

IMT-2020(5G)推进组 新型调制编码专题组技术报告

技术报告
Technical Report

版权声明 Copyright Notification

本文档由IMT-2020(5G)推进组新型调制编码专题组成员单位起草

未经书面许可 禁止打印、复制及通过任何媒体传播

© 2015 IMT-2020推进组版权所有

目录

1	概述	4
2	性能评估方法	4
2.1	链路级仿真	4
2.1.1	仿真参数	4
2.1.2	结果统计方法.....	5
2.2	系统级仿真	6
2.2.1	仿真参数	6
2.2.2	结果统计方法.....	8
3	链路级调制编码	9
3.1	多元域编码	9
3.1.1	多元域LDPC	9
3.1.2	多元域RA码	19
3.2	中短码长编码	23
3.3	超奈奎斯特调制	28
3.3.1	滤波器设计	28
3.3.2	译码算法的简化.....	30
3.4	联合编码调制	33
3.4.1	联合编码调制分集.....	33
3.4.2	格型编码调制.....	36
3.4.3	基于LDPC码的高阶映射	42
3.5	物理层包编码	46
3.5.1	概述	46
3.5.2	方案介绍	46
3.5.3	复杂度分析	47
3.6	极化码	52
3.6.1	概述	52
3.6.2	与LTE Turbo码的性能比较.....	53
3.6.3	CRC级联的Polar码	55
3.6.4	Polar码的复杂度分析	60
3.6.5	与短CRC结合Turbo码方案的性能对比	61
3.7	基于Turbo的短CRC.....	64
3.7.1	背景	64
3.7.2	方法原理	64

3.7.3	仿真结果	64
4	网络级编码	66
4.1	码结构设计	66
4.1.1	基于多址接入中继信道(MARC)场景	66
4.1.2	基于双向中继信道(TWRC)场景	69
4.2	系统级设计, 用户配对, 路由选择, 调度与资源分配	71
4.2.1	路由选择方案	71
5	自适应编码调制和HARQ增强	75
5.1	基于Rateless码的自适应编码	75
5.2	码率兼容 (rate-compatible) 的LDPC码	77
5.3	工程优化	84
5.3.1	自适应调整相关参数集合	84
5.3.2	基于BER估计	84
5.3.3	基于链路预测的HARQ	88
5.3.4	部分重传技术	91
6	总结	92

1 概述

从 2G 时代开始, 编码调制和链路自适应就是无线通信系统物理层的关键技术之一。一个好的编码调制和链路自适应方案可以为无线链路提供更大的数据吞吐量, 更好的传输质量, 更低的传输时延和能耗。从 2G、3G 到 4G 的演进过程中, 编码调制和链路自适应技术都起到了非常重要的作用。从 2G 系统的卷积编码到 3G 和 4G 系统的 Turbo 编码, 从简单的可变码率的速率匹配到高级的自适应编码调制。不断演进发展的编码调制和链路自适应技术为无线链路的鲁棒性和传输效率提供了有效保证。

提供更加丰富的应用场景是未来 5G 系统的一个重要特点, 在一些场景下需要系统支持巨量设备的信息交互, 比如机器通信 (MTC), 物联网, 大型体育赛事, 热点街区等; 一些场景下需要系统提供极高的数据吞吐量, 比如超高清视频传输, 云存储和虚拟现实等; 一些场景更加注重传输的可靠性和时延, 比如车联网, 多人在线游戏, 高清视频会议等; 还有一些场景则对移动性的要求更高, 比如在高速铁路和飞机等交通工具上使用移动互联网。

场景的复杂化, 需求的多样化对编码调制技术也提出了各种差异化的需求: 比如, 在 MTC 场景下我们需要聚焦短码编码的性能。再比如, 在高清视频传输时, 就需要关注高吞吐量的编码调制技术; 再比如, 在车联网下需要研究降低译码延时、反馈延时和重传延时的编码调制技术。

本报告将探讨未来可能应用于 5G 系统的各种新型调制编码 (含链路自适应) 的技术方案。其中, 本报告的第 3 章中给出了各种技术方案的性能评估方法; 第 4 章介绍了各种链路级的调制编码技术, 这些技术分别有各自的特点, 都是近年来被广泛关注, 并且被认为是适合于在 5G 系统中应用的链路级技术; 第 5 章对学术界和工业界都十分关注的网络编码技术结合 5G 的应用场景进行了分析和评估; 第 6 章讨论了链路自适应和 HARQ 增强技术及其工程优化。第 7 章对本报告的内容进行了适当总结。

中国 IMT-2020 无线技术组新型调制编码专题组的各成员单位对本报告的撰写均做出了自己的贡献, 在此对参与该项工作的各位同事一并表示感谢。我们衷心地希望本报告中的技术内容, 能够为将来 5G 国际标准的制定及产业化提供有意帮助。

2 性能评估方法

2.1 链路级仿真

2.1.1 仿真参数

链路级仿真参数可以参考表 2.1.1-1。

表 2.1.1-1 链路级仿真参数

Parameter	Value
Carrier frequency	2 GHz
System bandwidth	10MHz
PRB allocation	50 PRBs

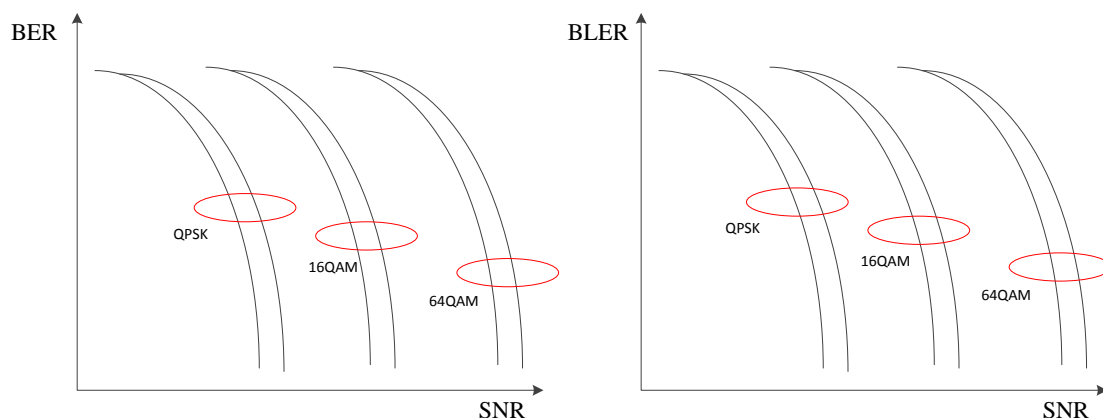
Cyclic prefix	Normal CP
Number of antennas	2x2
Channel model	Extended pedestrian A model (EPA) *, uncorrelated
UE speed	3km/h
PDSCH transmission	SFBC
Modulation	QPSK/16QAM/64QAM
Code rate	(Turbo 码) 1/3, 1/2, 3/4
Channel estimation	Ideal/practical
HARQ	No
UE Receiver	MMSE

* EPA信道模型可参照3GPP TR 36.803 ANNEX B中的相关描述。

在仿真过程中，以LTE系统中的Turbo码作为比较的基线，当其他参数不变时，将Turbo码及QAM调制替换为新的编码调制方案。

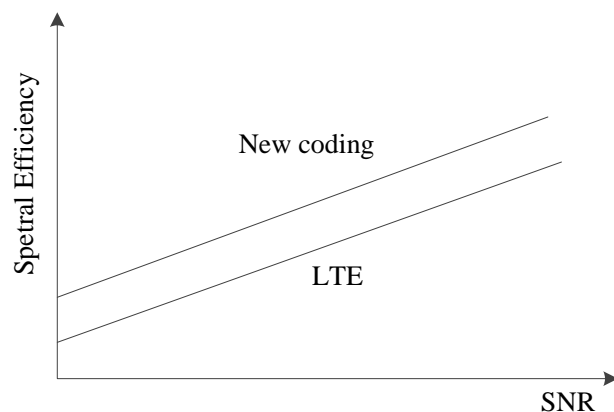
2.1.2 结果统计方法

- BER 或BLER



- 频谱效率曲线

以BLER = 0.1为目标，绘制频谱效率曲线。



2.2 系统级仿真

2.2.1 仿真参数

同构网的系统级仿真参数可以参考表2.2.1-1。

表2.2.1-1 同构网系统仿真参数

Parameter	LTE
Carrier frequency	2 GHz
System bandwidth	10 MHz
Simulation case	3GPP UMa*
Number of UEs	10 UE
PDSCH transmission	SFBC
UE speed	3km/h
Tx power (Ptotal)	46 dBm
Traffic model	Full buffer/FTP 1
Number of TX and RX antennas	2x2
Antenna configuration	XPOL
Antenna gain	3dBi
UE receiver	MMSE
Channel estimation	Ideal/practical
Network synchronization	Synchronized
Scheduler	Proportional Fair

* UMa信道模型的具体生成方法可参照3GPP TR 36.814中的Annex B.

对于异构网，例如带有中继节点的网络，系统级仿真的模型可以采用LTE-A标准中的Type1 Relay模型，如图3.2.1-1所示：

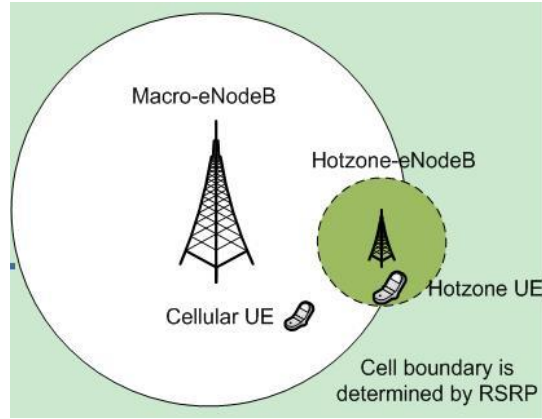


图2.2.1-1: 系统级仿真的单小区Relay模型

仿真参数如表3. 2. 1-2所示:

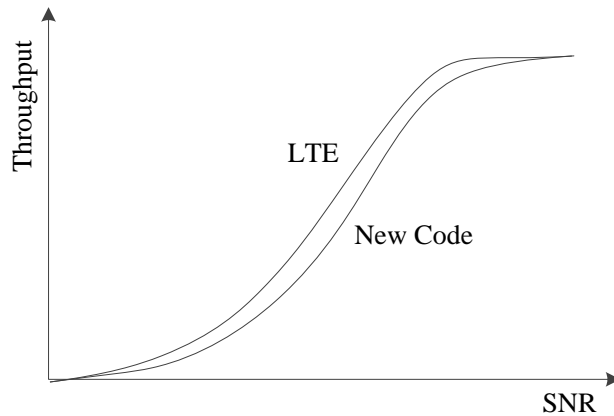
表3.2.1-2 异构网系统仿真参数

Parameter	Assumption/Value
Scene	3GPP case1 3D antenna
Cellular layout	Hexagonal grid, 7 macro eNB sites, 3 sectors per site, wrapped-around
Relay layout	4 relays per sector; relay layout is random, not wrapped-around
UE deployment	30 UEs per sector, 6 UEs per relay, uniform randomly distributed
eNB Inter-site distance	500 m
Relay radius	40 m
Min. dist. between UE and eNB	35 m
Min. dist. between relay and eNB	75 m
Min. dist. between UE and relay	10 m
Distance-dependent path loss for eNB->UE	$PL_{LOS}(R) = 103.4 + 24.2 \cdot \log_{10}(R)$, R in km $PL_{NLOS}(R) = 131.1 + 42.8 \cdot \log_{10}(R)$, R in km $Prob(R) = \min(0.018/R, 1) \cdot (1 - \exp(-R/0.063)) + \exp(-R/0.063)$, R in km
Distance-dependent path loss for eNB->relay	$PL_{LOS}(R) = 100.7 + 23.5 \cdot \log_{10}(R)$, R in km $PL_{NLOS}(R) = 125.2 + 36.3 \cdot \log_{10}(R)$, R in km $Prob(R) = \min(0.018/R, 1) \cdot (1 - \exp(-R/0.072)) + \exp(-R/0.072)$, R in km
Distance-dependent path loss for relay->UE	$PL_{LOS}(R) = 103.8 + 20.9 \cdot \log_{10}(R)$, R in km $PL_{NLOS}(R) = 145.4 + 37.5 \cdot \log_{10}(R)$, R in km $Prob(R) = 0.5 - \min(0.5, 5 \cdot \exp(-0.156/R)) + \min(0.5, 5 \cdot \exp(-R/0.03))$, R in km
Carrier frequency	2.0 GHz
Bandwidth	10 MHz
Pene. loss from macro to UE	20 dB
Pene. loss from macro to relay	20 dB

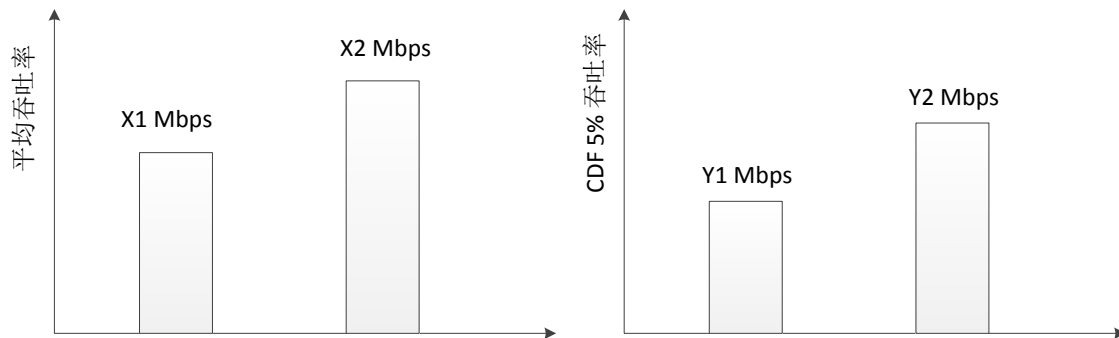
Pene. loss from relay to UE		20 dB
Correlation distance of shadowing		50 m
Shadowing std: macro to UE	NLOS link	8 dB
	LOS link	8 dB
Shadowing std: macro to relay		ignore
Shadowing std: relay to UE	NLOS link	8dB
	LOS link	4dB
Antenna pattern for macro eNBs to relays/UES(horizontal)	$A(\theta) = -\min \left[12 \left(\frac{\theta}{\theta_{3dB}} \right)^2, A_m \right], \theta_{3dB} = 70 \text{ degrees}, A_m = 25 \text{ dB (70 degree horizontal beamwidth)}$	
Antenna pattern for Relays to UES(horizontal)	$A(\theta) = -\min \left[12 \left(\frac{\theta}{\theta_{3dB}} \right)^2, A_m \right], \theta_{3dB} = 70 \text{ degrees}, A_m = 25 \text{ dB (70 degree horizontal beamwidth)}$	
eNB antenna gain	14 dBi	
Relay antenna gain	5 dBi	
eNB noise figure	5 dB	
Relay noise figure	5 dB	
UE noise figure	9 dB	
Total eNB Tx power	46 dBm	
Total relay Tx power	30 dBm	
Total UE Tx power	23 dBm	
eNB antenna height	32 m	
Relay antenna height	5 m	
UE antenna height	1.5m	
RSRP	1 dB	

2.2.2 结果统计方法

- 吞吐率CDF曲线



- 平均吞吐率和边缘吞吐率



3 链路级调制编码

3.1 多元域编码

3.1.1 多元域 LDPC

多元LDPC码是由Davey和MacKay在1998年首次提出。为方便区分，记二元LDPC码为BLDPC码，多元LDPC码为QLDPC码。与BLDPC码只有0, 1这两个码字不同的是，QLDPC码定义在伽罗华域 $GF(q)$ (一般 q 为2的整数次幂)上，有 q 个码字。

QLDPC码的编码过程基本与BLDPC码相同，这里只叙述其奇偶校验矩阵 H 的构造过程。矩阵 H 一样满足稀疏矩阵的要求，与BLDPC码不同的是 H 中的元素均为 $GF(q)$ 上的元素。这使得QLDPC的奇偶校验阵比BLDPC的奇偶校验阵更复杂。一般有随机构造法，准循环构造法这两种构造方法。

QLDPC码的解码也可以借鉴BLDPC解码算法，但是其解码要比BLDPC码复杂度更高，大致有置信传播算法（BP算法），BP算法的改进，EMS算法。其中BP算法的改进是常用

的译码算法，BP算法由于存在大量的乘法运算，硬件复杂性较高。为了降低复杂度，可以在对数域中完成译码，也可以使用FFT运算提高运算速度。因此BP算法也有许多衍生的算法：Log-BP，FFT-BP，Log-FFT-BP等QLDPC码要比BLDPC码有更好的性能，多元准循环码(QC-LDPC)码具有较低的错误平层。

QLDPC码具有消除小环(特别是4环)的潜力，可以获得更好的纠错性能。在磁盘存储系统、深空通信等数字通信息中，信道产生的错误往往是突发的，QLDPC码由于可以将多个突发比特合并成较少的多元符号错误，因此抗突发错误能力比BLDPC码强。现代通信系统中，由于需要信息传输速率越来越快，调制技术也趋向于使用高阶调制方案。由于多元码是基于高所有有限域设计的，因此非常适宜与高阶调制方案结合从而提供更高的数据传输速率和频谱效率。

• 多元LDPC码BICM方案

多元LDPC码BICM方案的系统框图如图3.1.1-1所示。

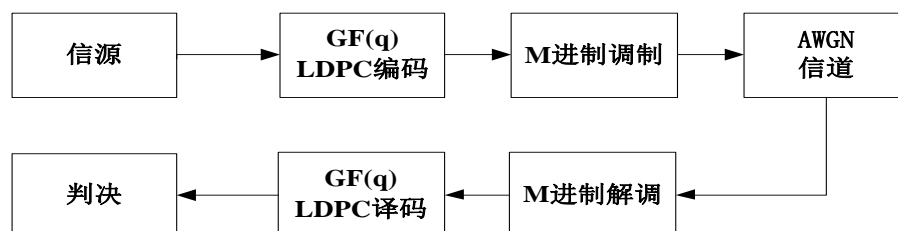


图 3.1.1-1 多元 LDPC 码 BICM 方案系统框图

本方案的算法流程如下：

- (1) 随机信源数据通过一个码率为R的多元LDPC编码器
- (2) 编码器输出经过调制器输入高斯信道
- (3) 解调器对接收到的信道接收值进行ML检测，输出每个符号的后验概率（概率域解码），或者LLRs（对数与解码）。
- (4) 解调器输出的后验概率，送入多元LDPC解码器。解码器采用概率域或对数域的迭代解码算法，输出每个符号的后验概率。
- (5) 然后判决器对译码器传递来的伪后验信息进行判决输出。如果属于码字空间，译码停止，否则继续（4）迭代译码，除非达到了预先设置的最大迭代次数。

仿真条件设置为1/2码率，600个有限域符号，采用QPSK调制，信道选择为AWGN信道。

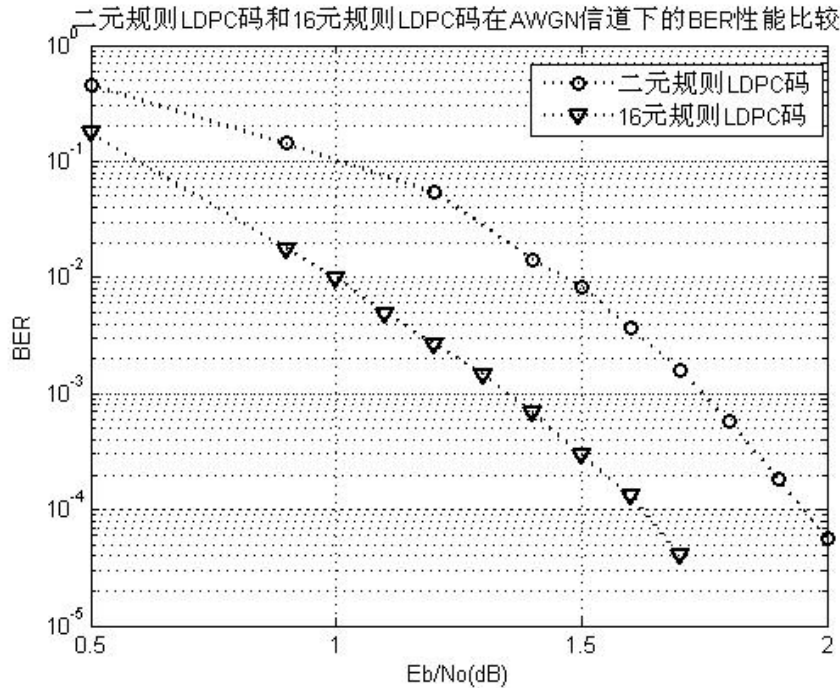


图 3.1.1-2 R=1/2 时二元和 16 元 LDPC 码的误码率曲线

随机构造的 GF(16) 规则 (2, 4) LDPC 码在 QPSK 调制下在 $BER = 4(10^{-5})$ 时较同条件下 2 元规则 (3, 6) LDPC 乘积码有约 0.4 dB 性能增益。

● 多元码调制映射方案

多元域编码因其优异的码字纠错性能、良好的抵御突发错误能力、更容易和高阶调制方式、多天线、多载波技术相结合提供更高的传输速率和高频谱效率，特别适用于未来带宽资源有限条件下的高速数据传输如宽带多媒体、移动视频、影像等应用，适应于未来 5G 系统应用。

高阶 QAM 星座调制时，星座图上的每个星座点所含比特的可靠性存在差异，可靠性越高的比特判决时出错的可能性越小，可靠性越低的比特判决时出错的可能性越大，例如在 LTE 的 64QAM 星座图调制中，一个星座点所包含 6 个比特里前两个比特的可靠性最高，中间两个比特的可靠性次之，最后两个比特的可靠性最低。如果将多元码对应的二元比特分别映射到多个调制符号的星座点高低可靠性不同的位置上，可以得到星座图分集增益，经过衰落信道时，将多元码一个域元素对应的多个二元比特分别映射到多个调制符号内，使得每个域元素经历多个子信道的衰落，又可以获得进一步的时间、频率分集。

调制映射方案设计：

1) 交织映射 (IM) 方式：将每个多元码字对应的二进制序列中相同位置的比特做不同比特数的循环移位，再按列映射到调制符号上。示意图如图 3.1.1-3 所示：

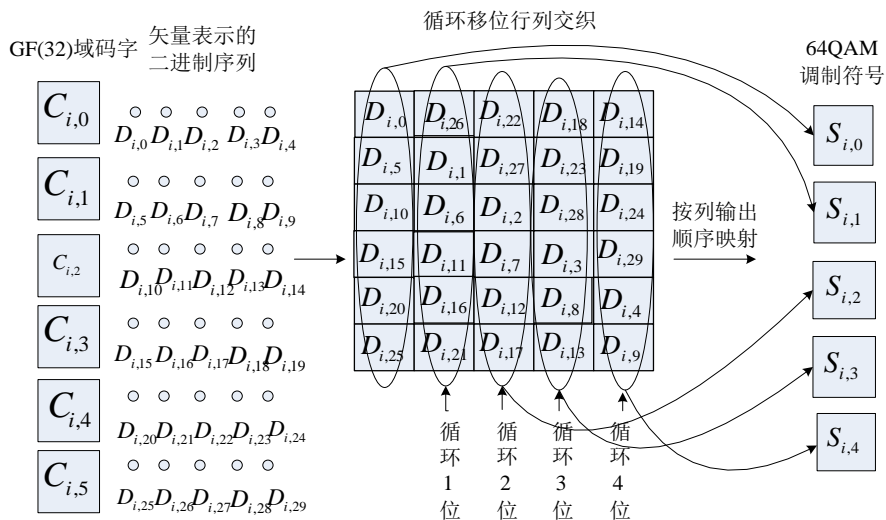


图3.1.1-3 多元码交织映射示意图

2) IQ映射方式：将每个多元码字对应的二进制比特序列按顺序映射到调制符号的I路或Q路上。和普通格雷映射不同的是，第一个码字按顺序映射到各调制符号的I路上，第二个码字按顺序映射到调制符号的Q路上。示意图如图3. 1. 1-4所示：

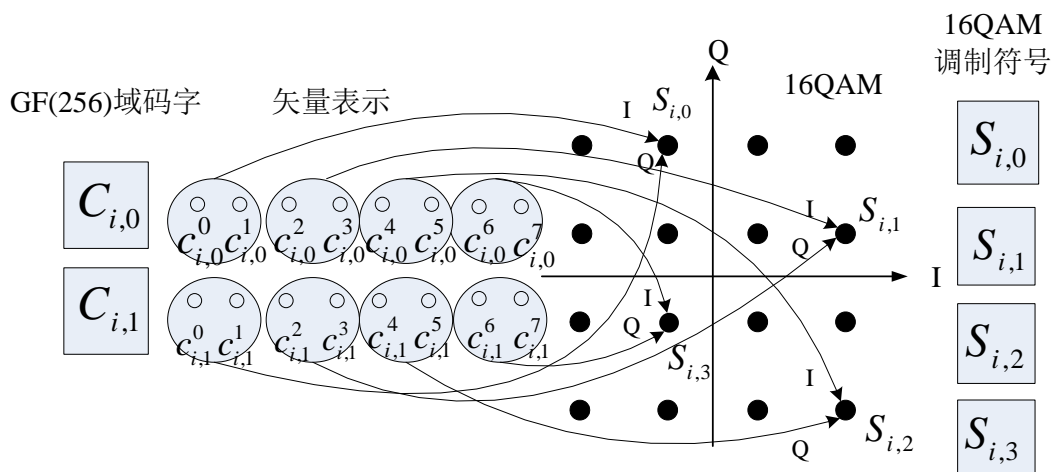


图3.1.1-4 多元码IQ映射示意图

将以上两种映射方案和普通格雷映射做对比仿真，并与相同条件下的turbo码比较性能。仿真条件：ETU衰落信道，移动速度30 km/h，GF16域多元码，信息位长2160比特，码率3/4，16QAM调制，10 MHz带宽，1024-FFT，如图3. 1. 1-5所示：

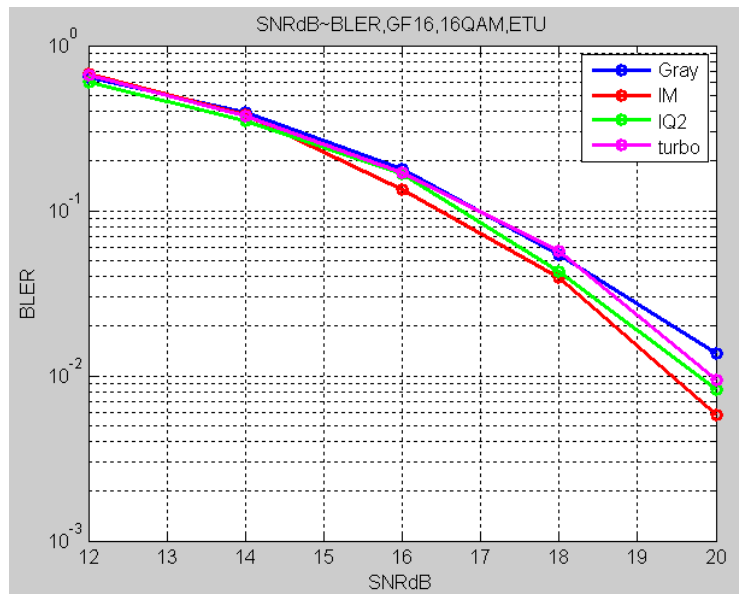


图3.1.1-5 GF16,16QAM, ETU信道性能比较

图3.1.1-5 Gray映射和turbo码性能几乎一致，交织映射IM方式和IQ2方式性能相对Turbo有0.5 dB和0.2 dB的增益。在EPA衰落信道，移动速度3 km/h，GF16域多元码，信息位长2160比特，码率3/4，16QAM调制，10 MHz带宽，1024-FFT，如图3.1.1-6所示：

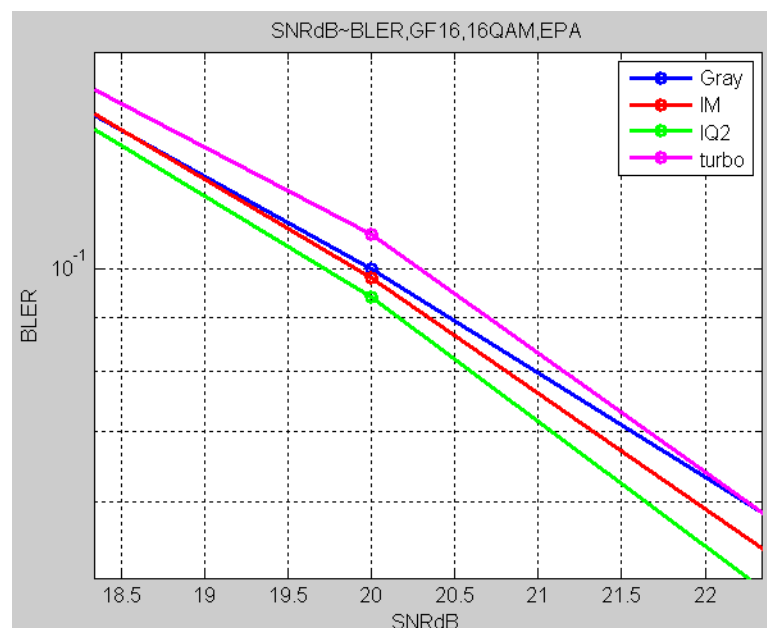


图3.1.1-6 GF16, 16QAM, EPA信道性能比较

图3.1.1-6中，Gray映射相比Turbo有0.3 dB增益，IQ2映射方式和交织映射IM映射方式相比Turbo码有0.4 dB和0.6 dB的增益。对于EPA衰落信道，移动速度3 km/h，GF64域多元码，信息位长2880比特，码率2/3，64QAM调制，10 MHz带宽，1024-FFT，如图3.1.1-7所示：

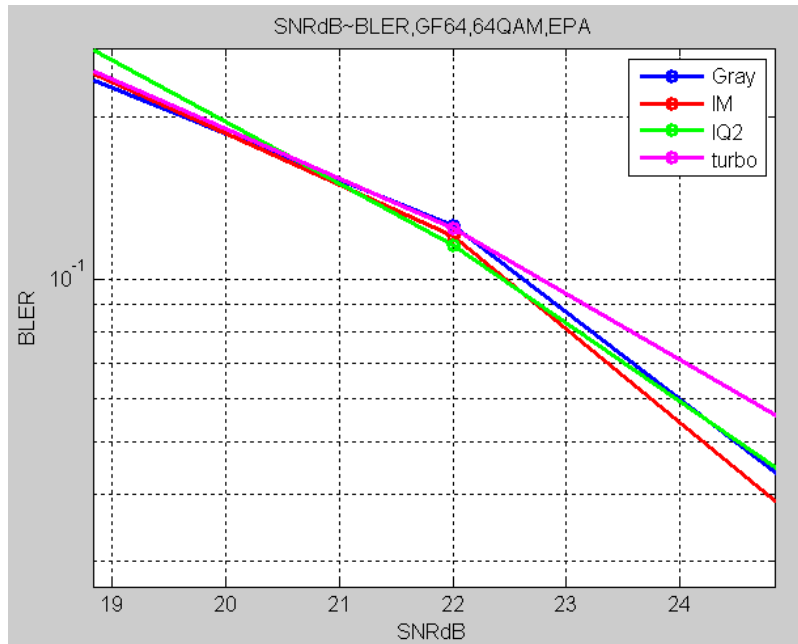


图3.1.1-7 GF64, 64QAM, EPA信道性能比较

图3.1.1-7中，Gray映射相比Turbo码有0.2 dB增益，交织映射IM和IQ2映射相比Turbo码有0.4 dB增益。对于ETU衰落信道，移动速度30 km/h，GF64域多元码，信息位长2880比特，码率2/3，64QAM调制，10 MHz带宽，1024-FFT，如图3.1.1.6所示：

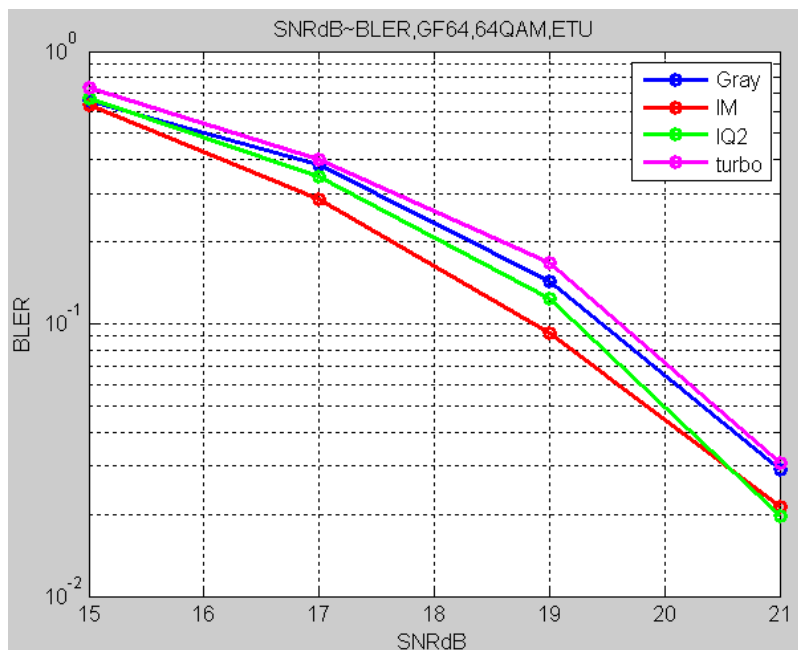


图3.1.1-8 GF64, 64QAM, ETU信道性能比较

图3.1.1-8中，Gray映射相比Turbo码有0.15 dB增益，交织映射IM和IQ2映射相比turbo码有0.7 dB和0.35 dB的增益。可以看出，在ETU和EPA信道下，多元码优化映射方案IM交织映射和IQ2映射相比Turbo码有0.4-0.7 dB不等的增益，同时也可以看出，ETU信道

时，优化方案可以提升增益0.5-0.55 dB而EPA信道时，优化方案可以提升0.2-0.3 dB增益。

• 高谱效的新型多元LDPC编码调制技术

将几何成形与基于Gallager映射的概率成形相结合，可以形成新的成形映射方法，其一方面通过去掉部分能量较大的信号点以节省信号星座的平均功率，另一方面利用Gallager映射将部分符号以多对一的方式映射到信号星座上，最终获得近似高斯的信号输入分布。图3.1.1-9给出了一种基于16-QAM星座的成形映射方案，记为12-QAM。图3.1.1-10给出了一种基于64-QAM星座的成形映射方案，记为44-QAM。图中，调制符号表示为比特序列，空心点表示不使用的信号点。

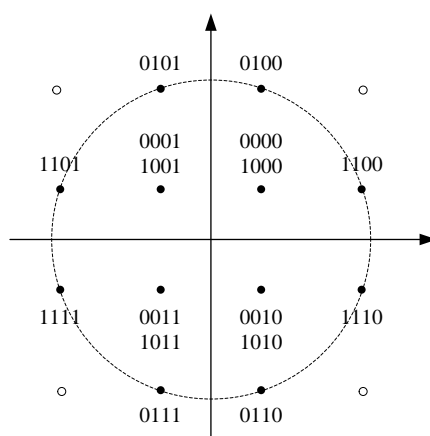


图3.1.1-9 12-QAM信号星座

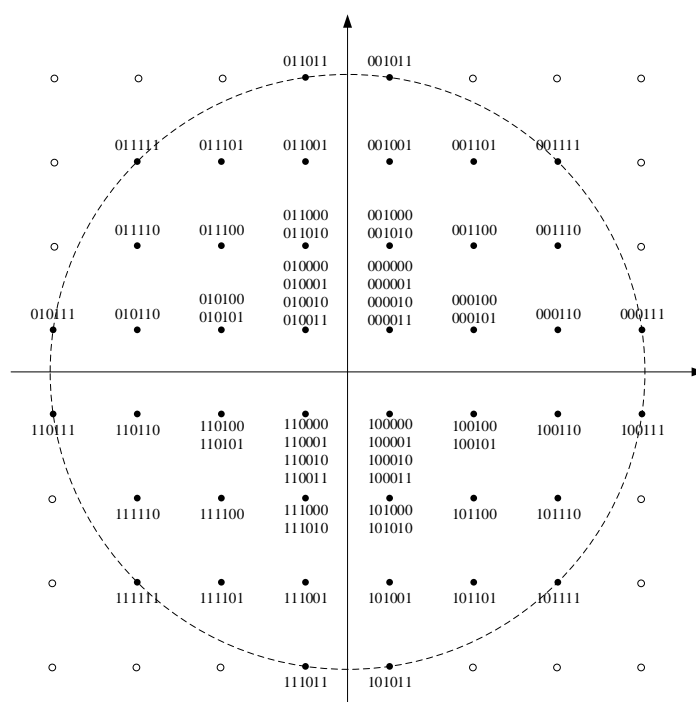


图3.1.1-10 44-QAM信号星座

除此之外，结合新型成形方法，提出了一种自适应的编码调制系统，如图3. 1. 1-11。与LTE标准中的MCS模式不同，新型自适应编码调制系统中的信号星座是固定的，我们通过接收端的反馈选择系统所需要的码率和映射方式，确定信号星座中需要的星座点进行编码调制。这种采用自适应映射方式的新型编码调制系统性能更好，颗粒度更小，并且更能逼近Shannon限，如图3. 1. 1-12所示。

