

一种规则变量节点度 LT Codes 编码方案

孙文珠^{1,2}, 王洪玉², 祝开艳², 王 洁², 唐震洲³

(1. 山东理工大学计算机科学与技术学院, 山东淄博 255049; 2. 大连理工大学信息与通信工程学院, 辽宁大连 116024;
3. 温州大学物理与电子信息工程学院, 浙江温州 325035)

摘 要: LT Codes 差错平台(Erasure Floor)由变量节点的最小度决定, 规则变量节点度 LT Codes 能够最大化变量节点的最小度, 从而降低 LT Codes 的差错平台. 该文提出一种新的规则变量节点度 LT Codes 编码方法, 该编码方法省去了现有方法中对变量节点度值查找表的排序操作, 降低了现有方案的编码复杂度; 通过对度分布的修正增加低度校验节点, 使得规则变量节点度 LT Codes 解码瀑布区域(雪崩区域)提前. 仿真结果表明该文方法与现有方法相比有效减少了编码时间, 降低了成功解码所需的平均传输开销, 加快了误符号率收敛速度.

关键词: 喷泉码; 规则变量节点度 LT Codes; 差错平台; 度分布

中图分类号: TN919.3 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2014)10-1918-07

电子学报 URL: <http://www.ejournal.org.cn> **DOI:** 10.3969/j.issn.0372-2112.2014.10.008

A Novel Encoding Scheme for Regular Variable-Node Degree LT Codes

SUN Wen-zhu^{1,2}, WANG Hong-yu², ZHU Kai-yan², WANG Jie², TANG Zhen-zhou³

(1. College of Computer Science and Technology, Shandong University of Technology, Zibo, Shandong, 255049, China;
2. School of Information and Communication Engineering, Dalian University of Technology, Dalian, Liaoning 116024, China;
3. College of Physics and Electronic Information Engineering, Wenzhou University, Wenzhou, Zhejiang 325035, China)

Abstract: The erasure floor of LT Codes is mainly determined by the minimum degree of variable-nodes. Regular variable-node degree LT Codes can maximize the minimum degree of variable-nodes and improve the erasure floor of LT Codes. In this paper, a novel encoding scheme for regular variable-node degree LT Codes is proposed. Compared with existing methods, the proposed scheme is lightweight due to the elimination of the sorting operations involved in the look-up table. Meanwhile, by adding check nodes with low degree through modifying the degree distribution, the waterfall area (avalanche area) in decoding regular variable-node degree LT Codes is improved. Simulation results show that this scheme reduces the encoding time and the average overhead, and accelerates the convergence rate of symbol error rate curve efficiently.

Key words: fountain code; regular variable-node degree LT codes; erasure floor; degree distribution

1 引言

喷泉码又称为无码率码, 对 k 个信息符号(变量节点), 可以源源不断地编码出无穷多个编码符号(校验节点). 解码端只要正确接收到任意 $k(1 + \eta)$ ($\eta \geq 0$) 个编码符号即可正确解码. 随着 k 值增大, η 趋近于 0, 喷泉码性能无限接近于丢包信道的信道容量.

Luby Transform (LT) Codes^[1]能以较低的复杂度实现编解码, 是第一种可以实用的喷泉码. LT Codes 可由两个参数($k, \Omega(x)$)简单表示, k 为信息符号数目, $\Omega(x)$ 为集合 $N_k = \{1, 2, \dots, k\}$ 上的离散概率分布. LT Codes 首先根据 $\Omega(x)$ 随机产生一个正整数 d , 然后从 k 个信

息符号中随机选取 d 个信息符号进行异或来产生编码符号. 参与编码的信息符号称为编码符号的邻居节点(neighbor node), d 称为编码符号的度, $\Omega(x)$ 称为编码符号节点度分布(degree distribution), 是决定 LT Codes 性能的关键因素.

针对 LT Codes 性能的改进, 传统的方法主要集中在对度分布的优化上. 文献[2, 3]给出了两种度分布设计方法. 传统 LT Codes 编码过程中对信息符号的选取均为均匀随机选取, 文献[4~7]通过对信息符号的非均匀随机选取使得 LT Codes 具有不等错保护(Unequal Error Protection, UEP)功能. 文献[8]在编码端对信息符号采取非均匀随机选取, 在解码端将迭代译码和高斯消元相

结合来提高 LT Codes 性能.文献[9~11]首次提出了规则变量节点度 LT Codes 的概念和编码方法,基本思想是在编码端使得信息符号度值规则化,最大化信息符号的最小度.文献[9]将规则变量节点度 LT Codes 应用于噪声信道中,显著降低了误码平台.文献[10,11]将规则变量节点度 LT Codes 应用在删除信道中. k 较大时,相比于传统 LT Codes,上述文献中提出的规则变量节点度 LT Codes 能够显著降差错平台(Erasure Floor).但是,上述文献中实现规则变量节点度 LT Codes 的方法增加了编码复杂度,且 k 越大,复杂度越高;此外,规则变量节点度 LT Codes 应用在删除信道中时,会导致解码瀑布区域延后,增加了成功解码所需的传输开销.

