

面向星地通信的低复杂度通用编译码技术



Low-Complexity and Universal Channel Encoding/Decoding Technology for Satellite-to-Ground Communications

张可/ZHANG Ke, 林文超/LIN Wenchao, 王野/WANG Ye

(鹏城实验室, 中国 深圳 518055)
(Pengcheng Laboratory, Shenzhen 518055, China)

DOI: 10.12142/ZTETJ.202405006

网络出版地址: <http://kns.cnki.net/kcms/detail/34.1228.TN.20241017.1350.006.html>

网络出版日期: 2024-10-17

收稿日期: 2024-08-15

摘要: 面向高动态、大尺度变化的低轨星地链路, 具有强大纠错能力的速率兼容(RC)信道编码方案对保障星地时敏业务的信息时效性是至关重要的。提出了一种适用于任意短线性分组码的新型译码思想, 称为基于翻转重量的阶序统计译码(FWB-OSD)。FWB-OSD可以达到比传统译码算法更优秀的误码性能水平。在此基础上, 针对3GPP标准低密度奇偶校验(LDPC)码的速率兼容编码方案, 提出了一种将迭代译码算法与FWB-OSD进行级联的译码算法, 称为多层置信组合译码(MBCD)算法。相比于现有置信传播(BP)及级联译码算法, 所提MBCD算法在短码长LDPC编码方案下能够展现更优的译码性能。最后, 基于星地信道模拟器及相关前端信号处理方法, 在桌面端开发了所提编译码方案在星地链路下的半实物验证系统。

关键词: 低轨星地链路; 速率兼容信道编码; 翻转重量辅助; 多层置信; 译码性能

Abstract: In the context of low-orbit satellite-ground communication, where both dynamic and large-scale changes are prevalent, the deployment of a rate compatible (RC) channel coding scheme with robust error correction capabilities is of paramount importance for the timely delivery of services. In this paper, an idea of flipping weight-aided ordered statistics decoding (FWB-OSD) for arbitrary short linear block codes is proposed, which can achieve superior error performance compared to traditional decoding algorithms. On this basis, a novel decoding algorithm is proposed for RC 3GPP LDPC coding schemes, which cascades belief propagation (BP) and FWB-OSD, called multi-belief combination decoder (MBCD). In comparison to the existing BP decoder and cascade decoder, the proposed MBCD performs better decoding performances in terms of block error rate (BLER). Finally, based on the land mobile satellite channel simulator and signal processing algorithms, a hardware-in-the-loop verification system for the proposed encoding/decoding schemes under the satellite-ground link is developed on the desktop.

Keywords: low-orbit satellite-ground link; rate-compatible channel coding; flipping weight-aided ordered statistics decoding; multi-belief; decoding performances

引用格式: 张可, 林文超, 王野. 面向星地通信的低复杂度通用编译码技术 [J]. 中兴通讯技术, 2024, 30(5): 30-40. DOI: 10.12142/ZTETJ.202405006

Citation: ZHANG K, LIN W C, WANG Y. Low-complexity and universal channel encoding/decoding technology for satellite-to-ground communications [J]. ZTE technology journal, 2024, 30(5): 30-40. DOI: 10.12142/ZTETJ.202405006

面向高动态、大尺度变化的低轨星地链路, 具有强大纠错能力的速率兼容(RC)信道编码方案, 对保障星地时间敏感型业务的信息时效性是至关重要的: 通过信道编码冗余比特实现的物理层纠错能力, 一是可以避免重传机制在

高动态链路下频繁介入导致的信息时效性严重下降问题, 二是在低仰角弱链路条件下实现可靠传输以大幅提升有效通信时间。

现有信道编译码技术研究中, 低密度奇偶校验(LDPC)码在渐进码长条件下可实现速率兼容的高速编译码, 并已经在各种卫星通信标准中得到应用, 例如第二代数字视频广播(DVB-S2)及其扩展(DVB-S2X), 近年也被3GPP的5G NR标准采纳作为数据信道的编码方案。但是, 现有以置信传播

基金项目: 鹏城实验室重大攻关项目(PCL2024A01); 中国博士后科学基金面上资助项目(2023M741845)

(BP) 作为译码算法的 LDPC 码在短码长条件下纠错性能显著退化; 另一种可理论逼近香农容量的新型编译码技术, 采用连续消除列表 (SCL) 作为译码算法的极化码方案, 虽然被证明可以逼近最大似然 (ML) 译码性能, 但也存在译码复杂度过高的问题。

综上, 面向短数据包业务与低时延高可靠通信的短码长信道编译码技术仍然是一个开放问题。特别是在星地高动态链路下, 一个适用于多种码长、码率配置的高性能通用译码技术对于星地通信技术至关重要。

1 通用译码相关技术

1.1 基于阶序统计的译码思想

近年针对高可靠编译码技术的研究中, 阶序统计译码 (OSD) 被广泛认可为通用 (对任意短线性分组码进行译码)、高性能 (逼近 ML 译码) 译码算法^[1]。OSD 首先根据接收信号的可靠度将接收信号划分为最可靠基 (MRB) 和最不可靠基 (LRB), 然后通过执行高斯消元 (GE) 构建与 MRB 相关的系统生成矩阵, 按照汉明重量递增的顺序生成测试错误模式 (TEP), 利用系统生成矩阵重编码得到候选码字。在所有候选码字中, 最有可能的一个将被选择作为译码输出。对于信息长度为 k 且汉明距离最小为 $d_{\min}$ 的线性分组码, 阶数 $m = \lceil d_{\min}/4 - 1 \rceil$ 的 OSD 可以接近 ML 译码性能^[2], 但其复杂度高达 $O(k^{\lceil d_{\min}/4 - 1 \rceil})$ 。

当前已有许多文献提出了方法来降低 OSD 的复杂度。主要方法是通过引入跳过或停止准则来避免处理不可靠的 TEPs 序列^[3-6]。文献[3]提出了 Fast-OSD, 该算法同时考虑概率必要条件和概率充分条件, 以限制处理 TEP 的数量。文献[4]提出了分段抛弃译码的方法, 将 TEPs 序列划分成多段并对不可靠分段执行跳过操作以降低译码复杂度。此外, 文献[5]提出了一种基于概率的 OSD (PB-OSD), 给出两种概率度量分别用来抛弃 TEPs 和停止译码, 在保证性能的前提下降低了重编码的次数。文献[6]中提出了一种局部约束的 OSD, 使用串行列表维特比算法在由局部奇偶校验矩阵指定的网格上搜索 TEPs。上述算法虽然可以一定程度减少处理的 TEP 数量, 但参数设定并无严谨理论推导, 在面向 RC 编码方案时会出现译码性能退化, 这将在本文的仿真结果中得到体现。因此, OSD 算法的优化方向在降低译码复杂度之外, 还需进一步考虑设计 TEPs 序列的最优生成规则与自适应跳出准则。

此外, 对于短码长 LDPC 码, 现有文献也提出了一些 BP

和 OSD 组合的级联译码方案以同时保持 BP 低复杂度和 OSD 可以达到 ML 性能的优点。一般来说, BP 输出的对数似然比 (LLR) 比从信道接收到的更可靠, 因此 OSD 可以用较低的译码阶数纠正错误比特, 从而降低复杂性。文献[7]首先提出了一种 BP-OSD 算法, 在每次迭代后, 都会对 BP 译码的输出 LLRs 执行 OSD。然而, 该算法在对一个码字译码时需要多次 GE 操作, 导致译码复杂度和延迟较高。为了降低复杂度, 文献[8]给出了 BP 和 OSD 的串行级联的方案, 其中 OSD 在 BP 译码的最后一次迭代之后执行。在该算法中, OSD 的输入是迭代译码时累加的 LLR, 可以消除 LLR 振荡的影响。此外, 累加前需要给 LLR 分配系数, 但是该参数取决于代码和迭代次数, 并且很难确定。对于阶梯 LDPC 码, 文献[9]提出了一种基于 BP 和 OSD 的混合译码方案。上述算法相比 BP 译码均能实现误码性能的提升, 但仍存在复杂度高且参数难以确定的问题。