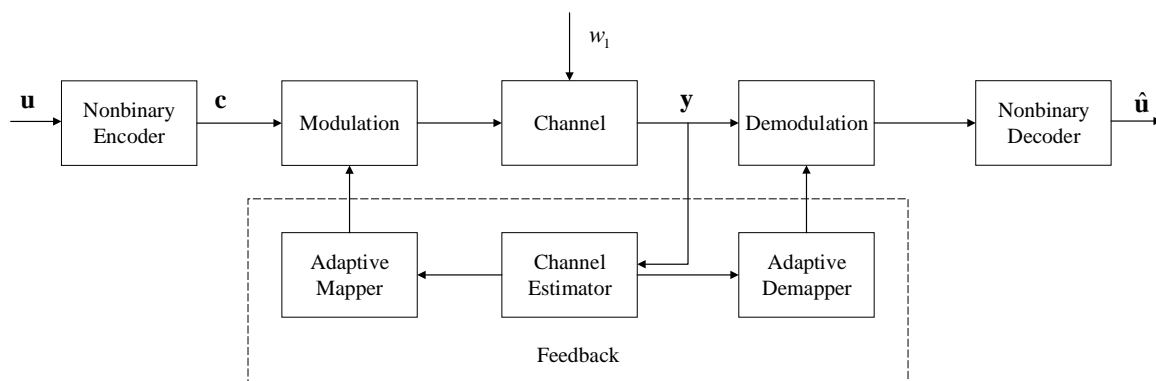


图3.1.1-11 基于新型成形方法的自适应多元LDPC编码调制系统

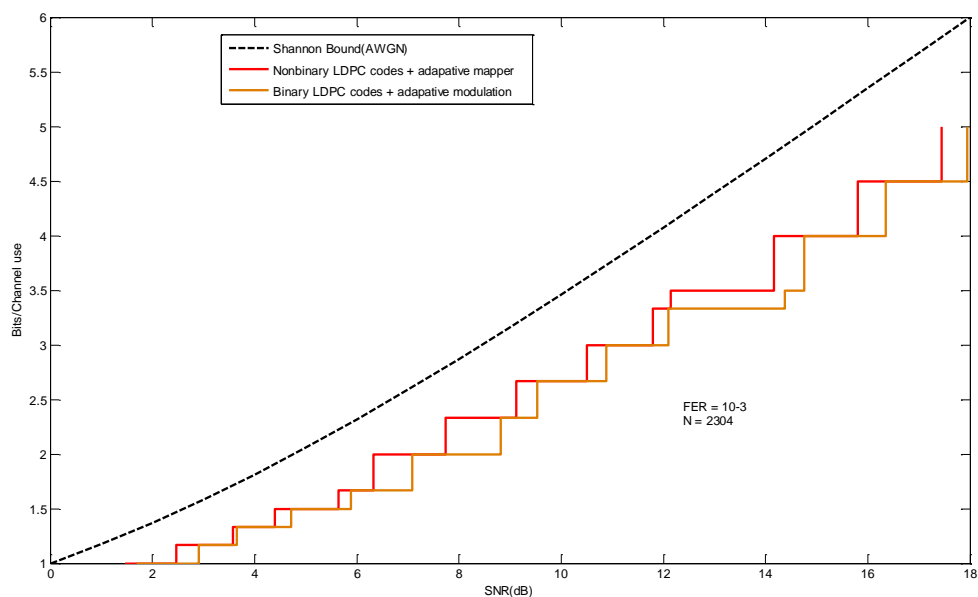


图3.1.1-12 多元LDPC更加逼近Shannon容量界

在AWGN信道上，该分布可获得逼近最大成形增益的性能提升。通过容量分析可以看出，利用所提方法在中低速率区域可简单有效地获得成形增益，如图3. 1. 1-13和图3. 1. 1-14所示。

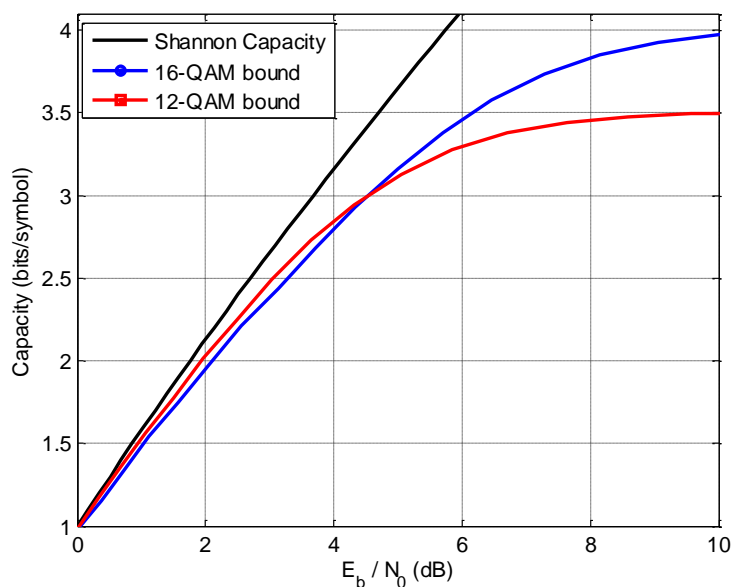


图3.1.1-13 采用12-QAM编码调制系统的容量

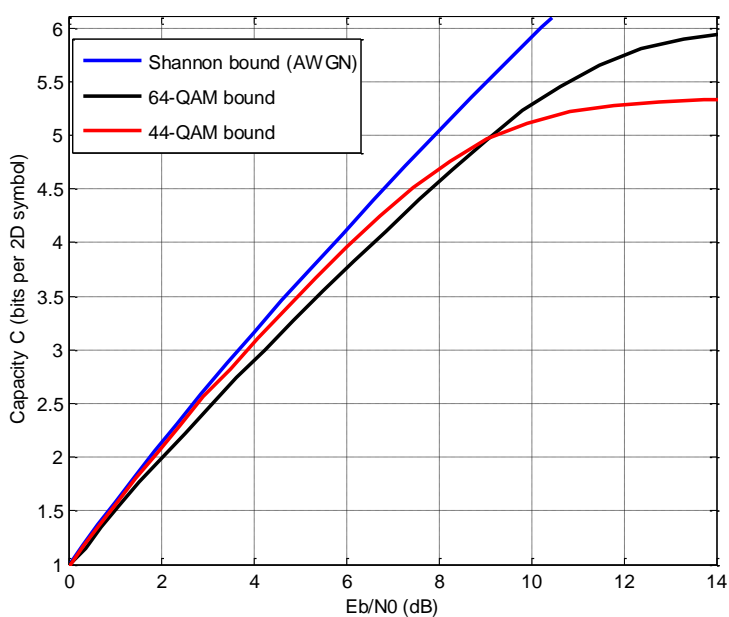


图3.1.1-14 采用44-QAM编码调制系统的容量

基于图3.1.1-11所示多元LDPC编码调制系统,我们选用GF(16)中码率为0.5的(620, 310) LDPC码及GF(64)中码率为0.5的(388, 194) LDPC码和码率为2/3的(546, 364) LDPC码,结合所提映射星座,给出了系统在AWGN信道下的误码性能,如图3.1.1-15所示。其中,多元LDPC码采用FFT-SPA,译码器最大迭代50次。从图3.1.1-15中可以看出,相对于采用16-QAM的情况,12-QAM方案下的BICM-ID系统选用GF(16) LDPC码时的BER在 10^{-4} 时约有0.2 dB的改善。相对于采用64-QAM的情况,44-QAM调制方式下采用两个LDPC码的BER在 10^{-4} 时也分别获得约0.35 dB和0.5 dB的提升。另外,在复杂度方面,所提成形方法较传统调制也有优势。由于使用星座点数的减少,因此接收端的检测复杂度会降低。

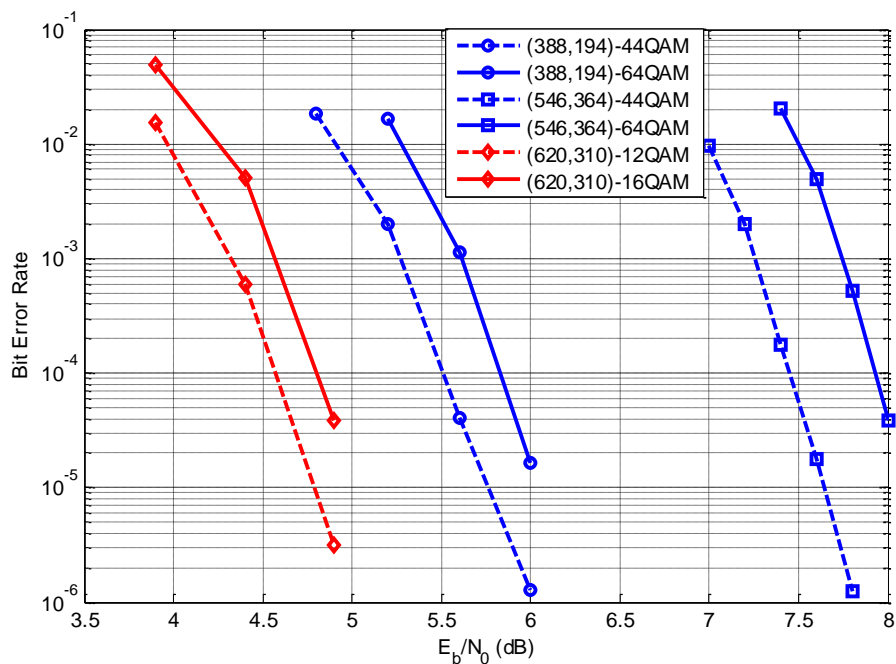


图3.1.1-15 AWGN信道下多元LDPC编码调制系统的性能比较

图 3.1.1-15 比较了 GF(64) 上码率为 0.5，码长为 1008 比特的多元 LDPC 码在不同传输速率的高移动信道下的性能对比。其中调制方式为 64-QAM，OFDM 采用 512 点 FFT 变换。相对于采用 64-QAM 的情况，44-QAM 调制方式在高移动信道不同传输速率下也能获得一定的成形增益。

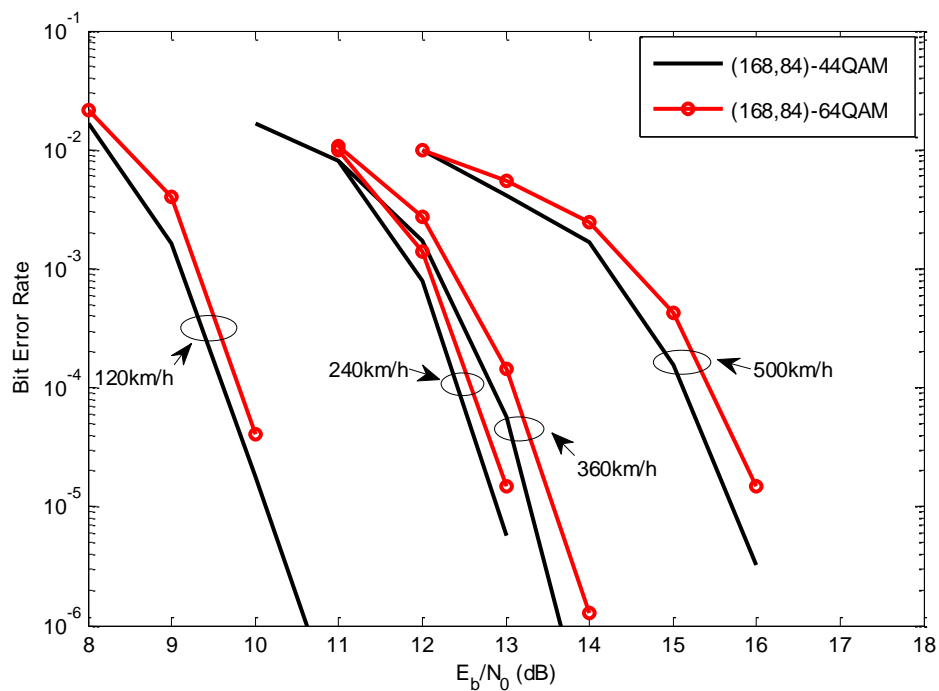


图3.1.1-15 多元LDPC编码调制系统在高移动信道下的性能

3.1.2 多元域 RA 码

RA码是在Turbo码和LDPC的基础上提出的一种信道编码，RA码可以视为一类Turbo码，也可视为一类LDPC码，它综合了Turbo码和LDPC码的优点，不仅具有Turbo编码的简单性，同时也具有LDPC的并行译码特性，实现了线性时间编码和并行译码。此外，多元RA码在有限域非零元的选择上有更高的自由度，更容易避免因子图中小环的产生。与Turbo码或二元LDPC码或二元RA码相比，多元RA码具有更好的纠错性能，尤其是结合高阶调制系统，可以提供更高的数据传输速率和频谱效率，实现很低的误帧率。作为一类多元LDPC码，多元RA码在保留传统RA码高效编码的同时，还具有多元LDPC码良好的纠错性能。

多元RA码可以通过加权RA (weighted nonbinary RA, WNRA)码实现，通过加权将二元RA码有效推广到 $GF(q)$ 上。系统多元RA码是由重复器、交织器、加权器、组合器和累加器组成(如图3.1.2-1所示)。长为 k 的信息 $m=[m_1, m_2, \dots, m_k]$ ，经重复器重复 p 次后得：

$$m^{(1)} = m^{(2)} = \dots = m^{(p)} = [m_1, m_2, \dots, m_k] \quad (4-1-2-1)$$

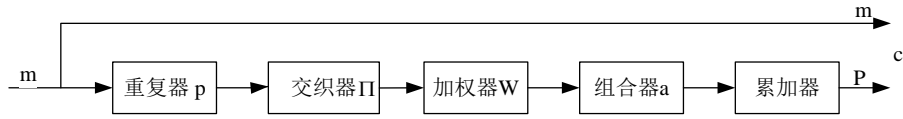


图 4.1.2-1 多元系统 RA 编码结构图

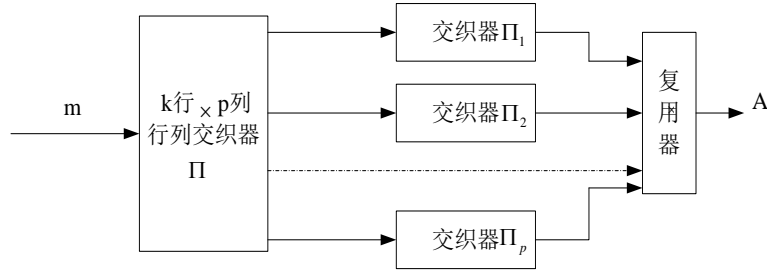


图 3.1.2-2 交织器结构图

在交织器(如图 3.1.2-2 所示)中，由 p 个内交织序列 $\Pi^{(1)}, \Pi^{(2)}, \dots, \Pi^{(p)}$ 分别对信息序列 $m^{(1)}, m^{(2)}, \dots, m^{(p)}$ 进行交织，其中 $\Pi^{(i)} = [\pi_1^{(i)}, \pi_2^{(i)}, \dots, \pi_k^{(i)}], i=1, 2, \dots, p$ 。交织后输出序列： $B^{(1)}, B^{(2)}, \dots, B^{(p)}$ ，其中 $B^{(i)}$ 是 $m^{(i)}$ 经 $\Pi^{(i)}$ 交织后的输出。交织可表示为：

$$B^{(i)} = [b_1^{(i)}, b_2^{(i)}, \dots, b_k^{(i)}] = [m_{\pi_1^{(i)}}^{(i)}, m_{\pi_2^{(i)}}^{(i)}, \dots, m_{\pi_k^{(i)}}^{(i)}], \quad i=1, 2, \dots, p \quad (3-1-2-2)$$

将交织后的 p 个输出序列复合，得：

$$A = [a_1, a_2, \dots, a_{k \times p}] = [B^{(1)}, B^{(2)}, \dots, B^{(p)}] = [b_1^{(1)}, \dots, b_k^{(1)}, b_1^{(2)}, \dots, b_k^{(2)}, \dots, b_1^{(p)}, \dots, b_k^{(p)}] \quad (3-1-2-3)$$

将复合后的序列 A 输入加权器、组合器。设加权序列 $W = (w_1, w_2, \dots, w_{k \times p})$ ，其中

$w_i \in GF(q), i=1,2,\dots, kp$ ，组合器参数为 a ，加权、组合后的输出为：

$$\begin{aligned} r_i &= a_{(i-1)a+1} \times w_{(i-1)a+1} + \dots + a_{(i-1)a+a} \times w_{(i-1)a+a} \\ &= \sum_{l=1}^a a_{(i-1)a+l} \times w_{(i-1)a+l}, \quad i=1,2,\dots, kp/a \end{aligned} \quad (3-1-2-4)$$

然后经累加器累加，计算得到 $k \times p/a$ 个校验位 P ，设累加因子 $\alpha, \beta \in GF(q)$ ，累加运算表达式为 $1/(\alpha + \beta D)$ ，则

$$p_1 = r_1 / \alpha, p_i = (p_{i-1} \times \beta + r_i) / \alpha, i=2,3,\dots, kp/a \quad (3-1-2-5)$$

最后输出码字 $c = [m_1, \dots, m_k, p_1, \dots, p_{kp/a}]$ ，码长 $n = k + kp/a$ ，码率

$R = k/(k + kp/a) = a/(a + p)$ 。当重复次数 p 、组合参数 a 给定时，可以编码得到 (p, a) 规则RA码。改变 k 、 p 和 a 值，可以构造不同码长，不同码率的RA码。

$$H_2 = \begin{bmatrix} \alpha & & & & & \\ \beta & \alpha & & & & \\ & \beta & \alpha & & & \\ & & \beta & \alpha & \ddots & \\ & & & \ddots & \ddots & \alpha \\ & & & & \beta & \alpha \\ & & & & & \beta & \alpha \end{bmatrix}$$

图 3.1.2-3 H_2 结构图

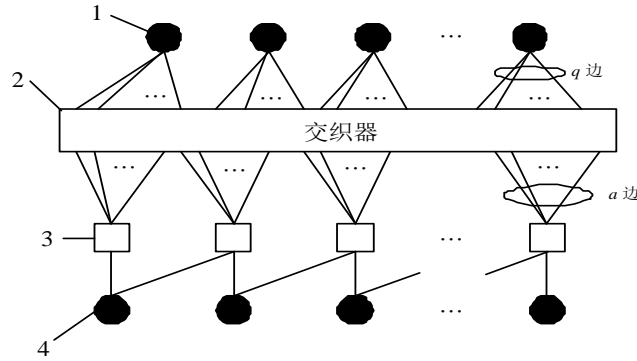


图3.1.2-4 系统RA码二分图

与上述编码过程相对应，该RA码的奇偶校验矩阵 H 可以分为两部分 $H = [H_1 \ H_2]$ 。 H_1 是列重为 p ，行重为 a 的稀疏矩阵，其非零元素的分布由交织器参数 c 决定，非零元素的值由加权器的加权序列决定； H_2 是一个由累加器决定的双斜对角矩阵（见0），0给出系统RA码的二分图。构造多元RA码时，对交织器和加权器的设计是非常重要的，特别是采用置信传播译码时，它关系到因子图中是否存在小环和校验矩阵 H 的结构。

1) 交织器的设计

交织器由一个外部的行列交织器 Π ， p 个列内交织器 $\Pi_1 \Pi_2 \cdots \Pi_p$ 和一个复用器共同组成。具体的交织过程如下：

- (1) 首先将经过重复器的信息 b 输入到外交织器 Π ， Π 是一个 k 行 p 列的行列交织器，其中每一列都是信息序列 $m = [m_1, \dots, m_k]$ 的转置。
- (2) 将 Π 的每一列进行列内交织。将 Π 的第 1 列经过交织器 Π_1 得到 b'_1 ；将 Π 的第 2 列经过交织器 Π_2 得到 b'_2 ；依次类推，直到将 Π 的第 p 列经过交织器 Π_p 得到 b'_p 。
- (3) 将步骤步骤(2)中的输出序列 b'_1, b'_2, \dots, b'_p 依次复用得到交织器的输出序列 b' 。

$$\pi_i(x) = \begin{cases} c_i & x=1 \\ (\pi_i(x-1) + c_i) \bmod k & x \neq 1 \end{cases} \quad (3-6)$$

$$H_1 = \begin{bmatrix} R_1 \\ R_2 \\ \dots \\ R_p \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} \left\{ \begin{array}{c} a \uparrow 1 \\ c_1 \\ 0 \quad 1 \quad \dots \quad 1 \\ \dots \\ 1 \quad \dots \quad 1 \quad \dots \end{array} \right\} \\ \left\{ \begin{array}{c} a \uparrow 2 \\ c_2 \\ 2 \quad \dots \quad 2 \\ \dots \end{array} \right\} \\ \dots \\ \left\{ \begin{array}{c} a \uparrow 3 \\ c_q \\ 3 \quad \dots \quad 3 \\ \dots \end{array} \right\} \end{bmatrix}$$

图3.1.2-5 矩阵 H_1 的行集合 R_i

外交织器 Π 的第 i 列的列内交织器 Π_i 由公式 (3.1.2-6) 确定。其中 $x \in \{1, 2, \dots, k\}$ 表示交织前的位置， $\pi_i(x)$ 表示经过 Π_i 交织后的位置， c_i 是一个常量，在一个 Π_i 内不变；对于任意两个列内交织器 Π_i 与 Π_j ，如果 $i \neq j$ ，则 $c_i \neq c_j$ 。如果用 R_i 表示矩阵 H_1 中与交织器 Π_i 对应的行集合 (见图 3.1.2-5 所示)，用 d_i 表示 R_i 中每行任意两个非零元素之间的距离，则从公式 3-6 可以看出，对于所有的 $x \in \{1, 2, \dots, k\}$ ，当 $\pi_i(x) > \pi_i(x-1)$ 时， $d_i \in \{c_i, 2c_i, \dots, (a-1)c_i\}$ ；当 $\pi_i(x) < \pi_i(x-1)$ 时， $d_i \in \{k - c_i, k - 2c_i, \dots, k - (a-1)c_i\}$ 。

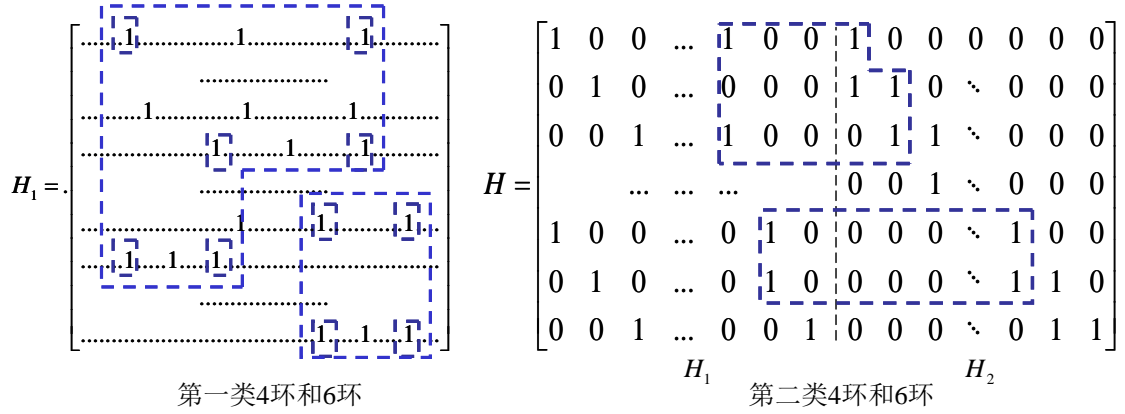


图 3.1.2-6 校验矩阵中小环的示意图

图 3.1.2-6 给出校验矩阵中通常存在的两类小环，将 H_1 内部产生的小环为第一类环， H_1 和 H_2 之间产生的小环为第二类环，因为 H_2 结构简单，很容易避免其内部产生小环。若构造具有循环结构且无 4 环存在的校验矩阵 H ，则参数 k ， a 和 c 需要满足以下条件：

- (1) k 能被 a 整除；
- (2) $c_i < k/a$ ；
- (3) c_i 是大于 1 的素数，且与 t_1, \dots, t_s 都互素；
- (4) $d_i \neq d_j$ ；其中 $i, j \in \{1, 2, \dots, p\}, i \neq j, x \in \{1, 2, \dots, k\}$ 。

经过进一步研究设计，还可以在交织参数的集合中，选择出没有第一类 6 环和第二类 6 环的 RA 码的设计参数。构造无六环的校验矩阵 H ，参数还需满足两条件：

- (5) : $d_i + d_j \neq d_l$ ，其中， $i, j, l \in \{1, 2, \dots, p\}$ ， $i \neq j, i \neq l, j \neq l$ ，且 $d_i \in \{c_i, 2c_i, \dots, (a-1)c_i, k-c_i, k-2c_i, \dots, k-(a-1)c_i\}$ ， $i \in \{1, 2, \dots, p\}$ ；
- (6) : $d'_j \neq 2 \times tap$ ， $j = 1, 2, \dots, k$ ，其中 d'_j 表示 H_1 的第 j 列中任意两非零元素之间的距离(其值可以通过对 H_1 搜索得到)， tap 表示 H_2 中双对角线之间的间隔。

结合图 3.1.2-6 可见，条件(5)保证了 H_1 中任意 3 个不同行中不产生 6 环，可以避免第一类 6 环产生。此外，搜索满足条件(6)的 tap 值，根据 tap 值确定 H_2 结构，就可以避免校验矩阵 H 中出现第二类 6 环。在设计过程中，如果码长不是非常短，就可以找到满足以上条件的交织参数 c 和 tap ，继而构造出无 4 环和 6 环的校验矩阵。通过编程对校验矩阵进行小环搜索，证实了此方法所构造的校验矩阵中确实不存在 4 环和 6 环。

2) 加权器的设计

长度为 k 的输入信息序列 M ，经过重复 p 次后形成序列 b ，经过交织器的置换后得到序列 b' 。加权器 $W = (w_1, w_2, \dots, w_{k \times p})$ ，其中 $w_i \in GF(q), i = 1, 2, \dots, k \times p$ 。加权序列的值决定 H_i 中非零元素的值。例如，当组合参数是 a 时，则 w_1, w_2, \dots, w_a ，就是 H_i 中第一行的非零元素。 $w_{i \times a + 1}, w_{i \times a + 2}, \dots, w_{(i+1)a}$ 就是第 i 行的非零元素。为了使 H_i 具有图 3.1.2-5 所示

的准循环特性，加权序列形式为：

$$W = \left[\underbrace{w_1 \dots w_1}_{i_1} \underbrace{w_2 \dots w_2}_{i_2} \dots \underbrace{w_p \dots w_p}_{i_p} \right], \text{ 且参数需要满足以下条件:}$$

- (1) $w_j \in GF(q), j=1,2,\dots,p$;
- (2) $k = t_1^{n_1} \times t_2^{n_2} \times \dots \times t_s^{n_s} (t_1, \dots, t_s \text{ 是不同的素数})$;
- (3) i_1, i_2, \dots, i_p 是零或者 k 的正整数倍，且满足 $i_1 + i_2 + \dots + i_p = p * k$ 。

结合交织器中交织序列的产生标准，为了便于理解和避免准循环结构校验矩阵中产生小环，通常可以取 $i_1 = i_2 = \dots = i_p = k$ 。

3) 组合器、累加器的设计

对加权序列中的元素每 a 个一组在有限域 $GF(2^s)$ 上进行求和，得到一个长度为 $k \times p / a$ 的序列 $R = [r_1, r_2, \dots, r_{k \times p / a}]$ 。

累加器的有限域表达式是 $1/(\alpha + \beta D)$ ， $\alpha, \beta \in GF(2^s)$ ，对应得 H_2 如图 3.1.2-3 所示。另外累加器加权后可以采用广义的累加器结构如 $1/(\alpha - \beta D^t)$ 或 $1/(\alpha - \beta D^t - \gamma D^s)$ 来优化设计 (t, s 均为正整数)。

4) 多元RA码的译码

多元RA的译码可以采用基于因子图的多元LDPC的置信传播译码BP、LOG-BP和最小扩展和EMS译码。

3.2 中短码长编码

在某些场景比如MTC环境下，数据包通常比较小，例如只有几十到几百比特，因此需要重点关注中短码长（几十到几百比特）的编码性能，尤其是在低码率下的中短码长的性能。目前LTE的TBCC码的母码码率为1/3，通过循环重复可以得到更低的码率；如果码率低于1/3的TBCC码作为母码，则可以得到更多的编码增益。

我们采用1/8码率的TBCC母码（生成多项式为{153, 111, 165, 173, 135, 135, 147, 137}），与LTE所用的1/3码率的TBCC母码（生成多项式为{133, 171, 165}）进行了低码率下的性能比较。

● AWGN信道下的性能比较

在AWGN信道下，信息位长为36，对编码后的码字进行随机交织，再经过码字重复得到的各种码长，其仿真性能如下：

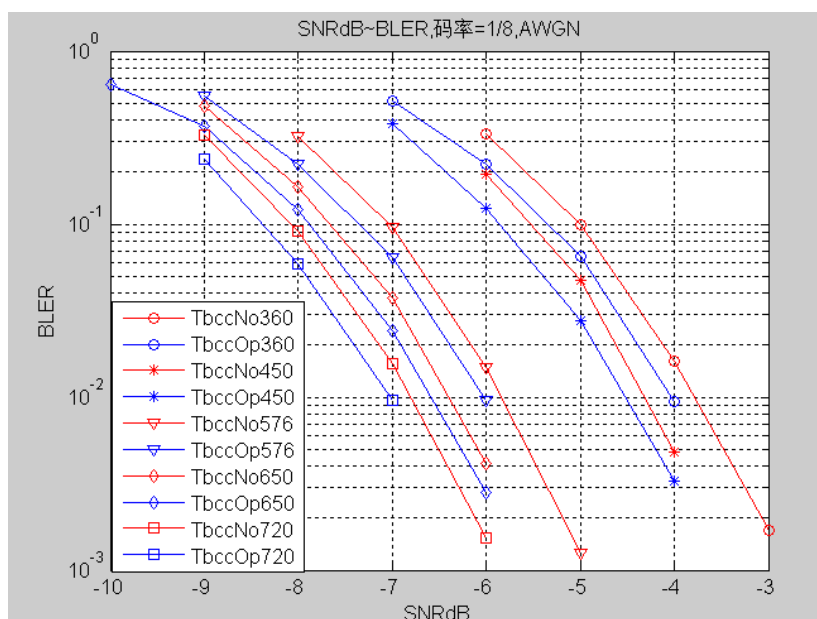


图3.2-1 TBCC1/8码率交织后与1/3码重复到不同长度时的性能对比

从图3.2-1中可以看到, TbccOp(母码为1/8码率的最优TBCC码)在各种不同长度下相对母码为1/3码率的LTE TBCC码(TbccNo)有0.25~0.35 dB的增益。在重复长度是1/8码率的母码长度的整数倍时, 增益一般在0.3 dB以上(BLER = 0.1)。

当信息位长度增加到80到100比特时, 重复后的码字码率为1/8时, TBCC 1/8码与1/3重复码的性能对比如图3.2-2所示:

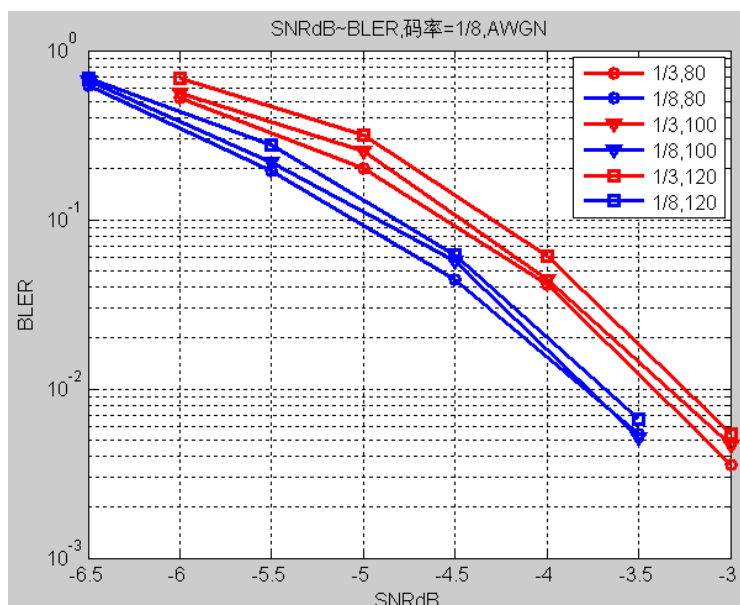


图3.2-2 信息位长为80-120比特时的仿真结果

从图3.2-2中可以看出, 当信息分组不同时, 1/8码率母码相对1/3码率母码的性能优势大约为0.5 dB(BLER = 0.1)。

1/8码率QPSK调制时, 香农限为SNR = -7.23 dB。在BLER = 0.01时, 距香农限3 dB以上。

● EPA衰落信道下的性能比较

考虑到衰落信道中交织的影响，在码率为1/8时，我们比较“1/3全交织”、“1/8码”和“1/3码”三种编码方案的性能。其中，“1/3全交织”是指按LTE 1/3码率的TBCC编码，然后进行随机交织，经重复道1/8码率的长度后再进行随机全交织。“1/8码”是按最优1/8码率的TBCC编码，然后进行随机交织。“1/3码”是按LTE 1/3码率的TBCC编码，然后进行随机交织，再重复到1/8码率的长度。

当采用不同的信息分组长度编码时，三种方案的性能对比如图3.2-3和图3.2-4所示：

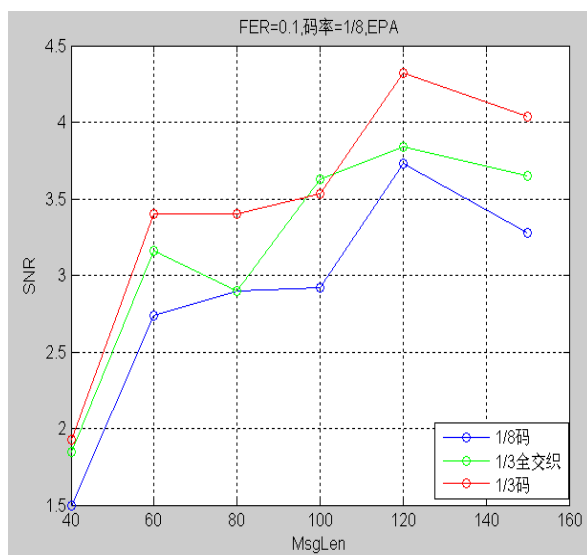


图3.2-3 BLER = 0.1时的仿真结果

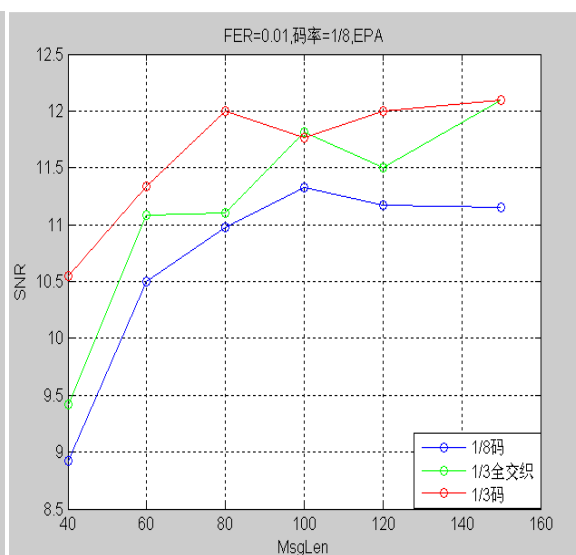


图3.2-4 BLER = 0.01时的仿真结果

可以看出在EPA信道下，采用1/8码率的母码相对1/3码率的母码有一定性能增益，增益从0.5 dB到1.5 dB不等。采用1/3码率的母码加上全交织后性能虽然有一定改善，但相比1/8码仍有差距。

● EPA衰落信道下重复到更低码率时的性能

信息长度为40比特时，以四种编码方案分别重复到1/12码率长，性能对比如图4.2-5所示：

方案1：1/3码率的母码交织后重复到1/12长度

方案2：1/8码率的母码交织后重复到1/12长度

方案3：1/3码率的母码交织后重复到1/12长度，再全交织

方案4：1/8码率的母码交织后重复到1/12长度，再全交织

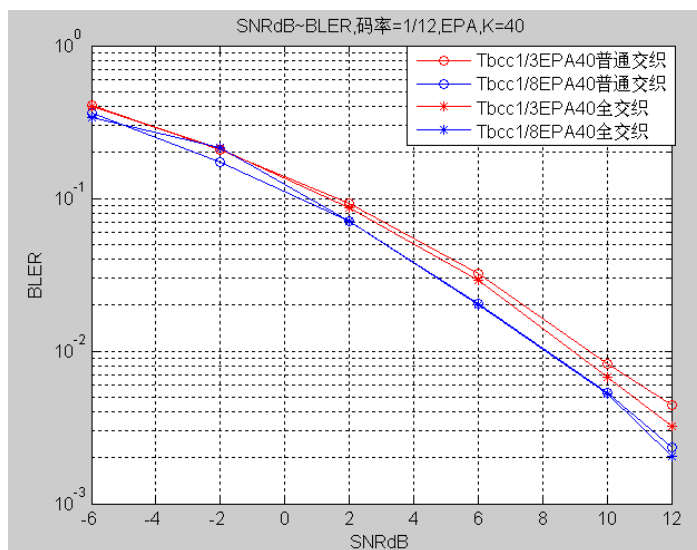


图3.2-5 总码率1/12码率时的性能仿真对比

在衰落信道下，当重复达到1/12码率时，TBCC1/8码率的母码相对1/3码率的母码有1.3 dB的增益，1/3码率的母码加全交织后，与1/8码率的母码的差距会减小到0.8 dB左右。

- ETU衰落信道下的性能比较

ETU信道相比EPA信道变化更剧烈，有必要仿真在ETU信道下TBCC1/8码与其他编码方式的性能增益。QPSK调制时，不同信息长度（40、60、80、100、120）比特采用1/8码率TBCC母码和1/3码率的TBCC母码在BLER = 0.01时的性能：

