

非规则 LDPC 码在 RICE 信道中的性能分析

林家儒, 吴伟陵

(北京邮电大学信息工程学院, 北京 100876)

摘要: 本文对非规则 LDPC 码在 RICE 信道的性能进行了分析和仿真, 修正了 BP 译码算法, 证明了 RICE 信道满足对称性, 给出了 RICE 信道译码稳定性条件, 推导出了 RICE 信道的 Shannon 容量限, 采用 VC 编程对码长 $N = 49512$ 和 3072 进行了仿真, 同时与同码长的 Turbo 码进行了比较; 仿真结果表明 LDPC 码在码长 $N = 49512$ 、码率 $R = 1/3$ 时, 与 Shannon 限相差 1dB 以内、在低信噪比时其性能优于 Turbo 码, 以及 LDPC 码本身有很好的交织特性和抗衰落的能力; 这进一步表明了 LDPC 码在包括 RICE 信道在内的各种信道中的性能都是非常优良的。

关键词: LDPC; 衰落信道; RICE 信道

中图分类号: TN91 文献标识码: A 文章编号: 0372-2112 (2005) 01-0042-04

Performance of Irregular LDPC Codes on Rician Fading Channels

LIN Jiaru, WU Weiling

(School of Information Engineering, Beijing University of Posts and Telecommunications, Beijing 100876, China)

Abstract: This paper analyzes and simulates the performance of irregular low density parity check (LDPC) codes on Rician fading channels and the others, and modifies BP decoding algorithm, proves the symmetry and shows the stability conditions on Rician channels, calculates the Shannon limit of Rician channels. Using Visual C++ we simulate the performance with code word length $N = 3072$ and 49152 . The simulation results indicate that when $N = 49152$, code rate $R = 1/3$, the distance from Shannon's limit are 0.67dB , 0.72dB and 0.91dB for AWGN, Rician and Rayleigh channels, respectively, LDPC codes having nice interleaving performance and anti-fading capability, and better performance of LDPC than Turbo codes in some area of SNR. Therefore the performance of LDPC codes is also very effective on all kind of channels, including Rician channels.

Key words: LDPC; fading channel; Rician channels

1 引言

低密度校验(LDPC)码是继 Turbo 码之后又一个倍受关注的能够逼近 Shannon 信道容量限的一类信道编码, 并且其理论上的完善性以及错误译码的可检测性等特点都要优于 Turbo 码。LDPC 码是由 Gallager^[1]在 20 世纪 60 年代初首先提出来的, 由于种种原因在以后的几十年中很少有人提及, 直到 1993 年 Turbo 码出现以后, 唤起了人们对 LDPC 码的研究热潮。目前对 LDPC 码的研究, 包括非规则的、多进制的等, 大多集中在 BSC 和 AWGN 信道上, 对瑞利信道有少量文章发表^[2,3], 对 RICE 信道尚未见发表的文章。

本文针对 RICE 等信道对 LDPC 码进行了分析研究, 在第二节简述了 LDPC 码的相关内容后, 针对 RICE 信道修正了置信传播(BP, Belief Propagation)译码算法; 在第三节证明了 RICE 信道满足对称性, 给出了采用 BP 译码算法的稳定性条件; 在第四节推导出了 RICE 信道的 Shannon 信道容量限, 第五节给出了 LDPC 码在 RICE 衰落信道等的性能仿真结果和讨论, 最后是结论部分。

2 非规则 LDPC 码及其在 RICE 信道 BP 译码算法修正

LDPC 码是该码的校验矩阵中只有极少量的元素参与校验, 也就是校验矩阵中只有极少量的非零元素。Gallager 在 20 世纪 60 年代初提出的 LDPC 码是规则的, 即其校验矩阵的每一列和行中的 1 的个数是固定相同的。Luby^[4]等人研究发现 LDPC 码的校验矩阵的列、行中非零元素按某个度分布对函数 (K, Q) 排列, 其性能有可能优于规则的 LDPC 码, 从而开始了非规则的 LDPC 码的研究。