针对上述问题,本文提出一种新的规则变量节点度 LT Codes 编码方法,显著降低了编码时间;另外本文通过对度分布的修正使得规则变量节点度 LT Codes 解码瀑布区域提前,加快了误符号率的收敛速度,降低了传输开销.

2 背景知识

2.1 度分布

LT Codes 度分布分为节点(node-perspective)度分布和边(edge-perspective)度分布,上文中 $\Omega(x)$ 是指编码符号节点度分布,信息符号节点度分布用 $\Lambda(x)$ 表示, $\Omega(x)$ 和 $\Lambda(x)$ 如式(1)所示:

$$\Omega(x) = \sum_d \Omega_d x^d, \quad \Lambda(x) = \sum_d \Lambda_d x^d \quad (1)$$

编码符号和信息符号边度分布分别用 $\lambda(x)$ 和 $\omega(x)$ 表示,如式(2)所示:

$$\omega(x) = \sum_d \omega_d x^d, \quad \lambda(x) = \sum_d \lambda_d x^d \quad (2)$$

其中 $\Omega_d, \Lambda_d, \omega_d, \lambda_d$ 表示度值为 d 的概率.

边度分布与节点度分布之间的关系如式(3)所示:

$$\omega(x) = \Omega'(x)/\Omega'(1), \quad \lambda(x) = \Lambda'(x)/\Lambda'(1) \quad (3)$$

定义 β, α 分别为编码符号和接收端信息符号节点的平均度, β, α 可由式(4)求出:

$$\beta = \Omega'(1), \quad \alpha = \Lambda'(1) \quad (4)$$

设信息符号数目为 k ,接收端正确接收到的编码符号数目为 N_r ,定义传输开销为 $\gamma = N_r/k$,则 $\alpha = \gamma\beta$.

2.2 编码符号节点度分布

文献[1]中给出了理想孤波分布(Ideal Soliton Distribution, ISD)和鲁棒孤波分布(Robust Soliton Distribution, RSD)两种编码符号节点度分布. ISD 是一种理论上的最优度分布,但实际应用中, ISD 会导致解码过程中可译集中符号消失,从而导致解码失败,因此理想孤波分布在实际应用中并不适用. RSD 是对 ISD 的改进,用 $\mu(\cdot)$ 表示,如式(5)所示:

$$\mu(i) = \frac{\rho(i) + \tau(i)}{\sum_{i=1}^k (\rho(i) + \tau(i))} \quad (5)$$

其中 $\rho(\cdot)$ 为 ISD, $\tau(i)$ 定义如式(6)所示:

$$\tau(i) = \begin{cases} R/(ik) & \text{for } i = 1, \dots, k/R - 1 \\ R \cdot \ln(R/\delta)/k & \text{for } i = k/R \\ 0 & \text{for } i = k/R + 1, \dots, k \end{cases} \quad (6)$$

其中 $R = c \cdot \ln(k/\delta)\sqrt{k}$, $c > 0$, δ 为解码失败概率.

2.3 LT Codes 性能评价

评价 LT Codes 性能最常用的指标是成功解码所需传输开销 γ ,但由于 LT Codes 编码过程的随机性和传输过程的不确定性,不同编码和传输过程中成功解码所需传输开销也不同,通常取多次实验中成功解码所需平均传输开销来衡量 LT Codes 的性能^[12].

另一种评价 LT Codes 性能的常用指标是误符号率,即未解码信息符号占信息符号总数的比例.给定 γ 值时,误符号率越小越好;随着传输开销的增大误符号率收敛速度越快越好^[3].当编码长度 $k \rightarrow \infty$ 时, LT Codes 的误符号率可以通过文献[13]中与或树(and-or-tree)分析方法得到.设误符号率为 y , $k \rightarrow \infty$ 时, $y = \lim_{l \rightarrow \infty} y_l$, y_l 由式(7)给出:

$$\begin{cases} y_0 = 1 \\ y_l = \lambda(1 - \omega(1 - y_{l-1})) \end{cases} \quad (7)$$

3 规则变量节点度 LT Codes

传统 LT Codes 的随机编码方式会使得编码过程中某些信息符号存在未参与编码的情况,导致了传统 LT Codes 的差错平台.相比于传统的 LT Codes 文献[9~11]中提出的规则变量节点度 LT Codes 编码方法能有效降低差错平台.但是上述文献中通过引入一个度值查找表来实现编码端信息符号度值规则化,每次编码需要对度值查找表进行排序,增加了编码复杂度.此外,当规则变量节点度 LT Codes 应用在删除信道时,使得解码端解码瀑布区域延后,增加了传输开销.本文提出一种新的规则变量节点度 LT Codes 编码方法,该方法在编码端无需记录信息符号度值查找表,省去了对度值查找表的排序过程,有效降低了编码复杂度,并对编码符号节点度分布进行修正,使得规则变量节点度 LT Codes 解码瀑布区域提前,降低了传输开销.