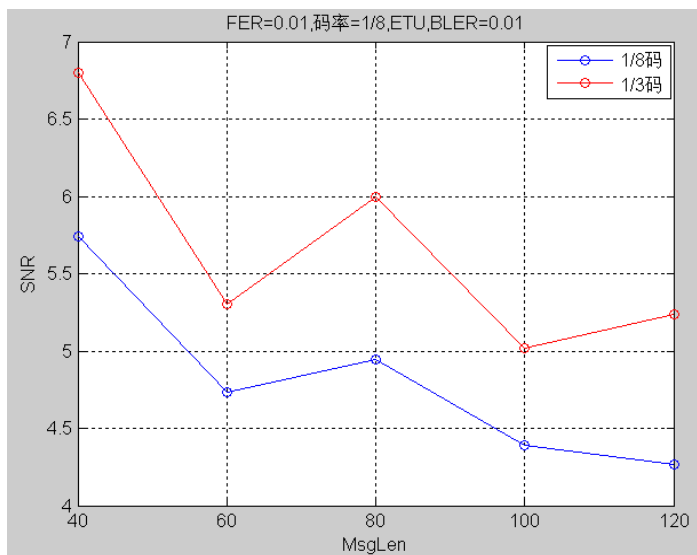


图3.2-6 ETU信道时不同信息长度在BLER = 0.01时的性能

可以看出，虽然在不同信息长度时，1/8码率TBCC母码相对1/3码率TBCC母码的性能增益有些差别。但总体上，性能增益最大有1.1dB，最小相差0.57dB，和EPA信道时的增益类似。

- 更低编码码率仿真性能对比

低码率TBCC码可以由较高码率的TBCC码得到，通过对高码率TBCC码的基础分支

生成多项式的某些分支重复不同次数，可以得到任意低码率。用的1/16码率的TBCC码，基础分支有11个，增加重复的分支就能得到更低码率。仿真所用的TBCC码生成多项式为：

Generator Polynomials	117	123	127	135	137	145	155	157	171	173	175
Number of Iterations	2	1	1	4	1	1	2	1	1	1	1

在AWGN信道下，信息长度40比特，目标码率为1/16时，仿真该1/16码率的母码与1/8码率母码重复以及1/3码率母码重复的性能对比如图3. 2-7所示：

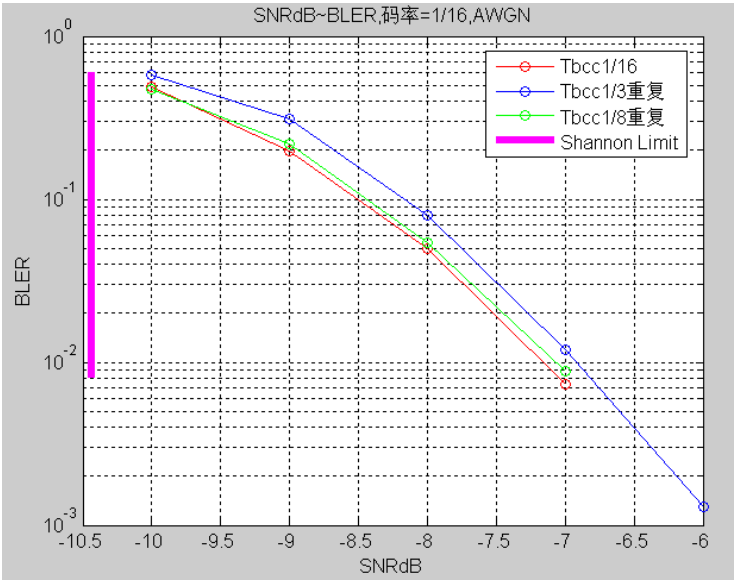


图3.2-7 信息长为40比特时三种方案的仿真性能对比

从图中可以看出，1/16码率的母码相对1/8码率的母码重复编码的性能差异不大，小于0.1 dB。可见更低码率的TBCC码性能没有显著提升。

ETU信道下，QPSK调制时，1/16码率的TBCC母码和1/8码率的母码的性能对比如图3. 2-8所示：

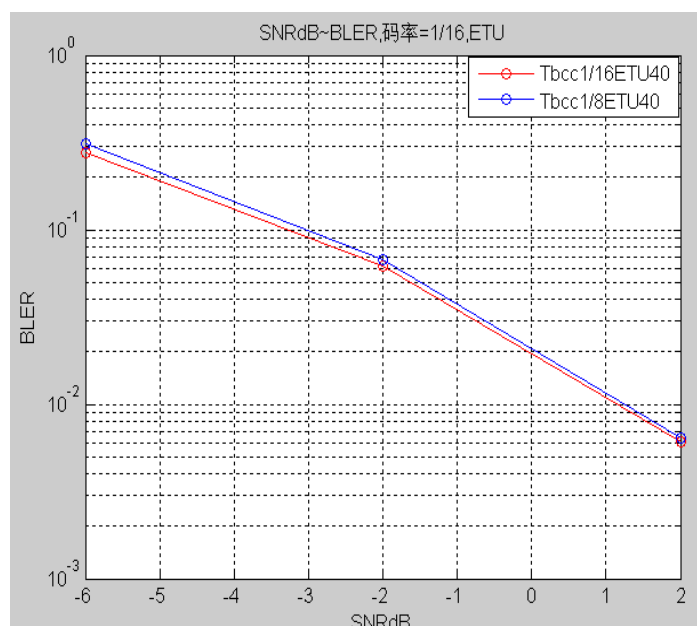


图4.2-8 ETU信道时1/16TBC码和1/8重复码的性能

可以看出,更低的母码码率并没有带来性能上的增益。因此建议采用1/8码率的TBC码作为中短码长的编码方案。

3.3 超奈奎斯特调制

3.3.1 滤波器设计

传统信息论认为,奈奎斯特(Nyquist)速率是实现通信系统无码间干扰(ISI)的信号最高传输速率,即2波特/秒。当信号以超过Nyquist速率进行传输时,就会引起码间干扰,导致系统误码性能大幅下降。Mazo在1975年提出,采用二进制 $\text{sinc}(t/T)$ 信号波形,码元速率只要不超过Nyquist速率的25%,那么信号的最小欧氏距离不会变化,系统的误码性能也不会受到影响。由于Mazo提出的这种调制方式的信号发送速率超过了Nyquist极限,并且各信号之间不再具有正交性,这种调制技术被称为“超奈奎斯特”(FTN, Faster-Than-Nyquist)调制。

4G技术获得的数据传输速率高达100 Mbps,频谱效率达到10 bps/Hz,系统容量得到了很大提升。但移动互联网的发展和大数据时代的到来,迫切要求无线通信网在有限的频谱资源上获得更高的频谱效率和更大的容量。面对更高速率的无线通信应用的需求,囿于当前无线频谱资源匮乏的瓶颈问题,FTN技术正成为5G及未来无线通信系统中新的核心技术。相比于传统的正交传输系统,应用超奈奎斯特调制至少可以提高75%的频谱效率。

超奈奎斯特调制技术放松了对Nyquist速率的限制,它对时间色散、频率色散不再那么敏感,超奈奎斯特传输技术的成型脉冲和载波的选择范围更广,提高了数据速率和频谱效率同时有助于进一步降低了PAPR。

超奈奎斯特传输技术应用的场景主要有：

- 严格同步不容易实现的场景，如MMC(Massive Machine Communication)，超密集网络（UDN, Ultra Dense Networks）；

- 带宽受限且吞吐要求较高的场景，如MMC，UDN(Machine-to-machine)；

- 峰均比要求严格的场景，如MMC，D2D(Device-to-device)。

超奈奎斯特传输系统的时频二维传输网格图如图3.3-1所示

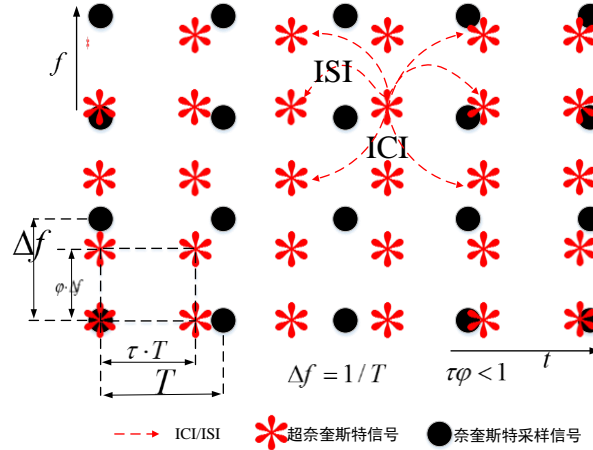


图3.3-1时频二维传输网格图

其中 T 为奈奎斯特采样的符号周期， τT 为经过FTN调制后的子载波时域符号间隔($\tau \leq 1$)， $\varphi \Delta f$ 为采用FTN调制后的子载波间隔（系数 $\varphi \leq 1$ ）。由于 $\tau \varphi \leq 1$ ，因此采用超奈奎斯特调制后的系统在时域和频域的复数正交性均不再成立，系统将同时具有符号间干扰（ISI）和载波间干扰（ICI）。超奈奎斯特调制信号可以用式（3-3-1）表达为：

$$s(t) = \sum_{n=-\infty}^{\infty} \sum_{k=0}^{K-1} a_{n,k} \cdot g(t - n\tau T) \exp(-j2\pi k \varphi \Delta f t) \quad (3-3-1)$$

其中 $s(t)$ 是发送信号序列， $g(t)$ 是成型函数脉冲， K 是子载波数目。从上式可以看出，虽然时域/频域的正交性被破坏，超奈奎斯特调制信号的系统的传输速率、频谱利用率均得到提高。

在（3-3-1）中，成型函数脉冲 $g(t)$ 可以采用矩形函数成型脉冲、高斯函数成型脉冲、扩展高斯函数（Extended Gaussian Function, EGF）成型脉冲、IOTA（Isotropic Orthogonal Transform Algorithm）函数成型脉冲等。不同的脉冲波形对系统调制/解调复杂度、系统误码率均会产生影响。优化设计并选择合适的成型脉冲将能够有效提高系统性能。从实现难易程度、误码率性能以及频率效率等角度对不同脉冲波形函数综合比较，将能够得到始于实际应用的波形函数。

在CP-OFDM中采用的成型脉冲为矩形函数成型脉冲，该脉冲对频率色散敏感；IOTA

脉冲在时域和频域具有相等的扩散特性；EGF脉冲可以根据实际无线传输环境的时间弥散和多普勒弥散的严重程度，选择更合适信道的波形因子。

3.3.2 译码算法的简化

如图3-3.2所示，超奈奎斯特调制的主要流程有：离散信息 b_n 经过升采样和脉冲成型发射到信道；超奈奎斯特解调的主要流程有：接收信息 $y(t)$ 经过匹配滤波、降采样、白化滤波、似然译码等过程。在4G系统中，升采样和过采样已经广泛应用，本方案中的超奈奎斯特调具有更强的兼容性。

超奈奎斯特调制的时域表达形式为

$$s(t) = \sum_{k=0}^{\infty} b(k)g(t - k\tau T) \quad (3-3-2)$$

根据等式（3-3-2）超奈奎斯特调制时域表达为卷积编码过程，如图的3.3-3所示。

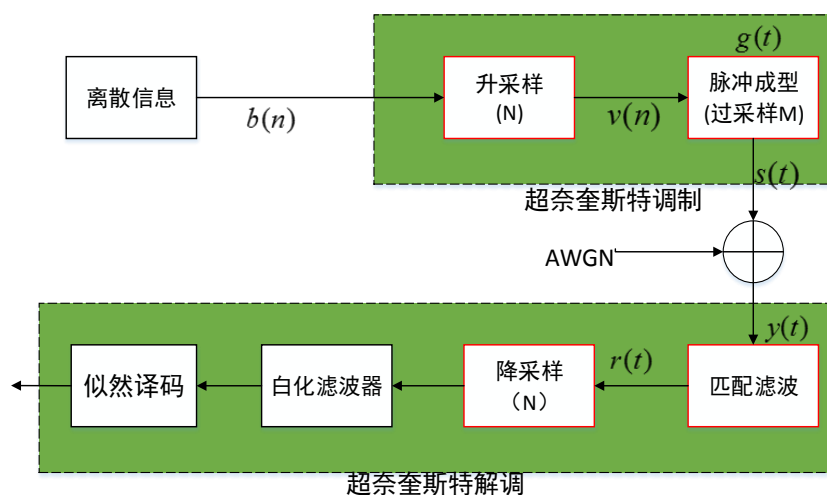


图3.3-2 超奈奎斯特调制与解调框图

因此超奈奎斯特解调解调过程的似然译码步骤为一个卷积译码过程。

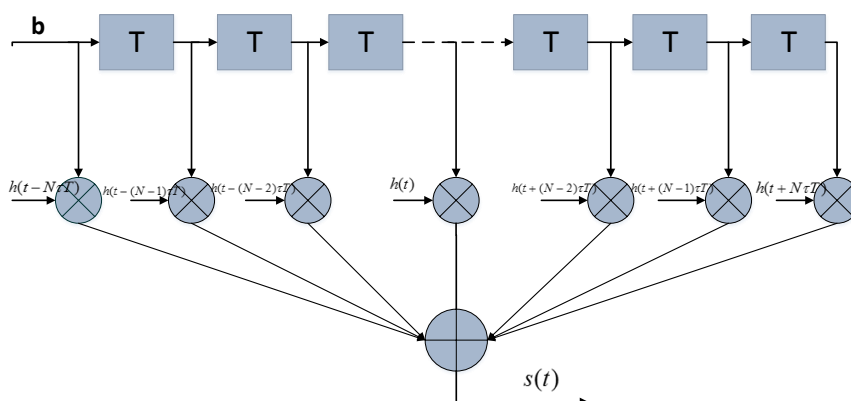


图3.3-3超奈奎斯特调制对应的卷积结构

等式（3-3-2）的时域相关因子 τ 定义了超奈奎斯特相比于正交传输系统的频谱效率

提升，提升的频谱效率表达为：

$$\Delta r = \frac{1}{\tau} - 1$$

(3-3-3)

对于Mazo限制 $\tau = 0.8$ ， $\Delta r = \frac{1}{0.8} - 1 = 25\%$ ，超奈奎斯特调制相比于正交调制的频谱效率有25%的提升。

时域相关因子 τ 定义为图4-3-2中，升采样因子N和过采样因子M的比例：

$$\tau = \frac{N}{M}$$

(3-3-4)

假设图3-4-2系统成型脉冲 $g(t)$ 采用升余弦函数脉冲，滚降系数0.3，延迟时间为2，过采样因子M=10，则此时 $g(t)$ 对应的离散序列值（共计41个）如表3-3-1所示：

表3-3-1 成型脉冲 $g(t)$ 对应的离散值

-2.7377e-17	-0.0376	-0.0782	-0.1177	-0.1515	-0.1747	-0.1826	-0.1713	-0.1378	-0.0806
3.5801e-17	0.1020	0.2215	0.3529	0.4890	0.6233	0.7466	0.8519	0.9323	0.98280
1	0.9828	0.9323	0.8519	0.7466	0.6233	0.4894	0.3529	0.2215	0.1020
3.5801e-17	-0.0806	-0.1378	-0.1713	-0.1826	-0.1747	-0.1515	-0.1177	-0.0782	-0.0376
-2.7377e-17									

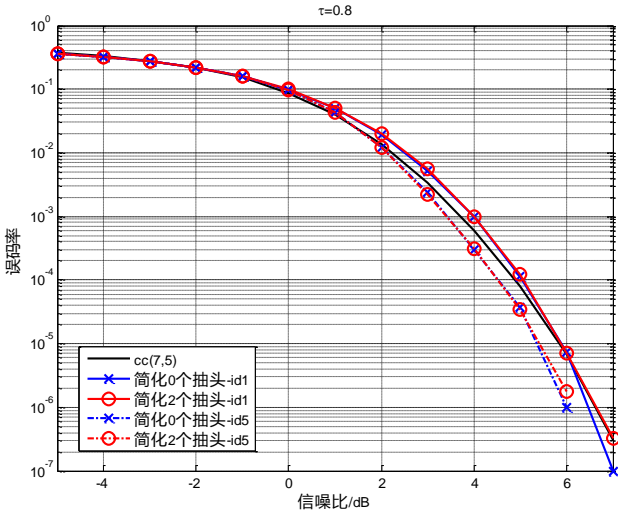
τ 取不同的值，取得成型脉冲 $g(t)$ 的抽头系数各不相同，不同 τ 值对应的抽头值如表3.3-2所示：

表3-3-2 不同 τ 值对应的抽头值

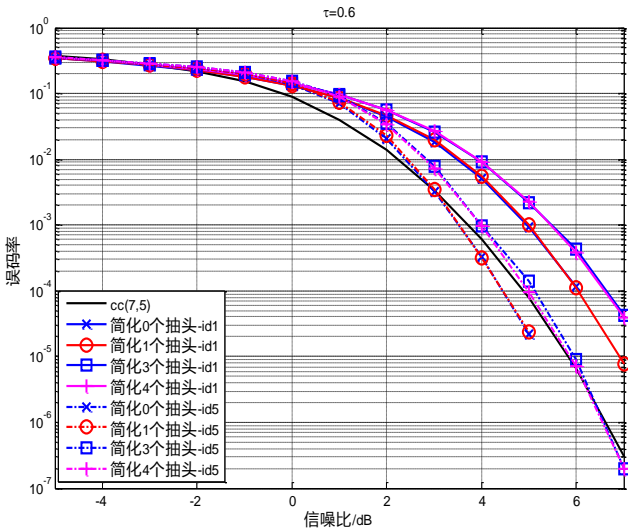
τ	抽头个数	抽头数值							
0.9	5	-2.7377e-17	-0.0806	0.9323	0.3529	-0.1515			
0.8	6	-2.7377e-17	-0.1378	0.7466	0.7466	-0.1378	-2.7377e-17		
0.7	6	-2.7377e-17	-0.1713	0.4894	0.9828	0.2215	-0.1747		
0.6	7	-2.7377e-17	-0.1826	0.2215	0.9323	0.7466	3.5801e-17	-0.1515	
0.5	9	-2.7377e-17	-0.1747	3.5801e-17	0.6233	1	0.6233	3.5801e-17	-0.1747
		-2.7377e-17							
0.4	11	-2.7377e-17	-0.1515	-0.1378	0.2215	0.7466	1	0.7466	0.2215
		-0.1378	-0.1515	-2.7377e-17					
0.3	14	-2.7377e-17	-0.1177	-0.1826	-0.0806	0.2215	0.6233	0.9323	0.9828
		0.7466	0.3529	3.5801e-17	-0.1713	-0.1515	-0.0376		
0.2	21	-2.7377e-17	-0.0782	-0.1515	-0.1826	-0.1378	3.5801e-17	0.2215	0.4894
		0.7466	0.9323	1	0.9323	0.7466	0.4894	0.2215	3.5801e-17
		-0.13784	-0.1826	-0.1515	-0.0782	-2.7377e-17			
0.1	41	-2.7377e-17	-0.0376	-0.0782	-0.1177	-0.1515	-0.1747	-0.1826	-0.1713
		-0.1378	-0.0806	3.5801e-17	0.1020	0.2215	0.3529	0.4894	0.6233
		0.7466	0.8519	0.9323	0.9828	1	0.9828	0.9323	0.8519
		0.7466	0.6233						

		0.4894	0.3529	0.2215	0.1020	3.5801e-17-0.0806	-0.1378	-0.1713
		-0.1826	-0.1747	-0.1515	-0.1177	-0.07829	-0.03769	-2.7377e-17

从表3.3-2中，可以看出随着 τ 值减小，超奈奎斯特调制系统的频谱效率逐步提升，但是抽头个数逐渐增大即译码复杂度逐步增大。注意到表3.3-2中，有些抽头的数值较小，这些数值较小的抽头可以忽略从而降低超奈奎斯特的解调复杂度。从图3.3-4可以看出，通过减少抽头个数对译码性能影响较小。而能够减少的抽头个数，取决于成型脉冲的能量聚集特性，即成型脉冲的边缘能量越小，可忽略的抽头数越多。除了通过调整抽头个数值降低译码复杂度外，还可以采用Max-log-Map算法、基于简化网格状态或者减少搜索变量的减状态BCJR算法降低译码复杂度；除了以上算法，还可以采用连续干扰删除（SIC）法，通过多次迭代消除ISI，在每次迭代中将ISI的软估计信息从接收信号



(a) $\tau = 0.8$ 时，调整抽头个数对译码性能的影响



(b) $\tau = 0.6$ 时，调整抽头个数对译码性能的影响

图3.3-4 超奈奎斯特调制链路性能

中减去，进一步降低译码算法复杂度。

3.4 联合编码调制

3.4.1 联合编码调制分集

下一代移动通信对系统传输可靠性和传输速率提出了更高的要求。目前基于比特交织编码调制（BICM）的MIMO-OFDM技术已成为第四代移动通信的核心技术之一。面对未来日益增长的用户需求，依然存在传输速率不足、覆盖范围有限、可靠性有待进一步提升等一系列问题和技术挑战。此外无线资源，尤其是频谱资源变得越来越紧张。为了更加高效的利用这些有限的通信资源实现高吞吐、高频谱效率以及高服务质量（Quality of Service, QoS）的无线传输，我们提出了一种高频谱效率的联合编码调制分集（Joint Coding Modulation Diversity, JCMD）技术，可以广泛适用于多种场景。提出方案综合利用了信道编码的编码增益，MIMO带来的空间分集和OFDM系统的频率和时间分集。仿真结果验证了联合编码调制分集方案对于SU/MU MIMO系统均可以取得显著的性能增益，能够满足下一代无线通信的发展要求。

JCMD技术将编码调制信号分集，时间分集，频率分集和空间分集有机的统一起来并进行联合优化。图4. 4. 1-1给出了JCMD方案的基本原理。将普通调制的星座点符号旋转一定角度，对于旋转后的星座点，每个调制符号的信息由I路（同向）分量和Q路（正交）分量同时承载。通过分量交织器可以使不同分量的信息经过不同的衰落，从而实现分集以提升系统在衰落信道下的性能。

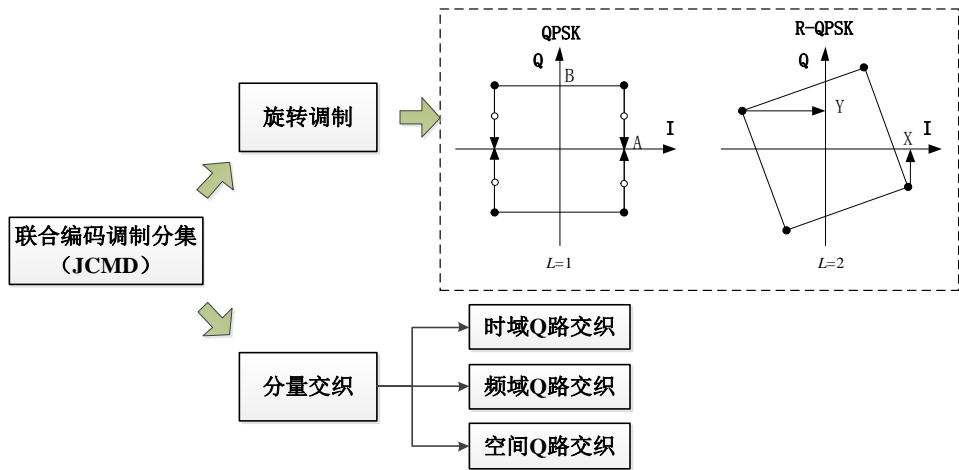


图 3.4.1-1 联合编码调制分集基本原理示意图

适用于MIMO-OFDM系统的联合编码调制分集框图如图3. 4. 1-2所示。图中实线框图为目前3GPP LTE相关标准协议中的处理模块。虚线的框图为在现有标准基础上添加的处理模块。

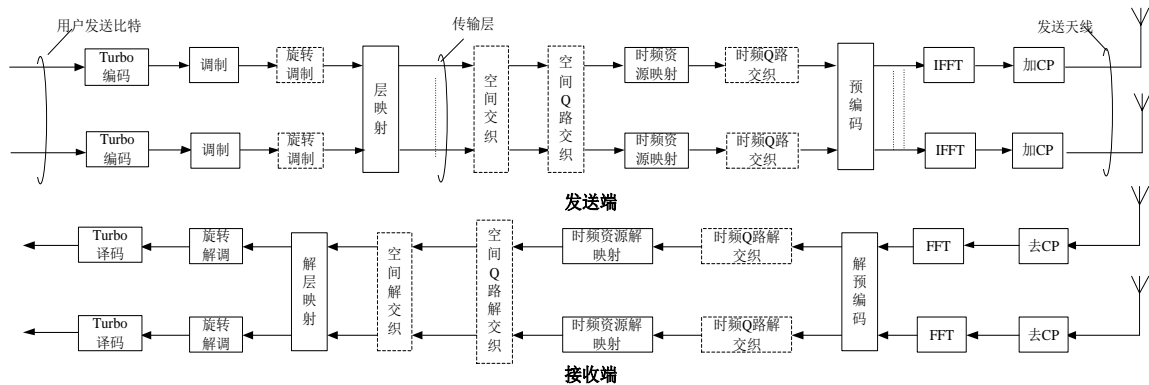


图 3.4.1-2 联合编码调制分集 MIMO-OFDM 系统框图

针对多种信道编码，调制方式，传播环境和信道模型，多种天线和空间流配置进行了大量的仿真验证。相关研究成果也得到了许多企业的验证和认可。提出方案经过了工信部电信研究院的第三方测试，对于采用 SVD 预编码的 SU-MIMO，测试结果与自评估结果吻合。对于 3/4 码率，提出方案相比目前传统基于 BICM-MIMO-OFDM 系统可以取得近 5.5 dB 性能增益，对于 5/6 码率，可以取得近 6 dB 性能增益。测试结果如图 3.4.1-3 所示。

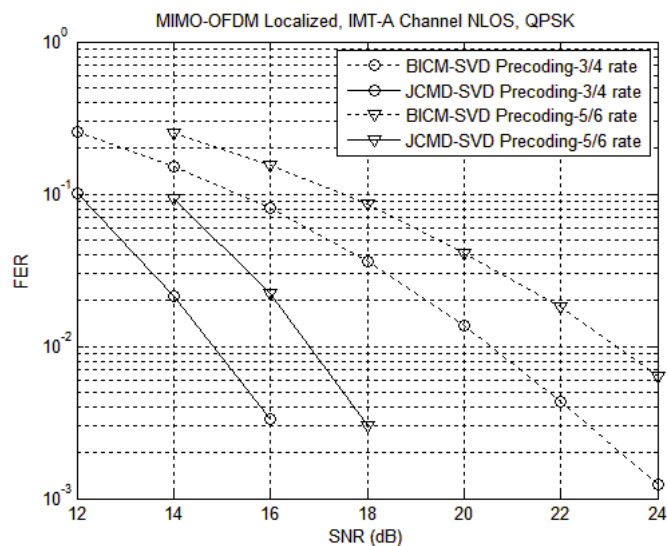


图 3.4.1-3 联合编码调制分集第三方测试结果

此外，对于采用码本预编码 SU-MIMO 的性能我们也做了大量的仿真对比。对于 3/4 和 5/6 码率，提出的 JCMD-MIMO-OFDM 系统相比传统的 BICM-MIMO-OFDM 系统分别可以取得近 3.5 dB 和 4.0 dB 的性能增益。可以看出，对于不同与编码算法，JCMD 系统均可以取得显著的性能优势。

为了进一步验证提出方案可实现性和性能优势，利用罗德与施瓦茨公司的精密仪器搭建了 2×2 MIMO-OFDM 原型系统。原型系统如图 3.4.1-4 所示。

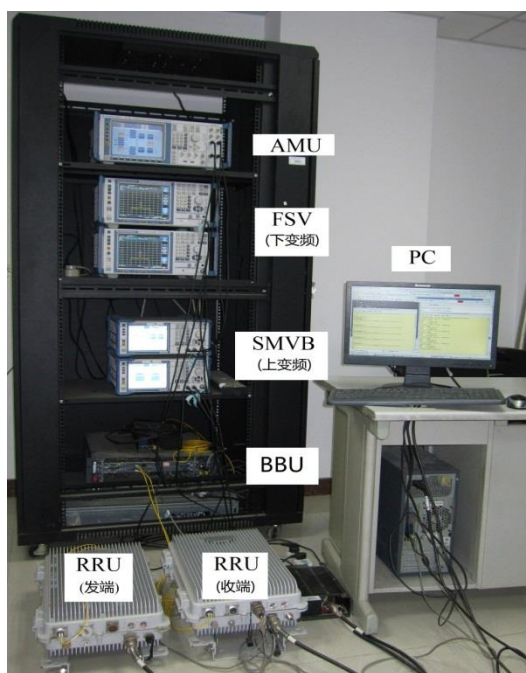


图 3.4.1-4 2×2 MIMO-OFDM 原型系统

利用 2×2 MIMO-OFDM 原型系统，在非理想同步，非理想信道估计条件下进行了大量的测试。在VA信道下，采用LS和LMMSE信道估计算法，提出的JCMD-MIMO-OFDM方案相比目前传统的BICM-MIMO-OFDM方案在FER = 0.01处，可以取得近2 dB的性能增益。硬件原型系统进一步验证了提出技术的可行性和鲁棒性。

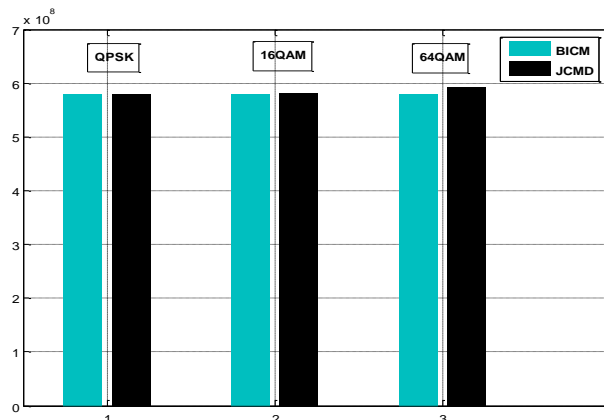


图 3.4.1-5 复杂度简单对比

此外，对提出方案的处理复杂度也进行了相应的评估。用硬件原型系统加减和乘除运算的总和来表示总的处理复杂度，提出方案的复杂度和传统基于BICM的MIMO-OFDM系统处理复杂度对比如图3.4.1-5所示。与传统BICM方案相比，提出的JCMD方案在整体复杂度上基本一致。

总之，提出的高频谱利用率的高效联合编码调制分集方法将调制分集技术应用于SU/MU MIMO-OFDM系统中，与信道编码相结合，有效利用时间分集、频率分集和空间分集特性，该技术方案相比目前传统基于BICM的MIMO-OFDM系统，可显著增强传输可靠性。相关技术已经得到长期的研究和大量的仿真测试。开发的硬件原型系统进一步验证了提

出技术的可行性和鲁棒性。该技术方案可以更好满足下一代无线通信的发展需求。

3.4.2 格型编码调制

格形码的概念并不是新近提出的，工作于USA的Codex公司的Forney早在1988年就已经提出了“陪集码”的概念，推演出了Lattice族。在信道编码过程中，应用求解格向量中的一些理论和方案来实现编码增益，并在编码增益和复杂度之间寻求最佳平衡点。

基于LDPC码，2007年以色列Tel Aviv大学的Naftali Sommer, Meir Feder以及Ofir Shalvi等人在Lattice码的基础上首次提出了一种新型的信道编码技术：低密度格码

(Low Density Lattice Code, LDLC)，它是一种实用的、能够达到AWGN信道容量的好码，并且它的译码复杂度仅随码长线性增长。

LDLC的码字 x 是通过整数信息矢量 b 的 n 维欧式空间的线性变换来生成，即： $x = Gb$ ， G 被称为LDLC的生成矩阵，它是由 n 个线性无关的列向量构成非奇异矩阵，并且满足 $|\det(G)| = 1$ ；同时，定义校验矩阵 $H = G^{-1}$ 并且规定 H 是一个稀疏的矩阵。

LDLC与LDPC类似，同样可以使用Tanner图和校验矩阵进行描述，并且LDLC也有着稀疏的校验矩阵，这个特性使得我们可以利用BP迭代算法来构造高效的译码算法，使得译码复杂度与码长呈线性关系；然而，与LDPC不同的是，LDLC的编码和信道均采用实代数运算，这一特性使得LDLC码非常适用于加性高斯白噪声信道，也简化了编译码的收敛性分析；并且研究表明：利用迭代译码算法，LDLC的性能能够达到高斯白噪声信道的理论极限。另外，LDLC与其他传统的信道编码相比，LDLC编码没有引入冗余，码率为1，因此可以在不拓展信号带宽的前提下获得编码增益和整形增益以达到信道容量，频带利用率高。LDLC码的这些优势，使得它虽然2007年才被提出，但已迅速成为编码领域的一个研究热点。它具有以下特点：

- 1 基于位置矩阵 P 或循环移位构造一个类似于拉丁幻方阵的校验矩阵，矩阵中的非零元素是稀疏的，取值范围是实数，且所有行以及所有列的度都等于一个常数 d ；
- 2 没有码率，在不扩展带宽前提下具有高效的编码增益和整形增益；
- 3 应用Jacobi迭代方法求解线性方程组实现高效编码，编译码复杂度低。
- 4 置信传播(Belief-Propagation, BP)译码算法传递的是在 $(-\infty, +\infty)$ 上的概率密度函数，而不是最大似然比，且具有的低密度特性使迭代译码算法的复杂度为线性的，同时具有良好的译码收敛性；
- 5 能获得距香农极限仅有0.5 dB的信道容量。

LDLC码是基于Lattice码和LDPC码的又一次新的突破，它是继Turbo码、LDPC码后的又一种极具潜力的高效信道编码技术，具有优异的性能特点。但它仍是一种新码，目前对LDLC码的研究还处在初级阶段，对它的研究主要包括校验矩阵 H 的构造、整形以及译码算法以及是否能应用到MIMO、OFDM和协作通信等实际的通信系统中，为今后

先进的编码技术研究指明一个重要的方向。

LDLC 应用于高斯白噪声信道中的系统模型如图 3.4.2-1 所示。首先，需要构造一个性能优异的校验矩阵 H ；然后用该校验矩阵对信源进行迭代编码，编码之后还需要对码字进行整形，限制发送码字的发射功率，以实现在限制功率的高斯白噪声信道中传播；在接收端对消息进行 BP 迭代译码之后，然后进行取模运算，以恢复出发送的码字。

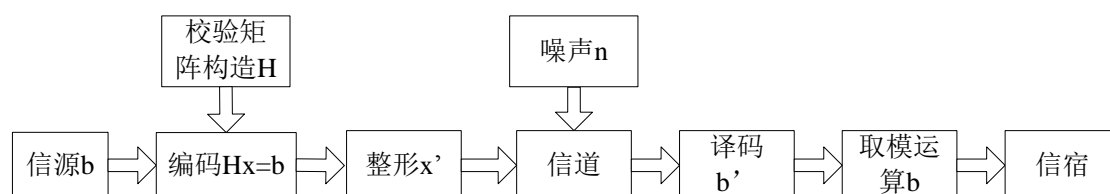


图 3.4.2-1 LDLC 应用于高斯白噪声信道中系统模型图

目前，我们研究了一种特殊的 LDLC，即拉丁幻方 LDLC (Latin Square LDLC)，它的特殊性体现在以下几个方面：

- 1、校验矩阵 H 中所有行以及所有列的度都等于一个常数 d ；
- 2、校验矩阵 H 的每一行和每一列都有着相同的 d 个非零元素，不同的仅仅是非零元素排列的位置和顺序以及每个非零元素的符号。定义这 d 个非零元素按从大到小顺序的排序为生成序列，即若 $h_1 > h_2 > h_3 \dots > h_d$ ，则该 LDLC 的生成序列为 $\{h_1, h_2, h_3, \dots, h_d\}$ 。

而根据定义，编码码字 x 就是通过整数信息矢量 b 的线性变换而来，即 $x = G \cdot b$ 。与校验矩阵 H 不同，LDLC 的生成矩阵 $G = H^{-1}$ 不具有稀疏性，从而通过此方法实现编码的运算复杂度及存储量均为 $O(n^2)$ ，即与码长呈平方关系。相比较 $O(n)$ 的译码复杂度，这样的编码方案显然是不可取的。

为了降低 LDLC 的编码复杂度，可以利用校验矩阵 H 的稀疏性，通过应用 Jacobi 迭代方法求解线性方程组 $H \cdot x = b$ 来实现高效编码。但是应用 Jacobi 迭代法的前提是校验矩阵 H 中的主对角线元素为非零值，如果其对角线元素为零，则需要先对 H 进行行变换。则 LDLC 的编码运算可以用下式表示：

$$x^{(t)} = \tilde{b} - \tilde{H} \cdot x^{(t-1)} \quad (3-4-2-1)$$

初始码字向量 $x^{(0)} = 0$ ； t 为迭代次数；其中 \tilde{H} 是由校验矩阵 H 经行初等变换之后再除以每一行的最大值之后，再使对角线元素清零得来。即： $\tilde{H} = D^{-1}H_1 - I$ ， H_1 为校验矩阵经初等行变换后的矩阵， D^{-1} 是 H_1 住对角线元素的倒数组成的对角阵； $\tilde{b} = D^{-1} \cdot b$ ；因为 \tilde{H} 是稀疏的，故其运算复杂度何存储度均为 $O(n)$ 。

在进行迭代时，必须保证运算的收敛性。对于校验矩阵 H ，满足以下两个条件就可以保证迭代过程是收敛的。

- 1) H 的维数较大，而度数很小（一般 $n \geq 100$ 而 $d \leq 10$ ）；

2) 生成序列中的最大元素值 $h_1=1$ ，且保证：

$$\alpha = \sum_{i=2}^d h_i^2 / h_1^2 < 1 \quad (3-4-2-2)$$

为了将 LDLC 实际应用于能量受限的高斯白噪声信道 (AWGN)，必须对编码之后的码字进行整形；整形的主要目的是为了限制发送码字的功率，避免出现过大的码字能量。简单来说，整形的主要目的是将信源 b 映射为 b' ，使得编码之后的码字 $x' = G \cdot b'$ 被限制在一个有限的整形区域里面，这样整形操作之后将会大大降低码字的平均功率。学者们研究发现，性能最好的整形算法的 voronoi 区域是球形的，也就是最小距离量化法，但是这种方法复杂度太高，实现困难；所以学者们致力于研究次优的整形算法，下面介绍的基于超立方体整形算法就是一种易于实现的次优的整形算法。

