

國 立 交 通 大 學

電信工程學系碩士班

碩 士 論 文

無線 HDMI 系統之合作式通訊



Cooperative Communication  
in wireless HDMI system

研 究 生：賴廉承

指 導 教 授：吳文榕 教 授

中華民國九十七年八月

# 無線 HDMI 系統之合作式通訊

## Cooperative Communication in wireless HDMI system

研究 生：賴廉承

Student: Lien-Cheng Lai

指 導 教 授：吳文榕 教 授

Advisor: Dr. Wen-Rong Wu

國 立 交 通 大 學

電信工程學系碩士班

碩 士 論 文

A Thesis  
Submitted to Department of Communication Engineering  
College of Electrical and Computer Engineering  
National Chiao Tung University

In Partial Fulfillment of the Requirements

for the Degree of

Master of Science

In

Communication Engineering

August 2008

Hsinchu, Taiwan, Republic of China

中華民國九十七年八月

# 無線 HDMI 系統之合作式通訊

研究生：賴廉承

指導教授：吳文榕 教授

國立交通大學 電信工程學系碩士班

## 中文摘要

無線 HDMI 系統主要是用來在短距離傳送解析度高達  $1,920 \times 1,080p$  未經壓縮的高解析視訊、音訊及資料。但是高畫質、低延遲時間的高畫質資料，需要很高的資料率(data rate)。舉例來說：要傳送未壓縮的 1080p 的資料，需要的資料率差不多為 4Gbps。

在無線 HDMI 系統上，訊號傳輸會面臨三種挑戰。第一：有很大的路徑遺失(Path loss)；第二：高指向性(directivity)，也就是說波束寬度(beamwidth)很窄；第三：穿透能力(penetration)低。這樣使得三個問題產生：(1)高傳送功率，(2)高指向性，(3)需要直視傳播(Line-of-Sight, LOS)的特性。前面兩個問題，可以用智慧型天線技術來解決，卻無法有效解決直視傳播的問題。而在這篇論文中，將探討合作式通訊技術來解決非直視傳播(NLOS)的問題。

合作式通訊是一種實現空間分集來對抗衰落的技術，藉由一根天線的終端和網路內的另一個或多個終端互相合作，而形成虛擬的陣列天線，因此而獲得空間分集的增益效果。本論文主要目的即是研究合作式通訊在無線 HDMI 系統中，如何應用在 LDPC 上，並做出 LDPC 效能的評估，結果顯示合作式通訊可有效的提高無線 HDMI 系統中 LDPC 在衰落通道的性能表現。

# Cooperative Communication in wireless HDMI system

student: Lien-Cheng Lai

Advisor: Dr. Wen-Rong Wu

Department of Communication Engineering

National Chiao Tung University

## Abstract

Wireless HDMI system is developed to transfer uncompressed HD video, audio, and data in short distance, which dpi can reach 1,920 x 1,080p. However, content with highest quality and low latency require very high data rate. For example, to deliver uncompressed data with 1080p takes about 4Gbps data rate in average.

Upon Wireless HDMI system, there are three major challenging dimensions existing in delivering signals, which are “Path Loss, Directivity, and Penetration,” and resulted in three critical problems, high transfer rate, high directivity, and requirement of Line-Of-Sight. To solve the first two problems, we can use Smart Antenna as an effective tool. But on the other hand, we still can't overcome the problem of requirement of Line-Of-Sight. As a result, we are going to discuss solving problem of NLOS by using Cooperative Communication technology in this context.

Cooperative Communication technology is used to realize space diversity against fading channel. By connecting one antenna terminal with another one or even several antenna, it can advanced create a virtual array antenna. And gain the benefits of space diversity effects furthermore. The primary purpose in my research is to explore how Cooperative Communication in Wireless HDMI System applied in LDPC, and evaluate the efficiency of LDPC. The outcome proposes that Cooperative Communication can effectively elevate LDPC performance in fading channel within Wireless HDMI Systems.

## 誌謝

首先，我要感謝我的指導教授吳文榕博士，在研究所求學期間的細心教導與指引，使本篇論文得以順利完成。在老師嚴謹的治學態度，更讓我受益良多。

其次，我要感謝寬頻傳輸與訊號處理實驗室的李俊芳學長、許兆元學長、曾凡碩學長、謝弘道學長、林鈞陶學長和碩二同學賴允仁、何軒廷、徐子瀚在課業學習及研究上不吝指導與鼓勵且同時感謝實驗室所有學弟妹們的幫忙。

最後，我要感謝女友玉笙不斷地給我鼓勵與支持，並且致上我最深的感謝給我媽媽，感謝她對我多年來的栽培與照顧，使我得以完成學業。



## 內容目錄

<b>摘要</b> .....	I
<b>Abstract</b> .....	II
<b>誌謝</b> .....	III
<b>內容目錄</b> .....	IV
<b>表目錄</b> .....	VI
<b>圖目錄</b> .....	VII
<b>第一章 簡介</b> .....	1
<b>第二章 無線個人區域網路 IEEE 802.15.3c 系統規格介紹</b> .....	3
2.1 前言 .....	3
2.2 TG3c 傳送端規格簡介 .....	4
2.2.1 802.15.3c 中前導訊號(preamble)形式 .....	4
2.2.3 IEEE 802.15.3c 的資料區域 .....	8
2.3.1 Pad bits .....	9
2.3.2 摉亂器(Scrambler) .....	10
2.3.3 前向錯誤更正碼(Forward Error Correction, FEC) .....	11
2.3.3.1 GF( $2^8$ )的 Reed Solomon(RS)區塊碼 .....	11
2.3.3.2 外部交錯器(Outer interleaver) .....	13
2.3.3.3 LDPC 區塊碼 .....	13
2.3.3.4 位元交錯器(Bit interleaver) .....	15
2.3.4 星狀圖對應(The constellation mapping) .....	16
2.3.5 展開器(Spreader) .....	16
2.3.5.1 展開係數為 1 的 Spreader .....	16
2.3.5.2 展開係數為 2 的 Spreader .....	17
2.3.5.3 展開係數為 24 的 Spreader .....	17
2.3.6 音頻交錯器(Tone interleaver) .....	17
2.3.7 調變器(The modulator) .....	17
2.3.7.1 領航信號(Pilot subcarrier) .....	20
2.3.7.2 防護信號(Guard subcarrier) .....	20
2.3.8 引航信標通道估計序列(PCES) .....	20
<b>第三章 分散式的 LDPC code</b> .....	21
3.1 LDPC code 簡介 .....	21
3.1.1 LDPC code 原理 .....	22
3.1.1.1 訊息傳遞概念(message passing) .....	22
3.1.1.2 Tanner Graph .....	23
3.1.1.3 和積解碼演算法(Sum Product Algorithm) .....	24
3.2 合作式通訊(Cooperative Communication)簡介 .....	30
3.3 放大轉送模式(Amplifier-and-Forward Mode, AF) .....	32

3.4 解碼轉送模式(Decode-and-Forward Mode, DF) .....	34
3.4.1 DF 傳送協定.....	34
3.5 解碼放大轉送模式(Decode-Amplifier-Forward Mode, DAF) .....	36
3.6 混合轉送模式(Hybrid-and-Forward Mode, HF).....	40
<b>第四章 模擬與分析.....</b>	<b>41</b>
<b>第五章 結論.....</b>	<b>55</b>
<b>參考文獻 .....</b>	<b>57</b>



## 表目錄

表 2-1	Timing related parameters	5
表 2-2	Cover codes	6
表 2-3	Length 128 Golay codes a128 in hexadecimal format	7
表 2-4	Length 512 Golay complementary codes a512 in hexadecimal format	8
表 2-5	Length 512 Golay complementary codes b512 in hexadecimal format	8
表 2-6	OFDM frame-related parameters	12
表 2-7	LDPC parameters	14
表 2-8	parity check matrix of rate 1/2	14
表 2-9	parity check matrix of rate 3/4	15
表 2-10	parity check matrix of rate 7/8	15
表 2-11	Modulation dependent normalization factor	16
表 2-12	Subcarrier frequency allocation	19
表 3-1	合法 codeword 與 機率	25
表 3-2	合法 codeword 與 機率	26



## 圖目錄

圖 2-1	TG3c 傳送端規格的流程圖 .....	4
圖 2-2	802.15.3c Packet preamble structure.....	5
圖 2-3	HSI SYNC field without filtering .....	7
圖 2-4	Data field encoding process.....	9
圖 2-5	Realization of the scrambler linear feedback shift register.....	10
圖 2-6	Concatenated Reed Solomon with LDPC.....	11
圖 2-7	Reed Solomon encoder circuitry.....	13
圖 2-8	Turbo-based bit interleaver structure.....	15
圖 2-9	QPSK, 16-QAM and 64-QAM normal and skewed constellation bit encoding.....	18
圖 2-10	Subcarrier frequency allocation .....	19
圖 2-11	PCES positions in the data field .....	20
圖 3-1	圓圈代表學生及一個 local rule(執行加 1 的動作) .....	22
圖 3-2	extrinsic information flow .....	22
圖 3-3	overall information flow.....	23
圖 3-4	Tanner graph .....	24
圖 3-5	Tanner graph(check node) .....	25
圖 3-6	Tanner graph(variable node) .....	26
圖 3-7	illustrates the calculation of $r_{ji}(b)$ .....	27
圖 3-8	illustrates the calculation of $q_{ij}(b)$ .....	27
圖 3-9	First round: Up.....	28
圖 3-10	First round : Down.....	28
圖 3-11	Second round : Up.....	29
圖 3-12	Second round : Down.....	29
圖 3-13	Cooperative Communication Model.....	31
圖 3-14	AF block flow .....	32
圖 3-15	AF 傳送協定示意圖 .....	33
圖 3-16	DF block flow .....	35
圖 3-17	DF 傳送協定示意圖 .....	35
圖 3-18	DAF block flow .....	36
圖 3-19	DAF 傳送協定示意圖 .....	39
圖 3-20	HF block flow .....	40
圖 4-1	平坦衰落通道下 AF 和非合作式傳輸之 PER 比較(BPSK).....	43
圖 4-2	平坦衰落通道下 AF 和非合作式傳輸之 BER 比較(BPSK).....	43
圖 4-3	平坦衰落通道下 AF 和非合作式傳輸之 PER 比較(16QAM).....	44

圖 4-4	平坦衰落通道下 AF 和非合作式傳輸之 BER 比較(16QAM).....	44
圖 4-5	平坦衰落通道下 DF 和非合作式傳輸之 PER 比較(BPSK).....	45
圖 4-6	平坦衰落通道下 DF 和非合作式傳輸之 BER 比較(BPSK).....	45
圖 4-7	平坦衰落通道下 DF 和非合作式傳輸之 PER 比較(16QAM).....	46
圖 4-8	平坦衰落通道下 DF 和非合作式傳輸之 BER 比較(16QAM).....	46
圖 4-9	平坦衰落通道下 DAF 和非合作式傳輸之 PER 比較(BPSK).....	47
圖 4-10	平坦衰落通道下 DAF 和非合作式傳輸之 BER 比較(BPSK).....	47
圖 4-11	平坦衰落通道下 HF 和非合作式傳輸之 PER 比較(BPSK).....	48
圖 4-12	平坦衰落通道下 HF 和非合作式傳輸之 BER 比較(BPSK).....	48
圖 4-13	平坦衰落通道下各種合作式和非合作式傳輸之 PER 比較(BPSK) .....	49
圖 4-14	平坦衰落通道下各種合作式和非合作式傳輸之 BER 比較(BPSK) .....	49
圖 4-15	AWGN 下 802.15.3c 中做不同編碼的 BER 效能比較(16QAM).....	51
圖 4-16	802.15.3c 系統在平坦衰落通道下使用合作和非合作式傳輸之 BER 比較(16QAM) .....	51
圖 4-17	802.15.3c 系統在平坦衰落通道下使用合作和非合作式傳輸之 PER 比較(16QAM) .....	52
圖 4-18	802.15.3c 系統在多重路徑衰落通道下使用合作和非合作式傳輸之 BER 比較(16QAM) .....	52
圖 4-19	802.15.3c 系統在多重路徑衰落通道下使用合作和非合作式傳輸之 PER 比較(16QAM) .....	53
圖 4-20	802.15.3c 系統在多重路徑衰落通道, SR channel 比 SD channel 好的情況下, 使用合作和非合作式傳輸之 BER 比較(16QAM) .....	53
圖 4-21	802.15.3c 系統在多重路徑衰落通道, SR channel 比 SD channel 好的情況下, 使用合作和非合作式傳輸之 PER 比較(16QAM) .....	54

# 第 1 章 簡介

隨著無線通訊技術的快速發展，大致上把無線通訊標準，以含括之區域大小為基準，分為幾個區域網路：

- (1) 無線本地區域網路(Wireless Local Area Networks, WLAN)，如 802.11( WiFi)。
- (2) 無線都市區域網路(Wireless Metropolitan Area Networks, WMAN)，如 802.16e(WiMAX)。
- (3) 無線廣泛區域網路(Wireless Wide Area Networks, WWAN)，如 802.20(GSM、3G)。
- (4) 無線個人區域網路(Wireless Personal Area Networks, WPAN)，如 802.15 (Bluetooth)。

而隨著後PC時代的來臨，所有的個人、家庭或企業的電器設備皆朝向可攜帶式通訊設備方式發展，因此短距離的無線通訊標準也因而被制定且逐漸佔有重要的地位。目前常用及代表性的無線個人區域網路(WPAN)系統，如無線HDMI、超寬頻UWB(Ultra Wide Band)、藍芽(Bluetooth)等等。但隨著人們對高速的網路存取及資料下載的需求上漲，使得資料傳輸率必須越來越高，而其中的無線HDMI系統可以達到每秒1Gbps以上，滿足人們的需求。

這種標準是利用正交分頻多工(Orthogonal Frequency Division Multiplexing, OFDM)作為調變技術，相較於單載波調變系統，OFDM 的優點是有較好的頻譜使用效率且有效對抗頻率選擇衰落通道(Frequency Selective Fading Channel)及多重路徑衰落(Multipath Fading)。但 OFDM 仍有其缺點，由於 OFDM 訊號是由多個子載波組合而成，信號功率會因為子載波承載不同的符元(symbol)而變化，所以其峰均功率比(Peak-to-Average Power Ratio, PAPR)較單調波調變系統大。另外，OFDM 對同步誤差很敏感，其時序誤差(Timing Offset)會產生符元間干擾(Inter-Symbol Interference, ISI)及子載波間干擾(Inter-Carrier Interference, ICI)效應；其頻率偏移誤差(Frequency Offset)除了會破壞子載波之間的正交性會造成互相干擾(ICI)，也會造成 FFT 無法取樣到峰值，使得子載波訊號能量下降。這兩種同步誤差都會降低系統效能，必須加以克服。

及修正。

為了提升通道容量與對抗通道衰落，現在無線系統都加入了多輸入多輸出(MIMO)系統架構的概念。MIMO 概念主要有兩種形式：(1)發射端為空間多工(Spatial Multiplex)，(2) 接收端為空間分集(Spatial Diversity)。前者利用多天線傳送不同的資料序列，在接收端利用多天線的空間自由度將其分別解出，使得傳送和接收端之間形成虛擬的平行通道，在同一時間和同一頻帶傳輸更多的資料，藉此提高資料傳輸率；後者利用訊號經由多個獨立的衰落通道送達接收機，透過接收機內部的最佳化組合(Combining)可產生衰落較小的接收訊號，因此可獲得分集增益(Diversity Gain)。雖然 MIMO 系統架構可以有效增加傳送增益和接收增益，但是大部分接收端通常有硬體尺寸和成本的限制，沒辦法允許多天線的設計，此時 MIMO 技術就無法使用上。

合作分集(Cooperative Diversity)是一種實現空間分集以對抗衰落技術之一，他可以藉由一根天線的終端與網路內的其他一個或多個終端的天線互相合作，形成虛擬的陣列天線來實現空間分集。常見的合作分集模式主要有四種，即放大轉送模式(Amplify-and-Forward, AF)、解碼轉送模式(Decode-and-Forward, DF)、解碼放大轉送模式(Decoder-amplify-forward, DAF)及結合 DF 和 DAF 兩種模式的混合放大與解碼轉送模式(Hybrid amplifier and decode-and-Forward, HF)。在本論文中分別予以介紹。本論文主要目的即是研究合作式通訊在無線 HDMI(High Definition Multimedia Interface)系統中，如何應用在 LDPC 上，並做出 LDPC 效能的評估，結果顯示合作式通訊可有效的提高無線 HDMI 系統中 LDPC 在衰落通道的性能表現。

本論文的其他章節結構如下：第二章將介紹 802.15.3c 系統規格，其中包含實體層標準、框碼格式、系統參數及傳送機架構。在第三章，提出建構在 802.15.3c 系統中且應用在 LDPC 的四種合作式分集模式，並分別介紹其各自傳送協定(Protocol)、系統模型及接收機最大化組合的設計(Maximum Ratio Combining, MRC)。第四章，為各個協定上的模擬及分析其優劣。最後，將在第五章作總結。

## 第 2 章 無線個人區域網路

### IEEE 802.15.3c 系統規格介紹

#### 2.1 前言

60GHz 無線系統曾被譽為最有前景的無線技術之一，因為在這個頻段中可使用的非授權的頻寬高達 7GHz。近日，消費電子產業的六大供應商(由 LG、松下、NEC、三星電子、Sony 以及東芝等公司)共同成立了 WirelessHD 小組，目的在定義 60GHz 無線技術規格。據稱該技術能在客廳中以高達 6Gbps 的速度傳送未經壓縮的高解析視訊資料。在可預見的未來，該新興技術必將與現有的 1394 FireWire、HDMI、802.11n 以及 UWB 等技術形成競爭。現在很難哪一種技術會勝出。

WirelessHD 小組的技術主要是來自於新興公司 SiBeam。SiBeam 公司是由加州大學柏克萊分校研究員 Bob Brodersen 所成立，他同時也是 CMOS 射頻領域的先驅者之一。WirelessHD 小組所發展的技術可傳送解析度高達  $1,920 \times 1,080p$  未經壓縮的高解析視訊，且其延遲在 5~15ms 之間。如果採用此技術來取代 UWB，那麼電視機、DVD 播放器和其他高解析設備實際上可以提供更高的解析度、更小的延遲與更低的成本。在典型的 UMB 系統中 480Mbps 頻寬必須為資料封包或廣播視訊訊號進行再壓縮，這會使得 OEM 廠商在系統中建置昂貴的解碼器及更多的 RAM，而在處理過程中卻可能造成視訊內容丟失和延遲增加等現象。在美國，WirelessHD 可以使用 57-64GHz 的未授權頻段，該頻段所允許的傳輸功率高達 10W；在歐洲和日本，WirelessHD 將會使用 59-66GHz 頻段。

目前無論是 WirelessHD 還是其競爭方案 WirelessHDMI(由 ADI 和 Tzero 公司所力挺的一種 UWB 方案)，都未能獲得 HDMI 核心技術的授權。而 IEEE 802.15.3c 在 2005 年 3 月的會期中已正式的從研究小組(Study Group: SG)轉成工作小組(Task Group: TG)，此工作小組最主要的任務在於制定另一種以毫米波(mini-meter Wave: mmWave)為基礎的實體層替代方案給現有的 802.15.3 無線個人區域網路標準(Wireless Personal Area Network: WPAN)來做選擇。這種毫米波的無線個人區域網路方案將操作

57-64GHz 的免執照頻帶，此頻帶由美國聯邦通訊委員會在聯邦條例法典 15.255 法則有所定義。這項規格准許該系統與 802.15 WPAN 中的其他系統有高度的相容性。此外，mmWave 的個人無線區域網路也允許操作在非常高速的應用，例如：高速的網路存取，資料的下載(VOD，HDTV，家庭劇院...等)，同時也提供另一種選擇可讓傳輸速率高達 6Gbps。

本篇論文的有關於規格的探討是根據 IEEE802.15.3c，以(2008 年 5 月)TG3C 的 DF3 改版為主。而關於毫微米的實體層規格(PHY specification for millimeter wave)有提出三種模式分別為 SC mmWave PHY Mode、HSI mmWave PHY mode and AV mm-Wave PHY mode。而本篇論文只針對 HSI mmWave PHY mode 部分來做研究。

## 2.2 TG3c 傳送端規格簡介[1]

圖 2-1 為 TG3c 傳送端規格的流程圖：

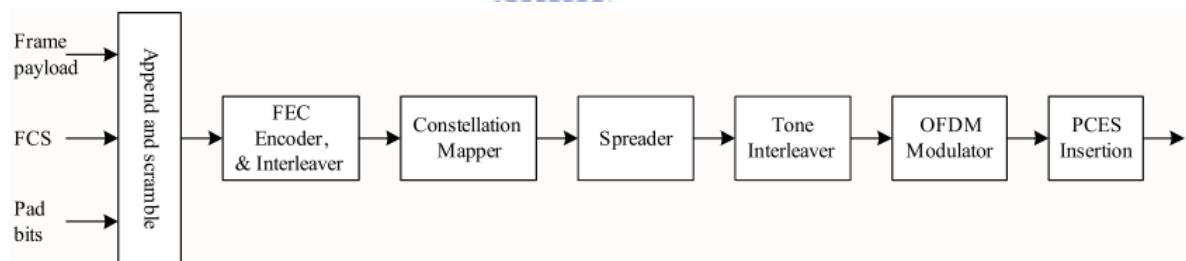


圖 2-1 The block diagram of the transmitter in the TG3c proposal

表 2-1 為時間的參數。而循環字首(CP, cyclic prefix)預設長度為 64。

### 2.2.1 802.15.3c 中前導訊號(preamble)形式

實體層的前導訊號(PHY preamble)目的是在幫助有關於在接收端的自動增益控制(AGC, Auto Gain Control)的設定、天線多樣性選擇(antenna diversity selection)、時間獲得(timing acquisition)、粗略頻率回復(coarse frequency recovery)、封包和訊框的同步(packet and frame synchronization)以及通道估計(channel estimation)。一個前導訊號符元(preamble symbol)是被定義在一個長度為 512 的序列，其長度是根據 FFT 的長度而定。

Parameters	Description	Value				Formula
$R_C$	Chip rate	2592MHz				
$T_C$	Chip duration	0.386 ns				$1/R_C$
$N_{FFT}$	FFT size	512				
$N_D$	Number of data subcarriers	336				
$N_P$	Number of pilot subcarriers	16				
$N_G$	Number of guard subcarriers	141				
$N_{DC}$	Number of DC subcarriers	3				
$N_R$	Number of reserved subcarriers	16				
$N_U$	Number of used subcarriers	352				$N_D + N_P$
$N_{CP}$	Cyclic prefix length	32	64	96	128	
$D_F$	Subcarrier frequency spacing	5.06 MHz				$R_C/N_{FFT}$
$BW$	Nominal used bandwidth	1728 MHz				$N_U \times D_F$
$T_{FFT}$	IFFT and FFT period	197.53 ns				$1/D_F$
$T_{CP}$	Cyclic prefix duration	12.35 ns	24.69 ns	37.04 ns	49.38 ns	$N_{CP} \times T_C$
$T_{SYM}$	Symbol duration	209.88 ns	222.22 ns	234.57 ns	246.91 ns	$T_{FFT} + T_{CP}$
$F_{SYM}$	Symbol rate	4.76 MHz	4.50 MHz	4.26 MHz	4.05 MHz	$1/T_{SYM}$
$N_{CPSYM}$	Number of chips per symbol	544	576	608	640	$N_{FFT} + N_{ZPS}$

表 2-1 Timing related parameters

在 802.15.3c 的 TG3C 中所提到的 preamble，如圖 2-2 所示。

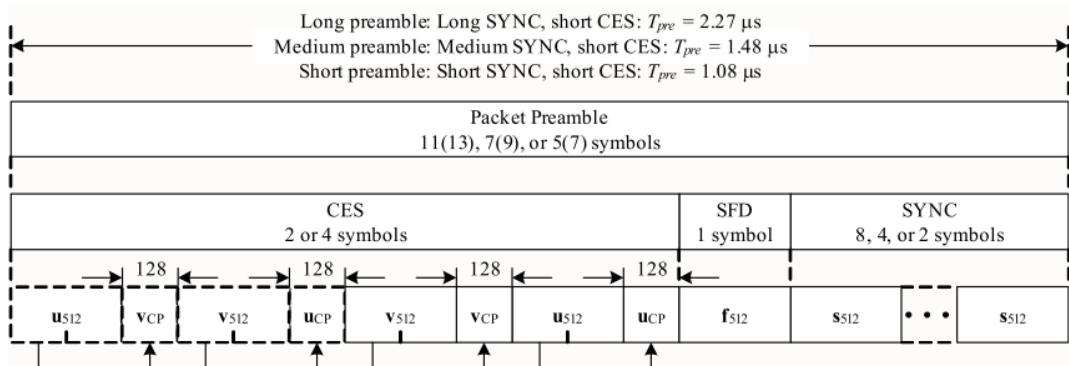


圖 2-2 802.15.3c Packet preamble structure

由圖 2-2 中，我們可以看到有三種時間分別為短、中、長型式的 preamble，而長時間的 preamble 為必須的，其他兩種則為 optional。

一般來說，preamble 分為下列三個區域：

(1) 封包同步區域(Packet synchronization(SYNC) field)：

給訂一個 preamble，而 SYNC field 產生如下：

(a) 覆蓋序列(cover sequence) $c$ ，如表 2-2 所示。

Code name	Value
$c_1$	[+1 +1 +1 +1]
$c_2$	[+1 +j -1 -j]
$c_3$	[+1 -1 +1 -1]
$c_4$	[+1 -j -1 +j]

表 2-2 Cover codes

是和 Golay 序列  $a_{128}$  一起被延展，而形成一個長度為 512 symbols，標註為  $x_{512}$ ，如式(2-1)所示

$$x_{512} = [c(1) \times a_{128} \quad c(2) \times a_{128} \quad c(3) \times a_{128} \quad c(4) \times a_{128}] \quad (2-1)$$

(b) 紿定一個時域的濾波器，有 25 項，給定如式(2-2)：

$$g_{-13:13} = [-1 \ 4 \ -5 \ 3 \ 3 \ -10 \ 14 \ -11 \ -3 \ 26 \ -52 \ 73 \ 256 \ 73 \ -52 \ 26 \ -3 \ -11 \ 14 \ -10 \ 3 \ 3 \ -5 \ 4 \ -1]$$

$x_{512}$  再和時域的濾波器  $g$  做循環摺積(cyclically convolution)而產生一個新的序列  $s_{512}$ ，如式(2-3)。

$$s_{512} = g(n) \otimes x_{512}(n) = \sum_{k=-13}^{13} g(k) x_{512}[(n-k) \bmod (512)] \quad \text{for } n = 0 : 511 \quad (2-3)$$

