

一种基于 LT 码的不等错误保护方法

王卫民, 毕笃彦, 马林华, 张艺瀚

(空军工程大学 工程学院, 陕西 西安 710038)

摘要:针对在各种恶劣的信道环境中优先保证码流中相对重要数据的正确传输问题,提出了一种改进的基于 LT 码的不等错误保护(UEP)方案。首先在分析了目前基于 LT 码的 UEP 方案中因数据简单舍入操作可能带来性能恶化问题的基础上,提出了将度分布修正系数修改为优先级和输出节点度数的函数并且在计算重要数据节点的度数时采用按概率上下取整操作的改进方案,克服了目前方案中存在的性能恶化问题;然后推导了其在 BEC 信道中采用最大似然概率(ML)译码时 UEP 性能的理论上下界;最后对其在多进制删除信道中采用置信传播(BP)算法译码时的 UEP 性能进行了仿真实验。理论分析和仿真实验的结果都显示,与目前方案相比,该改进方案具有较好的 UEP 性能,同时增强了设计的灵活性。

关键词:不等错误保护;LT 码;无率码;Robust Soliton 分布

DOI:10.3969/j.issn.1009-3516.2010.03.014

中图分类号: TN911.22 **文献标识码:** A **文章编号:** 1009-3516(2010)03-0063-05

在某些通信系统中,数据的重要性各不相同,一些重要数据对错误非常敏感,较少的误码都可能造成性能的恶化。为了在各种恶劣的信道环境中优先保证重要数据的及时正确传输,人们提出了不等错误保护(Unequal Error Protection, UEP)的思想,它采用某种特定的信息处理方法使得重要数据比一般数据具有更强的错误保护能力,从而达到整体性能最优的目的。UEP 概念^[1]最早由 Masnick 等人在 1967 年提出,近年来,人们结合新的信源信道编码技术(如卷积码、Turbo 码、LDPC 码等)提出了一系列实用的 UEP 实现方案^[2-5],在网络数据传输和视频通信中应用广泛。但这些固定码率编码方法的鲁棒性较差,对信道性能波动的适应能力差,为此人们提出了无率码(Rateless Code)。LT 码^[6]作为第一种实用的无率码,具有对信道的适应性强、简单的编译码算法、对任意信道都能接近最优(Asymptotically Optimal)等特点,逐渐受到关注。以 LT 码作为内码的 Raptor 码^[7]已被 ITU 采纳为 3GPP 中多媒体广播多播服务和数字视频广播的前向纠错标准。近年来,人们对 LT 码的研究又更进一步深入,如文献[8]中提出了一种能有效地改善中短长度 LT 码性能的构造方法;文献[9]中提出了一种新的准系统 LT 码的构造方法。2005 年, Nazanin Rahnavard 和 Faramarz Fekri 将不等错误保护思想和 LT 编码相结合,提出了一种基于 LT 码的 UEP 方案(即 UEP-LT 方案)^[10]。本文针对舍入操作带来的性能恶化问题,提出一种改进的基于 LT 码的不等错误保护方法,并对其进行分析 and 功能仿真。

1 现有的 UEP-LT 方案分析

文献[10]中 UEP 方案的主要思想是通过改变 LT 码的度分布使得重要数据比特(Most Important Bits, MIB)比非重要数据比特(Less Important Bits, LIB)更多地参与编码,从而获得更多的保护。实验结果显示,

收稿日期:2010-02-10

作者简介:王卫民(1976-),男,安徽岳西人,博士生,主要从事抗干扰编码和图像传输研究;

E-mail: wangweimin76@yahoo.com.cn

毕笃彦(1962-),男,陕西扶风人,教授,博士生导师,主要从事数字信号处理、图像压缩和模式识别等研究;

