

HARQ 系统中基于极化矩阵扩展的 信源信道联合编码

王 炜, 牛 凯*

(北京邮电大学泛网无线通信教育部重点实验室, 北京 100876)

摘 要: 现在的移动通信系统中信源信道联合编码(Joint Source-Channel Coding, JSCC)可以达到端到端的优化效果,提升频谱效率. 而混合自动重传请求(Hybrid Automatic Repeat reQuest, HARQ)则通过灵活的重传机制,改善链路的可靠性和自适应性,增强系统的鲁棒性. 将JSCC和HARQ进行联合优化可以进一步提高可靠性和频谱效率. 本文提出了HARQ系统中的基于极化矩阵扩展(Polarizing Matrix Extension, PME)的信源信道联合编码方案,简记为PME-JSCC-HARQ方案. PME-JSCC-HARQ方案首先进行信源极化编码,然后扩展信源极化矩阵,并将信道比特放置在扩展位上. 重传过程依次对极化矩阵进行扩展,并将重传比特放置在扩展位上. 由于极化矩阵的下三角结构,在联合编码过程中每次传输的比特都不会影响信源比特和之前传输的编码比特. 为了提高PME-JSCC-HARQ方案的译码可靠性,要选取扩展后的长极化码的最可靠的比特子信道作为信息比特子信道. 仿真结果表明,在列表大小等于32时,与分离式的基于信源极化编码和具有重传的信道极化编码方案相比大约可以获得2.8 dB以上的性能增益.

关键词: 极化码;信源信道联合编码;HARQ;极化矩阵扩展

基金项目: 国家自然科学基金(No.62471054)

中图分类号: TN911

文献标识码: A

文章编号: 0372-2112(2025)07-2157-10

电子学报 URL: <http://www.ejournal.org.cn>

DOI: 10.12263/DZXB.20250037

Polarizing Matrix Extension-Based Joint Source-Channel Coding in HARQ Systems

WANG Wei, NIU Kai*

(The Key Laboratory of Universal Wireless Communications, Ministry of Education,
Beijing University of Posts and Telecommunications, Beijing 100876, China)

Abstract: In modern mobile communication systems, joint source-channel coding (JSCC) enables end-to-end optimization, improving spectral efficiency. Hybrid automatic repeat request (HARQ) improves link reliability, adaptability, and enhances the robustness of the system through its flexible retransmission mechanism. Joint optimization of JSCC and HARQ can further improve both reliability and spectral efficiency. In this paper, we propose a polarizing matrix extension (PME)-based JSCC in HARQ systems, referred to as PME-JSCC-HARQ. The PME-JSCC-HARQ scheme first performs source polar encoding, then extends the source polarizing matrix, placing the channel bits into the extended positions. During the retransmission process, the polarizing matrix is progressively extended, and retransmission bits are placed in the extended positions. Due to the lower triangular structure of the polarizing matrix, the transmission bits in each round of transmission do not affect the source bits or the previously transmitted encoded bits in the joint encoding process. To improve the decoding reliability of the PME-JSCC-HARQ scheme, the most reliable bit subchannels of the extended long polar code are selected as the information bit subchannels. Simulation results show that, when the list size is 32, compared to separate designs based on source polar coding and channel polar coding with retransmissions, the proposed scheme provides a performance gain of over 2.8 dB.

Key words: polar codes; joint source-channel coding(JSCC); HARQ; polarizing matrix extension

Foundation Item(s): National Natural Science Foundation of China (No.62471054)

1 引言

极化码(Polar Codes)由 Arkan^[1]于2008年提出,已被证明可以在编译码复杂度为 $O(N \log N)$ 的条件下实现二进制输入离散无记忆信道(Binary-Input Discrete Memoryless Channels, B-DMC)的容量. 其译码算法采用了串行抵消(Successive Cancellation, SC)译码算法. SC译码算法虽然复杂度低,但在有限码长条件下的译码性能比较差. 随后,在SC译码算法的基础上,提出了串行抵消列表(Successive Cancellation List, SCL)译码算法^[2]. 通过引入循环冗余校验(Cyclic Redundancy Check, CRC)辅助SCL(CA-SCL)进行译码可以进一步提升极化码的性能^[3],其性能与Turbo码和低密度奇偶校验(Low-Density Parity-Check, LDPC)码相当,甚至在某些情况下优于后者. 为了进一步改善极化码的译码性能,研究人员还提出了一系列改进的译码算法^[4,5]. 信源极化和信道极化之间存在二元性. 极化现象不仅存在于信道中,作为信道极化理论的补充,信源中同样存在极化现象^[6,7]. 当码长趋于无穷时,信源极化编码从理论上被证明能够达到信源熵.

尽管香农证明了在理想的条件下(如编码块长趋近于无限大),信源信道分离编码(Separate Source-Channel Coding, SSCC)可以达到最优的性能^[8]. 但在实际通信系统中,由于延迟、带宽和复杂度的严格限制,传统的SSCC往往无法达到最优. 因而,信源信道联合编码(Joint Source-Channel Coding, JSCC)方案被提出,并证明在实际应用中具有更好的性能^[9]. 具体来说,在有限码长情况下,信源编码往往无法消除所有冗余,且信道译码也不能完全地无差错译码;在信道译码错误的情况下,信源译码需要依赖信道译码信息,这会出现更加严重的译码错误.

JSCC作为一种提高通信系统性能的重要方法,受到业内广泛的关注. 文献^[10]提出了基于Turbo码的JSCC方案. 另外,基于双原模图(Double Protograph, DP)LDPC码的JSCC方案也得到了大量的研究^[11-13]. 这些方案使用两个LDPC码,其中一个用于信源压缩,另一个用于保护压缩后的信源信息,避免其受到信道噪声的干扰. 受DP-LDPC码设计思想的启发,近年来提出了一种基于双极化码(Double Polar, D-Polar)的JSCC方案^[14],该方案采用了信念传播译码算法. 在双极化码中,信源极化码首先对信源进行压缩,然后信道极化码对压缩得到的高熵比特进行编码. 为进一步提升双极化码的译码性能,又提出了联合串行抵消列表(Joint Successive Cancellation List, J-SCL)译码算法^[15]. 最近,基于极化矩阵扩展(Polarizing Matrix Extension, PME)的JSCC方案被提出^[16]. 该方案可以获得增强的联合信源信道极化效应,从而获得更好的编译码性能,且在理论

上可以被证明达到无损JSCC的理论性能极限.

混合自动重传请求(Hybrid Automatic Repeat re-Quest, HARQ)是提高无线通信系统链路可靠性和吞吐量的关键技术之一^[17]. HARQ结合了前向纠错(Forward Error Correction, FEC)和自动重传请求(Automatic Repeat reQuest, ARQ)的优点,通过在信道出现错误时进行重传并使用冗余信息来提高译码的成功率,从而增强系统的性能. HARQ技术广泛应用于现代无线通信系统,尤其在5G和未来的6G系统中, HARQ方案的设计成为提升网络效率和用户体验的核心技术之一. 基于极化码的HARQ方案主要有两类:蔡司合并(Chase Combining, CC)方案^[18]和增量冗余(Incremental Redundancy, IR)方案^[19]. 其中,蔡司合并方案易于实现,成为一种常见的HARQ方案. 然而,CC方案的一个重要缺点是其无法提供额外的编码增益,这使得该方案的性能在信噪比较低或传输条件较差时受到限制^[18]. 尽管其实现简单,但无法显著提高系统的吞吐率或降低误码率,因此在某些复杂的应用场景中难以满足需求. 随后,有研究者提出了几种主流的IR方案. 文献^[20]提出了一种基于增量冻结(Incremental Freezing, IF)的HARQ的方案. 文献^[21]提出了基于极化矩阵扩展(Polarizing Matrix Extension, PME)的自适应增量冗余HARQ方案. PME-HARQ方案可以将多次传输的信息组合成更长的极化码,从而增强了极化效果,能够提供更大的编码增益. 与IF-HARQ方案相比, PME-HARQ方案具有更强的极化效果,可以在多次重传中获得额外的编码增益,提升系统的整体性能.