1.2 基于猜测随机加性噪声的译码思想

猜测随机加性噪声译码 (GRAND)^[10] 是另一种先进的通用译码算法。与传统译码器相比, GRAND 与编码结构无关, 通过猜测传输过程中破坏码字的噪声来译码。GRAND 的核心译码思想是, 从解调的接收信号中按顺序从最可能到最不可能的顺序去除假定的噪声并检查剩下的是否是合法码字。具体来说, GRAND 根据接收到的信号生成 TEPs 序列来猜测噪声, 这些 TEPs 生成的顺序是不同 GRAND 改进算法之间的主要区别。对于硬判决输入 GRAND, 研究人员已经验证 GRAND 可以在离散信道中对任何中等冗余分组码逼近 ML 译码性能^[11]。此外, 现有论文提出了基于符号可靠性的 GRAND (SRGRAND), 它使用一个比特将每个接收到的符号标记为可靠或不可靠, 在译码中只对不可靠的位置进行处理^[12]。软信息 GRAND (SGRAND) 根据接收到的信号生成可靠性递减的有序 TEPs 序列, 但其复杂度很高。为了在 SRGRAND 和 SGRAND 之间取得性能均衡, 一些研究提出了有序可靠性比特 GRAND (ORBGAND)^[13]。然而, GRAND 复杂度为 $O(2^{\min(nH_{0.5}, n-k)})$, 其中 $H_{0.5}$ 是参数为 0.5 时的熵率。随着码率的下降, GRAND 复杂度急剧上升, 因此其仅适用于高码率的线性分组码。这限制了 GRAND 在低码率编码方案中的实际应用。

1.3 现有技术总结

为长短兼顾的 RC 编码方案设计一种高效通用译码器仍然是一个有待解决的问题。现有 OSD 思想被广泛认为是逼

近ML性能的译码方法,但其面向多种编码码率下的译码可靠性与复杂度折衷问题亟待解决。GRAND思想在高码率编码方案下的优异性能已经得到了充分验证,但其在低码率编码方案时译码复杂度急剧上升,无法适配任意码率配置的RC编码方案。

1.4 本文贡献

本文关注适用于RC编码方案的高性能通用译码器设计,主要贡献总结如下:

1) 引入了一种基于翻转重量的阶序统计译码(FWB-OSD)思想,其将TEPs可靠性映射为可能的比特翻转位置,使得FWB-OSD可以理论上实现TEPs可靠性降序的最优生成。在此基础上,面向3GPP标准LDPC编码方案,通过密度进化理论分析短环对迭代译码性能的影响,设计了一种新型的BP和FWB-OSD级联方案,称为多层置信组合译码(MBCD)算法。MBCD可以根据LDPC编码方案码长变化,设计最大BP迭代次数与输入到FWB-OSD的LLR序列组合方式,所提MBCD算法在短码长LDPC编码方案下能够展现更优的译码性能。

2) 考虑每个信息位的平均操作数量,对所提FWB-OSD和MBCD的计算复杂度与其他各种算法进行比较。仿真结果表明,所提出的FWB-OSD和MBCD在译码复杂度上实现了更优的折衷。

3) 将3GPP标准LDPC编码方案与MBCD译码算法在星地半实物验证系统上进行了样机开发,基于半实物验证系统,MBCD算法与面向星地通信的时频域信号处理算法结合后具有良好性能,可以提高低轨星地通信场景的传输可靠性。

2 传输模型

2.1 信号模型

令 $\mathcal{C}(n,k)$ 是一个码长为 n 、维数为 k 的编码方案。信源(信息比特)序列和编码码字分别表示为 $\mathbf{u}=(u_1, u_2, \dots, u_k)$ 和 $\mathbf{c}=(c_1, c_2, \dots, c_n)$ 。采用二进制相移键控(BPSK)调制,得到调制序列 $\mathbf{x}$ 。经加性白高斯噪声(AWGN)信道传输后,在接收端接收序列为 $\mathbf{y}=\mathbf{x}+\mathbf{z}$, $\mathbf{z} \sim N(0, \sigma^2)$ 。解调后产生的硬判决序列为 $\hat{\mathbf{c}}$,其中,若 $y_i \geq 0$,则 $\hat{c}_i = 0$,否则 $\hat{c}_i = 1$ 。解调后产生的对数似然比(LLR)序列 $\mathbf{L}=(L_1, L_2, \dots, L_n)$ 定义为:

$$L_i = \log \frac{\Pr\{y_i | c_i = 0\}}{\Pr\{y_i | c_i = 1\}} = \frac{2y_i}{\sigma^2}, 1 \leq i \leq n, \quad (1)$$

其中,令 $\alpha_i = |L_i|$ 表示可靠性序列,则可靠性序列为 $\boldsymbol{\alpha} = \{\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_n\}$ 。硬判决比特 $\hat{c}_i$ 错误概率为:

$$\Pr(\hat{c}_i \neq c_i) = \frac{1}{1 + e^{\alpha_i}}. \quad (2)$$

2.2 OSD算法

在OSD中,译码器首先对可靠性序列 $\boldsymbol{\alpha}$ 进行降序排列,生成矩阵 $\mathbf{G}$ 被相应的置换为 $\bar{\mathbf{G}} = \mathbf{G}\Pi_1$,其中, Π_1 表示相应的置换。接下来,对矩阵 $\bar{\mathbf{G}}$ 执行高斯消元(GE)得到系统形式的矩阵 $\tilde{\mathbf{G}}$ 。为了确保前 k 列是线性无关的,在GE中可能会发生置换 Π_2 。最终,硬判决序列和可靠性序列置换为 $\tilde{\mathbf{c}} = \hat{\mathbf{c}}\Pi_1\Pi_2$ 和 $\tilde{\boldsymbol{\alpha}} = \boldsymbol{\alpha}\Pi_1\Pi_2$ 。

经过上述置换后,最可靠基(MRB)对应的硬判决序列为 $\tilde{\mathbf{c}}_B = \{\tilde{c}_1, \tilde{c}_2, \dots, \tilde{c}_k\}$,相应的可靠性序列为 $\tilde{\boldsymbol{\alpha}}_B = \{\tilde{\alpha}_1, \tilde{\alpha}_2, \dots, \tilde{\alpha}_k\}$ 。然后,按照汉明重量递增的顺序生成 k 比特的TEP序列 $\mathbf{e} = \{e_1, e_2, \dots, e_k\}$,其中最大汉明重量为OSD的阶数。对于每一个TEP $\mathbf{e}$,相应的估计码字可由如下重编码得到:

$$\tilde{\mathbf{c}}_e = (\tilde{\mathbf{c}}_B \oplus \mathbf{e})\tilde{\mathbf{G}}. \quad (3)$$

找到最优的候选码字 $\tilde{\mathbf{c}}_{\text{best}}$ 等价于最小化 $\tilde{\mathbf{c}}_e = (\tilde{\mathbf{c}}_B \oplus \mathbf{e})\tilde{\mathbf{G}}$ 和 $\tilde{\mathbf{c}}$ 之间的加权汉明距离(WHD),WHD定义为:

$$\mathcal{D}(\tilde{\mathbf{c}}_e, \tilde{\mathbf{c}}) = \sum_{\substack{1 \leq i \leq n \\ \tilde{c}_{e,i} \neq \tilde{c}_i}} \tilde{\alpha}_i. \quad (4)$$

最后,输出码字作为译码结果,即 $\hat{\mathbf{c}}_{\text{best}} = \tilde{\mathbf{c}}_{\text{best}}\Pi_2^{-1}\Pi_1^{-1}$ 。

2.3 GRAND算法

GRAND是一种硬输入译码器,不利用接收信号的软信息。传统译码器寻找最可能的码,而GRAND则寻找最可能的TEP $\mathbf{e}_c$ 。在GRAND中,按照从最可能到最不可能的顺序,TEP和硬判决序列作用如下:

$$\hat{\mathbf{c}}_{e_c} = \hat{\mathbf{c}} \oplus \mathbf{e}_c. \quad (5)$$

然后,系统利用校验矩阵检测得到的序列 $\hat{\mathbf{c}}_{e_c}$ 是否是一个合法码字,当找到第一个有效码字时停止译码,并将该码字作为结果输出。值得注意的是,TEP $\mathbf{e}_c$ 是一个 n 长的序列,它按照汉明重量递增的顺序生成。TEP的生成顺序是不同GRAND改进算法之间的主要区别。此外,通常会给出最大允许的校验次数以限制译码复杂度。

3 基于翻转重量的阶序统计译码思想

3.1 翻转重量映射与TEPs序列生成方法

基于最优TEPs生成规则应按照其概率降序排列这一基本认识,文献[14]设计了一种最优TEPs生成规则及低复杂度生成算法。假设TEP以 $\tilde{\alpha}_b$ 为条件的概率为

