

LT码和 q -LDPC码级联方案在深空通信中的应用

林永照^① 吴成柯^① 刘薇^②

^①(西安电子科技大学 ISN 重点实验室 西安 710071)

^②(南安普敦大学电子与计算机学院 英国)

摘要: 该文针对深空通信对长纠错码的需求, 提出了 LT (Luby Transform) 码和 q -LDPC 码的级联方案。在综合考虑性能和复杂度的情况下, 选取 8-LDPC 码和 8PSK 的级联作为等效的删除信道, 长度选择灵活、编译码简单的 LT 码实现纠错功能。文中设计了两种短 8-LDPC 码, 并对整个级联系统的纠错性能进行了仿真。仿真结果表明 8-LDPC 码的性能优于信源信息速率和码率相同的二进制 LDPC 码, 级联系统在等效包删除概率不超过 0.1 时, 系统误比特率以概率 1 趋于 0。

关键词: 编码调制; 分组码; 相位键控; 纠错码

中图分类号: TN927

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2010)08-1898-06

DOI: 10.3724/SP.J.1146.2009.01105

Application of the Concatenation of q -LDPC and Luby Transform Codes in Deep Communications

Lin Yong-zhao^① Wu Cheng-ke^① Liu Wei^②

^①(State Key Laboratory of ISN, Xi'dian University, Xi'an 710071, China)

^②(School of Electronics and Computer Science, University of Southampton, UK)

Abstract: A concatenated scheme of Luby Transform (LT) code and q -ary Low Density Parity Check (q -LDPC) code is proposed for the requirement of deep space communications long erasure correcting codes. Considering the performance and complexity of the concatenated system, 8PSK modulation coded with 8-LDPC codes over AWGN channels is chosen to act as equivalent erasure channels and LT codes with flexible code length and low encoding and decoding complexity correct erasure errors. Two short 8-LDPC codes are designed. Simulations are conducted on the performance of packet error of two 8-LDPC codes and the overall performance of the concatenated system. Simulation results show that both the 8-LDPC codes outperform the corresponding binary LDPC (B-LDPC) codes with the same source rate and code rate and the bit error rate of the concatenated system is null with probability 1 when the packet erasure rate is not more than 0.1.

Key words: Coded modulation; Block codes; Phase shift keying; Erasure correcting codes

1 引言

二进制LDPC(B-LDPC)码^[1]在码长足够大时性能可接近香农限, 且有实用的译码算法, 近年来受到了广泛关注。Davey 和MacKay^[2]研究发现通过合理设计 q 进制校验矩阵得到的 q 进制LDPC (q -LDPC, $q>2$)码的性能可超过B-LDPC, 且前者还具有很强的抗突发错误的能力^[3,4], 其性能超过了同码参数下的Reed Solomon码。 q -LDPC码的高性能是以更高的译码复杂度为代价。最近人们在降低 q -LDPC码译码复杂度上做了许多深入研究。在置信传播(BP)译

码中用基于GF(2^p)域上的傅里叶变换, 再利用FFT进行有效译码^[5]; 文献[4]中研究了 q -LDPC码在对数域的译码; Declercq和Fossorier^[6]将B-LDPC码译码中所用的最小和(MS)算法思想推广到 q -LDPC码, 得出了EMS译码算法; 文献[7]提出用最小最大度量进行译码。这些改进的译码算法在尽量保持性能的情况下不同程度地降低了译码复杂度, 便于系统设计时进行性能和效率的折中。 q -LDPC码构造常用两种方法, 用渐进边增长(PEG)算法构造 q -LDPC码的方法使得校验矩阵有尽可能大的圈长^[8]; 设计出基本矩阵后通过行和列的分裂方法构造 q -LDPC码的方法使矩阵中 $q-1$ 个非零符号均匀分布^[9]。文献[10]中提出通过构造子域, 使得构造的校验矩阵在保持各个符号均匀性的同时, 又增加了码长的灵活性,