现在的移动通信系统中JSCC可以达到端到端的优化效果,提升频谱效率. HARQ则通过灵活的重传机制,改善链路的可靠性和自适应性,增强系统的鲁棒性. 将JSCC和HARQ进行联合优化可以进一步提高可靠性和频谱效率. 本文提出了HARQ系统中的基于极化矩阵扩展的信源信道联合编码方案,简记为PME-JSCC-HARQ方案. 每次传输时, PME-JSCC-HARQ方案都在前一次传输的极化矩阵的基础上扩展任意长度,并将该次传输的比特放置在扩展位上. 由于极化矩阵的下三角结构,在联合编码过程中每次传输的比特都不会影响信源比特和之前传输的编码比特. 为了提高PME-JSCC-HARQ方案的译码可靠性,要选取扩展后长极化码的最可靠比特子信道作为信息比特子信道. 该方案可以将信源信息与多次传输的信道信息进行联合设计,从而获得额外的联合编码增益.

2 极化码

给定一个二进制输入离散无记忆信道(B-DMC) $W: \mathcal{X} \rightarrow \mathcal{Y}$, 其中 \mathcal{X} 和 \mathcal{Y} 表示输入和输出的符号集合. 信道

W 的转移概率函数为 $W(y|x)$, 其中 $x \in \mathcal{X}, y \in \mathcal{Y}$. 极化码的核心思想是以信道极化的概念为基础的. 信道极化是通过对 N 个独立的信道 W 进行信道的组合和分解变换, 可以得到一组相互关联的极化子信道 $\{W_N^{(i)}: 1 \leq i \leq N\}$, 其中子信道 $W_N^{(i)}$ 的转移概率分布为

$$W_N^{(i)}(\mathbf{y}, \mathbf{u}_{[1:i-1]} | u_i) = \sum_{\mathbf{u}_{[i+1:N]} \in \mathcal{X}^{N-i}} \frac{1}{2^{N-1}} W^N(y|x) \quad (1)$$

其中, $\mathbf{x} = \mathbf{u} \cdot \mathbf{F}_N$. $W^N(y|x) = \prod_{k=1}^N W(y_k|x_k)$. 生成矩阵 \mathbf{F}_N

可以表示为 $\mathbf{F}_N = \mathbf{F}^{\otimes n}$, 其中 \mathbf{F} 表示核矩阵 $\mathbf{F} = \begin{bmatrix} 1 & 0 \\ 1 & 1 \end{bmatrix}$, $n = \log_2 N$, $\mathbf{F}^{\otimes n}$ 表示核矩阵 \mathbf{F} 的 n 阶 Kronecker 积.

当码长无限长时 ($N \rightarrow +\infty$), 一部分信道变得接近无噪声信道, 另一部分则变得接近完全噪声信道. 通过这种极化过程, 可以在这些信道中选择可靠的信道进行信息传输, 从而提高编码效率. 为了最大化极化码的编码效率和纠错性能, 需要选择最可靠的 K 个比特信道作为信息比特通道, 剩余的信道则作为冻结比特通道进行处理. 首先我们需要对所有比特信道的可靠性进行排序. 极化码的信道可靠性可以通过密度进化 (Density Evolution, DE)^[22] 方法来估计. 随后文献[23]提出了一种改进的极化码构造方法, 该方法能在理论上保证比特信道可靠性估计的准确性.

实际的通信系统往往需要根据需求调整码长. 为了适应实际的通信系统要求, 需要将极化码的母码码长 N 调整为所需的码长 M . 这一过程被称为速率适配 (Rate-Matching, RM). 常见的速率适配方案之一是准均匀凿孔 (Quasi-Uniform Puncturing, QUP) 方案^[24]. QUP 方案是从母码中删除 $N - M$ 个比特, 这些被删除的比特称为凿孔比特, 这些比特不会参与传输. 译码过程中凿孔比特的对数似然比 (Log-Likelihood Ratios, LLRs) 会被设置为 0.

3 HARQ 系统中基于极化矩阵扩展的信源信道联合编码方案

现在的移动通信系统中信源信道联合编码 (JSCC) 可以达到端到端的优化效果, 提升频谱效率. 混合自动重传请求 (HARQ) 则通过灵活的重传机制, 改善链路的可靠性和自适应性, 增强系统的鲁棒性. 将 JSCC 和 HARQ 进行联合优化可以进一步提高可靠性和频谱效率. 本文提出了 HARQ 系统中的基于极化矩阵扩展 (PME) 的信源信道联合编码方案, 简记为 PME-JSCC-HARQ 方案. 该方案可以将信源信息与多次传输的信道信息进行联合设计, 从而获得额外的联合编码增益.

不失一般性, 下面将描述第 T 次传输的 PME-JSCC-HARQ 方案的总体流程. 设信源序列长度为 M_s , 第 t 次

传输的信道长度为 $M_{c,t}$, 其中信源序列长度 M_s 和信道长度 $\{M_{c,t}\}_{t=1}^T$ 是任意的. 为了方便研究, 将信源码块视为第 0 个码块. 定义 $M_T = M_s + \sum_{t=1}^T M_{c,t}$, M_T 可以视为第 T 次传输时扩展后的长极化码的实际长度. 可以得到 $n_T = \lceil \log_2 M_T \rceil$, $N_T = 2^{n_T}$, $n_s = \lceil \log_2 M_s \rceil$, $N_s = 2^{n_s}$. N_s 和 N_T 可以表示为信源极化码的母码码长和第 T 次传输时扩展后的极化码母码码长. $[i:j]$ 表示集合 $\{i, i+1, \dots, j\}$. 给定一个具有边信息的离散无记忆信源 (Discrete Memoryless Source, DMS) (S, Y_s) , 其中 Y_s 是信源 S 的边信息. 边信息 Y_s 对于译码器是已知的.

3.1 PME-JSCC-HARQ 方案总体描述

图 1 为 PME-JSCC-HARQ 方案的总体框图. 首先我们对 M_s 长的信源向量 \mathbf{s} 进行信源极化编码 (SPC), 得到信源编码码字 \mathbf{u}_s . 接着进行信源信道联合编码得到第一次传输的编码码字 $\mathbf{x}_{c,1}$, 其中信源信道联合编码过程设计了基于极化矩阵扩展的信源信道联合编码 (PME-JSCC) 方案. 将码字 $\mathbf{x}_{c,1}$ 通过信道进行传输, 其接收信号为 $\mathbf{y}_{c,1}$. 接收端根据接收信号 $\mathbf{y}_{c,1}$ 和边信息 \mathbf{y}_s 进行联合译码. 如果接收端译码失败, 即译码得到的信源 $\hat{\mathbf{s}}$ 不等于码字 \mathbf{s} . 这通常可以通过循环冗余校验 (Cyclic Redundancy Check, CRC) 进行检测, 通过反馈信道向发送端发送 NACK (否定确认). 然后发送端进行重传编码, 不失一般性假设第 T 次传输, 第 T 次传输编码都要和之前的 $T-1$ 次传输编码和信源编码进行联合编码, 得到第 T 次传输的编码码字 $\mathbf{x}_{c,T}$. 接收端根据 T 次接收信号 $\{\mathbf{y}_{c,t}\}_{t=1}^T$ 和边信息 \mathbf{y}_s 进行联合译码. 此过程会一直持续到发送端收到 ACK (确认), 或者达到允许的最大传输次数 T_{\max} .