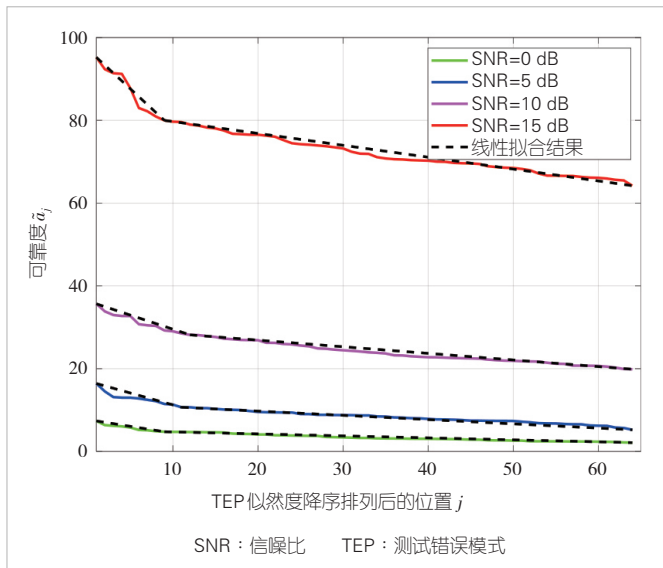
$$\Pr(\mathbf{e}) = \prod_{j: e_j=0} 1 - \Pr(\hat{c}_j \neq c_j) \prod_{j: e_j=1} \Pr(\hat{c}_j \neq c_j) = \prod_{j=1}^k 1 - \Pr(\hat{c}_j \neq c_j) \prod_{j: e_j=1} \frac{\Pr(\hat{c}_j \neq c_j)}{1 - \Pr(\hat{c}_j \neq c_j)} \propto \prod_{j: e_j=1} \frac{\Pr(\hat{c}_j \neq c_j)}{1 - \Pr(\hat{c}_j \neq c_j)} = \exp\left(-\sum_{j=1}^k \tilde{\alpha}_j e_j\right). \quad (6)$$

令 $R(\mathbf{e}) = \sum_{j=1}^k \tilde{\alpha}_j e_j$ 表示TEPs的似然度。文献[14]给出一种线性近似方法来获得TEP似然度和翻转位置之间的关系。令 $\mathbf{r} = (r_1, r_2, \dots, r_k)$ 是 $\tilde{\alpha}_b$ 的近似描述,图1展示了码 $\mathcal{C}(128, 64)$ 在各种信噪比(SNR)下 $\tilde{\alpha}_b$ 的曲线,采用AWGN信道和BPSK调制,则 $\mathbf{r}$ 可以建模为 $D(D \geq 1)$ 段直线的拟合。

若 $D=1$,该描述可以建模为一条截距 $I > 0$ 、斜率 $s < 0$ 的直线:

$$r_j = sj + I = s\left(j + \frac{I}{s}\right), j = 1, 2, \dots, k. \quad (7)$$

不失一般性,令 $s = -1$,定义量化参数 $Q = \frac{\tilde{\alpha}_{\lfloor k/2 \rfloor} - \tilde{\alpha}_k}{\lfloor k/2 \rfloor - k}$, $\mathbf{r}$ 可表示为:



▲图1 $\mathcal{C}(128, 64)$ 最可靠基(MRB)部分可靠度曲线

$$r_j = -j + \left\lfloor \frac{\tilde{\alpha}_k}{Q} \right\rfloor + k, j = 1, 2, \dots, k, \quad (8)$$

其中 $\lfloor \cdot \rfloor$ 是向下取整操作。若 $D > 1$,每段直线的端点下标 $\{J_d, 0 \leq d \leq D\}$ 可以通过寻找直线和可靠度曲线之间的最大垂直距离找到,其中 $J_0 = 0, J_D = k$ 。第 d 条直线可表示为:

$$r_j = s_d j + I_d, J_{d-1} < j \leq J_d, \quad (9)$$

其中, $s_d < 0$ 是斜率, $I_d > 0$ 是截距。定义量化参数:

$$Q = \min \left\{ \left\| \frac{\tilde{\alpha}_{J_1} - \tilde{\alpha}_1}{J_1 - 1} \right\|, \min_{d \in \{2, \dots, D\}} \left\| \frac{\tilde{\alpha}_{J_d} - \tilde{\alpha}_{J_{d-1}}}{J_d - J_{d-1}} \right\| \right\}. \quad (10)$$

则每条直线的斜率可计算为:

$$\begin{cases} s_1 = \left[\frac{\tilde{\alpha}_{J_1} - \tilde{\alpha}_1}{(J_1 - 1)Q} \right] \\ s_d = \left[\frac{\tilde{\alpha}_{J_d} - \tilde{\alpha}_{J_{d-1}}}{(J_d - J_{d-1})Q} \right], 2 \leq d \leq D \end{cases}. \quad (11)$$

截距可以计算为:

$$I_d = \left\lfloor \frac{\tilde{\alpha}_{J_d}}{Q} \right\rfloor - s_d J_d, 1 \leq d \leq D. \quad (12)$$

基于上述近似,TEP似然度 $R(\mathbf{e})$ 可近似表示为:

$$R(\mathbf{e}) \approx \sum_{j=1}^k r_j e_j = \sum_{d=1}^D \sum_{j=J_{d-1}+1}^{J_d} r_j e_j = \sum_{d=1}^D (s_d w_F(\mathbf{e}_d) + I_d w_H(\mathbf{e}_d)), \quad (13)$$

其中, $\mathbf{e}_d = \{e_{J_{d-1}+1}, \dots, e_{J_d}\}$ 是第 d 条直线对应的TEP,

$w_H(\mathbf{e}_d) = \sum_{j=J_{d-1}+1}^{J_d} e_j$ 是 $\mathbf{e}_d$ 的汉明重量,定义 $w_F(\mathbf{e}_d) = \sum_{j=J_{d-1}+1}^{J_d} j e_j$

是翻转位置之和。令 $\mathcal{F}_R$ 表示似然度 R 对应的TEP的集合, $\mathcal{F}_R$ 可以表示为:

$$\mathcal{F}_R = \left\{ \mathbf{e} \in \{0, 1\}^k \mid \sum_{d=1}^D \sum_{j=J_{d-1}+1}^{J_d} r_j e_j = R \right\} = \bigcup_R (\mathcal{F}_{R_1}^1 \times \mathcal{F}_{R_2}^2 \times \dots \times \mathcal{F}_{R_D}^D), \quad (14)$$

其中, $\mathbf{R}$ 为集合 $\left\{ \mathbf{R} \in \mathbb{N}^D \mid \sum_{d=1}^D R_d = R \right\}$,且

$$\mathcal{F}_{R_d}^d = \left\{ \mathbf{e}_d \in \{0, 1\}^{J_d - J_{d-1}} \mid \sum_{j=J_{d-1}+1}^{J_d} r_j e_j = R_d \right\}, \quad (15)$$

$\times$ 表示笛卡尔积。对于似然度 R_d ,它的每段TEP的汉明重量上下界可以表示为:

$$w_d^{\text{upper}} = \left\lceil J_d + \frac{I_d}{s_d} + \frac{1}{2} - \sqrt{-\frac{2R_d}{s_d} + \left(J_d + \frac{I_d}{s_d} + \frac{1}{2}\right)^2} \right\rceil, \quad (16)$$

和

$$w_d^{\text{lower}} = \left\lfloor -J_{d-1} - \frac{I_d}{s_d} - \frac{1}{2} - \sqrt{\frac{2R_d}{s_d} + \left(J_{d-1} + \frac{I_d}{s_d} + \frac{1}{2}\right)^2} \right\rfloor. \quad (17)$$

当所有 k 个比特被翻转时，有最大的似然度 $R_{\max} = \sum_{d=1}^D (s_d(J_{d-1} + 1) + I_d + s_d J_d + I_d)(J_d - J_{d-1})/2$ 。对于一个给定的似然度序列 $(R_1, R_2, \dots, R_D) \in \mathbf{R}$ ，当每段的汉明重量 w_d 给定时，翻转位置之和为：

$$F_d = \frac{R_d - I_d w_d}{s_d} \in \mathbb{Z}_+, 1 \leq d \leq D. \quad (18)$$

第 d 段的TEPs序列可表示为：

$$\mathcal{F}_{R_d}^d = \bigcup_{w_d = w_d^{\text{lower}}}^{w_d^{\text{upper}}} \{ \mathbf{e}_d \in \{0, 1\}^{J_d - J_{d-1}} | w_F(\mathbf{e}_d) = F_d, w_H(\mathbf{e}_d) = w_d \}. \quad (19)$$

确定上式中一个集合等价于找到一个长为 w_d 的正整数序列 $\mathbf{a}$ ，且满足：

$$\left\{ \mathbf{a} \in \mathbb{N}_+^{w_d} | J_{d-1} + 1 \leq a_1 < \dots < a_{w_d} \leq J_d, \sum_{j=1}^{w_d} a_j = F_d \right\}. \quad (20)$$

