



改进的分段 CRC 辅助的删余 Polar 译码

倪妍红, 楼向雄, 包建荣
(杭州电子科技大学, 浙江 杭州 310018)

摘要: 提出了一种分段循环冗余校验 (CRC) 辅助的删余译码算法。该方法利用 BP 译码的大并行度和 CRC 校验的高可靠性, 将 CRC 校验比特均匀或按比例分散插入原信息比特中。仿真表明: 当码长 N 为 1 024、信噪比为 3.5 dB 时, 分段 CRC (2, 16 $\times$ 2) 和 CRC (2, 24+8) 相比基于 G 矩阵检测译码平均迭代次数分别少 2.7 次和 2.8 次; 当码长 M 为 896 时, 误码率为 10^{-5} 的两种分段 CRC 相比无 CRC 辅助 BP 删余译码, 均获得约 0.7 dB 增益。

关键词: 删余 Polar 码; 置信传播译码; 循环冗余校验; 分段译码

中图分类号: TN911

文献标识码: A

doi: 10.11959/j.issn.1000-0801.2019007

Improved segmented CRC assisted puncturing Polar decoding

NI Yanhong, LOU Xiangxiong, BAO Jianrong
Hangzhou Dianzi University, Hangzhou 310018, China

Abstract: A segmented cyclic redundancy check (CRC) assisted decoding algorithm was proposed. This method makes use of the high parallelism of BP decoding and the high reliability of CRC verification, and uniformly or proportionally disperses CRC verification bits into the original information bits. Simulation results show that when the code length N is 1 024 and the SNR is 3.5 dB, the average iterations of segmented CRC (2, 16 $\times$ 2) and CRC (2, 24+8) are 2.7 and 2.8 times less than those of G matrix based decoding. When the code length M is 896, the two segmented methods with a bit error rate of 10^{-5} obtained about 0.7 dB gain compared with the non-CRC assisted BP puncturing decoding.

Key words: puncturing Polar code, belief-propagation decoding, CRC, segmented decoding

收稿日期: 2018-06-14; 修回日期: 2018-12-12

通信作者: 包建荣, baojr@hdu.edu.cn

基金项目: 国家自然科学基金资助项目 (No.U1709220, No.61702149, No.61471152); 浙江省科技计划基金资助项目 (No.LGG18F010011); 浙江省自然科学基金资助项目 (No.LY17F010019); 浙江省固态硬盘和数据安全技术重点实验室开放课题 (No. ZJSSKL001); 杭州电子科技大学 2017 年高等教育研究资助项目 (No.XNFZ201702)

Foundation Items: The National Natural Science Foundation of China (No.U1709220, No.61702149, No.61471152), Zhejiang Provincial Science and Technology Plan Project (No.LGG18F010011), Zhejiang Provincial Natural Science Foundation of China (No. LY17F010019), The Open Research Fund of Zhejiang Provincial Key Laboratory of Solid Hard Disk and Data Security Technology, HDU (No. ZJSSKL001), 2017 Higher Education Research Project of Hangzhou Dianzi University (No.XNFZ201702)



1 引言

信道编码能使信息在有噪声干扰的信道中可靠传输。2009 年, Arikan 首次提出了极化 (Polar) 码, 被证明是能无限接近香农极限容量的一种信道编码^[1]。但随着码长增加, 其编译码复杂度以对数增长。因该码可被视为 RM (reed-muller) 码的一般化, 故可用置信度传播 (belief propagation, BP) 译码^[2]。根据其译码结构, 该码的 BP 译码器结构与快速傅里叶变换 (fast Fourier transform, FFT) 相似, 且由此得到类 FFT 的简易译码结构^[3]。根据其译码结构, 又出现了一种基于校验节点更新的 Polar 码 BP 译码方法^[4]。该改进后译码能达到较好性能, 但译码复杂度仍较高。BP 译码虽具有高并行处理优势, 但其性能取决于迭代数量等因素。提前终止迭代可减少复杂度及时延, 因此, 出现了基于 G 矩阵检测译码的提前终止方案。该方案均取得了较好的改进效果, 但生成矩阵的存储随码长增加会受到限制, 码长较长时会降低其译码效率^[5]。