(c) SYNC field 是藉由重複  $s_{512} * \text{NSYNC-1}$  的次數而形成。

SYNC field 操作在四個相同頻率通道的微網(picoweb)，且沒有經過濾波的作用，詳細如圖 2-3：

(2) 封包開始訊框界標(Packet start frame delimiter, Packet SFD)：

Packet SFD 是被提供來做訊框時序(frame timing)。SFD 產生順序如下

(a) 藉由其中之一的 Golay 碼  $a_{128}$ ，如表 2-3 所示，來展開一個長度 4 的 SFD 樣式，而形成一個長度為 512 symbols，標註為  $y_{512}$ 。

(b) 一個長度 512 SFD 序列是由  $y_{512}$  和時域的濾波器  $g$  做循環摺積而產生。

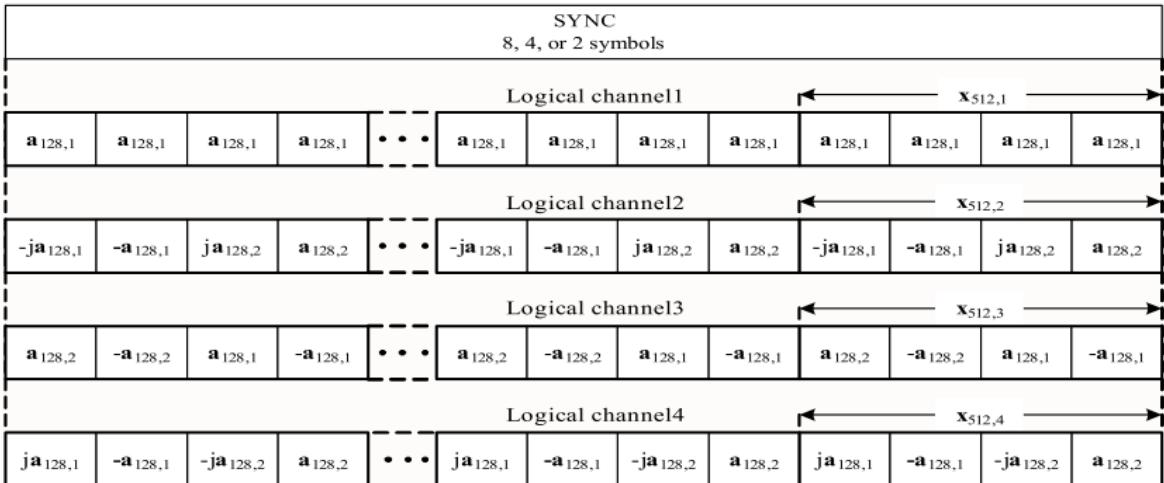


圖 2-3 HSI SYNC field without filtering

Re[ $\mathbf{a}_{128,1}$ ]	FA3663AF5063C9FA05C99C505063C9FA
Im[ $\mathbf{a}_{128,1}$ ]	509CC90505369CAF6336FA05369CAF
Re[ $\mathbf{a}_{128,2}$ ]	C60A5F93390AA093C60A5F93C6F55F6C
Im[ $\mathbf{a}_{128,2}$ ]	F5396CA00A3993A0F5396CA0F5C66C5F
Re[ $\mathbf{a}_{128,3}$ ]	6CF55F39C65F0A6C930AA0C6C65F0A6C
Im[ $\mathbf{a}_{128,3}$ ]	C6A00A9393F5A039395FF56C93F5A039
Re[ $\mathbf{a}_{128,4}$ ]	F066960055C333A5553C335AF09996FF
Im[ $\mathbf{a}_{128,4}$ ]	AAC3CCA5F09996FFF0669600AA3CCC5A

表 2-3 Length 128 Golay codes  $\mathbf{a}_{128}$  in hexadecimal format

(3) 通道估計序列(Channel estimation sequence, CES)：

CES 區域序列  $\mathbf{u}_{512}$  和  $\mathbf{v}_{512}$  是經由一對 Golay 搭配的序列  $\mathbf{a}_{512}$  和  $\mathbf{b}_{512}$ , 如表 2-4、2-5 所示，再和  $\mathbf{g}$  做循環摺積而產生。如式(2-4)。

$$\begin{cases} u_{512}(n) = a_{512}(n) \otimes g(n) \\ v_{512}(n) = b_{512}(n) \otimes g(n) \end{cases} \quad \text{for } n = 0 : 511 \quad (2-4)$$

$\text{Re}[\mathbf{a}_{512,1}]$	5F6CF5C6A06C0AC693A0C6F5935FC60A5F6CF5C6A06C0AC66C5F390A6CA039F5 5F6CF5C6A06C0AC693A0C6F5935FC60AA0930A395F93F53993A0C6F5935FC60A
$\text{Im}[\mathbf{a}_{512,1}]$	6C5F390A935FC60A5F6CF5C65F93F5396C5F390A935FC60AA0930A39A06C0AC66 C5F390A935FC60A5F6CF5C65F93F53993A0C6F56CA039F55F6CF5C65F93F539
$\text{Re}[\mathbf{a}_{512,2}]$	0096C3AA5ACC660F5A3366F00069C3550096C3AA5ACC660FA5CC990FFF963CAA FF693C55A53399F0A5CC990FFF963CAA0096C3AA5ACC660FA5CC990FFF963CAA
$\text{Im}[\mathbf{a}_{512,2}]$	A5CC990F0069C3550096C3AA53399F0A5CC990F0069C355FF693C555ACC660F5A 3366F0FF963CAAFF693C555ACC660FA5CC990F0069C355FF693C555ACC660F
$\text{Re}[\mathbf{a}_{512,3}]$	39F5AF6336055F6C39F5AF63C9FAA093C60A509CC9FAA09339F5AF63C9FAA09339 F5AF6336055F6C39F5AF63C9FAA09339F5AF6336055F6CC60A509C36055F6C
$\text{Im}[\mathbf{a}_{512,3}]$	C905A06C390AAF9CC905A06CC6F5506336FA5F93C6F55063C905A06CC6F55063C9 05A06C390AAF9CC905A06CC6F55063C905A06C390AAF9C36FA5F93390AAF9C
$\text{Re}[\mathbf{a}_{512,4}]$	AF9CC9FAAF63C905AF9CC9FA509C36FA9CAFFAC99C50FA36635005369C50FA36 AF9CC9FAAF63C905AF9CC9FA509C36FA6350053663AF05C99CAFFAC963AF05C9
$\text{Im}[\mathbf{a}_{512,4}]$	6350053663AF05C9635005369C50FA36AF9CC9FAAF63C90550633605AF63C9056350 053663AF05C9635005369C50FA3650633605509C36FAAF9CC9FA509C36FA

表 2-4 Length 512 Golay complementary codes  $\mathbf{a}_{512}$  in hexadecimal format

$\text{Re}[\mathbf{b}_{512,1}]$	AF9C0536509CFA366350360563AF36FAAF9C0536509CFA369CAF9FA9C50C905AF 9C0536509CFA366350360563AF36FA5063FAC9AF6305C96350360563AF36FA
$\text{Im}[\mathbf{b}_{512,1}]$	9CAF9FA63AF36FAAF9C0536AF6305C99CAF9FA63AF36FA5063FAC9509CFA36 9CAF9FA63AF36FAAF9C0536AF6305C9635036059C50C905AF9C0536AF6305C9
$\text{Re}[\mathbf{b}_{512,2}]$	F066335AAA3C96FFAAC39600F09933A5F066335AAA3C96FF553C69FF0F66CC5A0 F99CCA555C36900553C69FF0F66CC5AF066335AAA3C96FF553C69FF0F66CC5A
$\text{Im}[\mathbf{b}_{512,2}]$	553C69FFF09933A5F066335A55C36900553C69FFF09933A50F99CCA5AA3C96FFAA C396000F66CC5A0F99CCA5AA3C96FF553C69FFF09933A50F99CCA5AA3C96FF
$\text{Re}[\mathbf{b}_{512,3}]$	C9055F93C6F5AF9CC9055F93390A506336FAA06C390A5063C9055F93390A5063C90 55F93C6F5AF9CC9055F93390A5063C9055F93C6F5AF9C36FAA06CC6F5AF9C
$\text{Im}[\mathbf{b}_{512,3}]$	39F5509CC9FA5F6C39F5509C3605A093C60AAF633605A09339F5509C3605A09339F 5509CC9FA5F6C39F5509C3605A09339F5509CC9FA5F6CC60AAF63C9FA5F6C
$\text{Re}[\mathbf{b}_{512,4}]$	5F6C390A5F9339F55F6C390AA06CC60A6C5F0A396CA00AC693A0F5C66CA00AC6 5F6C390A5F9339F55F6C390AA06CC60A93A0F5C6935FF5396C5F0A39935FF539
$\text{Im}[\mathbf{b}_{512,4}]$	93A0F5C6935FF53993A0F5C66CA00AC6A093C6F5A06CC60A5F6C390AA06CC60A A0F5C6935FF53993A0F5C66CA00AC6A093C6F5A06CC60A5F6C390AA06CC60A

表 2-5 Length 512 Golay complementary codes  $\mathbf{b}_{512}$  in hexadecimal format

## 2.3 IEEE 802.15.3c 的資料區域

資料區域是屬於實體層協定資料單位(physical layer (PHY) Protocol Data Unit ,PPDU)的最後一個部分，以及編碼流程，如圖 2-4 所示。

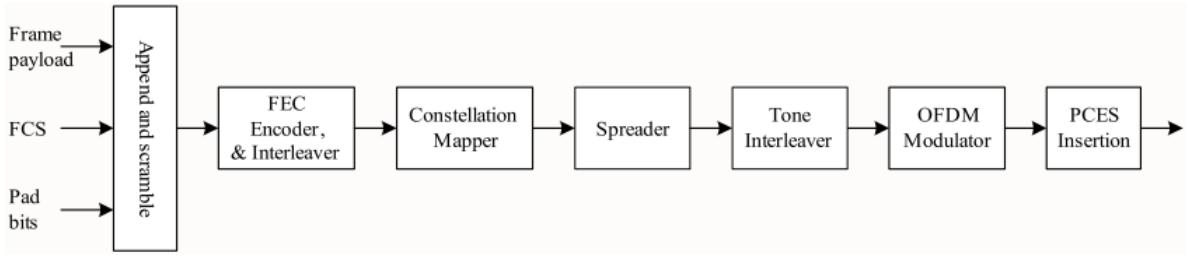


圖 2-4 Data field encoding process

資料區域(data filed)需要被編碼如下：

- (1) 計算訊框檢查和(Frame check sum, FCS)(4 個八位元組)在訊框上的負載量(frame payload)。
- (2) 產生未交錯的 data field 是藉由 frame payload、4 個八位元組的 FCS 以及足夠數目的額外位元(pad bits)(見 2.3.1 節)來確保 frame payload 會剛好滿足一個完整的正交頻率多重分割(Orthogonal Frequency Division Multiplexing, OFDM)符元。
- (3) 根據 2.3.2 節方法，擾亂(scramble)所有資料區域。
- (4) 根據 2.3.3 節方法，對已經被擾亂的資料作編碼(codec)及交錯(interleaver)。
- (5) 根據 2.3.4 節方法，將資料區域對應(mapping)到星狀圖。
- (6) 根據 2.3.5 節方法，將對應好的訊號作展開(spreading)的動作。
- (7) 根據 2.3.6 節方法，使用音頻交錯器(tone interleaver)將資料再交錯一次。
- (8) 根據 2.3.7 節方法，用 OFDM 調變器將複數的資料作調變動作。
- (9) 根據 2.3.8 節方法，插入週期性的引航信標通道估計序列(pilot channel estimation sequence, PCES)。

### 2.3.1 Pad bits

Pad bits 加入在 data filed 中的 FCS 之後，且要一起經過 scrambling 和 encoding。目的是為了確保整個 data filed 會剛好滿足一個完整 OFDM symbol。而 Pad bits 的插入數目， $N_{\text{pad}}$ ，給定如式(2-5)所示：

$$N_{pad} = CEIL\{[8 \times LENGTH + 32 + 128 \times N_{RS} + 672 \times (1 - R_I) \times N_{LDPC}] / N_{CBPS}\} \\ - [8 \times LENGTH + 32 + 128 \times N_{RS} + 672 \times (1 - R_I) \times N_{LDPC}] \quad (2-5)$$

其中  $LENGTH$  是代表 frame payload 的 octet 個數，32 代表 FCS 的位元長度，128 代表 Reed Solomon 多餘位元(parity bits)的個數， $N_{RS}$  代表在 data filed 中 Reed Solomon 區塊的個數， $R_I$  代表低密度奇偶校驗碼(Low Density Parity Check, LDPC)的速率以及  $N_{CBPS}$  代表每一個 OFDM symbol 被編碼過的位元個數，見表 2-6。

### 2.3.2 摾亂器(Scrambler)

封包資料和使用一種虛擬隨機二進制序列(Pseudo Random Binary Sequence, PRBS)產生器的輸出來做除以二餘數的加法(modulo-2 addition)，來達到擾亂的目的，如圖 2-5 所示。

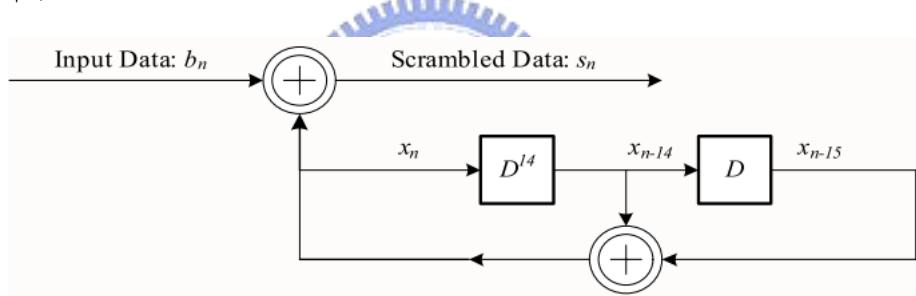


圖 2-5 Realization of the scrambler linear feedback shift register

PHY preamble、PHY 標頭(header)以及 Reed Solomon 位元不需要被擾亂。PRBS 產生器的多項式如式(2-6)所示：

$$g(D) = 1 + D^{14} + D^{15} \quad (2-6)$$

其中  $D$  代表一個位元延遲的元素。

此多項式不只是形成一個最大長度的序列，而且也是簡單多項式。藉著給定的多項式產生器，PRBS，而被產生的序列如式(2-7)所示：

$$x_n = x_{n-14} \oplus x_{n-15}, \quad n = 0, 1, 2, \dots \quad (2-7)$$

其中  $\oplus$  代表 modulo-2 addition。定義初始序列如式(2-8)所示：

$$x_{init} = [x_{-1} \ x_{-2} \ x_{-3} \ x_{-4} \ x_{-5} \ x_{-6} \ x_{-7} \ x_{-8} \ x_{-9} \ x_{-10} \ x_{-11} \ x_{-12} \ x_{-13} \ x_{-14} \ x_{-15}] \quad (2-8)$$

被擾亂的資料位元， $S_n$ ，如式(2-9)所示：

$$s_n = b_n \oplus x_n \quad (2-9)$$

其中  $b_n$  代表未擾亂前的資料位元。在接收端做反擾亂(de-scrambler)應該用和傳送端相同的初始序列， $x_{\text{init}}$ ，來做初始化動作。

初始序列中的 15 個初始值是經由給定 S1-S4 而計算出來的，如式(2-10)所示：

$$[x_{-1} \ x_{-2} \ \cdots \ x_{-15}] = [1101 \ 0000 \ 101S1 \ S2S3S4] \quad (2-10)$$

而一開始設定 S1-S4 為 0b0000，則一開始的前 16 位元，如式(2-11)所示：

$$[x_0 \ x_1 \ \cdots \ x_{15}] = [0001 \ 1110 \ 0011 \ 1010] \quad (2-11)$$

### 2.3.3 前向錯誤更正碼(Forward Error Correction, FEC)

這一小節把資料通過一連串的外部對稱 Reed Solomon 區塊碼，例：在  $\text{GF}(2^8)$  的 RS(226,210)，以及內部為區塊長度 672 的 LDPC 區塊碼，如圖 2-6 所示：

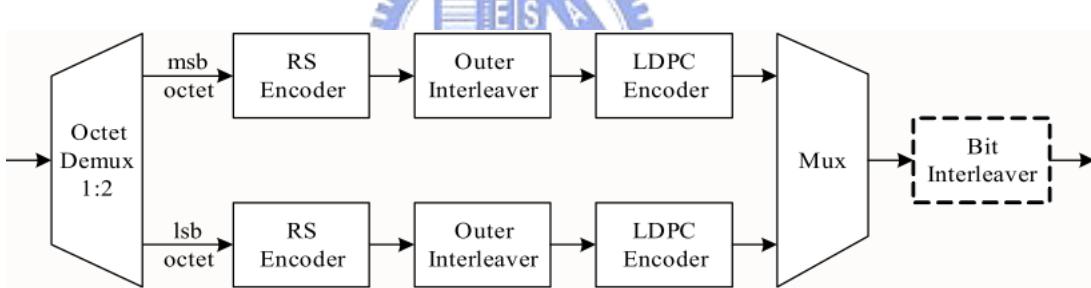


圖 2-6 Concatenated Reed Solomon with LDPC

而 FEC 的不同元件的說明如下。

#### 2.3.3.1 $\text{GF}(2^8)$ 的 Reed Solomon(RS)區塊碼

對稱 Reed Solomon 區塊碼有  $K$  個資料位元組和八個位元組的更正能力，RS( $K+16, K$ )，是由對稱 RS(255,239)截短(shorten)而產生。而 RS(255,239)的多項式產生器，如式(2-12)所示：

$$g(x) = \prod_{k=0}^{15-1} (x + \alpha^k) \quad (2-12)$$

其中  $\alpha = 0x02$  是二進位基本多項式  $p(x)$  的一根， $p(x) = 1 + x^2 + x^3 + x^4 + x^8$ 。根據這

個表示法， $M = b_7x^7 + b_6x^6 + b_5x^5 + b_4x^4 + b_3x^3 + b_2x^2 + b_1x^1 + b_0$ ，其中  $M \in GF(2^8)$ ，有以下二進位表示法  $b_7b_6b_5b_4b_3b_2b_1b_0$ ，其中  $b_7$  是最高位元(MSB)， $b_0$  是最低位元(LSB)。

Parameter	Description	Value	
$N_{sync}$	Number of symbols in the packet/frame synchronization sequence	Long SYNC	9
		Medium SYNC	5
		Short SYNC	3
$T_{sync}$	Duration of the packet/frame synchronization sequence	Long SYNC	1.78 $\mu$ s
		Medium SYNC	0.99 $\mu$ s
		Short SYNC	0.59 $\mu$ s
$N_{ces}$	Number of symbols in the channel estimation sequence	Long CES	4
		Short CES	2
$T_{ces}$	Duration of the channel estimation sequence	Long CES	0.99 $\mu$ s
		Short CES	0.49 $\mu$ s
$N_{pre}$	Number of symbols in the packet preamble	Long SYNC, Short CES	11
		Medium SYNC, Short CES	7
		Short SYNC, Short CES	5
$T_{pre}$	Duration of the packet preamble	Long SYNC, Short CES	2.17 $\mu$ s
		Medium SYNC, Short CES	1.48 $\mu$ s
		Short SYNC, Short CES	1.08 $\mu$ s
$N_{hdr}$	Number of symbols in the base header	Base header @ 39 Mb/s	24
		Base header @ 936 Mb/s	1
$T_{hdr}$	Duration of the base header	Base header @ 39 Mb/s	1.78 $\mu$ s
		Base header @ 936 Mb/s	0.35 $\mu$ s
$N_{RS}$	Number of Reed Solomon Blocks	$CEIL[(LENGTH + 4)/236]$	
$N_{LDPC}$	Number of LDPC blocks	$CEIL[(LENGTH + 4 + 16 \times N_{RS})/(84 \times R_1)]$	
$N_{frame}$	Number of symbols in the data field	$CEIL\{[8 \times LENGTH + 32 + 128 \times N_{RS} + 672 \times (1 - R_1) \times N_{LDPC}]/N_{CBPS}\}$	
$T_{frame}$	Duration of the data field	$N_{frame} \times T_{SYM}$	
$N_{pad}$	Number of pad bits	$N_{frame} \times N_{CBPS} - [8 \times LENGTH + 32 + 128 \times N_{RS} + 672 \times (1 - R_1) \times N_{LDPC}]$	
$N_{packet}$	Number of symbols in the packet	$N_{pre} + N_{hdr} + N_{frame}$	
$T_{packet}$	Duration of the packet	$T_{pre} + T_{hdr} + T_{frame}$	

表 2-6 OFDM frame-related parameters

從資料位元組  $m = (m_{248}, m_{247}, \dots, m_0)$  對應到碼字(codeword)位元組

$c = (m_{248}, m_{247}, \dots, m_0, r_{15}, r_{14}, \dots, r_0)$ ，藉由餘數多項式(remainder polynomial)  $r(x)$ ，如式

(2-13)所示：

$$r(x) = \sum_{k=0}^{15} r_k x^k = x^{16} m(x) \bmod(g(x)) \quad (2-13)$$

其中  $m(x)$  是資料多項式(information polynomial)， $m(x) = \sum_{k=0}^{248} m_k x^k$ 、 $r_k, k = 0, \dots, 15$  以及  $m_k, k = 0, \dots, 248$ ，兩個參數是屬於  $\text{GF}(2^8)$  的一部份。

對於一個 shorten 的 RS(K+16,K)，238-K 個 0 被加在 K 個位元組訊息之後，如  $m_k = 0, k = K, \dots, 248$ 。這些被插入的 0 是不用被傳送的。

一種用移位暫存器實現的 RS(K+16,K) 編碼器，如圖 2-7 所示：

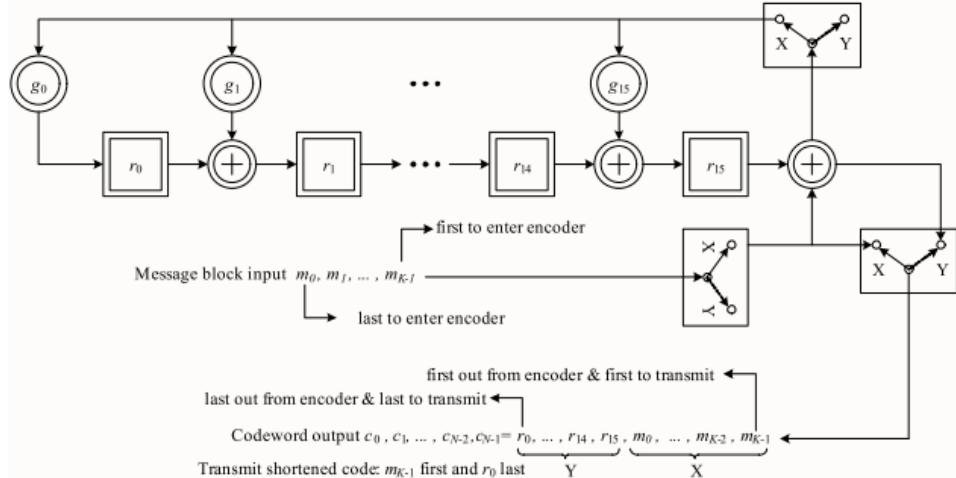


圖 2-7 Reed Solomon encoder circuitry

### 2.3.3.2 外部交錯器(Outer interleaver)

一個 outer interleaver 是一種深度為 4 的符碼交錯器(symbol interleaver)。

### 2.3.3.3 LDPC 區塊碼

支援 LDPC 的速率、資料區塊長度 K 以及 codeword 區塊長度 N，如表 2-7 所描述：

Code rate	K (in bits)	N (in bits)
1/2	336	672
3/4	504	672
7/8	588	672

表 2-7 LDPC parameters

不規則的 LDPC 編碼器支援三種速率：1/2、3/4 以及 7/8。LDPC 編碼器是有系統的，例如：將長度為 K 的資料區塊  $m = [m_0, m_1, \dots, m_{K-1}]$  編碼成 codeword  $c = [m_0, m_1, \dots, m_{K-1}, p_0, p_1, \dots, p_{N-K-1}]$ ，藉由加入 N-K 個額外位元 (parity bits)，使得  $H \cdot c^T = 0$ ，其中 H 是一個  $(N-K) \times N$  的奇偶校驗矩陣 (parity check matrix)。

每一個 parity check matrix 可以被分割為  $M \times 32$  個大小為 21x21 的子矩陣。這些子矩陣不是循環排列的單位矩陣就是零矩陣。

循環排列矩陣  $J_{S \times S}^i$  是由  $S \times S$  的單位矩陣經過循環往左移動 i 行而產生。 $J_{S \times S}^0$  為  $S \times S$  的單位矩陣，式(2-14)為對於 S=8 的排列矩陣  $J_{8 \times 8}^0$ 、 $J_{8 \times 8}^1$ 、 $J_{8 \times 8}^2$ ：

$$J_{8 \times 8}^0 = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix}, J_{8 \times 8}^1 = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \end{bmatrix}, J_{8 \times 8}^2 = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \end{bmatrix} \quad (2-14)$$

對於速率為 1/2、3/4 以及 7/8 的 parity check matrix 是使用列和行分別為  $16 \times 32$ 、 $8 \times 32$ 、 $4 \times 32$  個  $21 \times 21$  的單位矩陣，其定義如表 2-8、2-9、2-10 所示：