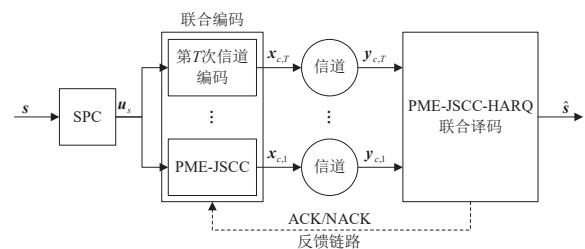


图 1 PME-JSCC-HARQ 方案的总体框图

3.2 PME-JSCC 方案的设计

没有重传时 ($T=1$), PME-JSCC-HARQ 方案就退化成信源信道联合编码方案. 文献[15]提出了一种基于 J-SCL 译码的双极化码方案. 双极化码方案设计思路采用了两个极化码进行编码, 其中信源极化码首先对信源进行压缩, 然后信道极化码对压缩得到的高熵比特进行编码. 从编码构造的角度看, 双极化码的编码过程

是分离的,没有利用到长极化码的联合极化效应. 我们观察到极化码的极化矩阵是一个下三角矩阵,因此可以通过扩展极化矩阵来形成更长的极化码. 利用极化码的这种特性可以增加信源和信道之间的耦合,从而可以增强信源信道联合极化(Joint Source-Channel Polarization, JSCP)效应. 如图2所示为基于极化矩阵扩展(PME)的信源信道联合编码(JSCC)方案的编译码图,简记为PME-JSCC. 在PME-JSCC方案中,首先信源极化码对信源进行编码. 然后,扩展极化矩阵,并且最不可靠的信源编码比特被放置在更可靠的信道比特处. 最后,对更长码字进行极化编码,得到信道编码码字. 由于极化矩阵的下三角结构,信源比特不会被信道比特改变. 这些最不可靠的信源编码比特被定义为动态冻结比特. 在译码期间,动态冻结的比特由相应的信道比特来确定.

3.2.1 编码

PME-JSCC方案的编码过程分成两个部分:信源极化编码和信源信道联合极化编码. 图2(a)为信源极化编码,信源极化编码的过程就是找到码字 \mathbf{u}_s ,其编码之后的码字要等于信源向量 \mathbf{s} ,即

$$(\mathbf{b}, \mathbf{s}) = (\mathbf{b}', \mathbf{u}_s) \mathbf{F}_{N_s} \quad (2)$$

其中, \mathbf{b} 和 \mathbf{b}' 表示长度为 $N_s - M_s$ 的向量. 由于 $\mathbf{F}_{N_s} \cdot \mathbf{F}_{N_s} = \mathbf{I}_{N_s}$,极化码的生成矩阵的逆矩阵是其本身. 可以得到:

$$(\mathbf{b}', \mathbf{u}_s) = (\mathbf{b}, \mathbf{s}) (\mathbf{F}_{N_s})^{-1} = (\mathbf{b}, \mathbf{s}) \mathbf{F}_{N_s} \quad (3)$$

因此,信源 \mathbf{s} 可以通过极化编码得到码字 \mathbf{u}_s . 因为 \mathbf{F}_{N_s} 是下三角矩阵,因此 \mathbf{b} 和 \mathbf{b}' 的值无论设置为多少都不会影响向量 \mathbf{u}_s 和 \mathbf{s} . 若不考虑凿孔比特,有

$$\mathbf{u}_s = \mathbf{s} \mathbf{F}_{M_s} \quad (4)$$

$$\mathbf{s} = \mathbf{u}_s \mathbf{F}_{M_s} \quad (5)$$

其中, \mathbf{F}_{M_s} 表示极化矩阵 \mathbf{F}_{N_s} 的最后 M_s 行和最后 M_s 列组成的子矩阵.

获得信源编码向量 \mathbf{u}_s 之后,我们首先对 \mathbf{u}_s 进行CRC编码,生成 C 个CRC校验位. 如图2(b)所示,接着将 M_s 长的信源极化矩阵 \mathbf{F}_{M_s} 扩展为 M_1 长的联合极化矩阵 \mathbf{F}_{M_1} . 基于离散无记忆信源 (S, Y_s) 和信道 W 的分布函数,可以构造扩展后的长极化码,使得扩展后长极化码的最可靠 $M_s + C$ 个比特子信道用来承载 M_s 长的比特 \mathbf{u}_s 和 C 个CRC校验位,这 $M_s + C$ 个比特子信道的索引是扩展后的长极化码的信息集合 \mathcal{A} . 接着,可以得到第1次传输的信道信息集合 $\mathcal{A}_c^{(1)}$ 为

$$\mathcal{A}_c^{(1)} = [N_1 - M_1 + 1: N_1 - M_s] \cap \mathcal{A} \quad (6)$$

第1次传输时,从信源块(第0个码块)到第1次传输块(第1个码块)的动态冻结集合 $\mathcal{D}_1^{(0)}$ 为

$$\mathcal{D}_1^{(0)} = [N_1 - M_s + 1: N_1] - [N_1 - M_s + 1: N_1] \cap \mathcal{A} \quad (7)$$

信道信息集合 $\mathcal{A}_c^{(1)}$ 对应的比特中有 $|\mathcal{D}_1^{(0)}|$ 个来自动态冻结集合 $\mathcal{D}_1^{(0)}$ 对应的比特,另外 C 个是CRC校验比特. $\mathbf{u}_{c,1}$ 中的其他比特为冻结比特,通常可以被设为0. 得到向量 \mathbf{u}_1 之后进行编码:

$$\mathbf{x}_1 = \mathbf{u}_1 \mathbf{F}_{N_1} = (\mathbf{0}_{N_1 - M_1}, \mathbf{u}_{c,1}, \mathbf{u}_s) \mathbf{F}_{N_1} = (\mathbf{x}_{1, [1: N_1 - M_1]}, \mathbf{x}_{c,1}, \mathbf{s}) \quad (8)$$

其中, $\mathbf{0}_{N_1 - M_1}$ 为长度为 $N_1 - M_1$ 的全零向量. 极化矩阵的下三角结构确保信道比特 $\mathbf{u}_{c,1}$ 不会影响信源比特 \mathbf{s} . $\mathbf{x}_{c,1}$ 通过信道 W 发送,其相应的接收信号为 $\mathbf{y}_{c,1}$.

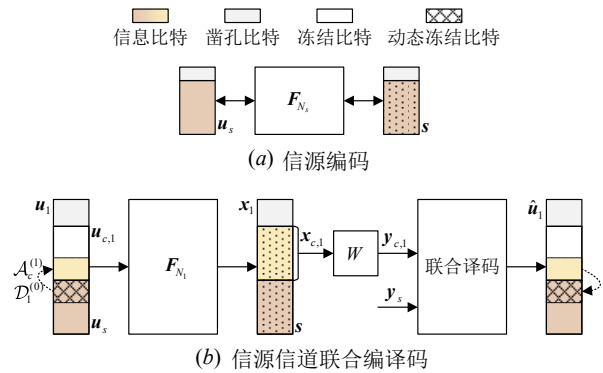


图2 PME-JSCC方案的编译码图

3.2.2 译码

接收端利用CA-SCL译码器对扩展后长极化码进行联合译码. 给定接收信号 $\mathbf{y}_{c,1}$ 和已知的边信息 \mathbf{y}_s ,接收端计算LLR $A(\mathbf{x}_1) = (\mathbf{0}_{N_1 - M_1}, A(\mathbf{x}_{c,1}), A(\mathbf{s}))$,其中:

$$A(\mathbf{x}_{c,1,i}) = \ln \frac{W(y_{c,1,i} | x_{c,1,i} = 0)}{W(y_{c,1,i} | x_{c,1,i} = 1)}, \quad 1 \leq i \leq M_{c,1} \quad (9)$$

$$A(\mathbf{x}_{s,j}) = \ln \frac{\Pr(y_{s,j} | s_j = 0)}{\Pr(y_{s,j} | s_j = 1)}, \quad 1 \leq j \leq M_s$$

然后基于扩展后的长极化码获得译码码字 $\hat{\mathbf{u}}_1$. 译码过程信源动态冻结集合 $\mathcal{D}_1^{(0)}$ 对应的比特是由信道译码结果 $\hat{\mathbf{u}}_{c,1}$ 中的信息比特所决定的,进而得到 $\hat{\mathbf{u}}_s$,获得信源码字 $\hat{\mathbf{s}} = \hat{\mathbf{u}}_s \mathbf{F}_{M_s}$.