度分布对函数 (K, Q) 所对应的生成函数分别定义为^[5]

$$K(x) = \sum_{i=2}^{d_{\max}} K_i x^{i-1}, Q(x) = \sum_{i=2}^{d_{\max}} Q_i x^{i-1} \quad (1)$$

其中 K_i 和 Q_i 分别表示 LDPC 码的校验矩阵的列、行中非零元素分布分数, 并且满足 $\sum_{i=2}^{d_{\max}} K_i = 1$ 和 $\sum_{i=2}^{d_{\max}} Q_i = 1$ 。 K_i 和 Q_i 的取值是在相应的约束条件下^[2,5]采用数值优化技术通过计算机运算、优化得到的。

LDPC 码的译码所采用的是 BP 译码算法, 该算法等效最大边界后验概率 (APP) 译码算法.

对于 AWGN 和瑞利信道都有相应的 BP 译码算法论述. RICE 信道的 BP 译码算法做如下修正.

设所传输的符号 $x \in \{0, 1\}$ 是等概率的, 调制信号的映射方式为 $w = (1 - 2x)$. RICE 信道解调输出分布可表示为

$$p(y|w, a) = \frac{1}{\sqrt{2PR}} \exp\left[-\frac{(y - w\#a)^2}{2R^2}\right] \quad (2)$$

其中 a 为归一化的 RICE 信道衰落系数, $E[a^2] = 1$, 其密度函数 $p(a) = 2a(1 + C) \exp(-a^2(1 + C) - C) I_0(2a \sqrt{C(1 + C)})$ (3)

其中 C 为信道的反射与散射能量比率, $I_0(\#)$ 为第一类零阶修正贝塞尔函数, 在已知信道信息情况下, 对数似然比为 $q_0 =$

$$\log \frac{p(x = 0/y, a)}{p(x = 1/y, a)} = \frac{2}{R^2} y \# a. \text{ 如果 } w = 1, q_0 \text{ 所对应的条件密度}$$

$$\text{函数为 } p_0(q_0/a) = \frac{R}{2a \sqrt{2P}} \exp\left[-\frac{(q_0 - 2a^2/R^2)^2}{2(4a^2/R^2)}\right] \quad (4)$$

$$\text{对 } a \text{ 取平均后得到 } q_0 \text{ 所对应的密度函数为 } p_0(q_0) = \int \frac{R}{2a \sqrt{2P}} \exp\left[-\frac{(q_0 - 2a^2/R^2)^2}{2(4a^2/R^2)}\right] \# p(a) \# da \quad (5)$$

参考文章^[2], 译码初始化信息重新定义为 $f_j^{2,1} = p(a_j) \# p(w = ? 1/r_j, a_j)$

$$= A_j \# p(r_j/w = ? 1, a_j) \quad (6)$$

其中 a_j 为 jT_s 时刻的 RICE 信道衰落因子, 其分布 $p(a_j)$ 为式 (3), A_j 为 $f_j^{2,1}$ 的归一化因子. 译码变量信息和校验信息分别重新定义为

$$Q_j^{2,1} = p(a_j) \# p(w = ? 1/y_j, a_j, \{z_k B_k X_i, k \in M(j)\}) \quad (7)$$

$$R_{ij}^{2,1} = p(a_j) \# p(z_i/w = ? 1, a_j) \quad (8)$$

$$r_j = \frac{f_j^1}{f_j^2} = e^{\frac{2}{R^2} y \# a} \quad (9)$$

3 对称性与稳定性

信道输出信号的对称性与稳定性是 BP 译码算法所需要的一个重要特性, Richardson^[5] 等做了比较详细地论述和相关证明. 其中对称性定义为:

$$p(q_0) = e^{q_0^2 - c} \int_0^\infty \frac{1}{\sqrt{P} \# (k!)^{2c}} \frac{C^k (1 + C)^{k+1} |q_0|^{(2k+1)/2} R^{2k+1}}{2^{k+1} (1 + 2\#(1 + C) \# R^2)^{(2k+1)/4}} \# K_{k+1/2} \left[\frac{|q_0|}{2} \sqrt{1 + 2\#(1 + C) \# R^2} \right] \quad (10)$$