2009-08-21 收到, 2010-01-22 改回

国家自然科学基金重点项目(60532060)和国家自然科学基金项目(60672032)资助课题。

通信作者: 林永照 kgdlyz@126.com

它是文献[9]为基础的。文献[9,10]中所提构造方法适合取值较大的 q , q 值越大构造越灵活,当然也会使译码复杂度增加。 q -LDPC码与 q 进制调制相结合^[10,11],在提高纠错能力的同时提高了带宽利用率,前者重在高阶LDPC码的设计,后者偏重于数千位以上长码的设计。考虑到深空通信对已调信号包络、纠错码的性能和编译码复杂度以及数据帧长的要求,文中选择了8PSK调制和长度在数百位的8-LDPC短码。

空间通信需要编译码简单的长纠错(LEC)码。空间通信往返一周需要的时间通常都很长,如地球和火星之间通信时,信号的来回时间大概是40 min。LEC码可以降低因数据受损请求重发的次数,从而降低发送端存储器的消耗^[12]及数据传送时间或带宽。

喷泉码^[13]以有效性为代价可保证数据的无差错传输,又被Vukobratovi'c^[14]和Mackay^[13]叫作稀疏图码。LT^[15](Luby Transform)码是第1类实用的喷泉码,本质上是一类纠错删除包码。我们已研究了LT码与RS码的级联方案在深空通信中的应用,并对LT码的译码算法进行了改进,改进后的算法提高了译码成功概率和收敛速度^[16]。文献[16]中用RS码与卷积码的级联码与QPSK等效删除信道,码率小于1/2,系统效率不高且译码复杂度高。

本文提出了LT码与 q -LDPC级联方案, $q=8$,调制方式选择8PSK。8PSK具有恒定的包络,这是深空通信所希望的,且其带宽效率是目前深空通信现在使用的BPSK的3倍。LDPC码译码器在迭代译码结束时明确知道当前码字是否成功译码,即译码器不但可以进行纠错还可以提供译码有效性的信息,因此LDPC码编译码器及两者之间的部分可以看成是包删除信道。文中设计了两种短8-LDPC码,并对整个级联系统的纠错性能进行了仿真。仿真结果表明8-LDPC码的性能优于信源信息速率和码率相同的二进制LDPC码,级联系统在等效包删除概率不超过0.1时,系统误比特率以概率1趋于0。

2 LT码与8-LDPC码级联系统

级联系统原理框图如图1所示。

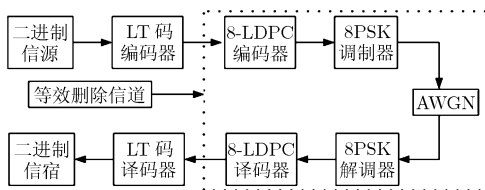


图1 级联系统原理框图

LT码是长度选择灵活、编码与译码简单的纠错码。图1中二进制信源产生的所有数据或一段数据可看成一个数据文件,整个文件包含所有数据可以分成 L 个同等大小的信息包 P_i ,假定每个信息包 P_i 由 l 位二进制数组成,即数据文件的大小为 $L \times l$ 比特。LT码以数据包为编码单位,输出的每个编码包 P_c 的大小也是 l 比特。每个编码包 P_c 都有一个附带信息,用来说明参与生成 P_c 的信息包的个数及信息包的序号,前者又叫作该编码包的度数。这些附带信息可以在数据帧的帧头中随数据负载发送,也可以作为随机发生器的种子在收发同步时发送,假定表示这些附带信息要用 o 比特,不论采用哪种方式,都有 o 远远小于 l 。

LT码的编码 假定第 i 个编码包 P_{C_i} 的度为 d_{LTC_i} ,LT编码器就在 L 个信息包中随机选取 d_{LTC_i} 个信息包进行逐位模2加,得到 P_{C_i} ,而不需要产生和存储生成矩阵,因此编码非常简单。设编码包的平均度为 d_{LTC} ,一般都很小,生成每个编码包平均需要 $l \times d_{LTC}$ 个模2加。