首先，对校验矩阵 $H = TQ$ 进行分解（即对 H' 进行 QR 分解），得到 T 是一个下三角矩阵，而 Q 是一个正交阵；假设 $b' = b - Lk$ ，我们的目的是要找到 k ，使得 x' 满足 $x' = H \cdot b'$ 被限制在一个超立方体内；将 $H = TQ$ 带入，得到 $T \cdot \tilde{x} = b'$ ，其中 $\tilde{x} = Qx'$ ，得到 \tilde{x} 后，可以通过 $x' = Q^T \tilde{x}$ ，求得整形之后的码字，这样得到的 x' 属于一个“旋转”后的超立方体，整形之后的码字不再是均匀分布的，但是最终能够获得不错的整形增益。

通过仿真可以验证 shaping 后码字的平均功率变小，仿真参数设置如下：

码长 $n=500$ ，权重 $w=5$ ，生成序列为 $h = \{1, \sqrt{7}, \sqrt{7}, \sqrt{7}, \sqrt{7}\}$ ，标准星座 $L=3$ ，信源的取值范围为 $\{0,1,2\}$ 。

仿真结果如图 3.4.2-2 及图 3.4.2-3 所示，可见，修正前信源 b 的取值幅度一般较大，取值范围为 $[0,2]$ ，经过修正后，信源 b' 取值一般在 $[-1,1]$ 之间，很少有取值为 ± 2 的位置；同时，没有 shaping 的码字取值幅度较大，经过 shaping 之后的码字取值幅度较小，都被限制在 $-L/2 \leq x \leq L/2$ 之间；然后再根据公式：

$$P_{av} = \frac{1}{N} \sum_{i=1}^N \|x_i\|^2 \quad (3-4-2-3)$$

计算发送码字的平均功率，可以得到当码长 $n = 500$ 时，没有 shaping 的平均功率为 $P_{av_n} = 1.96 \times 10^3$ ；而经过 shaping 之后，码字的平均功率为 $P_{av_s} = 2.5 \times 10^2$ ，由此可见，shaping 后码字的平均功率得到了有效的减小。

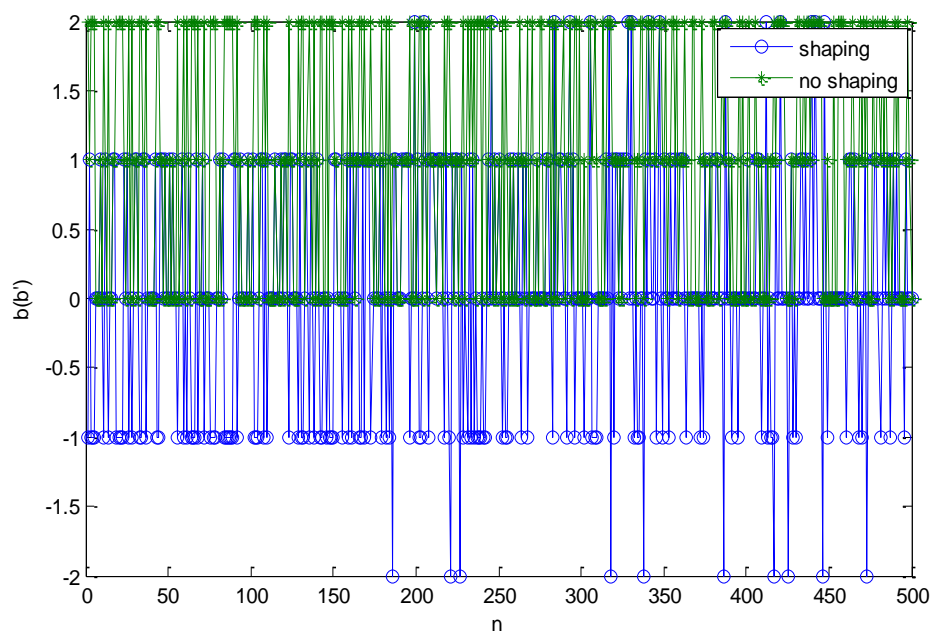


图 3.4.2-2 信源与修正后的信源取值对比图

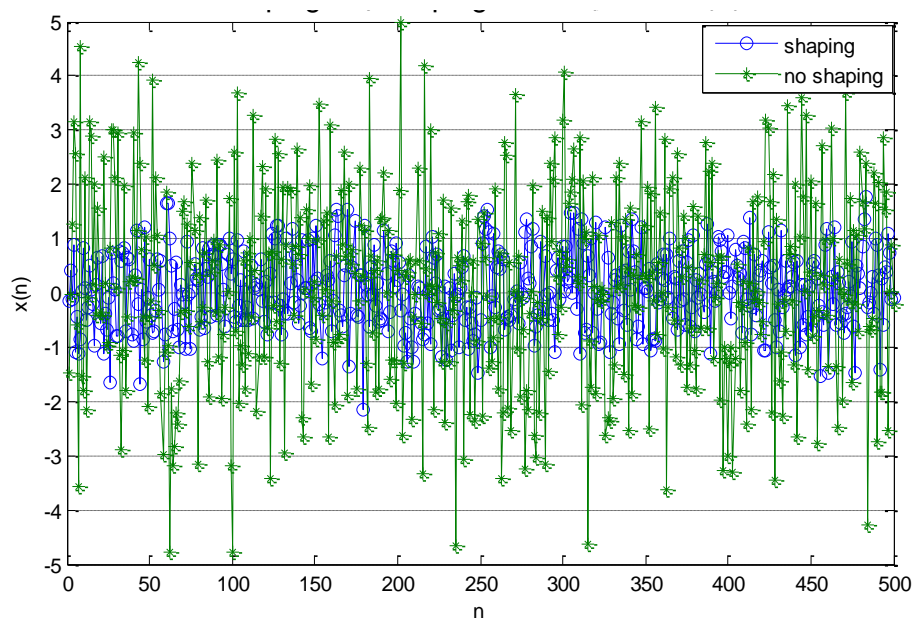


图 3.4.2-3 shaping 前后码字取值对比图

为考察研究LDLC码作为一种极具潜力的高效信道编码技术的优异性能，将LDLC码与Turbo高阶调制方案在不同频谱效率条件下进行了仿真对比，分析了二者的性能差异。仿真参数设置如下：

表 3.4.2-1 LDLC 与 Turbo+高阶调制的参数设置

		信息位长/维度(bit)	LDLC 进制数/ 码率(Turbo)+QAM 阶数	频谱效率(bit/ 调制符号)
第	LDLC	200/500/1200	2	2

一 组	Turbo	200/512/1216	1/2Turbo + 16QAM	
第 二 组	LDLC	200/500/1200	3	3.2
	Turbo	192/512/1152	4/5Turbo + 16QAM	
第 三 组	LDLC	200/500/1200	4	4
	Turbo	200/512/1216	4/5Turbo + 32QAM	
第 四 组	LDLC	200/500/1200	8	6
	Turbo	184/472/1152	7/8Turbo + 128QAM	

仿真结果及分析如下：

第一组：图 3.4.2-4 给出了二进制 LDLC 码和 1/2 码率 Turbo+16QAM 方案的性能对比，即频谱效率为 2 比特/调制符号。结果显示，在频谱效率为 2 的情况下 Turbo+16QAM 的性能优势较为明显；例如信息位为 1216 比特的 Turbo 码在 $BER=10^{-5}$ 条件下与维度为 1200 的 LDLC 码相比误码率性能有大约 0.4 dB 的增益，并且由于 Turbo 码的性能曲线更为陡峭，Turbo 码的性能增益随着 E_b/N_0 的变大而增加。

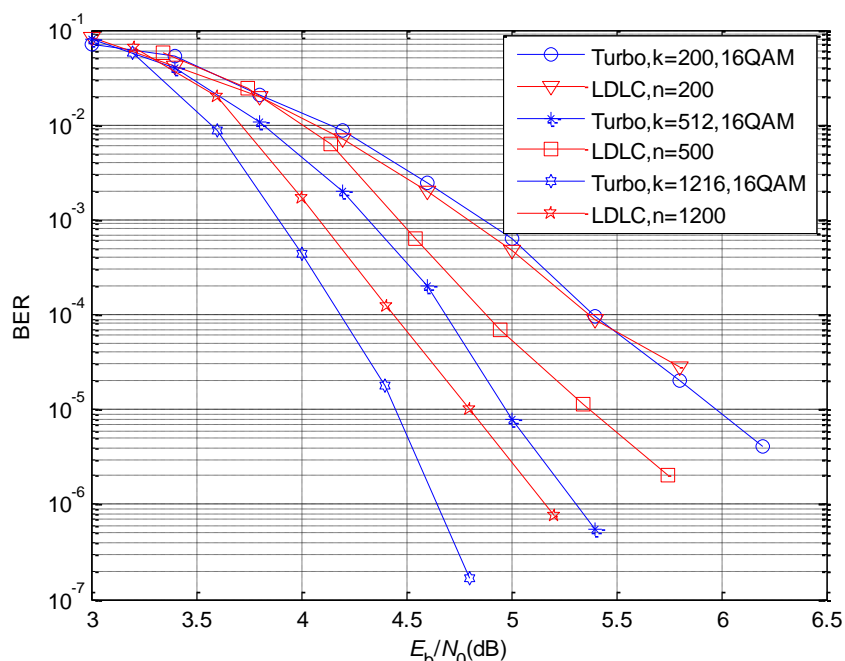


图 3.4.2-4 频谱效率为 2 比特/调制符号 LDLC 码与 Turbo+高阶调制的性能

第二组：频谱效率为 3.2 比特/调制符号的情况下，LDLC 码与 Turbo+高阶调制的误比特性能如图 3.4.2-5 所示。由图可见 LDLC 码的误比特性能优于 Turbo+高阶调制方案的误比特性能。维度为 1200 的 LDLC 码在 $BER=10^{-5}$ 条件下与信息位为 1216 比特的 Turbo 码+16QAM 方案相比，有大约 0.6 dB 的性能增益。

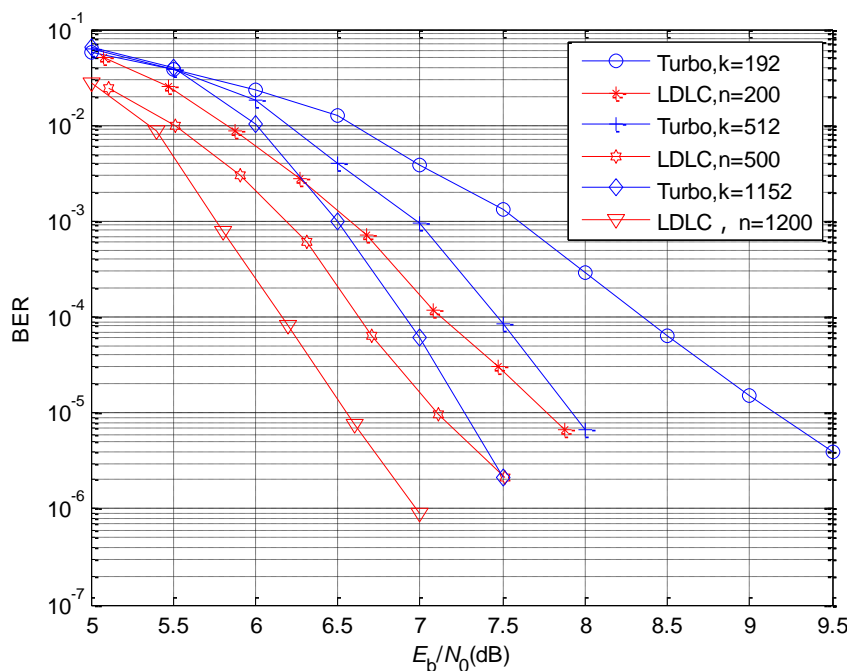


图 3.4.2-5 频谱效率为 3.2 比特/调制符号 LDLC 码与 Turbo+高阶调制的性能

第三组：频谱效率为 4 比特/调制符号的情况下，LDLC 码与 Turbo+高阶调制的误比特性能如图 3.4.2-6 所示。从仿真结果中可以看到在相同(或相近)信息位长度条件下，LDLC 码的误比特率性能优于 Turbo+QAM 编码/调制方案的性能；维度为 1200 的 LDLC 码在 $BER=10^{-5}$ 条件下与信息位为 1216 比特的 Turbo 码+32QAM 方案相比，有大约 0.8 dB 的性能增益。

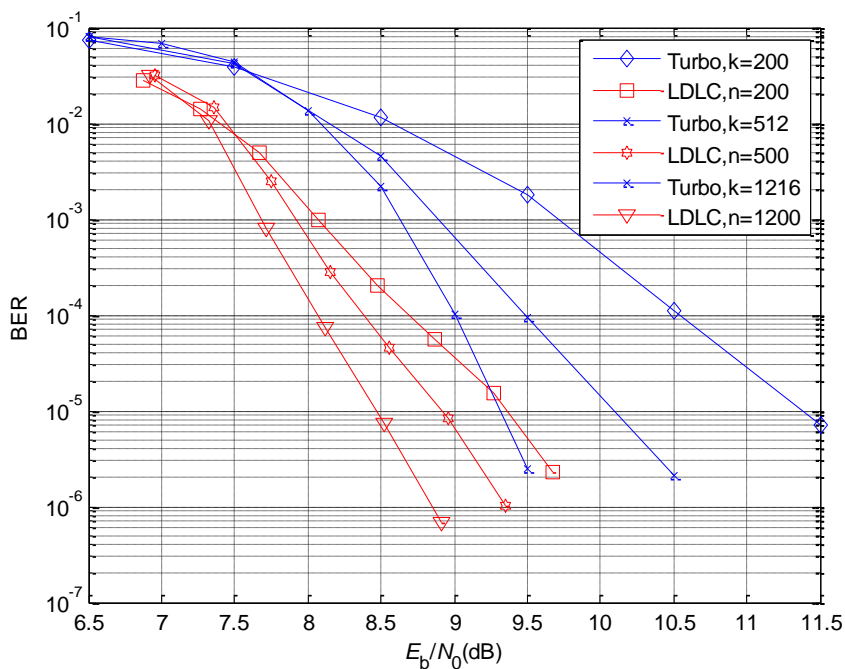


图 3.4.2-6 效率为 4 比特/调制符号条件下 LDLC 与 Turbo+高阶调制的性能

第四组：频谱效率为 6 比特/调制符号的情况下，LDLC 码与 Turbo+高阶调制的误比

特性能如图 3.4.2-7 所示。与以上结果类似，在相同或相近信息位长度情况下，LDLC 码的误比特率性能优于 Turbo+QAM 编码/调制方案的性能；维度为 1200 的 LDLC 码在 $BER=10^{-5}$ 条件下与信息位为 1216 比特的 Turbo 码+128QAM 方案相比，性能增益约为 1.2 dB。

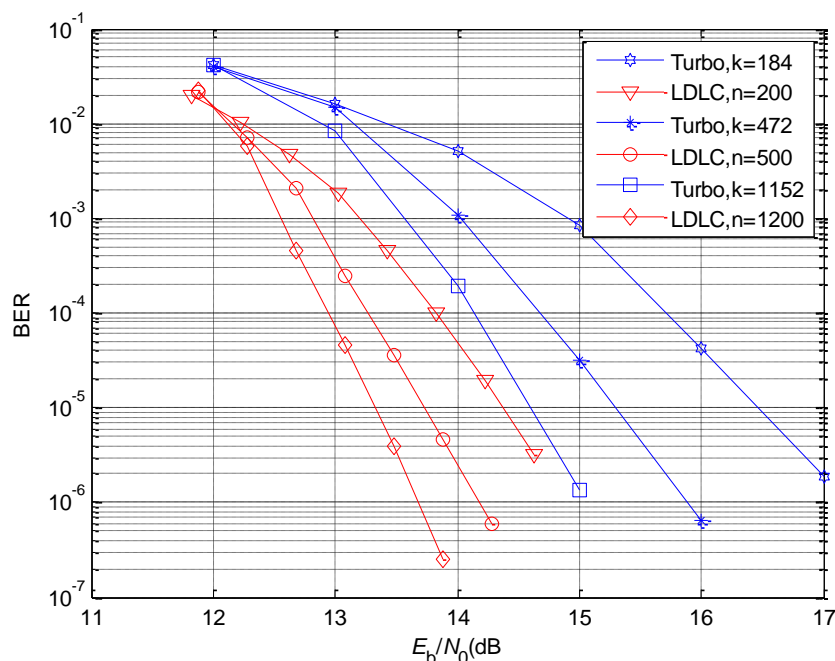


图 3.4.2-7 频谱效率为 6 比特/调制符号 LDLC 码与 Turbo+高阶调制的性能

综上所述，仿真结果显示在频谱效率为 2 比特/调制符号情况下 Turbo+高阶调制的误比特率性能优于 LDLC 码，而频谱效率增大为 3.2 比特/调制符号时，LDLC 码的误比特率性能优于传统 Turbo+高阶调制的性能。具体地，维度为 1200 的 LDLC 码在误比特率 $BER=10^{-5}$ 时与 1216 比特信息位的 Turbo 码+QAM 调制相比有 0.6 dB 的性能增益。此外，随着频谱效率的增大，LDLC 的优势体现的越发明显。频谱效率增大到 4 比特/调制符号时，LDLC 码的性能增益为 0.8 dB，频谱效率为 6 比特/调制符号时，性能增益为 1.2 dB。由此可见，LDLC 码是一种高频带利用率的信道编码方案。

3.4.3 基于 LDPC 码的高阶映射

基于稀疏图编码的高阶映射是一种比特到符号的映射方式，可以用加权二分图表示，如图3.4.3-1是一个度为8映射图。

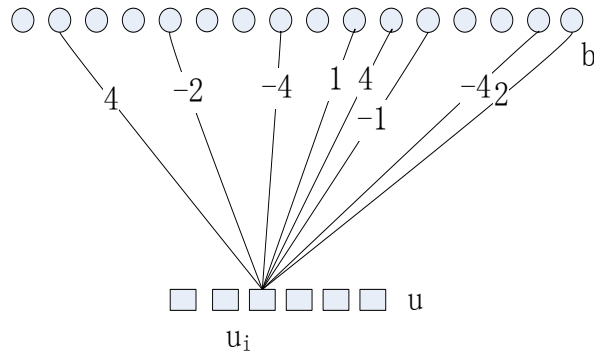


图3.4.3-1.调制符号的加权二分图

二进制比特序列 I 经过BPSK调制得到 $b = \{b(n)\}_{n=1}^N$ 。于是，基于生成矩阵 G ，可以得到符号 u ，方法如下：

$$u = G \cdot b \quad (3-4-3-1)$$

其中， $u = \{u(m)\}_{m=1}^M$ 就是生成的用于传输的符号。生成的符号直接用于调制信号幅度。由于生成矩阵中的权重是一些实数，符号 u 也是一系列实数。使用标准的AWGN信道进行传输。设 u' 是接收到的符号，于是通过信道以后可以得到：

$$u' = G \cdot b + e \quad (3-4-3-2)$$

这里 $e = \{e(m)\}_{m=1}^M$ ，是高斯白噪声噪声向量， $e(m)$ 服从高斯分布 $N(0, \sigma^2)$ 。为了充分利用星座图的平面（即同向相位和正交相位），提高传输效率，每两个连续的符号组成一个调制信号。这个调制信号表示为：

$$u(2k) + \sqrt{-1} \cdot u(2k+1), (k = 0, 1, \dots, M/2 - 1) \quad (3-4-3-3)$$

图3. 4. 3-1所示调制符号的范围是-11到+11，星座图是一个23*23QAM映射，当传输能量基于其分布归一化后，星座图上两点间的最小距离 $d \approx 0.1644$ 。

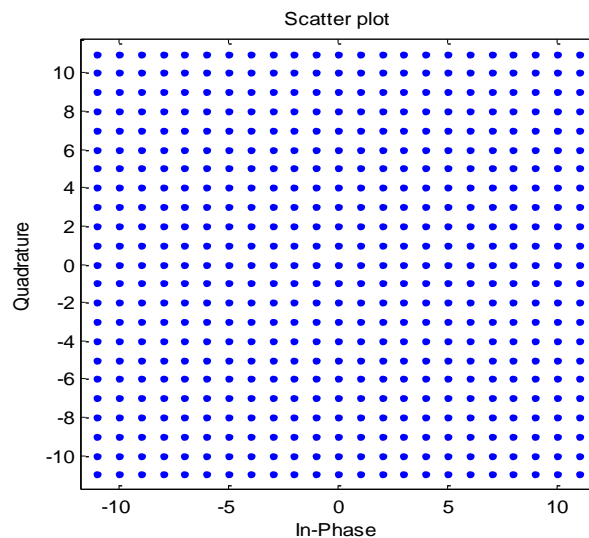


图3.4.3-2 基于稀疏图编码的高阶映射星座图

接收端将调制信号还原为符号，然后进行译码，译码的过程就是寻找以下问题的最优解：

$$\hat{b} = \arg \max_{b \in GF(2^N)} P(b|u') \quad (3-4-3-4)$$

这种设计方案得到的星座点分布具有近高斯分布的趋势，如图3.4.3-2所示的调制符号的分布如图3.4.3-3，因此这种码具有逼近香农信道容量的潜力。

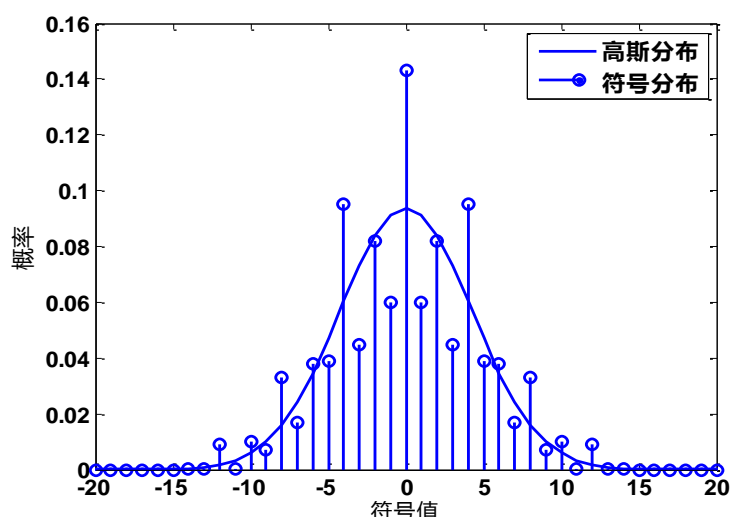


图3.4.3-3 规则的编码符号概率分布函数PDF.

调制符号的生成矩阵G设计一般满足一下原则：

- 1) G的行应该是规则的。
- 2) G的列应当尽可能的规则。
- 3) 权重矢量 W_s 应当能创造不同的符号值。

例如图3.4.3-1所示的调制符号生成矩阵可以如下构造。首先构造三个基本矩阵 A_1, A_2, A_4 ，每一个基本矩阵的尺寸为 $N/8 \times N/4$ 。 A_1 的结构如下图所示。 A_2, A_4 与 A_1 具有相同的结构，只是将 A_1 中的非0元素用+2/-2或+4/-4代替。

$$A_1 = \begin{vmatrix} +1 & -1 & & & & \\ & & +1 & -1 & & \\ & & & & \ddots & \\ & & & & & \ddots \\ & & & & & & +1 & -1 \end{vmatrix}$$

第二步，形成一个 $N/2 \times N$ 的矩阵 G_0 。通过堆砌三个基础矩阵的随机置换矩阵来实现， G_0 表示如下：

$$G_0 = \begin{bmatrix} \pi(A_4) & \pi(A_4) & \pi(A_2) & \pi(A_1) \\ \pi(A_2) & \pi(A_1) & \pi(A_4) & \pi(A_4) \\ \pi(A_4) & \pi(A_4) & \pi(A_1) & \pi(A_2) \\ \pi(A_1) & \pi(A_2) & \pi(A_4) & \pi(A_4) \end{bmatrix}$$

其中， $\pi(\cdot)$ 表示将一个矩阵的列随机置换得到的矩阵。通过使用不同的置换方法，几乎可以构造出无限数量的矩阵 G_0 。

第三步，也是最后一步，通过堆砌所有随机生成的矩阵 G_0 构造矩阵 G 。实际中，仅用两个 G_0 来形成一个 $N \times N$ 的矩阵 G 就足够了。

这样产生的调制符号可以足够多，而且可以无缝的与信道特性匹配，因此又称为无缝的速率自适应调制（Rate compatible modulation, RCM），因此这种码具有逼近香农信道容量的潜力。并且初步研究表明，与IEEE 802.11a中的自适应编码调制(ACM)技术相比，规则AFC/RCM速率兼容的调制方案获得80%的吞吐量增益，比采用Turbo码和Raptor码的HARQ系统(HARQ-CTC和HARQ-Raptor)分别获得了28.8%和43.8%的性能增益。

通过改进编码矩阵的权重和度分布，可以设计出一种类似喷泉码的调制，称为模拟喷泉码AFC，其性能仿真如图3.4.3-4。

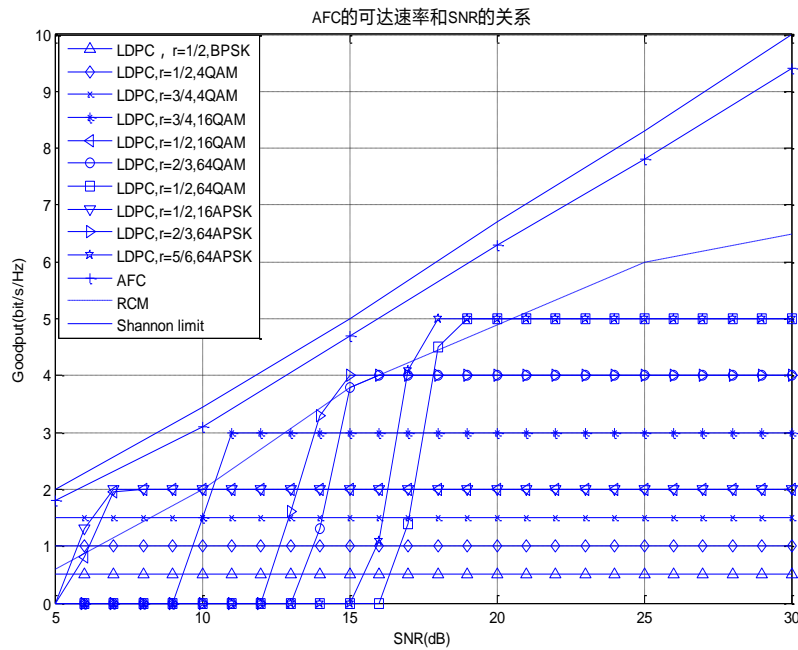


图3.4.3-4 AFC仿真曲线

此方案先进行BPSK调制, 权重为 $\{1/2, 1/3, 1/5, 1/7, 1/11, 1/13, 1/17, 1/19\}$, 码长 $N = 10000$ 。级联LDPC码的码率为0.95, 误码率固定为 10^{-4} 。

3.5 物理层包编码

3.5.1 概述

在数字通信系统中，源数据包往往都是比较大的，所以一般都会进行码块分割成若干个比较小的纠错编码块进行传输。原因在于：1、源数据包一般比较大，设计一个长度比较大的信道编码块，纠错编码的编码和译码复杂度都会非常高；2、纠错编码块比较长的话，接收时延和译码时延都比较大；3、源数据包的长度一般是变化不定的（或是某个范围内的），设计一个支持不同码长和码率的纠错码比较复杂。

在传统数据包中，码块分割后的每个纠错编码块之间不存在关联，只要有一个纠错编码块出错，接收端就抛弃当前数据包并且重传。所以，整个数据包的误包率BLER和每个纠错编码块的误码率BCER之间的关系：

$$BLER = 1 - (1 - BCER)^n \approx n \times BCER$$

其中，n为数据包中纠错编码块数目。从该公式可以看出，如果系统传输的数据包比较大时，即纠错编码块数较多，而且数据包的误包率BLER在较低工作点时，要求纠错编码块的误码率BCER工作点则更低。系统则需要付出较大的信噪比，特别是在信道条件比较差的情况下系统效率将受到很明显的限制。

本物理层包编码方案是在传统数据包的基础上添加一个包编码，即在所有纠错编码块之间添加一个异或（奇偶校验）包，这样操作的目的在于将所有的码块建立异或关系，有利于在接收端译码时提高整个数据包传输可靠性。

3.5.2 方案介绍

本物理层包编码方案的具体流程如图3.5.2-1所示，总流程是源数据包进行码块分割 → 添加码块的CRC序列 → 纠错编码 → 包编码（奇偶校验编码） → 得到发送的数据包Y。相对于传统数据包过程，添加了纠错编码块之间的包编码，即增加各个纠错编码块之间的关联。

具体数据包编码过程如图3.5.2-2所示，总共有a块纠错编码块（ C_0, C_1, \dots, C_{a-1} ），经过数据包编码得到1块校验数据包。具体包编码过程：将所有纠错编码块的第j个比特构成长度为a比特的序列Sj，对该序列Sj进行奇偶校验编码得到1比特的第j个校验序列Pj，将序列Mj和校验序列Pj串联起来得到第j个奇偶校验编码序列Tj = [Mj, Pj]，其中j=1, 2, ..., n，n是纠错编码块的比特长度。将所有校验序列Pj（j=1, 2, ..., n）顺序组合起来得到1块校验数据包Ca。集中原始a个纠错编码块和数据包编码得到校验数据包得到需要发送的数据包Y。

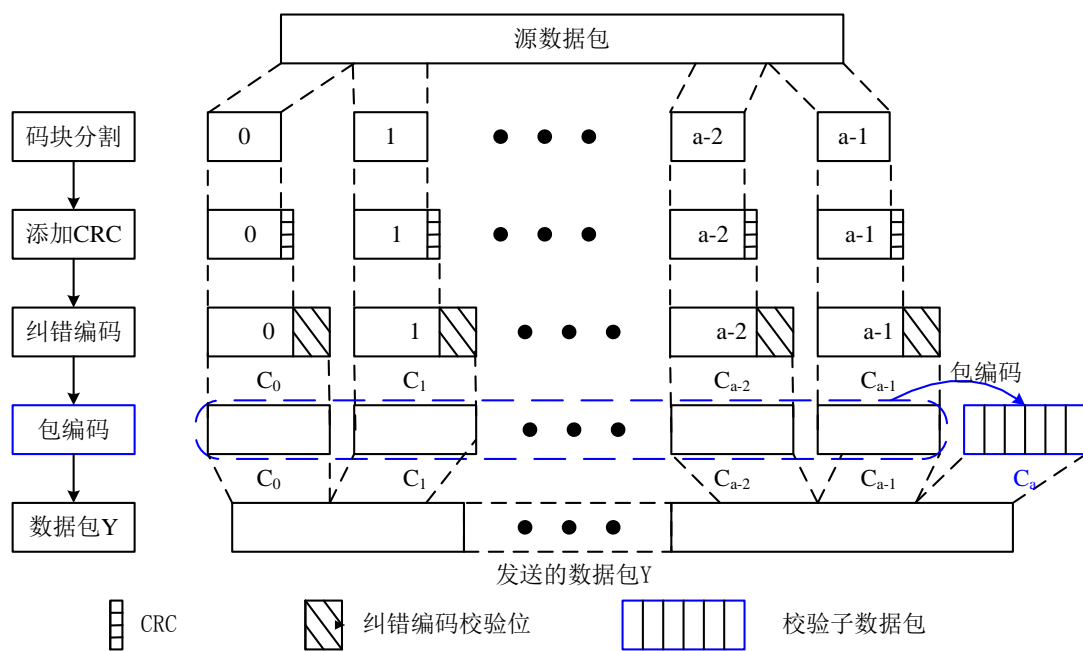


图 3.5.2-1 物理层数据包编码流程图

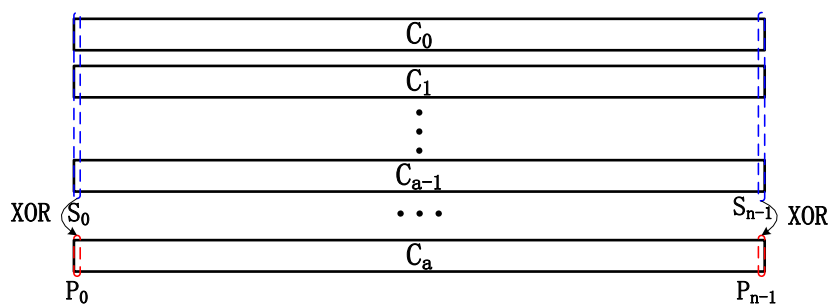


图 3.5.2-2 包编码方法（奇偶校验编码）

3.5.3 复杂度分析

发送端的硬件结构如图3.5.2-3所示，其中在粉色虚线框内的是相对于传统数据包增加的硬件模块：奇偶校验编码模块和缓存器。奇偶校验编码模块主要用于计算数据包中所有纠错编码块的异或结果，可以采用并行结构或者采用串行结构，硬件实现非常简单；缓存器的大小和纠错编码块长度一样，缓冲不大。

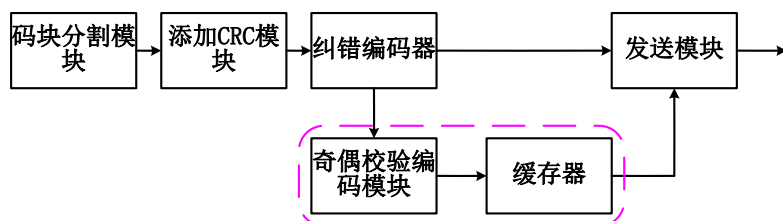


图 3.5.2-3 数据包编码发送端硬件结构

接收端的结构图如图3.5.2-4所示，其中在粉色虚线框内的是相对于传统数据包增加的硬件模块：LLR缓存器和奇偶校验码译码模块。其中，LLR缓存器主要缓存纠错编

码译码出错的LLR信息；奇偶校验码的解码模块主要采用min-sum算法来实现，译码比较简单。当通过奇偶校验码译码后，再进行纠错编码译码。从以上分析可以知道，相对于传统数据包，发送端数据包编码模块和接收端数据包译码模块所增加的复杂度较很低。

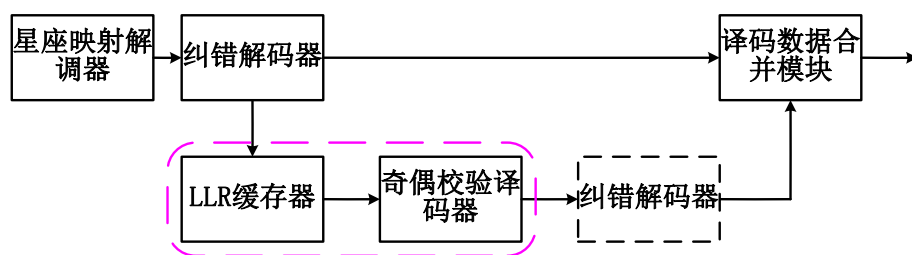


图 3.5.2-4 数据包编码接收端硬件结构

现有通信系统的物理层编码过程通常为先将数据码块分割为 a 个大小相同的数据包，然后分别对每个子数据包添加循环冗余校验（Cyclical Redundancy Check, CRC）。再对进行循环冗余校验后的子数据包分别进行纠错编码，最后将纠错编码后的数据包发送出去。在接收端译码器分别对收到的每个子数据包先进行纠错译码再进行循环冗余检查，若某个子数据包的循环冗余检查不通过则整个数据包发送失败。由此可以看出，整个数据包的误包率受各个子数据包的性能（BCER）影响，所以性能取决于这些子数据包的性能，整个数据包的误包率 $PER \approx n \times BCER$ 。因此当子数据包数目较大时，PER性能就比较差。如图3.5.2-5所示为子数据包数目为20时的PER/BCER性能，可以看出PER近似等于BCER的20倍。

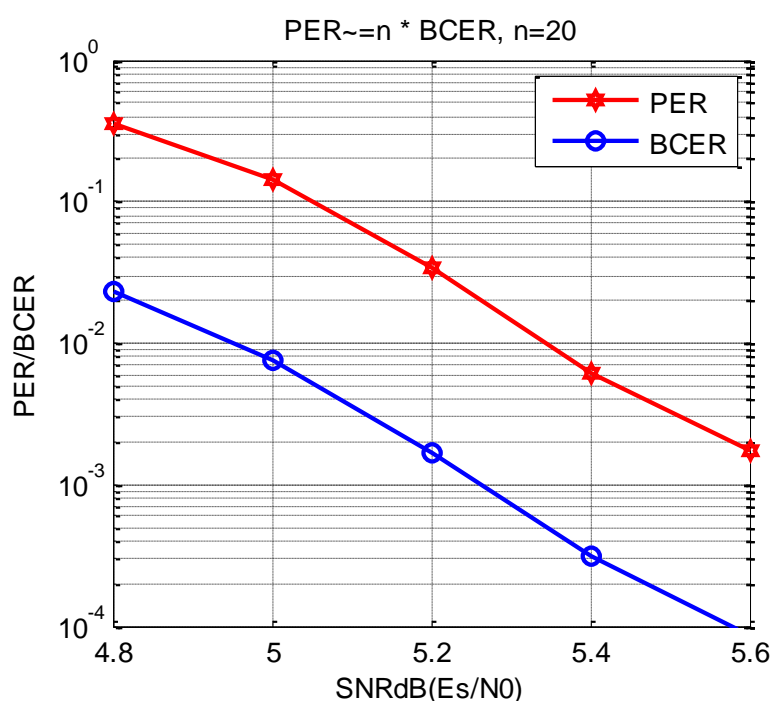


图3.5.2-5 $n = 20$ 时PER和BCER关系

由以上分析可以看出当传输需要较低的误包率时，需要在较高的信噪比下发送数据包，因此需要较高的发射功率。另一种就是改变现有的编码方案。一种新的编码方案是

在对纠错编码后的 a 个数据包进行奇偶校验，将校验后的数据包和原始的数据包一起发送给接收端，这样发送的数据包个数为 $a+1$ 个。最后一个数据包可以对之前的数据包起到校验的作用。