3.1 本文编码方法

表1中给出了本文方法的编码过程,该方法通过对3个数组的赋值和清空操作来实现信息符号度值规则化,省去了对度值查找表的排序操作,降低了编码复杂度.其中数组 c_set 中元素为待选信息符号序号,数组 en_set 中元素为参与当前编码的信息符号序号,数组 $temp_set$ 中元素为临时符号序号.

表 1 规则变量节点度 LT Codes 编码方法

Initialization: Set $c_set = [1:1:k]$, $L = k$, $en_set = \phi$, $temp_set = \phi$.

While decoder does not declare successful decoding do:

Step 1: Randomly choose a degree d according to the degree distribution $\Omega(x)$.

Step 2: If $d > L$

Set $d = d - L$, $en_set = c_set$, $c_set = [1:1:k]$, $L = k$.

Remove en_set from c_set

End If

Step 3: Randomly choose d symbols from c_set and assign them to $temp_set$.

Remove $temp_set$ from c_set .

Append en_set to c_set .

Append $temp_set$ to en_set .

Step 4: Computer one encoding symbol by module - 2 sum of the symbols in en_set .

End while Let $en_set = \phi$, $temp_set = \phi$, $L = L - d$.

3.2 度分布修正

与 LT Codes 相同, 规则变量节点度 LT Codes 解码过程并不是一开始就直接进入瀑布区域, 解码过程开始阶段解码速度较慢, 随着解码符号数目逐渐增加, 解码过程才会逐渐进入瀑布区域. 因此, 通过增加解码过程开始阶段可解码符号数目可以使得解码瀑布区域提前. 由于度值为 1 的编码符号在解码端可以立即解码, 因此, 增加度值为 1 的编码符号可以增加解码过程开始阶段的可解码符号数目. 此外, 从文献[14]和文献[15]中的分析可知, 度值大于 2 的编码符号在解码过程开始阶段被译出的概率几乎为 0, 而度值为 2 的编码符号在解码过程开始阶段被译出的概率相对较大. 因此, 度值大于 2 的编码符号对解码开始阶段可解码符号的数量几乎没有影响, 而增加度值为 2 的编码符号可以增加解码开始阶段的可解码符号. 因此, 本文考虑通过增加度值为 1 和 2 编码符号来增加解码过程开始阶段可解码符号的数目, 以此来提前解码瀑布区域.

本文以 RSD 为例, 通过对 RSD 的修正提高度值 1 和 2 所占比重, 以此来增加编码过程中度值为 1 和 2 的编码符号. RSD 是通过函数 $\tau(\cdot)$ 对 ISD 修正而得到, 本文通过引入参数 θ_1 和 θ_2 对函数 $\tau(\cdot)$ 中 $\tau(1)$ 和 $\tau(2)$ 进行加权来增加 RSD 中度为 1 和 2 概率, 加权后的函数 $\tau(\cdot)$ 用 $\tau'(\cdot)$ 表示, 如式(8)所示:

$$\tau'(i) = \begin{cases} \theta_1 R / ik & \text{for } i = 1 \\ \theta_2 R / ik & \text{for } i = 2 \\ R / ik & \text{for } i = 3, \dots, k/R - 1 \\ R \ln(R/\delta) / k & \text{for } i = k/R \\ 0 & \text{for } i = k/R + 1, \dots, k \end{cases} \quad (8)$$

将加权后函数 $\tau'(i)$ 代入式(5)可得到修正后的

RSD μ' .

4 误符号率渐进分析

设信道为随机丢包信道, 信道丢包概率为 ϵ . 编码端发送符号总数目为 N , 传输过程中丢失符号数目为 N_e . 本节分别在 $\epsilon = 0$ 和 $\epsilon \neq 0$ 两种情况下, 对传统 LT Codes 和规则变量节点度 LT Codes 在 $k \rightarrow \infty$ 条件下的误符号率进行分析.

4.1 $\epsilon = 0$ 时渐进分析

4.1.1 传统 LT Codes 渐进分析

$k \rightarrow \infty$ 时, 传统 LT Codes 接收端信息符号节点度分布 $\Lambda(x)$ 近似为泊松分布^[4], 如式(9)所示:

$$\Lambda(x) = \exp(\alpha(x-1)) \quad (9)$$

$\epsilon = 0$ 时, $N_r = N$, $\alpha = \beta N/k$. 由式(3)求出 $\lambda(x)$ 和 $\omega(x)$, 代入式(7)可求得 $k \rightarrow \infty$ 时传统 LT Codes 的误符号率.