1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22	23	24	25	26	27	28	29	30	31	32	
1	2	$\infty$	$\infty$	$\infty$	4	$\infty$	$\infty$	$\infty$	2	$\infty$	$\infty$	5	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	10	$\infty$														
2	$\infty$	9	$\infty$	$\infty$	$\infty$	5	5	$\infty$	$\infty$	10	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	8	$\infty$														
3	$\infty$	11	$\infty$	$\infty$	15	$\infty$	$\infty$	$\infty$	8	$\infty$	$\infty$	6	$\infty$	17	$\infty$																	
4	$\infty$	$\infty$	10	$\infty$	$\infty$	2	$\infty$	13	$\infty$	$\infty$	$\infty$	10	$\infty$	5	$\infty$																	
5	$\infty$	2	$\infty$	$\infty$	4	$\infty$	$\infty$	$\infty$	2	$\infty$	$\infty$	5	$\infty$	$\infty$	10	$\infty$	7	$\infty$	$\infty$	5	$\infty$											
6	$\infty$	$\infty$	9	5	$\infty$	$\infty$	$\infty$	5	$\infty$	$\infty$	10	$\infty$	8	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	16	$\infty$	2	$\infty$										
7	$\infty$	$\infty$	11	$\infty$	$\infty$	15	$\infty$	8	$\infty$	$\infty$	6	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	17	$\infty$	6	$\infty$	7	$\infty$											
8	10	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	2	$\infty$	13	$\infty$	$\infty$	$\infty$	10	$\infty$	5	$\infty$	$\infty$	0	$\infty$														
9	$\infty$	2	$\infty$	$\infty$	4	$\infty$	2	$\infty$	$\infty$	$\infty$	5	$\infty$	10	$\infty$	5	$\infty$	$\infty$	$\infty$	7	$\infty$												
10	$\infty$	$\infty$	5	$\infty$	$\infty$	5	$\infty$	$\infty$	5	$\infty$	$\infty$	10	$\infty$	8	$\infty$	16	$\infty$															
11	$\infty$	$\infty$	11	$\infty$	$\infty$	15	$\infty$	8	$\infty$	$\infty$	6	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	17	$\infty$	6	$\infty$													
12	$\infty$	10	$\infty$	2	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	13	10	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	5	$\infty$	$\infty$	0	$\infty$													
13	$\infty$	$\infty$	2	$\infty$	$\infty$	4	$\infty$	2	$\infty$	5	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	10	$\infty$	7	$\infty$	$\infty$	5	$\infty$	12										
14	$\infty$	9	$\infty$	$\infty$	5	$\infty$	$\infty$	$\infty$	5	$\infty$	$\infty$	10	$\infty$	8	$\infty$	16	$\infty$	$\infty$	$\infty$	2	$\infty$	16	$\infty$									
15	11	$\infty$	$\infty$	15	$\infty$	$\infty$	$\infty$	8	$\infty$	$\infty$	6	$\infty$	17	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	6	$\infty$	7	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	10	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$			
16	$\infty$	$\infty$	10	$\infty$	$\infty$	2	$\infty$	13	$\infty$	$\infty$	$\infty$	10	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	5	$\infty$	$\infty$	0	$\infty$	$\infty$	8	$\infty$	$\infty$	16	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$		

表 2-8 parity check matrix of rate 1/2

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22	23	24	25	26	27	28	29	30	31	32
1	2	$\infty$	9	$\infty$	4	$\infty$	$\infty$	5	12	$\infty$	16	$\infty$	5	$\infty$	2	$\infty$	10	5	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	10	8	$\infty$	7	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$
2	$\infty$	11	$\infty$	10	$\infty$	15	2	$\infty$	$\infty$	16	$\infty$	10	$\infty$	13	$\infty$	8	$\infty$	$\infty$	10	6	5	17	$\infty$	$\infty$	6	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	
3	$\infty$	2	$\infty$	9	5	4	$\infty$	$\infty$	12	$\infty$	16	$\infty$	5	$\infty$	2	$\infty$	10	5	$\infty$	8	$\infty$	$\infty$	10	$\infty$	$\infty$	7	16	$\infty$	2	$\infty$	$\infty$	
4	10	$\infty$	11	$\infty$	$\infty$	15	2	10	$\infty$	16	$\infty$	8	$\infty$	13	$\infty$	6	$\infty$	$\infty$	10	$\infty$	5	17	$\infty$	0	6	$\infty$	7	$\infty$	$\infty$	$\infty$		
5	9	$\infty$	2	$\infty$	$\infty$	5	4	$\infty$	16	$\infty$	12	$\infty$	2	$\infty$	5	$\infty$	$\infty$	10	5	10	8	$\infty$	$\infty$	16	$\infty$	$\infty$	7	$\infty$	$\infty$	$\infty$		
6	$\infty$	10	$\infty$	11	2	$\infty$	$\infty$	15	$\infty$	10	$\infty$	16	$\infty$	8	$\infty$	13	10	6	$\infty$	$\infty$	$\infty$	5	17	$\infty$	0	6	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$		
7	$\infty$	9	$\infty$	2	$\infty$	$\infty$	5	4	$\infty$	16	$\infty$	12	$\infty$	2	$\infty$	5	5	$\infty$	$\infty$	10	$\infty$	10	8	$\infty$	7	16	$\infty$	$\infty$	5	$\infty$	2	
8	11	$\infty$	10	$\infty$	15	2	$\infty$	$\infty$	16	$\infty$	10	$\infty$	13	$\infty$	8	$\infty$	$\infty$	10	6	$\infty$	17	$\infty$	$\infty$	5	$\infty$	0	6	$\infty$	8	7	$\infty$	

表 2-9 parity check matrix of rate 3/4

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22	23	24	25	26	27	28	29	30	31	32
1	2	11	9	10	4	15	2	5	12	16	16	10	5	13	2	8	10	5	10	6	5	17	10	8	6	7	16	0	2	$\infty$	$\infty$	
2	10	2	11	9	5	4	15	2	10	12	16	16	8	5	13	2	6	10	5	10	8	5	17	10	0	6	7	16	7	2	$\infty$	
3	9	10	2	11	2	5	4	15	16	10	12	16	2	8	5	13	10	6	10	5	10	8	5	17	16	0	6	7	8	7	2	
4	11	9	10	2	15	2	5	4	16	16	10	12	13	2	8	5	5	10	6	10	17	10	8	5	7	16	0	6	5	8	7	2

表 2-10 parity check matrix of rate 7/8

### 2.3.3.4 位元交錯器(Bit interleaver)

Bit interleaver 是非必要性的。在經過資料多工器之後，位元經過區塊交錯器(block interleaver)被打亂，這樣可以提供系統更強健來避免連續的錯誤發生。

Block interleaver 的執行過程是使用一種排列方法  $L(k)$ ，也就是說，第  $k$  個輸出的位元是由第  $L(k)$  個的位置所輸入。而這個演算法公式如式(2-15)：

$$L(k) = I_{p,q}^j(k) \quad (2-15)$$

這個公式有四個參數，分別為區塊長度  $K=2688$ 、分割個數  $p$ 、散開程度  $q$  以及重複次數  $j$ 。而在區塊裡  $K$  個編碼後的位元： $a_0, a_1, \dots, a_{K-1}$  和交錯之後的位元  $b_0, b_1, \dots, b_{K-1}$  有下列的關係，如式(2-16)所示：

$$b(k) = a[I_{p,q}^j(k)] \quad (2-16)$$

交錯的規則是根據一個可延伸性的反覆運作架構，如圖 2-8 所示：

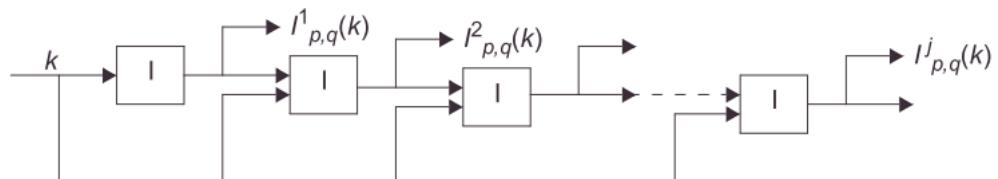


圖 2-8 Turbo-based bit interleaver structure

而對於第 0 個和第 j 個的交錯方法定義如式(2-16)、式(2-17)所示：

$$I_{p,q}(k) = \text{mod}(K - p + k + q \cdot p \cdot \text{mod}(-k - p \cdot k, K), K) \quad (2-16)$$

$$I_{p,q}^j(k) = \text{mod}(K - p + k + q \cdot p \cdot \text{mod}(-k - p \cdot I_{p,q}^{j-1}, K), K) \quad (2-17)$$

二位元交錯的參數為 p=24, q=2, j=1。

### 2.3.4 星狀圖對應(The constellation mapping)

經過編碼跟交錯後的二位元連續資料： $b_0, b_1, b_2, \dots$ ，需要經過三種不同的調變方式：

QPSK、16-QAM、64-QAM。而對應方式如圖(2-9)所示。

輸出的值  $a_k$  是由對應的結果  $(I_k + jQ_k)$  乘上一個正規化的參數  $K_{MOD}$ ， $a_k$  如式(2-18)、

$K_{MOD}$  如表 2-11 所示：

$$a_k = (I_k + jQ_k) \times K_{MOD} \quad (2-18)$$

Modulation	$K_{MOD}$
QPSK	$1/\sqrt{1+d^2}$
16-QAM	$1/\sqrt{5(1+d^2)}$
64-QAM	$1/\sqrt{21(1+d^2)}$

表 2-11 Modulation dependent normalization factor

### 2.3.5 展開器(Spreader)

關於資料率的展開係數(spread factor)分別為 1、2 以及 24。

#### 2.3.5.1 展開係數為 1 的 Spreader

把經過調變後的複數值  $a_0, a_1, a_2, \dots$  組成一個集合裡面包含有 336 個複數值。每一個集合被指定到一個 OFDM symbol，如式(2-19)所示：

$$b_{k,n} = a_{k+n \times 336} \quad \text{for } k = 0 : 335, n = 0, 1, 2, \dots \quad (2-19)$$

其中 n 代表 OFDM symbol 的個數。

### 2.3.5.2 展開係數為 2 的 Spreader

方法如 2.3.5.1，把每一個集合裡面包含有 168 個複數值，如式(2-20)所示：

$$a_{k,n} = a_{k+n \times 168} \quad \text{for } k = 0 : 167, n = 0, 1, 2, \dots \quad (2-20)$$

再將每一個組展開 2 倍產生一個長度為 336 的複數列，如式(2-21)所示：

$$b_{k,n} = \begin{cases} a_{k,n} & k = 0 : 167 \\ a_{335-k,n}^* & k = 168 : 335 \end{cases} \quad (2-21)$$

### 2.3.5.3 展開係數為 24 的 Spreader

方法如 2.3.5.1，把每一個集合裡面包含有 14 個複數值，如式(2-22)所示：

$$a_{k,n} = a_{k+n \times 14} \quad \text{for } k = 0 : 13, n = 0, 1, 2, \dots \quad (2-22)$$

再將每一個組展開 24 倍產生一個長度為 336 的複數列，如式(2-23)所示：

$$b_{k,n} = \begin{cases} q_{\lfloor k/14 \rfloor} a_{\text{mod}(k,14),n} & k = 0 : 167 \\ b_{335-k,n}^* & k = 168 : 335 \end{cases} \quad (2-23)$$

其中  $q$  是一個長度為 12 的序列，如式(2-24)所示：

$$q = [+1 - j - 1 + 1 - 1 + 1 - 1 - j + 1 + 1 + 1]$$

### 2.3.6 音頻交錯器(Tone interleaver)

Tone interleaver 是一種結合 IFFT 運算的方法，把位元做倒反的動作來減少複雜度，且只應用在資料的音頻上。

Tone interleaver 的運作過程是將經過 mapping 之後的每一組複數值  $a_k = I_k + jQ_k$

對應到有 336 個子載波(subcarriers)。

### 2.3.7 調變器(The modulator)

這些複數資料被分割成很多組別，每一組別包含有 336 個複數資料，如式(2-23)所

$$\text{示： } d_{k,n} = d_{k+n \times N_D} \quad \text{for } k = 0 : N_D - 1, n = 0 : N_{hdr} + N_{frame} - 1 \quad (2-23)$$

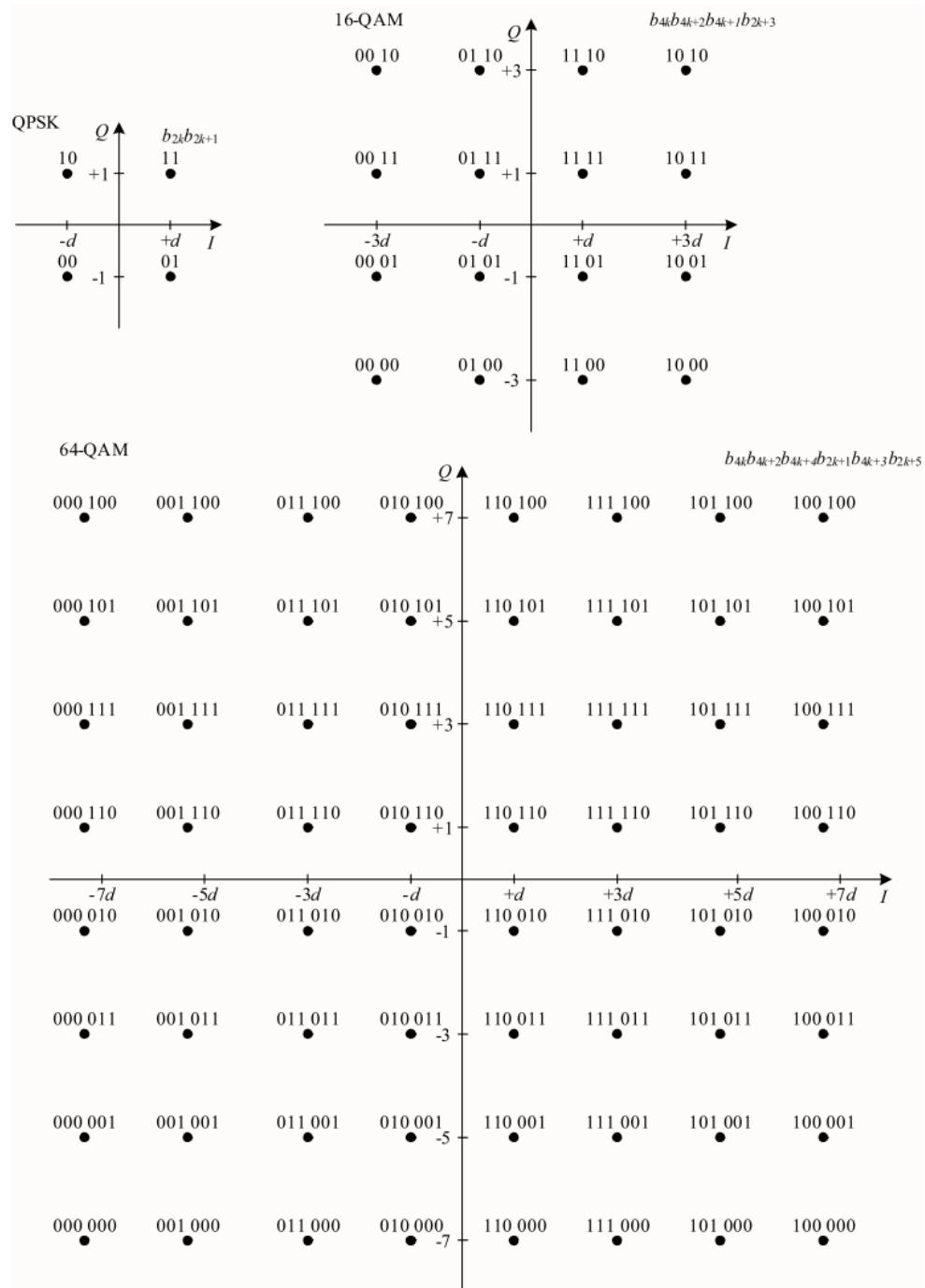


圖 2-9 QPSK, 16-QAM and 64-QAM normal and skewed constellation bit encoding

其中  $N_{hdr}$ ,  $N_{frame}$  分別為標頭(header)的個數以及資料的個數。

在離散時間中，第  $n$  個 OFDM symbol 的信號，表示方法如式(2-24)所示：

$$s_{k,n} = \frac{1}{\sqrt{N_{FFT}}} \left[ \sum_{m=0}^{N_D-1} d_{m,n} e^{j2\pi \frac{k \times M_D(m)}{N_{FFT}}} + x_n \sum_{m=0}^{N_p-1} p_m e^{j2\pi \frac{k \times M_p(m)}{N_{FFT}}} + \sum_{m=0}^{N_D-1} g_{m,n} e^{j2\pi \frac{k \times M_c(m)}{N_{FFT}}} \right] \quad (2-24)$$

其中  $k \in [0 : N_{FFT} - 1]$ ， $N_D$  為資料訊號個數， $N_p$  為領航訊號(pilot)個數， $N_R$  為預留訊號(reserve)個數， $N_G$  為防護訊號(guard)個數， $N_{FFT}$  為全部個數以及  $d_{m,n}, p_{m,n}, g_{m,n}$  為在第  $n$  個 OFDM symbol 中在第  $m$  個的資料訊號、領航訊號、防護訊號的複數值。而  $M_D(m)$ 、 $M_p(m)$ 、 $M_G(m)$  的表示如式(2-25)所示：

$$\begin{aligned} M_D(m) &= \begin{cases} m - 177 + \text{round}(m/21) & 0 \leq m \leq 167 \\ m - 174 + \text{round}[(m+1)/21] & 168 \leq m \leq 335 \end{cases} \\ M_p(m) &= \begin{cases} -166 + m \times 22 & 0 \leq m \leq 7 \\ 12 + (m - 8 \times 22) & 8 \leq m \leq 15 \end{cases} \\ M_G(m) &= \begin{cases} -185 + m & 0 \leq m \leq 7 \\ 170 + m & 8 \leq m \leq 15 \end{cases} \end{aligned} \quad (2-25)$$

在 OFDM symbol 中，資料和 pilot 的對應如圖 2-10 所示：

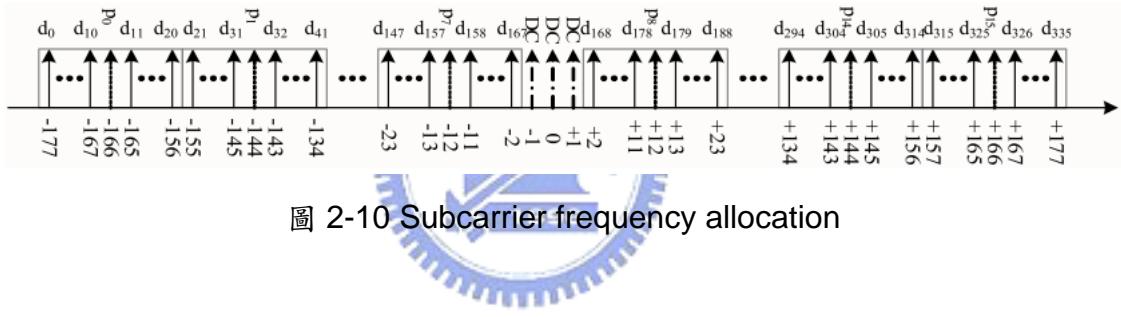


圖 2-10 Subcarrier frequency allocation

由圖 2-11 中，一個 OFDM 可分為 16 組的子載波，每一組包含有 21 個資料訊號和 1 個領航訊號。把圖 2-11 的各個參數作一個總結，如表 2-12 所示：

Subcarriers type	Number of subcarriers	Logical subcarriers indices
Null subcarriers	141	$[-256:-186] \cup [186:255]$
DC subcarriers	3	-1, 0, 1
Pilot subcarriers	16	$[-166:22:-12] \cup [12:22:166]$
Guard subcarriers	16	$[-185:-178] \cup [178:185]$
Data subcarriers	336	All others

表 2-12 Subcarrier frequency allocation

### 2.3.7.1 領航信號(Pilot subcarrier)

在 OFDM 中，把 16 個 pilot 分別插入 16 組子載波中，目的是為了提供同調偵測 (coherent detection)、對抗頻率偏移(frequency offset)以及相位雜訊(phase noise)。

在每一個 OFDM symbol 中，第  $m$  個 pilot 的資訊如式(2-26)所示：

$$p_m = \begin{cases} \frac{1+j}{\sqrt{2}} & m = 0, 3, 5, 7, 9, 13, 15 \\ \frac{1-j}{\sqrt{2}} & m = 1, 2, 4, 5, 6, 8, 10, 11, 12, 14 \end{cases} \quad (2-26)$$

### 2.3.7.2 防護信號(Guard subcarrier)

在 OFDM 中，有 16 個 guard 分別插入可用頻率範圍的邊緣，而座落的頻率位置如表 2-12 所示。



### 2.3.8 引航信標通道估計序列(PCES)

PCES 是被使用來做重複擷取通道(channel re-acquisition)以及訓練(training)。

PCES 用週期性插入的方法如圖 2-11 所示：

$N_{PCES}$ OFDM symbols	PCES	$N_{PCES}$ OFDM symbols	...	PCES	$N_{PCES}$ OFDM symbols	PCES	$N_{PCES}$ OFDM symbols
-------------------------	------	-------------------------	-----	------	-------------------------	------	-------------------------

圖 2-11 PCES positions in the data field

# 第 3 章 分散式的 LDPC code

## 3.1 LDPC code 簡介[2]

低密度奇偶校驗碼(Low Density Parity Check Code, LDPC)其實就是一種錯誤修正碼(Error Correcting Coding)。廣為人知的 Shannon 限界(Shannon Bound)是由 Shannon 在 1940 年代證明頻道容量限制(Channel Capacity Limit)，而開啟數位通訊大門，同時，其亦證明存在一種區塊碼(Block Code)，它可以達到任意小的錯誤機率，可惜當時並沒有持續研發。而在 1962 年時，麻省理工學院的學生 Robert G.Gallager 在其博士論文發表一種特殊的區塊碼，稱為「LDPC 碼」，相當接近 Shannon 限界，不過由於當時 VLSI 技術尚未成熟，所以逐漸被人們所遺忘。直到 90 年代末，由於 VLSI 技術的快速發展，且 3G 的 WCDMA 及 cdma2000 採用渦輪碼(Turbo Code)，於是 LDPC 碼重新被挖掘出來研究，並證實性能優異，一躍成為當前最熱門的前向錯誤修正碼(FEC)。而 LDPC 碼的發現，比熱門的渦輪碼早 30 餘年。

LDPC 是一種線性區塊碼，區塊碼是指訊息位元的長度為某一固定值，不可任意變動。區塊碼的編碼是用一個生成矩陣(generator matrix)乘上訊息位元，產生出編碼字。通常 LDPC 的編碼字長度愈長，編碼增益愈多。而判斷一個經過雜訊干擾後的編碼字是否仍為一個有效的編碼字是依據奇偶校驗矩陣(parity check matrix)，奇偶校驗矩陣乘上編碼字後的結果若全為 0，則此編碼字為一個有效的編碼字，這個步驟就稱為編碼字症狀測試(Syndrome Test)。

奇偶校驗矩陣是一個稀疏的二元矩陣，而一列之中非零元素的個數就稱為這一列的列權重(row weight)，一行之中非零元素的個數稱為這一行的行權重(column weight)；若每一列的列權重與行權重分別都一樣，則此種 LDPC 是個正規的 LDPC(regular LDPC)。相反的，則稱為非正規。LDPC 的編碼增益是由奇偶校驗矩陣決定，通常非正規的 LDPC 編碼增益會比正規的還好，但是愈不正規的 LDPC 實作成硬體複雜度會愈高，因此在編碼增益與硬體實作複雜度間取得平衡。

### 3.1.1 LDPC code 原理

#### 3.1.1.1 訊息傳遞概念(message passing)

用一個簡單例子來說明訊息傳遞觀念。假設現在有一群學生排成一列，想知道所以學生的人數，可以用以下規則來計算：

Step1：當你從某一個位置的學生得知一個數字時，將這個數字加1並且將這個新的數字告訴另一邊的學生，以此類推。從這個規則可以知道，當某一個學生接收到一個數字（假設為n）時，這個數字告訴他一個訊息說現在有n個學生在他的左側或右側。

以圖解來說明整個演算法的觀念：一開始每個學生都知道至少有一個學生（也就是他自己），這個訊息稱為原來的資訊(intrinsic information)，如圖3-1所示：

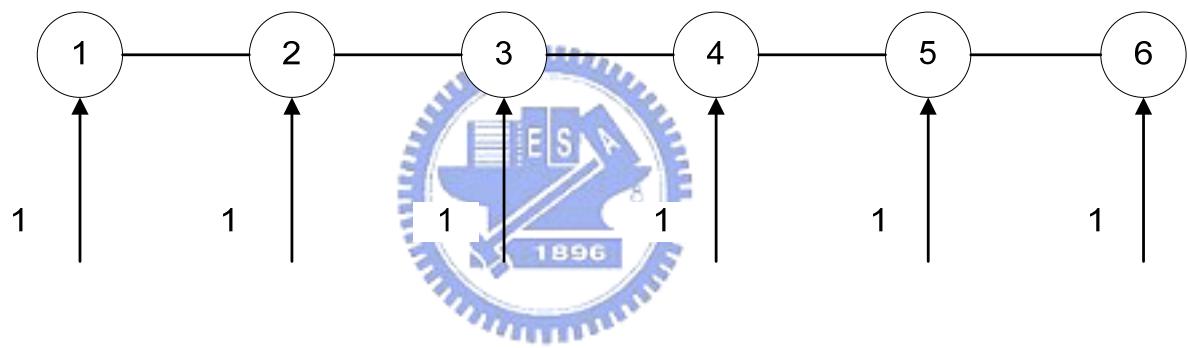


圖3-1 圓圈代表學生及一個local rule(執行加1的動作)

Step2：接著最左邊或最右邊的學生將這個1的訊息告知旁邊的學生，而該生接收到這個的訊息時將其再加1之後，再告知下一個學生。此時如圖3-2所示，從此圖中會發現（以左二學生為例），其左邊會進入一個訊息為1，右邊會進入一個訊息為4。這代表他接收到一個訊息為：在你的左邊有1個學生，另一個訊息為在你的右邊有4個學生。這兩個訊息稱之為外來的資訊(extrinsic information)。

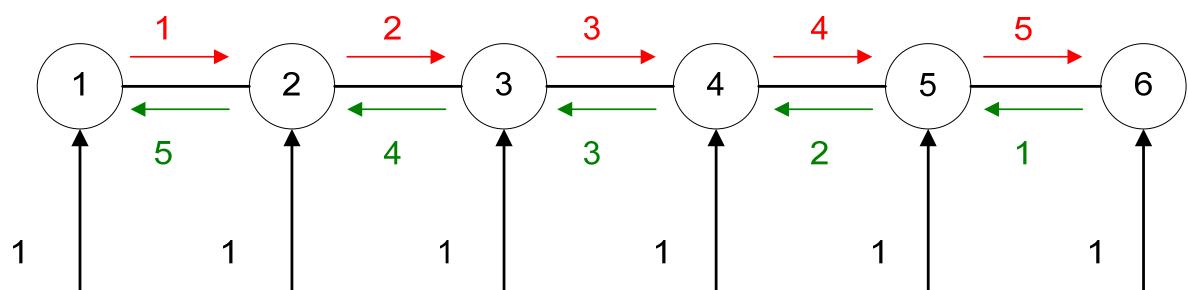


圖 3-2 extrinsic information flow

Step3：再來每個學生就會知道到底在這一整排中有多少個學生。以左二學生為例，所有的學生數就等於左邊學生告訴他的數字加上右邊學生告訴他的數字再加上自己本身。而這句話可以簡寫為overall information = extrinsic information + intrinsic information，如圖3-3所示：