密度函数 $f(x)$ 在 $(-\infty, \infty)$ 上是对称的, 如果 $P \times I(0, \infty)$ 满足 $f(x) = f(-x) \# e^x$. LDPC 码稳定性条件为 $K(0) \# Q(1) <$

$$e^s, s = -\log \left(\int f(x) \# e^{-x/2} dx \right), K(\#), Q(\#) \text{ 由式 (1) 定义. 如果信道输出信号满足对称性与稳定性条件, 采用 BP 译码算法, 则译码错误概率可以任意小; 反之, 译码错误概率必大于某个值.}$$

文章^[2,5] 给出了 AWGN 和瑞利信道满足对称性与稳定性条件的证明. 对于 RICE 信道证明参见附录:

由式 (5) 可以得到所对应的密度函数如式 (10) 所示. 其中 $K_k(\#)$ 第二类 k 阶修正贝塞尔函数, 显然 $p_0(-q_0) \# e^b = p_0(q_0)$, 由定义, $p_0(q_0)$ 是对称的.

参见附录, 由式 (10) 可以得到

$$S_T = \int p_0(q_0) \exp\left[-\frac{q_0}{2}\right] \# dq_0 = \frac{(1 + C) \# R^2}{1 + 2\#(1 + C) \# R^2} e^{-\frac{c}{1 + 2\#(1 + C) \# R^2}} \quad (11)$$

以及 $s = -\log(2\#S_T)$ 和

$$e^s = \frac{1}{2\#S_T} = \frac{1 + 2\#(1 + C) \# R^2}{2\#(1 + C) \# R^2} e^{\frac{c}{1 + 2\#(1 + C) \# R^2}} \quad (12)$$

当 $C = 0$ 时, $e^s = 1 + \frac{1}{2\#R^2}$, RICE 信道退化为瑞利信道, 此结果与文章^[2] 中一致.

结论: RICE 信道满足对称性, 其稳定条件是

$$K(0) \# Q(1) < e^s = \frac{1 + 2\#(1 + C) \# R^2}{2\#(1 + C) \# R^2} e^{\frac{c}{1 + 2\#(1 + C) \# R^2}}$$

4 RICE 信道容量的计算

在上个世纪 90 年代之前, Shannon 信道容量限一直是信道编码领域里的一个可望不可及的理想, 所有纠错码的性能距 Shannon 限很远, 一直徘徊在截止率 R_0 以下. 然而在近 10 年中, 在 Turbo 码和 LDPC 码研究热带动之下, 研究纠错码的性能由原来的码与码之间比较变为与 Shannon 限相比较. Shannon 在 1948 年推导出了著名的码 AWGN 限带信道容量公式 $C = W \log_2(1 + \text{SNR})$, 对于不同进制的调制方式 Shannon 限有所不同. 对于 BPSK 二进制调制方式, 关于 AWGN 信道容量的 Shannon 限有很多文献论述, 文章^[6] 对瑞利信道的 Shannon 限做了推导, 对于 RICE 信道尚未见出版文献, 现作推导如下.

对于相干 BPSK 信号, 离散衰落信道模型为 $y = a \# x + n$, 其中 y 为信道输出, $x \in \{-\sqrt{E_s}, \sqrt{E_s}\}$ 是 BPSK 输入信号, E_s 是符号能量, n 为 $N(0, N_0/2)$ 高斯白噪声, a 是 RICE 信道衰落因子, 其分布 $p(a)$ 为式 (3).