LT码的译码 LT码是基于稀疏图的纠错码,因此不需要判断错误包的位置,且在利用BP算法进行译码时,只有度为1的数据包才向其相邻包发送置信信息,因此LT码的译码也很简单。设LT码的信息包平均的度为 d_{LTI} ,则平均恢复一个信息包需要 $l \times (d_{LTI}-1)$ 次模2运算。本文中采用了文献[16]中提出的改进译码算法,从而使使得在发送端发送的LT编码包个数有限时接收端仍能得到很高的译码成功概率和译码收敛速度。

8-LDPC码的编译码在第3节详细讨论。8PSK调制器将8LDPC编码器产生的 N 长码字 $\mathbf{c}=(c_0, c_1, \dots, c_{N-1})$ 一一映射为8PSK星座 S_8 中的点后调制送入信道,其中 $c_i \in \text{GF}(8) = \{0, 1, \dots, 7\}$, $0 \leq i \leq N-1$, $S_8 = \{s_k = e^{j(2\pi k/8 + \theta)}, k=0, 1, \dots, 7\}$, θ 是星座旋转的角度。8PSK调制器输出的基带信号为

$$s_b(t) = \sqrt{\frac{2E_b}{T}} \sum_{n=0}^{N-1} s_n p(t - n3RT) \quad (1)$$

$$p(t) = \begin{cases} 1, & 0 \leq t < 3RT \\ 0, & t < 0 \text{ or } t \geq 3RT \end{cases} \quad (2)$$

式中 E_b 表示编码前每个二进制符号的比特能量, T 表示每个二进制符号持续的时间, $s_n \in S_8$ 。

由于深空信道与高斯白噪声(AWGN)信道非常相似,因此本文将信道建模为AWGN信道。接收端得到的基带信号为

$$y_b(t) = s_b(t) + n(t) \quad (3)$$

其中 $n(t)$ 表示均值为零,噪声功率为 σ^2 的AWGN复

噪声。

MPSK 调制的理论误符号率为

$$P_E(M_p) = \text{erfc} \left(\sqrt{\frac{E_b \log_2 M_p}{N_0}} \sin \left(\frac{\pi}{M_p} \right) \right) \quad (4)$$

其中 M_p 为信号空间中星座点的个数。当 $M_p \geq 4$ 时, 随 M_p 增加, 提高带宽效率的同时会导致误符号率的增加, 从而会在一定程度上抵消与调制器级联的纠错码的性能, 因此综合带宽效率、译码性能和译码复杂度, 选择 8PSK 作为调制方式。

8PSK 解调器输出采用软判决, 用以生成发送符号的置信信息 $\mathbf{Q}_n = (Q_n^0, Q_n^1, \dots, Q_n^7)$, 其中

$$Q_n^k = A_n \exp \left(- \frac{|y_b(t) \times p(t - nT) - s_k|^2}{\sigma^2} \right), k=0,1,\dots,7 \quad (5)$$

A_n 是保证 $\sum_{k=0}^7 Q_n^k = 1$ 的常数。由似然信息 \mathbf{Q}_n 也

可以得到其对应的对数似然比的形式 $L\mathbf{Q}_n$, $L\mathbf{Q}_n$ 也称为对数似然比信息矢量(LLRV), 定义为

$$L\mathbf{Q}_n = \text{LLR}(\mathbf{Q}_n) = (LQ_n^0, LQ_n^1, \dots, LQ_n^7) \quad (6)$$

$$LQ_n^k = \ln \frac{LQ_n^0}{LQ_n^k}, k=0,1,\dots,7 \quad (7)$$

从 $L\mathbf{Q}_n$ 也能得出 \mathbf{Q}_n , 即 $\mathbf{Q}_n = \text{LLR}^{-1}(L\mathbf{Q}_n)$, 其分量 Q_n^k 可表示为

$$Q_n^k = \text{LLR}^{-1}(LQ_n^k) = \frac{e^{-LQ_n^k}}{\sum_{k'=0}^{q-1} e^{-LQ_n^{k'}}} \quad (8)$$

