

混沌理论在现代信道编码技术中的应用

肖东亮¹, 焦秉立², 林春蕾², 陆建华¹

(1. 清华大学电子工程系, 北京 100084; 2. 北京大学信息科学技术学院, 北京 100871)

摘 要: 混沌现象是一种在自然界和人类社会中存在的普遍现象. 混沌运动的基本特征是运动轨道的不稳定性, 表现为对初始条件的敏感依赖性, 又称为蝴蝶效应. 如何将混沌研究成果应用于其它领域已成为非线性科学发展的重要课题, 本文探索了如何将混沌理论应用到信道编码研究中. 由于交织器和校验矩阵分别对 Turbo 码和 LDPC 码的性能起着至关重要的作用, 本文致力于交织器和校验矩阵的研究和设计. 根据 Henon 混沌模型的内在随机性分别对 Turbo 码中的交织器和 LDPC 码中的校验矩阵提出了新的设计方法. 仿真结果表明: 与现有方法相比, 基于混沌理论构造的交织器和校验矩阵可分别使 Turbo 码和 LDPC 码获得更高的增益, 因而混沌方法可用于构造出好的 Turbo 码和 LDPC 码.

关键词: Turbo 码; LDPC 码; Henon 混沌模型; 交织器; 校验矩阵

中图分类号: TN911.22 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2007) 10-1961-07

Application Study on Chaotic Theory for Modern Channel Coding

XIAO Dong liang¹, JIAO Bing li², LIN Chun lei², LU Jian hua¹

(1. Department of Electronic Engineering, Tsinghua University, Beijing 100084, China;

2. College of Information Engineering, Peking University, Beijing 100871, China)

Abstract: The phenomenon of Chaos can be observed extensively in both nature and human society. The fundamental characteristic of chaotic behavior is its unstable trajectory, and the sensitive dependence on initial conditions, so it is also referred as the butterfly effect. How to exploit the beneficial aspect of Chaos has become an important part of nonlinear science. In this paper, the issues of application of Chaos theory to error control coding are addressed. As the interleaver and parity check matrix respectively play a critical component in Turbo codes and LDPC codes, we conduct the research on the application of chaotic theory to the design of them. We present the improved designing methods of interleaver and parity check matrix according to the immanent randomness of the Henon chaotic model for Turbo codes and LDPC codes respectively. Simulation results show that the Henon method can yield higher coding gain compared with the traditional Turbo codes and LDPC codes, showing that Henon chaotic model a good tool for constructing good codes.

Key words: turbo codes; low density parity check codes; Henon chaotic model; interleaver; parity check matrix

1 引言

Turbo 码是 C. Berrou 等人在 ICC' 93 会议上最早提出的^[1]. Turbo 码从出现至今, 已有 10 多年的发展历程, Turbo 码已被确定为第三代移动通信系统 (IMT-2000) 的信道编码方案之一. 其中, 具有代表性的 WCDMA、CDMA2000 和我国的 TD-SCDMA 三个标准中的信道编码都采用了 Turbo 码, 第三代移动通信标准的实施为 Turbo 码的研究提供了重要的应用背景.

LDPC (Low Density Parity Check) 码是一类可以用非常稀疏的校验矩阵或二分图 (bipartite Graph) 定义的线

性分组码, 于 1960 年被 Gallager^[2] 发现, 故也称 Gallager 码, 是继 Turbo 码之后在纠错编码领域又一重大进展. LDPC 码的优异性能及其在信息可靠传输中的良好应用前景已成为当今信道编码领域研究热点, 在许多情况下它将取代 Turbo 码^[3]. 近几年国际上对 LDPC 码的理论研究已取得重要进展, 在工程应用和实现方面的研究也正在全方位展开^[4].

混沌是指在确定性动力系统中出现的一种貌似无规则的、类随机的现象^[5]. 今天, 混沌科学取得了迅猛的发展, 在自然科学、工程技术和社会科学中获得了广泛的应用. 混沌的一个本质特征是对初始条件的敏感依赖

性,初始值的任意小的偏差都会造成轨迹充分大的分离(呈指数分离),即系统的未来行为是不可预测的.把混沌运动对初始条件的敏感依赖性称为蝴蝶效应.非线性系统作混沌运动时不可避免地存在蝴蝶效应.这种状态(或轨道)变化微小差别的被放大就是运动的不确定性和随机性.

虽然目前已有多种方法可设计出性能优异的 Turbo 码、LDPC 码,但是在性能上仍有提高的空间.设计好码时需要同时满足良好的随机特性和距离特性条件. Henon 混沌模型是一种确定的模型,它既拥有良好的随机特性,又拥有良好的结构特性,同时模型简单参数少,灵活性强,并且易于控制,用它可有效地构造出好码. 本文就是利用 Henon 混沌模型进行好码的设计.