定义 $\mathbf{b} = \{b_1, b_2, \dots, b_{w_d}\}$ ， $a_j = j + b_j, j = 1, 2, \dots, w_d$ ，且

$$\begin{cases} F'_d = F_d - w_d J_{d-1} - w_d(w_d + 1)/2 \\ k'_d = J_d - J_{d-1} - w_d n \end{cases}. \quad (21)$$

将式 (22) 中的集合变换为将 F'_d 分割为 w_d 个非负且不大于 k' 的整数，则确定式 (22) 等价于找到所有整数序列 $\mathbf{b}$ ，且满足：

$$\left\{ \mathbf{b} \in \mathbb{N}^{w_d} | 0 \leq b_1 \leq \dots \leq b_{w_d} \leq k'_d, \sum_{j=1}^{w_d} b_j = F'_d \right\}. \quad (22)$$

对于寻找 $\mathbf{b}$ 的方法，本文提出利用Ferrers图进行整数分割：如图2所示，单元格总数等于待分割的整数，每行的单元格数对应分割整数的一部分。在Ferrers图中，每行的大小从上到下是非递增的。

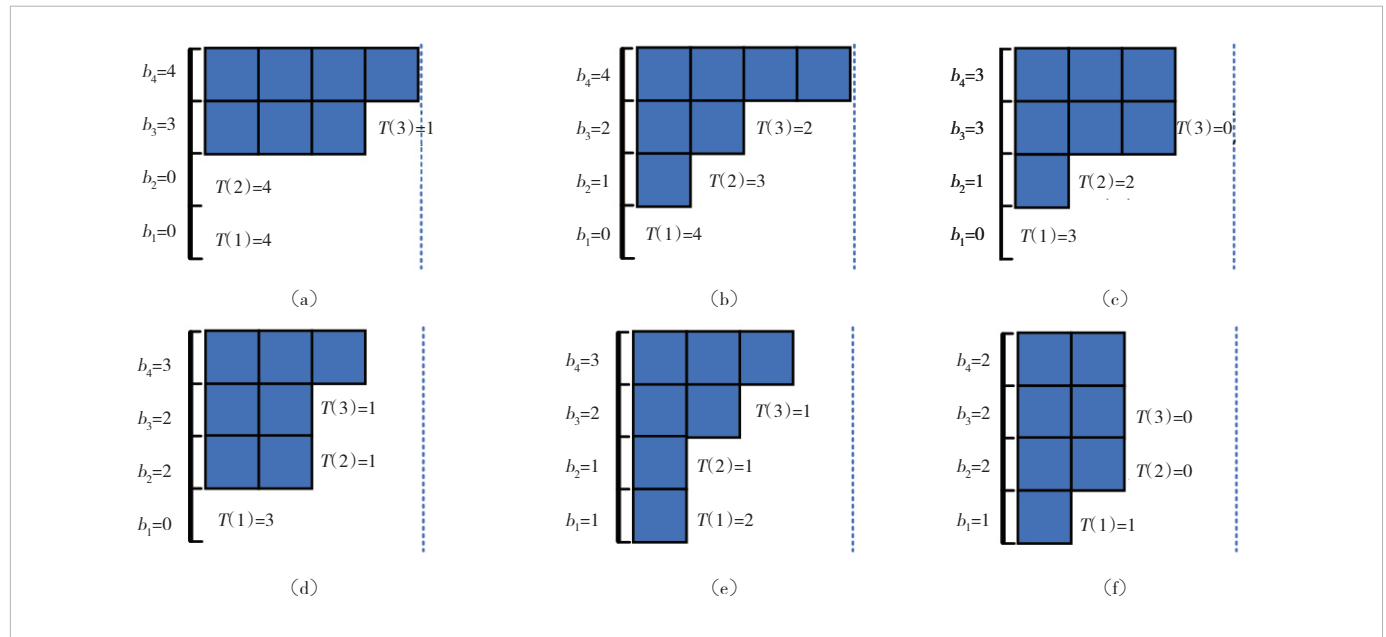
令函数 $t: \{1, 2, \dots, w_d\} \mapsto \{0, 1, \dots, F'_d\}$ 记录相邻部分 b_j, b_{j+1} 的差值为：

$$t(j) = \begin{cases} 0, & \text{if } j = w_d \\ b_{j+1} - b_j, & \text{if } j \in \{1, 2, \dots, w_d - 1\}. \end{cases} \quad (23)$$

则累积差值函数定义为：

$$T(j) = \sum_{i=j}^{w_d} t(i), j = 1, 2, \dots, w_d, \quad (24)$$

其中， $T(1)$ 记录整数分割 $\mathbf{b}$ 的不同， $T(w_d) = 0$ 总是成立的。如果 $T(1) \geq 2$ ，则表明存在相应的整数分割。在本文所提最优TEPs生成方法中，首先找到对于近似似然 R 满足集合



▲图2 参数 $F'_d = 7, k'_d = 4, w_d = 4$ 的整数分割过程

$\{R \in \mathbb{N}^D | \sum_{d=1}^D R_d = R\}$ 的所有序列。然后,使用整数分割的方法生成相应的TEPs,最优TEPs序列生成方法的细节在文献[14]中进行了总结,本文不再赘述。

3.2 基于WHD阈值的停止准则

对于传统OSD,在阶数达到最大后,具有最小WHD的候选码字作为OSD的结果输出。但由于FWB-OSD采用了不固定阶数TEPs生成方法,需要在译码过程中设定准确的WHD阈值 $\mathcal{D}^*$ 。

综上,本文所提FWB-OSD译码跳出准则为:当重编码后的WHD小于 $\mathcal{D}^*$,则译码中止并跳出。

备注1: $\mathcal{D}^*$ 可以通过下式进行计算:

$$\mathcal{D}^* = \mathcal{D}_{MRB}^* + \mathcal{D}_{LRB}^*, \quad (25)$$

其中, $\mathcal{D}_{MRB}^*$ 和 $\mathcal{D}_{LRB}^*$ 分别为MRB和最不可靠基(LRB)的WHD。 $\mathcal{D}_{MRB}^*$ 可以用当前TEP的WHD进行计算:

$$\mathcal{D}_{MRB}^* = \mathcal{D}_{MRB}(\tilde{c}_e, \tilde{c}) = \sum_{j=1}^k \tilde{\alpha}_j e_j. \quad (26)$$

$\mathcal{D}_{LRB}^*$ 可用均值进行计算:

$$\mathcal{D}_{LRB}^* = \sum_{i=k+1}^n \frac{1}{1 + e^{\alpha_i}} \cdot \alpha_i. \quad (27)$$

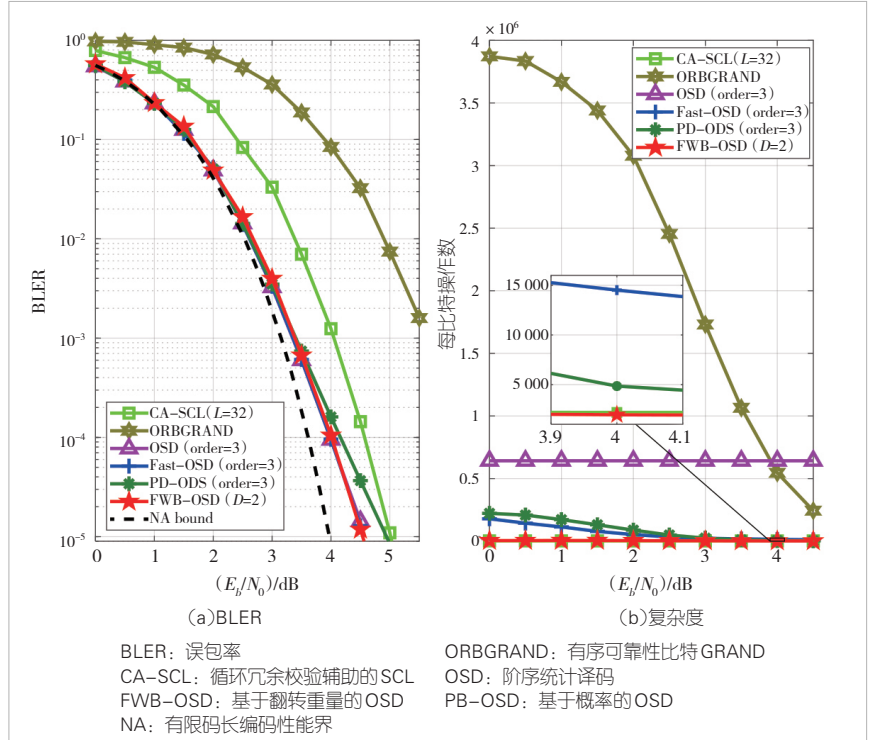
3.3 FWB-OSD的译码性能

在本节中,给出了编码方案为5G Polar码的仿真结果来评估所提出的FWB-OSD思想的纠错性能和复杂度。所有仿真均是假设BPSK调制和AWGN信道。我们通过比较误包率(BLER)来展示译码性能,并给出有限码长编码性能界(NA)^[7]作为评估标准,并通过比较每个信息位比特的操作数来展示译码复杂度。