设已知 RICE 信道衰落因子 a , 由信息论关于信道容量定义有

$$C_{\text{BPSK}} = \max_{P_X(x)} \{I(X, Y/A)\} = \max_{P_X(x)} \left\{ E_{p(x,y,a)} \left[\log \left[\frac{p(y/x, a)}{E_z \left[\frac{p(y/z, a)}{p_X(z) \# p(y/z, a)} \right]} \right] \right] \right\} \quad (13)$$

其中 $I(X, Y/A)$ 为 X 和 Y 的条件互信息, $p(x)$ 是 X 的概率分布. 因为 x, a 是相互独立的, 所以 $p(x, y, a) = p(y/x, a) \# p(x) \# p(a)$. 当 $p(x)$ 是等概率分布时, $I(X, Y/A)$ 达最大.

$$C_{\text{BPSK}} = E_x \left\{ \int \frac{1}{2} \# p_A(a) \# p(y/x, a) \# \log_2 \left[\frac{p(y/x, a)}{E_z \left[\frac{1}{2} \# p(y/z, a) \right]} \right] \# dy \# da \right\} \quad (14)$$

$$\text{定义 } f(y, a) = \frac{p(y/x = -\sqrt{E_s}, a)}{p(y/x = \sqrt{E_s}, a)} = e^{-\#y \# a \# \sqrt{E_s}/N_0}, \text{ 上式可}$$

$$\text{写成 } C_{\text{BPSK}} = \int \int p_A(a) \# p(y/x = \sqrt{E_s}, a) \# \log_2 \left[\frac{1}{2} (1 + f(y, a)) \right] \# dy \# da \quad (15)$$

由编码定理, 存在码率 $R < C$ 的码, 其译码后的误码概率可任意的小. 令 $R = C$, 可确定实现该码率的最小信噪比. 利用关系式

$$\left(\frac{E_b}{N_0}\right)_{R=C} = \frac{1}{R} \left(\frac{E_s}{N_0}\right)_{R=C} \quad (16)$$

通过式 (15) 可以得到 RICE 信道的 Shannon 限的数值解.

表一给出了已知 RICE、瑞利信道状态信息和 AWGN 信道、BPSK 信号几种码率对应的 Shannon 限 (E_b / N_0 dB 值), 图一画出了相应的曲线, 其中 RICE 信道的反射与散射能量比率 $C = 10$. 从图中可以看出, 当码率较低 ($R < 1/4$) 时在 RICE 和 AWGN 信道中 BPSK 调制 Shannon 限非常接近 Shannon 信道容量界.

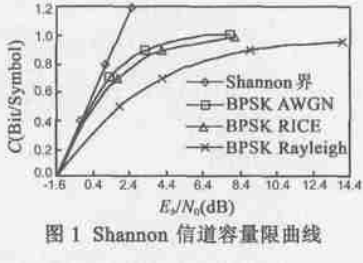


图 1 Shannon 信道容量限曲线

表 1 几种码率对应的 Shannon 限 (E_b / N_0 dB)

码率	AWGN	Rayleigh	Rice
$R = 1/2$	0.1870	1.8307	0.4704
$R = 1/3$	-0.4954	0.4879	-0.3226
$R = 1/4$	-0.7941	-0.0804	-0.6677
$R = 1/5$	-0.9635	-0.3995	-0.8633

表 2 K_i 和 Q_i 取值表 ($N = 3072$)

	i	2	3	5	6	7	8	9	10	29	30
RICE Rayleigh	K_i	.267474	.228605			.140199	.054426	.063106	.006163	.029347	.210580
	Q_i			.049352	.949897	.000751					
AWGN	K_i	.256988	.217847			.163553	.061250	.044084	.001780	.003474	.252024
	Q_i				.882069	.114372	.003559				

表 3 K_i 和 Q_i 取值表 ($N = 4912$)

	i	2	3	4	6	7	8	9	10	15	30	49	50
RICE Rayleigh	K_i	.237738	.200028	.026700		.094505	.050632	.028717	.060597	.057204	.053621	.0174248	.016010
	Q_i				.538274	.359720	.102006						
AWGN	K_i	.225792	.207865	.012662		.107496	.064003	.032510	.012288	.100307	.030314		.206763
	Q_i				.349540	.598609	.051851						