3.3 PME-JSCC-HARQ方案的设计

3.3.1 PME-JSCC-HARQ方案的编译码流程

假设第 $T-1$ 次的译码失败,此时进行第 T 次的传输. 图3为 T 次传输的PME-JSCC-HARQ方案的编译码图. 当 $T \geq 2$ 时,首先将 M_{T-1} 长的极化矩阵 $\mathbf{F}_{M_{T-1}}$ 扩展为 M_T 长的极化矩阵 \mathbf{F}_{M_T} . 然后对扩展后的 M_T 长的极化码进行构造,可以得到第 T 次传输的信道信息集合 $\mathcal{A}_c^{(T)}$ 和第 T 次传输时从信源块(第0个码块)和前 $T-1$ 次传输块到第 T 次传输块的动态冻结集合 $\{\mathcal{D}_T^{(0)}\}_{t=0}^{T-1}$. 集合 $\mathcal{A}_c^{(T)}$ 选取的是

第 T 次传输时扩展位上更可靠的比特子信道索引, 而集合 $\{\mathcal{D}_T^{(i)}\}_{i=0}^{T-1}$ 是前 $T-1$ 次的不可靠比特子信道索引.

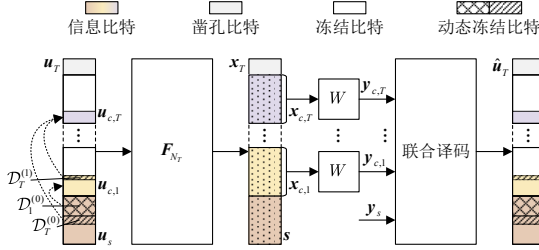


图 3 PME-JSCC-HARQ 方案的编解码图

设第 T 次传输时实际的信息集合为 \mathcal{I}_T (除去动态冻结比特), 第 T 次传输时的第 t 个码块实际的信息集合为 $\mathcal{I}_{T,t}$. 设第 T 次传输时所有码块总的动态冻结集合为 \mathcal{D}_T , 第 T 次传输时的第 t 个码块总的动态冻结集合为 $\mathcal{D}_{T,t}$, 则可以得到:

$$\mathcal{D}_{T,t} = \bigcup_{T'=t-1}^T \mathcal{D}_{T'}^{(0)} \quad (10)$$

进一步可以得到集合 $\mathcal{I}_{T,t}$ 为

$$\mathcal{I}_{T,t} = \mathcal{A}_c^{(0)} \setminus \mathcal{D}_{T,t} \quad (11)$$

当 $t=0$ 时, 对应了信源码块, 此时有

$$\mathcal{D}_{T,0} = \bigcup_{T'=1}^T \mathcal{D}_{T'}^{(0)} \quad (12)$$

$$\mathcal{I}_{T,0} = [N_T - M_s + 1; N_T] \setminus \mathcal{D}_{T,0} \quad (13)$$

第 T 次传输时实际的信息集合 \mathcal{I}_T 和第 T 次传输时所有码块总的动态冻结集合为 \mathcal{D}_T 可以表示为

$$\mathcal{I}_T = \bigcup_{t=0}^T \mathcal{I}_{T,t} \quad (14)$$

$$\mathcal{D}_T = \bigcup_{t=0}^T \mathcal{D}_{T,t} \quad (15)$$

得到第 T 次传输时的信息集合 $\mathcal{A}_c^{(0)}$ 和动态冻结集合 $\{\mathcal{D}_T^{(i)}\}_{i=0}^{T-1}$ 后, 再将第 T 次传输时的第 $0 \sim (T-1)$ 个码块的动态冻结比特复制为第 T 次传输块的信息比特, 此时集合 $\mathcal{A}_c^{(0)}$ 中的信息比特和集合 $\{\mathcal{D}_T^{(i)}\}_{i=0}^{T-1}$ 中的动态比特满足一一对应的关系. 此时可以得到码字 \mathbf{u}_T , 然后进行极化编码可以得到码字 \mathbf{x}_T 为

$$\mathbf{x}_T = \mathbf{u}_T \mathbf{F}_{N_T} \quad (16)$$

进而可以得到:

$$\mathbf{x}_{c,T} = \mathbf{x}_{T, [N_T - M_j + 1; N_T - M_j + M_{c,T}]} \quad (17)$$

为了方便描述 PME-JSCC-HARQ 方案的编码过程, 将除去凿孔比特. 将 \mathbf{u}_T^{RM} 和 \mathbf{x}_T^{RM} 视为速率适配之后的码字, 即 $\mathbf{u}_T^{\text{RM}} = \mathbf{u}_{T, [N_T - M_j + 1; N_T]}$, $\mathbf{x}_T^{\text{RM}} = \mathbf{x}_{T, [N_T - M_j + 1; N_T]}$ 此时可以迭代编码:

$$\begin{aligned} \mathbf{x}_T^{\text{RM}} &= \mathbf{u}_T^{\text{RM}} \mathbf{F}_{M_T} \\ &= (\mathbf{u}_{c,T}, \mathbf{u}_{T-1}^{\text{RM}}) \begin{pmatrix} \mathbf{A} & \mathbf{0} \\ \mathbf{B} & \mathbf{F}_{M_{T-1}} \end{pmatrix} \\ &= (\mathbf{u}_{c,T} \mathbf{A} \oplus \mathbf{u}_{T-1}^{\text{RM}} \mathbf{B}, \mathbf{u}_{T-1}^{\text{RM}} \mathbf{F}_{M_{T-1}}) \\ &= (\mathbf{u}_{c,T} \mathbf{A} \oplus \mathbf{u}_{T-1}^{\text{RM}} \mathbf{B}, \mathbf{x}_{T-1}^{\text{RM}}) \\ &= (\mathbf{x}_{c,T}, \mathbf{x}_{T-1}^{\text{RM}}) \end{aligned} \quad (18)$$

其中, \mathbf{A} 表示极化矩阵 \mathbf{F}_{M_T} 的前 $M_{c,T}$ 行和前 $M_{c,T}$ 列组成的子矩阵, \mathbf{B} 表示极化矩阵 \mathbf{F}_{M_T} 的后 M_{T-1} 行和前 $M_{c,T}$ 列组成的子矩阵. 式 (18) 可以很好地体现出利用极化矩阵的下三角特性, 以及如何扩展极化矩阵. 可以清晰地看出极化矩阵的下三角结构可以确保第 T 次传输的信道比特 $\mathbf{u}_{c,T}$ 不会影响之前 $T-1$ 次传输的编码比特 $\{\mathbf{x}_{c,i}\}_{i=1}^{T-1}$ 和信源比特 \mathbf{s} . 利用极化矩阵的下三角特性可以增加信源和多次传输的信道之间的耦合. 发送端只需将 $\mathbf{x}_{c,T}$ 通过信道 W 发送, 其相应的接收信号为 $\mathbf{y}_{c,T}$.

已知的边信息 \mathbf{y}_s , 且收到 T 次传输的接收信号 $\{\mathbf{y}_{c,i}\}_{i=1}^T$.