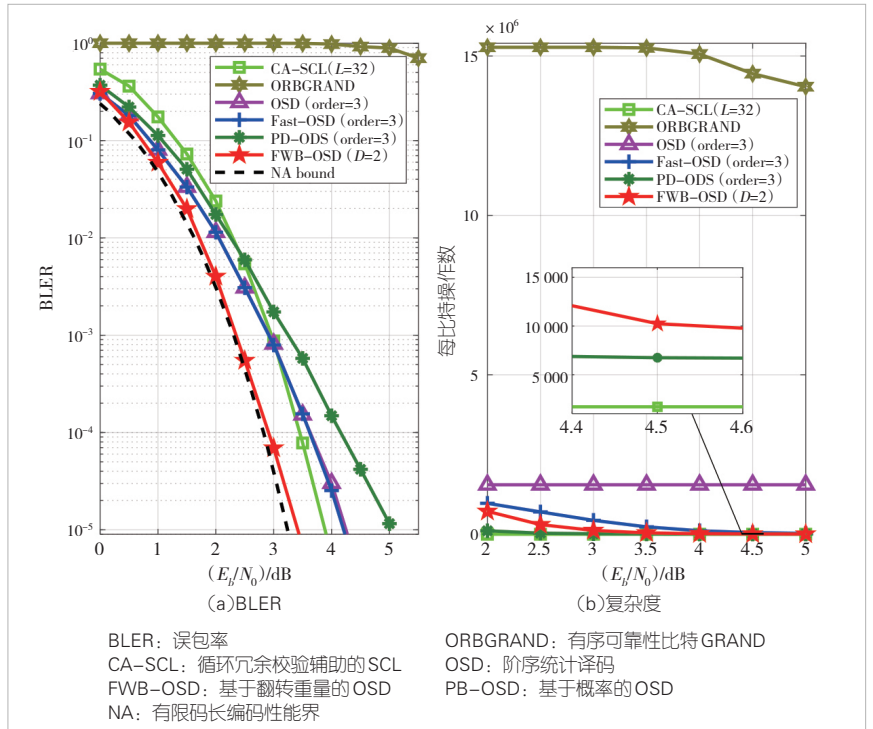
值得注意的是,“操作数”即为计算复杂度分析中的运算次数,定义为译码过程中使用的实数加法、二进制加法、乘法、比较和查表操作的总数。仿真对比译码算法包括传统OSD^[1]、Fast-OSD^[3]和PB-OSD^[5],以及循环冗余校验辅助的SCL

(CA-SCL)译码算法,列表大小 $L=32$ 。误码性能基线为NA界^[15]。

$k=48$ 时两种不同码长的5G CRC-11 polar码仿真的仿真结果分别如图3和图4所示。从图3中可以看出,OSD、



▲图3 C(80, 48) 5G CRC-11 polar码的BLER和复杂度比较



▲图4 C(128, 48) 5G CRC-11 polar码的BLER和复杂度比较

Fast-OSD 和 FWB-OSD 表现出相同的 BLER 性能, 并且优于其他算法。例如, 当 BLER=10⁻⁴ 时, 与 PB-OSD 和 CA-SCL 相比, FWB-OSD 分别具有约 0.15 dB 和 0.55 dB 的增益。在复杂度方面, FWB-OSD 远低于其他算法。在图 4 中我们可以看到, FWB-OSD 表现出最佳性能并且可以接近 NA 界。具体来说, FWB-OSD 相比 CA-SCL、OSD、Fast-OSD 和 PB-OSD 分别约有 0.54 dB、0.7 dB、0.7 dB 和 1.2 dB 的增益。

4 面向 LDPC 码的级联译码算法

FWB-OSD 的原理是通过对接收符号阶序 LLR 的“穷举式比特翻转”以获得最优的译码结果, 其理论上可逼近编码方案的 ML 译码性能。基于这一结论, 我们进一步对 3GPP 标准中 LDPC 码的译码方案进行优化, 核心思想在于通过 BP 译码与 FWB-OSD 的结合, 对 BP 译码结果进行进一步纠错, 适用于短码长 LDPC 码的高可靠译码需求。

4.1 LDPC 编码方案的密度进化分析

一个 LDPC 码可以由维数为 $m \times n$ 的校验矩阵 $\mathbf{H} = (h_{ji})$ 定义, 其中 $m = n - k$ 。若 $\mathbf{H}$ 每行和每列都分别有 d_c 和 d_v 个 1, 则该 LDPC 码是规则的; 否则, 是非规则的。令 $V_1, V_2, \dots, V_n$ 和 $C_1, C_2, \dots, C_m$ 分别表示 n 个变量节点和 m 个校验节点。令 $\mathcal{N}_j = \{i: 1 \leq i \leq n, h_{ji} = 1\}$ 表示和校验节点 C_j 相连的变量节点的下标集合, 令 $\mathcal{M}_i = \{j: 1 \leq j \leq m, h_{ji} = 1\}$ 表示和变量节点 V_i 相连的校验节点下标集合。BP 译码就是在变量节点和校验节点之间交换信息, 其中, 信息初始化为 $L_{i \rightarrow j}^{(0)} = L_i, 1 \leq i \leq n$ 。

在第 l 次迭代中, 从校验节点 C_j 发送到变量节点 V_i 的信息可计算为:

$$L_{j \rightarrow i}^{(l-1)} = 2 \tanh^{-1} \left(\prod_{i' \in \mathcal{N}_j \setminus i} \tanh \left(L_{i' \rightarrow j}^{(l-1)} / 2 \right) \right), \quad (28)$$

其中, $\mathcal{N}_j \setminus i$ 表示和 C_j 相连的变量节点除去 V_i 后的下标集合。从变量节点 V_i 到校验节点 C_j 发送的信息为:

$$L_{i \rightarrow j}^{(l)} = L_i + \sum_{j' \in \mathcal{M}_i \setminus j} L_{j' \rightarrow i}^{(l-1)}, \quad (29)$$

其中, $\mathcal{M}_i \setminus j$ 表示和 V_i 相连的校验节点除去 C_j 后的下标集合。每次迭代后, 每个变量节点的总的后验 LLR $L^{(l)}$ 可计算为:

$$L_i^{(l)} = L_i + \sum_{j \in \mathcal{M}_i} L_{j \rightarrow i}^{(l-1)}. \quad (30)$$

BP 译码在每次迭代后对 $\mathbf{L}^{(l)}$ 进行硬判决得到估计码字 $\hat{\mathbf{c}}_{BP}$ 。若 $\hat{\mathbf{c}}_{BP} \mathbf{H} = \mathbf{0}$ 或达到最大迭代次数 $T_{\max}$, 则停止译码并输

出译码结果。

密度进化 (DE) 是分析 LDPC 收敛译码性能的有效工具, 它主要跟踪迭代译码过程中 LLR 的概率密度函数 (PDF) 的演进规律。借助 DE 分析, 可以根据变量节点的最后一次迭代的 LLR 的 PDF 来估计误码性能。令 $p_v^{(l)}$ 和 $p_c^{(l-1)}$ 分别是 $L_{i \rightarrow j}^{(l)}$ 和 $L_{j \rightarrow i}^{(l-1)}$ 的 PDF。对于规则 LDPC 码, 每个变量节点或校验节点的 LLR 的 PDF 是相同的, 则校验节点的更新规则为:

$$p_c^{(l-1)} = \Gamma^{-1} \left[\left(\Gamma [p_v^{(l-1)}] \right)^{* (d_c - 1)} \right], \quad (31)$$