5 仿真结果与讨论

采用 Visual C++ 编程对 LDPC 码在 RICE、瑞利和 AWGN 信道的性能进行了仿真, 包括理想交织 (图中/ Ful itl)、块交织 (图中/ Blc itl) 和非交织 (图中/ No itl), 其中码长 $N = 3072$ 和 4912、码率 $R = 1/3$ 、最大迭代次数 2000、RICE 和瑞利信道采用修正的 Jake 模型、RICE 信道的反射与散射能量比率 $C = 10$, 对于码长 $N = 3072$ 和 4912 所采用的度分布对函数形式如式 (1) 所示, 式中的系数 K_i 和 Q_i 取值分别如表 2 和表 3 所示^[2], 载波频率 2MHz, 符号传输率 64kb/s, 以及移动速度为 $V = 100\text{km/h}$, $V = 50\text{km/h}$, $V = 10\text{km/h}$ 时的信道误码特性, 所对应的多普勒最大相移 $f_D \# T_s$ 分别为 2.89×10^{-3} , 1.45×10^{-3} , 2.89×10^{-4} . 码长 3072 与文章 [2] 相同, 便于与已发表的的结果比较, 码长 4912 的选取, 便于 LDPC 码的性能与已公布的 Turbo 码的性能结果^[7] 进行比较.

图 2 和 3 分别是码长 $N = 3072$ 和 4912 时对 AWGN、不相关 (理想交织) RICE 信道和不相关瑞利信道的误码特性曲线. 参见表一, 可以看出, 在误码率 $P_e = 10^{-5}$ 和码长 $N = 3072$ 时, AWGN、RICE 和瑞利信道的信噪比与 Shannon 限分别相差约

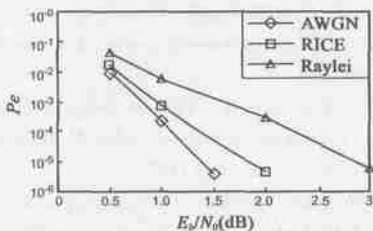


图 2 误码率 $\sim E_b/N_0$ ($N=3072$)

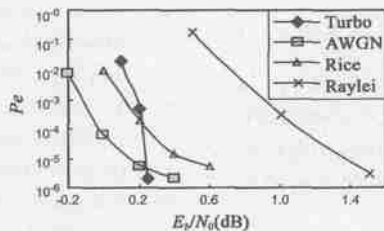


图 3 误码率 $\sim E_b/N_0$ ($N=4912$)

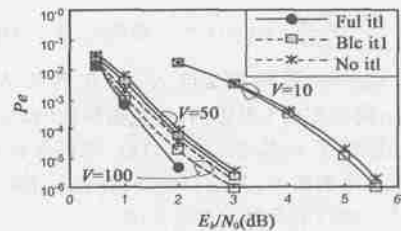


图 4 RICE 信道误码率 $\sim E_b/N_0$ ($N=3072$)

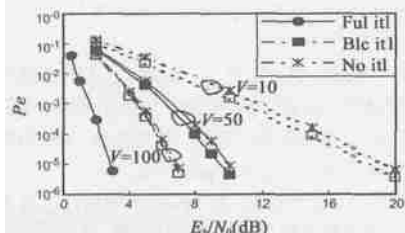


图 5 瑞利信道误码率 $\sim E_b/N_0$ ($N=3072$)

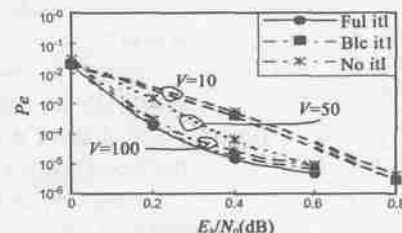


图 6 RICE 信道误码率 $\sim E_b/N_0$ ($N=4912$)

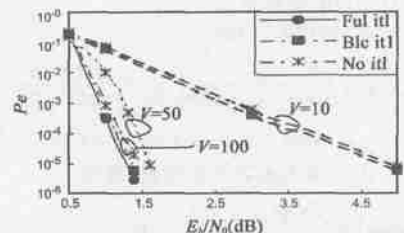


图 7 瑞利信道误码率 $\sim E_b/N_0$ ($N=4912$)