在包编码过程中，可以将整个传输数据块当做一个大编码块，在进行包编码译码时，利用纠错编码块和奇偶校验编码的关系进行迭代译码，使得各个纠错编码块之间在迭代译码过程中可以充分地相互传递信息，增加译码性能。

包编码迭代译码的具体流程如图3.5.2-6所示，迭代译码中，先进行纠错编码的译码，每收到一个纠错编码块的数据即可先进行纠错译码，当所有纠错编码块都译码完成时，对所有纠错编码块进行判决，如果所有纠错编码块都译码正确则结束迭代译码；而如果有错误的纠错编码块，则需要保存对应译码错误的纠错编码块的软信息（LLR），并且搜集其他正确译码的纠错编码块的硬比特信息，在通过奇偶校验译码为这些译码错误的纠错编码块提供外信息（LLR），利用该外信息对译码错误的纠错编码块进行纠正，再依次对错误纠错编码块进行译码。在迭代过程中，译码正确的纠错编码块不断从迭代过程中移除，直到所有纠错编码块全部译码正确或者迭代次数达到最大次数，即退出迭代进程，结束译码。

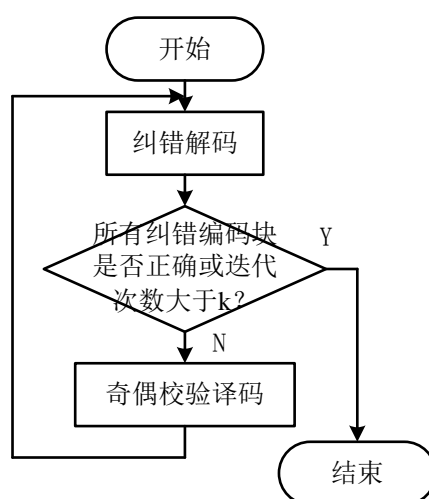


图3.5.2-6 进行多次迭代译码流程图

对新的编码方案和传统的编码方案进行仿真，仿真环境为加性高斯白噪声（Additive White Gaussian Noise, AWGN）信道，对子数据包包采取LDPC编码。在第一个仿真中，由于新的数据包编码方案多传一个校验子数据包，所以仿真中对现有的物理层编码后的数据包进行数据补偿，使其总传输也是的子数据包与新的方案相同。

图3.5.2-7画出了码率为0.5时，不同数据包数目时两种方案的误包率比较。由图中可以看出在码率为0.5，子数据包为10个时，在 $PER = 0.1$ 时，新的编码方案比现有的方案有0.2 dB的编码增益。当子数据包为50和100时，在 $PER = 0.1$ 时，新的编码方案比现有的方案有0.3 dB的编码增益。

图3.5.2-8画出了码率为13/16时，不同数据包数目时两种方案的误包率比较。从中可以看出子数据包为10个时，在 $PER = 0.1$ 时，新的编码方案比现有的方案有0.6 dB的

编码增益。当子数据包为50和100时，在 $PER = 0.1$ 时，新的编码方案比现有的方案有0.7 dB的编码增益。

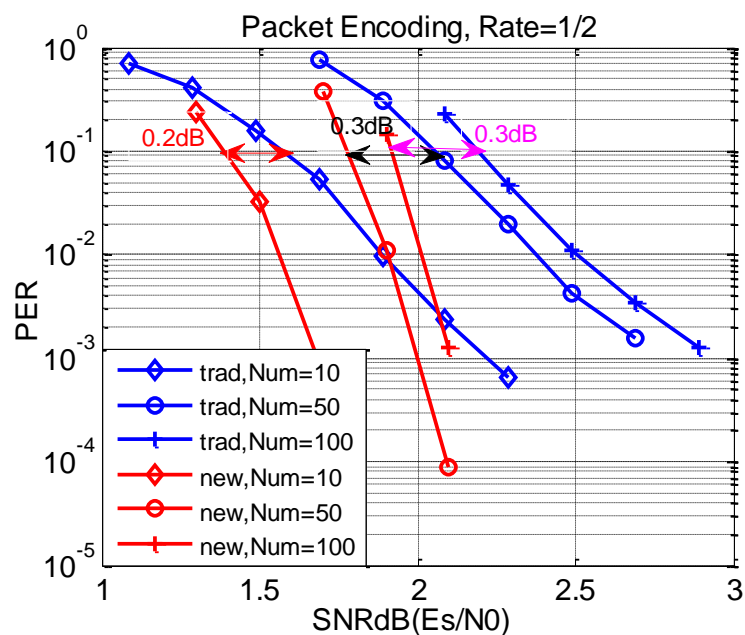


图3.5.2-7 R=0.5时不同编码方案误包率比较

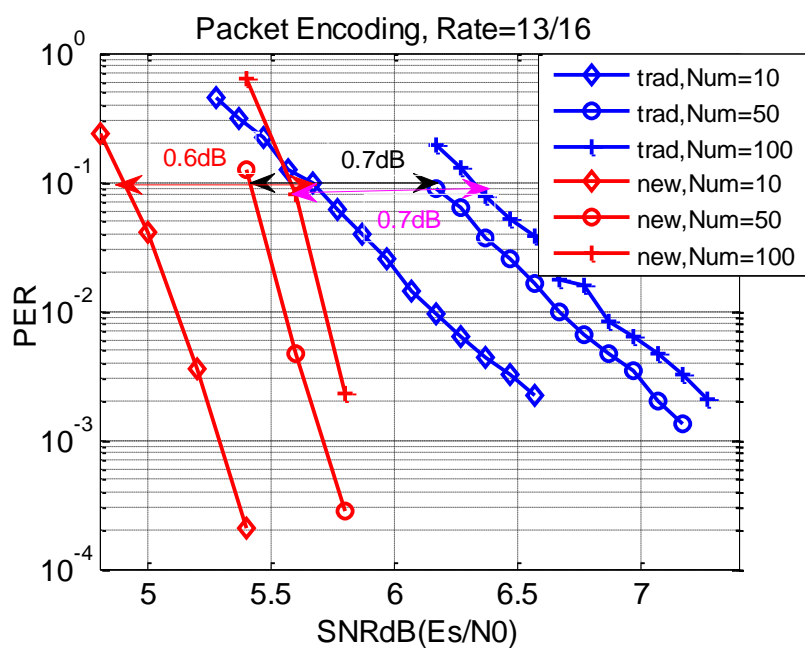


图3.5.2-8 R=13/16时不同编码方案误包率比较

在第二个仿真中，通过对纠错编码进行删余使得其谱效率与现有的方案相同，我们比较了码率为0.5和13/16时，不同子数据包的误包率。如图3.5.2-9和3.5.2-10所示。

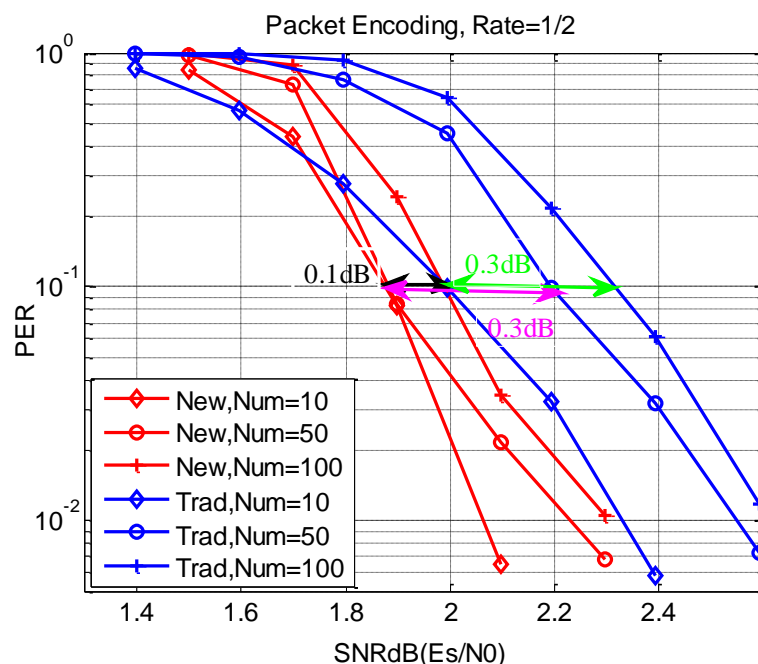


图3.5.2-9 R=0.5时不同编码方案误包率比较

从图3.5.2-9可以看出，在码率为0.5，子数据包个数为10时，在 $PER = 0.1$ 时，新的编码方案比现有的编码方案具有0.1 dB的增益；当子数据包个数为50和100时，新的编码方案比现有的编码方案有0.3 dB的增益。

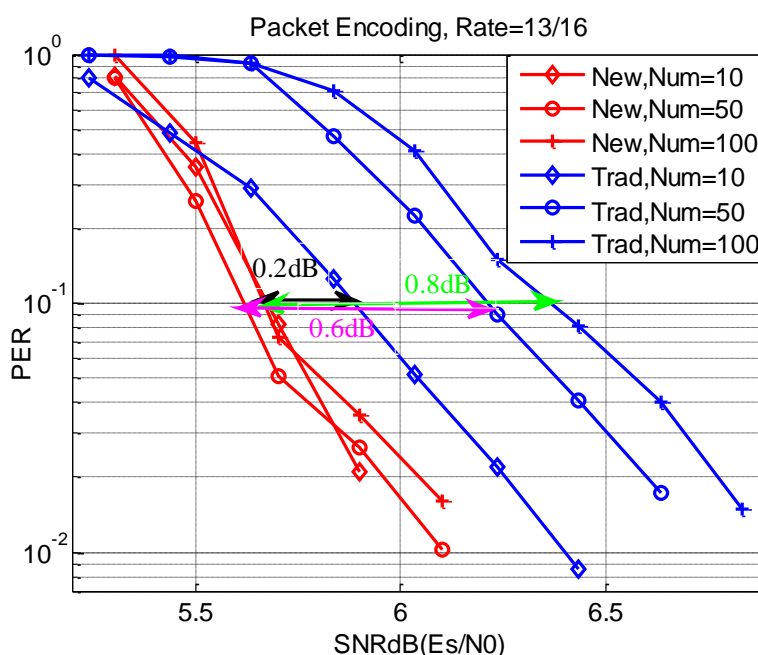


图3.5.2-10 R=13/16时不同编码方案误包率比较

从图3.5.2-10可以看出，在码率为13/16，子数据包个数为10时，在 $PER = 0.1$ 时，新的编码方案比现有的编码方案具有0.2 dB的增益；当子数据包个数为50和100时，新的编码方案比现有的编码方案分别有0.6 dB和0.8 dB的增益。

在新的编码方案实际实现中，只需要一个寄存器对纠错编码后的数据包进行异或操

作就可以得到最终的校验包。由于异或运算在硬件中比较容易实现，因此这种编码方案实现的复杂度较低。

3.6 极化码

3.6.1 概述

Polar码，又称极化码。是一种构造码，在对称信道条件下可以达到信道容量。基本思想是把信道分成理想信道和非理想信道，期望：理想信道： $C=I(W)=1$ ；非理想的信道： $C=I(W)=0$ 。码长为 N 的极化码，当 N 增大时有如下渐进特性，即

$$N \text{ 个容量为 } I(W) \text{ 的信道} \xrightarrow{\text{信道极化}} \begin{matrix} NI(W) \text{ 个容量为 } 1 \text{ 的信道} \\ N(1-I(W)) \text{ 个容量为 } 0 \text{ 的信道} \end{matrix}$$

信息比特在理想信道中传输，冻结比特（已知比特）在非理想信道中传输。整个过程如图3.6.1-1所示。

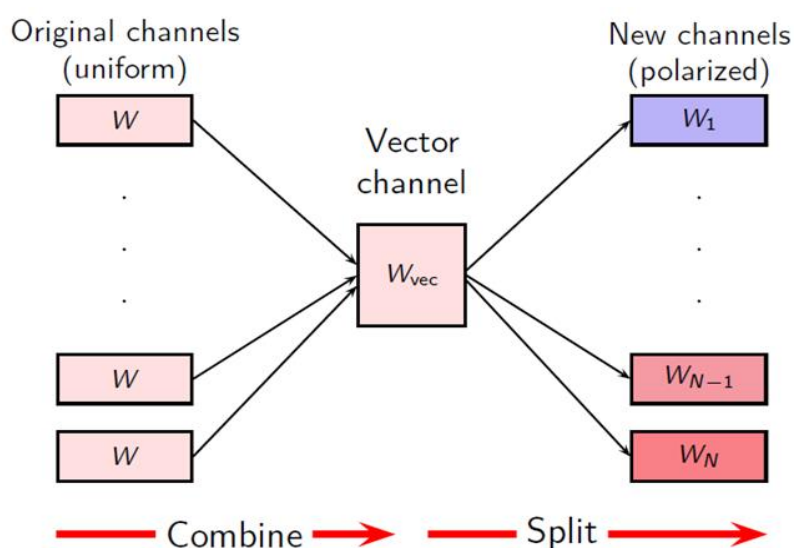


图3.6.1-1 信道极化的示意图：合并与分离

图3.6.1-2是一个更具体的例子，信道为二元对称信道。随着码长增加，极化效应愈加显著。2长极化码的信息熵为：

$$\begin{aligned} I(W^+) &= 2 * I(W) - I(W)^2 = 0.75 \\ I(W^-) &= I(W)^2 = 0.25 \end{aligned}$$

4长极化码的信息熵为：

$$\begin{aligned} I(W^{++}) &= 2 * I(W^+) - I(W^+)^2 = 0.9375 \\ I(W^{+-}) &= I(W^+)^2 = 0.5625 \\ I(W^{-+}) &= 2 * I(W^-) - I(W^-)^2 = 0.4375 \\ I(W^{--}) &= I(W^-)^2 = 0.0625 \end{aligned}$$

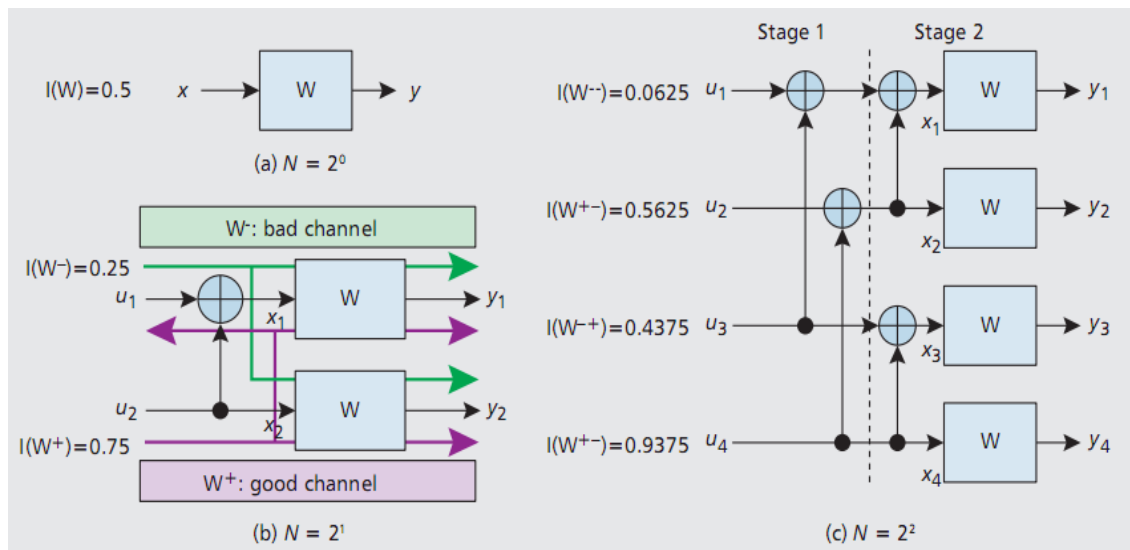


图3.6.1-2 信道极化的具体示例

但是 Polar 码在性能提升的同时也存在一些问题：

- 1) Polar 码编码时需要选择极化信道，而极化信道的选择具有较强的不确定性；严重依赖于码长、信道状态信息(如 SINR、信道转移概率等)、调制方式等因素。
 - 低 SINR 或者信道快变时如果无法获得准确的信道状态信息，会明显影响 polar 码的性能
 - 码长变化时需要重新选择极化信道，因此不同的码长需要不同的硬件结构，不利于统一的硬件实现。而 Turbo 码码长变化时硬件结构不会发生变化；
 - 高阶调制时，polar 码需要对映射方式进行单独优化，且较优的映射方案依赖于计算机搜索。而如果采用简单的格雷映射，性能会比较差；
- 2) 解码器串行结构增加了时延和复杂度，影响了吞吐量。

3.6.2 与 LTE Turbo 码的性能比较

仿真条件一（短包）：信息分组长度 $K = 88$ 比特，编码后长度 $N = 256$ ，调制方式 QPSK，AWGN 信道，Polar 码采用 SC-list 方式译码，LTE Turbo 译码的最大迭代次数为 8。

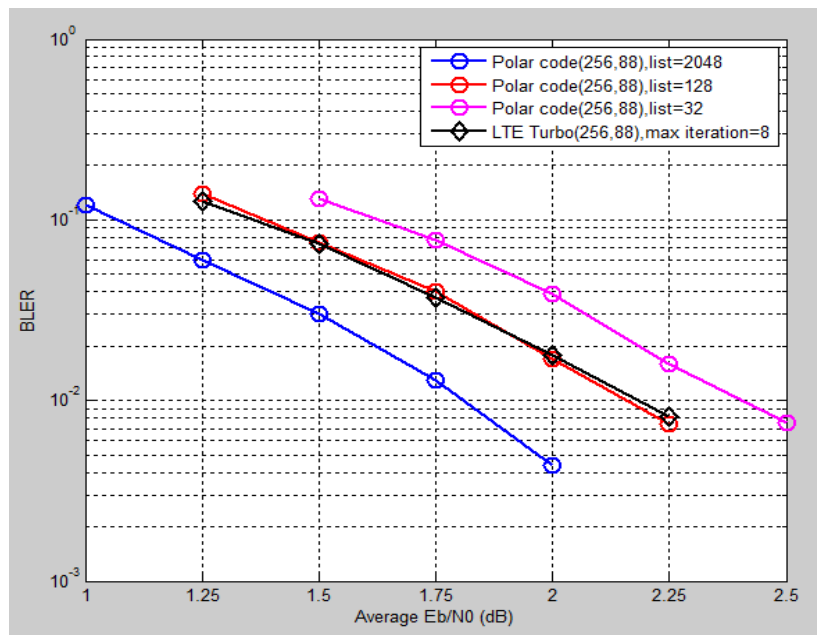


图3.6.2-1 短数据包性能比较

从图3.6.2-1 可以看出，对于短数据包，LTE Turbo的性能与list size = 128的polar码非常接近。List size = 2048的polar code 略好0.3dB (BLER=0.1)。
 仿真条件二（长包）：信息分组长度K = 1024比特，编码后长度N = 2048，调制方式QPSK，AWGN信道，Polar码采用CA-list方式译码，LTE Turbo译码的最大迭代次数为8。

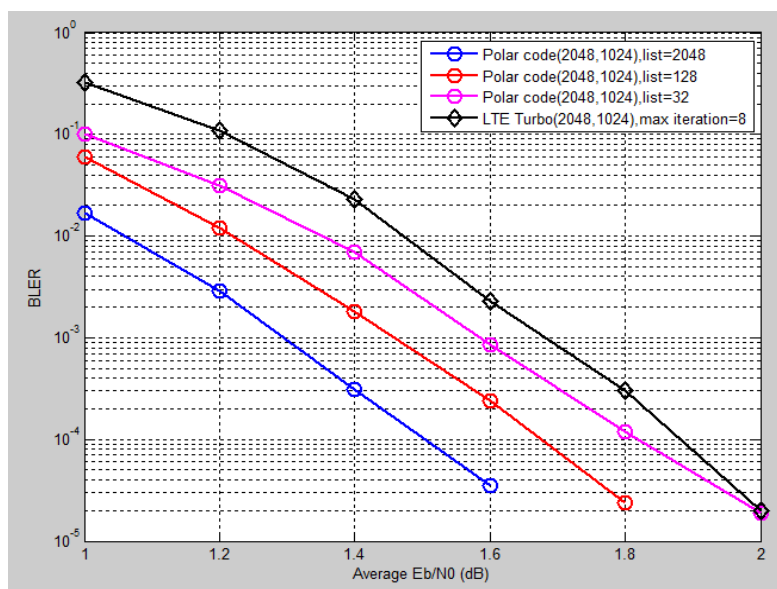


图3.6.2-2 长数据包性能比较

从图3.6.2-2 可以看出，对于长数据包，polar code 相比LTE Turbo的性能略好0.3 dB。

3.6.3 CRC 级联的 Polar 码

K 个比特输入到编码器，其中 $K-24$ 个为信息比特，24个为CRC比特，参与极化码的译码。如图3.6.3-1所示。

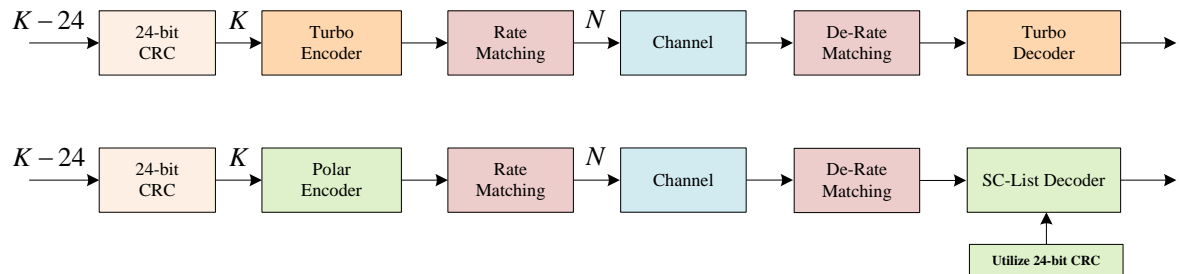


图3.6.3-1 CRC直接参与Polar码的SC-List译码

以下仿真均认为CRC比特对于Turbo码完全是开销，因此SNR计算与3.6.2节中的有一些区别，使Turbo码的性能呈现有1 dB以内的折扣。

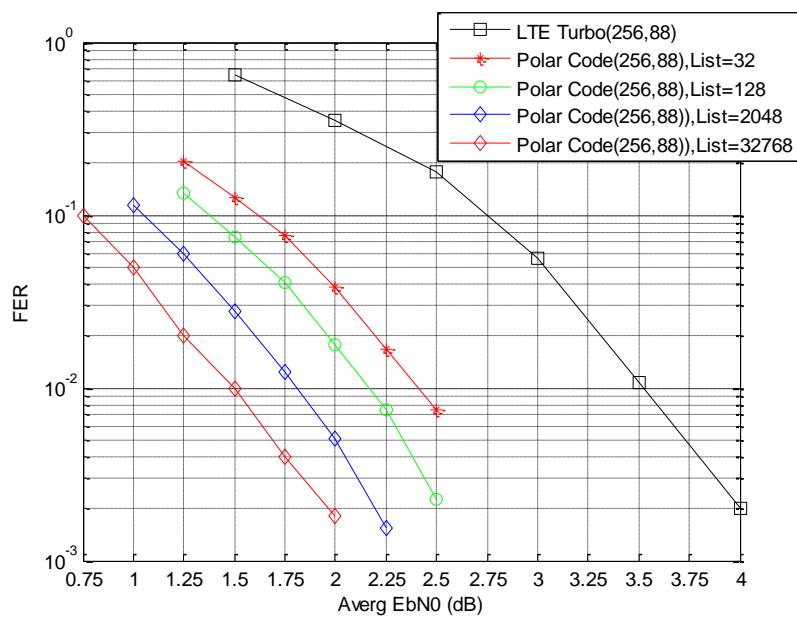


图3.6.3-2 短码比较，1/3码率，QPSK

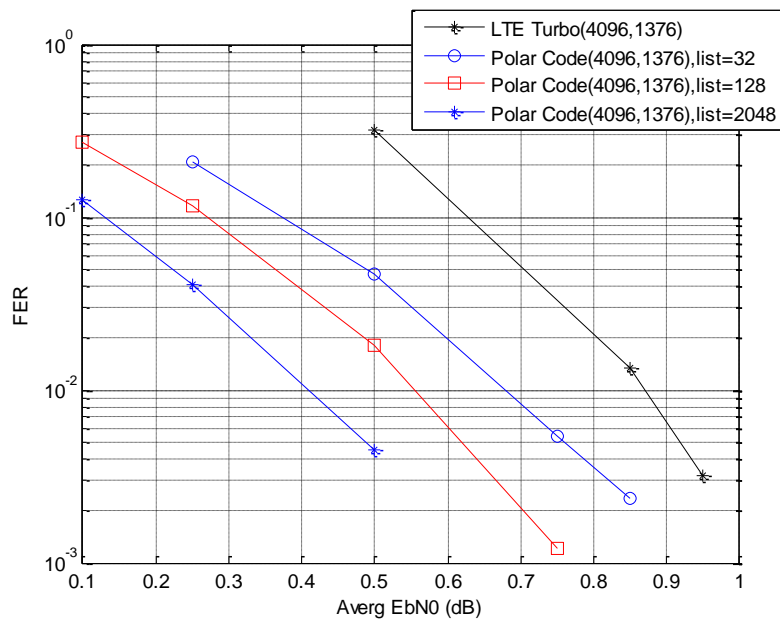


图3.6.3-3 长码比较, 1/3码率, QPSK

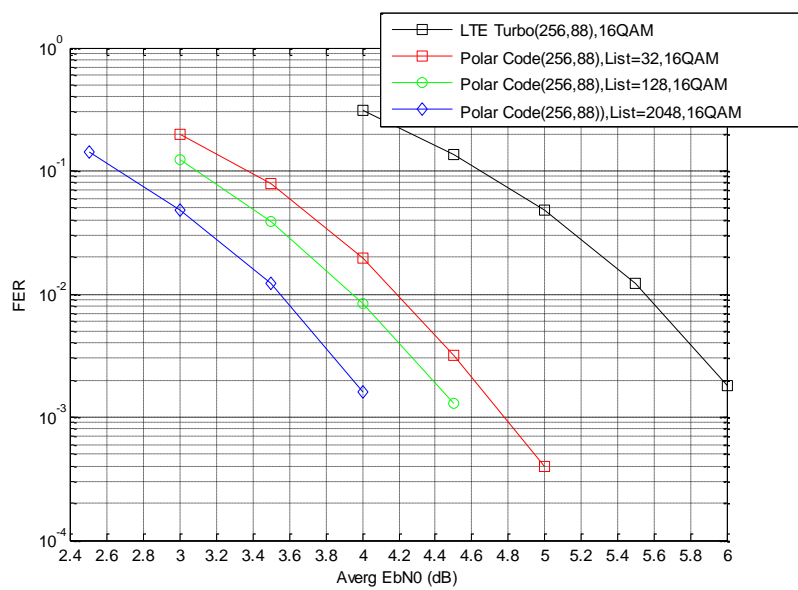


图3.6.3-4 短码比较, 1/3码率, 16QAM

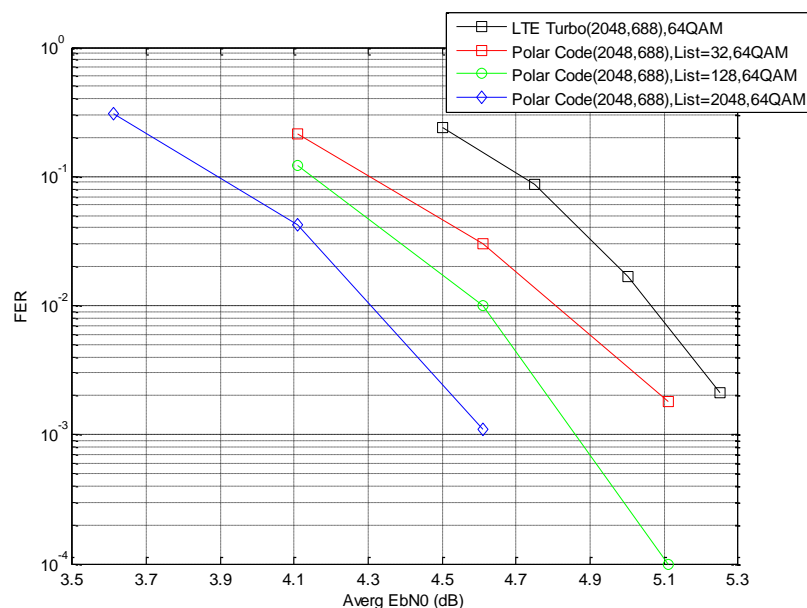


图3.6.3-5 长码比较，1/3码率，16QAM

- 非均匀分布CRC校验极化码

分布CRC校验极化码可以使得译码器提前终止（Early Termination），减少接收机盲检测的复杂度。图3.6.3-6提出一种基于TSSCR量度计算的非均匀分布CRC校验极化码。

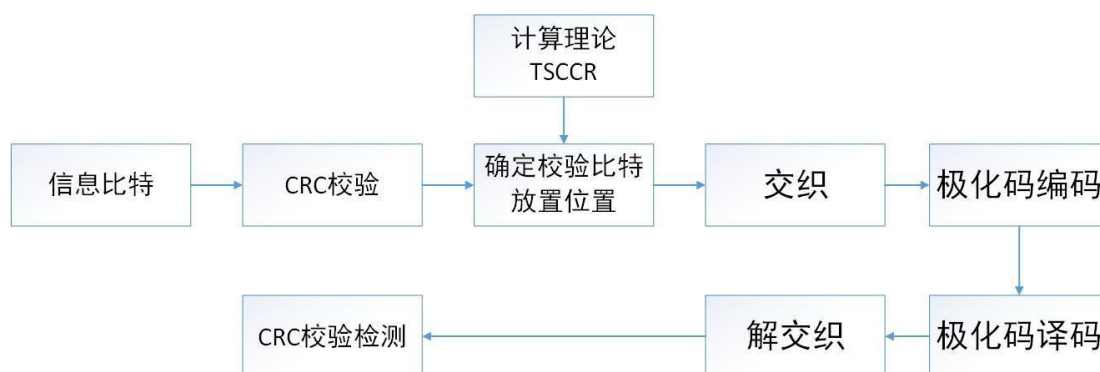


图3.6.3-6 基于TSSCR量度计算的非均匀分布CRC校验极化码

其编码过程如下：

- 1) 对源信息进行J比特CRC校验
- 2) 计算理论TSSCR，确定分段位置
- 3) 通过交织器，放置信息比特和校验比特
- 4) 极化码编码

译码过程如下：

- 1) 按照传统的SCL进行顺序译码
- 2) 译码到校验比特CRC校验
- 3) 如果有路径通过校验则继续译码否则提前终止译码

4) 解交织

通过计算理论TSCCR，使得理论TSCCR最大，确定CRC校验比特放置位置，如以下公式

$$TSCCR = \left(1 - \prod_{k=1}^{T_1} (1 - Pe(k))\right) \cdot \frac{K - T_1}{K} + \sum_{i=2}^{I-1} \left(1 - \prod_{k=T_{i-1}+1}^{T_i} (1 - Pe(k))\right) \cdot \left(\prod_{k=1}^{T_{i-1}} (1 - Pe(k))\right) \cdot \frac{K - T_i}{K}$$

$$\{T_i, i = 1, \dots, I\} = \arg \max TSCCR$$

其中提前终止性能指标可由提前终止率（Early Termination Ratio, ETR）进行量度：

$$ETR = \text{提前终止的译码次数} / \text{全部译码的次数}$$

提前终止中节约的计算复杂度 (Saved Computational Complexity Ratio in Early terminated decoding Attempts, SCCR in ETDA)，其中SCCR in ETDA= 提前终止译码中剩余未译码的非冻结比特数/全部非冻结比特数

$$TSCCR = ETR * SCCR \text{ in ETDA}$$

表3.6.3-1是仿真参数。

表3.6.3-1 非均匀分布CRC校验极化码的仿真参数

Channel		AWGN
Modulation		QPSK
Construction		高斯近似
Code rate		1/6, 1/3, 1/2
Info. block length		{ 64 , 120}
Coding Scheme		分布式CRC
Concatenation	均匀分布	非均匀分布
Decoding algorithm	CA-SCL with L= 8	CA-SCL with L= 8
J CRC bits	19	19

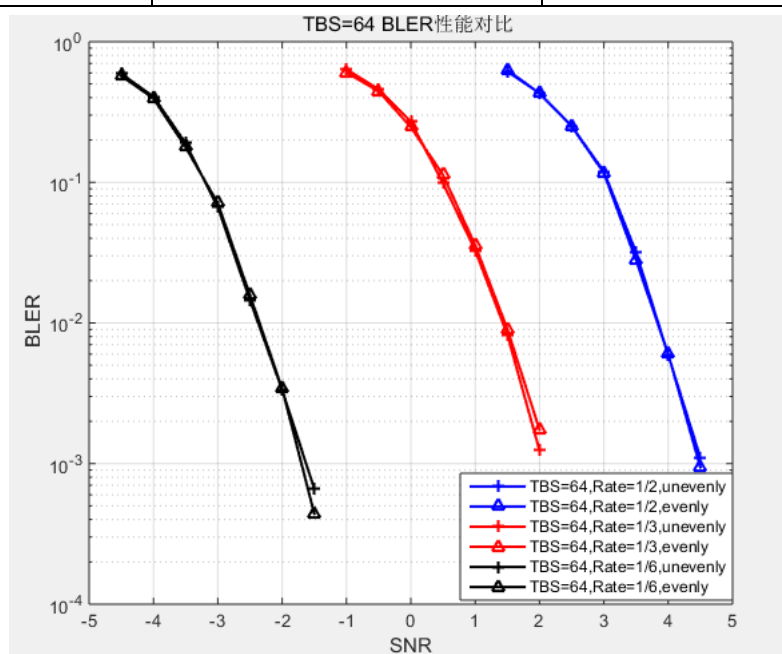


图3.6.3-7 BLER比较，64比特码长

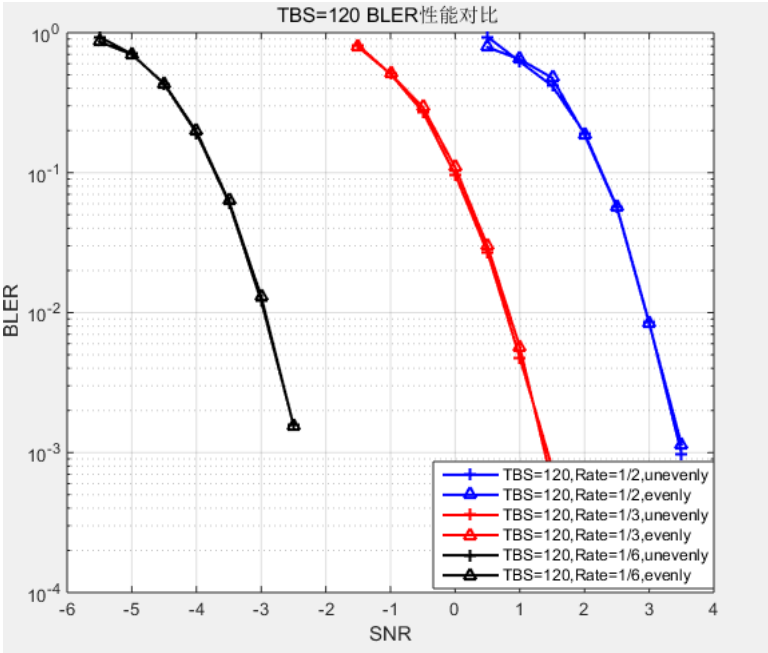


图3.6.3-8 BLER比较，128比特码长

从图3.6.3-7和图3.6.3-8看出，非均匀分布CRC极化码和均匀分布相比BLER性能没有下降。

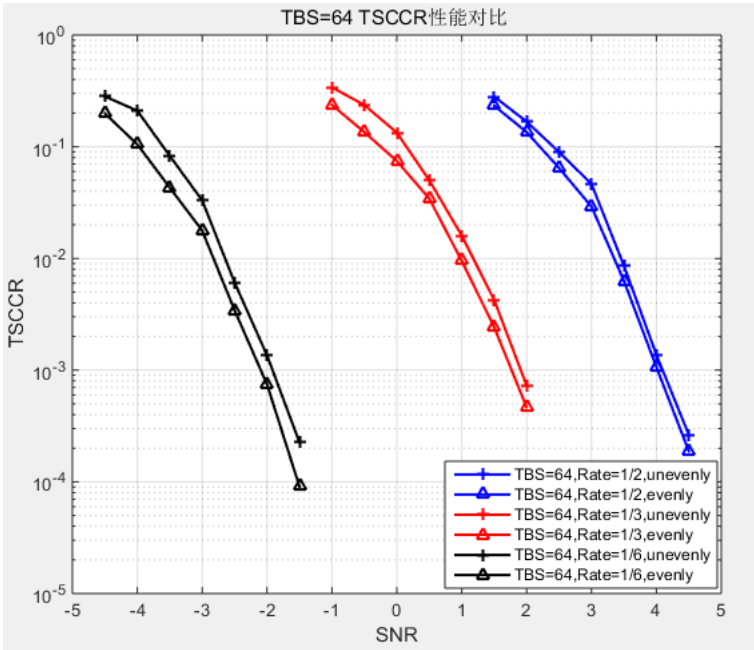


图3.6.3-9 提前终止量度的比较，64比特码长

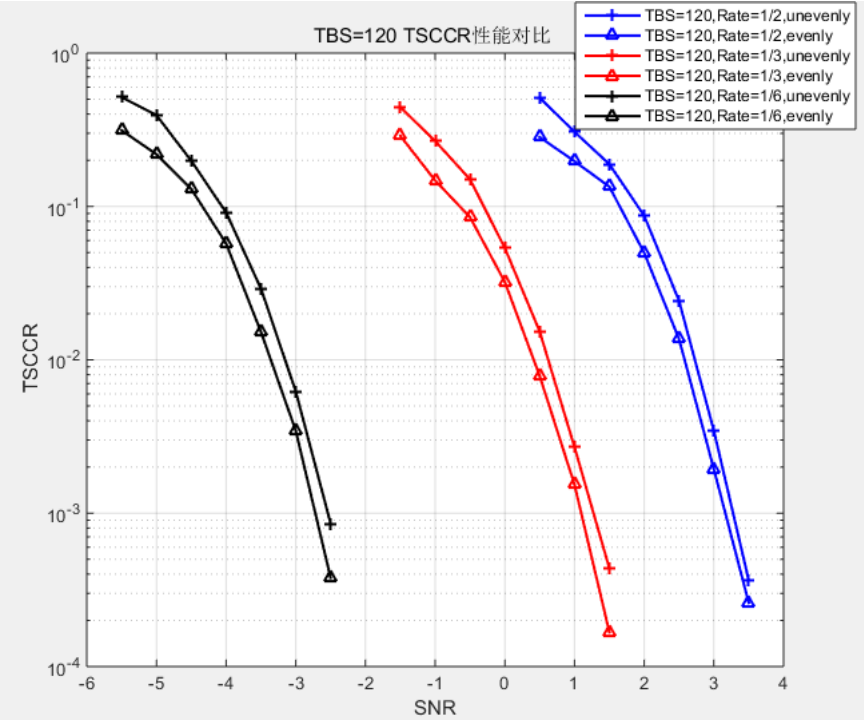


图3.6.3-10 提前终止量度的比较，128比特码长

从图3. 6. 3-9和图3. 6. 3-10看出，非均匀分布CRC极化码和均匀分布相比具有更高的TSSCR。下行控制信道中可以采用非均匀分布CRC极化码方案实现提前终止译码。