3 8-LDPC 码的编码与译码

3.1 8-LDPC 码的构造及编码

目前 q -LDPC 的构造多采用基于有限域的方法或基于 PEG 的算法。Lin^[9]等提出用有限域的方法构造 q -LDPC, 通过陪集划分等方法构造具有某种形式的基矩阵, 而后对该基矩阵进行横向纵向分裂得到该基矩阵对应的最大的矩阵, 再通过行列筛选得到符合要求的校验矩阵, 通常行列筛选后的矩阵的维数均比原矩阵要小。对于非零元素取自 $\text{GF}(q)$ 的矩阵而言, 用文献[9,10]中所提方法所能构造的矩阵的最大列数或码字的最大长度为 $(q-1) \times (q-1)$ 。随着 q 的增加, 矩阵的最大列数也成平方增长, 码子长度的选择也更加灵活。当 $q=8$ 时, 矩阵的最大列数为 49, 即所能构造的 8-LDPC 码的最大码长为 49 个符号, 很难用这种方法构造出性能符合深空通信数据帧长的理想码子, 在此我们选择用 PEG^[8]算法构造 8-LDPC 码的校验矩阵。

8-LDPC 码与 B-LDPC 码一样存在着编码方面的问题, 诸如由校验矩阵得出生成矩阵、存储生成

矩阵以及编码复杂度等问题。

为降低编码复杂度, 限定 8-LDPC 码的校验矩阵具有形式 $\mathbf{H}_8 = [\mathbf{B}_{(N-L) \times (N-L)} \mathbf{A}_{(N-L) \times L}]$, 其中 $\mathbf{B}_{(N-L) \times (N-L)}$ 为准双对角阵的形式, 如图 2 所示。

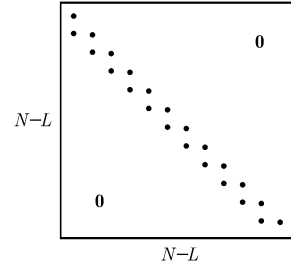


图 2 双对角形式子矩阵

其中 N 为码字长度, N 为码字中信息位数, 矩阵 $\mathbf{B}_{(N-L) \times (N-L)}$ 中的非零元素均匀取自 $\text{GF}(8)$ 。

矩阵 $\mathbf{A}_{(N-L) \times L}$ 利用 PEG^[8]算法构造。由于 PEG 算法主要用于构造 B-LDPC 码的校验矩阵, 因此设计出 B-LDPC 码的校验矩阵后, 将其中的 1 用 $\text{GF}(8)$ 中的非零元素均匀替代后即得到 8-LDPC 码的校验子矩阵。

上述形式的校验矩阵 \mathbf{H}_8 , 图 2 中左侧的 $N-L$ 列对应码字中的 $N-L$ 个校验位, 右侧的 L 列对应码字的 L 个信息位, 即定义了一类系统 (N, L) 8-LDPC 码。

(1) 8-LDPC 码的编码 设校验节点 m 的度为 d_m , 即 \mathbf{H}_8 中第 m 行的非零列集合 $N(m)$ 中元素的个数为 d_m , $1 \leq m \leq M = N-L$, 由消息序列 $\text{msg} = (\text{msg}_0, \text{msg}_1, \dots, \text{msg}_{L-1})$ 生成的系统码可表示为 $\mathbf{c} = (c_0, c_1, \dots, c_{N-L-1}, \text{msg}_0, \text{msg}_1, \dots, \text{msg}_{L-1})$ 。 \mathbf{c} 与 \mathbf{H}_8 中第 1 行的点积可表示为

$$c_0 H_{1,1} + \sum_{i \in N(1) \setminus 1} H_{1,i} \text{msg}_{i-(N-K)-1} = 0 \quad (9)$$

其中 $N(1) \setminus 1$ 表示第 1 行中除第 1 列外的非零列, 由此方程经过 d_1 次乘法, d_1-2 次加法和 1 次除法可求出 c_0 。