1.8dB, 2.1dB 和 2.4dB, 在码长 $N = 49152$ 时, AWGN、RICE 和瑞利信道的信噪比与 Shannon 限分别相差为 0.67dB, 0.72dB 和 0.91dB. 随着码长的增加这些差距将减小. 图 3 中同时给出了相同码长的 16 状态 Turbo 码在 AWGN 信道的误码特性曲线^[7] (图中/Turbo0), 可以看出在低信噪比 ($E_b/N_0 < 0.25$ dB) LDPC 码的性能优于 Turbo 码.

图 4 和 6 分别是码长 $N = 3072$ 和 49152 时 RICE 信道误码率 (P_e) 与 E_b/N_0 的关系曲线, 图中曲线分别表示了理想交织 RICE 信道 (图中/Ful iD)、块交织 (图中/Blc iD) 和非交织 (图中/No iD), 以及移动速度为 $V = 100$ km/h, $V = 50$ km/h, $V = 10$ km/h 时的信道误码特性.

图 5 和 7 分别是码长 $N = 3072$ 和 49152 时瑞利信道误码率 (P_e) 与 E_b/N_0 的关系曲线, 图中曲线分别表示了理想交织瑞利信道 (图中/Ful iD)、块交织 (图中/Blc iD) 和非交织 (图中/No iD), 以及移动速度为 $V = 100$ km/h, $V = 50$ km/h, $V = 10$ km/h 时的信道误码特性.

从图 2~6 可以看出, 在误码率 $P_e = 10^{-5}$ 、码长由 $N = 3072$ 变到 $N = 49152$ 时, AWGN 信道的信噪比相差约 1.2dB, RICE 信道理想交织时信噪比相差约 1.4dB, 移动速度为 $V = 100$ km/h, $V = 50$ km/h, $V = 10$ km/h 时, 信噪比分别相差约 1.8dB, 1.9dB, 4.7dB, 瑞利信道理想交织时信噪比相差约 1.5dB、移动速度为 $V = 100$ km/h, $V = 50$ km/h, $V = 10$ km/h 时, 信噪比分别相差约 1.6dB, 8.4dB, 14dB, 理想交织曲线与移动速度 $V = 100$ km/h 时的曲线几乎重合, 块交织与非交织几乎重合, 说明 LDPC 码有着非常优良的交织性能和抗衰落的能力, 这是因为 LDPC 码的校验矩阵中的非零元素是非常稀疏的, 当码长较长时, 在相关信道中参加校验的元素之间几乎是互不相关的.

6 结论

在 RICE 信道中, 非规则 LDPC 码采用 BP 译码算法, 该信道满足对称性, 其译码稳定性条件为 $K(0) \# Q(1) < e^s = \frac{1 + 2\#(1+C)\#R^2}{2\#(1+C)\#R^2} \frac{c}{e^{1+2\#(1+C)\#R^2}}$, 在码长 $N = 3072$ 、码率 $R = 1/3$ 时, 与 Shannon 限相差 2dB 左右, 在码长 $N = 49152$ 时, 与 Shannon 限相差在 1dB 以内, 在低信噪比 ($E_b/N_0 < 0.25$ dB) LDPC 码的性能优于 Turbo 码, 并且 LDPC 码有着非常优良的交织性能和抗衰落的能力, 为此 LDPC 码在包括 RICE 信道在内的各种信道中的性能都是非常优良的.