采用 CA-SCL 对扩展后长极化码进行联合译码. 计算 LLR $A(\mathbf{x}_T) = (0_{N_T - M_T}, A(\mathbf{x}_{c,T}), \dots, A(\mathbf{x}_{c,1}), A(\mathbf{x}_s))$, 其中:

$$\begin{cases} A(\mathbf{x}_{c,t,i}) = \ln \frac{W(\mathbf{y}_{c,t,i} | \mathbf{x}_{c,t,i} = 0)}{W(\mathbf{y}_{c,t,i} | \mathbf{x}_{c,t,i} = 1)}, & 1 \leq i \leq M_{c,t}, 1 \leq t \leq T \\ A(\mathbf{x}_{s,j}) = \ln \frac{\Pr(\mathbf{y}_{s,j} | s_j = 0)}{\Pr(\mathbf{y}_{s,j} | s_j = 1)}, & 1 \leq j \leq M_s \end{cases} \quad (19)$$

得到对数似然比 LLR $A(\mathbf{x}_T)$ 之后, 采取 CA-SCL 译码器进行联合译码, CA-SCL 译码器的列表大小为 L . 假设译码第 i 个比特 $\mathbf{u}_{T,[i]}$, 对于每一条路径 ℓ , $\hat{\mathbf{u}}_{T,[1:i-1]}(\ell)$ 表示第 ℓ 条路径的译码码字. 对于第 ℓ 路径, 在译码第 i 个比特时, 设 PM_ℓ^i 表示第 ℓ 路径在译码第 i 个比特时的路径度量值; $\text{LLR}_{n_r}^{(i)}(\ell)$ 为极化子信道 $W_{N_r}^{(i)}$ 的对数似然比, 则

$$\text{LLR}_{n_r}^{(i)}(\ell) = \ln \frac{W_{N_r}^{(i)}(\mathbf{y}, \hat{\mathbf{u}}_{T,[1:i-1]}(\ell) | 0)}{W_{N_r}^{(i)}(\mathbf{y}, \hat{\mathbf{u}}_{T,[1:i-1]}(\ell) | 1)} \quad (20)$$

$\text{LLR}_{n_r}^{(i)}(\ell)$ 可以通过如下的方式迭代计算得到:

$$\text{LLR}_{n_r}^{(2i-1)}(\ell) = f_- \left(\text{LLR}_{n_r-1}^{2i-1-[i \bmod 2^{n_r-1}]}(\ell), \text{LLR}_{n_r-1}^{2^{n_r}+2i-1-[i \bmod 2^{n_r-1}]}(\ell) \right) \quad (21)$$

$$\text{LLR}_{n_r}^{(2i)}(\ell) = f_+ \left(\text{LLR}_{n_r-1}^{2i-1-[i \bmod 2^{n_r-1}]}(\ell), \text{LLR}_{n_r-1}^{2^{n_r}+2i-1-[i \bmod 2^{n_r-1}]}(\ell), \mathbf{u}_{T,[2i-1]}(\ell) \right) \quad (22)$$

其中,函数 $f_-(\cdot)$ 和 $f_+(\cdot)$ 的表达式如下:

$$\begin{cases} f_-(\alpha, \beta) = \ln\left(\frac{e^{\alpha+\beta} + 1}{e^\alpha + e^\beta}\right) \\ f_+(\alpha, \beta, u) = (-1)^u \alpha + \beta \end{cases} \quad (23)$$

初始化 $\text{LLR}_0^{(i)}(\ell)$ 为

$$\text{LLR}_0^{(i)}(\ell) = A(\mathbf{x}_{T,[i]}) \quad (24)$$

其中, $1 \leq i \leq N_T$. PME-JSCC-HARQ 的联合译码路径度量 $\text{PM}_\ell^{(i)}$ 更新如下:

$$\text{PM}_\ell^{(i)} = \phi\left(\text{PM}_\ell^{(i-1)}, \text{LLR}_{n_r}^{(i)}(\ell), \hat{\mathbf{u}}_{T,[i]}(\ell)\right) \quad (25)$$

其中,函数 $\phi(\mu, \lambda, u)$ 定义为

$$\phi(\mu, \lambda, u) = \mu + \ln(1 + e^{-(1-2u)\lambda}) \quad (26)$$

在译码的过程中,需要对不同类型的节点做不同译码处理. 其中,节点类型包括冻结节点、实际的信息节点和动态冻结节点. 下面对这三种节点的译码过程进行讨论.

(1) 冻结节点译码

若节点 i 属于冻结节点,此时不需要进行路径扩展,只需要保留 $\hat{\mathbf{u}}_{T,[i]}(\ell) = \mathbf{u}_{T,[i]}$. 然后根据式(25)更新 SCL 的译码路径度量 $\text{PM}_\ell^{(i)}$.

(2) 实际的信息节点译码

若节点 i 属于实际的信息节点,即 $i \in \mathcal{I}_T$,此时需要进行路径扩展,每条路径 $\hat{\mathbf{u}}_{T,[1:i-1]}(\ell)$ 被扩展为两条路径,分别为路径 ℓ 和路径 ℓ' . 路径 ℓ 和路径 ℓ' 的前 $i-1$ 个比特都是相同的,都为 $\hat{\mathbf{u}}_{T,[1:i-1]}(\ell)$,第 i 个比特是不同的,分别为 $\hat{u}_{T,[i]}(\ell) = 0$ 和 $\hat{u}_{T,[i]}(\ell') = 1$. 然后根据式(25)更新 SCL 的译码的两条路径度量 $\text{PM}_\ell^{(i)}$ 和 $\text{PM}_{\ell'}^{(i)}$. 当路径数量超过 SCL 的列表大小 L 时,此时联合译码需要执行路径剪枝操作,只保留 $\{\text{PM}_\ell^{(i)}\}$ 中最小的 L 条路径,其余路径全部舍弃.

(3) 动态冻结节点译码

若节点 i 属于动态冻结节点,即 $i \in \mathcal{D}_T$,此时仍然不需要进行路径扩展, $\hat{\mathbf{u}}_{T,[i]}(\ell)$ 的译码结果需要根据节点 i 之前译码信息节点的结果决定. 动态冻结节点 i 一定与之前的某一个信息节点满足一一对应的关系. 假设与动态冻结节点 i 满足一一对应关系的信息节点为节点 k ($k < i$),则 $\mathbf{u}_{T,[i]} = \mathbf{u}_{T,[k]}$. 此时只需要计保留路径 $\hat{\mathbf{u}}_{T,[i]}(\ell) = \hat{\mathbf{u}}_{T,[k]}(\ell)$. 然后根据式(25)更新 SCL 的译码路径度量 $\text{PM}_\ell^{(i)}$.

当译码节点到达第 N_T 个节点时,选出最小的 L 条路径度量 $\{\text{PM}_\ell^{(N_T)}\}$ 和其对应的码字 $\{\hat{\mathbf{u}}_T(\ell)\}$. 进而可以得到 $\{\hat{\mathbf{u}}_s(\ell)\}$ 和相对应译码得到的 CRC 校验位. 最后按路径度量 $\{\text{PM}_\ell^{(N_T)}\}$ 从小到大的顺序,依次对得到的一组

候选路径进行 CRC 检测,并选择通过 CRC 校验的码字作为最终的译码码字.

当译码节点到达第 N_T 个节点时,选出最小的 L 条路径度量 $\{\text{PM}_\ell^{(N_T)}\}$ 和其对应的码字 $\{\hat{\mathbf{u}}_T(\ell)\}$. 进而可以得到 $\{\hat{\mathbf{u}}_s(\ell)\}$ 和相对应译码得到的 CRC 校验位. 最后按路径度量 $\{\text{PM}_\ell^{(N_T)}\}$ 从小到大的顺序,依次对得到的一组候选路径进行 CRC 检测,并选择通过 CRC 校验的码字作为最终的译码码字.