\mathbf{c} 与 \mathbf{H}_8 中第 2 行的点积可表示为: $c_0 H_{2,1} + c_1 H_{2,2} + \sum_{i \in N(1) \setminus 1, 2} H_{2,i} \text{msg}_{i-(N-K)-1} = 0$, 可递推出 c_1 , 运算量的分析同上。依此类推可得出所有校验位的值。

(2) LDPC 编码总的运算量分析 设校验节点的平均度为 D_M , 制定一个 $\text{GF}(8)$ 上的乘法、除法和加法的表, 确定每个校验位所需的运算都可通过 $2D_M-1$ 次查表即可得到。 $N-L$ 个校验位共需 $(N-L) \cdot (2D_M-1)$ 次查表或 $N(1-R)(2D_M-1)$ 得到, 因此编码的复杂度随 N 线性增加。

3.2 8-LDPC 码的译码

设变量节点用 n 表示, 校验节点用 m 表示; $M(n)$: $\{m: \mathbf{H}_{mn} \neq 0\}$ 表示变量节点 n 参与的所有检验 m 的集合, $M(n)/m$ 表示集合 $M(n)$ 中除去校验节点 m ; $N(m)$: $\{n: \mathbf{H}_{mn} \neq 0\}$ 表示校验方程 m 检验的所有变量节点的集合; $N(m)/n$ 表示 $N(m)$ 中除去变量节点 n 。8-LDPC 码有如下 4 个译码步骤。

(1) 初始化 将校验节点 m 给变量节点 n 的对数似然比信息矢量 Lr_{mn} 置 0, $1 \leq n \leq N$, $1 \leq m \leq M$, 对于 $\mathbf{H}_{mn} \neq 0$ 的校验节点 m , 变量节点 n 给其相邻校验节点 m 的对数似然比信息矢量 Lq_{nm} 置为 LQ_n ;

(2) 尝试译码 若每个变量节点的后验 LLRV 用 Lq_n 表示, 则

$$Lq_n = LQ_n + \sum_{m \in M(n)} Lr_{mn} \quad (10)$$

x_n 的值取后验对数似然比信息矢量 Lq_n 中最大值所对应的标号, 如 Lq_n 中第 3 个值最大, 该最大值对应的标号为 2, 则 $x_n=2$ 。若 $\mathbf{H}\mathbf{x}^T=\mathbf{0}$, 则说明矢量 \mathbf{x} 为合法码字, 译码成功, 译码过程结束; 若迭代译码次数达到设定的最大迭代次数, $\mathbf{H}\mathbf{x}^T$ 仍不为零, 则宣告译码失败并停止译码, 将此时所得到的 N 长符号序列的后 L 位作为译码结果输出。

(3) 变量节点更新 用于计算变量节点 n 传递给其相邻校验节点 m 的对数似然比信息矢量, $m \in M(n)$:

$$Lq_{nm} = Lq_n - Lr_{mn} \quad (11)$$

(4) 校验节点更新 用于计算校验节点 m 传递给其相邻变量节点 n 的信息。要计算对数似然比信息矢量 Lr_{mn} , 首先要将 Lq_{nm} 从对数域变换到概率域, $n \in N(m)$, 即 $q_{nm} = \text{LLR}^{-1}(Lq_{nm})$, 而后将 q_{nm} 内元素进行适当的排序后得到 \bar{q}_{nm} , 而后计算似然域的信息矢量 \bar{r}_{mn} :

$$\bar{r}_{mn} = \text{IFFT} \left(\prod_{n' \in N(m) \setminus n} \text{FFT}(\bar{q}_{n'm}) \right) \quad (12)$$

\bar{r}_{mn} 经过相应的排序得到 r_{mn} , 再通过 $\text{LLR}(r_{mn})$ 转化为对数似然域的信息矢量 Lr_{mn} 后进入下次的译码迭代。

8-LDPC 码译码器输出的信息序列包含置信度信息。在对每个长为 N 的数据包完成译码后, 除输出 L 位符号作为输出结果外, 还明确知道译码器是否收敛, 或者说译码器知道译码结束时所得 N 长数据包是否为合法的码字。8-LDPC 码译码器输出的信息序列变成二进制序列并将该序列的置信信息一同送入 LT 码译码器, 因此 LT 码的编译码器之间可以看成是一个等效的二进制删除信道。