3.6.4 Polar 码的复杂度分析

表3. 6. 4-1和表3. 6. 4-2分别是对编码和译码复杂度的估计，其中N是码长，L表示Polar译码的List长度， I_{\max} 是最大迭代次数，m是Turbo分量码的记忆长度。

表3.6.4-1 编码复杂度比较

	编码方法	复杂度
Polar码	递归编码	$O(N*\log N)$ ，中等
Turbo码	卷积编码	$O(m*N)$ ，低

表3.6.4-2 译码复杂度比较

	译码方法	性能	复杂度
Polar码	SC	次优	$O(N*\log N)$ ，中等
	SC List	接近ML，优	$O(L*N*\log N)$ ，高
	BP	次优	$O(I_{\max}*N*\log N)$ ，高
Turbo码	BCJR	接近ML，优	$O(I_{\max}*4N*2^m)$ ，中等

短码以 $(N, K) = (256, 88)$ 为例，LTE Turbo的性能与list size = 128的polar码非常接近； 从图3. 6-10来看，polar码的译码（SCL list=128）的复杂度要高于LTE Turbo。

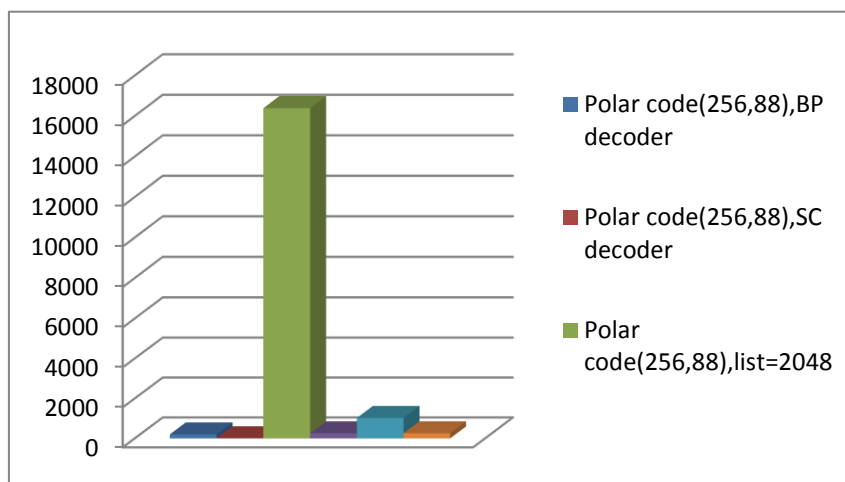


图3.6.4-1 短码的译码复杂度比较，88信息比特长

长码时，polar码的性能比LTE Turbo略好0.2~0.4dB；但从图3.6.4-2观察，polar译码复杂度提升40%~8000%；可以预见随着N的增加，Polar码相对Turbo的译码复杂度也会进一步增大。

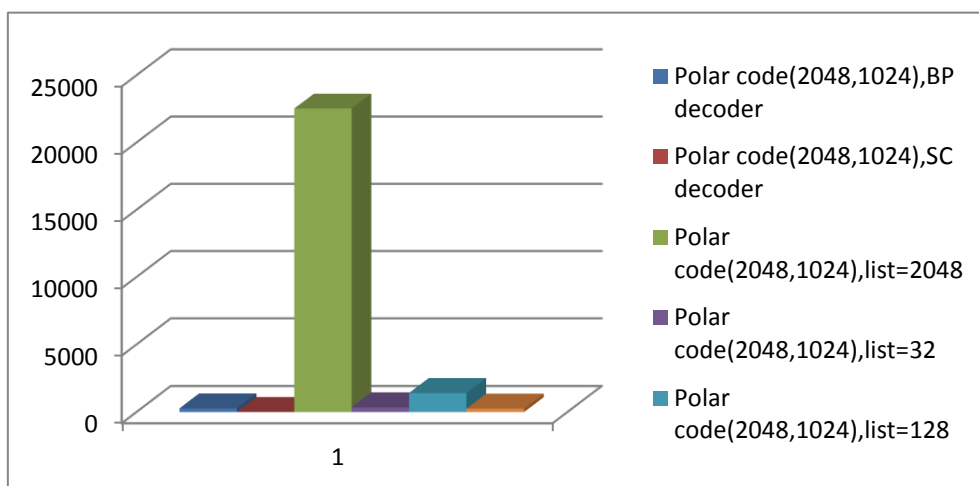


图3.6.4-2 长码的译码复杂度比较，2048信息比特长

3.6.5 与短CRC结合Turbo码方案的性能对比

对于短码而言，另一种短CRC结合Turbo码的方案也表现出了良好的性能，对比如下：

1) 仿真条件一：信息分组长度K = 88比特，编码后长度N = 256，调制方式QPSK，AWGN信道，LTE Turbo译码的最大迭代次数为8。

方案对比：其一为4比特短CRC结合Turbo码空间译码，其二为LTE Turbo码，24比特CRC，仿真结果如图3.6.4-3所示。

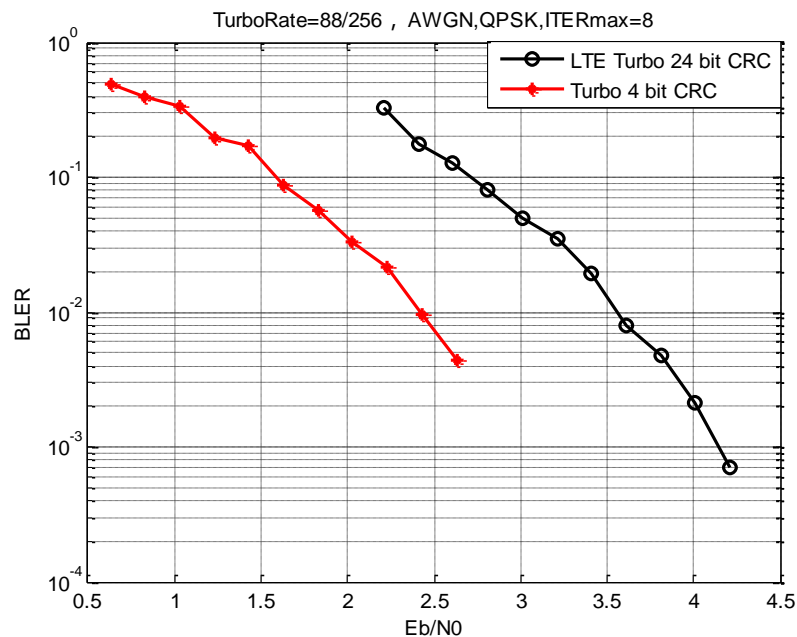


图3.6.4-3 短码性能比较, 88信息码长, 88/256码率

图3.6.4-3中数据显示, 短CRC结合码空间的方案性能较LTE Turbo有1.13 dB的提升 (BLER = 0.1)。而对比图3.6.3-2可知, 短CRC方案的性能与Polar码 list = 32时性能相当。其中Polar码是采用CRC参与的SC List译码方法, 还需要考虑其译码复杂度高的问题。

2) 仿真条件二: 信息分组长度 $K = 128$ 比特, 编码后长度 $N=256$, 调制方式QPSK, AWGN信道, LTE Turbo译码的最大迭代次数为8。

方案对比: 其一为4比特短CRC结合Turbo码空间译码, 其二为LTE Turbo码, 24比特CRC, 仿真结果如图3.6.4-4所示。

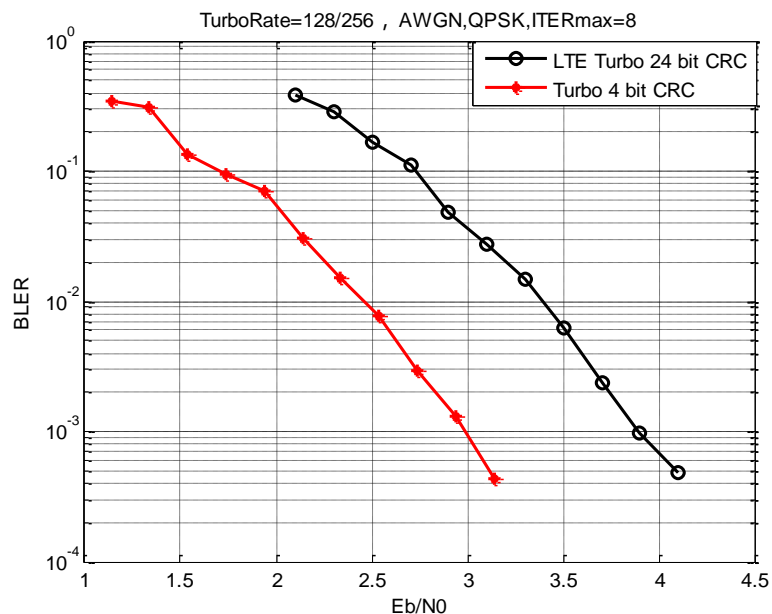


图3.6.4-4 短码性能比较, 128信息码长, 1/2码率

由图3.6.4-4可见，短CRC结合码空间的方案性能较LTE Turbo有1.02 dB的提升（BLER = 0.1）。而同等仿真条件下，CRC参与的Polar码ScList译码方法的结果如图3.6.4-5所示，对比可知短CRC方案的性能同样与Polar码 list = 32时性能相当。

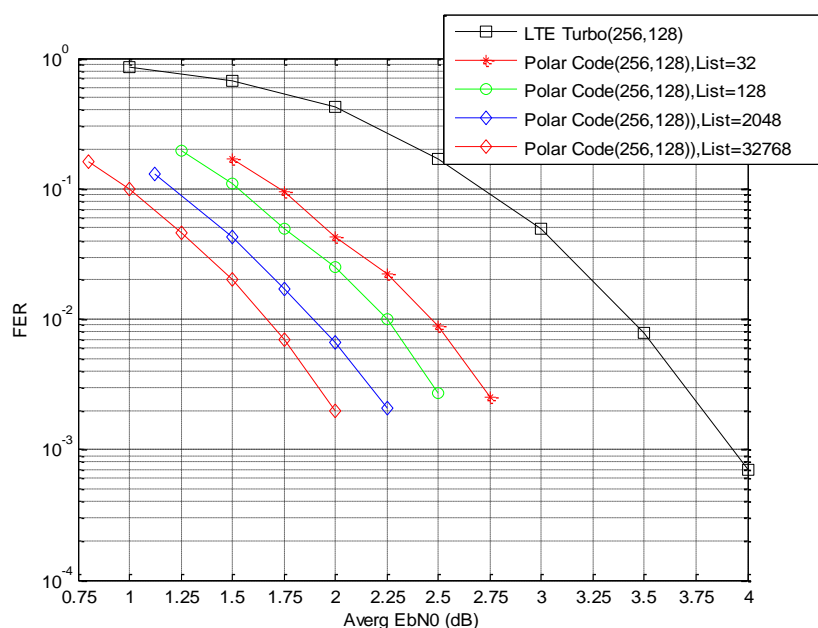


图3.6.4-5 Polar码 SC list译码方法，128信息码长,1/2码率（HW）

综上可知，短CRC方案和Polar+CRC码的方案都可以较好地解决短数据包通信的性能问题，但是不可避免的是Polar码在性能提升的同时也存在一些问题：

1) Polar码编码时需要选择极化信道，而极化信道的选择具有较强的不确定性；严重依赖于码长、信道状态信息(如SINR、信道转移概率等)、调制方式等因素。具体地：

A. 低SINR或者信道快变时如果无法获得准确的信道状态信息，会明显影响polar码的性能；

B. 码长变化时需要重新选择极化信道，因此不同的码长需要不同的硬件结构，不利于统一的硬件实现。而Turbo码码长变化时硬件结构不会发生变化；

C. 高阶调制时，polar码需要对映射方式进行单独优化，且较优的映射方案依赖于计算机搜索。而如果采用简单的格雷映射，性能会比较差；

2) 解码器串行结构增加了时延和复杂度，影响了吞吐量。

相比而言，短CRC结合Turbo码的方案除了性能提升以外，基于QPP交织器的Turbo码可实现很好的并行译码，并且与现行标准的兼容性好，易于实现。

要克服短码通讯中Polar码存在的局限性还需要进一步的深入研究。

3.7 基于 Turbo 的短 CRC

3.7.1 背景

小数据包通常是指单个TB块的长度为几十到几百bit的数据。按现有LTE协议，即使是如上的短码在基于Turbo码的数据通信中仍然要添加24bit的TB CRC，直接结果是，24bit CRC在能提供很好的差错检测性能的同时也会带来较大的冗余率，从而降低了无线信道的传输效率。未来5G通信，尤其是物联网相关应用中，短数据实时通讯和在线通讯将占主导，亟需一种高效、可靠的检错方案来提升通信系统的数据传输性能。减小CRC的长度可以降低开销，但是单纯地减小CRC长度会造成误检率的上升和应用范围的减小。下面我们提出一种短CRC结合码空间的检错方案。

3.7.2 方法原理

首先，减小CRC位长，将现有标准中基于Turbo码的CRC常用位长24bit减小至L(L<24) bit，称为短CRC，以降低冗余率，并提高检错效率；其次，短CRC与码空间检错相结合，以译码错误而码空间和短CRC检错同时误判（即漏检）的概率来衡量系统检错的可靠性，如图3.7.2-1所示。

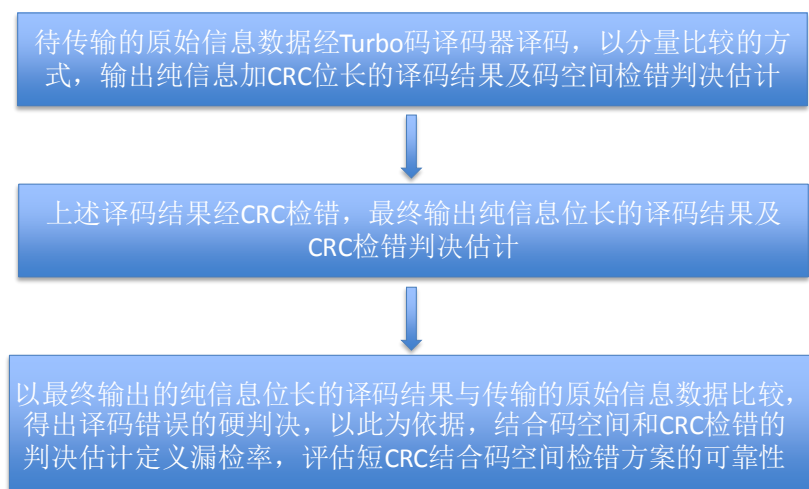


图3.7.2-1短CRC与码空间检错结合译码的过程

3.7.3 仿真结果

仿真条件是：AWGN信道，Turbo编码，码率1/2，最大迭代次数为8。为评价短CRC结合码空间检错的可靠性，定义漏检概率参数P

$$P = \frac{\text{UndetectErrNum}}{\text{FrameNum}}$$

其中, UndetecErrNum是译码错误, 而码空间和/或CRC误判为正确的漏检帧数, FrameNum为译码总帧数。进一步地, 译码错误而码空间检错误判的漏检率为 P_T , 译码错误而短CRC检错误判的漏检率为 P_C , 译码错误而短CRC和码空间同时误判的漏检率为 P_{TC} , 以上述各参数的仿真结果来衡量检错方案的可靠性。

选择小数据包 (k = 纯信息位长+CRC位长, k 取64bit, 184bit, 336bit为例), CRC取4bit和8bit进行仿真, 具体方案如下:

CRC取4bit时, 不同信息位长(60bit, 180bit, 332bit)的检错性能比较, 结果如图3.7.3-1所示。可见随着信息位长从60bit增大到180bit再到332bit, 系统检错性能不断改善, P_C 处于同一个数量级, 而 P_T 和 P_{TC} 都有1个数量级的减小。总体上, P_{TC} 能够满足现行LTE标准的要求 (NACK→ACK误检率小于0.1%), P_C 和 P_T 则未必。

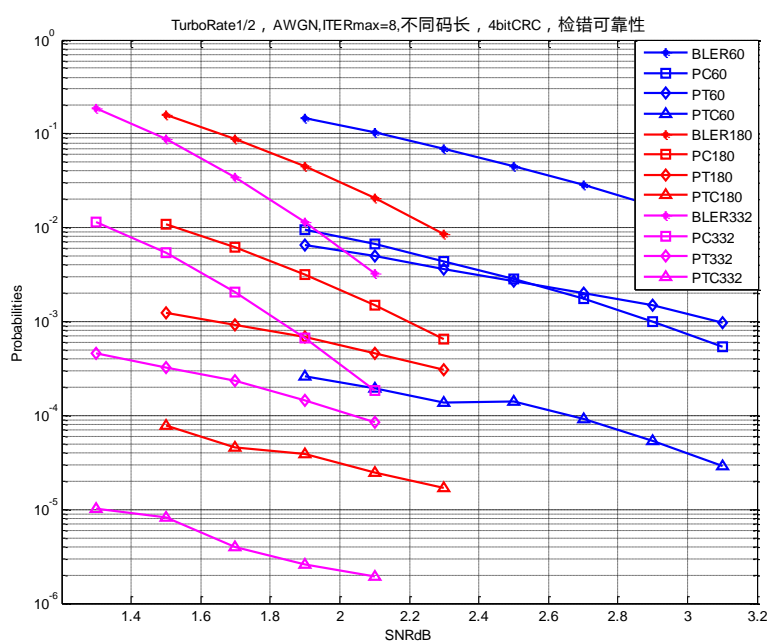


图3.7.3-1 CRC比特为4长时的漏检率

CRC取8bit时, 不同信息位长 (56bit, 328bit) 的检错性能比较, 结果如图3.7.3-2所示。随着信息位长从56bit增大到328bit, 系统检错性能在达到现行标准要求的前提下得到改善, P_C 处于同一个数量级, 而 P_T 和 P_{TC} 都有数量级的减小。

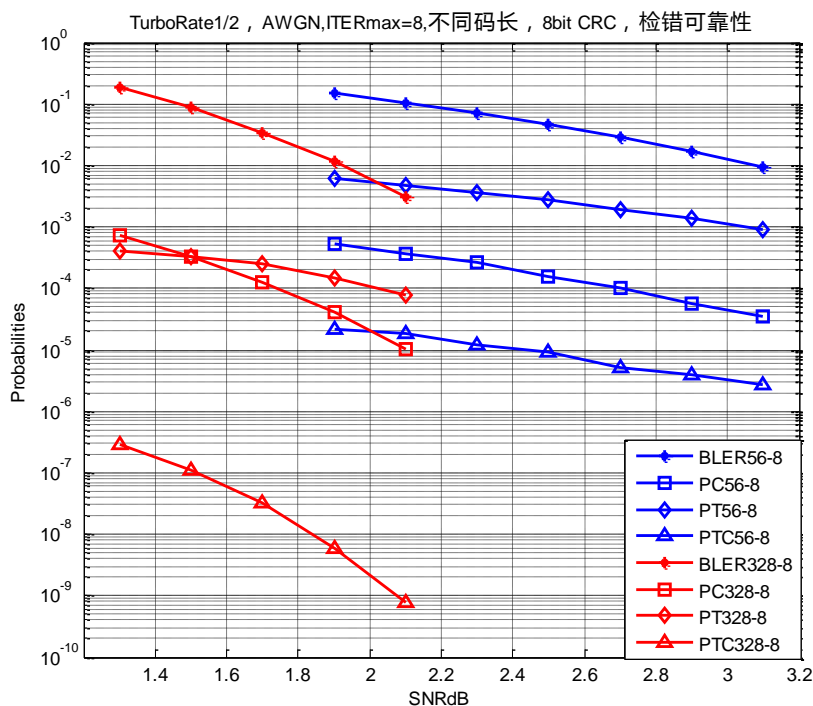


图3.7.3-2 CRC比特为8长时的漏检率

4 网络级编码

4.1 码结构设计

网络编码是一种融合了路由和编码的信息交换技术，它的核心思想是在网络中的各个节点上对各条信道上收到的信息进行线性或者非线性的处理，然后转发给下游节点，中间节点扮演着编码器或信号处理器的角色。网络编码可以达到多播路由传输的最大流界，提高了信息的传输效率。我们在多种场景下研究了网络编码在提高系统性能方面的优势。

4.1.1 基于多址接入中继信道(MARC)场景

图4.1.1-1为最简单的两用户MARC模型，其中 S_1 和 S_2 为源节点，R为中继节点，D为目的节点。

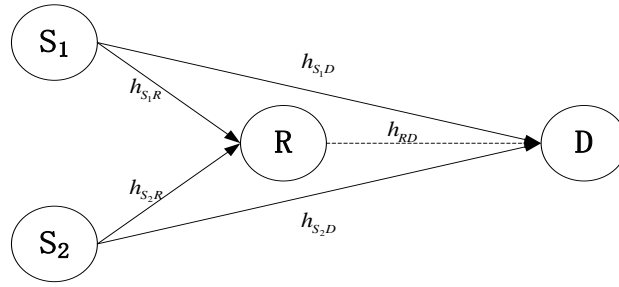


图4.1.1-1两用户的MARC模型

系统传输分为两个阶段：（1）两个用户广播信息，R和D接收信息；（2）R对第一阶段接收到的信息进行处理，然后转发给D。其中网络中的节点都工作在半双工状态。

结合差分调制的异或网络编码

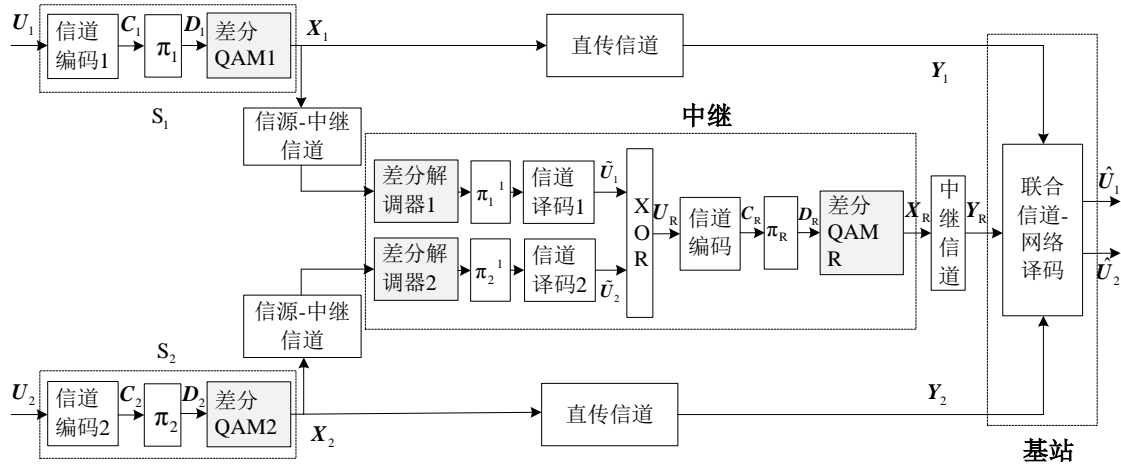


图4.1.1-2基于MARC的联合编码差分调制的BICM-ID系统框图

图4.1.1-2绘制了基于MARC联合编码差分调制的BICM-ID方法的系统模型。系统实现一次信息的传输需要三个时隙：时隙1，信源节点1产生信息 U_1 、经信道编码输出 C_1 、交织处理输出 D_1 、差分调制得到 X_1 ，将 X_1 广播给中继和基站；时隙2，信源节点2产生信息 U_2 、经信道编码输出 C_2 、交织处理输出 D_2 、差分调制得到 X_2 ，将 X_2 广播给中继和基站；时隙3，中继对来自信源1和信源2的信息分别解调、解交织、信道解码，得到信息 U_1 和 U_2 ，对 U_1 、 U_2 进行异或操作得到 U_R ，对 U_R 重新进行信道编码输出 C_R 、交织输出 D_R 、差分调制输出 X_R ，最后将 X_R 发送至基站。

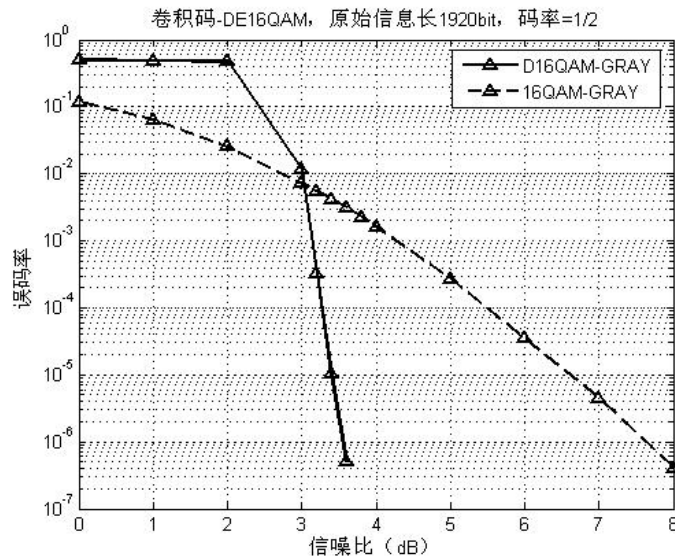


图4.1.1-3卷积编码， $K=1920$ ，DE-16QAM与16QAM调制方式的性能对比(AWGN)

方案中我们采用的是卷积码网络编码与16QAM调制，仿真后，得出引入差分调制后，GRAY映射方案取得了进一步性能增益，在 $BER = 4 \times 10^{-7}$ 时差分方案较非差分方案约4.5 dB的性能增益。

LDPC乘积码网络编码

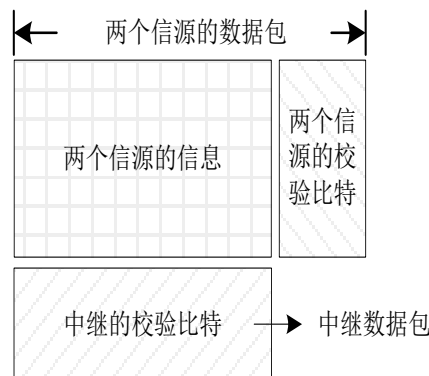


图4.1.1-4 乘积码结构

乘积码可以看作是每行与每列独立编码的一组矩阵，两个信源节点的编码信息可以看作是中继编码矩阵的行向量。中继节点采用乘积编码原理对两个信源节点的原始信息进行LDPC编码的联合信道-网络编码，用以产生额外编码冗余信息，并将编码数据放置于编码矩阵的列向量。中继节点仅向基站转发所产生的额外编码冗余信息。

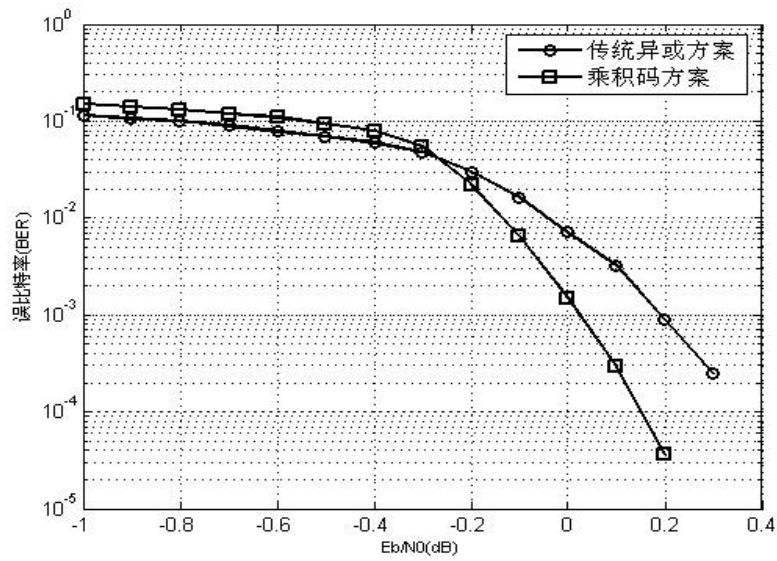


图4.1.1-5 AWGN信道下LDPC乘积码与异或编码性能对比

从图4.1.1-5可以看出，在码率为1/2, 码长为1440bit, BPSK调制, AWGN信道下, LDPC乘积码较传统异或方案在 $BER = 2 \times 10^{-4}$ 时约有0.2 dB性能增益。

4.1.2 基于双向中继信道(TWRC)场景

双向中继信道 (TWRC) 场景介绍

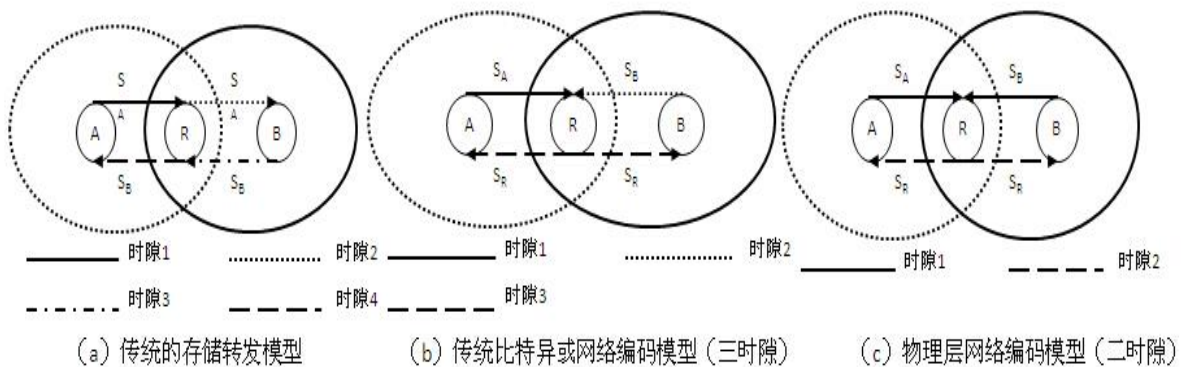


图4.1.2-1双向中继信道

由上图4.1.2-1我们可以看出物理层网络编码模型采用更少的时隙完成系统信息传递，因而可以获得更高的系统吞吐量。

双时隙比特物理层网络编码

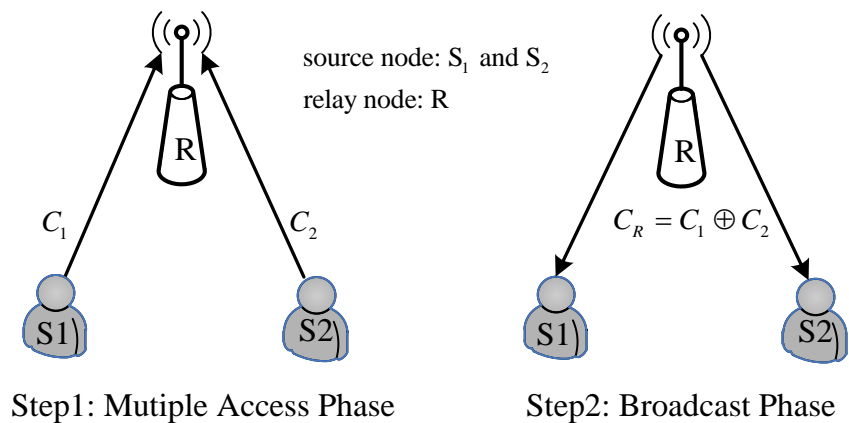


图4.1.2-2 双时隙比特物理层网络编码

- 多址接入阶段：两用户同时向中继发送信息；
- 广播阶段：中继接收到叠加的用户信息，采用物理层网络编码技术，将两个用户原始信息的异或广播给用户节点。

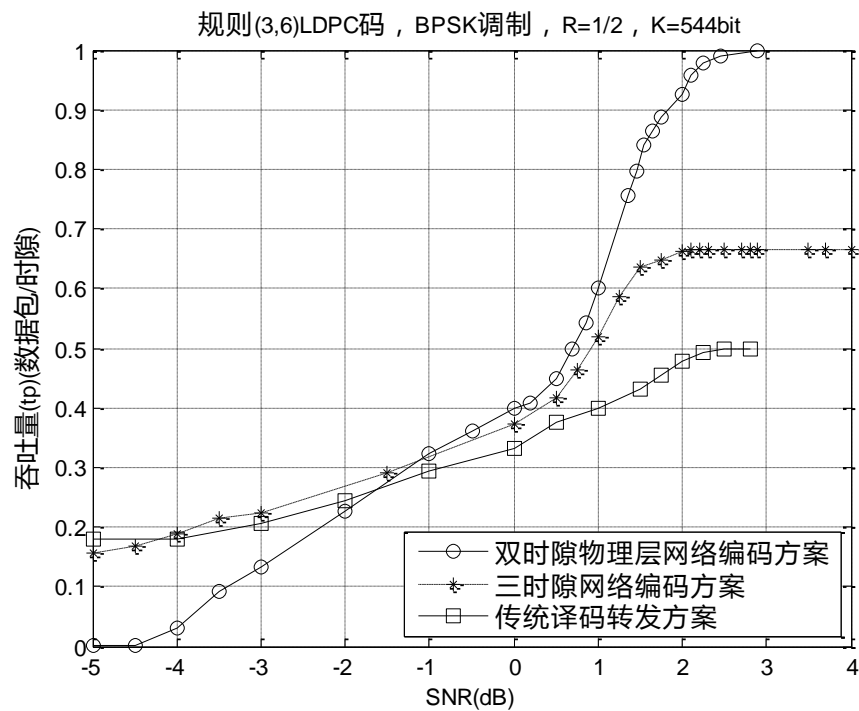


图4.1.2-3 AWGN信道下系统吞吐量比较

AWGN信道下，二时隙物理层网络编码方案相较于译码转发（DF）方案和三时隙网络编码方案，大幅度地提升了系统吞吐量。

4.2 系统级设计，用户配对，路由选择，调度与资源分配

4.2.1 路由选择方案

4.2.1.1 网络编码在多用户多中继上行传输中的应用

在包含有中继Relay节点的通信系统中，一个小区内可能存在多个Relay节点。多用户多中继上行传输模型如图4.2.1-1所示。此时Relay节点和Relay UE之间如何配对合作进行编码操作成为影响网络编码效果的重要因素。

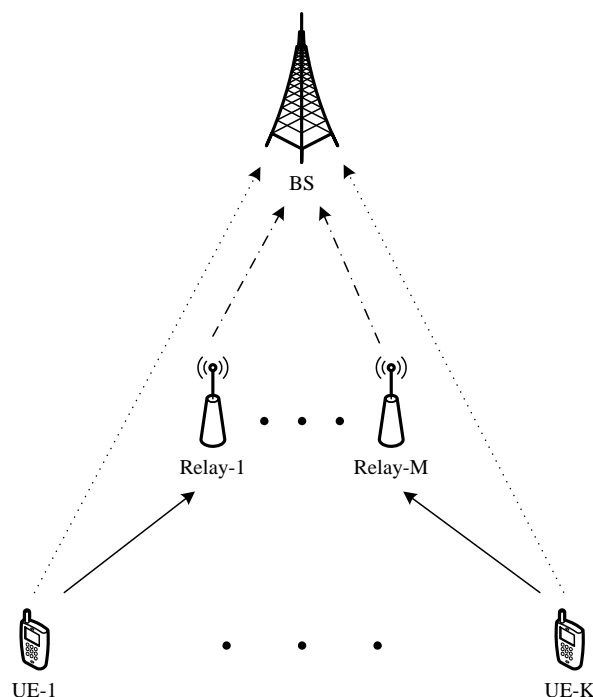


图4.2.1-1 多中继多用户的小区通信模型

网络编码的路由选择，是指对应于小区内的一对适合做网络编码的UE，从多个Relay节点中选出一个Relay作为上述UE对进行网络编码的节点。由于网络编码的重要优点是节省资源提高了网络的吞吐量，所以在本次研究中我们将最大化系统的和容量sum-capacity作为路由选择的优化目的。网络编码等效SINR与和容量sum-capacity的计算公式可参考4.2.1.2 小节。