PME-JSCC-HARQ 的编码过程如式(16)所示,其编码复杂度为 $O(N_T \log N_T)$. PME-JSCC-HARQ 的译码复杂度为 $O(TN_T \log N_T)$.

3.3.2 PME-JSCC-HARQ 方案的实例

这里将介绍一个实例来简单描述 PME-JSCC-HARQ 方案的设计思路. 图4为 PME-JSCC-HARQ 方案的编码实例图. 其中, $M_s = M_{c,1} = M_{c,2} = 4$. 为了扩展后的子信道索引会产生变化,这里采用倒序的索引,即一个 N 长的向量 \mathbf{u} 表示为 $\mathbf{u} = \{u_N, u_{N-1}, \dots, u_1\}$. 首先,进行信源极化编码得到 $\mathbf{u}_s = \mathbf{s}\mathbf{F}_4 = (s_4, s_3, \dots, s_1)\mathbf{F}_4$. 当 $T=1$ 时,对极化矩阵 \mathbf{F}_4 进行扩展得到扩展后的极化矩阵 \mathbf{F}_8 . 构造扩展后的极化码,得到第1次传输的信道信息集合 $\mathcal{A}_c^{(1)} = \{5\}$ 和第1次传输时从信源块(第0个码块)到第1次传输块的动态冻结集合 $\mathcal{D}_1^{(0)} = \{4\}$. 再将 $u_{1,4}$ 比特复制给 $u_{1,5}$,得到 $\mathbf{u}_1 = (0_3, u_{1,4}, \mathbf{u}_s)$. 接着,对得到的 \mathbf{u}_1 进行编码得到 $\mathbf{x}_1 = \mathbf{u}_1\mathbf{F}_8$. 最后,将 $\mathbf{x}_{c,1}$ 通过信道进行传输,接收端接收到信号 $\mathbf{y}_{c,1}$ 后进行译码.

若第1次译码失败,则会进行第2次传输. 当 $T=2$ 时,对极化矩阵 \mathbf{F}_8 进行扩展得到扩展后的极化矩阵 \mathbf{F}_{12} . 首先,构造扩展后的极化码,得到第2次传输的信道信息集合 $\mathcal{A}_c^{(2)} = \emptyset$ 和第2次传输时从信源块(第0个码块)和第1次传输块到第2次传输块的动态冻结集合分别为 $\mathcal{D}_2^{(0)} = \emptyset$ 和 $\mathcal{D}_2^{(1)} = \emptyset$. 得到 $\mathbf{u}_2 = (0_4, \mathbf{u}_1)$. 接着,对得到 \mathbf{u}_2 进行编码得到 $\mathbf{x}_2 = \mathbf{u}_2\mathbf{F}_{12}$. 最后,将 $\mathbf{x}_{c,2}$ 通过信道进行传输,接收端接收到信号 $\mathbf{y}_{c,2}$ 后进行译码.

4 性能评估

本节评估了所提出的 PME-JSCC-HARQ 方案的误块率(Block Error Rate, BLER)和吞吐率性能,调制方式为二进制相移键控(BPSK). 构造方案采用 DE 算法. 采用了 CA-SCL 译码方式,并且使用了 8 bit CRC,其中生成多项式为 $g(x) = x^8 + x^7 + x^6 + x^4 + x^2 + 1$. 我们仿真了服从伯努利分布的信源 $S \sim \text{Bern}(p)$,其中 $\text{Pr}(S=1) = p$. 信源长度为 $M_s = 200$,信道长度分别为 $M_{c,1} = 200$ 、 $M_{c,2} = 100$ 、 $M_{c,3} = 100$. 本节对比了信源极化编码(Source Polar

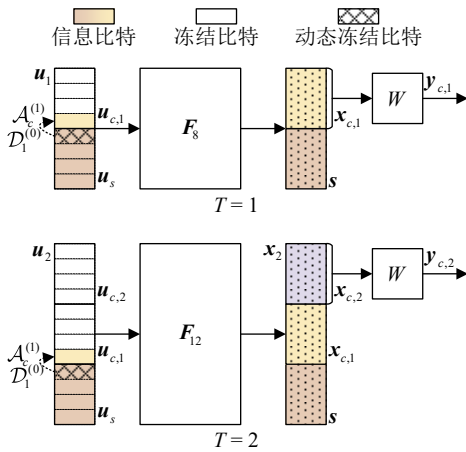


图4 PME-JSCC-HARQ 方案的编码实例图

Coding, SPC)^[6]和 PME-HARQ^[11]分离方案, 其中 PME-HARQ 方案是目前性能最好的极化编码 HARQ 方案. 为了对比的公平, 我们对 SPC 和 PME-HARQ 分离方案进行了最优构造. 最优构造选取了信源极化编码和 PME-HARQ 信道编码的最好极化子信道. 另外, 提供了单次传输的 PME-JSCC 方案的性能, 其中信源长度为 M_s , 信道长度为 $M_c = \sum_{i=1}^T M_{c,i}$.

4.1 PME-JSCC-HARQ 方案的 BLER 性能分析

图 5 为不同信源分布参数 p 条件下两次传输的 PME-JSCC-HARQ 方案 BLER 性能图, 其中 $T=1, M_s=200, M_{c,1}=200$, 信道为 AWGN 信道. 对于不同的列表大小 L 和信源分布参数 p , PME-JSCC-HARQ 的性能优于 SPC 和 PME-HARQ 分离方案. 在 BLER 为 10^{-3} 且 $p=0.05$ 的条件下, 当 $L=32, L=8$ 和 $L=1$ 时, 所提出的 PME-JSCC-HARQ 方案大约可以获得 3.1、2.6 和 1 dB 的性能增益; 在 BLER 为 10^{-3} 且 $p=0.1$ 的条件下, 当 $L=32, L=8$ 和 $L=1$ 时, 所提出的 PME-JSCC-HARQ 方案大约可以获得 3.2、2.6 和 0.6 dB 的性能增益. 与基于 J-SCL 译码的双极化码相比, PME-JSCC-HARQ 方案也可以获得 0.4 dB 以上的性能增益.

图 6 为不同信源分布参数 p 条件下两次传输的 PME-JSCC-HARQ 方案 BLER 性能图, 其中 $T=2, M_s=200, M_{c,1}=200, M_{c,2}=100$, 信道为 AWGN 信道. 对于不同的列表大小 L 和信源分布参数 p , PME-JSCC-HARQ 的性能优于 SPC 和 PME-HARQ 分离方案. 在 BLER 为 10^{-3} 且 $p=0.05$ 的条件下, 当 $L=32, 8, 1$ 时, 所提出的 PME-JSCC-HARQ 方案大约可以分别获得 4、3.5、2 dB 的性能增益; 在 BLER 为 10^{-3} 且 $p=0.1$ 的条件下, 当 $L=32, 8, 1$ 时, 所提出的 PME-JSCC-HARQ 方案大约可以分别获得 2.8、2.4、1 dB 的性能增益.