4.1.2 规则变量节点度 LT Codes 渐进分析

规则变量节点度 LT Codes 使得编码端所有信息符号度相等. 由于度为正整数, 因此信息符号度为 $\lceil \alpha \rceil$ 或者 $\lceil \alpha \rceil - 1$, $\Lambda(x)$ 如式(10)所示:

$$\Lambda(x) = \Lambda_{h-1} x^{h-1} + \Lambda_h x^h \quad (10)$$

其中 $h = \lceil \alpha \rceil$, Λ_{h-1} 和 Λ_h 可以通过式(11)求出:

$$\begin{cases} (h-1)\Lambda_{h-1} + h\Lambda_h = \alpha \\ \Lambda_{h-1} + \Lambda_h = 1 \end{cases} \quad (11)$$

与传统 LT Codes 相同, $\Omega(x)$ 是预先定义的. $\lambda(x)$ 和 $\omega(x)$ 可以由式(3)求出. 将 $\lambda(x)$ 和 $\omega(x)$ 代入式(7)可求出 $k \rightarrow \infty$ 时规则变量节点度 LT Codes 误符号率.

4.2 $\epsilon \neq 0$ 时渐进分析

4.2.1 LT Codes 渐进分析

$\epsilon \neq 0$ 时, LT Codes 接收端 $\Lambda(x)$ 同样服从泊松分布. 此时, $N_r = N - N_e$, $\alpha = \beta N_r/k$, LT Codes 的误符号率与 $\epsilon = 0$ 时求解方法相同.

4.2.2 规则变量节点度 LT Codes 渐进分析

$\epsilon \neq 0$ 时, 由于规则变量节点度 LT Codes 各编码符号之间具有一定关联性, 接收端信息符号的度分布 $\Lambda(x)$ 不再服从式(10), 此时, $\Lambda(x)$ 可由定理 1 得出.

定理 1 信道丢包率为 ϵ 时, $N_e = N \times \epsilon$, 接收端信息符号节点度分布可由式(12)求出:

$$\Lambda(x) = \Lambda_h p_h(0) x^h + \sum_{i=0}^{h-1} \Lambda_{h-1} p_{h-1}(i) + \Lambda_h p_h(i+1) \cdot x^{h-i-1} \quad (12)$$

其中 $p(\cdot)$ 由式(13)求出:

$$p_d(i) = \binom{d}{i} \binom{N-d}{N_e-i} / \binom{N}{N_e} \quad (13)$$

证明 不失一般性, 设编码端信息符号的度分布

为 $\Lambda(x) = x^d$. $\epsilon \neq 0$ 时,接收端信息符号度值与编码端信息符号度值相同,均为 d .以任意一个信息符号为例,用 s 表示该信息符号. N 个编码符号中以信息符号 s 为邻居节点的编码符号个数为 d ,用 D 表示这 d 个编码符号的集合, $d = \text{card}(D)$.信道丢包数目为 N_e ,用 N_e 表示丢失编码符号的集合.令 $I = D \cap N_e$,当 I 为空集时,接收端信息符号 s 的度不发生改变;当 I 不为空集时, I 中元素个数为 $i(0 < i \leq d)$ 时,接收端信息符号 s 的度值降低为 $d - i$.用 $p_d(i)$ 表示 $\text{card}(D) = i$ 的概率,该概率表示以 s 为邻居节点的编码符号集合 D 中丢失 i 个符号的概率.满足 $\text{card}(I) = i$ 的所有集合 N_e 的数目为 $\binom{d}{i} \binom{N-d}{N_e-i}$,集合 N_e 所有可能的数目为 $\binom{N}{N_e}$,因此 $p_d(i)$ 可由式(13)求出.因此发送端信息符号度分布 $\Lambda(x) = x^d$, $\epsilon \neq 0$ 时,接收端 $\Lambda(x)$ 如式(14)所示:

$$\Lambda(x) = \sum_{i=0}^d P_d(i) x^{d-i} \quad (14)$$

对于更一般的情况根据定理 1 得出 $\epsilon \neq 0$ 时规则变量节点度 LT Codes 接收端信息符号节点度分布后,利用式(3)求出对应的 $\lambda(x)$,代入式(7)可求出规则变量节点度 LT Codes 的误符号率表达式.

4.3 差错平台分析

式(9)泰勒展开式存在常数项 $\exp(-\alpha)$,其物理意义为 LT Codes 信息符号未参与编码的概率.此概率小于等于解码端的误符号率,因此 LT Codes 的差错平台高于 $\exp(-\alpha)$. α 为信息符号节点平均度, γ 一定时 α 由 β 决定, β 越大,差错平台越低.因此传统 LT Codes 差错平台由 β 决定.

$\epsilon = 0$ 时,规则变量节点度 LT Codes 能保证接收端所有符号都能够参与编码,因此在很大程度降低了差错平台.但 $\epsilon \neq 0$ 时,接收端信息符号度不再服从规则分布,当以某个信息符号为邻居节点的编码符号全部丢失时,接收端同样存在信息符号节点度值为 0 的情况,这种情况发生的概率可由式(15)求出.

$$\Lambda_0 = \Lambda_{h-1} p_{h-1}(h-1) + \Lambda_h p_h(h) \quad (15)$$

规则变量节点度 LT Codes 差错平台高于式(15). Λ_h, h 由 β 决定, $p_{h-1}(\cdot), p_h(\cdot)$ 由 ϵ 和 h 决定.因此规则变量节点度 LT Codes 差错平台同时受 β 和 ϵ 影响. $\Lambda_0 < \exp(-\alpha)$ 时,规则变量节点度 LT Codes 差错平台低于传统 LT Codes.