4 仿真及结果分析

本文构造了(512,342), (2048,1366)两个码率约

为 2/3 的 8-LDPC 码, 并对这两种码子的性能进行了仿真。为了与信源速率和码率相同的 B-LDPC 码进行性能比较, 文中也仿真了文献[17]中两个码率为 2/3 的 B-LDPC 码(1536,1024), (6144,4096)的码子的性能。此时需要将图 1 中的 8-LDPC 编译码器换成 B-LDPC 编译码器, 且 B-LDPC 码编码器的输出每 3 位二进制数格雷映射成一个 8PSK 的星座点进行传输, 接收端需利用多个星座点联合估计 0 和 1 的似然值并对 B-LDPC 码译码器进行初始化。已知 8PSK 解调输出第 n 个符号对应的概率矢量 $Q_n = (Q_n^0, Q_n^1, \dots, Q_n^7)$, 该符号对应的第 1 位二进制数为零的概率 $p_{n,1}^0 = \sum_{i=0}^3 Q_n^i$, 第 2 位二进制数为零的概率 $p_{n,2}^0 = \sum_{i=0}^1 Q_n^i + \sum_{i=6}^7 Q_n^i$, 第 3 位二进制数为零的概率 $p_{n,3}^0 = Q_n^0 + Q_n^7 + \sum_{i=3}^4 Q_n^i$, 3 位二进制数为 1 的概率为 $p_{n,i}^1 = 1 - p_{n,i}^0$, $i = 1, 2, 3$ 。在进行蒙特卡罗(Monte Carlo)实验时, 终止规则设置为每个待测试 E_b/N_0 点上的错误包数达到 50 个。

LT 码的译码算法采用文献[16]中提出的改进译码算法, 从而使得在发送端发送有限个 LT 编码包时接收端仍能得到很高的译码成功概率和译码收敛速度。仿真实验中假定二进制信源输出的所有信息可以分成 L 个等大小的数据包, $L=1024$, 每个包的大小为 1024 或 4096; 假定接收端通过同步等方式能够得到每个 LT 码编码包的附带信息, 即这些附带信息不用再经过 LDPC 编码后传送; 发送端 LT 码编码器输出的编码包的度分布采用优化的度分布 $\Omega(x) = 0.008x + 0.494x^2 + 0.166x^3 + 0.073x^4 + 0.083x^5 + 0.056x^8 + 0.037x^9 + 0.056x^{19} + 0.025x^{65} + 0.003x^{66}$; 假定 LT 码编码器输出的编码包的个数 L_N 为有限值 4096。仿真实验时信源产生的数据文件在同一个指定的 E_b/N_0 值上重复发送 100 次, 并对总的译码结果取平均。

LDPC 码译码器输出端的误包率如图 3 和图 4 所示, 其中图 3 为(512,342)8-LDPC 码和(1536,1024) B-LDPC 码的性能仿真结果, 图 4 为(2048,1366) 8-LDPC 码和(6144,4096) B-LDPC 码的性能仿真结果。

综合图 3 和图 4 来看, 信源信息速率相同的情况下, 码率近似相等的 8-LDPC 码的纠误包性能都优于对应的 B-LDPC 码。在误包率 $\text{FER} = 10^{-4}$ 时, (512,342)8-LDPC 码和(1536,1024) B-LDPC 码相比编码增益为 0.2 dB; (2048,1366)8-LDPC 码与(6144,4096) B-LDPC 码相比得到的编码增益为 0.12 dB。与 B-LDPC 码相同, 码长越长 8-LDPC 码的纠误包性能越好。