2 Henon 模型及其混沌表现

Henon 模型(1)是法国天文学家 Henon 从研究球状星团以及 Lorenz 吸引子中得到启发而在 1976 年提出的二维模型^[6]. $|b| = 1$ 时为保面积映射. 若 $|b| < 1$, 说明面积是收缩的或是耗散的,即每一次迭代使平面 $(x_n,$

$y_n)$ 上的面积收缩到原来的 $|b|$ 倍.

$$\varphi: \begin{cases} x(n+1) = 1 - a \cdot x(n)^2 + b \cdot y(n) \\ y(n+1) = x(n) \end{cases} \quad (1)$$

人们对参数 $a = 1.4, b = 0.3$ 情况研究得较多,此时存在一个奇怪吸引子(图 1(a)),称为 Henon 吸引子. Henon 吸引子性质如下:取不同初值,映射的稳态部分均形成大范围几何相同的奇怪吸引子;具有无穷层次自相似结构.图 1(a)表明 Henon 混沌奇怪吸引子是具有复杂结构的集合(流形),它是由轨线经大量分离和折叠才形成的.

图 1(b)给出了初值取 $x(0) = y(0) = 0.1$ 、长度为 30 的 Henon 混沌时间序列轨迹.从该图中可以看出,相邻两次产生的 $x(i), x(i+1)$ 值总是被隔开一定的距离,这说明 Henon 混沌时间序列本身就拥有一个扩展参数,具有一定的距离特性.

图 1(c)给出了 Henon 混沌时间序列 $x(n)$ 随时间演化规律.由图 1(c)可看出 Henon 混沌时间序列 $x(i)$ 具有良好的随机特性.并且 Henon 混沌时间序列还具有周期无限长特性,即永远不会出现重复现象.

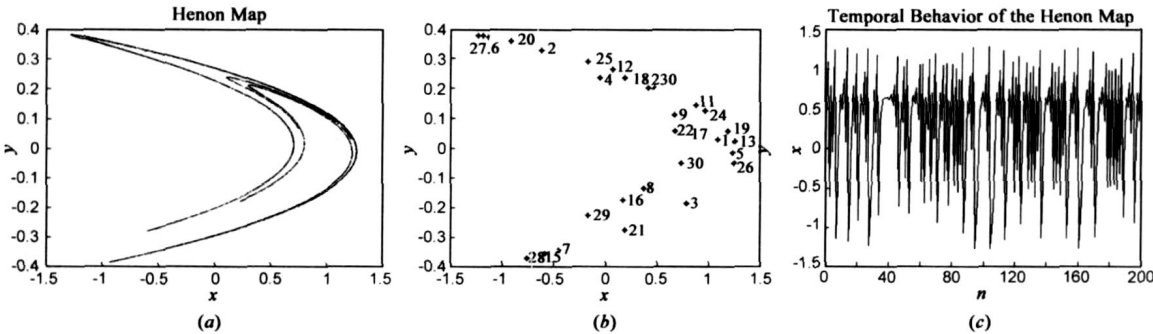


图 1 Henon 奇怪吸引子和混沌时间序列的随机特性

表 1 Henon 模型的 $x(n)$ 混沌时间序列

| 迭代次数 | $x(0) = y(0) = 0.1$ | $x(0) = y(0) = 0.10000001$ | $x(0) = y(0) = 0.10000002$ |
|------|---------------------|----------------------------|----------------------------|
| 1 | 1.016000000 | 01.0160000002 | 1.0160000004 |
| 2 | -0.4151584000 | -0.4151583976 | -0.4151583951 |
| 3 | 1.0635009041 | 1.0635009070 | 1.0635009098 |
| 10 | 1.2244151067 | 1.2244150566 | 1.2244150066 |
| ... | ... | ... | ... |
| 50 | 0.6058119826 | -0.4653291906 | 0.3446213760 |
| 51 | 0.5803293322 | 0.9883288288 | 1.0617468876 |
| 52 | 0.7102486074 | -0.5071101806 | -0.4748426220 |
| ... | ... | ... | ... |

Henon 模型是一个非线性系统.这里给出三组初值相差仅为 10^{-8} 的 Henon 混沌时间序列 $x(n)$.三组初值分别为 $x(0) = y(0) = 0.1, x(0) = y(0) = 0.10000001$ 和 $x(0) = y(0) = 0.10000002$.表 1 给出它们迭代演化的结果.三组序列的前 10 个值相差不大,但迭代 50 次后,计算结果与初值的关系变得十分微弱,三组序列就像随

机分布的小数,其未来状态是不可预测的.

Henon 模型的这些特性正是构造好码的基础.本文将 Henon 混沌模型应用到信道编码研究中,根据 Henon 混沌模型的内在随机性即混沌时间序列值的随机性和随机排序特性,分别对 Turbo 码和 LDPC 码中的交织器和校验矩阵提出了新的设计方法.

3 Henon 模型在 Turbo 码设计中的应用

3.1 Turbo 码

Turbo 码的伪随机性在编码端是通过交织器和并行级联来实现的,在译码端是利用带有交织器的反馈迭代译码来实现的^[7].在 Turbo 码中,交织器是一个单输入单输出单元,它的输入与输出符号序列有相同的字符集,只是各符号在输入与输出序列中的排列顺序不同.