图 1 给出了 ϵ 不同时传统 LT Codes 和规则变量节点度 LT Codes 误符号率比较.其中编码符号节点度分布均采用 RSD, $c = 0.03, \delta = 0.5$.从图中可以看出传统 LT Codes 误符号率不随着信道条件变化而变化,规则变量节点度 LT Codes 对差错平台的改善随着信道丢包率

的增大而降低,随着丢包率的增加,规则变量节点度 LT Codes 的解码瀑布区域会有所提前.

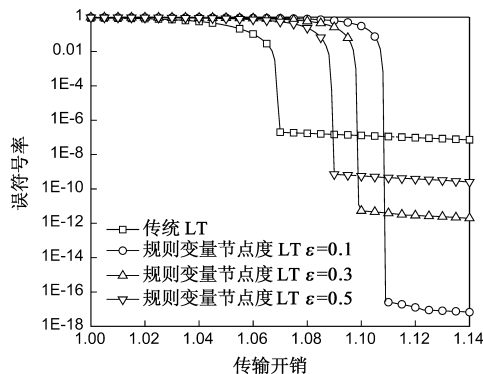


图1 不同丢包率下差错平台比较

4.4 度分布修正对解码瀑布区域的影响

通过文献[11]中分析可以看出,规则变量节点度 LT Codes 使得解码瀑布区域延后,本文通过式(8)对 RSD 进行修正,使解码瀑布区域提前.其中参数 θ_1 和 θ_2 取值应使得 $\mu'(1) \geq \mu(1), \mu'(2) \geq \mu(2)$.对 θ_1 ,只要满足 $\theta_1 > 1$,即可使 $\mu'(1) \geq \mu(1)$.为了满足 $\mu'(2) \geq \mu(2)$, θ_2 的取值需根据 θ_1 的取值来确定.为了简单起见,本文令 $\theta_2 = 2\theta_1$.定义误符号率-传输开销曲线中斜率变化最大的点为解码瀑布区域开始点.

图 2 给出了 $\epsilon = 0.1, \theta_1$ 取值不同时,规则变量节点度 LT Codes 解码瀑布区域开始点对应的传输开销 γ 值,度分布采用参数为 $c = 0.03, \delta = 0.5$ 的 RSD.此条件下传统 LT Codes 解码瀑布区域开始点为 $\gamma = 1.065$,文献[11]中规则变量节点度 LT Codes 解码瀑布区域开始点为 $\gamma = 1.10$.由图 2 可以看出,通过改变 θ_1 的值,可以有效的改变规则变量节点度 LT Codes 解码瀑布区域的开始点.当 $11 \leq \theta_1 \leq 16$ 时,解码瀑布区域开始点对应的传输开销值最小.

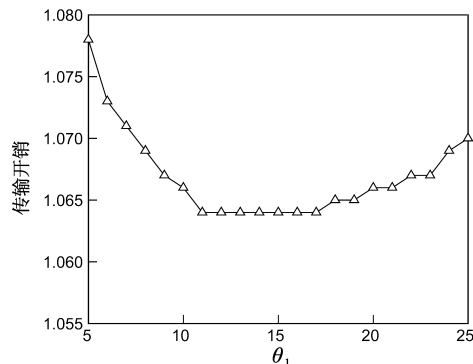


图2 θ_1 取值不同时解码瀑布区域开始点对应的传输开销

图 3 给出了 $\epsilon = 0.1$ 时,传统 LT Codes (LT)和文献[11]中规则变量节点度 LT Codes(RLT)与本文度分布修

正后的规则变量节点度 LT Codes (MRLT) 误符号率比较, 其中本文方法中取 $\theta_1 = 11$. 从图中可以看出文献 [11] 中规则变量节点度 LT Codes 明显降低了差错平台, 但会导致解码瀑布区延后, 本文对度分布进行修正后, 解码瀑布区域明显提前.

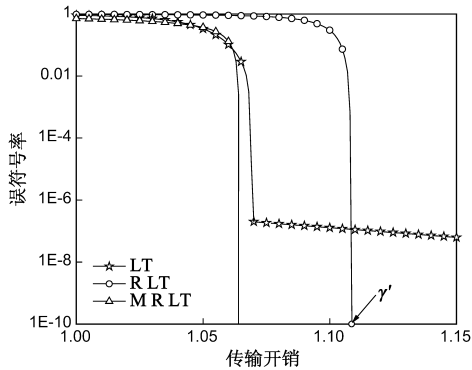


图3 误符号率比较

5 仿真结果

上一节在 $k \rightarrow \infty$ 条件下对本文方法和传统 LT Codes 以及文献 [11] 中方法的误符号率进行了分析和比较. 本节分别从编解码复杂度, 误符号率和平均传输开销三个方面在 k 取有限值时将本文方法与文献 [11] 中方法以及传统 LT Codes 进行比较. 度分布采用 RSD, $c = 0.03$, $\delta = 0.5$.