图 7 为不同信源分布参数 p 条件下三次传输的

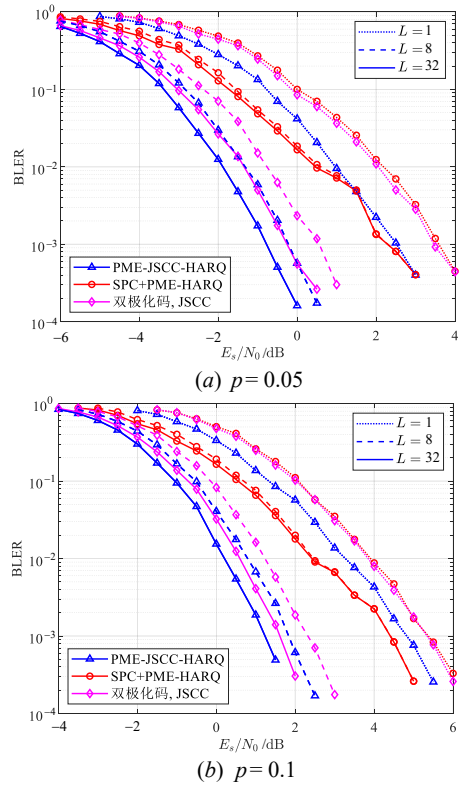


图5 PME-JSCC-HARQ 方案 BLER 性能图 ($T=1, M_s=200, M_{c,1}=200$)

PME-JSCC-HARQ 方案 BLER 性能图, 其中 $T=3, M_s=200, M_{c,1}=200, M_{c,2}=M_{c,3}=100$, 信道为 AWGN 信道. 与 SPC 和 PME-HARQ 分离方案相比, 在 BLER 为 10^{-3} 且 $p=0.05$ 的条件下, 当 $L=32, 8, 1$ 时, 所提出的 PME-JSCC-HARQ 方案大约可以分别获得 5、4.6、2.8 dB 的性能增益; 在 BLER 为 10^{-3} 且 $p=0.1$ 的条件下, 当 $L=32, 8, 1$ 时, 所提出的 PME-JSCC-HARQ 方案大约可以分别获得 3.6、3.2、2 dB 的性能增益. 与信源长度为 $M_s=200$, 信道长度为 $M_c=400$ 的 PME-JSCC 方案相比, PME-JSCC-HARQ 方案几乎可以获得一致的性能.

4.2 PME-JSCC-HARQ 方案的吞吐率性能分析

下面我们将对 PME-JSCC-HARQ 方案的吞吐率性能进行分析. 对于 T 次传输, 令 \mathcal{E}_t 表示第 t 次传输时, PME-JSCC-HARQ 方案联合译码错误的事件, 其中 $1 \leq t \leq T$. 将 \mathcal{E}_t 的相反事件记为 $\bar{\mathcal{E}}_t$, 表示接收端第 t 次传输能够成功的情形. 用 $P(\mathcal{E}_t)$ 表示事件 \mathcal{E}_t 发生的概率. 此外, 为了方便后续的分析, 定义事件 \mathcal{E}_0 为没有进行传输时, 接收端在未接收到任何信道信号前无法正确解码的初始状态. 那么此时不可能译码成功, 必然有 $\Pr(\mathcal{E}_0)=1$. 可以得到 T 次传输的平均成功译码的比特数为 $\mathbb{E}[M_s] = M_s(1 - \Pr(\mathcal{E}_T \cap \mathcal{E}_{T-1} \cap \dots \cap \mathcal{E}_0))$. 若前 $t-1$ 次译码都失败, 则进行第 t 次译码. 因此可以计算得到 T 次

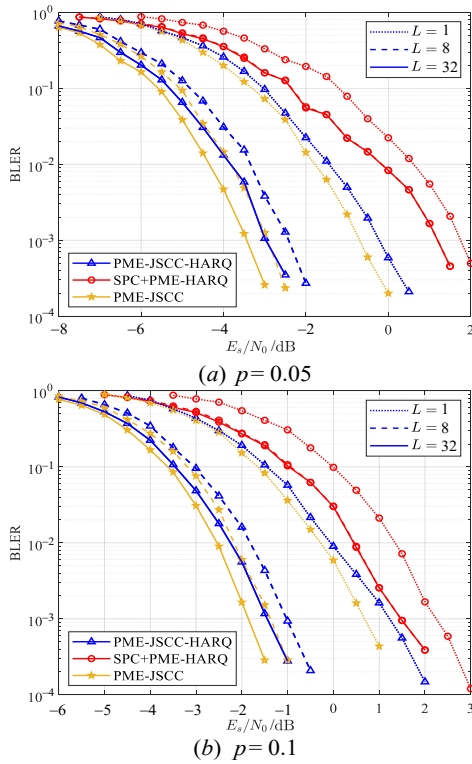


图6 PME-JSCC-HARQ方案BLER性能图
($T=2, M_s=200, M_{c,1}=200, M_{c,2}=100$)

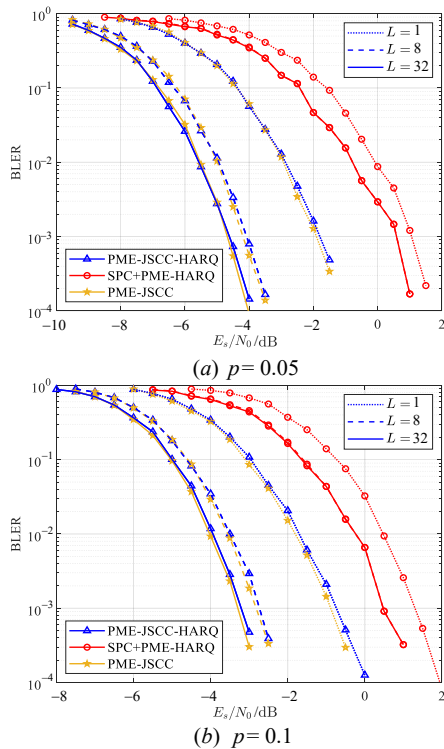


图7 PME-JSCC-HARQ方案BLER性能图
($T=3, M_s=200, M_{c,1}=200, M_{c,2}=M_{c,3}=100$)

传输的平均通过信道传输的编码比特数为 $\mathbb{E}[M_c] = \sum_{t=1}^T M_{c,t} \Pr(\mathcal{E}_{t-1} \cap \dots \cap \mathcal{E}_{t-2} \cap \mathcal{E}_0)$. 系统的链路吞吐率可通过以下公式进行表征:

$$\eta = \frac{\mathbb{E}[M_s]}{\mathbb{E}[M_c]} = \frac{M_s(1 - \Pr(\mathcal{E}_T \cap \mathcal{E}_{T-1} \cap \dots \cap \mathcal{E}_0))}{\sum_{t=1}^T M_{c,t} \Pr(\mathcal{E}_{t-1} \cap \mathcal{E}_{t-2} \cap \dots \cap \mathcal{E}_0)} \quad (27)$$

若第 t 次译码的成功概率要远高于之前译码成功的概率, 此时上面的公式可以近似为

$$\eta \approx \frac{M_s(1 - \Pr(\mathcal{E}_T))}{\sum_{t=1}^T M_{c,t} \Pr(\mathcal{E}_{t-1})} \quad (28)$$

图8为 PME-JSCC-HARQ 方案的吞吐率性能图, 其中 $M_s=256, M_{c,1}=256, M_{c,2}=128, M_{c,3}=128$, 信源分布参数 $p=0.05$, 信道为 Rayleigh 衰落信道. 对于不同的列表大小 L , PME-JSCC-HARQ 方案的性能优于 SPC 和 PME-HARQ 分离方案. 对于两次传输, $L=32$, PME-JSCC-HARQ 方案相比较 SPC 和 PME-HARQ 分离方案可以获得 2 dB 以上的性能增益. 对于三次传输, $L=32$, PME-JSCC-HARQ 方案相比较 SPC 和 PME-HARQ 分离