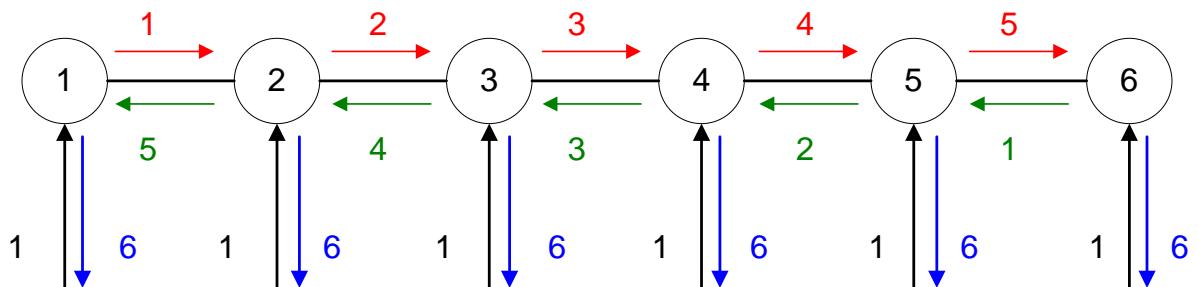


圖 3-3 overall information flow

從以上的例子可知道，LDPC code的解碼器就是利用這種local rule，讓彼此之間消息互相傳遞的機制來達到解碼且大幅降低系統硬體計算複雜度。

### 3.1.1.2 Tanner Graph

為了要利用 message passing 的觀念來幫助解碼，首先就要將解碼器拆解成一些 local rule 和訊息傳遞的路徑，這個可以利用 Tanner graph 來達成，由奇偶校驗矩陣所產生的圖稱作 Tanner Graph。以一個簡單的例子來說明 Tanner graph：

$$\text{Generator matrix : } G = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \end{bmatrix}$$

$$\text{Parity-Check matrix : } H = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 0 & 1 \end{bmatrix} \quad \begin{array}{l} \text{Local rule A} \\ \text{Local rule B} \end{array}$$

1    2    3    4    5

由給定的parity-check matrix，可知道該解碼器可以拆解成兩個local rules和五個變數(variables)，如圖3-4所示：

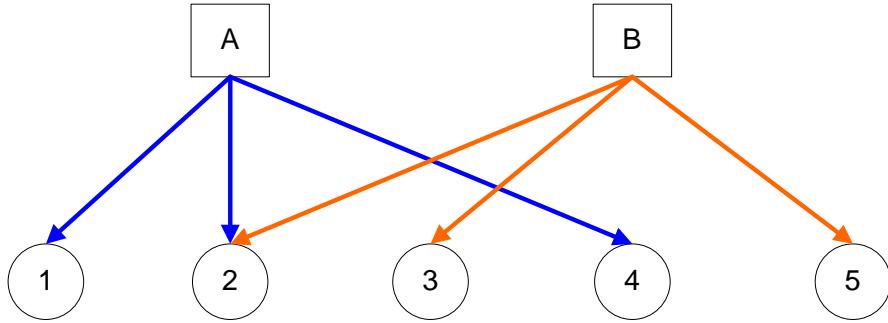


圖 3-4 Tanner graph

其中 local rule A 及 B 稱為校驗節點 (check node)，圓圈稱為變數節點 (variable node)，而其間的連接線就稱為分支 (branch)。

### 3.1.1.3 和積解碼演算法 (Sum Product Algorithm)

LDPC 之解碼演算法使用與渦輪碼類似之遞迴演算法。這種遞迴解碼演算法以訊息傳遞的觀念來執行 LDPC 解碼動作。常用於 LDPC 的解碼演算法可分為兩大類，Sum-product 與最小和 (Min-sum) 解碼演算法。當編碼方式所對應的 Tanner Graph 不具迴圈時，Sum product algorithm 可以得到最佳的解碼效果。

觀察解碼演算法編碼增益的比較，Min-sum algorithm 的編碼增益較 Sum product algorithm 少。換句話說，Min-sum algorithm 的編碼增益損失較大。但是就以解碼演算法字句寬度與編碼增益損失來比較，Min-sum algorithm 可以忍受較短的字句寬度。在許多文獻中，也提及 Scaling min-sum 演算法，這種改良的版本不但保留了原來演算法容許較短的字句寬度優點，也降低了編碼增益的損失。此外相較於對數域的 Sum product algorithm，可以省去雙曲正切函數非線性函數的實作。

而這裡只針對 Sum product algorithm 來做探討。將解碼器表示成 Tanner graph 之後，接下來就要利用 Sum product algorithm 來計算我們所需要的 extrinsic information 及 overall information。

(1) check node :

假設傳送端為 BPSK 調變且通道為 AWGN，則當接收端收到一個訊息  $y$  時，則很容易可以計算出這個  $y$  為 +1 或 -1 的機率。以  $m_1 \oplus m_2 \oplus m_3 = 0$  為例來說明，如圖 3-5 所示。

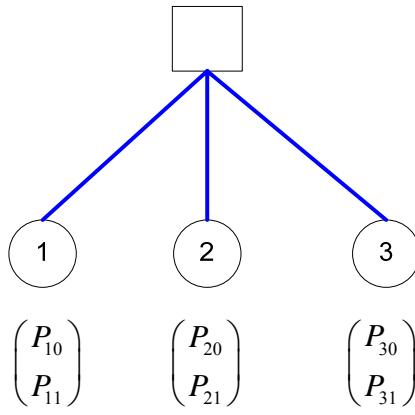


圖 3-5 Tanner graph(check node)

可以知道在這個Local rule下合法的字碼只有四個，如表3-1所示：

$m_1$	$m_2$	$m_3$	Probability	
0	0	0	$P_{10}P_{20}P_{30} = P_I$	Group with $m_2 = 0$
1	0	1	$P_{11}P_{20}P_{31} = P_{III}$	
0	1	1	$P_{10}P_{21}P_{31} = P_{II}$	
1	1	0	$P_{11}P_{21}P_{30} = P_{IV}$	Group with $m_2 = 1$

表 3-1 合法 codeword 與機率

此時定義(overall probability with  $m_2=0$ )=  $P_{10}P_{20}P_{30} + P_{11}P_{20}P_{31}$

(extrinsic probability with  $m_2=0$ )=  $P_{10}P_{30} + P_{11}P_{31}$

此時， $P_{ij}$  定義為第  $i$  個 variable node 傳到 check node， $j=0,1$  的機率，由上列數學式可知(overall probability with  $m_2=0$ )為 sum 具有的合法 codeword 之機率值，而個別 codeword 的機率值為 product 該合法 codeword 內所有 symbol 的機率，因此稱為 Sum-Product Algorithm。

若以 Likelihood ratio 來表示 overall probability 及 extrinsic probability，則為下列數學式(3-1)、式(3-2)所示：

$$\text{Overall LR} \left( \frac{m_2=1}{m_2=0} \right) = \frac{P_{II} + P_{IV}}{P_I + P_{III}} \quad (3-1)$$

$$\text{Extrinsic LR } \left( \frac{m_2=1}{m_2=0} \right) = \frac{P_{10}P_{31} + P_{11}P_{30}}{P_{10}P_{30} + P_{11}P_{31}} = \frac{\Lambda_3 + \Lambda_1}{1 + \Lambda_3\Lambda_1}, \text{ where } \Lambda_3 = \frac{P_{31}}{P_{30}}, \Lambda_1 = \frac{P_{11}}{P_{10}} \quad (3-2)$$

(2) variable node：以  $m_1 = m_2 = m_3$  為例子說明，如圖 3-6 所示

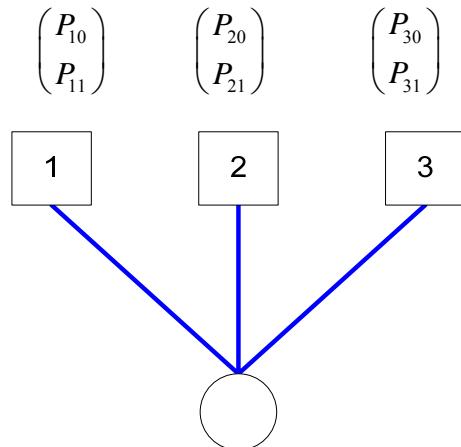


圖 3-6 Tanner graph(variable node)

$m_1$	$m_2$	$m_3$	Probability	
0	0	0	$P_{10}P_{20}P_{30}$	one group
1	1	1	$P_{11}P_{21}P_{31}$	another group

表 3-2 合法 codeword 與機率

此時， $P_{ij}$  定義為第  $i$  個 check node 傳到 variable node， $j=0,1$  的機率，因為在同一個 variable node 中，該 symbol 不是 0 就是 1，所以進入 variable node 的三個 path 的合法組合為 000 或 111。

定義(extrinsic probability with  $m_2=0$ )= $P_{10}P_{30}$ 。

若以 Likelihood ratio 來表示，如式(3-3)所示：

$$\text{Extrinsic LR } \left( \frac{m_2=1}{m_2=0} \right) = \frac{P_{11}P_{31}}{P_{10}P_{30}} = \Lambda_1 \Lambda_3, \text{ where } \Lambda_3 = \frac{P_{31}}{P_{30}}, \Lambda_1 = \frac{P_{11}}{P_{10}} \quad (3-3)$$

(3) 把以上結論做個統合，寫成完整的通式，必須先做下列這三個參數假設[3]：

(a)  $P_i = \Pr(c_i = 1 | y_i)$

(b)  $q_{ij}$  是由 variable node  $c_i$  傳送到 check node  $f_j$  的訊息。每一個訊息裡面總是包含

一對  $q_{ij}(0)$  和  $q_{ij}(1)$ ，而 0 跟 1 分別代表  $y$  所傳送的值。

(c)  $r_{ji}$  是由 check node  $f_j$  傳送到 variable node  $c_i$  的訊息。每一個訊息裡面總是包含

一對  $r_{ji}(0)$  和  $r_{ji}(1)$ 。

再根據以下步驟計算出解碼的結果：

( I ) 每一個 variable node 傳送自己的  $q_{ij}$ 。因為在這個步驟沒有其他的資訊可以利用，所以  $q_{ij}(1) = P_i$  、  $q_{ij}(0) = 1 - P_i$

( II ) Check node 計算出自己反應訊息  $r_{ji}$ ，如式(3-4)、圖(3-7)所示。

$$r_{ji}(0) = \frac{1}{2} + \frac{1}{2} \prod_{i' \in V_j \setminus i} (1 - 2q_{i'j}(1)) \quad (3-4)$$

$$r_{ji}(1) = 1 - r_{ji}(0)$$

$$q_{ij}(0) = K_{ij}(1 - P_i) \prod_{i' \in C_i \setminus j} r_{j'i}(0) \quad (3-5)$$

$$q_{ij}(1) = K_{ij}P_i \prod_{i' \in C_i \setminus j} r_{j'i}(1)$$

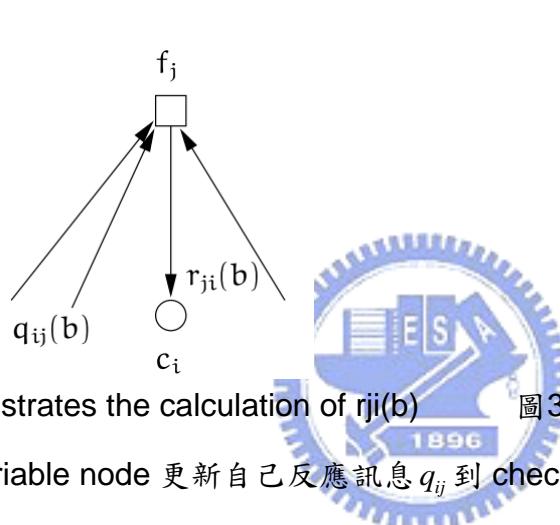


圖3-7 illustrates the calculation of  $r_{ji}(b)$

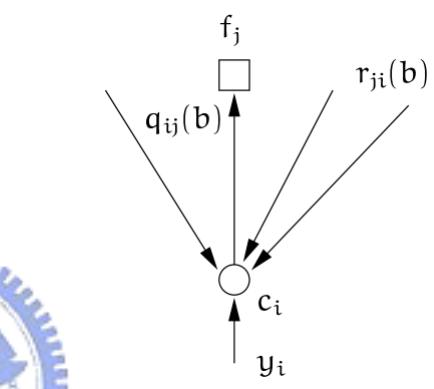


圖3-8 illustrates the calculation of  $q_{ij}(b)$

( III ) Variable node 更新自己反應訊息  $q_{ij}$  到 check node，如式(3-5)、圖(3-8)所示。

其中常數  $K_{ij}$  是為了確保  $q_{ij}(0) + q_{ij}(1) = 1$ ， $C_i \setminus j$  是代表去除第  $j$  個 check node 之外所有的 check node。

( IV ) 同時，Variable node 也更新自己目前的估計值為  $\hat{c}_i$ 。再來藉著計算 0 和 1 的機率且比較何者較大。而計算公式和  $q_{ij}(b)$  很類似，但是現在資訊是從所有 check node 所計算的結果，如式(3-6)所示：

$$Q_i(0) = K_i(1 - P_i) \prod_{i' \in C_i} r_{ji}(0)$$

$$Q_i(1) = K_i P_i \prod_{i' \in C_i} r_{ji}(1) \quad (3-6)$$

$$\hat{c}_i = \begin{cases} 1 & \text{if } Q_i(1) > Q_i(0) \\ 0 & \text{else} \end{cases}$$

而以上為硬決策(Hard-decision) 計算過程，軟決策(Soft-decision)只要把傳送的訊息  $q_{ij}$  、 $r_{ji}$  換成機率代入，再以 Likelihood ratio 來表示之，則完成軟決策輸出(Soft-input-Soft-output 的 LDPC)解碼動作。

#### (4) 遞迴式解碼(Iterative Decoding)

接下來為了方便解釋，用之前的 parity-check matrix(圖 3-4)來解釋 iterative decoding 的工作原理。假設現在接收端收到一組 codeword  $c_1c_2c_3c_4c_5$ ，且其相對應的 likelihood ratio 分別為  $\Lambda_1 = 2, \Lambda_2 = \frac{1}{4}, \Lambda_3 = 2, \Lambda_4 = 2, \Lambda_5 = \frac{1}{4}$ 。若直接就對收到的 likelihood ratio 作判斷，則接收端會以為收到的為 codeword 10110，但是這是一個錯誤的字碼。此時會將 likelihood ratio 上傳，如圖 3-9 所示：

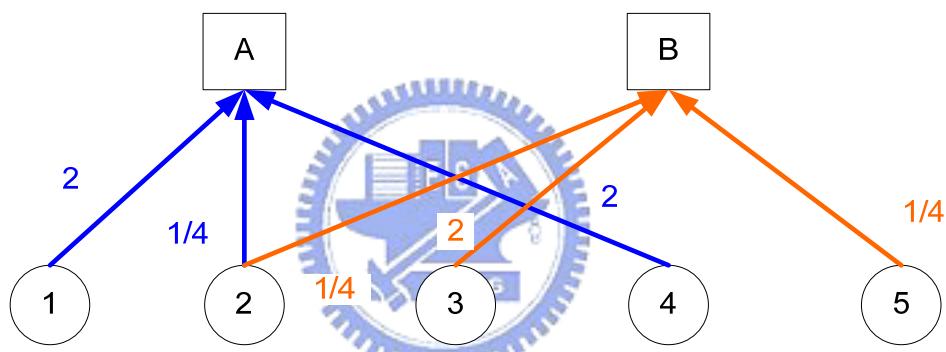


圖 3-9 First round : Up

接著利用 check node 計算 extrinsic probability 的方法計算出  
 $a = \frac{2 + \frac{1}{4}}{1 + 2 \cdot \frac{1}{4}} = \frac{3}{2}, b = \frac{2 + 2}{1 + 2 \cdot 2} = \frac{4}{5}, c = \frac{\frac{1}{4} + \frac{1}{4}}{1 + \frac{1}{4} \cdot \frac{1}{4}} = \frac{8}{17}$ ，如圖 3-10 所示。

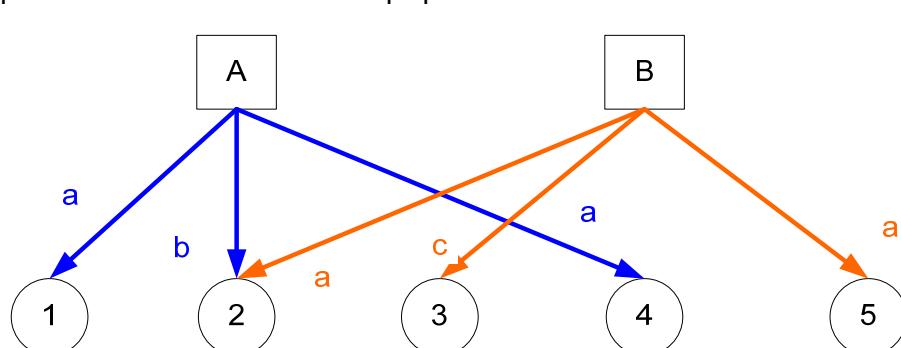


圖 3-10 First round : Down

最後可知 first round 的 overall LR，如式(3-7)所示：

$$\begin{aligned}
 \text{overall } LR(m_1) &= \frac{3}{2} \cdot 2 = 3 \Rightarrow 1 \\
 \text{overall } LR(m_2) &= \frac{4}{5} \cdot \frac{3}{2} \cdot \frac{1}{4} = \frac{3}{10} \Rightarrow 0 \\
 \text{overall } LR(m_3) &= \frac{8}{17} \cdot 2 = \frac{16}{17} \Rightarrow 0 \\
 \text{overall } LR(m_4) &= \frac{3}{2} \cdot 2 = 3 \Rightarrow 1 \\
 \text{overall } LR(m_5) &= \frac{3}{2} \cdot \frac{1}{4} = \frac{3}{8} \Rightarrow 0
 \end{aligned} \tag{3-7}$$

現在 codeword 就變成了 10010，是一個正確的 codeword。但是因為 iterative decoding 不一定在 first round 就會收斂，所以進行 second round 以確認是否收斂，如圖 3-11 所示。其中  $d = \frac{3}{2} \cdot \frac{1}{4} = \frac{3}{8}$ ,  $e = \frac{4}{5} \cdot \frac{1}{4} = \frac{1}{5}$ 。

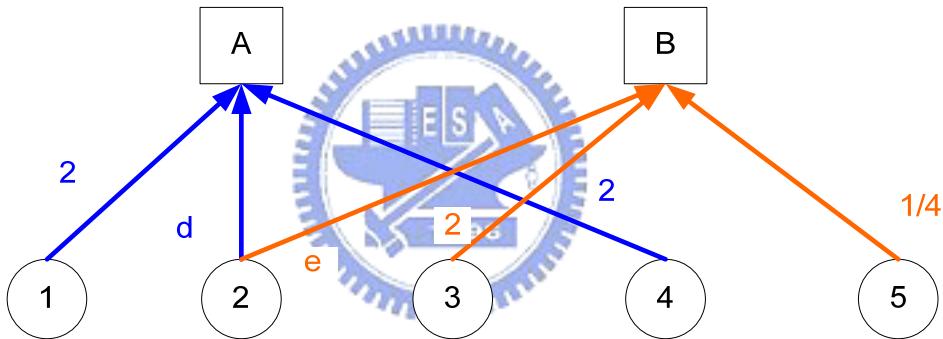


圖 3-11 Second round : Up

接著再利用相同方法計算出  $f = \frac{2 + \frac{3}{8}}{1 + 2 \cdot \frac{3}{8}} = \frac{19}{14}$ ,  $g = \frac{\frac{1}{5} + \frac{1}{4}}{1 + \frac{1}{5} \cdot \frac{1}{4}} = \frac{3}{7}$ ,  $h = \frac{\frac{1}{5} + 2}{1 + \frac{1}{5} \cdot 2} = \frac{11}{7}$ ，如圖 3-12 所示。

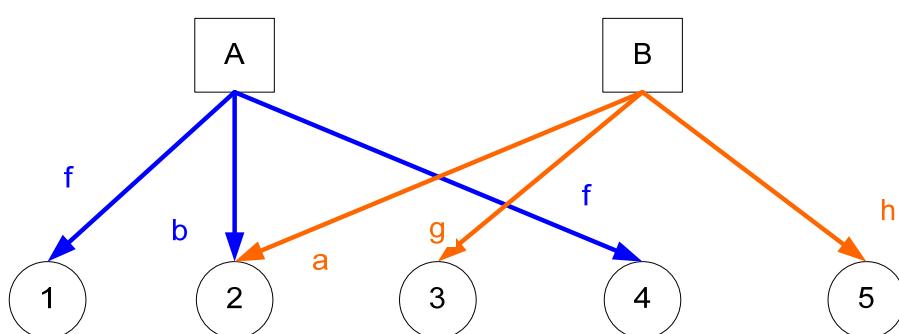


圖 3-12 Second round : Down

最後可知 Second round 的 overall LR 與 first round 相同，故收斂。如式(3-8)所示：

$$\begin{aligned} \text{overall } LR(m_1) &= \frac{19}{14} \cdot 2 = \frac{19}{7} \Rightarrow 1 \\ \text{overall } LR(m_2) &= \frac{4}{5} \cdot \frac{3}{2} \cdot \frac{1}{4} = \frac{3}{10} \Rightarrow 0 \\ \text{overall } LR(m_3) &= \frac{3}{7} \cdot 2 = \frac{6}{7} \Rightarrow 0 \\ \text{overall } LR(m_4) &= \frac{19}{14} \cdot 2 = \frac{19}{7} \Rightarrow 1 \\ \text{overall } LR(m_5) &= \frac{11}{7} \cdot \frac{1}{4} = \frac{11}{28} \Rightarrow 0 \end{aligned} \quad (3-8)$$

### 3.2 合作式通訊(Cooperative Communication)簡介

在無線通訊系統中，傳送訊號經過隨機變動的通道之後所產生的現象稱之為衰落(Fading)。而由於障礙物跟反射體的影響，訊號會經由不同路徑跟時間到達接收端，造成符元間的相互干擾(Inter-symbol Interference, ISI)的現象，這兩種現象稱之為多重路徑衰落(Multi-path fading)，容易降低通訊系統的效能。而分集(diversity)是對抗 fading 的技術之一，無論是使用時間、頻率或空間(spatial)的分集，訊號由多個獨立的衰落通道(fading channel)到達接收端，在接收端內部最佳的組合(combining)，可得到最佳的分集增益(diversity gain)。在其中，最常用的技術是空間或天線的 diversity，其原因是不需要增加額外的傳輸時間或頻寬。但是通常應用在無線系統上，如手機、無線基地台都有大小及成本的限制，而沒辦法允許或使用多天線的系統，此時就無法利用天線分集技術。

合作式分集(cooperative diversity)是可實現空間分集的技術之一。假設每個終端都只有一個天線，而利用每一個終端的天線，形成一組虛擬的天線陣列來實現合作式通訊。在[4]中提到，利用合作分集方式可以增加上傳容量(uplink capacity)或資料率(data rate)。另外，合作分集也可以降低對通道的靈敏度，同時也減少了系統故障(outage)的機率。

在[5]提到兩種合作模式(cooperative code)，放大轉送模式(Amplify-and-Forward, AF)及解碼轉送模式(Decode-and-Forward, DF)，並提出數據表示這兩種合作模式都可

以獲得額外的分集增益。

在本節，我們提出建構在 IEEE 802.15.3c 系統的合作式通訊模型(cooperative communication model)，如圖 3-13 所示

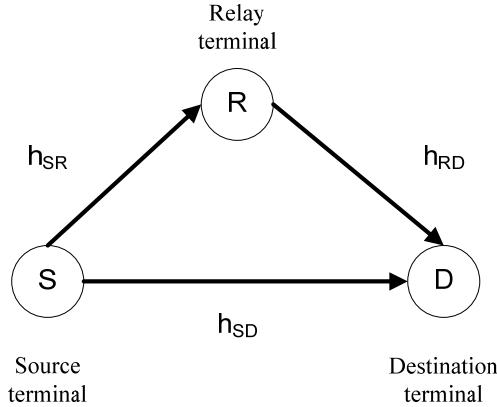


圖 3-13 Cooperative Communication Model

模型中有三個終端分別為來源終端(Source terminal)、中繼終端(Relay terminal)以及目的地終端(Destination terminal)。所有終端都各有一個傳送機、一個接收機以及一個天線，並假設在半多工狀態(half-duplex)，即不能同時送收。

在通道模型中，選擇 block Rayleigh fading，如式(3-9)所示。

$$\begin{aligned}
 y_{SR}(i) &= \sqrt{P_{SR}} h_{SR} x_s(i) + n_{SR}(i) \\
 y_{SD}(i) &= \sqrt{P_{SD}} h_{SD} x_s(i) + n_{SD}(i) \\
 y_{RD}(i) &= \sqrt{P_{RD}} h_{RD} x_R(i) + n_{RD}(i)
 \end{aligned} \tag{3-9}$$

其中  $x$  為被傳送的訊號， $y$  為被接收的訊號， $h$  為通道狀態資訊(CSI)。在 block fading 中， $h$  是變異數為 1 的複數高斯分佈，且在每一個區塊長度中維持固定值，在連續的區塊則為互相獨立。另外，定義  $n_{SR}$ 、 $n_{SD}$ 、 $n_{RD}$  是平均值為 0，變異數為  $N_0$  的複數高斯分佈。並以一個封包(Packet)有 1008 個 bit 作為傳送的基本單位，傳送協定(protocol)以分時多工(TDMA)為基礎。

而傳送協定敘述如下：一個封包在第一個時間槽(Time slot)從來源終端同時傳送中繼終端和目的地終端，第二個時間槽中繼終端轉送由第一個時間槽從來源終端收到的封包給目的地終端，此時來源終端不做傳送及接收動作。

### 3.3 放大轉送模式(Amplifier-and-Forward Mode, AF)

在[6]中提到，中繼終端在第一個時間槽接收到來源終端送過來的一個封包，由於封包經過通道  $h_{SR}$ ，所以封包會受到衰落效應影響且帶有雜訊  $n_{SR}$ 。在第二個時間槽，中繼端不做解調及解調，只將封包的信號能量放大即傳送給目的地終端。最後，在目的地終端的接收機將兩個時間槽收到的信號最大比的組合(Maximum Ratio Combining, MRC)來得到最佳的分集增益。