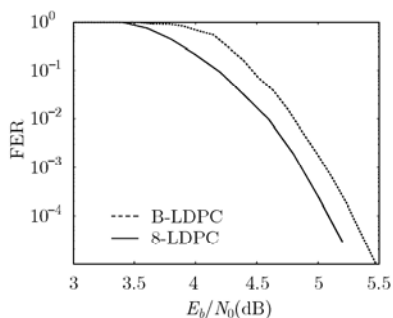


图3 (512,342)8-LDPC 码和
(1536,1024)B-LDPC 码的误包率

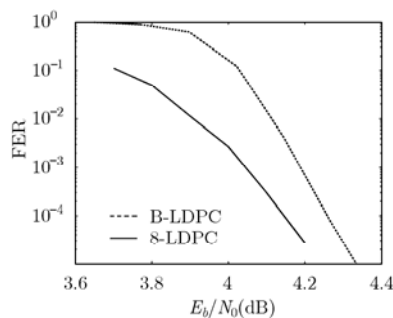


图4 (2048,1366)8-LDPC 码和
(6144,4096) B-LDPC 码的误包率

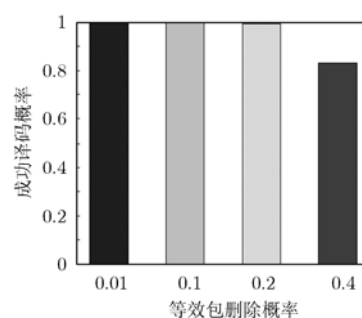


图5 成功译码概率
与等效包删除概率

由于 LT 码是典型的以有效性换取可靠性的码子, 这点特别适合深空通信带宽较为充裕的场合, 因此我们特别为 (512,342)、(2048,1366) 两种 8-LDPC 码分别选取了 E_b/N_0 在 3.5~4.8 dB 和 3~4.2 dB 两个区间测试级联 LT 码后的性能。图 5 和图 6 分别显示了等效包删除概率取 {0.4, 0.2, 0.1, 0.01} 4 种值时的成功译码率和译码开销。成功译码率是指给定包删除概率条件下成功恢复的信息包数与 L 之比; 译码开销是指为成功恢复出所有信息包发送端至少要发送的编码包的个数与 L 的差值除以 L 。

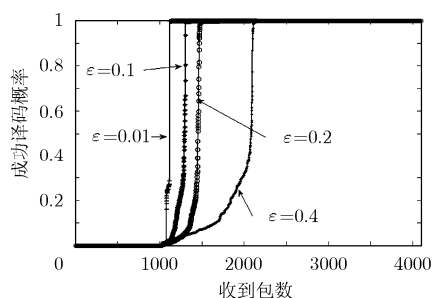


图6 译码概率与接收包数

由于 LT 码的性能由编码包 P_C 的度分布和删除概率决定, 而与包的长度 l 无关, 因此无论 l 取 1024 还是 4096, 其性能都相同, 仿真结果也证明了这一点。 l 取 1024 用于与 (512,342) 8-LDPC 码配合, 取 4096 用于与 (2048,1366) 8-LDPC 码配合。图 5 和图 6 是两种 8-LDPC 码与 LT 码级联在等效包删除概率取 {0.4, 0.2, 0.1, 0.01} 的结果, 只是在不同的 E_b/N_0 值上取得的。

从图 5 可以看出在等效包删除概率不超过 0.1 时, 发送编码包个数有限, 信息包 P_i 均可以成功恢复, 即误比特率为 0。(512,342) 8-LDPC 码所需的 E_b/N_0 值为 4.185 dB, (2048,1366) 8-LDPC 码所需的 E_b/N_0 值为 3.715 dB。从图 6 知在等效包删除概率为 0.1 且信息包 P_i 均可以成功恢复时, 接收端需

要接收的编码包的最小个数为 1306, 译码开销或编码包冗余为 $(1306-1024)/1024=0.27$ 。随着 E_b/N_0 值的增加或等效包删除概率的降低, 译码开销降低很快, 等效包删除概率不超过 0.01 时, 译码开销为 0.091。