目前, 循环冗余校验 (cyclic redundancy check, CRC) 码是应用广泛的错误检测技术, 且已用于第三代合作伙伴计划 (3GPP) 标准的错误检测^[6]。在低密度奇偶校验 (low-density parity-check, LDPC) 码中, 可用 CRC 加快迭代译码速度^[7]。根据汉明码距可选择相应 CRC 校验码, 且不同长度 CRC 校验码具有不同检测性能, 参考文献[8]设计了几种不同 CRC 校验码, 并阐述了 CRC 长度对 Polar 译码性能的影响。CRC 检测在用于连续删余译码列表算法时, 表长为 L 的列表译码每层最多允许保留 L 条路径, 且每条路径都逐次消除译码。当译码完成后, 从表中选择能通过 CRC 校验的最佳路径作为输出, 此方法可获得性能较好的译码路径^[9]。此外, 当 Polar 码和 CRC 码级联时, 且将 Polar 码作为外码, CRC 校验码为内码, 通过译码树展开译码可加快译码速度, 减

少时延^[10]。删余码是一种构造码率兼容码字的方法^[11]。Polar 码长通常为 2 的幂次, 限制了其应用于各类场景, 故出现了删余 Polar 码来改进。Polar 码根据删减图样删余后, 可得任意码长 Polar 码, 且经删余后其仍服从原编译码方式^[12]。删余图样选择方法有多种, 如遵从删余图样与冻结位相对应的原则使用位反转置换算法选择删余位^[13], 或根据生成矩阵和行重选择删余位, 从而得到新的删减图样实现删余^[14]等。但根据定义的删减图样删余, 会使部分可靠性较高信道被误删。因此, 针对删减图样可靠信道利用率不高的问题还需进一步改进。

本文针对现有删余 Polar 译码算法信道利用率不足及能耗较高的问题, 提出了一种删余 Polar 码的 BP 译码算法。该算法以 BP 译码算法为基础, 根据信道可靠性确定删减图样, 并采用分段 CRC 校验提前终止迭代, 在保持性能无较大损失的前提下, 减少了时延和能耗。

2 Polar 码的 BP 译码原理

Polar 码 BP 译码本质上是一种因子图迭代译码算法。该码采用 (N, K) 表示形式。其中, N 为码长, K 为信息比特数目。图 1 中给出了典型 Polar 码(8,4)的因子图。由该因子图得: 每层均包含 $N/2$ 个处理单元。每个处理单元包含 K 个节点。且可用 (m, n) 表示图中每个节点, m 表示当前节点所处层数, n 表示当前节点在该层中的索引。

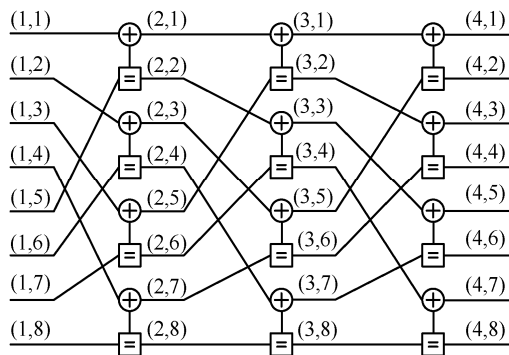


图 1 典型的 Polar 码(8, 4)因子图

图2为Polar迭代译码的信息传递过程示意图。其中,每个节点 (m, n) 均传递两种信息,分别为从左向右传递信息 $R_{m,n}$ 和从右向左传递信息 $Q_{m,n}$ 。为防止数据溢出,都采用了传递信息均为对数似然比(likelihood rate, LLR)信息^[15]。

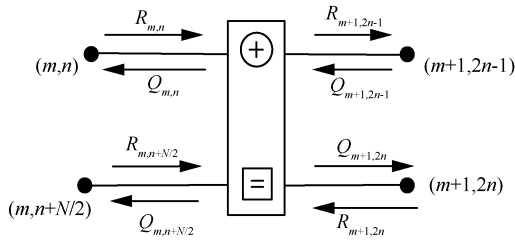


图2 Polar 迭代译码的信息传递过程示意图

在迭代中,传递的信息均为对数似然比形式,迭代计算式为:

$$\begin{cases} Q_{m,n} = g(Q_{m+1,2n-1}, Q_{m+1,2n} + R_{m,n+N/2}) \\ Q_{m,n+N/2} = g(R_{m,n}, Q_{m+1,2n-1}) + Q_{m+1,2n} \\ R_{m+1,2n-1} = g(R_{m,n}, Q_{m+1,2n} + R_{m,n+N/2}) \\ R_{m+1,2n} = g(R_{m,n}, Q_{m+1,2n-1}) + R_{m,n+N/2} \end{cases} \quad (1)$$