其傳送流程圖，如圖 3-14 所示：

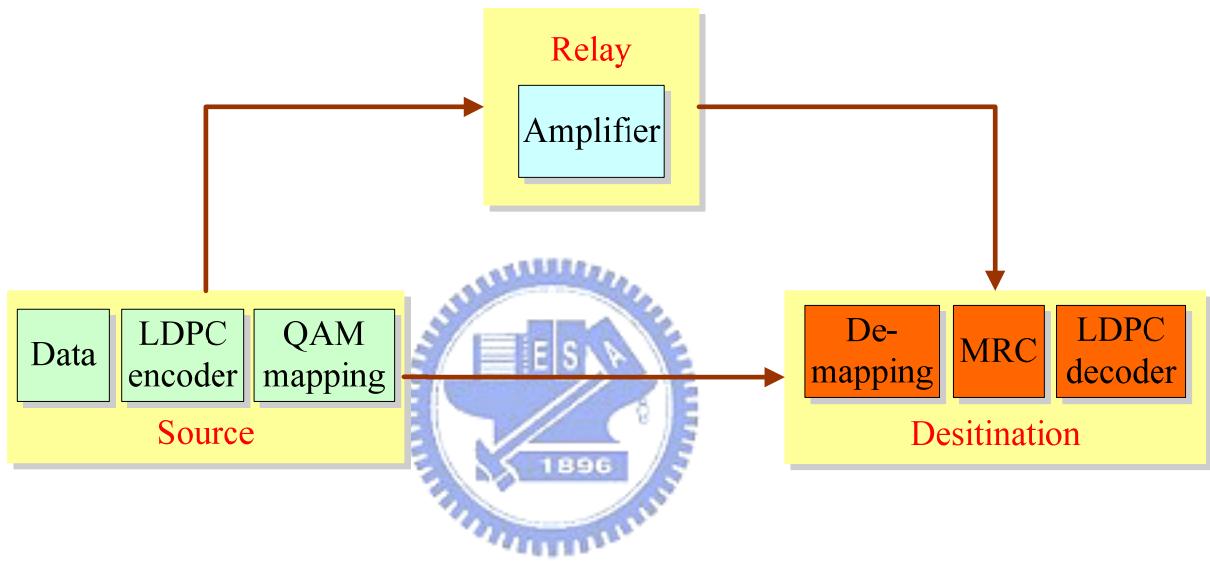


圖 3-14 AF block flow

在 AF 模式中,  $y_{SR}$  經過一個 amplifier 傳送到目的地端, 則在中繼端被傳送的訊號, 如式(3-10)所示:

$$x_R(i) = \frac{y_{SR}(i)}{\sqrt{P_y}} = \frac{h_{SR}x_s(i) + n_{SR}(i)}{\sqrt{P_y}}, \quad i = 1, 2, \dots, N \quad (3-10)$$

其中  $N$  為碼字的長度， $x_R(i)$  為中繼端所傳送的訊號， $P_y$  為  $y_{SR}(i)$  的平均功率，如式(3-11)所示：

$$P_y = \frac{\sum_{i=1}^N |y_{SR}(i)|^2}{N} \xrightarrow{N \rightarrow \infty} |h_{SR}|^2 + \sigma_{SR}^2 \quad (3-11)$$

從目的地終端所觀察到的訊號，如式(3-12)所示：

$$y_{RD}(i) = \frac{h_{SR}h_{RD}}{\sqrt{P_y}} x_s(i) + \frac{h_{RD}n_{SR}(i)}{\sqrt{P_y}} + n_{RD}(i), \quad i = 1, 2, \dots, N \quad (3-12)$$

其中此通道可以視為一個串聯且衰落係數為  $h_{SR}h_{RD}P_y^{-\frac{1}{2}}$ 、變異數為  $|h_{RD}|^2 \sigma_{SR}^2 P_y^{-1} + \sigma_{RD}^2$  的單一衰落通道。其傳送協定，如圖 3-15 所示：

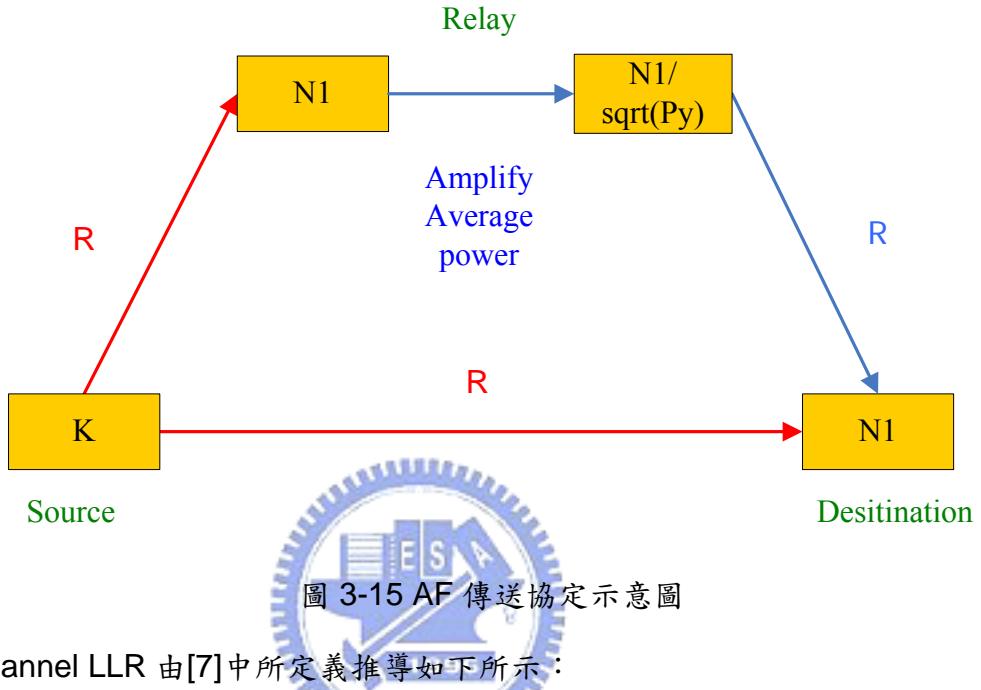


圖 3-15 AF 傳送協定示意圖

而 Channel LLR 由[7]中所定義推導如下所示：

$$\text{因為 } r[i] = G_{ch}(i)a[i] + w[i] \rightarrow y[i] = a[i] + \frac{w[i]}{G_{ch}(i)} \quad (3-14)$$

$$\text{且 } p(r[i] | a[i] = \alpha) = \frac{1}{2\pi\sigma^2} \exp \left\{ -\frac{1}{2} \frac{|r[i] - G_{ch}(i) \cdot \alpha|^2}{\sigma^2} \right\} \quad (3-15)$$

$$\text{又 } LLR(b_{I,k}) = \log \frac{p(b_{I,k} = 1 | r[i])}{p(b_{I,k} = 0 | r[i])} = \log \frac{\sum_{\alpha \in S_{I,k}^{(1)}} p(a[i] = \alpha | r[i])}{\sum_{\alpha \in S_{I,k}^{(0)}} p(a[i] = \alpha | r[i])}$$

$$\begin{aligned} & \stackrel{\text{By equally distributed}}{=} \log \frac{\sum_{\alpha \in S_{I,k}^{(1)}} p(r[i] | a[i] = \alpha)}{\sum_{\alpha \in S_{I,k}^{(0)}} p(r[i] | a[i] = \alpha)} \stackrel{\log \sum_j z_j \approx \max_j \log z_j}{\approx} \log \frac{\max_{\alpha \in S_{I,k}^{(1)}} p(r[i] | a[i] = \alpha)}{\max_{\alpha \in S_{I,k}^{(0)}} p(r[i] | a[i] = \alpha)} \end{aligned} \quad (3-16)$$

將式(3-14)、(3-15)代入(3-16)得

$$\begin{aligned}
LLR(b_{I,k}) &= \log \frac{\max_{\alpha \in S_{I,k}^{(1)}} \exp\left(-\frac{1}{2} \frac{|r[i] - G_{ch}(i) \cdot \alpha|^2}{\sigma^2}\right)}{\max_{\alpha \in S_{I,k}^{(0)}} \exp\left(-\frac{1}{2} \frac{|r[i] - G_{ch}(i) \cdot \alpha|^2}{\sigma^2}\right)} \\
&= \log \max_{\alpha \in S_{I,k}^{(1)}} \exp\left(-\frac{1}{2} \frac{|r[i] - G_{ch}(i) \cdot \alpha|^2}{\sigma^2}\right) - \log \max_{\alpha \in S_{I,k}^{(0)}} \exp\left(-\frac{1}{2} \frac{|r[i] - G_{ch}(i) \cdot \alpha|^2}{\sigma^2}\right) \\
&= \frac{-1}{2\sigma^2} \min_{\alpha \in S_{I,k}^{(1)}} |G_{ch}(i)|^2 \cdot |y[i] - \alpha|^2 + \frac{1}{2\sigma^2} \min_{\alpha \in S_{I,k}^{(0)}} |G_{ch}(i)|^2 \cdot |y[i] - \alpha|^2 \\
&= \frac{|G_{ch}(i)|^2}{2\sigma^2} \left\{ \min_{\alpha \in S_{I,k}^{(0)}} |y[i] - \alpha|^2 - \min_{\alpha \in S_{I,k}^{(1)}} |y[i] - \alpha|^2 \right\} \\
&\stackrel{\Delta}{=} \frac{2|G_{ch}(i)|^2}{\sigma^2} \cdot D_{I,k}
\end{aligned} \tag{3-17}$$

$$\text{其中 } 16QAM : D_{I,k} \approx \begin{cases} y_I[i], & k=1 \\ -|y_I[i]|+2, & k=2 \end{cases}, \quad 64QAM : D_{I,k} \approx \begin{cases} y_I[i], & k=1 \\ -|y_I[i]|+4, & k=2 \\ -|y_I[i]|-4+2, & k=3 \end{cases}$$

則最後目的地端接收到串聯的 channel LLR 以及直接 SD channel LLR 做 MRC 動作，如式(3-18)所示：



$$l_{AF}(i) = l_{SD}^{CH}(i) + l_{RD}^{CH}(i) = -\frac{2|\sqrt{P_{SD}}h_{SD}|^2 D_{I,k}(i)}{\sigma_{SD}^2} - \frac{4 \left| \sqrt{\frac{P_{SR}P_{RD}}{P_y}} h_{SR}h_{RD} \right|^2 D_{I,k}(i)}{\frac{|\sqrt{P_{RD}}h_{RD}|^2 \sigma_{SR}^2}{P_y} + \sigma_{RD}^2} \tag{3-18}$$

### 3.4 解碼轉送模式(Decode-and-Forward Mode, DF)

在這裡探討解碼轉送協定，將中繼終端在第一個時間槽接收原始終端送過來的一個封包，予以解調及解碼，若解碼之後所有的資料位元都沒有錯誤，中繼終端會在第二個時間槽對解碼後的資料位元再做重新編碼，並傳送到目的地終端。但如果在解碼後的資料有誤，中繼終端都在第二個時間槽不做轉送。

在目的地終端的接收端，將兩個時間槽收到的訊號做最大比的組合來獲得最佳的分集增益(Diversity gain)。

#### 3.4.1 DF 傳送協定[6]

DF 模式在時域的數學表示式，如式(3-19)、式(3-20)所示。在第二個時間槽，若中繼終端沒有完全解碼正確，則不做轉送服務。

第一個時間槽：

$$y_{SR}(i) = \sqrt{P_{SR}} h_{SR} x_s(i) + n_{SR}(i)$$

$$y_{SD}(i) = \sqrt{P_{SD}} h_{SD} x_s(i) + n_{SD}(i)$$

第二個時間槽：

$$y_{RD}(i) = \sqrt{P_{RD}} h_{RD} x_R(i) + n_{RD}(i) \quad (3-20)$$

其傳送流程圖，如圖 3-16 所示：

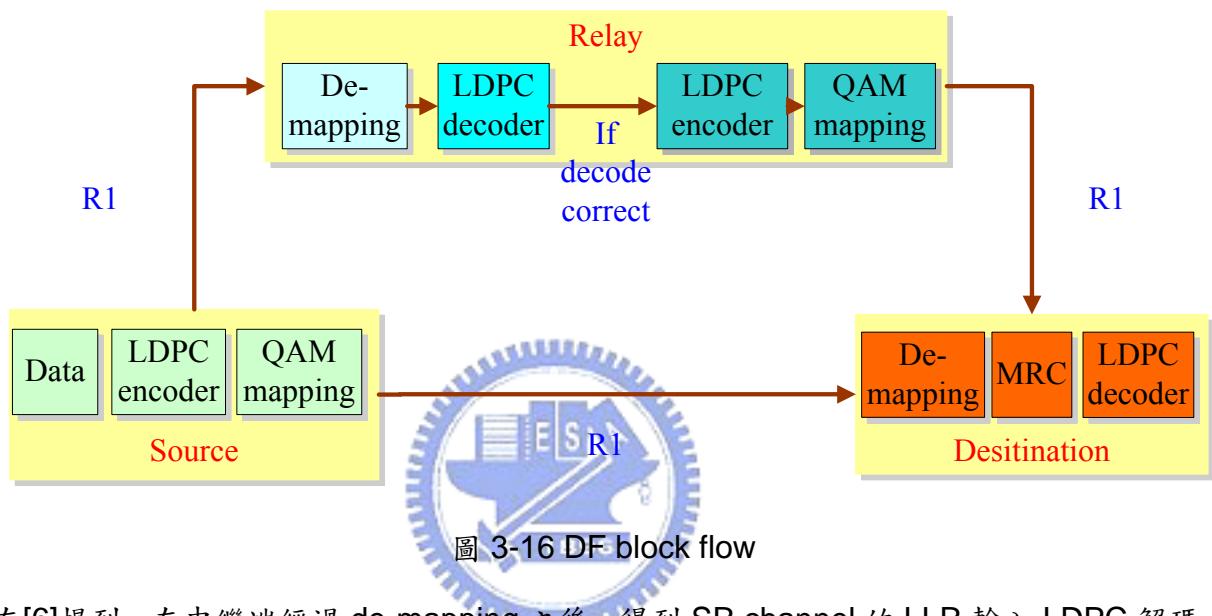


圖 3-16 DF block flow

在[6]提到，在中繼端經過 de-mapping 之後，得到 SR channel 的 LLR 輸入 LDPC 解碼器做 Hard decision。其傳送協定，如圖 3-17 所示：

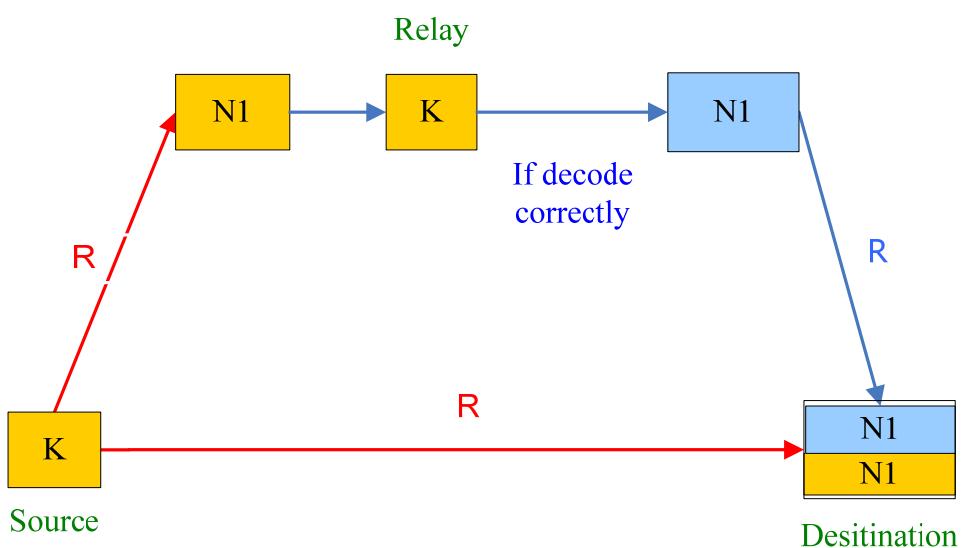


圖 3-17 DF 傳送協定示意圖

假如中繼端正確地解碼，再用相同的速率重新編碼，再轉送到目的地端計算出 RD channel 的 LLR(利用式(3-17))，最後和 SD channel 的 LLR 做 MRC 動作，如式(3-18)所示：

$$l_{DF}(i) = l_{SD}^{CH}(i) + l_{RD}^{CH}(i) = -\frac{2|\sqrt{P_{SD}}h_{SD}|^2 D_{I,k}(i)}{\sigma_{SD}^2} - \frac{2|\sqrt{P_{RD}}h_{RD}|^2 D_{I,k}(i)}{\sigma_{RD}^2} \quad (3-18)$$

其中  $16QAM : D_{I,k} \approx \begin{cases} y_I[i], & k=1 \\ -|y_I[i]|+2, & k=2 \end{cases}$ ,  $64QAM : D_{I,k} \approx \begin{cases} y_I[i], & k=1 \\ -|y_I[i]|+4, & k=2 \\ -|y_I[i]|-4+2, & k=3 \end{cases}$

但是為了避免錯誤傳遞的發生和改善效能，當中繼端沒有正確地解碼，DF 有一個機制可轉換到單獨傳送模式(non-cooperation)。此時中繼端要傳送 CRC 資訊(cyclic redundant check)回到來源端，告知來源端要轉換為單獨傳送模式。

### 3.5 解碼放大轉送模式(Decode-Amplifier-Forward Mode, DAF)

為了改善 DF 在中繼端解碼錯誤時的效能，在[6]提到解碼放大轉送模式，其傳送流程圖，如圖 3-18 所示：

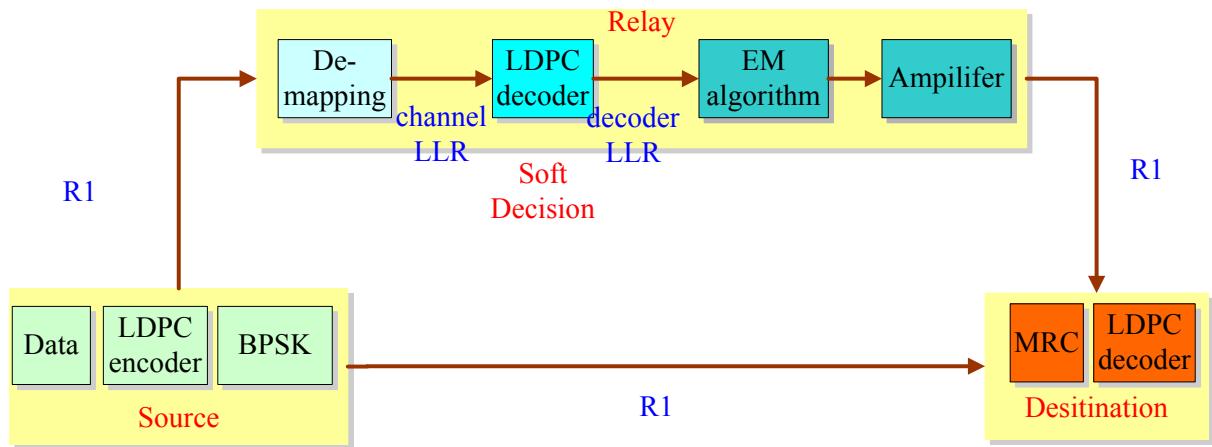


圖 3-18 DAF block flow

在中繼端經過 de-mapping 之後，得到 SR channel 的 LLR 輸入 LDPC 解碼器做 Soft decision，而解出來的資訊稱之為 decoder LLR。Decoder LLR 再經過一個 amplifier 傳送到目的地端，則在中繼端被傳送的訊號，如式(3-18)所示：

$$x_R(i) = \frac{l_{SR}^{DEC}(i)}{\sqrt{\bar{P}_l}}, \quad i = 1, 2, \dots, N \quad (3-18)$$

其中  $N$  為碼字的長度， $l_{SR}^{DEC}(i)$  為中繼端的 decoder LLR， $\bar{P}_l$  為  $l_{SR}^{DEC}(i)$  的平均功率，如式(3-19)所示：

$$\bar{P}_l = \frac{\sum_{i=1}^N l_{SR}^{DEC^2}(i)}{N} \quad (3-19)$$

[8]-[9]提到對 LLR 的分佈可以做 Gaussian 近似，對於擁有 soft message-passing 解碼器且長度為無限長或夠長的編碼若送入解碼器的 channel LLR 是獨立且皆為 Gaussian 分佈，則輸出的 LLR 也會遵守近似 Gaussian 分佈。而 message-passing 解碼器包括 LDPC 碼的 sum-product 解碼器、迴旋碼的 BCJR 解碼器以及渦輪碼的 BCJR-iterative 解碼器。

現在假設在來源到中繼端傳輸的 channel code 是足夠長且維持 Gaussian 近似。而 decoder LLR 的平均值為  $u_l > 0$ ，變異數為  $\sigma_l^2$ 。根據功率正規化， $x_R(i)$  的平均值  $\bar{u}_l x_s$  且 Gaussian 雜訊  $n_l$  的變異數  $\bar{\sigma}_l^2$ ，如式(3-20)所示：

$$x_R(i) = \frac{l_{SR}^{DEC}(i)}{\sqrt{\bar{P}_l}} = \bar{u}_l x_s(i) + n_l(i) \quad (3-20)$$

$$\text{其中 } \bar{u}_l \text{ 和 } \bar{\sigma}_l^2 \text{ 滿足 } \bar{u}_l = \frac{\mu_l}{\sqrt{\bar{P}_l}}, \bar{\sigma}_l^2 = \frac{\sigma_l^2}{\bar{P}_l}, \bar{\mu}_l^2 + \bar{\sigma}_l^2 = 1$$

此時會產生一個問題，當通道狀況非常不好時，decoder LLR 的高斯分佈會互相干擾，而呈現不規則的機率分佈，這時所計算出來的 mean 和 variance 也就不正確，會影響到傳送到目的地終端的 decoder LLR。在此我們提出以[10]EM 演算法來估計 Gaussian 分布之參數估計，簡單來說，EM 演算法是一種求 incomplete data MLE 的方法，假設參數為已知的值下，計算 sufficient statistics 的期望值(E-step)，然後假設觀察到的資料等於此期望值，求得 likelihood 極大的參數值(M-step)，之後不斷地重複這兩步驟，直到結果收斂，即為所要的 MLE。

假設接收到  $N$  個訊號強度平均值之集合，可以表示為  $x = \{x_1, x_2, \dots, x_N\}$ ，而混合模型定義如式(3-21)所示：

$$p(x | \Theta) = \sum_{i=1}^M \alpha_i p_i(x | \theta_i) \quad (3-21)$$

其中，參數  $\Theta = (\alpha_1, \dots, \alpha_M, \theta_1, \dots, \theta_M)$ ， $\alpha_i$  為混合權重參數，其每個機率分佈之混合權重總和為 1， $\sum_{i=1}^M \alpha_i = 1$ ，且有  $M$  個高斯機率分佈， $p_i(x | \theta_i)$  為一個高斯機率分佈。換句話說，假設有  $M$  個用不同的結合係數  $\alpha_i$  的機率分佈所構成。

對於資料  $X$  的密度來看不完整資料的 log-likelihood 表示法如式(3-22)所示：

$$\log(L(\Theta | X)) = \log \prod_{i=1}^N p(x_i | \theta) = \sum_{i=1}^N \log \left( \sum_{j=1}^M \alpha_j p_j(x_i | \theta_j) \right) \quad (3-22)$$

假設對於每個  $i, y_i \in 1, \dots, M$  and  $y_i = k$ ，即第  $i$  個樣本由第  $k$  個 mixture component 所產生。又假設我們知道  $Y$  的值，則 likelihood 如式(3-23)所示：

$$\log(L(\Theta | X, Y)) = \log(P(X, Y | \Theta)) = \sum_{i=1}^N \log(P(x_i | y_i) P(y_i)) = \sum_{i=1}^N \log(\alpha_{y_i} p_{y_i}(x_i | \theta_{y_i})) \quad (3-23)$$

首先，必須獲得對這些未觀測的資料的分佈型態。對於 likelihood  $L(\Theta^g | X, Y)$  猜測適當的參數  $\Theta^g = (\alpha_1^g, \dots, \alpha_M^g, \theta_1^g, \dots, \theta_M^g)$ ，給定一個  $\Theta^g$ ，可容易計算出對於每個  $i, j$  的  $p_j(x_i | \theta_j^g)$ 。此外， $\alpha_j$  被視為每一個元件的事前機率，也就是說， $\alpha_j = p(\text{component } j)$ 。

再配合 Baye's Rule，可得式(3-24)：

$$p(y_i | x_i, \Theta^g) = \frac{\alpha_{y_i}^g p_{y_i}(x_i | \theta_{y_i}^g)}{p(x_i | \theta^g)} = \frac{\alpha_{y_i}^g p_{y_i}(x_i | \theta_{y_i}^g)}{\sum_{k=1}^M \alpha_k^g p_k(x_i | \theta_k^g)} \quad (3-24)$$

最後，[10]歸納出利用舊的參數來計算出新的參數，如式(3-25)所示：

$$\begin{aligned}
 \alpha_l^{new} &= \frac{1}{N} \sum_{i=1}^N p(l | x_i, \Theta^g) \\
 \mu_l^{new} &= \frac{\sum_{i=1}^N x_i p(l | x_i, \Theta^g)}{\sum_{i=1}^N p(l | x_i, \Theta^g)} \\
 \sigma_l^{new2} &= \frac{\sum_{i=1}^N p(l | x_i, \Theta^g) (x_i - \mu_l^{new}) (x_i - \mu_l^{new})^T}{\sum_{i=1}^N p(l | x_i, \Theta^g)}
 \end{aligned} \tag{3-25}$$

從目的地終端的觀點來看，DAF 類似 AF 操作一般，唯一不同的是所輸入為經過 soft decoder 之後的資訊，而不是接收到的資訊。最後會類似 AF 將來源端及中繼端的訊號做結合。從中繼到目的地端的訊號，如式(3-24)所示：

$$y_{RD}(i) = \sqrt{P_{RD}} h_{RD} x_R(i) + n_{RD}(i) = \sqrt{P_{RD}} h_{RD} u_l x_s(i) + \sqrt{P_{RD}} h_{RD} n_l(i) + n_{RD}(i) \tag{3-24}$$

其中 channel LLR 相當於把虛擬的來源到中繼端通道和中繼到目的地通道做串聯，如式(3-25)所示：

$$l_{RD}^{CH}(i) = \frac{4\sqrt{P_{RD}} u_l \operatorname{Re}\{h_{RD} \cdot y_{RD}^*\}}{P_{RD} |h_{RD}|^2 \sigma_l^2 + \sigma_{RD}^2} \tag{3-25}$$