5 结束语

本文提出的级联方案在调制方式方面将深空通信常用的 BPSK 扩展到了 8PSK, 从而获得了较高的带宽效率; 信道编码方面, 将标准中的 B-LDPC 码扩展到 8-LDPC 码, 并与码长灵活编译码简单的 LT 码结合, 使得整个级联系统在较低信噪比下仍能获得很好的性能。包删除概率不超过 0.1 时, 系统误比特率以概率 1 趋于 0。

参考文献

- [1] Gallager R G. Low density parity check codes [J]. *IRE Transactions on Information Theory*, 1962, 8(1): 21-28.
- [2] Davey M and MacKay D J C. Low density parity check codes over GF(q) [J]. *IEEE Communications Letters*, 1998, 2(6): 165-167.
- [3] Marinoni A and Savazzi P. Non-binary LDPC codes with good performance on channels affected by bursty noise, www.gtti.it/GTTI08/files/SessioneScientifica/marinoni.pdf, 2008.
- [4] Song H and Cruz J R. Reduced-complexity decoding of q-ary LDPC codes for magnetic recording [J]. *IEEE Transactions on Magnetics*, 2003, 39(2): 1081-1087.
- [5] Richardson T J and Urbanke R L. The capacity of low-density parity-check codes under message-passing decoding [J]. *IEEE Transactions on Information Theory*, 2001, 47(2): 599-618.
- [6] Declercq D and Fossorier M. Decoding algorithms for nonbinary LDPC codes over GF(q)[J]. *IEEE Transactions on Communications*, 2007, 55(4): 633-643.
- [7] Savin V and Minatoc C L. Min-Max decoding for nonbinary LDPC codes[C]. ISIT 2008, Toronto, Canada, 2008: 960-964.

- [8] Hu X Y, Eleftheriou E, and Arnold D M. Regular and irregular progressive edge-growth tanner graphs [J]. *IEEE Transactions on Information Theory*, 2005, 51(1): 386–398.
- [9] Lin Shu, Song Shu-mei, and Lan Lan, *et al.* Constructions of nonbinary quasi-cyclic LDPC codes: A finite field approach [J]. *IEEE Transactions on Communications*, 2008, 56(4): 545–554.
- [10] Peng Rong-hui and Chen Rong-rong. Application of nonbinary LDPC codes for communication over fading channels using higher order modulations[C]. *Globecom06*, San Francisco, 2006: 1–5.
- [11] Rong Bo, Jiang Tao, Li Xiang-ming, and Soleymani M R. Combine LDPC codes over GF (q) with q -ary modulations for bandwidth efficient transmission [J]. *IEEE Transactions on Broadcasting*, 2008, 54(1): 78–84.
- [12] Hamkins J, Deutsch L, Divsalar D, and Dolinar S, *et al.* Formulation of forward error correction coding recommendations for future NASA space communications[C]. *Proc. Aerospace Conference*, 2008 IEEE, Big Sky, MT, 2008: 1–18.
- [13] MacKay D J C. Fountain codes [J]. *IEE Proceedings Communications*, 2005, 152(6): 1062–1068.
- [14] Vukobratović D. Design, analysis and applications of capacity-approaching codes on graphs for erasure channels [Ph.D. dissertation], University of Novi Sad, Serbia, 2008.
- [15] Luby M. LT codes[C]. *Proc. 43rd Ann. IEEE Symposium on Foundations of Computer Science*, Canada, 2002: 271–282.
- [16] Lin Yong-zhao, Wu Cheng-ke, Zhang Qun, and Liu Wei. Application of the concatenation of RS and LT Codes in deep communications[C]. *Third IEEE International Conference on Space Mission Challenges for Information Technology (SMC-IT)*, Pasadena, 2009: 29–33.
- [17] CCSDS Secretariat, Research and development for space data system standards-Low density parity check codes for use in near-earth and deep space applications, experimental specification CCSDS 131.1-O-2 [S]. September 2007.
- 林永照: 男, 1974年生, 讲师, 研究方向为无线通信、信道编码。
吴成柯: 男, 1938年生, 教授, 研究方向为图像通信与编码。
刘薇: 女, 1985年生, 博士生, 研究方向为无线通信。