其中, Γ 表示从 x 的概率密度映射到 $\tanh(x)$ 的概率密度, $*$ 表示卷积。变量节点的更新规则为:

$$p_v^{(l)} = p_0 * \left(p_c^{(l-1)} \right)^{* (d_v - 1)}, \quad (32)$$

其中, p_0 表示接收符号的 LLR $\mathbf{L}$ 的概率密度函数。

对于非规则 LDPC 码, 令 λ 和 ρ 表示如下的分布多项式:

$$\lambda(x) = \sum_{i=1}^{d_v^{\max}} \lambda_i x^{i-1}, \quad (33)$$

$$\rho(x) = \sum_{i=1}^{d_c^{\max}} \rho_i x^{i-1}, \quad (34)$$

其中, λ_i 和 ρ_i 分别表示与度为 i 的变量节点和校验节点相连的边占总边数的比例。 $d_v^{\max}$ 和 $d_c^{\max}$ 分别表示变量节点和校验节点的最大度数。非规则 LDPC 码校验节点和变量节点的更新规则分别可以重写为:

$$p_c^{(l-1)} = \Gamma^{-1} \left[\sum_{i=1}^{d_c^{\max}} \rho_i \left(\Gamma [p_v^{(l-1)}] \right)^{* (d_c - 1)} \right], \quad (35)$$

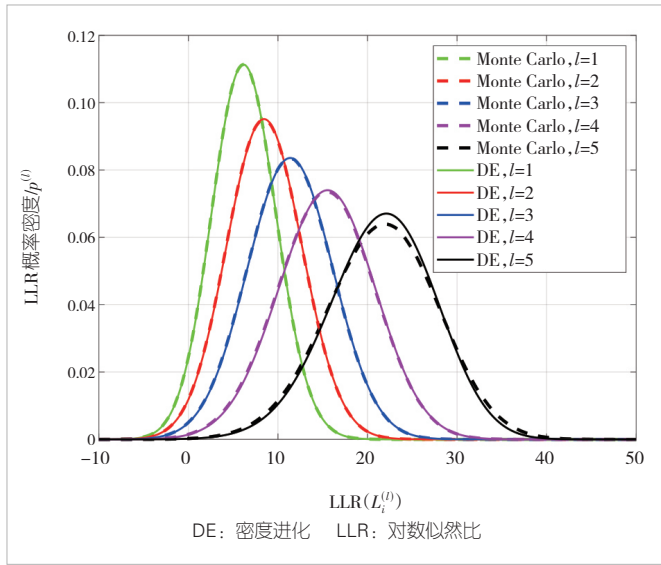
$$p_v^{(l)} = p_0 * \sum_{i=1}^{d_v^{\max}} \lambda_i \left(p_c^{(l-1)} \right)^{* (d_v - 1)}. \quad (36)$$

由于 $L_i^{(l)} (1 \leq i \leq n)$ 的 PDF 在渐进码长下可以假设是独立同分布的, 则每次迭代后非规则 LDPC 码在 BP 译码后 LLR 的 PDF 可计算为:

$$p^{(l)} = p_0 * \sum_{i=1}^{d_v^{\max}} \lambda_i \left(p_c^{(l-1)} \right)^{* d_v}. \quad (37)$$

4.2 短码长 LDPC 编码方案的高可靠译码算法

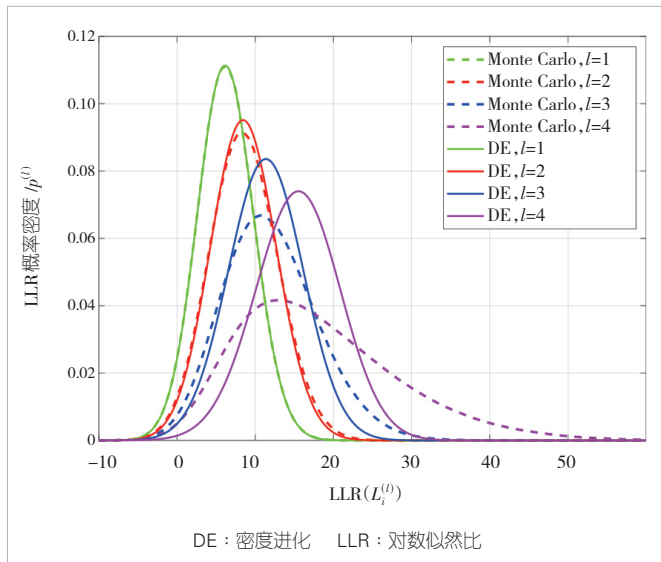
在图 5 中, 我们展示了 $d_v = 3$ 和 $d_c = 6$ 的 $\mathcal{C}(8\,000, 4\,000)$ 规则 LDPC 码在 3 dB 处的 DE 和蒙特卡罗 (Monte-Carlo) 仿真结果。可以看出, DE 和仿真结果在不同的迭代中匹配得



▲图5 C(8 000, 4 000)规则LDPC码DE结果和Monte-Carlo仿真

很好。然而，短码长条件下的DE需要进一步考虑短环带来的影响。假设LDPC码的围长为 g ，则在第 $g/2$ 次迭代之前每个节点的输入消息是独立的，每个节点的消息在第 $(g/2 - 1)$ 次迭代之后是相关的，其中围长包含的节点将接收到其初始消息。因此，可认为当迭代次数 $l \geq g/2$ 时，输出的LLR序列是不可靠的。

在图6中，我们展示了C(96,48)规则LDPC码在3 dB时的DE和Monte-Carlo仿真结果，其中 $d_v = 3$ ， $d_c = 6$ ， $g = 6$ 。通过仿真图可以看到，在BP译码器进行第1次和第2次迭代时，DE和Monte-Carlo的仿真结果匹配很好。这证明了每个



▲图6 短环对C(96, 48)规则LDPC码的影响

节点的输入信息在第 $g/2$ 次迭代前是相互独立的。而从第3次迭代开始，DE分析与实际LLR的PDF并不匹配，短环对短码长LDPC的LLR输出产生了影响，而这些依赖性将降低BP译码器的有效性。

基于上述分析，为了提高短码长LDPC码的译码性能，本文提出多层置信组合译码(MBCD)算法：在MBCD开始时，对接收符号的LLR序列 $\mathbf{L}$ 执行BP译码。当达到最大迭代次数 $T_{\max}$ 但没有输出有效的码字估计时，FWB-OSD将被激活。考虑BP译码中短环的影响，MBCD在FWB-OSD前设置一个组合器，组合器选择前 $(g/2 - 1)$ 次迭代输出的LLR和接收符号的LLR来构造OLD的输入 $\mathbf{L}'$ 。 $\mathbf{L}'$ 可以计算为：

$$\mathbf{L}' = \sum_{l=0}^{g/2-1} \beta_l \mathbf{L}^{(l)}, \quad (38)$$

其中，

$$\beta_l = \frac{1 - \epsilon^{(l)}}{\sum_{l=0}^{g/2-1} (1 - \epsilon^{(l)})}, \quad (39)$$

是 $\mathbf{L}^{(l)}$ 正确概率的归一化表示，且

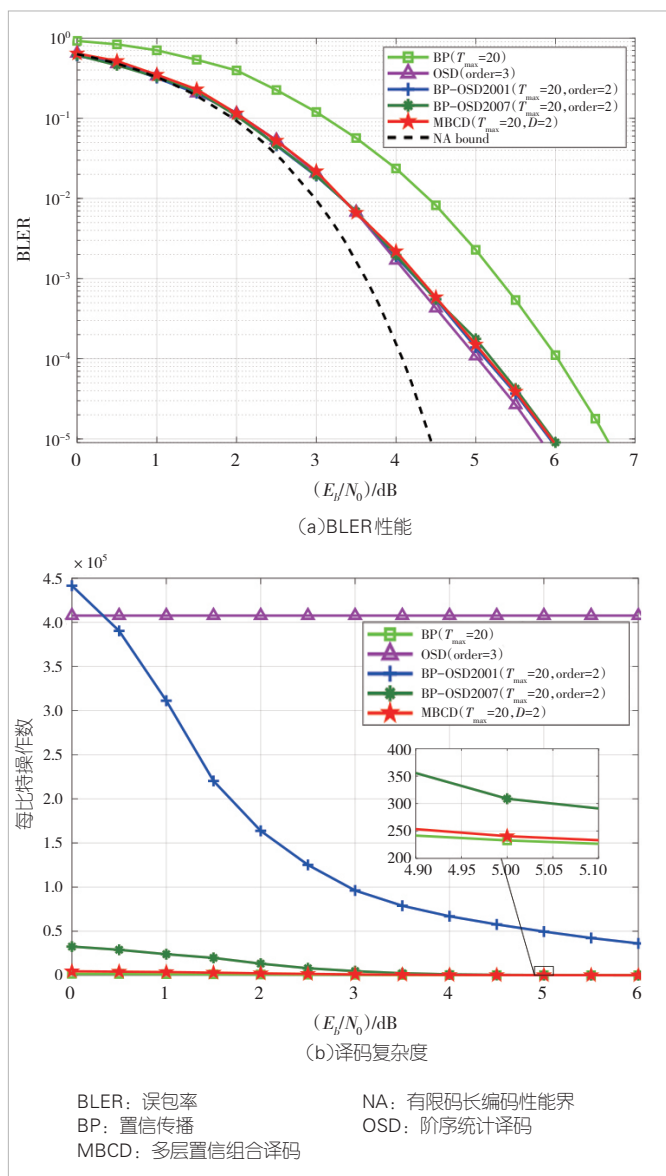
$$\epsilon^{(0)} = \int_{-\infty}^0 p_0(x) dx. \quad (40)$$