其傳送協定，如圖 3-19 所示：

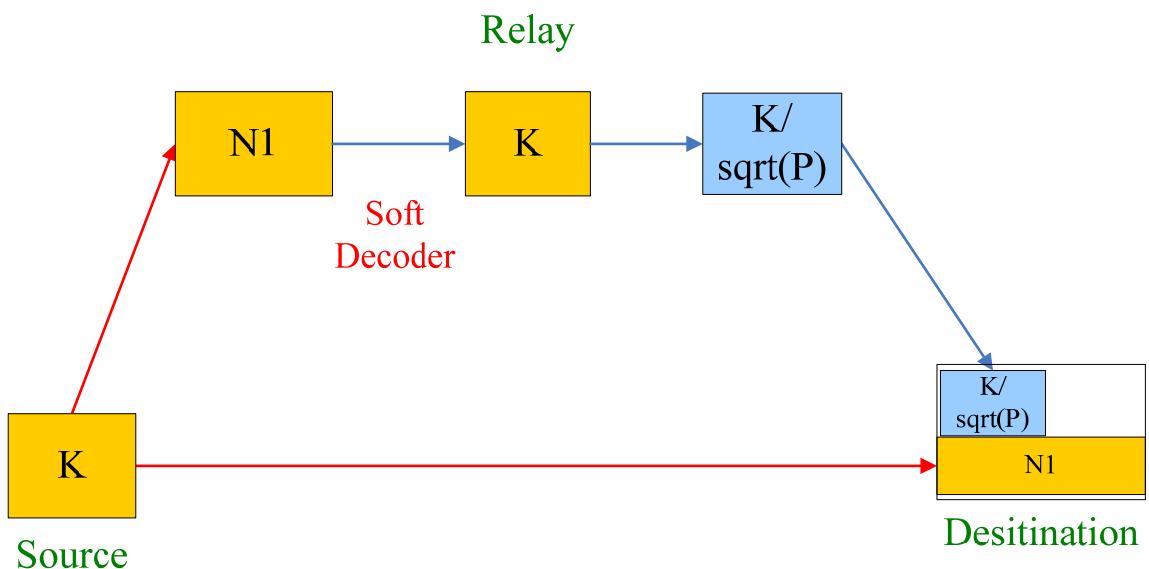


圖 3-19 DAF 傳送協定示意圖

最後 SD channel LLR 的 data bit 和 RD channel LLR 做 MRC 動作，如式(3-26)所示：

$$l_{DAF}(i) = l_{SD}^{CH}(i) + l_{RD}^{CH}(i) = -\frac{4\sqrt{P_{SD}} \operatorname{Re}\{h_{SD} \cdot y_{SD}^*\}}{\sigma_{SD}^2} - \frac{4\sqrt{P_{RD}} \bar{u}_l \operatorname{Re}\{h_{RD} \cdot y_{RD}^*\}}{P_{RD} |h_{RD}|^2 \sigma_l^2 + \sigma_{RD}^2} \quad (3-26)$$

### 3.6 混合轉送模式(Hybrid-and-Forward Mode, HF)

在 3.4 節中，提到當解碼轉送模式的中繼端沒有完全解碼正確時，中繼端不做傳送，此時目的地終端沒有任何 diversity gain，效能可能會比較差。所以為了改善 DF 在中繼端解碼錯誤的效能，此時混合解碼放大轉送與解碼轉送模式加以模擬，簡稱為混合轉送模式。此作法為當中繼端沒有完全解碼正確時，中繼端採用解碼放大轉送模式；當中繼端完全解碼正確時，中繼端切換到解碼轉送模式，此混合模式預期其效能會比解碼放大模式轉送模式或解碼轉送模式還要好，其傳送流程圖，如圖 3-20 所示：

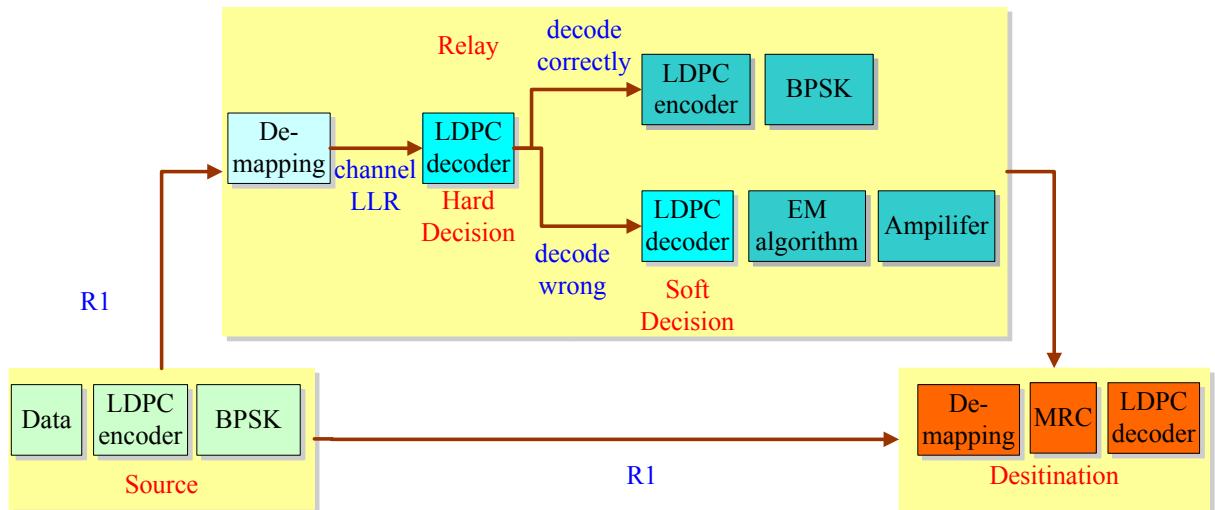


圖 3-20 HF block flow

根據 3.4 和 3.5 節的結論，可得到最後 SD channel LLR 的 data bit 和 RD channel LLR 做 MRC 動作，假如中繼端解碼正確，如式(3-27)所示；反之，如式(3-28)所示：

$$l_{HF}(i) = l_{SD}^{CH}(i) + l_{RD}^{CH}(i) = -\frac{4\sqrt{P_{SD}} \operatorname{Re}\{h_{SD} \cdot y_{SD}^*\}}{\sigma_{SD}^2} - \frac{4\sqrt{P_{RD}} \bar{u}_l \operatorname{Re}\{h_{RD} \cdot y_{RD}^*\}}{\sigma_{RD}^2} \quad (3-27)$$

$$l_{HF}(i) = l_{SD}^{CH}(i) + l_{RD}^{CH}(i) = -\frac{4\sqrt{P_{SD}} \operatorname{Re}\{h_{SD} \cdot y_{SD}^*\}}{\sigma_{SD}^2} - \frac{4\sqrt{P_{RD}} \bar{u}_l \operatorname{Re}\{h_{RD} \cdot y_{RD}^*\}}{P_{RD} |h_{RD}|^2 \sigma_l^2 + \sigma_{RD}^2} \quad (3-28)$$

## 第 4 章 模擬與分析

在本章中我們利用模擬來評估合作式編碼之效能，模擬主要分成兩部分，第一部分模擬在目的地端的通道  $h_{SD}$ 、 $h_{SR}$ 、 $h_{RD}$  為已知的狀況下，接收機分別利用四種合作模式的最大比組合(MRC)方法得到封包錯誤率(Packet Error Rate, PER)及位元錯誤率(Bit Error Rate)，藉此比較四種合作模式和直接傳送模式的效能差異。第二部分則是使用 IEEE802.15.3c 所作之系統模擬。我們假設中繼端和目的地端的同步是完美的，且來源端和中繼端都已知通道  $h_{SR}$  和  $h_{RD}$ ，在此情況下可讓合作式通訊得到最佳化的組合。

有關通道模擬部分，我們假設模型中的三個通道  $h_{SD}$ 、 $h_{SR}$ 、 $h_{RD}$  分別各自獨立，皆由複數隨機變數所組成，分為實數和虛數部分，隨機變數的振幅為雷利分佈(Rayleigh Distribution)，相位則為均勻分佈(Uniform Distribution)，即實數和虛數部分各自是平均值為 0，其變異數(Variance)為  $\sqrt{\frac{1}{2}\sigma_k^2}$  的高斯隨機變數，且每一個路徑的平均振幅隨著延遲的增加成指數衰減(Exponential Decay)，如式(4-1)所示：

$$h = N(0, \sqrt{\frac{1}{2}\sigma_k^2}) + jN(0, \sqrt{\frac{1}{2}\sigma_k^2}) \quad (4-1)$$

在我們的模擬中，我們假設  $\sigma_k^2 = 1$ 。且每一個 tap 為平坦衰落通道(Flat Fading Channel)，每一個封包通道變化一次，也就是說在一個封包之內，通道特性將維持不變。

有關通道雜訊部分，我們假設每一個通道雜訊都平均值為 0，變異數為 1 的高斯隨機變數，利用功率訊號雜訊比(P/N<sub>0</sub>)的定義，可以計算出平均信號功率總和，再把訊號功率總和乘上原本的訊號，即可模擬出接收端經過通道再加上雜訊的訊號。

如前所述，模擬主要分成兩個部分。

- 第一部份：三個通道的功率訊號雜訊比皆相同

資料封包部分，設定一個封包內有四個訊框(Frame)，每一個 Frame 有 252 個 bits，也就是說有一個封包內有 1008 個 bit，且模擬調變設定有兩種選擇：分別為 BPSK、16QAM，總共產生 10000 個封包，如此代表通道變化 10000 次，我們期望在通道隨機

變化時，可以表現出合作式通訊模型的特性。

第一部份的模擬設定的調變方式為 BPSK 或 16QAM。當調變設定為 BPSK 時，AF 模擬結果如圖 4-1~4-2、圖 4-5~4-6、圖 4-9~4-14 所示；當調變設定為 16QAM 時，模擬結果，如圖 4-3~4-4、圖 4-7~4-8 所示。

圖 4-1 和 4-3 中分別顯示在平坦衰落通道中， $\text{PER} = 10^{-3}$  時，AF 模式在調變方式為 BPSK 和 16QAM 中，分別獲得 13.5dB 和 11dB 左右的增益；圖 4-2 和 4-4 中分別顯示在平坦衰落通道中， $\text{BER} = 10^{-3}$  時，AF 模式在調變方式為 BPSK 和 16QAM 中，分別獲得 10.5dB 和 7.5dB 左右的增益。

圖 4-5 和 4-7 中分別顯示在平坦衰落通道中， $\text{PER} = 10^{-3}$  時，DF 模式在調變方式為 BPSK 和 16QAM 中，分別獲得 14.5dB 和 13.5dB 左右的增益；圖 4-6 和 4-8 中分別顯示在平坦衰落通道中， $\text{BER} = 10^{-3}$  時，DF 模式在調變方式為 BPSK 和 16QAM 中，分別獲得 12.5dB 和 11.5dB 左右的增益。

圖 4-9 顯示在平坦衰落通道中， $\text{PER} = 10^{-3}$  時，DAF 轉送模式在調變方式為 BPSK 中，獲得 14dB 左右的增益；圖 4-10 中顯示在平坦衰落通道中， $\text{BER} = 10^{-3}$  時，DAF 模式在調變方式為 BPSK 中，獲得 11.5dB 左右的增益。

圖 4-11 顯示在平坦衰落通道中， $\text{PER} = 10^{-3}$  時，HF 模式在調變方式為 BPSK 中，獲得 15.5dB 左右的增益；圖 4-12 中顯示在平坦衰落通道中， $\text{BER} = 10^{-3}$  時，HF 模式在調變方式為 BPSK 中，獲得 13dB 左右的增益。

圖 4-13 和 4-14 顯示各種合作式傳輸之效能比較，由圖 4-14 可知在  $\text{PER} = 10^{-3}$  時，DAF 模式的 PER 比 AF 模式多獲得 0.5dB 左右的增益，而 DF 模式的 PER 比 DAF 模式多 0.5dB 左右的增益，HF 和 DF 比較和前面亦同。由圖 4-13 則顯示 BER 之特性和 PER 狀況類似。而在功率訊號雜訊比較差的時候，DF 模式在中繼端解碼不正確時，HF 模式可以切換到 DAF 模式，使得 HF 模式在功率訊號雜訊比較差時所獲得的增益會比 DF 模式來的好。整體而言，不管功率訊號雜訊比的好壞，HF 模式的效能都會比 AF 或 DF 模式好。這部分的模擬符合前面章節的預期。

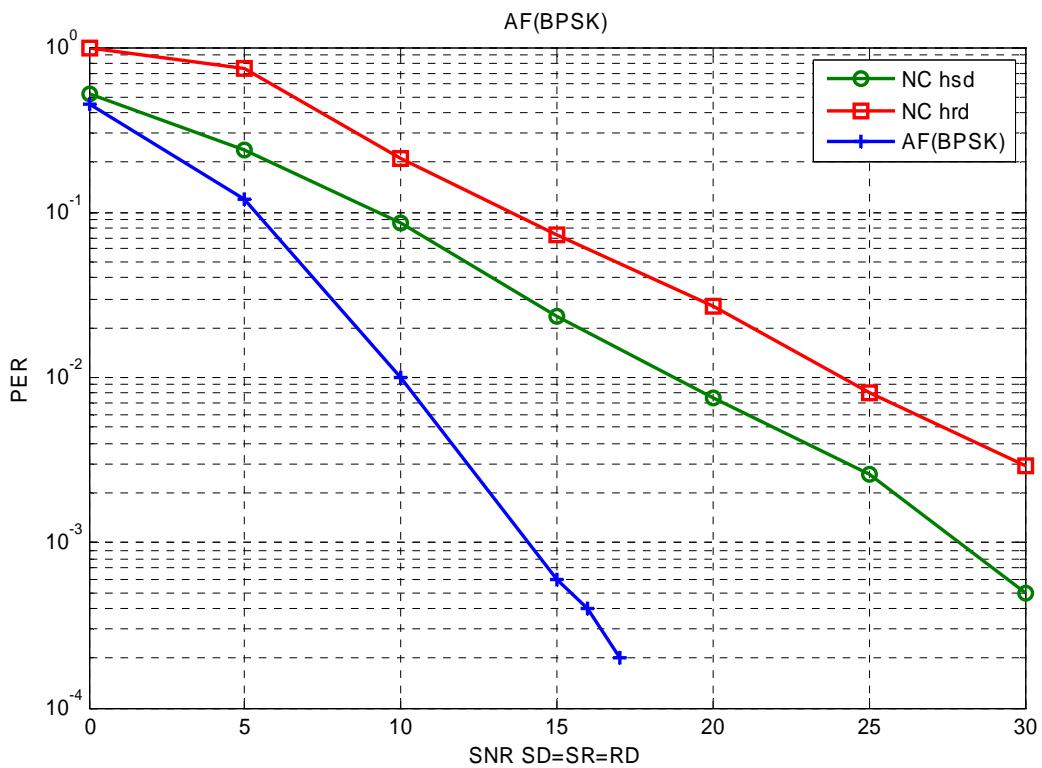


圖 4-1 平坦衰落通道下 AF 和非合作式傳輸之 PER 比較(BPSK)

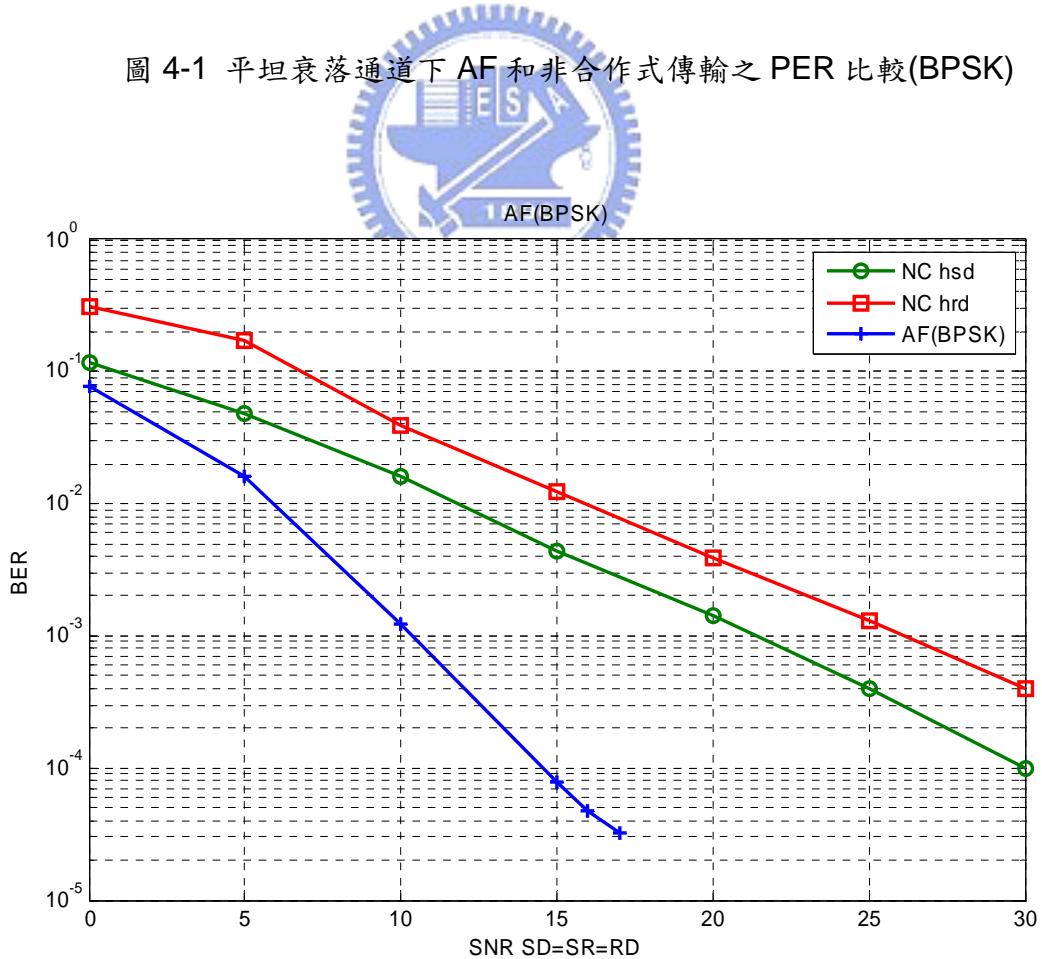


圖 4-2 平坦衰落通道下 AF 和非合作式傳輸之 BER 比較(BPSK)

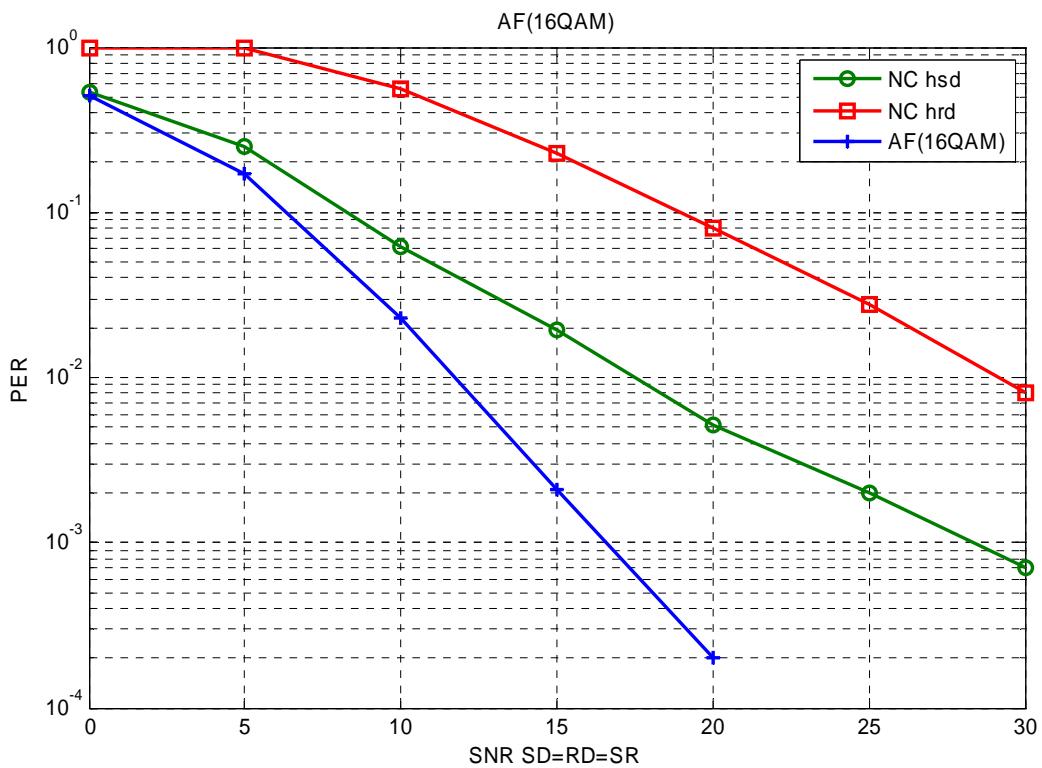


圖 4-3 平坦衰落通道下 AF 和非合作式傳輸之 PER 比較(16QAM)

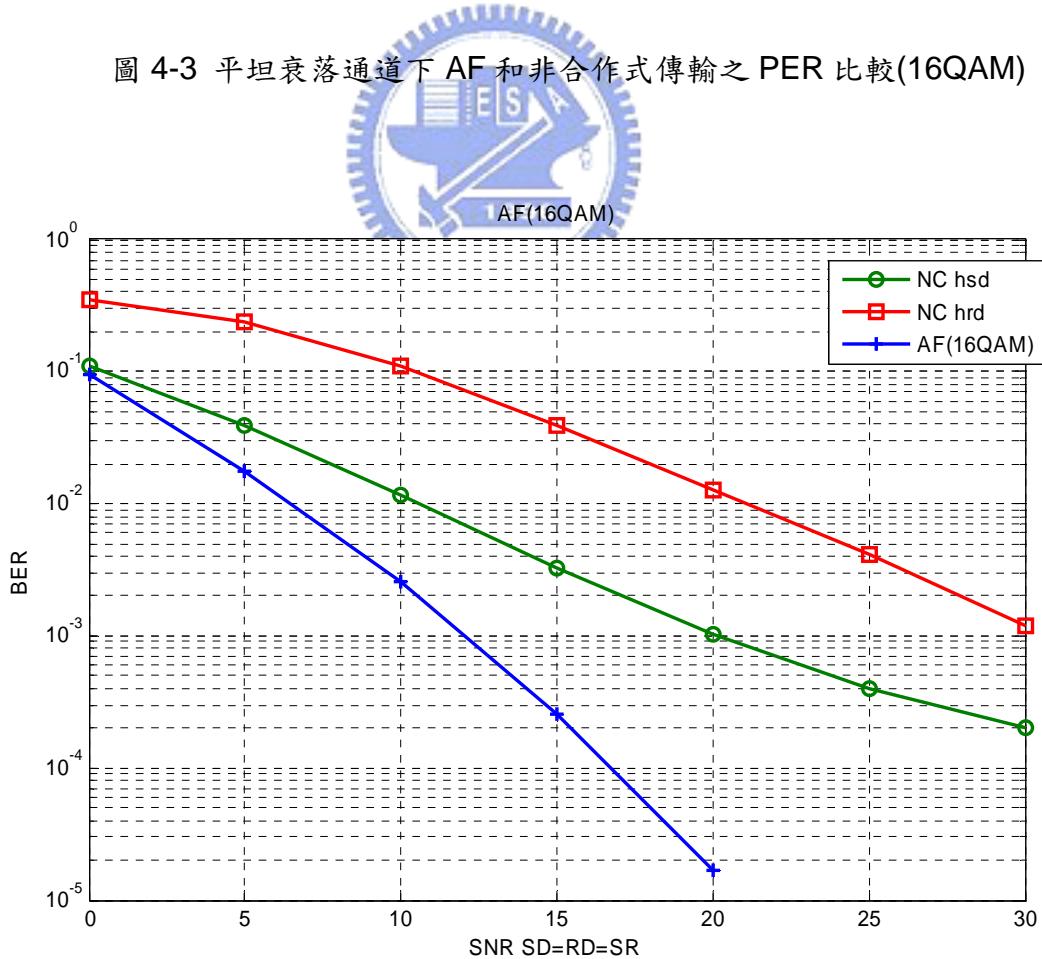


圖 4-4 平坦衰落通道下 AF 和非合作式傳輸之 BER 比較(16QAM)

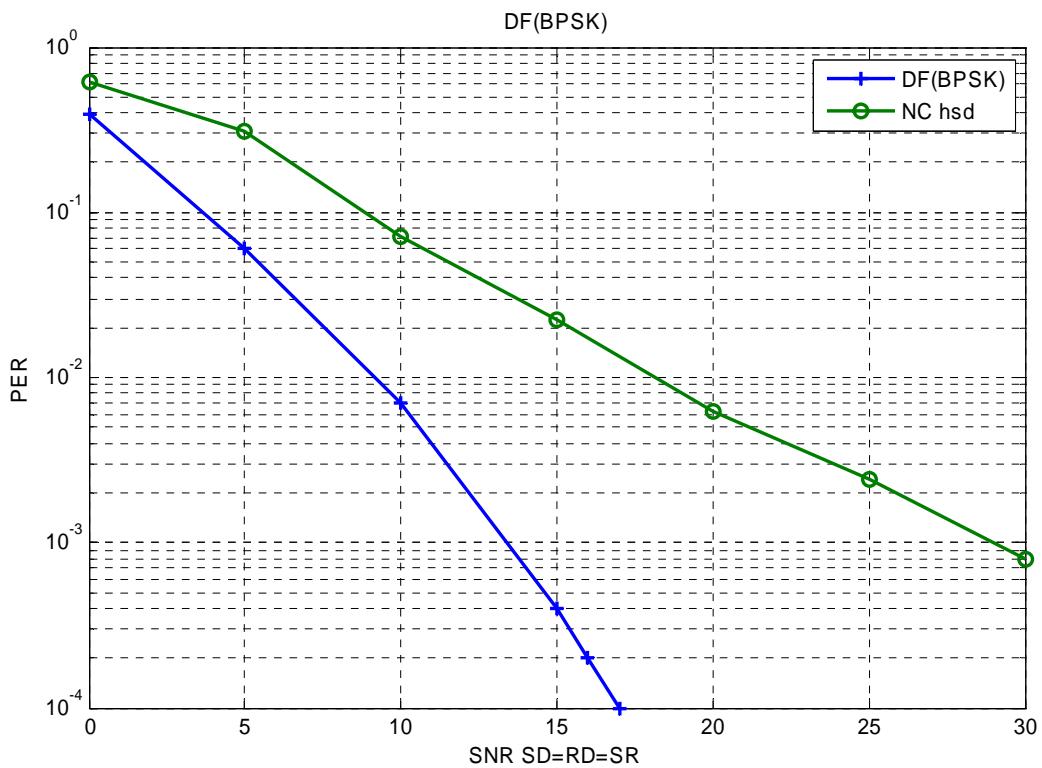


圖 4-5 平坦衰落通道下 DF 和非合作式傳輸之 PER 比較(BPSK)