5.1 编解码复杂度比较

5.1.1 编码复杂度比较

首先对三种编码方法的编码复杂度进行简单分析. 传统 LT Codes 编码复杂度主要集中在计算编码符号的异或运算上, 因此编码复杂度主要受编码符号节点平均度影响. 文献 [11] 中方法和本文方法同样是通过异或操作来产生编码符号, 在编码符号平均度相同的前提下, 编码每个符号所需要的平均异或操作次数与传统的 LT Codes 相同. 因此, 三种编码方法针对该部分的复杂度相同.

但是文献 [11] 中规则变量节点度 LT Codes 编码方法, 除计算编码符号进行的异或运算之外, 编码每个符号时还需对信息符号度值查找表进行排序操作, 这在一定程度上增加了编码复杂度. 以常用的归并排序算法为例, 算法复杂度为 $O(k \log_2(k))$. 随着 k 值增大, 对信息符号度值查找表的排序复杂度越高, 因此, 文献 [11] 中规则变量节点度 LT Codes 编码方法复杂度要高于传统 LT Codes.

本文编码方法只需对 3 个数组进行赋值和读取操作即可实现信息符号度值规则化, 省去了文献 [11] 中对度值查找表的排序操作, 因此, 本文方法编码复杂度要

低于文献 [11] 中方法的编码复杂度. 与传统 LT Codes 相比, 除计算编码符号的异或运算之外, 本文方法增加了对 3 个数组的赋值和清空操作, 因此, 本文方法复杂度稍高.

表 2 给出了 k 取不同值时, 三种编码方法编码时间比较, 仿真中对传统 LT Codes 和文献 [11] 中的方法采用 RSD, 本文方法采用修正后的 RSD. 针对不同 k 值, 编码符号的总数均为 10000. 编码时间在配置为 Intel(R) Core(TM)2 CPU 2.93 GHz 内存为 2GB 的电脑上测得, 编程语言环 MATLAB. 如表 2 所示, 与上文分析结果相同, 本文编码方法编码时间比传统 LT Codes 略有增加, 但比文献 [11] 中方法明显减少. 另外, 随着 k 值的增大, 文献 [11] 中方法编码时间明显增加.

表 2 编码时间比较 (s)

	k (s)				
	100	500	1000	5000	10000
LT	0.209	0.215	0.225	0.318	0.474
RLT	0.957	1.373	2.003	5.270	10.33
MRLT	0.300	0.324	0.352	0.601	0.873

5.1.2 解码复杂度比较

由于规则变量节点度分布 LT Codes 解码过程和传统的 LT Codes 相同, 解码复杂度主要受编码符号的平均度的影响. 因此在编码度分布相同的前提下, 三种方法平均解码复杂度基本相同.

5.2 误符号率比较

图 4 给出了 k 取值分别为 500 和 2500, 信道丢包率为 0.3 和 0.5 时, 本文方法与文献 [11] 中方法以及传统 LT Codes 误符号率比较, 其中本文方法中 $\theta_1 = 11$. 误符号率通过对 10000 次仿真取平均值得出. 从图 4 中可以看出本文方法误符号率的收敛速度明显好于传统 LT Codes.

需要说明的是, 虽然文献 [11] 中方法相比于传统的 LT Codes 能在很大程度上降低差错平台, 但从上文渐进分析 (图 3) 中可以看出在 $k \rightarrow \infty$, 且当传输开销大于一定值时, (图 3 中 $\gamma \geq \gamma'$ 时), 文献 [11] 中方法对传统 LT Codes 的差错平台的改进才能有所体现, 当传输开销 $1 < \gamma \leq \gamma'$ 时, 文献 [11] 中方法并不能改善性能. 从实际仿真结果图 4 可以看出当 k 取值较小时, 文献 [11] 中的方法效果并不明显. 而从上文渐进分析和本节实际仿真结果中看出, 在 $k \rightarrow \infty$ 和 k 取有限值时, 本文方法都明显好于传统的 LT Codes 以及文献 [11] 中方法.

5.3 平均传输开销比较

表 3 给出了信道平均丢包率为 0.5 时, 本文方法和文献 [11] 中方法以及传统 LT Codes 平均传输开销比较. 从表 3 中可以看出文献 [11] 中的方法在一定程度上增

加了传输开销,本文方法传输开销均小于文献[11]中方法

法和传统 LT Codes,尤其在 k 值较小时效果较为明显.