其中, $1 \leq m \leq j, 1 \leq n \leq N/2$, 且有:

$$g(x_1, x_2) = 2 \arctanh(\tanh(x_1/2) \tanh(x_2/2)) \quad (2)$$

初始信息 $R_{1,n} (1 \leq n \leq N)$ 定义为:

$$R_{m,n} = \begin{cases} 0, n \in A \\ \infty, n \in A^c \end{cases} \quad (3)$$

来自信道的信息 $Q_{m+1,n} (1 \leq n \leq N)$ 为:

$$Q_{m+1,n} = \ln(P(y_n | x_n = 0) / P(y_n | x_n = 1)) \quad (4)$$

3 分段CRC辅助Polar码的删余译码算法

3.1 CRC辅助的Polar码译码

Polar码通过信道极化原理,可将信道分为高可靠性和低可靠性信道。信道极化使得Polar码具有不等错误保护特性。高可靠性信道传输的码字误比特率更低,而Polar码的自身特性使得其只能完成码长为2的幂次的码字构造,无法获得任意码长的码字。因此,需要用码率自适应的码字时,

常通过删余机制获得码率兼容的Polar码。

图3为典型的CRC辅助Polar码仿真结构。编码前,未经删余的Polar码先根据CRC循环冗余校验对原始信息序列校验和计算。在得到校验比特后,由CRC序列与原始信息序列组成输入信息序列。经信道编译码后,得到新比特序列。正确序列能通过CRC校验。如校验值为零,则判定信道译码得到的比特序列正确。否则,认为接收的比特序列包含错误。

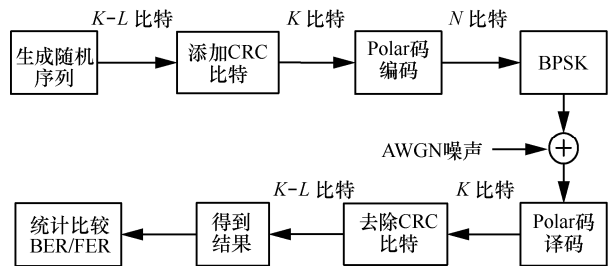


图3 典型CRC辅助的Polar码仿真结构

3.2 基于可靠性的删余Polar码

不同的删余方法对应不同的删余位置。删余码字的长度及信道好坏也影响着删余后码字性能。针对Polar码, Eslami等^[16]比较了随机删余法和截止树删余法。随机删余在码字中随机选择删余位置,截止树删余法通过计算每个码字比特在截止树中出现次数,将其较少的码字删余。根据译码可靠性的删余法,选择删余信道可靠性较低的码字,提高可靠信道的利用率。

在加性高斯白噪声(additive white Gaussian noise, AWGN)信道中,采用高斯近似可估计Polar码编码信道的可靠性,即估计各个极化信道的错误概率^[17]。N个独立的并行信道W信道极化后,得到极化信道 $W_N^{(i)}$,其中 $i=1,2,\dots,N$ 。在加性高斯信道中,信道输出服从高斯分布 $N(\mu, \sigma^2)$ 且输入符号先验等概。其中, μ 是均值, σ^2 是方差。对于方差为 σ^2 的加性高斯信道W,源比特序列在二进制相移键控(binary phase shift keying, BPSK)调制下,其概率密度函数为:



$$p(y|x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma} e^{-\frac{(y-(1-2x^2))}{2\sigma^2}} \quad (5)$$

接收符号的对数似然比定义为:

$$L(y) = \ln \frac{p(y|0)}{p(y|1)} = \frac{2y}{\sigma^2} \quad (6)$$

对于高斯近似而言, 每个子信道的 LLR 值都服从方差为均值 2 倍的高斯分布, 即:

$$L_N^{(i)} \sim N(m_N^{(i)}, 2m_N^{(i)}) \quad (7)$$

则可靠性度量值可由式 (9)~式 (11) 计算得到:

$$m_{2N}^{(2i-1)} = \varphi^{-1} \left(1 - [1 - \varphi(m_N^{(i)})]^2 \right) \quad (8)$$

$$m_{2N}^{(2i)} = 2m_N^{(i)} \quad (9)$$

$$\varphi(x) = 1 - \frac{1}{\sqrt{4\pi x}} \int_{-\infty}^{\infty} \tanh(\tau/2) \exp\left[-\frac{(\tau-x)^2}{4x}\right] d\tau \quad (10)$$