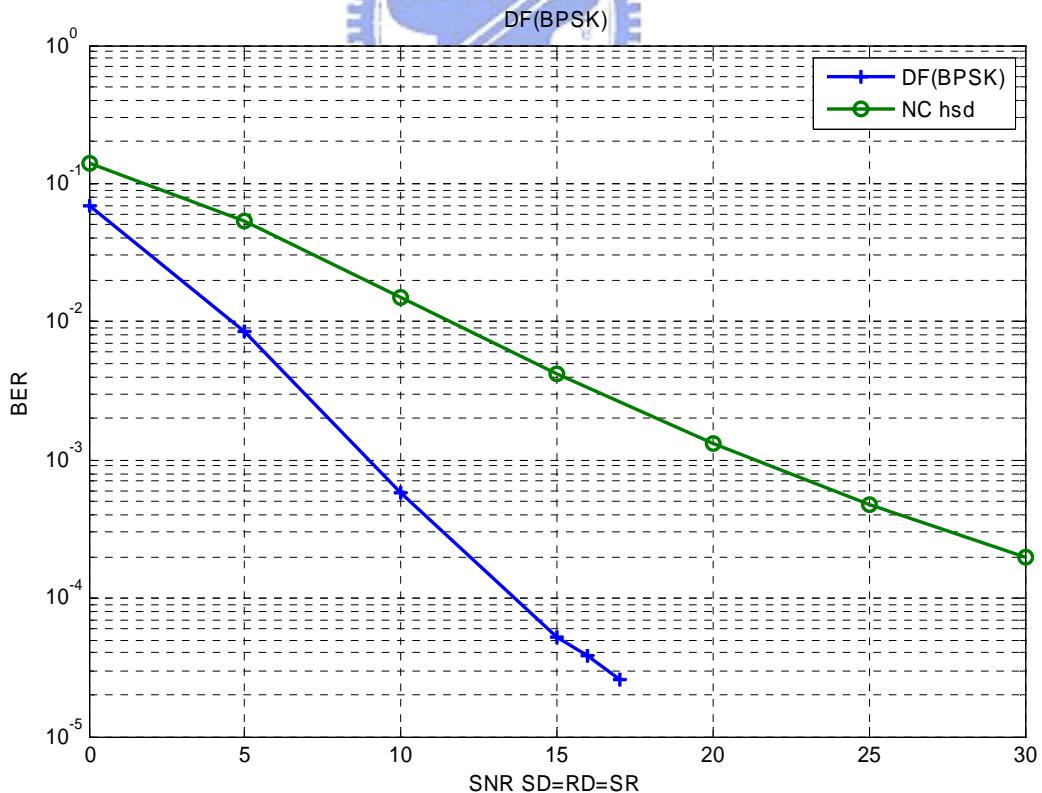


圖 4-6 平坦衰落通道下 DF 和非合作式傳輸之 BER 比較(BPSK)

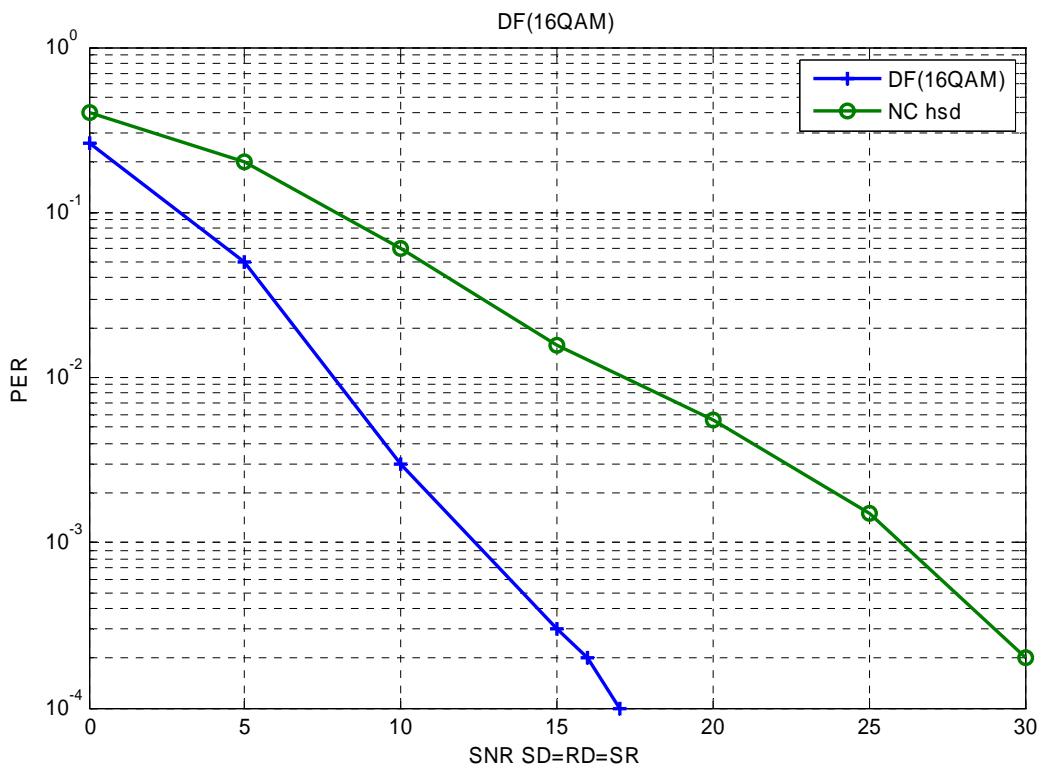


圖 4-7 平坦衰落通道下 DF 和非合作式傳輸之 PER 比較(16QAM)

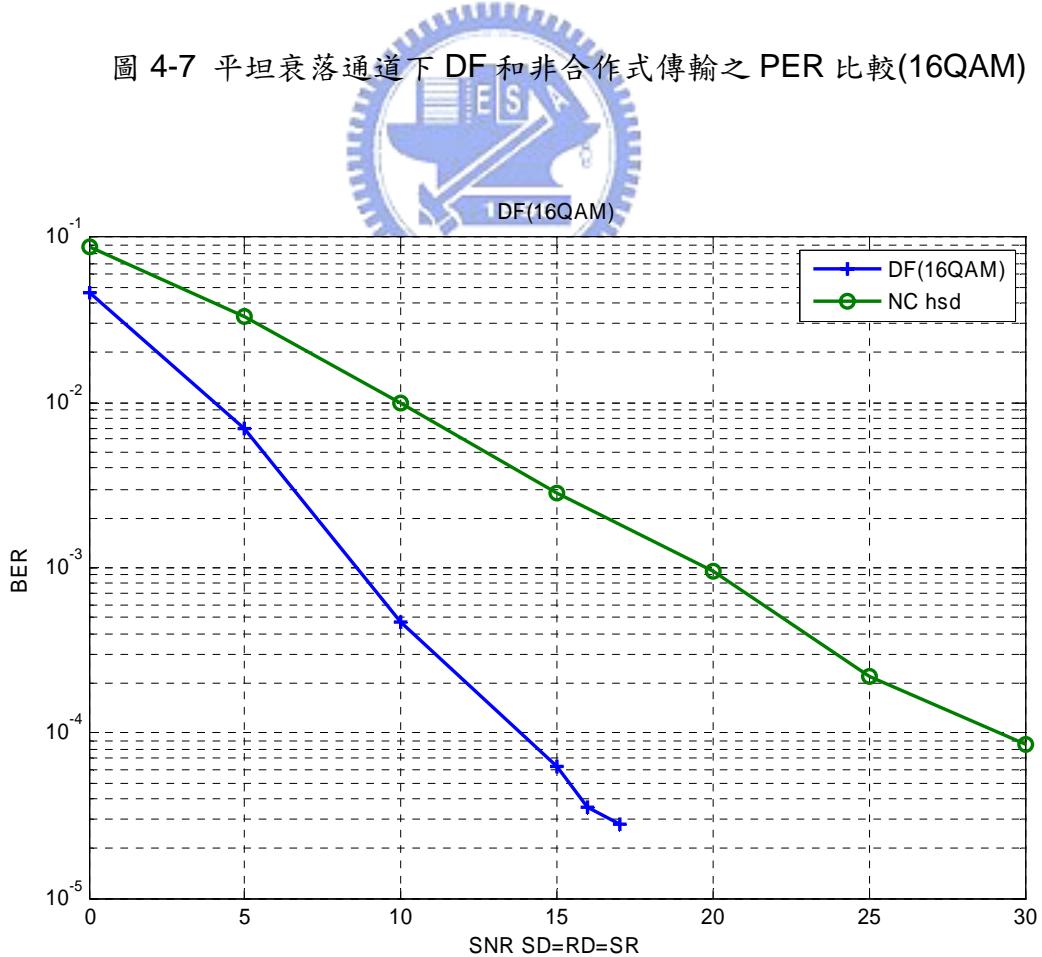


圖 4-8 平坦衰落通道下 DF 和非合作式傳輸之 BER 比較(16QAM)

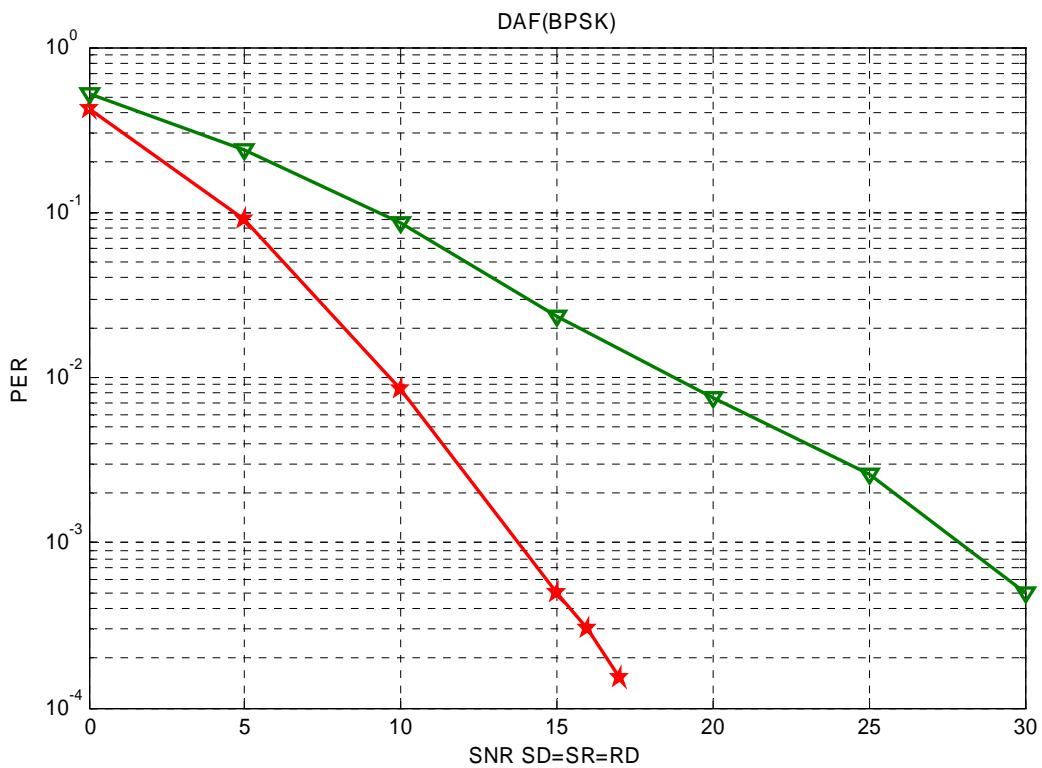


圖 4-9 平坦衰落通道下 DAF 和非合作式傳輸之 PER 比較(BPSK)

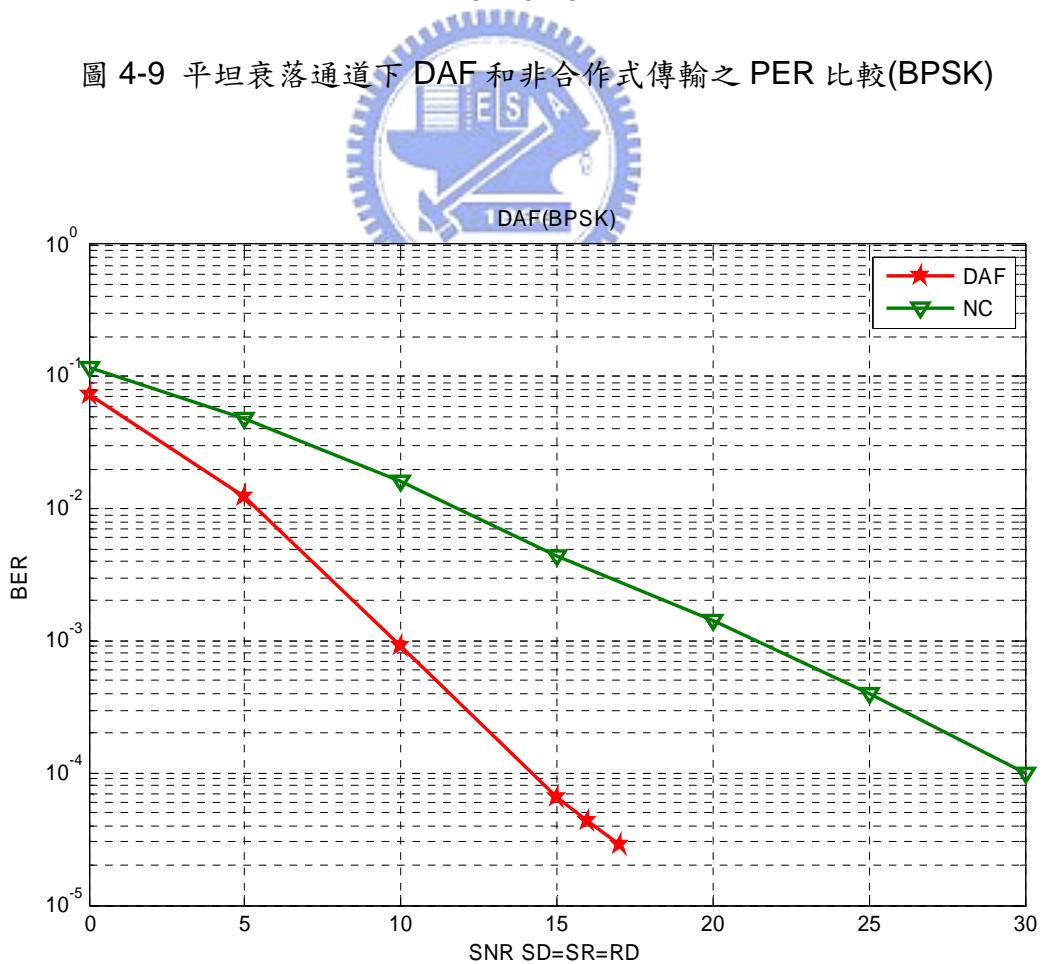


圖 4-10 平坦衰落通道下 DAF 和非合作式傳輸之 BER 比較(BPSK)

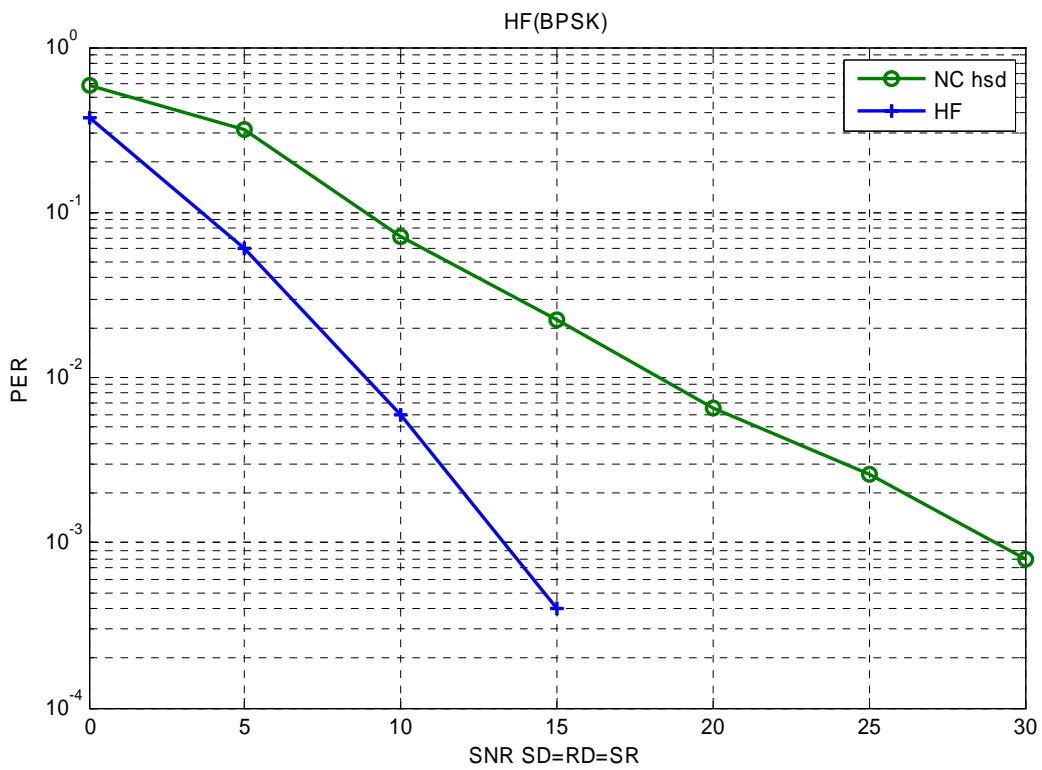


圖 4-11 平坦衰落通道下 HF 和非合作式傳輸之 PER 比較(BPSK)

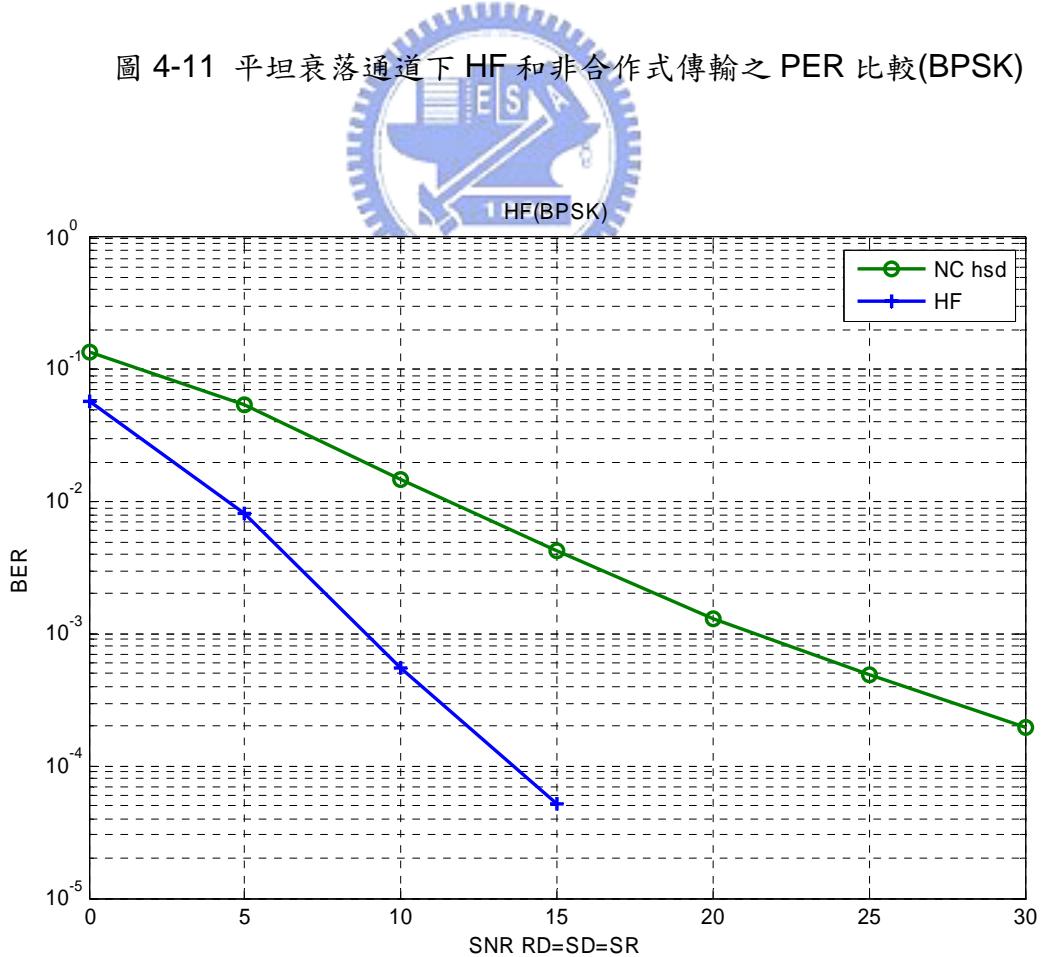


圖 4-12 平坦衰落通道下 HF 和非合作式傳輸之 BER 比較(BPSK)

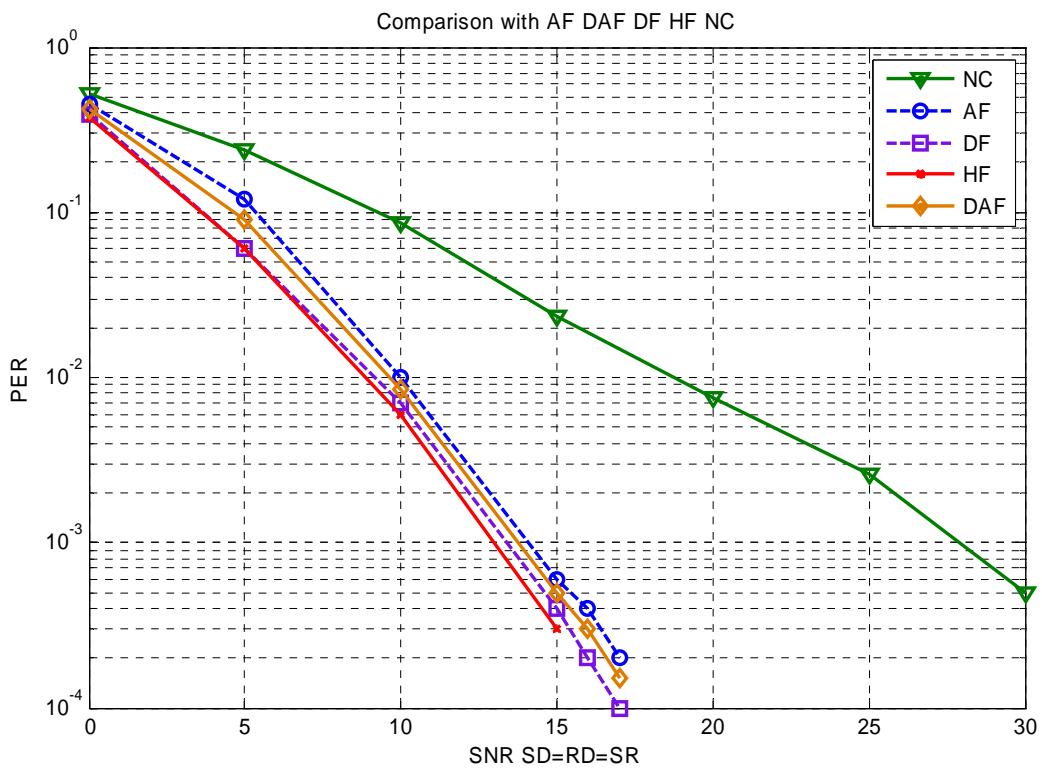


圖 4-13 平坦衰落通道下各種合作式和非合作式傳輸之 PER 比較(BPSK)

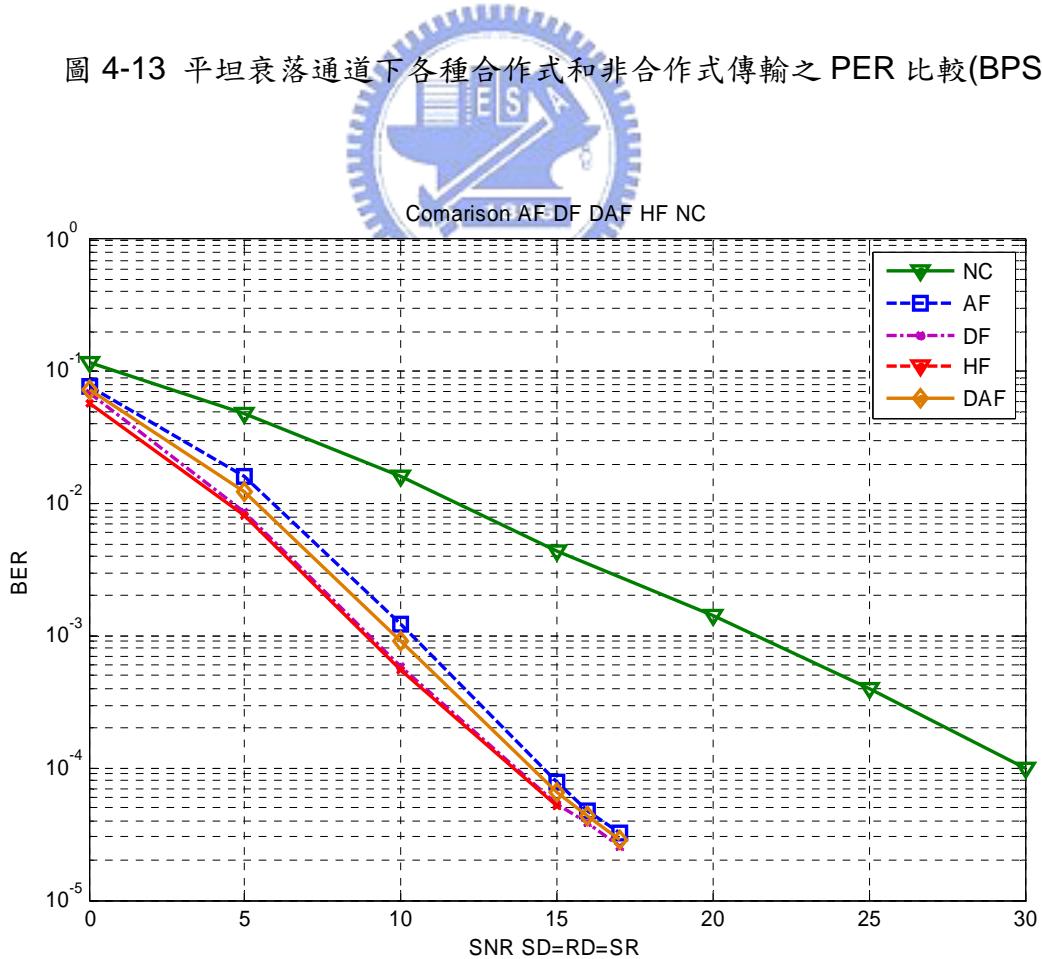


圖 4-14 平坦衰落通道下各種合作式和非合作式傳輸之 BER 比較(BPSK)

- 第二部份：802.15.3c 系統模擬

在資料封包部分，我們設定一個封包內有 42 個訊框(Frame)，每一個 Frame 有 210 個 bytes，也就是說有一個封包內有  $210 \times 42$  個 bytes，模擬調變為 16QAM，同時模擬的封包為 1000 個，如此代表通道變化 1000 次，我們期望在通道隨機變化時，可以表現出合作式通訊模型的特性。

圖 4-15 的模擬設定為在 AWGN 通道下的調變方式為 16QAM 且 CP=64 時，顯示出有經過編碼對整體效能的影響，在  $\text{BER} = 10^{-3}$  時，做 LDPC 編碼比未編碼效能好 2dB 左右，然而把 RS 和 LDPC 編碼串在一起，可使整個系統在高 SNR 時的效能有顯著提升，提升約 5dB 左右。