马林华(1965-),男,陕西汉中,教授,博士生导师,主要从事编码理论、抗干扰通信、宽带视频通信研究。

该方案能有效地对 MIB 数据进行较多的保护,同时 LIB 数据的性能和 EEP 的性能接近。

但是,该 UEP 方案在实际实现过程中存在一定的问题。一般来说,MIB 数据占的比例 α 很小,这样,对于低度数 d 的校验节点,当 k_M 不够大时, αdk_M 的值一般较小,若 $\alpha dk_M < 0.5$,MIB 的节点选取个数 $d_1 = \min([\alpha dk_M], n_1)$ 因舍入操作而被置 0,从而没有 MIB 节点参与运算。另外,对于 LT 码的度分布序列,度分布主要集中在低度数区,例如不管是 Robust Soliton 度分布序列还是文献[7]中的度分布序列,度小于 3 的概率都大于 0.65。这样,当 k_M 不够大时,MIB 节点很少参与所占比例很大的低度数校验节点的生成运算,所造成的直接后果是在接收端译码时 MIB 恢复性能下降,甚至会出现比 LIB 节点的性能还差的现象。另一方面,当 k_M 设得较大时,舍入操作对 d_1 的影响降低,使得 MIB 节点能参与低度数的校验节点的生成运算,但是此时译码性能过多地向 MIB 节点倾斜,导致 LIB 的性能下降较大,从而需要接收更多的编码符号才能恢复所有 LIB 的节点,即译码开销大大增加。

2 rUEP - LT 方案及其性能分析

2.1 rUEP - LT 方案设计

与 UEP - LT 方案相比,rUEP - LT 方案主要做了 3 点改进:

1) 将 UEP 的信源符号优先级从两层推广到多层,扩大方案的应用范围。将 n 个信源符号按优先级由高到低的顺序分为 p 层: s_1, s_2, \dots, s_p ,第 i 层的符号个数为: $n_i = \alpha_i n$,其中 $\alpha_1 < \alpha_2 < \dots < \alpha_p$ 且 $\alpha_1 + \alpha_2 + \dots + \alpha_p = 1$,从第 i 级信源符号节点中所选参与运算节点数为 d_i ,且 $\sum_i d_i = d$ 。

2) 将度分布修正系数 k_M 修改为与优先级 i 和度数 d 有关的函数 $K_{M,i}(x) = \sum_d k_{M,i}(d) x^d$,使得在 UEP 性能设计时具有更大灵活性。当优先级越高(即 i 越小), $k_{M,i}(d)$ 越大。这意味着连接变量节点的边分布偏向于高优先级节点,使得高优先级的节点更多地参与生成校验符号的异或运算,从而在接收端比低优先级的节点更快地译码;当度值 d 越小时, $k_{M,i}(d)$ 越大,使得高优先级节点主要集中在参与低度数的运算,从而比低优先级的节点更早被恢复;当度值 d 较大时, $k_{M,i}(d)$ 较小,保证了不会因过分地减弱低优先级节点的恢复性能而导致总体译码开销增加。

3) 将计算重要数据节点的度数时的简单舍入操作修改为按概率上下取整,使得当 k_M 较小时校验节点也能和高优先级数据节点相连,同时使得对度分布的修正更为准确。若 LT 码的码长为 $\gamma_L n$,对于所有度为 d 的 $\Omega_d \gamma_L n$ 个校验节点,选择 $d_i^{\text{floor}} = \min([\alpha dk_{M,i}(d)], n_i)$ 或 $d_i^{\text{ceil}} = \min(\lceil \alpha dk_{M,i}(d) \rceil, n_i)$ 个节点参加异或运算的概率分别为 $p_i^{\text{floor}}, p_i^{\text{ceil}}$,若要保证对所有度为 d 的校验节点生成时,从第 i 级信源符号节点中所选的节点数的均值 $E(d_i) = \alpha_i dk_{M,i}(d)$ 不变,则 p_i^{floor} 和 p_i^{ceil} 的选取要满足下式:

$$d_i^{\text{floor}} p_i^{\text{floor}} + d_i^{\text{ceil}} p_i^{\text{ceil}} = \alpha dk_{M,i}(d) \quad (1)$$