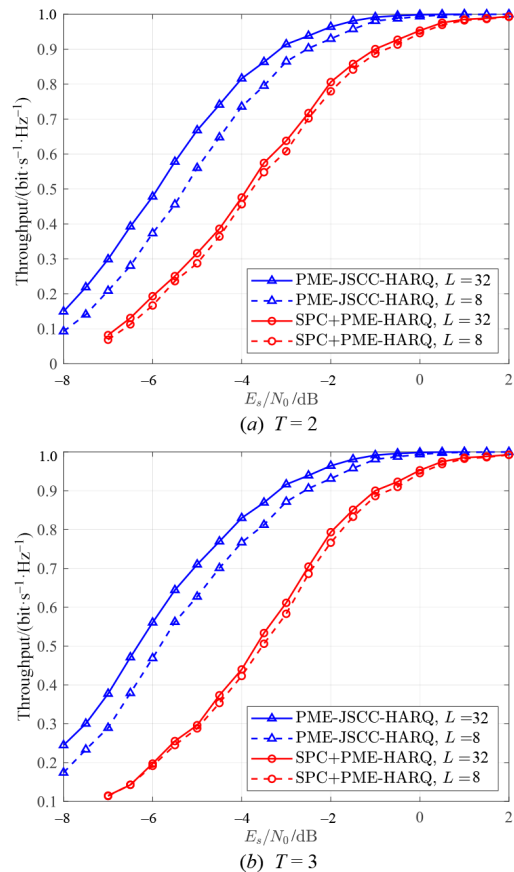


图8 PME-JSCC-HARQ方案的吞吐率性能图

方案大约可以获得 3 dB 的性能增益。

SPC 和 PME-HARQ 分离方案首先需要进行信道极化译码得到信道极化的信息比特(部分的信源编码比特 u_s), 然后再进行信源极化译码得到完整的信源编码比特 u_s . 而 PME-JSCC-HARQ 方案译码过程是在译码整个大的极化码直接得到信源编码比特 u_s , 避免了分离式的信道极化译码和信源极化译码的错误传播等问题。

SPC 和 PME-HARQ 分离方案译码时首先进行信道极化译码, 然后进行信源极化译码. 信道极化译码的复杂度为 $O(TN_c \log N_c)$, 其中复杂度为 $n_c = \left\lceil \log_2 \left(\sum_{t=1}^T M_{c,t} \right) \right\rceil$, $N_c = 2^{n_c}$. 信源极化译码的复杂度为 $O(TN_s \log N_s)$.

5 结论

本文提出了 HARQ 系统中基于极化矩阵扩展的信源信道联合编码方案. PME-JSCC-HARQ 方案通过利用极化矩阵的下三角特性, 每次传输时, PME-JSCC-HARQ 方案都在前一次传输的极化矩阵基础上扩展任意长度, 并将该次传输的比特放置在扩展位上. 为了提高 PME-JSCC-HARQ 方案的译码可靠性, 要选取扩展后长极化码最可靠的比特子信道作为信息比特子信道. PME-JSCC-HARQ 方案可以将信源信息和多次传输的信道信息组合在一起, 形成更长的极化码, 从而获得额外的联合编码增益。

参考文献

- [1] ARIKAN E. Channel polarization: A method for constructing capacity-achieving codes for symmetric binary-input memoryless channels[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2009, 55(7): 3051-3073.
- [2] TAL I, VARDY A. List decoding of polar codes[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2015, 61(5): 2213-2226.
- [3] NIU K, CHEN K. CRC-aided decoding of polar codes[J]. IEEE Communications Letters, 2012, 16(10): 1668-1671.
- [4] LI B, SHEN H, TSE D. An adaptive successive cancellation list decoder for polar codes with cyclic redundancy check[J]. IEEE Communications Letters, 2012, 16(12): 2044-2047.
- [5] 张降龙, 袁建国, 游薇, 等. 一种基于增强型奇偶校验码改进的极化码 EPC-MS-SCL 译码算法[J]. 电子学报, 2023, 51(9): 2391-2397.
ZHANG X L, YUAN J G, YOU W, et al. An improved EPC-MS-SCL decoding algorithm of polar codes based on the enhanced parity check code[J]. Acta Electronica Sinica, 2023, 51(9): 2391-2397. (in Chinese)
- [6] ARIKAN E. Source polarization[C]//2010 IEEE International Symposium on Information Theory. Piscataway: IEEE, 2010: 899-903.
- [7] CRONIE H S, KORADA S B. Lossless source coding with polar codes[C]//2010 IEEE International Symposium on Information Theory. Piscataway: IEEE, 2010: 904-908.
- [8] Claude E Shannon. Coding theorems for a discrete source with a fidelity Criterion Institute of radio engineers, international convention record, vol. 7, 1959[M]//Claude E Shannon: Collected Papers. New York: Wiley-IEEE Press, 1993: 325-350.
- [9] KOSTINA V, VERDÚ S. Lossy joint source-channel coding in the finite blocklength regime[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2013, 59(5): 2545-2575.
- [10] ZHU G C, ALAJAJI F. Joint source-channel turbo coding for binary Markov sources[J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2006, 5(5): 1065-1075.
- [11] CHEN C, WANG L, LAU F C M. Joint optimization of protograph LDPC code pair for joint source and channel coding[J]. IEEE Transactions on Communications, 2018, 66(8): 3255-3267.
- [12] CHEN Q W, WANG L, HONG S H, et al. Integrated design of JSCC scheme based on double protograph LDPC codes system[J]. IEEE Communications Letters, 2019, 23(2): 218-221.
- [13] LIU S Y, WANG L, CHEN J, et al. Joint component design for the JSCC system based on DP-LDPC codes[J]. IEEE Transactions on Communications, 2020, 68(9): 5808-5818.
- [14] DONG Y F, NIU K, DAI J C, et al. Joint source and channel coding using double polar codes[J]. IEEE Communications Letters, 2021, 25(9): 2810-2814.
- [15] DONG Y F, NIU K, DAI J C, et al. Joint successive cancellation list decoding for the double polar codes[J]. IEEE Communications Letters, 2022, 26(8): 1715-1719.
- [16] WANG W, NIU K, DAI J C. Enhanced joint source-channel polarization effect based on polarizing matrix extension[J]. IEEE Communications Letters, 2024, 28(6): 1278-1282.
- [17] DAHLMAN E, PARKVALL S, SKÖLD J. LTE radio access[M]//4G: LTE/LTE-Advanced for Mobile Broadband. Amsterdam: Elsevier, 2014: 103-119.
- [18] CHEN K, NIU K, HE Z Q, et al. Polar coded HARQ scheme with Chase combining[C]//2014 IEEE Wireless Communications and Networking Conference. Piscataway: IEEE, 2014: 474-479.
- [19] CHEN K, NIU K, LIN J R. A hybrid ARQ scheme based on polar codes[J]. IEEE Communications Letters, 2013,

- 17(10): 1996-1999.
- [20] LI B, TSE D, CHEN K, et al. Capacity-achieving rateless polar codes[C]//2016 IEEE International Symposium on Information Theory. Piscataway: IEEE, 2016: 46-50.
- [21] ZHAO M M, ZHANG G Z, XU C, et al. An adaptive IR-HARQ scheme for polar codes by polarizing matrix extension[J]. IEEE Communications Letters, 2018, 22(7): 1306-1309.
- [22] MORI R, TANAKA T. Performance of polar codes with the construction using density evolution[J]. IEEE Communications Letters, 2009, 13(7): 519-521.
- [23] TAL I, VARDY A. How to construct polar codes[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2013, 59(10): 6562-6582.
- [24] NIU K, CHEN K, LIN J R. Beyond turbo codes: Rate-compatible punctured polar codes[C]//2013 IEEE International Conference on Communications. Piscataway: IEEE, 2013: 3423-3427.

作者简介



王 炜 男, 1995年出生于安徽省池州市. 现为北京邮电大学人工智能学院博士研究生. 主要研究方向为信道编码.
E-mail: wangweigal@bupt.edu.cn



牛 凯 男, 1976年出生于山西省吕梁市. 现为北京邮电大学人工智能学院教授、博士生导师, 北京邮电大学泛网无线通信教育部重点实验室副主任, 中国电子学会信息论分会副主任委员. 主要研究方向为 5G/6G 移动通信、智能信号处理. 中国电子学会会员编号: E190001981S.
E-mail: niukai@bupt.edu.cn