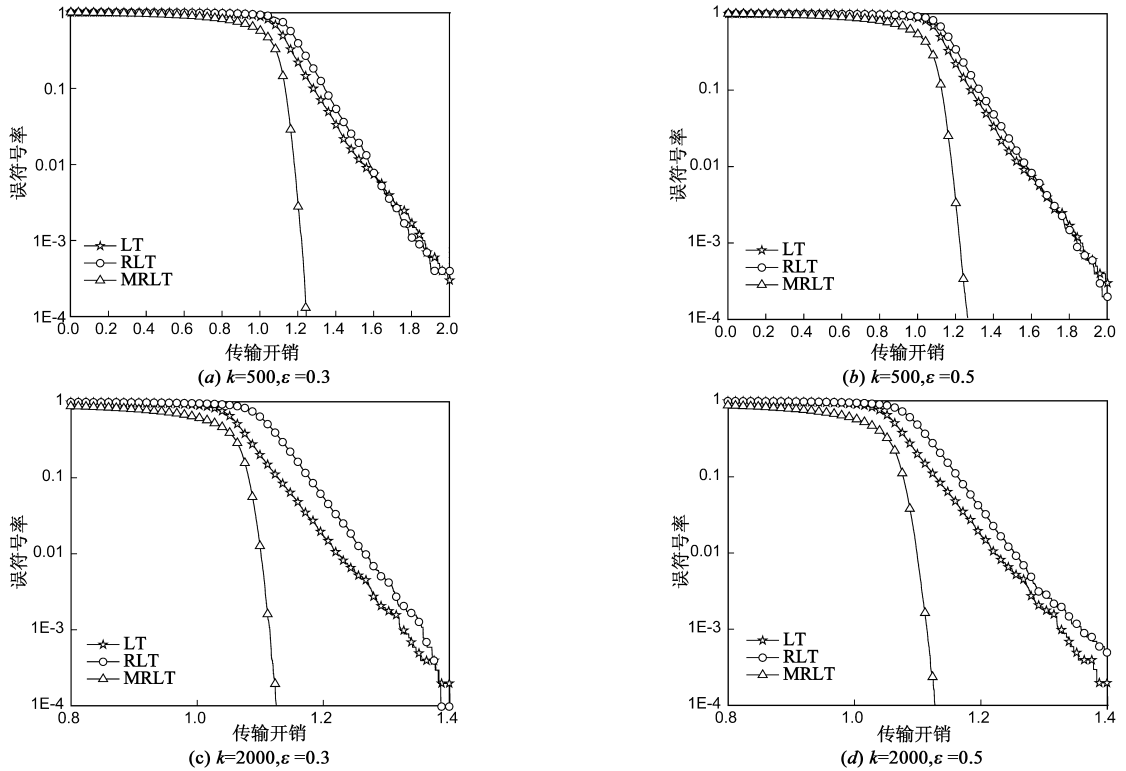


图4 不同丢包率条件下误符号率比较

表3 传输开销比较

	k				
	100	500	1000	2500	5000
LT	134.7	586.9	1128.1	2714.0	5317.0
RLT	140.7	616.6	1186.1	2784.8	5454.1
MRLT	122.3	567.9	1109.5	2697.8	5308.8

大,而本文方法成功解码所需要的传输开销在多次仿真中波动较小.在 10000 次仿真中,本文方法成功解码所需编码包数目的标准差为 15.2,文献[11]对应的标准差为 50.9,传统 LT Codes 对应的标准差为 49.7.

6 结束语

本文提出了一种新的实现规则变量节点度 LT Codes 编码方法,降低了现有方法的复杂度,并且通过对度分布的修正使得规则变量节点度 LT Codes 解码瀑布区域提前,降低了平均传输开销,加快了误符号率曲线的收敛速度,同时,多次仿真中本文方法成功解码所需传输开销波动较小.

度分布优化一直以来是传统 LT Codes 研究领域的重点和难点^[16].虽然现有文献中针对传统 LT Codes 给出了多种度分布优化方法,但是现有方法普遍比较复杂,且并不能给出最优的度分布.本文后续研究重点是对规则变量节点度 LT Codes 度分布进行进一步优化,进一步提高规则变量节点度 LT Codes 的性能.

此外,由于 Raptor Codes 是通过预编码对 LT Codes 进行的改进,本文针对 LT Codes 的改进同样适用于 Raptor Codes.