其中, 初始化值为 $m_1^{(1)} = 2/\sigma^2$ 。

当得到 $m_N^{(i)}$ 后, 信道的错误概率 $P_e(W_N^{(i)})$ 为:

$$P_e(W_N^{(i)}) = \int_{-\infty}^0 \frac{1}{2\sqrt{\pi m_N^{(i)}}} \exp\left(-\frac{(x - m_N^{(i)})^2}{4m_N^{(i)}}\right) dx \quad (11)$$

在求得错误概率后, 由 $1 - P_e$ 可得信道可靠度。之后, 选择信道可靠度高的信道, 用于传输信息比特。

设定 Polar 码原码长为 $N = 2^n$, N 称为母码。设需删余码字长度为 k' , 则 $M = N - k'$, M 为删余后码字长度。Polar 码的极化性质, 使其具有不等错误保护性质。根据此特性可得基于信道可靠性的动态删余法, 且详细步骤如下。

(1) 在设定码长时, 求得每个信道错误概率, 并根据错误概率计算每个信道的可靠性, 且对信道按可靠性大小排序。

(2) 按信道可靠性从低到高顺序, 选取前 k' 个可靠性值较低位置作为冻结位。其余设为信息位。

(3) 将 k' 个信息位设为删减图样 P , 构造 Polar 码码字后, 按照删减图样 P 删余码字。

(4) 不传输被删余的码字, 仅传输删余后码字。

(5) 在接收端补充被删余位置, 并将其 LLR 值赋值为 1。最终, 经译码后得到译码码字。

译码中所需能耗用能量/比特 (energy per bit, EPB) 表示, 对于功率为 p_w 、时钟频率为 C_f 的系统, 能耗计算式如下:

$$\text{EPB} = \frac{p_w \times d}{C_f \times N} \quad (12)$$

其中, d 为译码时延, N 为码字长度。

3.3 基于分段 CRC 辅助的删余译码算法

分段 CRC 校验与一般 CRC 检验的不同之处在于分段 CRC 校验在信息序列中分散地插入相对较短校验码, 以此代替一般 CRC 检验在信息序列末尾插入的长校验码。

图 4 为分段 CRC 辅助的删余 Polar 码仿真结构。编码前, Polar 码先根据分段 CRC 循环冗余校验对原始信息序列校验和计算。按照基于信道可靠性的动态删余法经信道编译码后, 得到新比特序列。正确序列能通过分段 CRC 校验。如校验值为零, 则判定信道译码得到的比特序列正确。否则, 认为接收的比特序列包含错误。

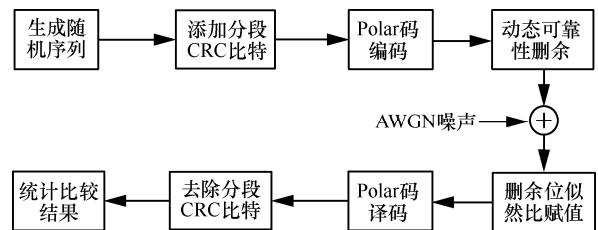


图 4 分段 CRC 辅助的删余 Polar 码仿真结构

对于母码长度为 N 、信息长度为 K 的码字, 采用分段 CRC 校验。设定使用的 CRC 长度为 L 比特, 把信息平均分为 m 段, 即每段信息的结构为 $(K-L)/m$ 比特的原始信息加上 L/m 比特的 CRC 校验信息。分段 CRC 还可采用非平均分段的方式来校验, 选取合适的不同长度 CRC 对非平均分段的码字译码校验。平均分段的 CRC 构造和非平均分段的 CRC 构造分别如图 5、图 6 所示。

$K-L$ 比特				L 比特
$(K-L)/2$ 比特	$L/2$ 比特	$(K-L)/2$ 比特	$L/2$ 比特	
$(K-L)/m$ 比特	L/m 比特	...	...	$(K-L)/m$ 比特 L/m 比特

图5 平均分段的CRC构造

$K-L$ 比特				L 比特
$K-l_1$ 比特	L_1 比特	$K-l_2$ 比特	L_2 比特	
$K-l_1$ 比特	L_1 比特	...	...	$K-l_m$ 比特 L_m 比特

图6 非平均分段的CRC构造

常用的CRC码生成多项式有以下几种:

- $\text{CRC}-8 = x^8 + x^5 + x^4 + 1$;
- $\text{CRC}-\text{CCITT} = x^{16} + x^{15} + x^5 + 1$;
- $\text{CRC}-24 = x^{24} + x^{23} + x^{18} + x^{17} + x^{14} + x^{11} + x^{10} + x^7 + x^6 + x^5 + x^4 + x^3 + x + 1$;
- $\text{CRC}-32 = x^{32} + x^{26} + x^{23} + x^{22} + x^{16} + x^{12} + x^{11} + x^{10} + x^8 + x^7 + x^5 + x^4 + x^2 + x + 1$ 。

当CRC校验为32位时,平均分成两段校验可采用16位分段校验,平均分成四段校验则可采用8位分段校验;当非均匀分段时,两段校验可采用24位和8位校验,三段则可采用16位和8位校验。分别用 $\text{CRC}(a, b \times c)$ 和 $\text{CRC}(a, b+c)$ 代表均匀分段和非均匀分段。其中, a 代表分成几段, b 和 c 表示采用的CRC码位数。

4 仿真结果及分析

以下对所提算法仿真和分析,已验证其有效性。其中,编码采用所提的Polar码BP删余译码方案,系统采用BPSK调制,不同分段CRC辅助校验译码的传输信道均为AWGN信道,母码码率 $R=0.5$,系统仿真次数10000次,每次编码帧1000次。表1为在不同分段CRC辅助下,仿真码字长度 $N=256$ 与删余码率为0.6,仿真码字长度 $M=214$ 的码字,分别译码迭代60次和迭代40次的平均迭代次数对比。

表2为仿真码字长度 $N=1024$ 时,分段CRC与基于生成矩阵的G矩阵平均迭代次数对比。当

表1 $N=256$, 不同分段CRC的平均迭代次数对比

	迭代60次			迭代40次		
	1 dB	2.5 dB	4 dB	1 dB	2.5 dB	4 dB
$N=256, \text{CRC}(1, 32 \times 1)$	29.8	17.9	13.6	25.2	17.6	13.5
$N=256, \text{CRC}(2, 16 \times 2)$	27.6	17.6	13.5	24.7	17.5	13.4
$N=256, \text{CRC}(2, 24+8)$	28.2	17.6	13.5	24.9	17.5	13.4
$M=214, \text{CRC}(1, 32 \times 1)$	32.1	22.5	15.6	26.6	21.9	15.5
$M=214, \text{CRC}(2, 16 \times 2)$	29.6	20.6	15.5	24.6	20.9	15.4
$M=214, \text{CRC}(2, 24+8)$	30.2	20.4	15.5	25.2	20.8	15.5

码长 $N=1024$,删余码率为0.6时,删余后码字长度为 $M=854$ 。由表2得,在最大迭代次数均为40次的条件下,删余Polar码的迭代次数高于未删余Polar码,但无论删余与否,基于生成矩阵的G矩阵方法平均迭代次数均高于分段CRC的平均迭代次数。G矩阵是目前相对性能较好的提前终止迭代的方法之一,分段CRC方法获得比G矩阵更少的迭代次数。其代价是在性能上有一定程度的损失,如图7所示。

表2 $N=1024$, 分段CRC与基于生成矩阵的G矩阵^[18]平均迭代次数对比

	$N=1024$			$M=854$		
	1.5 dB	2.5 dB	3.5 dB	1.5 dB	2.5 dB	3.5 dB
G 矩阵	39.5	30.5	23.5	39.8	37.4	30.2
$\text{CRC}(2, 16 \times 2)$	35.9	26.8	20.8	38.1	33.5	27.4
$\text{CRC}(2, 24+8)$	38	26.5	20.7	39.6	33.5	27.5