2.2 rUEP - LT 方案 UEP 性能理论分析

UEP 方案的 UEP 性能主要指不同层数据的错误恢复性能。为了方便与 UEP - LT 方案进行比较,下面以两层为例分析 rUEP - LT 方案的 MIB 和 LIB 数据在 BEC 信道中采用 ML 译码时误码率(BER)理论上下界,它们表示 rUEP - LT 方案所能达到的最好性能。设 LT 码的度分布为 $\Omega(x)$,由于只有 2 层, $k_{M,i}(d)$ 可简化为 $k_M(d)$,向下向上选取概率为:

$$p^{\text{floor}} = \begin{cases} \alpha dk_M(d) - \lfloor \alpha dk_M(d) \rfloor, & \text{if } \alpha dk_M(d) > \lfloor \alpha dk_M(d) \rfloor \\ 1, & \text{if } \alpha dk_M(d) = \lfloor \alpha dk_M(d) \rfloor \end{cases}, p^{\text{ceil}} = 1 - p^{\text{floor}} \quad (2)$$

下面定理 1 和定理 2 分别给出了 MIB 和 LIB 数据误码率的理论上下界。

定理 1 对于一个参数分别为 $\Omega(x), n, \alpha_i, k_M(d)$ 的 rUEP - LT 码,其译码开销为 γ_L ,则采用 ML 译码时, MIB 和 LIB 的 BER 上界分别为:

$$p_{b,\text{MIB}}^{\text{ML}} \leq \min \left\{ 1, \sum_{w=1}^n \sum_{w_1=1}^w \binom{n_1-1}{w_1-1} \binom{n_2}{w_2} \left(\sum_d \Omega_d \left(\sum_{j=\text{floor,ceil}} p^j \frac{\sum_{i=1}^2 \left(\prod_{r=1}^2 \left(\sum_{s \in S_i(d_j)} \binom{w_r}{s} \binom{n_r-w_r}{d_r-s} \right) \right) \right)}{\binom{n_1}{d_1} \binom{n_2}{d_2}} \right) \right\} \quad (3)$$

$$p_{b,LIB}^{ML} \leq \min \left\{ 1, \sum_{w=1}^n \sum_{w_1=0}^{w-1} \binom{n_1}{w_1} \binom{n_2-1}{w_2-1} \left(\sum_d \Omega_d \left(\sum_{j=floor,ceil} p^j \frac{\sum_{i=1}^2 \left(\prod_{r=1}^2 \left(\sum_{s \in S_1(d_i^j)} \binom{w_r}{s} \binom{n_r-w_r}{d_r^j-s} \right) \right) \right)}{\binom{n_1}{d_1^j} \binom{n_2}{d_2^j}} \right) \right\} \quad (4)$$

式中: $w_2 = w - w_1, n_1 = \alpha_1 n, n_2 = \alpha_2 n = (1 - \alpha) n$; $d_2^{floor} = d - d_1^{floor}, d_2^{ceil} = d - d_1^{ceil}, d_1^{floor} = \min(\lfloor \alpha d k_M(d) \rfloor, n_1), d_1^{ceil} = \min(\lfloor \alpha d k_M(d) \rfloor, n_1), S_1(r) = \{0, 2, \dots, 2\lfloor r/2 \rfloor\}, S_2(r) = \{0, 2, \dots, 2\lfloor r/2 \rfloor - 1\}$ 。

证明:假设 $H_L = [h_{c,v}]$ 是由输入节点和接收的校验节点构成的二分图所对应的 $n\gamma_L \times n$ 阶邻接矩阵。由LT码输出符号的独立性可知 H_L 的所有列是独立的且服从相同的分布。

