1296) où le BER est 10^{-5} , le SNR généré dans l'émission est 0dB en un débit de transmission 250Mbit/s.

Bibliographie

- [1]: Raj Jain « *channel Models A Tutorial* » en 21-02-2007
- [2] : T. Rappaport, *Wireless Communications : Principles and Practice*. Piscataway, NJ, USA : IEEE Press, 1996.
- [3]: W. Jakes, *Microwave Mobile Communications. Massachussets*, USA : Wiley-IEEE Press, 1994
- [4] : Mr ZROUKI chapitre1 : « *caractéristique du canal radio* »
- [5] . Rice, “*Statistical Properties of a Sine Wave plus Random Noise*,” Bell System Technical Journal, vol. 27, pp. 109–157, Jan. 1948.
- [6]: M. Nakagami, “*The m-distribution- a General Formula of Intensity Distribution of Rapid Fading*,” Statistical Methods in Radio Wave Propagation, pp. 3–36, 1960.
- [7]: Jean-Marie Gorce chapitre 5 du cours *Wireless Communications(WCO)*
- [8]:R. Vaughan and J. Andersen, *Channels, Propagation and Antennas for Mobile Communications*. United Kingdom : IEE Electromagnetic Waves Series 50, 2003.
- [9] : M. G. Sanchez, A. V. Alejos, and I. Cuinas, “*Urban wideband measurement of the UMTS electromagnetic*
- [10] J. Ilow and D.Hatzinakos, “*Analytic alpha-stable noise modeling in a Poisson field of interferers or scatterers*”. IEEE. Trans. on Sig. Process., vol.46, pp.1601-1611, Aout 1997.
- [11]: G Samorodnitsky and Murad S. Taquq. *Stable Non-Gaussian Random Processes. Chapman and Hall*, 1994.
- [12]: Notes et recherches personnelles : <http://fordom@free.fr> (article)
- [13] : livre de R. G. Gallager, “*Low-density parity-check codes*”. En 1963.
- [14]: article de Sarah J. Johnson “**Introducing Low-Density Parity-Check Codes**”
- [15] livre: Luby M, Mitzenmacher M, Shokrollahi M, Spielman D (2001) Improved low-density parity-check codes using irregular graphs.
- [16] **Ihsan Ullah Sohail Noor** “Construction and Performance Evaluation of QC-LDPC Codes”
- [17] S. Lin, and D. J. Costello, Jr., *Error Control Coding*, 2ème edition, Prentice Hall, 2004.
- [18]: D. J. C. MacKay, and R. M. Neal, “*Near Shannon Limit Performance of Low Density Parity Check Codes*,”.

- [19] Cheng JF, McEliece RJ (1996) Some high-rate near capacity codecs for the Gaussian channel. In: Proc. 34th Allerton Conference on Communications, Control and Computing, Allerton, IL (livre)
- [20] Ammar B, Honary B, Kou Y, Xu J. and Lin S, “construction of Low Density Parity Check Codes Based on Balanced Incomplete Block Designs”, en 2004.
- [21] J. Xu, Chen L., Djurdjevic I., Zeng L. Q., “Construction of low density parity check codes by superposition”, en 2005.
- [22] Y. Kou, S. Lin, and M. Fossorier, ”Low Density Parity Check Codes Based of Finite Geometries,” en Nov 2001
- [23] Rosenthal J, Vontobel P. O, “Construction of LDPC codes using Ramanujan graphs and ideas from Margulis”, enOct. 2001.