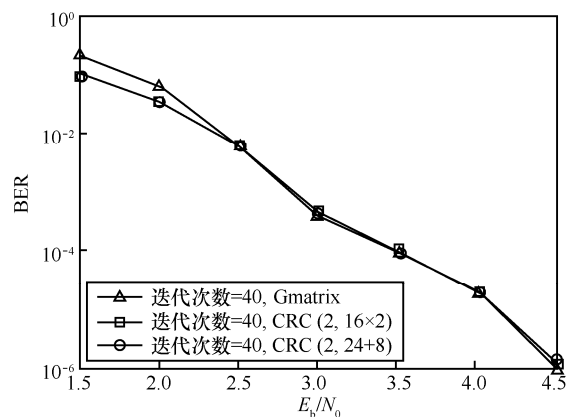
图7 $N=1024$ 时, 不同分段CRC辅助的Polar码误比特率



图 7 为仿真码字长度 $N=1\ 024$ 、迭代 40 次时,不同分段 CRC 辅助的 Polar 码误比特率对比。当信噪比小于 2.5 时,分段 CRC 的误码率均小于 G 矩阵方法。当信噪比大于 2.5 时,则分段 CRC 的误码率略高于 G 矩阵。比较 G 矩阵与不同分段 CRC 的平均迭代次数可知,当误码率为 10^{-3} 时,CRC (2, 16 $\times$ 2) 与 CRC (2, 24+8) 相比 G 矩阵减少的增益分别为 0.04 dB 和 0.08 dB。因码长较长时, G 矩阵方法生成的矩阵过大会导致存储受限,所以译码效率较低。分段 CRC 将 CRC 分散地插入信息比特中,当译出一部分比特信息时即可开始校验,一旦检测到误码即终止,而 G 矩阵并不能分段终止,且 3 种 CRC 辅助译码方式都有较好的提前终止性能,所以相对 G 矩阵方法,分段 CRC 更为适用。

仿真码字长度 $N=256$ 、迭代 40 次时,分段 CRC 辅助删余 Polar 码性能对比曲线如图 8 所示。当码长为 $N=256$,删余码率为 0.6 时,由图 8 可以得出,信噪比小于 4 时、CRC (1, 32 $\times$ 1) 的性能略好于 CRC (2, 16 $\times$ 2), CRC (2, 24+8) 的性能则更优。当信噪比大于 4,误码率为 10^{-4} 时, CRC (2, 16 $\times$ 2) 相比 CRC (1, 32 $\times$ 1) 有 0.2 dB 的性能增益,相比原始 BP 译码算法有 0.4 dB 的性能增益, CRC (2, 24+8) 相比 CRC (1, 32 $\times$ 1) 有 0.1 dB 的性能增益,相比原始 BP 译码算法有 0.3 dB 的性能增益,两种分段方式性能都随着信噪比的增加而增大。当采用 CRC 校验时,将信息序列分段校验可提高性能,且由 Polar 码 BP 译码过程可知,加入分段 CRC 没有改变需要运算的节点数量。在高信噪比区域,不可检测错误较多,原始 BP 译码误码率较高, CRC 则可降低其比重,降低误码率。

仿真码字长度 $N=1\ 024$ 时,不同分段 CRC 辅助的删余 Polar 码误比特率曲线如图 9 所示。当码长 $N=1\ 024$ 、删余码率为 0.6、删余后码字为 854 时,由图 9 可得,当信噪比小于 4 时,分段 CRC (2, 16 $\times$ 2) 的性能略低于 CRC (2, 24+8)。而当信

噪比大于 4 时,分段 CRC (2, 16 $\times$ 2) 的性能则略高于 CRC (2, 24+8)。分段 CRC 译码在不同信噪比下减少的迭代次数不同,提前终止迭代性能相对更好的分段 CRC 会因提前终止部分帧而使得部分译码性能损失。因此,可根据实际信噪比需求选择合适的分段方法。一般基于可靠性删余但无 CRC 辅助的 BP 译码^[19]性能比两种分段 CRC 的性能差,当误码率为 10^{-5} 时,分段 CRC 相比无 CRC 辅助的 BP 译码获得约 0.8 dB 的增益。CRC 具有单比特纠错特性和高可靠性,分段 CRC 码将此性质合理高效利用,因此,基于可靠性删余的分段 CRC 辅助译码相较一般基于可靠性删余但无 CRC 辅助的 BP 译码能获得更好性能,故分段 CRC 辅助更适用于删余译码。