设 $p_b^{ML}(i)$ 是采用ML译码时第 i 个 bit 的 BER, 对于一个任意的 $i \in \{1, 2, \dots, n\}$, 有:

$$p_b^{ML}(i) = \Pr\{\exists x \in GF(2)^n, x(i) = 1: H_L x^T = \mathbf{0}^T\} \leq \sum_{x \in GF(2)^n, x(i)=1} (\Pr\{R x^T = \mathbf{0}\})^{n\gamma_L} \quad (5)$$

式中 R 是 H_L 中的任意列。设 $x \in GF(2)^n$ 使得 $x(i) = 1$, 将 x 分为 2 个子向量 $X_1 = \{x(i) | i \in \{1, 2, \dots, n_1\}\}, X_2 = \{x(i) | i \in \{n_1 + 1, \dots, n\}\}$, 再找出 X_1 和 X_2 中为 1 的元素的位置, 即:

$$I = \{i_1, i_2, \dots, i_{w_1}\} = \{i | x(i) \in X_1, x(i) = 1\}, J = \{j_1, j_2, \dots, j_{w_2}\} = \{j | x(j) \in X_2, x(j) = 1\} \quad (6)$$

假设 R 的权重为 d , 定义 $R(I) = \{R(i) | i \in I\}, R(J) = \{R(j) | j \in J\}, X = \sum_{i \in I} R(i), Y = \sum_{j \in J} R(j)$, 则 $\Pr\{R x^T = \mathbf{0}\} = \Pr\{\text{mod}(X, 2) = 0\} \Pr\{\text{mod}(Y, 2) = 0\} + \Pr\{\text{mod}(X, 2) = 1\} \Pr\{\text{mod}(Y, 2) = 1\}$, 其中 $\text{mod}(x, 2)$ 表示对 x 进行模 2 运算的值。令 $S_1(r) = \{0, 2, \dots, 2\lfloor r/2 \rfloor\}, S_2(r) = \{0, 2, \dots, 2\lfloor r/2 \rfloor - 1\}$ 。由于 d_1 向上向下取整的概率分别为 p^{floor}, p^{ceil} , 所以:

$$\Pr\{R x^T = \mathbf{0}\} = \sum_{j=floor,ceil} p^j \left(\frac{\sum_{i=1}^2 \left(\prod_{r=1}^2 \left(\sum_{s \in S_1(d_i^j)} \binom{w_r}{s} \binom{n_r-w_r}{d_r^j-s} \right) \right) \right)}{\binom{n_1}{d_1^j} \binom{n_2}{d_2^j}} \right) \quad (7)$$

对于 $i \in MIB, x$ 的值有 $\binom{n_1-1}{w_1-1} \binom{n_2}{w_2}$ 种; 对于 $i \in LIB, x$ 的值有 $\binom{n_1}{w_1} \binom{n_2-1}{w_2-1}$ 种, 再根据度分布函数知, 度为 d 的概率为 Ω_d , 将这些可能取值求和即得 MIB 和 LIB 的上界。证毕。

定理 2 对于一个参数分别为 $\Omega(x), k, \alpha, k_M(d)$ 的 rUEP-LT 码, 其译码开销为 γ_L , 则采用 ML 译码时, MIB 和 LIB 的 BER 下界分别为: $p_{b,MIB}^{ML} \geq \left(1 - \sum_d \Omega_d \left(p^{floor} \frac{d_1^{floor}}{n_1} + p^{ceil} \frac{d_1^{ceil}}{n_1}\right)\right)^{n\gamma_L}$ 和 $p_{b,LIB}^{ML} \geq \left(1 - \sum_d \Omega_d \left(p^{floor} \frac{d_2^{floor}}{n_2} + p^{ceil} \frac{d_2^{ceil}}{n_2}\right)\right)^{n\gamma_L}$ 。