4.2.1.2 路由选择方案

在LTE-A系统中，扇区内的UE经过切换操作后划分为Macro UE和Relay UE，Relay UE还可能分别与不同的Relay节点建立了服务关系。先只考虑对Relay UE使用网络编码。一种自然的想法是同一Relay服务区内的Relay UE之间两两配对，通过该Relay进行网络编码操作。以Relay UE到eNB的直连链路SINR为依据，一个高SINR的UE和一个低SINR的UE配合进行网络编码的效果最好。这是不做路由选择时的网络编码配对方法，我们将其作为比较的基准之一，其步骤可以归纳为：

- 1) 扇区内的UE分别切换到eNB或者各个Relay的服务区中。
- 2) 在每个Relay服务区中的Relay UE中,将这些Relay UE按照到eNB的直连链路SINR划分为强用户和弱用户两组,两组用户数量相等。
- 3) 从强用户组中选出直连链路SINR最好的UE-1,从弱用户组中选出直连链路SINR最差的UE-2,两者配对进行网络编码。将UE-1和UE-2分别从强、弱用户组中删除。
- 4) 重复步骤2、3直到每个Relay下网络编码用户对数达到事先设定的数目。

路由选择方案:

与网络编码相关的公式如下,公式(4-2-1)和(4-2-2)是强用户网络编码后的等效SINR与容量,其中 Γ_1' 是强用户的等效SINR, Γ_2' 是弱用户的等效SINR, Γ_3 是Relay的backhaul链路SINR;公式(4-2-3)和(4-2-4)是解码转发的等效SINR与容量:

$$\Gamma_1' = \min \{ \Gamma_1; \Gamma_{r,1} \} \quad (4-2-1)$$

$$\Gamma_2' = \min \{ \Gamma_2 + \Gamma_3; \Gamma_{r,2} \}$$

$$C_{sum} = \frac{1}{3} [\log_2(1 + \Gamma_1') + \log_2(1 + \Gamma_2')] \quad (4-2-2)$$

$$\begin{cases} \Gamma_1^{DF} = \min \{ \Gamma_1 + \Gamma_3; \Gamma_{r,1} \} \\ \Gamma_2^{DF} = \min \{ \Gamma_2 + \Gamma_3; \Gamma_{r,2} \} \end{cases} \quad (4-2-3)$$

$$C_{sum} = \frac{1}{4} [\log_2(1 + \Gamma_1^{DF}) + \log_2(1 + \Gamma_2^{DF})] \quad (4-2-4)$$

对等效SINR、容量capacity的计算公式进行分析发现,网络编码中的强用户进行网络编码前后的等效SINR公式发生了变化,其编码后的等效SINR是小于或等于不做网络编码直接解码转发的等效SINR的(见公式(4-2-1)和(4-2-3))。由于地理位置等原因,通常Relay UE的直连链路SINR与Relay的backhaul链路SINR之和 $\Gamma_1 + \Gamma_3$ 要比该UE的接入链路SINR $\Gamma_{r,1}$ 小,即大部分情况下解码转发的等效SINR等于直连链路SINR与backhaul链路SINR之和。如果网络编码强用户的直连链路 Γ_1 比Relay的backhaul链路 Γ_3 小太多,那么得到的网络编码等效SINR Γ_1' 就会比解码转发的等效SINR Γ_1^{DF} 小很多。从容量capacity的计算公式可知,等效SINR变小会导致容量减小。如果等效SINR变小对容量的负面影响超过了网络编码节省时频资源带来容量增益,最终的结果会是做网络编码后容量反而变小了(见公式(4-2-2)和(4-2-4))。所以,强用户的直连链路SINR越大,其进行网络编码后能带来的容量增益越大。我们提出的路由方案就是根据这一结论设计的。

如果限定只在单一Relay的服务区内寻找强用户进行网络编码,这样做的后果是最终做网络编码的UE可能并不是扇区中直连链路SINR最好的Relay UE,所以和容量仍有提升的空间。路由方案针对这点做了改进,其步骤归纳如下:

- 1) 将同一扇区内所有的Relay UE按照直连链路的接收功率强弱分为强用户和弱用户两组,两组用户数量相等。这里使用接收功率而不是SINR作为分组依据是因为此时各Relay UE与各Relay的服务关系需要重新确定,SINR还无法计算。而接收功率与SINR在

一定程度上呈正相关关系。

2) 选定强用户组中接收功率最强的UE-1作为网络编码中的强用户，选择对其有最强接收功率的Relay-1与之建立服务关系。将UE-1从强用户组中删除。

3) 从弱用户组中挑选到Relay-1有最强接收功率的UE-2作为网络编码中的弱用户与UE-1配对进行网络编码，UE-2与Relay-1建立服务关系。将UE-2从弱用户组中删除。

4) 重复步骤2、3直到网络编码用户对数达到事先设定的数目。

4.2.1.3 仿真模型、仿真参数与仿真前提条件

为了简化仿真，我们设定不做路由选择时，每个Relay的服务区内最多只有一对UE做网络编码，如果Relay服务区内的Relay UE少于2个，则不做网络编码。做路由选择时，同一扇区内做网络编码的UE对的数目与不做路由选择时相同。

按如下方法设置用户撒点：

每扇区24个UE，随机分布在扇区中。将Macro UE数目固定为8个，其他16个UE是Relay UE，他们与各个Relay的服务关系由切换结果或路由选择结果决定。

4.2.1.4 路由选择方案大尺度仿真结果

根据上节的仿真参数，仿真得到了解码转发、不做路由选择的网络编码和做路由选择的网络编码这三种情况下对应的Relay UE的SINR和Capacity的CDF曲线图，如图4.2.1-2、图4.2.1-3所示。值得指出的是，图4.2.1-2、图4.2.1-3只对做了网络编码的Relay UE的SINR和Capacity做了统计。

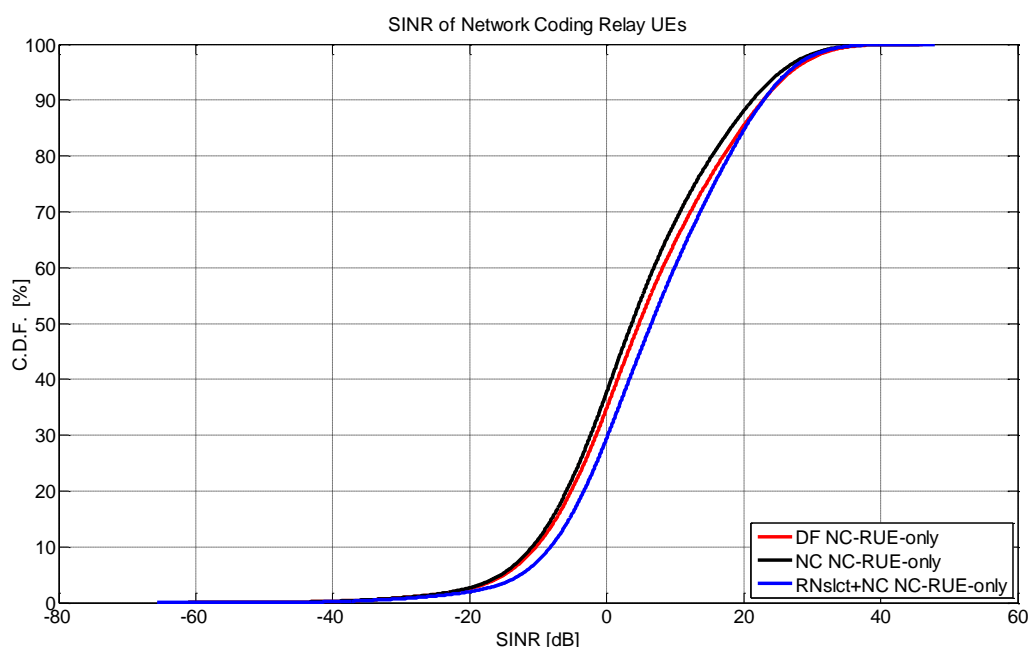


图 4.2.1-2 SINR-CDF 曲线比较（仅含网络编码的 Relay UE）

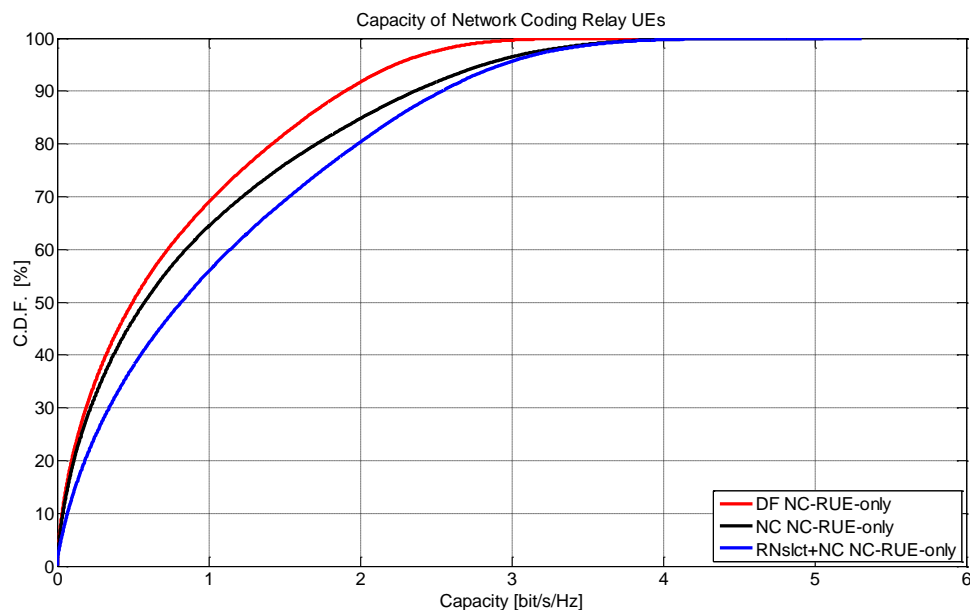


图 4.2.1-3 Capacity-CDF 曲线比较（仅含网络编码的 Relay UE）

通过图4. 2. 1-3可以发现，与不做网络编码只做解码转发相比，做网络编码后UE的容量有明显的提升；与不做路由选择直接网络编码相比，做路由选择的网络编码后UE的容量又有更进一步的提升。上述两图只对做了网络编码的Relay UE进行统计，下面将所有的Relay UE（包括未做网络编码只通过Relay解码转发的Relay UE）纳入考虑，其Capacity的CDF曲线如图4. 2. 1-4所示：

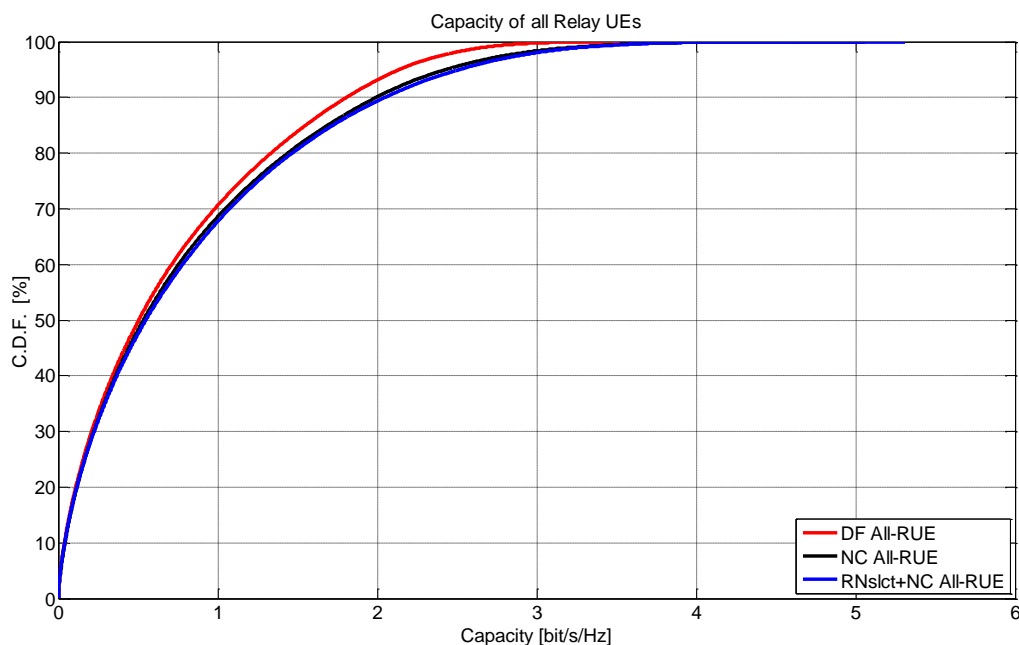


图 4.2.1-4 Capacity-CDF 曲线比较（包含所有的 Relay UE）

分析图4. 2. 1-4可以发现，与不做网络编码只做解码转发相比，做网络编码后UE的容量有比较明显的提升；与不做路由选择直接网络编码相比，做路由选择的网络编码后UE

的容量只有稍许提升。比较图4. 2. 1-3、图4. 2. 1-4可知，做路由选择可以显著提高进行网络编码的Relay UE的容量，即使得网络编码的效果更加明显；而这种网络编码效果提升的代价是稍微降低其他不做网络编码的Relay UE的容量。但是从总体上来看，与不做路由选择直接网络编码相比，路由选择并没有使系统的和容量下降，甚至稍有提高。所以说对网络编码的路由进行选择是优化网络编码效果的一种有效途径。

5 自适应编码调制和 HARQ 增强

5.1 基于 Rateless 码的自适应编码

Spinal码是一种在时变信道中适用的无速率码，是一种逼近香农容量限的好码。其核心是对输入消息比特连续使用伪随机哈希函数结合高斯映射函数不断产生伪随机截断的高斯符号。相比于现存的信道编码，Spinal码可以在码长很短的条件下逼近香农容量。在较好的信道条件下，Spinal码的性能是优于现存的信道编码加高阶调制方案的。

Spinal码的编码器如图5. 1-1所示：

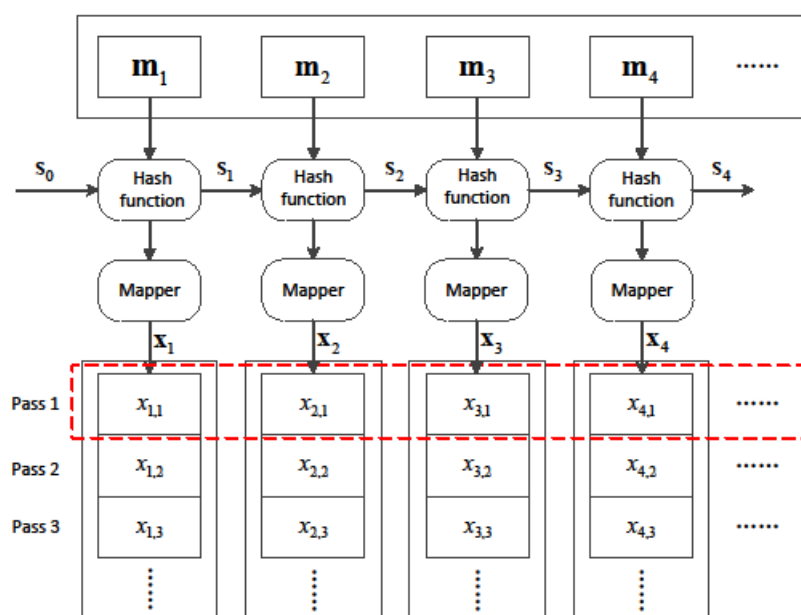


图 5.1-1 Spinal码的编码器

n -bit信息序列首先分割成等长的 n/k 个信息段，然后通过以 s_0 为初始状态的hash函数，

$h: \{0,1\}^v \times \{0,1\}^k \rightarrow \{0,1\}^v$ ，依次生成 n/k 个 v -bit hash状态。之后通过高斯映射[2]，

$f: \{0,1\}^v \rightarrow \mathbf{X}^{v/c}$ ，按照每 c 个比特映射成一个截断的高斯符号的方式，将二进制的hash向量映射成信道输入。

Spinal码的传输以pass为单位，如图5. 1-1中所示的红色虚线框所示。每一个传输单元为一个pass，传输至接收端能够正确译码为止。

由编码结构可以看出，Spinal码的码结构类似卷积码的结构，也是一个树码，但是由于状态数过大，使得基于Trellis结构的译码器（Vitebi译码，BCJR译码）无法应用。第一个Spinal的实际译码算法是一个基于码树搜索的贪婪算法，被称为bubble译码器。该算法在截断后的每一层中搜索 $B2^k$ 个节点。因此其复杂度为 $O(nB2^k(\log B + k + v))$ 。

为了降低译码的复杂度，我们提出了一个基于树结构码的堆栈译码的前向堆栈译码（forward stack decoding, FSD）算法。该算法的主要思想如下：将码树分割成 $\left\lceil \frac{n}{kD} \right\rceil$ 个层，除最后一层外的每一层由D深度的码树部分组成（当 $D|(n/k)$ 时，最后一层的深度也为D）；之后在每一层进行以ML量度为度量的堆栈译码，找到一个在该层最优的D深度节点，并将其与另外B-1个节点D深度次优节点作为下一层的初始译码节点；若在某一层中，在堆栈溢出之前无法找到最优的D深度节点，则将该层的译码过程中已找到的B个D深度节点输出至下一层。

$n=48$ ， $k=8$ 的Spinal码经过bubble译码器和FSD译码器在实高斯信道下的速率性能和复杂度仿真分别如图5.1-2和图5.1-3所示，其中两个译码器的参数B为16，FSD译码器的最大堆栈长度为6656。

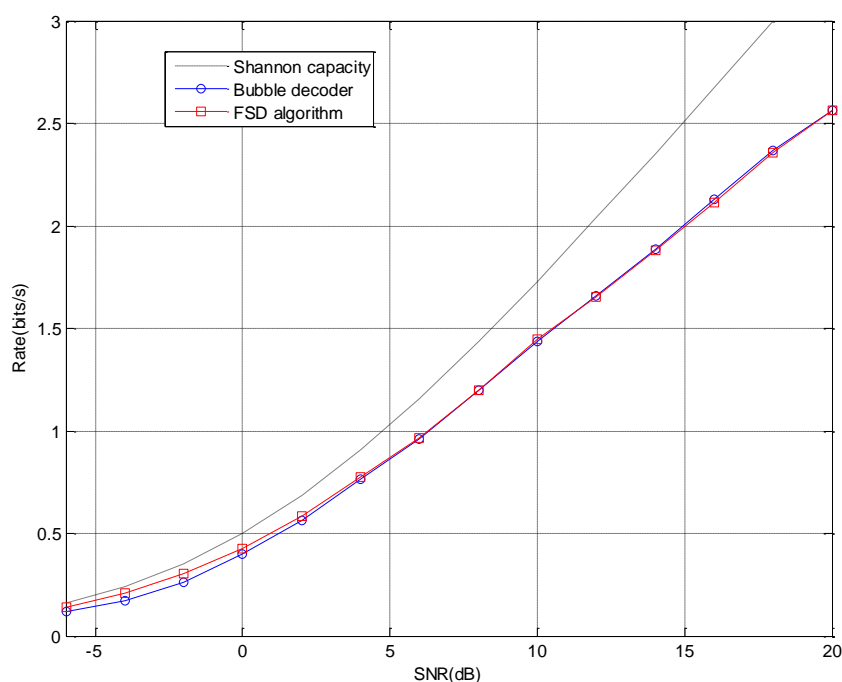


图5.1-2 Bubble译码和前向堆栈译码算法性能比较

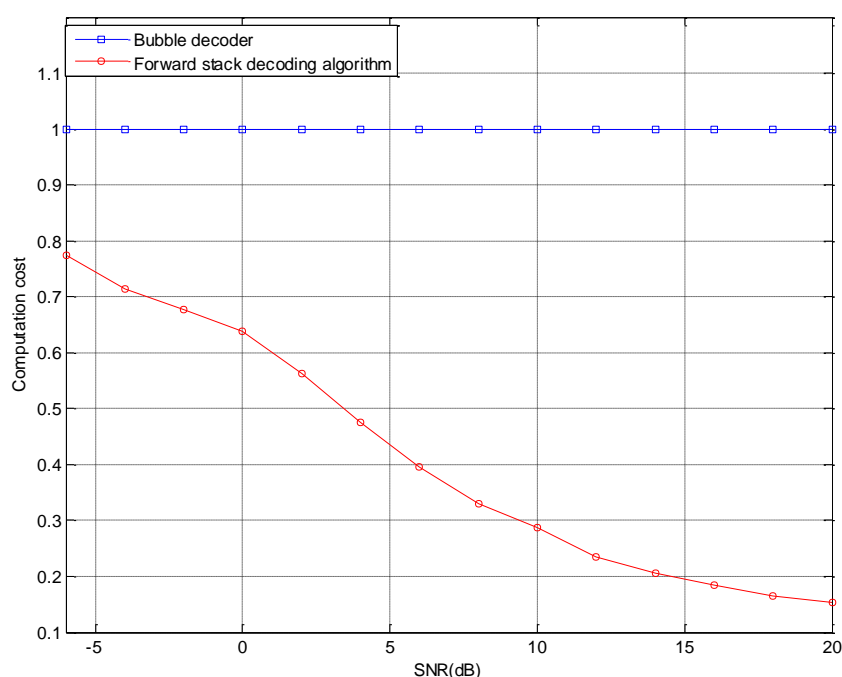


图5.1-3 Bubble译码和前向堆栈译码算法复杂度比较

由于每一次进行bubble译码的计算量（将算法访问码树中的点的个数看做计算量）为固定值，因此图5.1-3中的复杂度按照以bubble译码器的计算量为标准1进行归一化。可以看出，FSD译码器和bubble译码器的速率性能相同，复杂度则大为降低。随着信噪比的增加，FSD译码器的运算量降低。在SNR为20 dB时，FSD译码器的运算量仅仅为bubble译码器的15.37%。

5.2 码率兼容（rate-compatible）的 LDPC 码

在第四代移动通信中采用了新型信道编码——四代移动通码，比第二代移动通信中的卷积码有了很大的性能提升。然而，Turbo码存在错误平层（error floor）效应，不能很好支持对误码率要求更低的数据业务。此外Turbo码的MAP译码基于串行译码方法，也不适应高吞吐量的数据业务。

有鉴于此，我们提出了一种可以支持多种码率和码长的LDPC码构造方式。通过这种方式构造出来的LDPC码，母码码率为1/2，对其校验位进行打孔可以实现从1/3~5/6的码率。信息位长度可由192~9040比特。通过对一个统一的矩阵进行变形、对校验位进行打孔可以实现上述变长、变速率的LDPC编码构造。

对于母码的构造，我们提出了一种结构化LDPC码的编码方法。该方法是先根据码率和码长要求，确定需要构造的基础矩阵 \mathbf{H}_b 的行数 m_b 和列数 n_b ，并采用密度演化算法确定基础矩阵 \mathbf{H}_b 的列重量分布；再构造一个与基础矩阵 \mathbf{H}_b 相对应、结构相同的原始基础

矩阵（也称为掩码矩阵） \mathbf{H}_b^{MASK} ；然后根据原始基础矩阵 \mathbf{H}_b^{MASK} 生成基础矩阵 \mathbf{H}_b 后，对该基础矩阵 \mathbf{H}_b 进行存储处理；再对基础矩阵 \mathbf{H}_b 进行修正，得到修正变换后的基础矩阵 \mathbf{H}_b' ，使该修正后的基础矩阵 \mathbf{H}_b' 中的所有元素值都小于低密度校验码的扩展因子 z ；再对修正后的基础矩阵 \mathbf{H}_b' 进行扩展，得到实际编码时使用的 $(m_b \times z)$ 行 $(n_b \times z)$ 列的校验矩阵 \mathbf{H} ；最后利用校验矩阵 \mathbf{H} 对数据进行编码，得到结构化低密度奇偶校验码。该编码方法简单、实用，可得到多种码长、误帧率性能良好的LDPC码，节省存储空间，减少编码复杂度。

具体操作步骤如下：

步骤1，根据码率 R 和码长 N 的要求，确定需要构造的基础矩阵 \mathbf{H}_b 的行数 m_b 和列数 n_b ，并采用密度演化算法确定基础矩阵 \mathbf{H}_b 的列重量分布；其中，码率 R 的计算公式为： $R = K / N$ ，校验比特 M 的长度为： $M = N - K$ 。

步骤2，构造一个与基础矩阵 \mathbf{H}_b 相对应、且结构相同的原始基础矩阵 \mathbf{H}_b^{MASK} ：该原始基础矩阵 \mathbf{H}_b^{MASK} 也是一个 m_b 行 k_b 列的矩阵，且其列重量与基础矩阵 \mathbf{H}_b 相同；该原始基础矩阵 \mathbf{H}_b^{MASK} 是由对应于信息比特的 m_b 行 k_b 列的第一个子矩阵 \mathbf{A} 和对应于校验比特的 m_b 行 m_b 列的第二个子矩阵 \mathbf{B} 组成，即 $\mathbf{H}_b^{MASK} = [\mathbf{A} | \mathbf{B}]$ 。

步骤3，根据原始基础矩阵 \mathbf{H}_b^{MASK} 生成基础矩阵 \mathbf{H}_b ：先将“1”填充到原始基础矩阵 \mathbf{H}_b^{MASK} 中“0”的位置上，再在原始基础矩阵 \mathbf{H}_b^{MASK} 中“1”的位置上配置不同的循环移位矩阵的偏移量，由此得到基础矩阵 \mathbf{H}_b 。其中，偏移量的配置和选择的方法如下：

- ✓ 3-1 先将基础矩阵 \mathbf{H}_b 看成是由对应于信息比特的 m_b 行 $(n_b - m_b)$ 列的系统位子矩阵 \mathbf{H}_b^{system} 和对应于校验比特的 m_b 行 m_b 列的校验位子矩阵 \mathbf{H}_b^{parity} 所组成，即： $\mathbf{H}_b = [\mathbf{H}_b^{system} | \mathbf{H}_b^{parity}]$ ；
- ✓ 3-2 第一个子矩阵 \mathbf{A} 和第二个子矩阵 \mathbf{B} 分别进行变换处理，得到系统位子矩阵 \mathbf{H}_b^{system} 和校验位子矩阵 \mathbf{H}_b^{parity} ；
- ✓ 3-3 在第二个子矩阵 \mathbf{B} 中列重量为3的那一列元素中，中间的“1”位置上填充一个正整数，其余的“1”的位置上均填充“0”；在第一个子矩阵 \mathbf{A} 中，“1”位置上填充的偏移量数值是采用下述二次项计算公式得到的：

$$h_{ij}^b = (C_1 \times i^2 + C_2 \times j^2 + C_3 \times i \times j + C_4 \times i + C_5 \times j + C_6) \bmod(z_{\max})$$

式中， h_{ij}^b 是系统位子矩阵 \mathbf{H}_b^{system} 中第 i 行、第 j 列的元素，各个系数 C_i 均为非负整数，下标 i 为各个系数的序号； z_{\max} 为扩展因子 z 可取得的最大值，mod为求余运算符号；

- ✓ 3-4 根据使所得到的 h_{ij}^b 尽量离散化的原则，选取各个系数 C_i ， $i=1, 2, \dots, 6$ ，以使所构造出来的基础矩阵 \mathbf{H}_b 的最短环长 ≥ 6 ；如果选取的系数 C_i 不能满足该条件，则返回步骤（3-3），继续调整、配置上述二次项的系数，直到满

足下述条件：使所构造的基础矩阵 \mathbf{H}_b 的最短环长 ≥ 6 。最后得到的 h_{ij}^b 计算公式如下：

$$h_{ij}^b = (1 \times i^2 + 0 \times j^2 + 11 \times i \times j + 13 \times i + 50 \times j + 50) \bmod(z_{\max})$$

式中，扩展因子 z 可取最大值 $z_{\max} = 565$ 。

步骤5，对基础矩阵 \mathbf{H}_b 进行修正处理，得到修正变换后的基础矩阵 \mathbf{H}_b' ，以使该修正后的基础矩阵 \mathbf{H}_b' 中所有元素的值都小于低密度校验码的扩展因子 z ；该修正变换后的基础矩阵 \mathbf{H}_b' 中第 i 行、第 j 列的元素 $(h_{ij}^b)_{\text{modified}}$ 的计算公式为：

$$(h_{ij}^b)_{\text{modified}} = \left\lfloor (h_{ij}^b) \times \frac{z}{z_{\max}} \right\rfloor$$

式中， $\lfloor \cdot \rfloor$ 为向下取整的运算符号，扩展因子 $z = \left\lceil \frac{K}{k_b} \right\rceil$ ， $\lceil \cdot \rceil$ 为向上取整的运算符号， K 是信息比特长度， k_b 是对应于信息比特的第一个子矩阵 \mathbf{A} 中的列重量。

步骤6，对修正变换后的 m_b 行 n_b 列的基础矩阵 \mathbf{H}_b' 进行扩展，得到实际编码时所需使用的 $(m_b \times z)$ 行 $(n_b \times z)$ 列的校验矩阵 \mathbf{H} ；

步骤7，利用校验矩阵 \mathbf{H} 对待编码的数据进行编码，得到结构化低密度奇偶校验码。

相对于并行级联或者串行级联实现低码率的方式来说，扩展矩阵的方式硬件上实现简单，且更容易应用于 HARQ 系统，因此我们采用扩展矩阵的方式实现低码率。

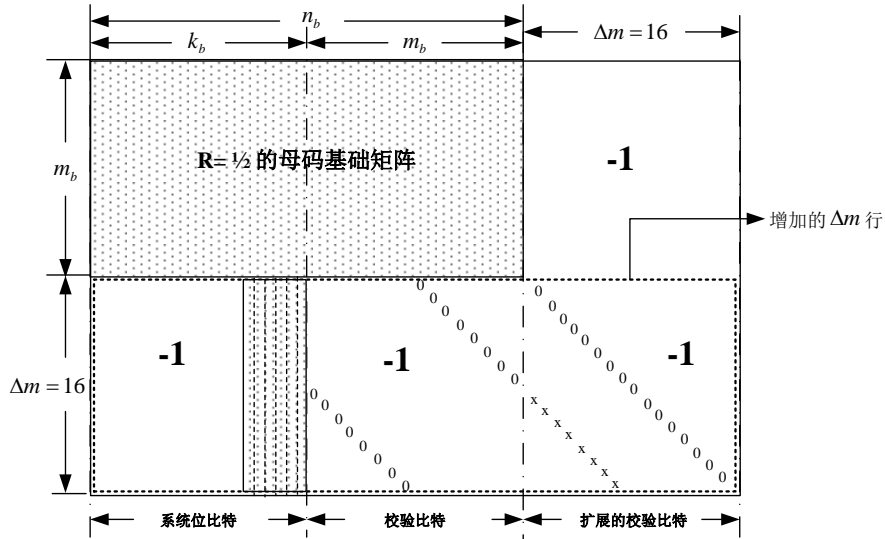


图 5-2.1 扩展的矩阵结构

具体扩展方式如下所示：

步骤1：在 \mathbf{H}_b' 的最后一行和最后一列后分别添加 Δm 和 Δm 列，这里 $\Delta m = 16$ （编码后速率为 $1/3$ ）得到大小为 $(m_b + \Delta m) \times (n_b + \Delta m)$ 的扩展后的基础矩阵 $\mathbf{H}_b^{\text{uniform_extension}}(\Delta m)$ ， $\mathbf{H}_b^{\text{uniform_extension}}(\Delta m)$ 如图5-2.1。

步骤2：计算扩展因子 $z = \lceil K/k_b \rceil$ 。

步骤3： $\mathbf{H}_b^{\text{uniform_extension}}(\Delta m)$ 可以被修正为 $\mathbf{H}_b^{\text{modified_extension}}(\Delta m)$ 。 $\mathbf{H}_b^{\text{modified_extension}}(\Delta m)$ 是 $((n_b + \Delta m)z, k_b z)$ 的LDPC码的基础矩阵。

为得到码率大于1/2的码字，可以采用对1/2码率的码字的校验位进行打孔的方式。打孔的位置是打孔LDPC码性能的一个关键要素。这里采用分块均匀打孔的方式。

首先将母码码字平均分为 n_b 块，每块的大小为 z ，依次编号为 $0, 1, \dots, n_b - 1$ （这里 $n_b - 1$ 是31），然后对校验部分（编号16~ $n_b - 1$ ）按照分块均匀打孔的方式进行打孔，以2/3码率为例，如图5.2-2，空白部分为打掉的数据块：

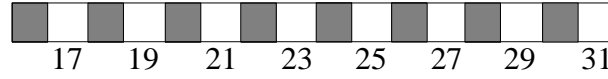


图 5-2.2 码率为 2/3 的码字的校验位打孔位置

按照这种思路，设计大小为 m_b 的打孔样式矢量 \mathbf{P} 如下：

$\mathbf{P} = [17, 19, 21, 23, 25, 27, 29, 31, 18, 24, 22, 28, 30, 20, 26]$ 。

预定义以下参数： $k = \text{floor}(y/z)$ ； $m = y \bmod z$

则 y 比特的母码中的打孔位置如下定义：

$P(0) \times z : (P(0) + 1) \times z - 1$,	(第一个 z 比特删除)
$P(1) \times z : (P(1) + 1) \times z - 1$,	(第二个 z 比特删除)
$P(k-1) \times z : (P(k-1) + 1) \times z - 1$,	(第 k 个 z 比特删除)
$P(k) \times z : P(k) \times z + m - 1$.	(m 比特删除)

按照 \mathbf{P} 中的顺序依次去除 i 块 $z \times z$ 大小的码字块 ($i = P(1), P(2) \dots P(k-1)$)，最后第 k 块码字如果不足 z 位，则删除第 $P(k)$ 块前 m 位比特。

为了验证提出的码率兼容的结构化LDPC码的性能，在AWGN信道下进行了大量的仿真。图5-2.3给出了与3GPP Turbo码的性能对比。由图可以看到，我们提出的LDPC码在各种码率都有效降低了Turbo码固有的错误平台，从而能够更好的支持数据业务。

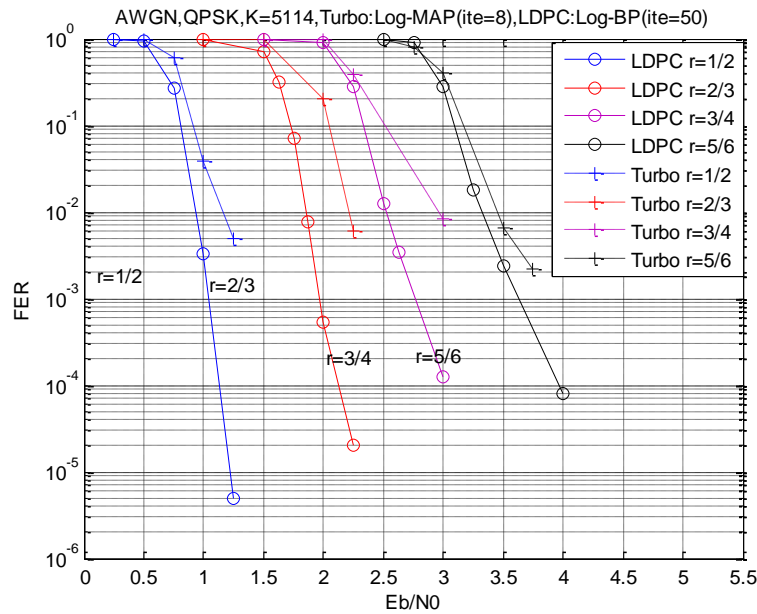


图 5.2-3 提出的码率兼容的结构化 LDPC 码与 3GPP Turbo 码的仿真对比图

• Raptor-like QC-LDPC方案

设计步骤

- 1) 确定Raptor-like Structure参数，例如
 - 参数1: $K_c = 25 \cdot b$, $N_c = 75 \cdot b$, $g = 4$, 最高码率25/29, 最低码率25/75
 - 参数2: $K_c = 20 \cdot b$, $N_c = 120 \cdot b$, $g = 4$, 最高码率20/24, 最低码率20/120
- 2) 结合MET-DE分析工具，设计模板矩阵
- 3) 结合环分析工具和实际信道性能测试，设计偏移地址矩阵
 - 面向不同码长
 - 面向不同信道（如单用户AWGN信道，多用户Rayleigh信道）

图5-2.4是一个Raptor-like基础矩阵的例子。

88	278	22	356	206	391	291	45	265	196	123	231	240	398	241	360	205	278	43	260	1	0	0	0
374	212	61	370	332	169	181	289	387	48	204	328	158	126	94	79	134	12	104	174	349	1	0	0
74	360	235	145	282	114	0	93	127	23	376	389	234	352	172	379	165	85	210	0	375	400	1	0
284	365	59	191	331	177	0	81	379	0	363	188	0	0	0	0	71	252	0	0	188	3	251	1
292	351	22	42	113	112	0	124	195	0	0	12	0	0	0	0	14	0	0	0	327	0	0	0
154	252	327	250	97	339	81	0	372	0	0	391	0	0	0	0	0	0	0	0	41	44	0	0
93	11	233	397	150	264	0	0	245	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	306	243	0	0
121	26	213	135	61	228	0	0	33	0	0	108	0	0	0	0	0	0	0	0	37	0	145	0
340	254	383	260	72	74	0	0	253	0	0	0	0	0	222	0	0	0	0	0	318	238	0	0
313	76	44	262	267	65	0	252	324	0	0	0	0	0	0	328	0	0	0	0	0	0	0	0
204	365	9	212	375	108	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	75	167	0	0
42	231	269	11	321	138	0	0	0	211	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	43	0	0
329	208	301	288	0	211	0	0	0	0	0	0	0	0	51	0	0	0	0	0	73	0	0	0
143	35	71	341	0	166	0	0	0	0	0	0	157	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
63	12	16	144	390	216	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	397	0	0	219	0
172	130	341	156	0	41	0	331	0	0	0	0	7	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
371	181	18	377	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	111	0	0	0	174	0	190	0	0
35	39	192	309	0	336	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	7	0	0	0	0	0	0
215	174	378	0	0	0	0	0	0	0	177	0	0	0	0	0	0	0	0	0	308	0	0	0
267	387	0	246	0	165	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	162	0
4	0	359	367	0	0	0	0	0	0	31	0	0	0	0	0	0	0	0	0	85	0	0	275
12	221	155	73	0	0	0	0	0	0	0	0	0	378	0	0	0	337	0	0	0	0	0	0
273	360	91	284	0	0	0	0	0	322	0	0	0	0	0	0	0	0	0	228	0	0	0	0
55	295	91	282	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	232	0	0	0	0	0	115	0
205	69	27	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	364	0	0	0	174	0	0	0	0	0	0
242	103	0	0	0	0	0	0	0	0	287	0	0	0	0	0	0	174	0	0	0	0	51	0
328	98	258	340	0	0	278	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
39	399	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	41	194	0	0	0	181	0
40	312	140	0	0	328	0	0	0	0	0	0	0	0	154	0	0	0	0	0	0	0	0	0
26	268	353	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	37	0	0	0	0	0	0	200	0
21	5	381	0	0	0	0	0	0	0	0	383	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	332	0
15	240	197	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	382	0	0	0	0	0
146	13	58	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	44	0	134	0	0	0
40	81	229	0	0	0	163	0	0	0	0	0	0	0	0	288	0	0	0	0	0	0	0	0
364	227	75	0	0	0	0	0	0	0	124	0	0	225	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
114	0	0	293	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	63	0	0	0	0	393	0	0	0	0
160	149	10	0	0	0	0	213	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
293	151	0	0	0	0	0	136	0	0	0	0	181	0	0	0	0	0	0	205	0	0	0	0
327	130	0	0	0	0	0	0	0	383	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	209	0