4.3 MBCD的译码性能

本节我们选取了几种BP与OSD级联译码算法作为对比方案，称为BP-OSD2001^[7]和BP-OSD2007^[8]。此外，还给出了原始OSD和BP的仿真结果，OSD阶数设置为3阶，BP译码的最大迭代次数设置为 $T_{\max} = 20$ 。

图7和图8分别对信息长度 $k = 40$ 的5G标准LDPC码在不同码率下进行了译码性能与复杂度仿真。对于C(60,40)5G标准LDPC码，如图7所示，除了BP之外，所有算法的性能几乎相同。然而，所提出的MBCD的复杂度是这些算法中较低的，但略高于BP。对于较低码率的5G标准LDPC码C(120,40)的仿真结果，如8所示，在BLER= 10^{-4} 时，所提出的MBCD具有最优性能，并且相比BP-OSD2001、OSD和BP-OSD2007分别约有0.06 dB、0.15 dB和0.4 dB的增益。在译码复杂度方面，所提出MBCD远低于BP-OSD2001，并且在高信噪比下也低于BP-OSD2007和BP译码。上述实验仿真结果表明，与现有译码算法相比，所提出的MBCD能够以较低译码复杂度实现更好的BLER性能。

图9展现了 $k = 45$ 的5G标准LDPC码在RC编码方案下达到 10^{-4} 的BLER所需的最小 E_b/N_0 和相应的译码复杂度。通

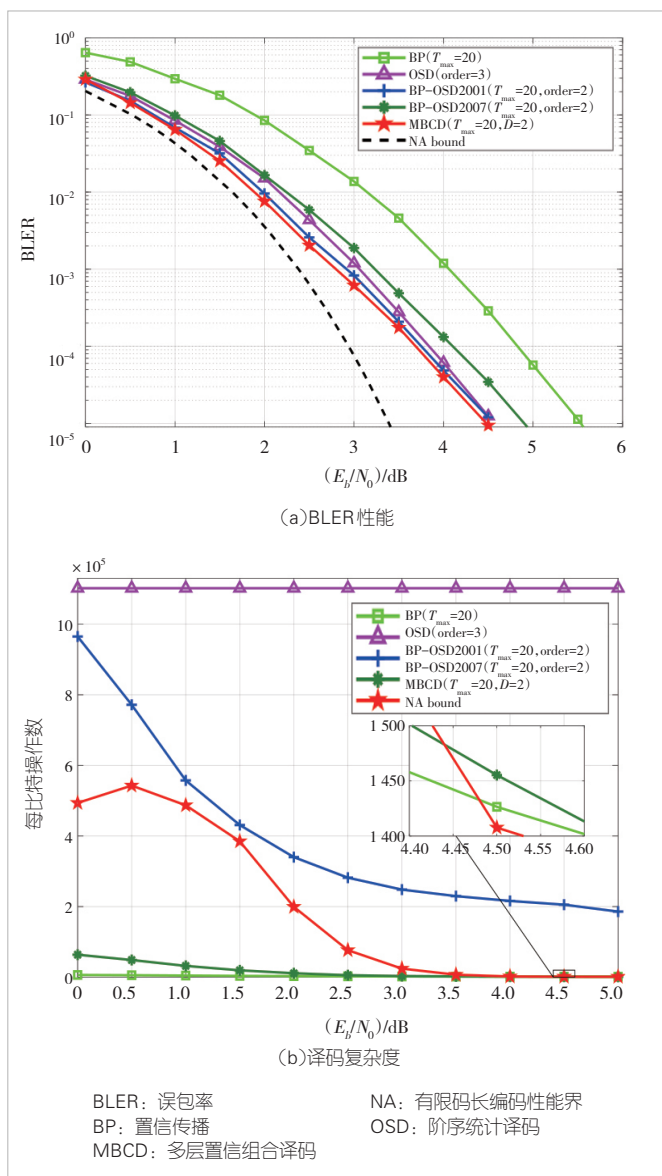


▲图7 采用MBCD的5G标准LDPC码性能仿真(1)

过仿真可以看出,与其他BP-OSD译码算法相比,所提的MBCD更接近NA界,并且在各种码率下具有较低的复杂度,尤其是在低码率范围内,这表明MBCD在RC编码方案上具有出色的性能。

5 面向星地通信链路的FPGA样机研制

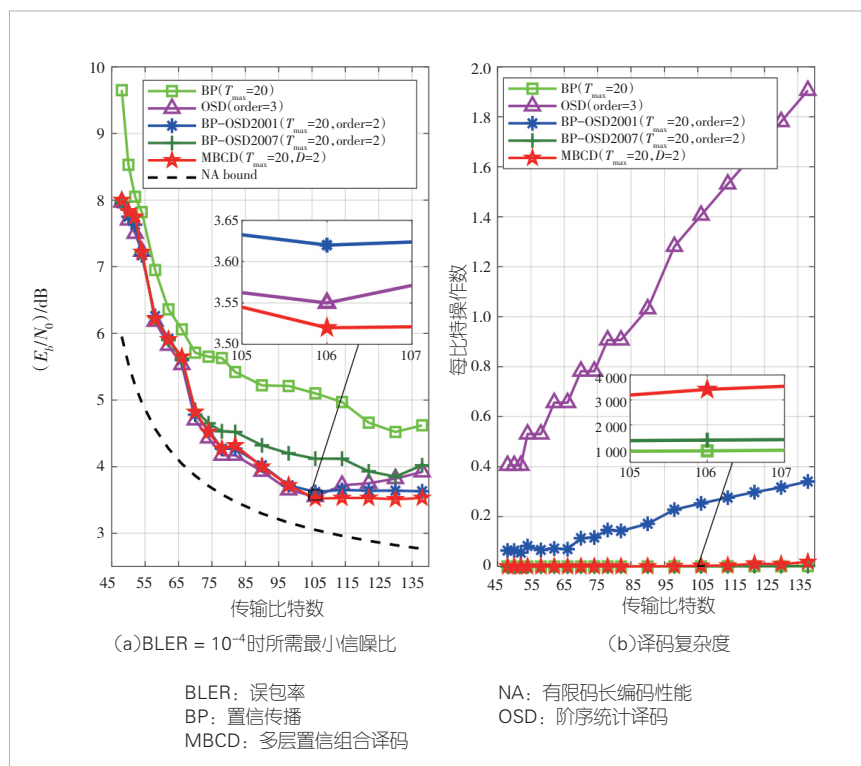
为验证本文所提出的MBCD算法在高动态、大尺度变化的低轨星地链路下的实际性能,展现其与低轨星地接收机中其他信号处理算法结合后的实际效果,我们基于MBCD算法研制了低轨星地通信FPGA样机,并利用样机与卫星信道模拟器搭建了半实物验证系统,在桌面端完成了MBCD算法的



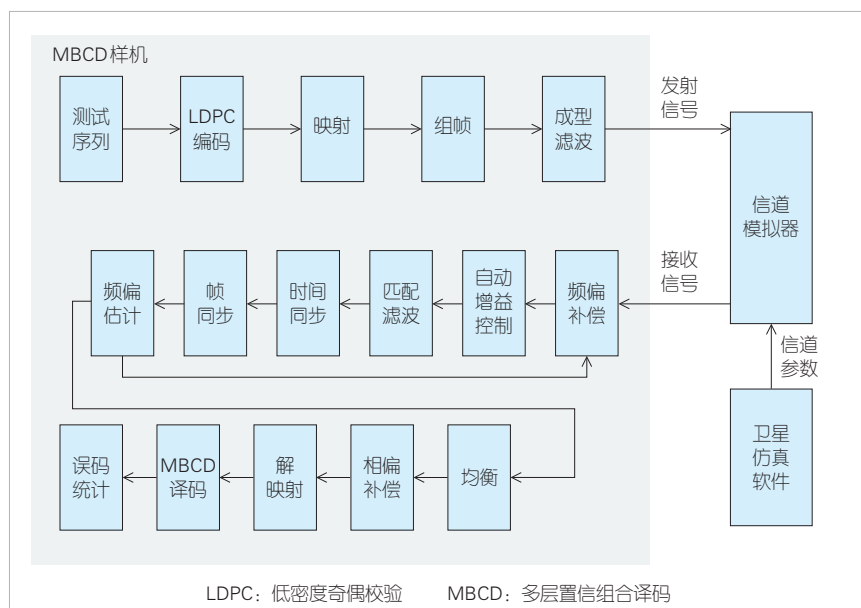
▲图8 采用MBCD的5G标准LDPC码性能仿真(2)