证明: MIB 和 LIB 的 BER 下界就是 MIB 和 LIB 中至少有一个节点与所有的校验节点都不相连的概率。由于 MIB 中至少有一个节点与某个校验节点不相连的概率为: $1 - \sum_d \Omega_d \left(p^{floor} \frac{d_1^{floor}}{n_1} + p^{ceil} \frac{d_1^{ceil}}{n_1}\right)$, 所以 MIB 中至少有一个节点与所有 $n\gamma_L$ 个校验节点都不相连的概率为 $\left(1 - \sum_d \Omega_d \left(p^{floor} \frac{d_1^{floor}}{n_1} + p^{ceil} \frac{d_1^{ceil}}{n_1}\right)\right)^{n\gamma_L}$, 因此 MIB 的 BER 下界为 $p_{b,MIB}^{ML} \geq \left(1 - \sum_d \Omega_d \left(p^{floor} \frac{d_1^{floor}}{n_1} + p^{ceil} \frac{d_1^{ceil}}{n_1}\right)\right)^{n\gamma_L}$ 。同理可证 LIB 的 BER 下界。证毕。

根据定理 1 和定理 2 的结论, 对 rUEP-LT 方案的 UEP 性能进行了仿真。为了与 UEP-LT 方案进行比较, 取相同修正系数 $k_M = 2$, 信源数据长度 $n = 1000$, 其中 MIB 数据占的比例 $\alpha = 0.1$, LT 码度分布采用文献 [7] 中的度序列 $\Omega_1(x) = 0.007969x + 0.493570x^2 + 0.166220x^3 + 0.072646x^4 + 0.082558x^5 + 0.056058x^6 + 0.037229x^7 + 0.055590x^8 + 0.025023x^9 + 0.003135x^{10}$ 。图 1 给出了在 BEC 信道中采用 ML 译码时 rUEP-LT 码的 MIB 和 LIB 误码率上下界随译码开销 γ 的变化曲线。由图 1 可以看出, LIB 数据的 BER 性能与 UEP 方案的 BER 曲线接近, 而 MIB 数据的 BER 性能要比后者低几个数量级, 因此 rUEP-LT 方案能在稍稍损失 LIB 数据的恢复性能的代价下极大地提高 MIB 数据的恢复性能。另外, 将图 1 与文献 [10] 中图 2

之间比较可以看出,当 k_M 的值相同时,从MIB的性能来看,rUEP-LT要稍好于UEP-LT,对于LIB的性能,两者非常接近。但这只是理论值之间比较,UEP-LT方案在实际应用时的舍入操作带来的性能恶化现象通过下面的仿真实验将能很好地体现。

3 仿真结果及分析

我们通过仿真实验验证rUEP-LT方案的实际UEP性能。在实验中对一组长度为1000 byte的模拟数据进行分别进行rUEP-LT、UEP-LT和EEP编码,每个字节为一个信源符号,其中高优先级数据占100 byte,LT码度分布序列采用Robust Soliton度分布序列(其中 $\delta=0.05$, $c=0.5$),译码器采用BP译码算法, k_M 分别取2和3。解码器端采用BP译码算法进行译码并统计当接收到 $\gamma_L n$ 个符号时未被恢复的MIB和LIB数据所占的比例 $\delta(\gamma_L)$ 。最后绘出5000次译码中 $\delta(\gamma_L)$ 的统计平均值随所接收数据的比例 γ_L 的变化曲线。实验结果见图2、图3。