图 5.2-4 Raptor-like基础矩阵的例子

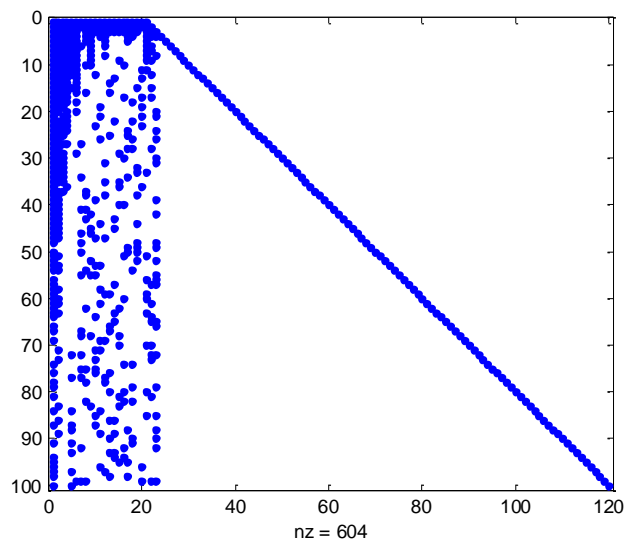


图 5.2-5 整个的基础矩阵

图 5.2-5 是整个的基础矩阵，参数： $K_c = 20 \times b$ ， $N_c = 120 \times b$ ， $g = 4$ ，最高码率 $20/24$ ，最低码率 $20/120$ 。模板矩阵具有完全下三角结构，信息比特码长： $K_c = 20 \times b = 8000$ 。

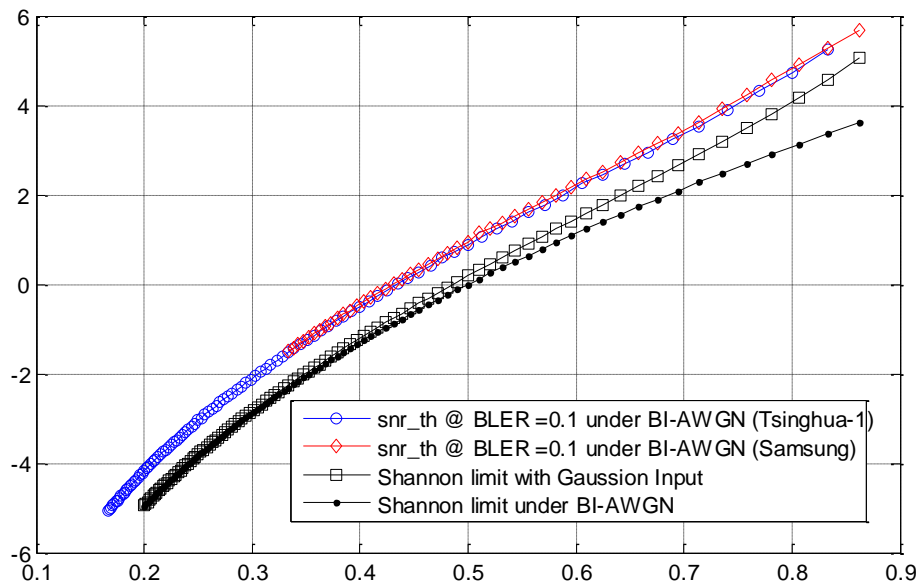


图5.2-6 设计的Raptor-like QC-LDPC的门限性能

设计的LDPC码（Tsinghua-1）码率从20/24至20/120均具有逼近容量的门限性能，如图5.2-6所示。与DE分析工具预测的门限性能一致。可设计不同码长、不同码率兼容的Raptor-like QC-LDPC码。

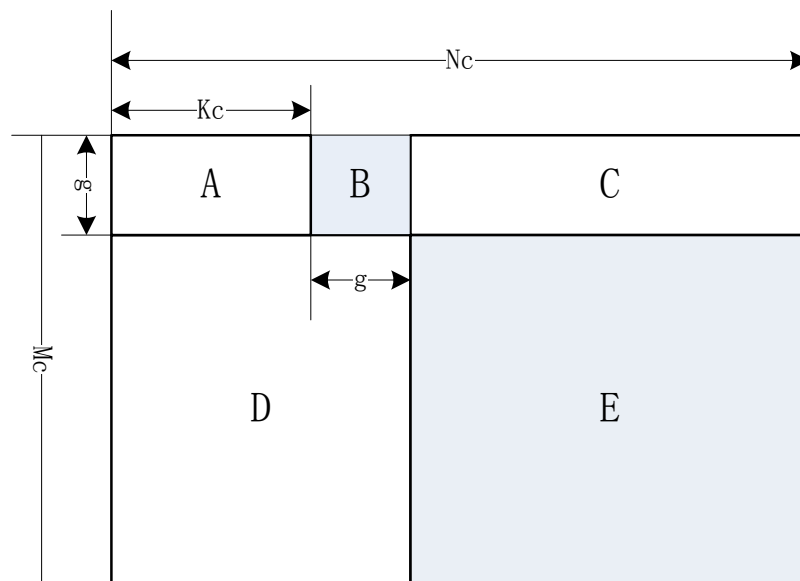


图5.2-7 Raptor-like QC-LDPC的基础矩阵的主要尺寸

根据Raptor-like QC-LDPC的基础矩阵的结构，建议设计两个基础矩阵。分别有两套参数。

参数1:

- $N_c = 72$
- $K_c = 24$, $M_c = 48$
- $g = 3$

- 最高码率 $K_c/(g+K_c) = 8/9$
- 最低码率 $K_c/N_c = 1/3$
- $b = 200$ ，信息比特位长度4800比特，替换LTE-Turbo码
- 可兼顾orthogonality特征
- 适于高谱效，高阶调制

参数2:

- $N_c = 72$
- $K_c = 12$, $M_c = 60$
- $g = 4$
- 最高码率 $K_c/(g+K_c) = 3/4$
- 最低码率 $K_c/N_c = 1/6$
- $b = 12/24/36\cdots$ ，信息比特位长度144/288/432 \cdots 比特，适于PRB填充
- 适于低谱效，低阶调制

5.3 工程优化

5.3.1 自适应调整相关参数集合

未来的无线通信系统需要适应丰富多样的应用场景。不同场景下，服务质量(QoS)/用户体验质量(QoE)的要求、数据速率要求、传输包大小、接入的用户数等各有不同。比如物联网中大量作为工农业控制用途的传感器可能要求通信系统具有超可靠特性，大型购物广场可能要求很高的单位体积容量和设备之间的互动通信，实时远程控制对时延要求较高。总之，复杂多样的应用场景要求更为灵活可变的通信系统。通过自适应地调整系统参数可以更好地满足未来的需求。相关的参数包括：

- 频谱效率
- 传输时延
- 传输可靠性
- 能耗
- 接入用户数目
- 数据包大小
- 信令开销

5.3.2 基于 BER 估计

本小节使用译码后比特的对数似然比LLR求得传输块TB的误比特率，根据误比特率进行链路预测。把译码后第 k 个比特的对数似然比记为 u_k 。则一个比特发生错误的概率为 $1/(1+e^{|u_k|})$ 。对所有译码后比特的错误概率求平均，则得到一个TB译码后的误码率 p_b ：

$$p_b = \frac{1}{K} \sum_{k=1}^K p_{b,k} = \frac{1}{K} \sum_{k=1}^K \frac{1}{1 + e^{|\tilde{u}_k|}} \quad (6-3-2-1)$$

为了分析 p_b 与实际误比特率的关系，图5.3.2-1给出了 p_b/ber 的累积分布函数CDF曲线。其中， p_b 是根据式(5-3-2-1)由一个TB译码后的软信息得到的误比特率， ber 是该TB的实际误比特率。实际误比特率由一个TB的错误比特数除以传输块大小得到。注意这里的实际误比特率不是多个TB的平均结果。CDF曲线由5000个TB的结果统计得到，每个TB在AWGN/EPA信道重复传输25次后进行解调解码，然后才进行统计。图5.3.2-1给出了TBS = 152/1000的结果，包括AWGN信道和EPA理想信道估计的结果。图注中BLER/BER分别指误块率和误比特率，这里的BLER/BER则是5000个TB的统计结果。

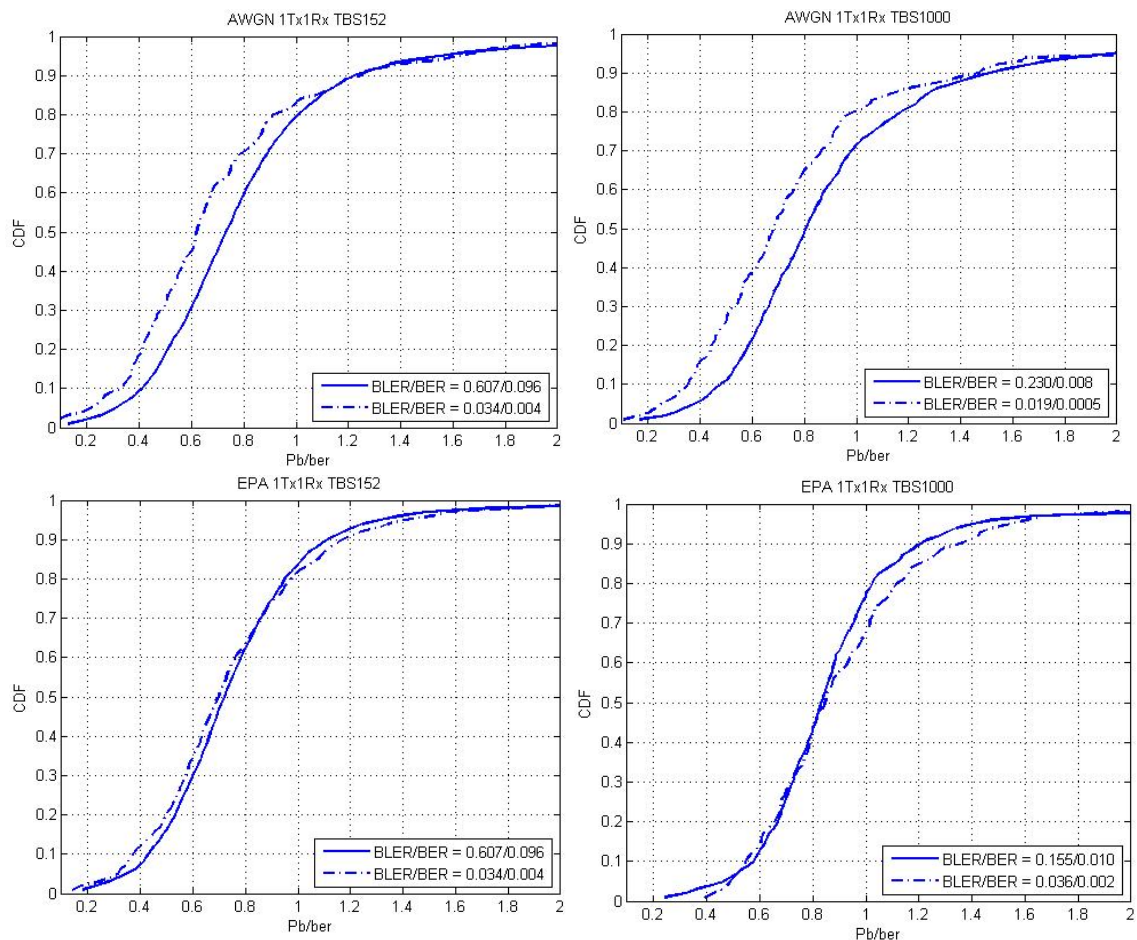


图5.3.2-1 p_b/ber 的CDF曲线

可见， p_b/ber 集中在0.3—1.4之间， p_b 一定程度上反映了一个TB的误比特率 ber 。接下来，我们希望 p_b 能够用于链路预测。在本小节中，使用 p_b 预测HARQ传输的重复传输次数。

通过选择首传的重复次数 N 可以使首次HARQ传输BLER工作点确定下来。如果某一次HARQ传输后终端没能正确接收数据包，那么终端使用 p_b 预测下一次HARQ传输所需要的重复传输次数并反馈给基站。本小节假设预测的重复传输次数 $PredNumRepe$ 由 p_b 通过线

性映射得到：

$$PredNumRepe = p_b * (k * N_0 + b) \quad (5-3-2-2)$$

其中， k 和 b 是待定的系数。通过最小二乘法拟合曲线可以得到 k 和 b 。图6. 3. 2-2给出了AWGN信道下， p_b 和后续所需实际重复次数 $NumRepe$ 的关系和两者的拟合曲线。仿真中，一个传输块的数据包被连续发送直至被正确接收。每一个子帧都记录一次 p_b 和后续所需实际 $NumRepe$ 。图5. 3. 2-2三幅图的信噪比分别是-20dB， -23dB， -26dB， 而TB被正确接收所需实际总重复次数的平均值(对多个传输块求平均)分别为7.05， 13.52， 26.40次。这里，实际总重复次数的平均值即可作为首传重复次数 N_0 。

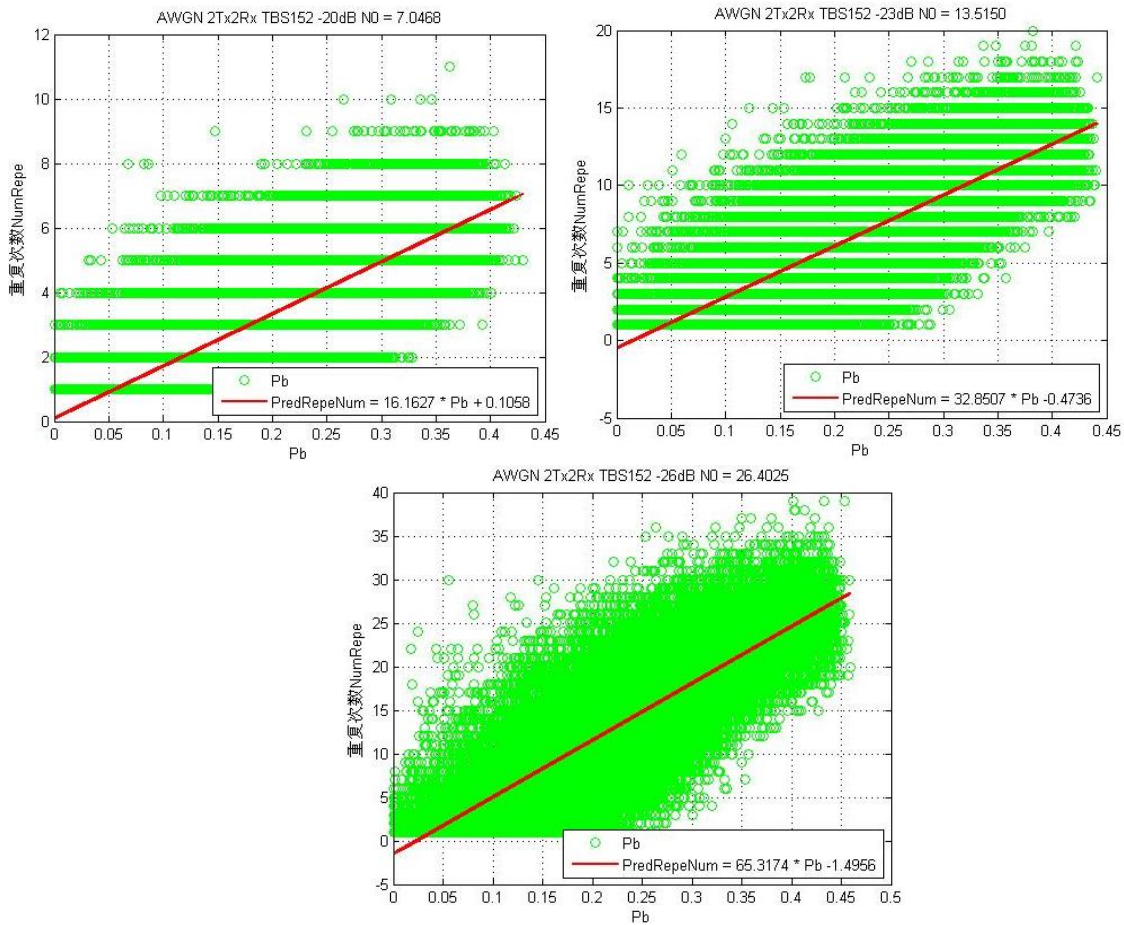


图5.3.2-2 p_b 和重复次数 $NumRepe$ 关系

-20dB， -23dB， -26dB下的 N_0 分别为(7.05， 13.52， 26.40)次， 而通过最小二乘法拟合得到 $k* N_0+b$ 分别为(16.1627， 32.8507, 65.3174)：

$$\text{-20dB: } PredNumRepe = 16.16 * p_b + 0.11 \quad (5-3-2-3a)$$

$$\text{-23dB: } PredNumRepe = 32.85 * p_b - 0.47 \quad (5-3-2-3b)$$

$$\text{-26dB: } PredNumRepe = 65.32 * p_b - 1.50 \quad (5-3-2-3c)$$

根据上面几个式子可以得到

$$PredNumRepe = p_b * (N_0/0.39 - 1.60) \quad (5-3-2-3d)$$

从上式可以看出，预测的重复次数受实际平均总重复次数影响。在衰落信道中，基于译码后比特软信息来计算重复次数，必须获得接收SINR，才能估计总的重复次数。因此可以看到，不管是基于导频的信道质量估计获取重复次数，还是基于译码后软信息来计算重复次数，最终预测结果都会受限于SINR估计精度。

进一步地，分别用式5-3-2-3 a/b/c得到 $PredNumRepe$ ，并与实际 $NumRepe$ 相减得到预测与实际重复次数差异值。图5.3.2-3给出了 $PredNumRepe$ 与实际重复次数 $NumRepe$ 差异值的CDF曲线。图中还给出基于式5-3-3-3d的差异值统计结果，还给出了基于导频的信道质量估计获取的重复次数与实际重复次数的差异统计。

图5.3.2-3把每一个子帧的预测差异都纳入统计范围。可以看出，基于导频和基于BER(式5-3-3-2)预测获取的重复次数，与实际重复次数的吻合度接近。

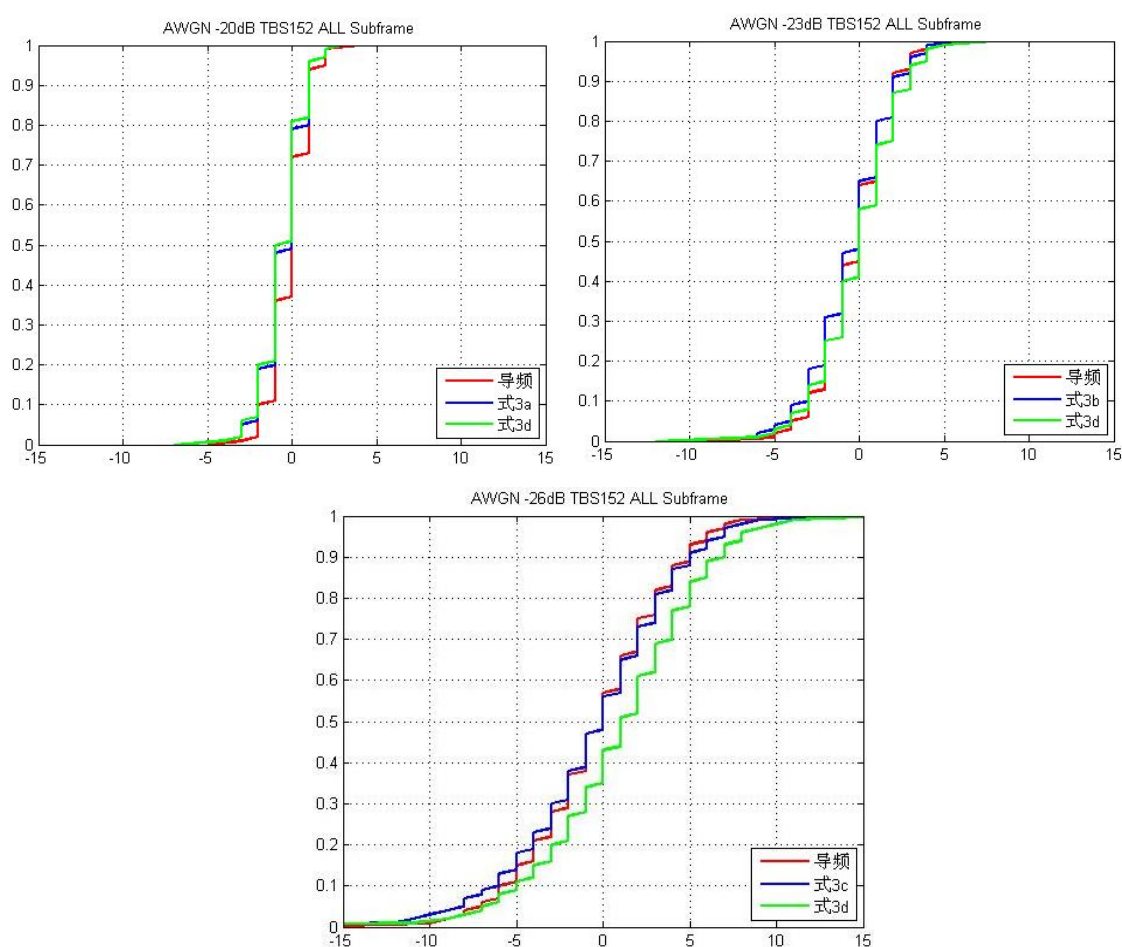


图5.3.2-3 预测与实际重复次数差异值的CDF曲线

5.3.3 基于链路预测的 HARQ

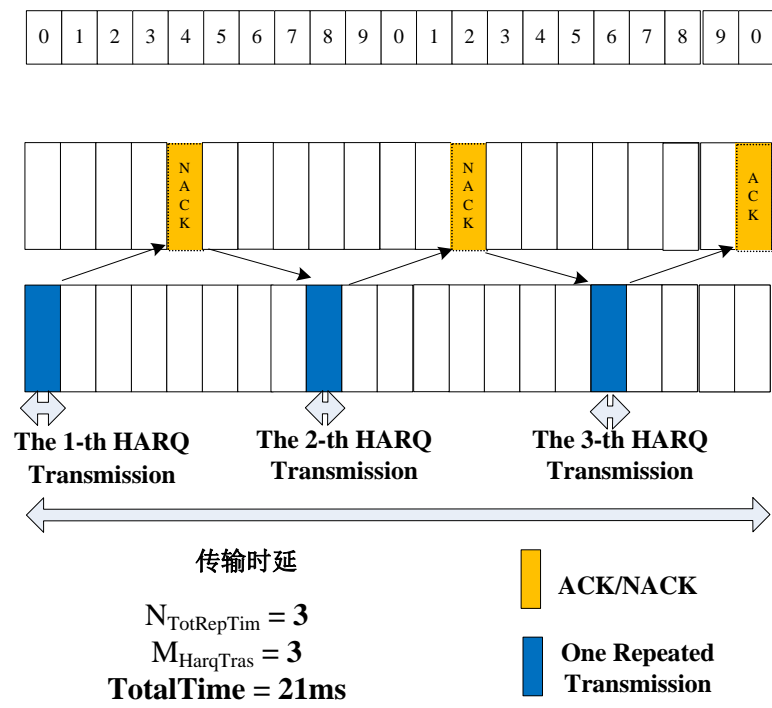


图 5.3.3-1 HARQ传输示意图

如图5.3.3-1所示，在HARQ传输中，发送侧发送一个经过编码调制的传输块，如果接收侧正确接收该传输块，则发送正确接收确认信息ACK；发送侧收到ACK后停止该传输块发送。如果接收侧无法正确接收传输块，则发送错误接收确认信息NACK；发送侧收到NACK后继续发送该传输块。HARQ的传输时延取决于两个参数，即一个传输块正确接收所需的HARQ传输次数 M_{HarqTras} 以及一个传输块正确接收所需的总传输次数 $N_{\text{TotRepTim}}$ 。

在MTC中，存在以下特点：终端发送功率很小且所处环境阴影和衰落比较大、大量长度较小的短包是突发传输的、无法获取信道状态信息。因此需要找到一个好的编码调制和HARQ传输方案。Rateless coding是一个好的方向。

图5.3.3-2是Rateless coding传输的一个方案。该方案可用于MTC覆盖增强。发送侧在多个子帧连续重复发送一个数据包，累计发送 N_i 次后暂停发送。接收侧在接收完 N_i 个重复包后对先前所接收的全部数据进行合并处理。如果接收侧正确接收该传输块，则发送正确接收确认信息ACK；发送侧收到ACK后该包结束发送。如果接收侧无法正确接收，则发送错误接收确认信息NACK；发送侧收到NACK后重复前述过程，直至接收侧正确接收该传输块。

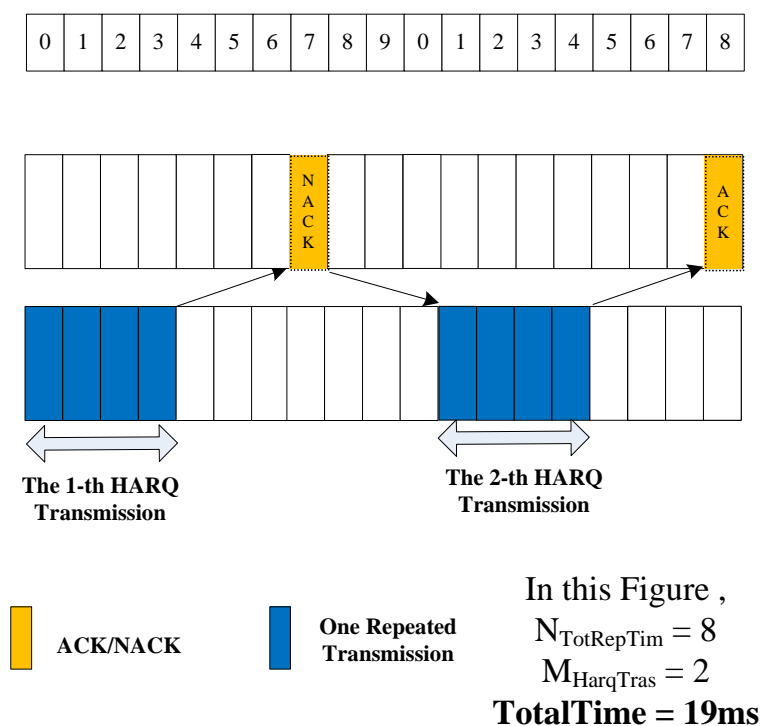


图5.3.3-2 Rateless coding传输的一个方案

上述Rateless coding传输方案中，在一个传输块的传输过程中， N_i 可以是不变的。但是如果合理指定每次HARQ传输的数据包重复次数 N_i 或者其他参数（如码率等等），则可以优化 $N_{\text{TotRepTim}}$ 和 M_{HarqTras} ，更好地实现HARQ传输。 N_i 可以使用传统的方法，如基于导频的预测方法；或者使用新的方法，如基于接收数据软信息的预测方法得到。 N_i 可以通过接收侧发送的NACK信息告知发送侧。如图5.3.3-3所示，当接收侧没法正确接收传输块时，发送NACK信息。NACK信息包括三个等级，即NACK1，NACK2，NACK3，分别用于指示发送侧下次HARQ传输的重复次数 $N1$ ， $N2$ ，和 $N3$ 。

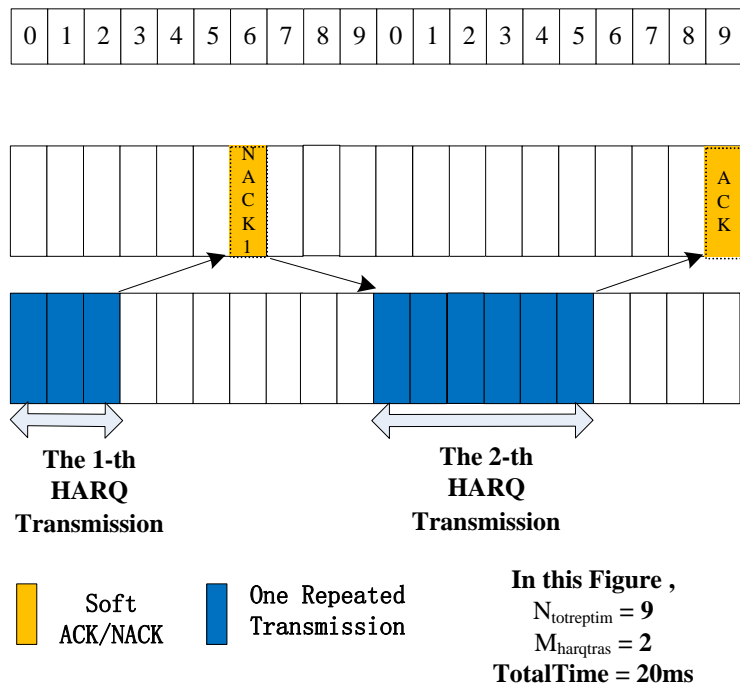


图5.3.3-3 Rateless coding的HARQ传输方案

表5.3.3-1对比了两种方案HARQ传输方案的参数 M_{HarqTras} 和 $N_{\text{TotRepTim}}$ 。作为基线方案，方案1中每次HARQ传输的重复传输次数 N_i 固定不变且等于 N_0 。而方案2中，发送侧首次HARQ传输的重复次数为 N_0 。当接收侧无法正确接收传输块时，接收侧发送NACK信息指示下次HARQ传输的重复传输次数。NACK信息包括三个等级，即NACK1/NACK2/NACK3，分别对应重复传输次数 $N_1/N_2/N_3$ 。表5.3.3-1给出的是 $\text{SNR} = -20\text{dB}$ ，EPA信道下的仿真结果。UE速度为 0.54km/h ，理想信道估计。

对比仿真例2和3，在 $N_{\text{TotRepTim}}$ 相近且维持在较低水平(对比仿真例1)的情况下，采用方案2使 M_{HarqTras} 由3.3次降低到约2.4次，下降约27%。对比仿真例4和5，采用方案2同时降低了 $N_{\text{TotRepTim}}$ 和 M_{HarqTras} 。都降低了大约11%。通过接收侧预测HARQ传输的重复传输次数，方案2更好地实现了MTC覆盖增强场景的HARQ传输。

表5.3.3-1 EPA信道下仿真结果， 0.54 km/h ，理想信道估计， $\text{SNR} = -20\text{dB}$

仿真例序号	方案1(N_0)/方案2($N_0/N_1/N_2/N_3$)	$N_{\text{TotRepTim}}$	M_{HarqTras}
1	方案1(1)	14.9	14.9
2	方案1(5)	16.6	3.3
3	方案2(5/5/10/15)	16.7	2.4
4	方案1(10)	19.0	1.9
5	方案2(10/5/10/20)	16.9	1.7

5.3.4 部分重传技术

首传时传输TB块的所有turbo编码块。重传时，依据特定重传判断原则，如错码块数超过某个阈值，或者信噪比低于某个阈值等，则传输所有编码块，否则传输TB块的校验包。所有TB编码块的校验包可以是1个TB块内的所有编码块通过异或得到，如图5.3.4-1所示。其优点是校验包长度短，所以需要的重传资源较少，可以提高系统吞吐量。

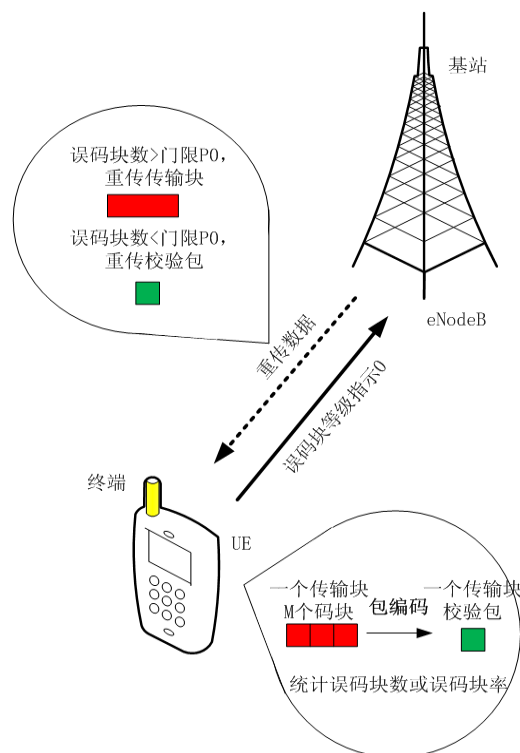


图5.3.4-1 部分重传示意图

Soft-HARQ包括两个特征：长度可变重传块（Soft-TB）和多状态ACK/NACK反馈（Soft-ACK/NACK）。第一个特征Soft-TB：重传块的长度可变，根据预设阈值条件，从传统重传TB块和传输TB块校验包中选其一进行重传。第二个特征Soft-ACK/NACK：1、ACK，指示正确接收TB块；2、NACK1，指示重传整个TB块；3、NACK2，指示重传TB块的校验包。

仿真条件：码率为1/3，QPSK调制，AWGN，3种不同码长（432/2016/6144），重传误码数门限为[987]，结果如图5.3.4-2所示。链路容量的增益在表5.3.4-1中列出。

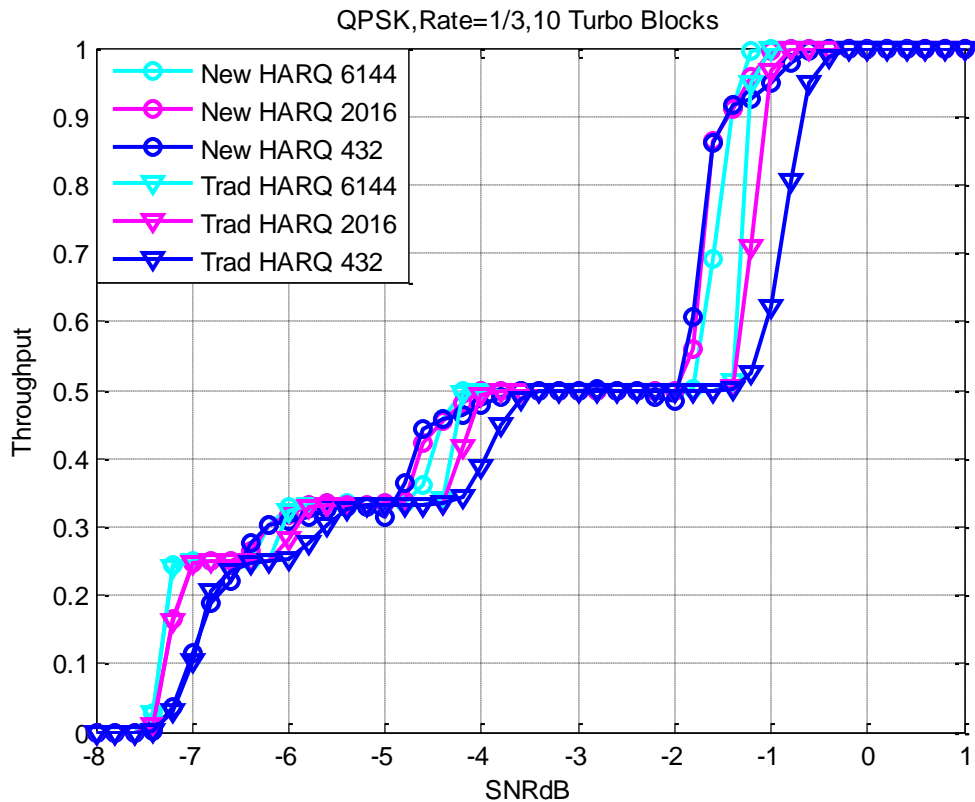


图5.3.4-2 链路容量与SNR的曲线。

表5.3.4-1 链路容量的增益

Turbo码信息长度	Performance Gain (1 st 重传/2 nd 重传/3 rd 重传)
432 bits	0.8dB/0.7dB/0.6dB
2016 bits	0.5dB/0.4dB/0.3dB
6144 bits	0.3dB/0.2dB/0.2dB

6 总结

本报告对未来可能应用于5G系统的各种新型调制编码（含链路自适应）的技术方案的技术原理、应用场景和性能进行了较为详尽的描述和链路/系统级的仿真。相比传统的调制编码方式，新型调制编码可以明显地提高链路的频谱效率、系统容量和支持更多的小包业务。新型调制编码已经被业界公认是5G新空口中的一项重要技术，将被包含在3GPP的新空口的Study Item当中。希望中国的企业能够发挥前期在新型调制编码技术专题的研究积累，能在该技术领域达到引领的地位。

7 主要贡献单位

序号	贡献单位	贡献人
1		
2		
3		
4		
5		
6		
7		