附录: 式(10)和式(11)推导

(1). 式(10)的推导

式(3)代入(5)得

$$P_p(q_0) = \int_0^1 \frac{R}{2a\sqrt{2P}} \exp\left\{-\frac{(q_0 - 2a^2/R^2)^2}{2(4a^2/R^2)}\right\} \# 2a(1+C) \# \exp(-a^2(1+C) - C) I_0(2a\sqrt{C(1+C)}) \# da \quad (A1)$$

由贝塞尔函数的定义, 整理得

$$P_0(q_0) = \sum_{k=0}^1 \frac{C^k(1+C)^{k+1} R}{\sqrt{P}(k!)^2} e^{-c}$$

$$\int_0^1 a^{2k} \exp\left\{-\frac{(R^2 q_0 - 2a^2)^2 + 8a^4(1+C)R^2}{8a^2R^2}\right\} \# da \quad (A2)$$

上式中积分为

$$I_1 = \frac{e^{q_0/2} |q_0|^{(2k+1)/2} R^{2(k+1)}}{\sqrt{2\#} 2^{k+1} F^{(2k+1)/2}} \# K_{k+1/2} \left[\frac{|q_0|}{2} F \right] \quad (A3)$$

其中 $F = \sqrt{1 + 2(1+C)R^2}$, 式(A3)代入(A2)整理后得到式(10).

(2). 式(11)的推导

由式(10)得

$$S_T = \int_0^1 P_0(q_0) e^{-\frac{q_0}{2}} dq_0 = \sum_{k=0}^1 \frac{e^{-C^k(1+C)^{k+1} R^{2(k+1)}}}{\sqrt{P}\#(k!)^2 2^{k+1} F^{(2k+1)/2}} \int_0^1 |q_0|^{\frac{2k+1}{2}} K_{k+1/2} \left(\frac{|q_0|}{2} F \right) dq_0 \quad (A4)$$

上式中积分为 $I_2 = \frac{2^{2k+1} k! \sqrt{P}}{F^{2k+3/2}} \quad (A5)$

式(A3)代入(A2)整理后得到

$$S_T = e^{-c} \frac{(1+C)R^2}{F^2} \sum_{k=0}^1 \frac{1}{k!} \left[\frac{2C(1+C)R^2}{F^2} \right]^k = \frac{(1+C)R^2}{F^2} e^{\frac{2C(1+C)R^2}{F^2} c} \quad (A6)$$

$F = \sqrt{1 + 2(1+C)R^2}$ 代入(A6)整理后得到式(11).

参考文献:

[1] M G Gallager. Low density parity check codes[J]. IRE Trans Inform Theory, II28, Jan. 1962: 21- 28.
 [2] J Hou, P H Siegel, B Milstein. Performance analysis and code optimization of low density parity check codes on Rayleigh channels[J]. IEEE journal on selected area in comm, May 2001, 19(5): 924- 934.
 [3] V Sorokine, F R Kshchisang S Pasupathy. Gallager codes for CDMA application part I: generalizations, constructions and performance bounds[J]. IEEE Trans on Comm, Oct 2000, 48(10): 1660- 1668.
 [4] M G Luby, M Mitzenmacher, et al. Analysis of low density parity check codes and improved designs using irregular graphs[A]. Proc ACM Symp[C]. 1998. 249- 258.
 [5] T J Richardson, M A Shokrollahi, R L Urbanke. Design of capacity approaching irregular low Density parity check codes[J]. IEEE Trans On Inform Theory, Feb 2001, 47(2): 619- 637.
 [6] E K Hall, S G Wilson. Design and analysis of turbo code on Rayleigh fading channels[J]. IEEE Journal on selected area in comm, Feb 1998, 16(2): 160- 174.
 [7] <http://www331.jpl.nasa.gov/public/TurboPerf.html>[OL]

作者简介:

林家儒 男, 1958 年 1 月出生于山东烟台, 北京邮电大学信息工程学院教授, 博士, 中国通信学会高级会员, 全国标准化技术委员会委员, 主要从事移动通信、信息处理、编码理论、通信系统、无线数据传输等领域的教学和研究工作. E2mail: jrlin@public.bta.net.cn.

吴伟陵 男, 1938 年 5 月出生于安徽, 北京邮电大学信息工程学院教授, 博士生导师, 中国电子学会信息论分会主任委员, 主要从事信息论、信息处理与移动通信方面的教学和研究工作.