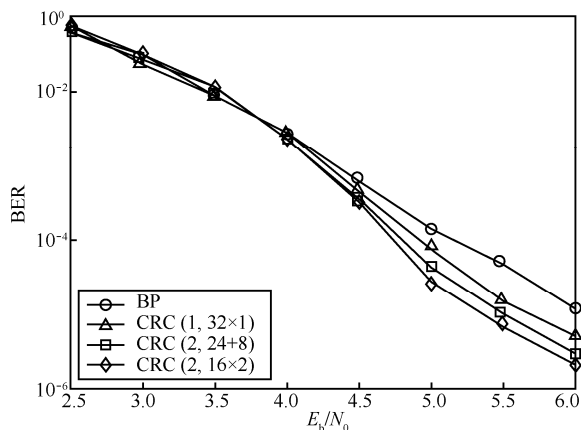


图 8 $N=256$ 时,不同分段 CRC 辅助删余 Polar 码性能对比

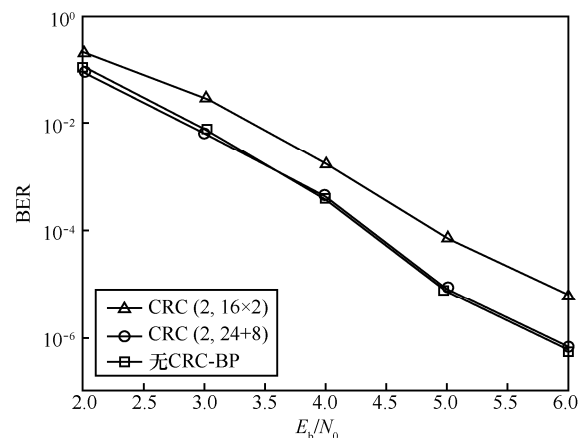


图 9 $N=1\ 024$ 时,不同分段 CRC 辅助的删余 Polar 码误比特率

删余后码字长度 $M=896$ 时, 不同分段 CRC 辅助的删余 Polar 码误比特率曲线如图 10 所示。由图 10 可得, 基于生成矩阵列重选择删余位的 G-CRC(2,24+8)和 G-CRC(2,16×2)译码性能优于基于生成矩阵列重选择删余位但无 CRC 辅助^[12]的译码性能, 但比分段 CRC 辅助的译码性能差。当误码率为 10^{-5} 时, 两种分段 CRC 相比无 CRC 辅助的 BP 译码均获得约 0.7 dB 的增益, 相比基于生成矩阵列重选择删余位的 BP 译码均获得约 0.5 dB 的增益。根据列重选择删余位会误删部分可靠性较高的信道, 而分段 CRC 基于信道可靠性动态删余可降低删余位置对译码正确性的影响。因此, 分段 CRC 辅助基于可靠性动态删余的方法适用于删余译码可获得较好性能。

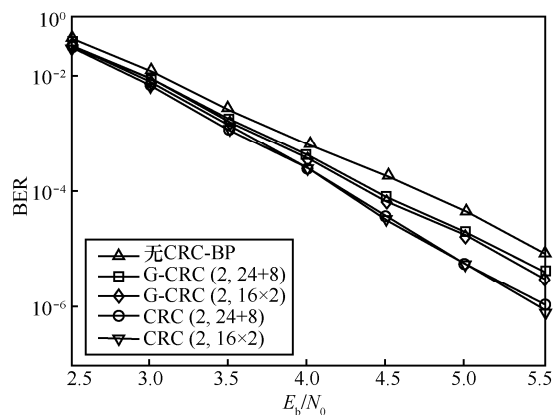


图 10 $M=896$ 时, 不同分段 CRC 辅助的删余 Polar 码误比特率

表 3 对比了不同译码算法的复杂度。由表 3 得, BP 译码为 $O(N \log N)$, BP 译码与 CRC 结合的复杂度为 $O(N^2 \log N)$, 不论是分段还是不分段, 其复杂度均略高于 BP 译码。但因 CRC 辅助译码具有提前终止迭代的作用, 故分段 CRC 辅助的 Polar 码 BP 译码通过减少迭代次数降低了时延。系统能耗可用式 (12) 评估, 由式 (12) 得系统能耗与译码时延和码长有关, 当码长一定时, 可通过减少迭代次数降低时延的同时减少能耗。因此, 分段 CRC 辅助删余译码从快速低能耗的存储应用出发具有一定可行性。

表 3 不同译码算法复杂度对比

译码算法	复杂度	迭代次数
BP	$O(N \log N)$	60 次
CRC-BP	$O(N^2 \log N)$	40 次
分段 CRC-BP	$O(N^2 \log N)$	40 次

5 结束语

本文提出了分段 CRC 的 Polar 码译码改进算法。原 BP 译码需达到固定迭代次数才能完成译码, 改进后译码算法可提前终止迭代, 而较少的迭代次数使得时延减少。而且, 采用可靠性删余的 Polar 码利用信道极化性质, 较好地提高了可靠信道利用率。此外, 分段译码减少了 CRC 校验所需时间, 且在高信噪比时获得了较多性能增益。因此, 改进的分段 CRC 辅助 Polar 译码算法有效提高了译码性能, 通过减少迭代次数降低了译码复杂度, 可获得较好的工程实践价值。

参考文献:

- [1] SHANNON C E. A mathematical theory of communication[J]. ACM SIGMOBILE Mobile Computing and Communications Review, 2001, 5(1): 3-55.
- [2] ARIKAN E. A performance comparison of polar codes and Reed-Muller codes[J]. IEEE Communications Letters, 2008, 12(6).
- [3] YANG J, ZHANG C, ZHOU H, et al. Pipelined belief propagation Polar decoders[C]// 2016 IEEE International Symposium on Circuits and Systems (ISCAS), May 22-25, 2016, Montreal, QC, Canada. Piscataway: IEEE Press, 2016: 413-416.
- [4] ZHANG Y, LIU A, PAN X, et al. A modified belief propagation Polar decoder[J]. IEEE Communications Letters, 2014, 18(7): 1091-1094.
- [5] YUAN B, PARHI K K. Early stopping criteria for energy-efficient low-latency belief-propagation polar code decoders[J]. IEEE Transactions on Signal Processing, 2014, 62(24): 6496-6506.
- [6] 3GPP. Multiplexing and channel coding (FDD): TS25.212 [S]. 2009.
- [7] KWON Y H, OH M K, PARK D J. A new LDPC decoding algorithm aided by segmented cyclic redundancy checks for magnetic recording channels[J]. IEEE Transactions on Magnetics, 2005, 41(7): 2318-2320.



- [8] KOOPMAN P, CHAKRAVARTY T. Cyclic redundancy code (CRC) polynomial selection for embedded networks[C]//2004 International Conference on Dependable Systems and Networks, June 28-July 1, 2004, Florence, Italy. Washington DC: IEEE Computer Society, 2004: 145-154.
- [9] 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.
- [10] SARKIS G, GIARD P, VARDY A, et al. Fast list decoders for polar codes[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2016, 34(2): 318-328.
- [11] HAGENAUER J. Rate-compatible punctured convolutional codes (RCPC codes) and their applications[J]. IEEE Transactions on Communications, 1988, 36(4): 389-400.
- [12] WANG R, LIU R. A novel puncturing scheme for Polar Codes[J]. IEEE Communications Letters, 2014, 18(12): 2081-2084.
- [13] BIOGLIO V, GABRY F, LAND I. Low-complexity puncturing and shortening of Polar codes[C]// Wireless Communications and Networking Conference Workshops (WCNCW), March 19-22, 2017, San Francisco, CA, USA. Piscataway: IEEE Press, 2017: 1-6.
- [14] HANIF M A, VAFI S. An efficient puncturing method for the short and long length polar codes[C]// 2017 11th International Conference on Signal Processing and Communication Systems (ICSPCS), Dec 13-15, 2017, Surfers Paradise, QLD, Australia. Piscataway: IEEE Press, 2017: 1-5.
- [15] FORNEY G D. Codes on graphs: normal realizations[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2001, 47(2): 520-548.
- [16] ESLAMI A, PISHRO-NIK H. A practical approach to polar codes[C]//2011 IEEE International Symposium on Information Theory (ISIT), July 31-Aug 5, 2011, St. Petersburg, Russia. Piscataway: IEEE Press, 2011: 16-20.
- [17] 翟平衡, 沈斌松, 梁进波. Polar 码在分集接收系统中的性能[J]. 电信科学, 2018, 34(2): 32-38.
- ZHAI P H, SHEN B S, LIANG J B. Performance of Polar code in diversity reception system[J]. Telecommunications Science, 2018, 34(2): 32-38.
- [18] YUAN B, PARHI K K. Early stopping criteria for energy-efficient low-latency belief-propagation polar code decoders[J]. IEEE Transactions on Signal Processing, 2014, 62(24): 6496-6506.
- [19] 赵生妹, 邵珠要, 陈汉武. 基于译码可靠性的系统 Polar 码删余方法[J]. 东南大学学报(自然科学版), 2017, 47(1): 23-27.
- ZHAO S M, SHAO Z Y, CHEN H W. Puncturing method for systematic Polar code based on decoding reliability[J]. Journal of Southeast University (Natural Science Edition), 2017, 47(1): 23-27.

[作者简介]



倪妍红 (1993-), 女, 杭州电子科技大学硕士生, 主要研究方向为通信信号处理、固态存储和数据安全。



楼向雄 (1972-), 男, 杭州电子科技大学副教授, 主要研究方向为固态存储和数据安全等。



包建荣 (1978-), 男, 杭州电子科技大学教授, 主要研究方向为空间无线通信、通信信号处理与自主无线电等。