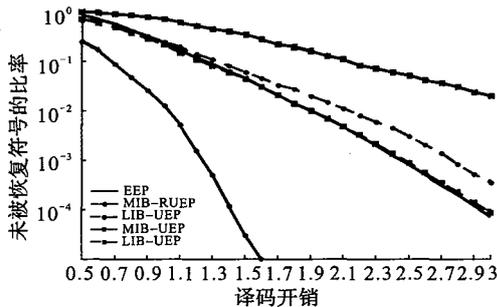


图2 $k_M=2$ 时3种方案UEP性能比较

Fig.2 UEP performance comparison of three different schemes with $k_M=2$

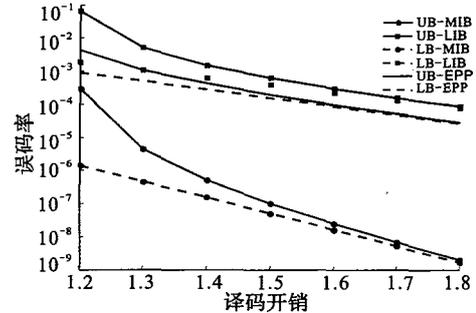


图1 $k_M=2$ 时rUEP-LT方案的UEP性能曲线

Fig.1 UEP performance of rUEP-LT scheme with $k_M=2$

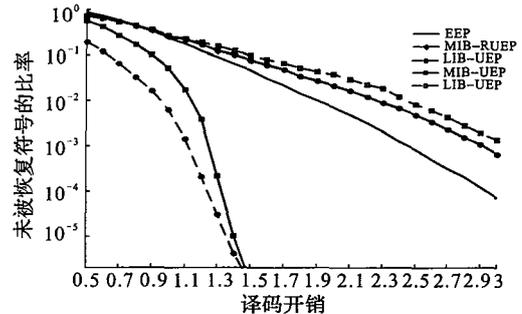


图3 $k_M=3$ 时3种方案UEP性能比较

Fig.3 UEP performance comparison of three different schemes with $k_M=3$

由图2和图3可以看出,在仿真实验中rUEP-LT方案中MIB数据的恢复性能与EEP方案相比有极大的提高,LIB数据的恢复性能与EEP方案的基本上处于同一个数量级,因此rUEP-LT方案具有较好的UEP性能,这与前文理论分析的结论相一致。而由图2还可以看出,UEP-LT方案在 k_M 取2时,MIB数据的性能比LIB数据的性能还差,达不到UEP方案中应该更多地保护MIB数据的作用,这是由于舍入操作导致性能恶化。事实上,当 $k_M=2$ 时,对于UEP-LT方案, $\{d_i\} = \{\min([\alpha dk_M], K_i)\} = [0\ 0\ 1\ 1\ 1\ 2\ 2\ 4\ 13\ 13]$, $\{d_i/(\alpha d)\} = [0\ 0\ 3.333\ 3\ 2.5\ 2\ 2.5\ 2.222\ 2\ 2.105\ 3\ 2.031\ 3\ 1.969\ 7]$,这样 $k_M=2$ 时的UEP-LT方案与 $k_{M,MIB}(x) = 3.333\ 3x^3 + 2.5x^4 + 2x^5 + 2.5x^8 + 2.222\ 2x^9 + 2.105\ 3x^{19} + 2.031\ 3x^{64} + 1.969\ 7x^{66}$ 时的rUEP-LT方案的性能是一致的,但此时所有度为1和2的校验节点全都不与MIB节点相连,这种影响将导致MIB并不能比LIB先译出,从而UEP性能恶化严重。在图3中,当 k_M 增加到3时,MIB数据的性能与 $k_M=2$ 时相比有较大的改善,数据得到了有效保护,LIB数据的性能与EEP较接近。但还是比 $k_M=3$ 时rUEP-LT方案的性能要差一些。此时UEP-LT性能差的主要原因是度为1的校验节点没有与MIB数据节点进行相连。

4 结束语

为了在信道质量下降时优先保证重要数据的及时正确传输,本文提出了一种新的基于LT码的不等错误保护方案,在计算MIB数据节点的度数时采用上下取整的方法,克服了目前UEP-LT方案中数据舍入操作带来的影响,理论分析和功能仿真都显示,该方案具有较好的UEP性能,与目前UEP-LT方案相比,性能有较大的提升,而且设计的灵活性也大大增强。下一步将继续研究将该方案应用到其它无率码如Raptor码

的可行性,以及该基于LT码的UEP方案在视频压缩和视频通信^[11]中的应用效果。

参考文献:

- [1] Masnick B, Wolf J. On Linear Unequal Error Protection Codes[J]. IEEE Trans on Information Theory, 1967, IT-3: 600 - 607.
- [2] Piming Ma, Kyungsup Kwak. Unequal Error Protection Low - Density Parity - Check Codes Design Based on Gaussian Approximation in Image Transmission[C]//WCNC 2009. Budapest: IEEE, 2009: 1 - 6.
- [3] Aydinlik M, Salehi M. Turbo Coded Modulation for Unequal Error Protection[J]. IEEE Trans Comm, 2008, 56(4): 555 - 564.
- [4] Wang Chunghsuan, Wang Shihchieh, Chang Yunliang. Irregular Puncturing for Convolutional Codes and the Application to Unequal Error Protection[C]//2006 IEEE International Symposium on Information Theory. Seattle, WA: IEEE, 2006: 1623 - 1627.
- [5] 黄英, 雷菁, 雍玲. 非均匀保护 Turbo 乘积码的研究[J]. 电子与信息学报, 2008, 30(7): 1648 - 1650.
HUANG Ying, LEI Jing, YONG Ling. Research on Unequal Error Protection Turbo Product Codes[J]. Journal of Electronics & Information Technology. 2008, 30(7): 1648 - 1650. (in Chinese)
- [6] Luby M. LT Codes[C]//Proceedings of the 43rd Symposium on Foundations of Computer Science. Washington DC: IEEE Computer Society, 2002: 271 - 282.
- [7] Shokrollahi A. Raptor Codes[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2006, 52(6): 2551 - 2567.
- [8] 龚茂康. 中短长度 LT 码的展开图构造方法[J]. 电子与信息学报, 2009, 31(4): 885 - 888.
GONG Maokang. Unfolding Graphs for Constructing of Short and Moderate - Length LT Codes[J]. Journal of Electronics & Information Technology, 2009, 31(4): 885 - 888. (in Chinese)
- [9] Yuan Xiaojun, Li Ping. Quasi - Systematic Doped LT Codes[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2009, 27(6): 866 - 875.
- [10] Rahnavard N, Fekri F. Finite - length Unequal Error Protection Rateless Codes: Design and Analysis[C]//Proc of IEEE GLOBECOM 2005. St. Louis, MO: IEEE, 2005: 1353 - 1357.
- [11] 邓善征, 唐红, 杨军, 等. 无线数据传输中 RS - LT 级联码的应用[J]. 空军工程大学学报: 自然科学版, 2008, 9(1): 62 - 65.
DENG Shanzheng, TANG Hong, YANG Jun, et al. An Application of RS - LT Concatenated Codes for Wireless Data Transmission[J]. Journal of Air Force Engineering University: Natural Science Edition, 2008, 9(1): 62 - 65. (in Chinese)

(编辑: 徐楠楠)

A Novel Unequal Error Protection Scheme Based on LT Codes

WANG Wei - min, BI Du - yan, MA Lin - hua, ZHANG Yi - han
(Engineering Institute, Air Force Engineering University, Xi'an 710038, China)

Abstract: Aimed to ensure the correct transmission of most important data in case of the channel's performance deterioration, this paper presents a novel unequal error protection scheme based on LT codes. Firstly, the UEP performance deterioration of the alternative UEP scheme, which is caused by the simple rounding operation, is analyzed, and an improved scheme that can avoid the UEP performance deterioration is proposed. In this scheme the bidirectional rounding operations according to different probabilities in degree computations of most important bits are introduced, and the fixed degree skew coefficient is revised to a function of priority and degree of output nodes. Then the upper and lower bounds on the ML decoding error probabilities of MIB and LIB over the BEC are deduced. Finally the UEP performance on the BP decoding over erasure channel is simulated. The theoretical deduction and simulation results show that the proposed UEP scheme has better UEP performance and more flexibility in code design than the alternative UEP schemes.

Key words: unequal error protection; LT codes; rateless codes, robust soliton distribution