参考文献

[1] M Luby. LT Codes [A]. Proceedings of the 43rd Annual IEEE

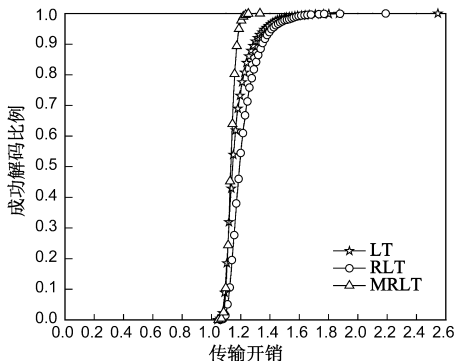


图5 成功解码累计概率分布

本文方法另一个优点是在多次仿真中成功解码所需要的传输开销波动较小.图 5 给出了 $k = 500, \epsilon = 0.5$ 时,10000 次仿真中成功解码所需传输开销的累计概率分布.从图中可以看出传统的 LT Codes 和文献[11]中方法成功解码所需要的传输开销在多次试验中波动较

- Symposium on Foundations of Computer Science[C]. Vancouver, Canada: IEEE, 2002. 271 – 280.
- [2] 朱宏鹏, 张更新, 李广侠. 卫星数据广播分发系统中 LT 码的研究[J]. 通信学报, 2010, 7: 122 – 127.
Zhu Hong Peng, Zhang Geng Xin, Li Guang Xia. Research of LT code in satellite data broadcasting system[J]. Journal on Communications, 2010, 7: 122 – 127. (in Chinese)
- [3] J H Sorensen, P Popovski, J Ostergaard. Design and analysis of LT codes with decreasing ripple size[J]. IEEE Transactions on Communications, 2012, 60(11): 3191 – 3197.
- [4] N Rahnavard, B N Vellambi, F Fekri. Rateless codes with unequal error protection property [J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2007, 53(4): 1521 – 1532.
- [5] D Sejdinovic, D Vukobratovic, A Doufexi, et al. Expanding window fountain codes for unequal error protection[J]. IEEE Transactions on Communications, 2009, 57(9): 2510 – 2516.
- [6] S S Arslan, P C Cosman, L B Milstein. Generalized unequal error protection LT Codes for progressive data transmission[J]. IEEE Transactions on Image Processing, 2012, 21(8): 3586 – 3597.
- [7] S Ahmad, R Hamzaoui, M M Al-Aaidi. Unequal error protection using fountain codes with applications to video communication[J]. IEEE Transactions on Multimedia, 2011, 13(1): 92 – 101.
- [8] H T Lim, E K Joo. Nonuniform encoding and hybrid decoding schemes for equal error protection of rateless codes[J]. ETRI Journal, 2012, 34(5): 719 – 726.
- [9] I Hussain, X Ming, L K Rasmussen. Error floor analysis of LT Codes over the additive white gaussian noise channel[A]. Proceedings of IEEE Global Telecommunications Conference[C]. Houston, USA: IEEE, 2011. 1 – 5.
- [10] I Hussain, M Xiao, L K Rasmussen, et al. Design of spatially-coupled rateless codes[A]. Proceedings of IEEE 23rd International Symposium on Personal Indoor and Mobile Radio Communications[C]. Sydney, NSW: IEEE, 2012. 1913 – 1918.
- [11] I Hussain, M Xiao, L K Rasmussen. Design of LT codes with equal and unequal erasure protection over binary erasure channels[J]. IEEE Communications Letters, 2013, 17(2): 261 – 264.
- [12] T Pei Chuan, C Chih Ming, C Ying Ping. Sparse degrees analysis for LT codes optimization[A]. IEEE Congress on Evolutionary Computation[C]. Brisbane, Australia: IEEE, 2012. 1 – 6.
- [13] M G Luby, M Mitzenmacher, M A Shokrollahi. Analysis of random processes via And-Or tree evaluation[A]. Proceedings of the Ninth Annual ACM-SIAM Symposium on Discrete Algorithms[C]. USA: IEEE, 1998. 364 – 373.
- [14] Sorensen J H, Popovski P, Ostergaard J. Design and analysis of LT Codes with decreasing ripple size[J]. IEEE Transactions on Communications, 2012, 60(11): 3191 – 3197.
- [15] Sorensen J H, Koike-akino T, Orlik P. Rateless feedback codes [A]. IEEE International Symposium on Information Theory [C]. Cambridge, USA: IEEE, 2012. 1767 – 1771.
- [16] 慕建君, 焦晓鹏, 曹训志. 数字喷泉码及其应用的研究进展与展望[J]. 电子学报, 2009, 37(7): 1571 – 1577.
Mu Jian-jun, Jiao Xiao-peng, Cao Xun-zhi. A survey of digital fountain codes and its application[J]. Acta Electronica Sinica, 2009, 37(7): 1571 – 1577. (in Chinese)

作者简介



孙文珠 男, 1983 年 3 月出生于山东淄博. 2013 年 12 月毕业于大连理工大学获得工博士学位, 现为山东理工大学计算机学院讲师. 研究方向为可伸缩多媒体信号传输、喷泉码编译码技术.

E-mail: swz_lw@sina.com



王洪玉 男, 1968 年 6 月出生于吉林长春, 现为大连理工大学信息与通信工程学院教授、博导. 研究方向为移动通信技术、无线网络技术.

E-mail: whyu@dlut.edu.cn



唐震洲(通信作者) 男, 1978 年 10 月出生, 现于浙江温州, 现为温州大学物理与电子信息工程学院副教授, 硕士生导师. 研究方向为无线网络编码、协作通信.

E-mail: mr.tangzz@gmail.com