低轨星地通信仿真实验。

不同于高轨同步卫星,低轨卫星具有与地面相对运动速度快、仰角变化大等特点。这个意味着在低轨卫星与地面进行通信的过程中,信道一直处于高动态、大尺度的变化中,这对星地通信设备的设计提出了更高的要求。图10为半实物验证系统结构,主要包括MBCD样机、信道模拟器、卫星仿真软件。MBCD样机采用成都定为电子的U3-CPCI高性能处理平台和FMC205S双通道9371射频收发子卡实现,发送链路可对测试序列进行编码并产生发射信号,接收链路可对接收信号进行时域信号处理、解调、译码,最后进行误码统计。信道模拟器采用坤恒顺维的KSW-WNS02B深空信道



▲图9 BLER = 10^{-4} 且 $k = 45$ 时, 5G 标准 LDPC 码在不同码率下需要的最小 E_b/N_0 和译码复杂度



▲图10 半实物验证系统结构

模拟器, 可以模拟真实的低轨星地链路。该模拟器支持对多普勒频移、动态时延、信噪比等多种信道参数的设置, 支持自定义信道文件导入。卫星仿真软件采用美国 Analytical Graphics 公司的 STK 软件, 可根据卫星轨道信息仿真得到信道模拟器所需的信道参数文件。

针对低轨星地链路的信道特点, 样机先对接收信号进行

一系列时频域信号处理, 消除高动态、大尺度变化的信道所带来的影响, 然后解映射得到比特软信息, 并进行 MBCD 译码。其中, FPGA 样机的关键时频域信号处理包括以下几个方面:

1) 时间同步: 我们采用了 Gardner 定时恢复算法^[16]使插值时刻尽可能接近于最佳采样点。

2) 频偏估计与补偿: 为兼顾低轨星地链路频偏范围大、估计精度要求高的特点, 我们采用大范围粗估计与高精度精估计相结合的结构。频偏粗估计由锁频环实现, 精频偏估计由 L&R 算法^[17]实现, 该算法在低信噪比下依然能保持较高的估计精度。

3) 均衡与相偏补偿: 为了消除射频器件的带内幅相不一致、信道衰落所导致的码间串扰, 我们采用了适用于恒包络调制方式的恒模算法^[18] (CMA) 对信号进行均衡。

基于上述半实物验证系统, MBSD 算法与面向星地通信的时频域信号处理算法结合后具有良好性能, 可以提高低轨星地通信场景的传输可靠性。

6 结束语

面向未来卫星互联网窄带结合的业务类型, 如何在卫星有限通信时间内传输更多、更有价值的星上数据是中国星地通信系统亟需解决的一大难题。本文对速率兼容 LDPC 编码方案进行了一种优化译码算法的开发 (MBSD), 通过级联 BP 和新型比特翻转译码思想 (FWB-OSD), 可以提升星地通信场景中短数据包业务在物理层单次传输的可靠性。未来, 基于 FWB-OSD 思想可以进一步针对极化码、Turbo 码的专用译码算法 (SCL 译码, 维特比译码) 进行级联算法的开发, 同时结合上层接入机制, 设计接收端高可靠的用户-信道联合译码技术。

致谢

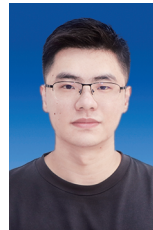
实验工作是由鹏城实验室马骥团队完成的。感谢马骥工程师对本研究的帮助!

参考文献

- [1] FOSSORIER M P C, LIN S. Soft-decision decoding of linear block codes based on ordered statistics [J]. IEEE transactions on information theory, 1995, 41(5): 1379–1396. DOI: 10.1109/18.412683
- [2] ZHANG K, JIAO J, HUANG Z X, et al. Finite length analog fountain codes for ultra-reliable low latency communications [J]. IEEE transactions on communications, 2020, 68(3): 1391–1404.
- [3] VAN WONTERGHEM J, ALLOUM A, BOUTROS J J, et al. On short-length error-correcting codes for 5G-NR [J]. Ad hoc networks, 2018, 79: 53–62. DOI: 10.1016/j.adhoc.2018.06.005
- [4] WANG F, JIAO J, ZHANG K, et al. Self-adaptive ordered statistics decoder for finite block length raptor codes toward URLLC [J]. IEEE Internet of Things journal, 2022, 9(5): 3282–3297. DOI: 10.1109/JIOT.2021.3097948
- [5] YUE C T, SHIRVANIMOGHADDAM M, PARK G, et al. Probability-based ordered-statistics decoding for short block codes [J]. IEEE communications letters, 2021, 25(6): 1791–1795. DOI: 10.1109/LCOMM.2021.3058978
- [6] LIANG J F, WANG Y W, CAI S H, et al. A low-complexity ordered statistic decoding of short block codes [J]. IEEE communications letters, 2023, 27(2): 400–403. DOI: 10.1109/LCOMM.2022.3222819
- [7] FOSSORIER M P C. Iterative reliability-based decoding of low-density parity check codes [J]. IEEE journal on selected areas in communications, 2001, 19(5): 908–917. DOI: 10.1109/49.924874
- [8] JIANG M, ZHAO C M, XU E Y, et al. Reliability-based iterative decoding of LDPC codes using likelihood accumulation [J]. IEEE communications letters, 2007, 11(8): 677–679. DOI: 10.1109/LCOMM.2007.070450
- [9] ZHANG Y S, JIAO J, ZHANG K, et al. Synodic period channel modeling and coding scheme for deep space optical communications [J]. IEEE transactions on aerospace and electronic systems, 2024, 60(2): 2364–2378. DOI: 10.1109/TAES.2024.3353726
- [10] DUFFY K R, LI J G, MÉDARD M. Guessing noise, not code-words [C]//Proceedings of IEEE International Symposium on Information Theory (ISIT). IEEE, 2018: 671–675. DOI: 10.1109/ISIT.2018.8437648
- [11] DUFFY K R, LI J G, MÉDARD M. Capacity-achieving guessing random additive noise decoding [J]. IEEE transactions on information theory, 2019, 65(7): 4023–4040. DOI: 10.1109/TIT.2019.2896110
- [12] DUFFY K R, MÉDARD M, AN W. Guessing random additive noise decoding with symbol reliability information (SRGRAND) [J]. IEEE transactions on communications, 2022, 70(1): 3–18. DOI: 10.1109/TCOMM.2021.3114315
- [13] DUFFY K R, AN W, MÉDARD M. Ordered reliability bits guessing random additive noise decoding [J]. IEEE transactions on signal processing, 2022, 70: 4528–4542. DOI: 10.1109/TSP.2022.3203251
- [14] ZHANG K, LI C J, JIAO J, et al. A novel ultra-reliable decoder of short rate-compatible codes for mission critical communications

- [J]. IEEE transactions on vehicular technology, 2024(99): 1–5. DOI: 10.1109/TVT.2024.3443136
- [15] POLYANSKIY Y, POOR H V, VERDU S. Channel coding rate in the finite blocklength regime [J]. IEEE transactions on information theory, 2010, 56(5): 2307–2359. DOI: 10.1109/TIT.2010.2043769
- [16] GARDNER F M. Interpolation in digital modems [J]. IEEE transactions on communications, 1993, 41(3): 501–507. DOI: 10.1109/26.221081
- [17] LUISE M, REGGIANNINI R. Carrier frequency recovery in all-digital modems for burst-mode transmissions [J]. IEEE transactions on communications, 1995, 43(2/3/4): 1169–1178. DOI: 10.1109/26.380149
- [18] GODARD D. Self-recovering equalization and carrier tracking in two-dimensional data communication systems [J]. IEEE transactions on communications, 1980, 28(11): 1867–1875. DOI: 10.1109/TCOM.1980.1094608

作者简介



张可，鹏城实验室助理研究员；主要研究领域为信道编码、随机接入等；先后主持和参加基金项目3项；已发表论文10余篇。



林文超，鹏城实验室工程师；主要研究领域为FPGA系统开发与算法工程实现。



王野，鹏城实验室空天通信技术研究所所长、副研究员；主要研究领域为新一代卫星通信系统与协议设计；主持或参与国家级重大科研项目10余项，先后获得广东省科技进步三等奖（排名第3）、深圳市自然科学奖一等奖（排名第3）；发表学术论文80余篇，授权国家发明专利30余项。