圖 4-16、圖 4-17 的模擬環境是設定在平坦衰落通道下且調變方式為 16QAM，CP=64。圖 4-16 顯示出各種模式對整體效能的影響，在  $\text{BER} = 10^{-3}$  時，各種模式比直接傳送模式的效能提升約 13dB 左右；圖 4-17 顯示出在  $\text{PER} = 10^{-2}$  時，提升約 10dB 左右。圖 4-18、圖 4-19 的模擬環境是設定在多重路徑衰落通道下且調變方式為 16QAM，CP=64。圖 4-18 顯示出各種模式對整體效能的影響，在  $\text{BER} = 10^{-3}$  時，各種模式比直接傳送模式的效能提升約 10dB 左右；圖 4-19 顯示出在  $\text{PER} = 10^{-2}$  時，提升約 13dB 左右。

圖 4-20、圖 4-21 的模擬環境是設定在多重路徑衰落通道下，SR 通道特性皆比 SD 通道還要好且調變方式為 16QAM，CP=64。圖 4-20 顯示出各種模式對整體效能的影響，在  $\text{BER} = 10^{-3}$  時，HF 比 DF 模式的效能提升約 2dB，HF 比 AF 模式的效能提升約 3dB 左右；圖 4-21 顯示出在  $\text{PER} = 10^{-1}$  時，HF 比 DF 模式的效能提升約 1dB，HF 比 AF 模式的效能提升約 3dB 左右。

而整體來說，在低 SNR 時，AF 模式會比 DF 模式的效能來的好，而 HF 模式結合 AF 和 DF 模式的優點，效能會表現比 AF 和 DF 模式來的好。

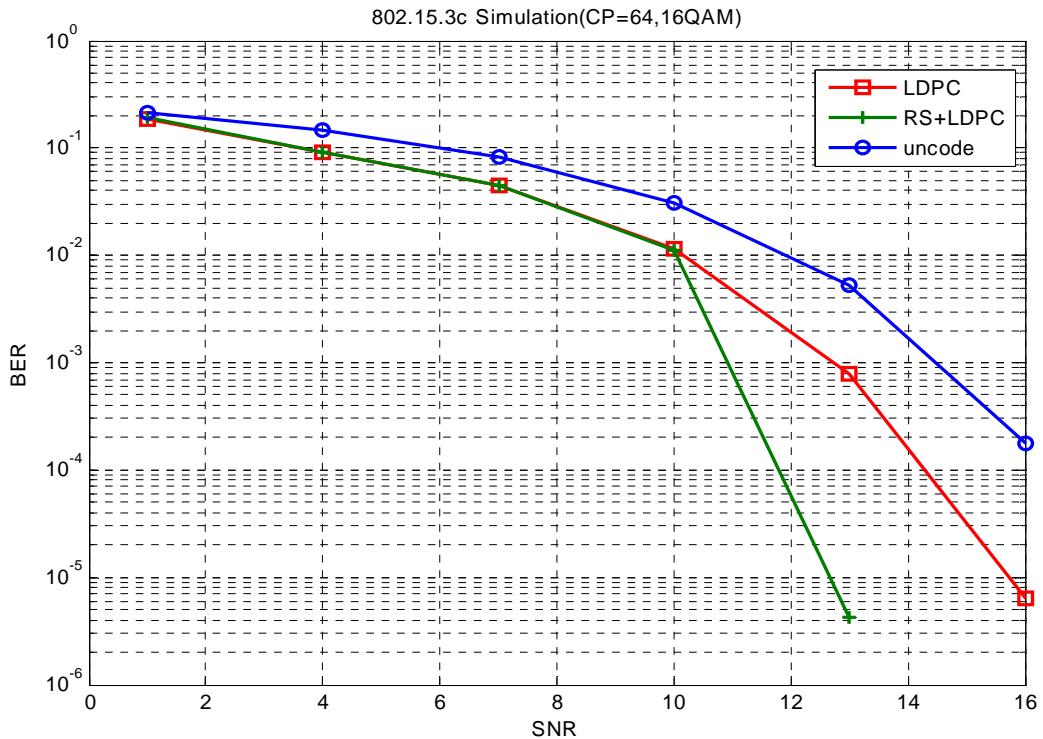


圖 4-15 AWGN 下 802.15.3c 中做不同編碼的 BER 效能比較(16QAM)

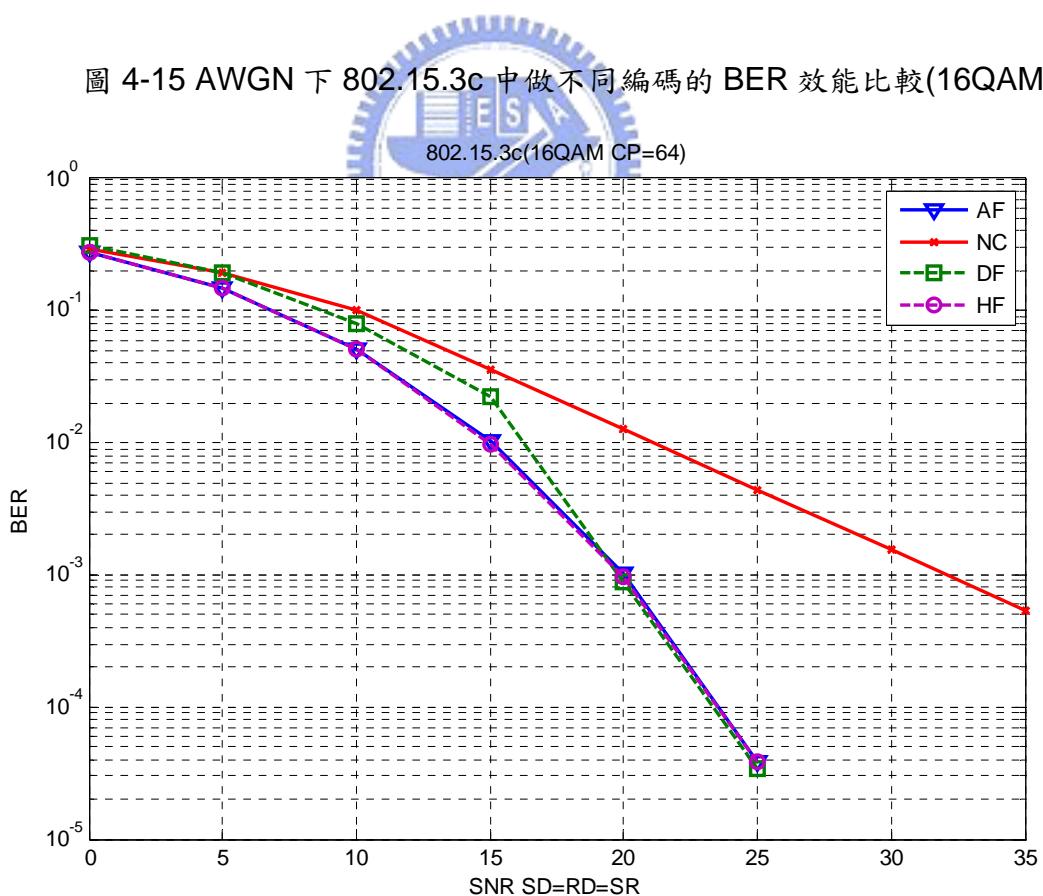


圖 4-16 802.15.3c 系統在平坦衰落通道下使用合作和非合作式傳輸之 BER 比較

(16QAM)

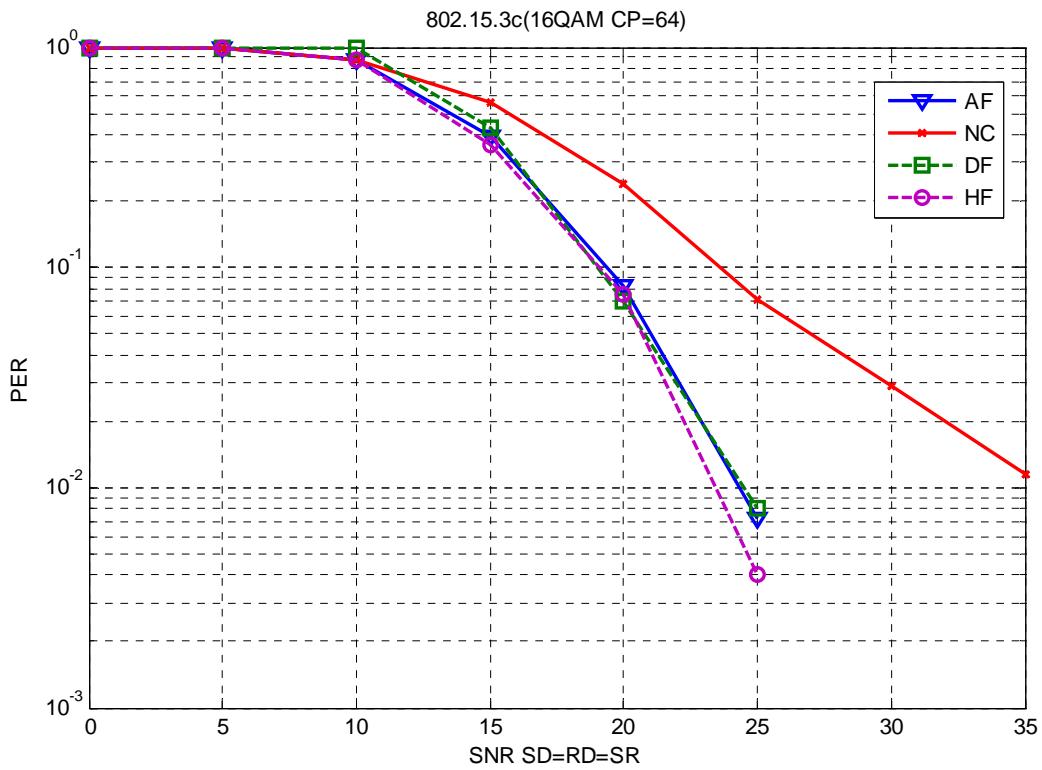


圖 4-17 802.15.3c 系統在平坦衰落通道下使用合作和非合作式傳輸之 PER 比較 16QAM

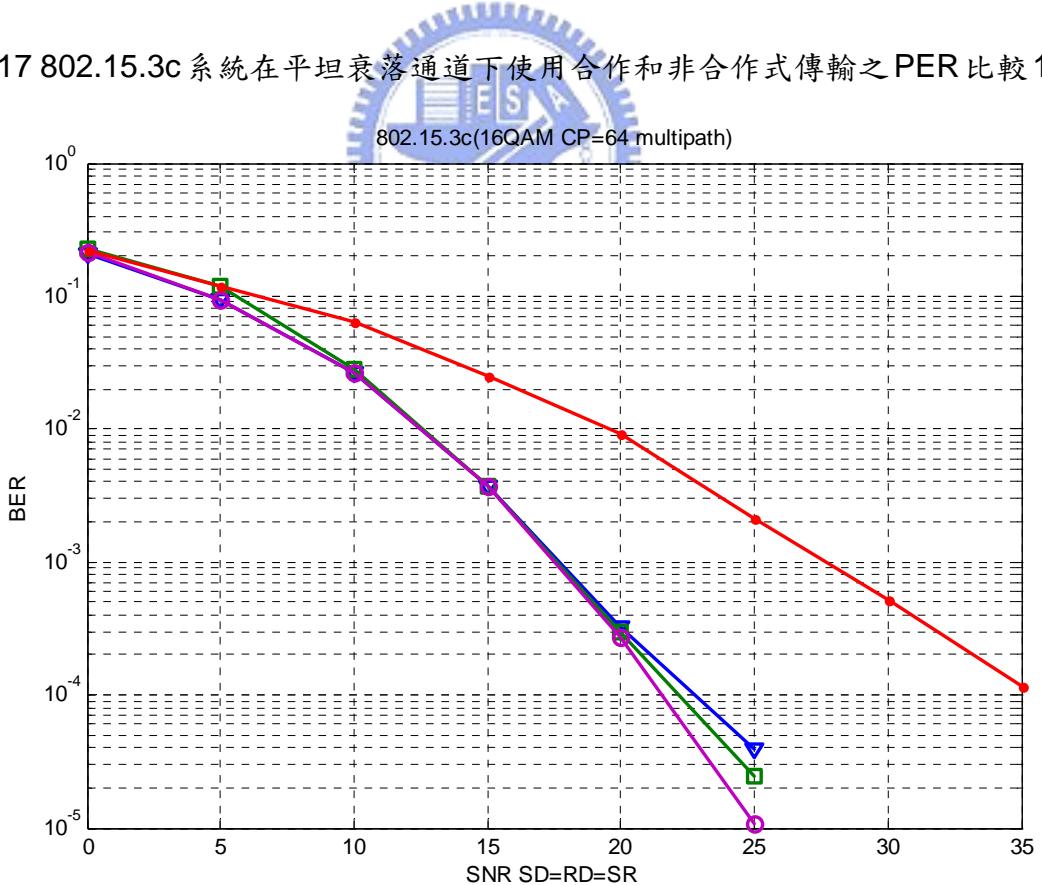


圖 4-18 802.15.3c 系統在多重路徑衰落通道下使用合作和非合作式傳輸之 BER 比較(16QAM)

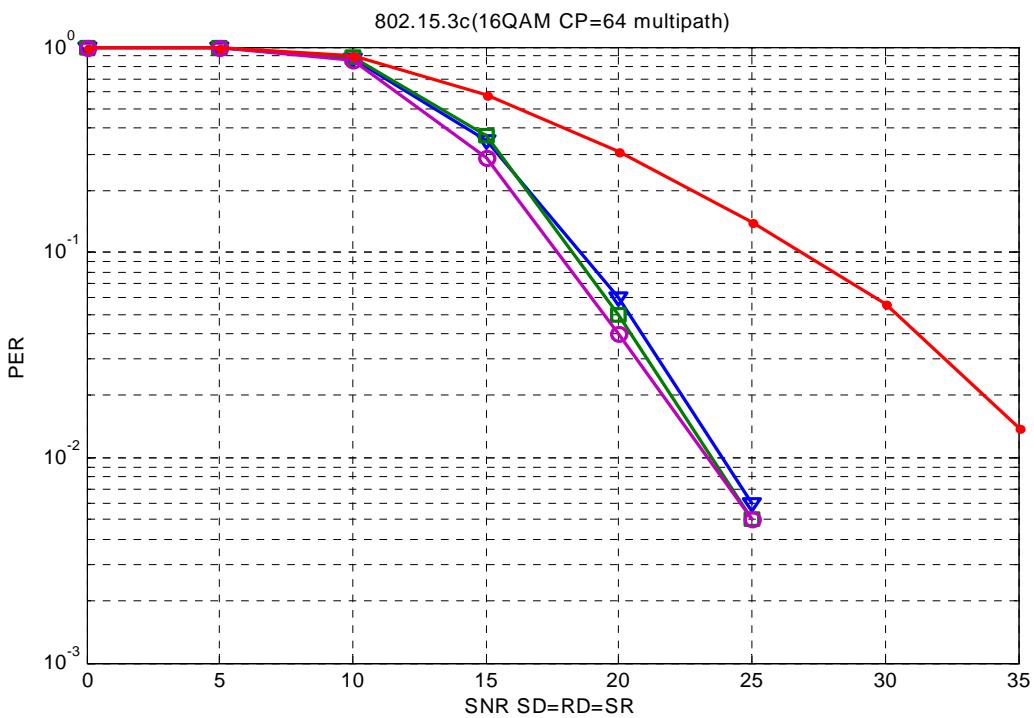


圖 4-19 802.15.3c 系統在多重路徑衰落通道下使用合作和非合作式傳輸之 PER 比較(16QAM)

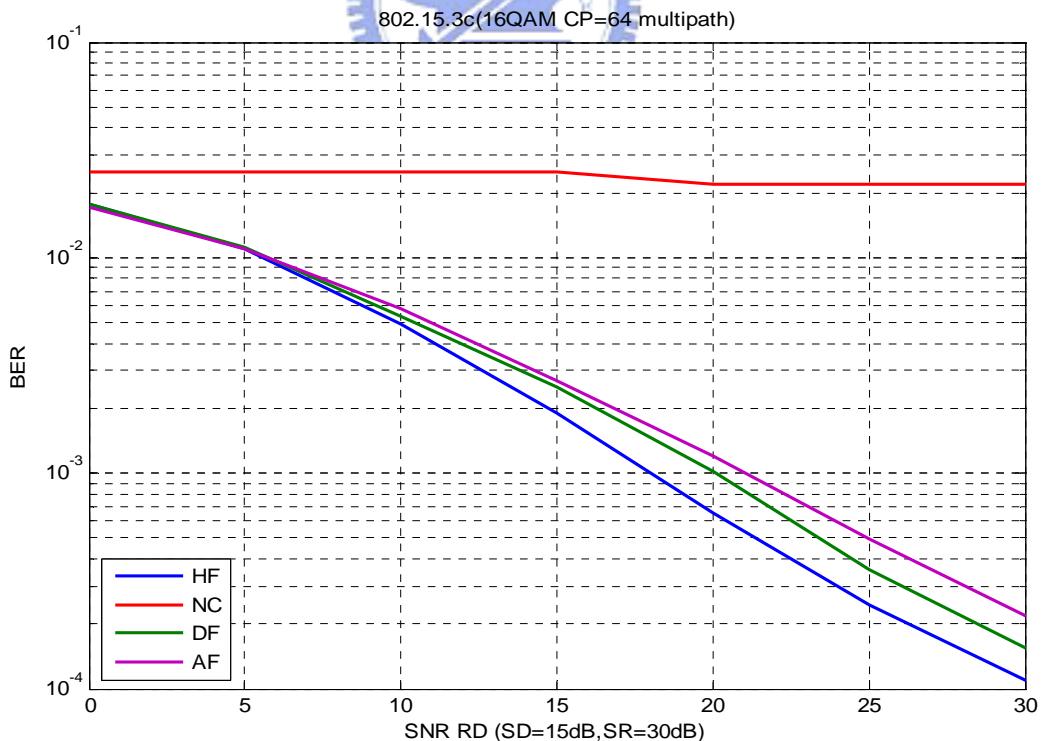


圖 4-20 802.15.3c 系統在多重路徑衰落通道，SR channel 比 SD channel 好的情況下，使用合作和非合作式傳輸之 BER 比較(16QAM)

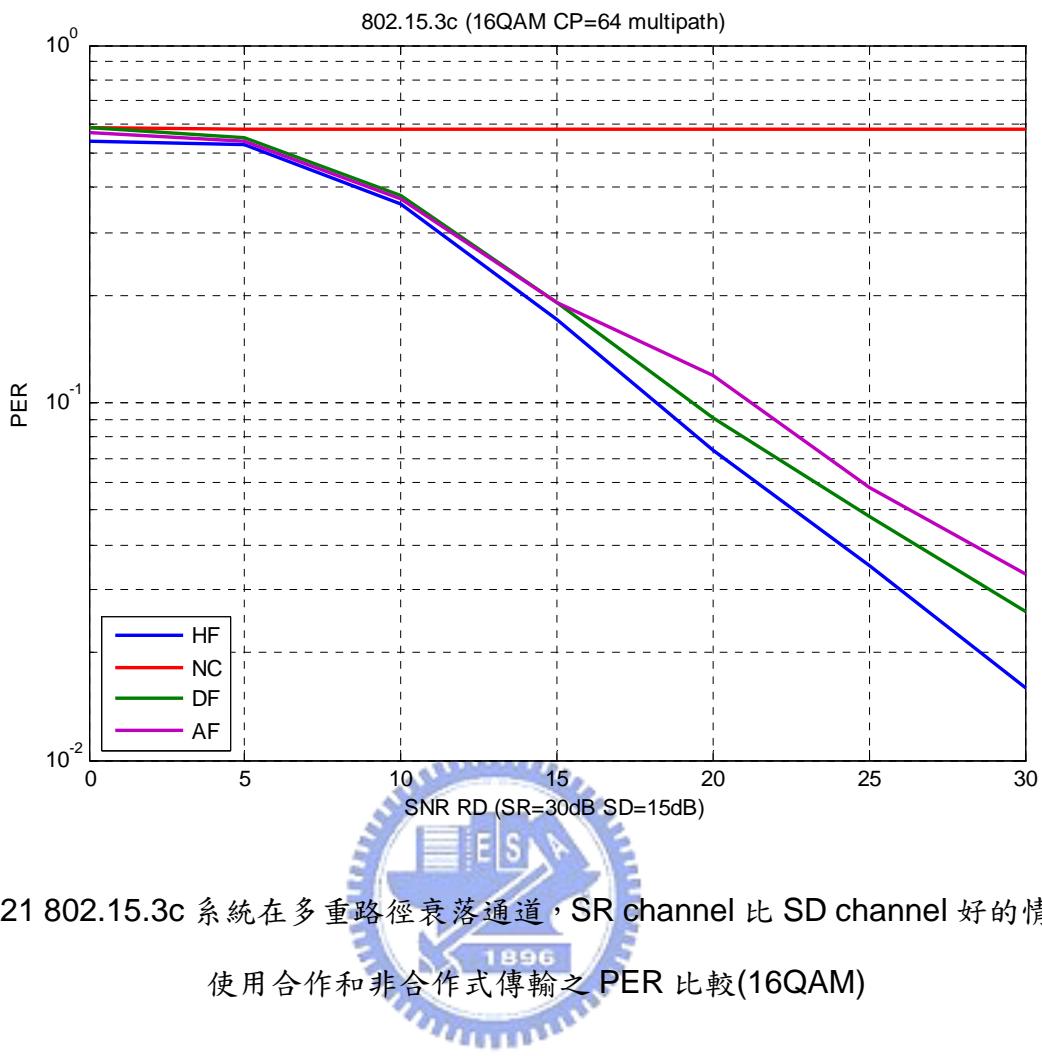


圖 4-21 802.15.3c 系統在多重路徑衰落通道，SR channel 比 SD channel 好的情況下，  
使用合作和非合作式傳輸之 PER 比較(16QAM)

## 第 5 章 結論

本論文主要目的是研究合作式通訊在 IEEE 802.15.3c 系統中的應用及其效能評估。在本論文的中，首先介紹 IEEE 802.15.3c 的系統規格，其中包含實體層標準、訊框格式、系統參數、OFDM 架構。接著介紹 LDPC 編碼的訊息傳遞概念、編碼原理及解碼原理。利用 Tanner graph 我們可以表示出 check node 和 variable node，其間的連接線則代表 parity check matrix 中 1 的元素。解碼方式有兩種，分別為 Min-sum algorithm 和 Sum product algorithm，而我們僅討論 Sum product algorithm。

第三章第二節之後，本論文的主要部分是提出建構在 IEEE802.15.3c 系統下的四種合作式通訊方式，並分別介紹其各自傳送協定、系統模型及接收機的 MRC 設計，且加以模擬分析其優劣。第一部份是模擬在目的地端的通道  $h_{SD}$ 、 $h_{SR}$ 、 $h_{RD}$  為已知的狀況下，其 LDPC 分別利用四種合作模式的最大比組合(MRC)方法得到封包錯誤率(Packet Error Rate, PER)及位元錯誤率(Bit Error Rate)的情形，結果顯示在平坦衰落通道及 BPSK 的調變下，四種合作模式的 PER 皆可比非合作式模式多獲得 13dB 以上的增益，BER 亦有 10.5dB 以上的增益；而在 16QAM 調變下，三種合作模式的 BER 及 PER 皆比非合作式模式多獲得 7.5dB 以上的增益。而不管功率訊號雜訊比大小，解碼轉送模式比放大轉送模式好，混合轉送模式的效能大致上比放大或解碼轉送模式好。就 Relay 端的硬體設計考量上，做解碼動作雖然可以增加 1dB 左右的增益，但是會使系統的複雜度增加，成本增加。第二部分是模擬在目的地端的通道  $h_{SD}$ 、 $h_{SR}$ 、 $h_{RD}$  為已知的狀況下，在 802.15.3c 架構下分別利用三種合作模式的最大比組合(MRC)方法得到封包錯誤率(Packet Error Rate, PER)及位元錯誤率(Bit Error Rate)的情形，結果顯示在平坦衰落通道中，在 16QAM 的調變下，三種合作模式的 PER 可獲得超過 10dB 的增益、而 BER 也有超過 13dB 的增益。而在訊號雜訊比小時，放大轉送模式比解碼轉送模式好，混合轉送模式的效能大致上比放大或解碼轉送模式好，但是考量到系統複雜度和效能之間的關係，其實放大轉送模式的效率應該是比較好的。

本文僅針對基本之合作架構及規約(protocol)做探討，當中繼站不只一個或使用更先進之合作規約時，系統效能將可以進一步的提升，而在傳送及接收端我們也假設只有一根天線，當多天線使用時系統的架構則可添增一個維度，我們則可有更有效或彈性的合作方式，這些主題可做為未來繼續研究的重點。



## 參考文獻

- [1] IEEE Std 802.15.3-2003, Part 15.3: Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications for High Rate Wireless Personal Area Networks (WPANs), May, 2008.
- [2] Robert G. Gallager, "Low-Density Parity-Check Codes," 1963.
- [3] Bernhard M.J. Leiner, "LDPC Codes – a brief Tutorial," April 8, 2005.
- [4] Sendonaris, A., Erkip, E. and Aazhang, B., "Increasing Uplink Capacity via User Cooperation Diversity," *Information Theory, 1998. Proceeding. 1998 IEEE International Symposium*, pp.156, Aug.1998.
- [5] J.N. Laneman and G.W. Wornell, "Exploiting distributed spatial diversity in wireless networks," in *Proc. Allerton Conf.*, Oct.2000.
- [6] Xingkai Bao and Jing Li (Tiffany), "Efficient Message Relaying for Wireless User Cooperation: Decode-Amplify-Forward (DAF) and Hybrid DAF and Coded-Cooperation", *IEEE Transactions on wireless communications*, vol. 6, NO. 11, Nov 2007.
- [7] Tosato F., Bisaglia P., "Simplified soft-output demapper for binary interleaved COFDM with application to HIPERLAN/2," Communications, 2002. ICC 2002. IEEE International Conference, vol. 2, pp. 664 – 668, April 2002.
- [8] S. Y. Chung, T. J. Richardson, R. L. Urbanke, "Analysis of sum-product decoding of low-density parity-check codes using a Gaussian approximation," *IEEE Trans. Inf. Theory*, vol. 47, no. 2, pp. 657-670, Feb. 2001.
- [9] K. Xie and J. Li, "On accuracy of Gaussian assumption in iterative analysis for LDPC codes," in *Proc. IEEE Intl. Symp. Info. Theory*, 2006.
- [10] Jeff A. Bilmes, "A Gentle Tutorial of the EM Algorithm and its Application to Parameter Estimation for Gaussian Mixture and Hidden Markov Models," April

1998.