交织器虽然仅仅是在编码器之前将信息序列中 N 个比特的位置进行随机置换,但它却起着关键作用,在

很大程度上影响着 Turbo 码的性能. 通过交织, 使得编码序列在 $2N$ 或 $3N$ (不使用截余) 比特的范围内具有记忆性, 从而由简单的短码获得近似的长码. 当交织器充分大时, Turbo 码就具有随机长码特性. 所以交织器的设计是 Turbo 码设计中的一个重要环节, 不同交织器对 Turbo 码性能有着不同的影响.

交织器设计准则概括为^[8]:

(1) 最大程度地置乱原数据排列顺序, 避免置换前相距较近的数据在置换后仍相距较近, 特别要避免置换前相邻的数据在置换后仍然相邻;

(2) 尽可能避免与同一信息位相关的两个分量编码器中的校验位均被删除;

(3) 对于不归零的编码器, 交织器设计时要避免出现尾效应图案;

(4) 使码字之间的最小距离 (即自由距离) d_{\min} 尽可能大, 而重量为 d_{\min} 的码字数要尽可能少.

3.2 基于 Henon 混沌模型的随机交织器设计

S-random 交织器^[9]是目前公认的性能较好的随机交织器, 它能同时保证有好的随机性和距离特性, 但设计时有一个限制, 即选择 S 参数 必须满足如下条件: $S < \sqrt{N/2}$, 否则不能保证设计一定成功. 本文利用 Henon 混沌模型提出一种改进的 S-random 交织器设计方法. 需要注意的一点是, 这里选择的 S 虽然可以大于 $\sqrt{N/2}$, 但不能过大, 必须保证生成的绝大多数序号之间满足 S-random 交织器的要求, 不满足条件的序号只有少数几个, 否则不能保证 Turbo 码性能. 例如, 用传统方法设计长度为 378 的 S-random 交织器, S 应选为 13, 而采用改进方法, S 可扩大为 16. 同理, 当设计长度为 570、762 的交织器时, S 可分别由 16、19 扩大为 19、22.

设帧长为 N 的交织器表示为 $\pi = [\pi(1), \pi(2), \dots, \pi(k), \pi(j), \dots, \pi(N)]$, 具体设计步骤如下:

(1) 根据帧长 N 选取不同的 S 值和产生混沌序列的初始值: $(x(0), y(0))$.

(2) 由式 (1) 迭代生成一个随机数 $z(i) = \sqrt{x^2(i) + y^2(i)}$, 然后计算出 $R(i) = \lfloor z(i) \times 10^{61} \bmod N$, $R(i) \in [0, N-1]$, $i \in [1, \infty)$.

(3) 如果 $R(i)$ 与已有的序列 $[\pi(1), \pi(2), \dots, \pi(k-1)]$ 中的任一元素相等, 则重复第二步, 迭代产生 $R(i+1)$, 重新设计 $\pi(k)$.

如果 $R(i)$ 在已有的序列 $[\pi(1), \pi(2), \dots, \pi(k-1)]$ 中没有出现过, 就让它与最后的 S 个序号 $\pi(k-S), \pi(k-S+1), \dots, \pi(k-1)$ 作比较, 如果 $R(i)$ 与 S 个序号中的每一个距离都大于 S , 则令 $\pi(k) = R(i)$, 转到第二步搜索 $R(i+1)$, 设计 $\pi(k+1)$; 否则重复第二步, 迭代产生 $R(i+1)$, 重新设计 $\pi(k)$.

如果产生的序号个数 $N_1 = N$, 就停止搜索, 得到所设计的交织器.

(4) 当迭代次数等于给定的 M ($M = 200000$) 后, 产生的序号个数 $N_1 < N$, 剩下的 N_2 个 ($N_2 = N - N_1$) 序号按下述规则搜索: 若由式 (1) 生成的 $R(i)$ 与已有的序列 $[\pi(1), \pi(2), \dots, \pi(N_1), \dots, \pi(j-1)]$ 中的任一元素相等, 就迭代产生下一个 $R(i+1)$, 重新设计 $\pi(j)$.

若 $R(i)$ 在已有的序列 $[\pi(1), \pi(2), \dots, \pi(N_1), \dots, \pi(j-1)]$ 中没有出现过, 则令 $\pi(j) = R(i)$, 将 $\pi(j)$ 与已有的 $j-1$ 个序号进行比较, 搜索最佳的插入位置, 使得该位置前后各有 S 个序号与 $\pi(j)$ 的最小距离最大. 然后将 $\pi(j)$ 插入该位置, 序列长度增加 1, 重新排序后的序列表示为 $[\pi'(1), \pi'(2), \dots, \pi'(N_1), \dots, \pi'(j-1), \pi'(j)]$. 以此类推迭代产生下一个 $R(i+1)$, 设计 $\pi(j+1)$, 直到序列长度等于 N . 这样, 就完成了交织器的设计. 图 2 给出了交织器的设计流程图.

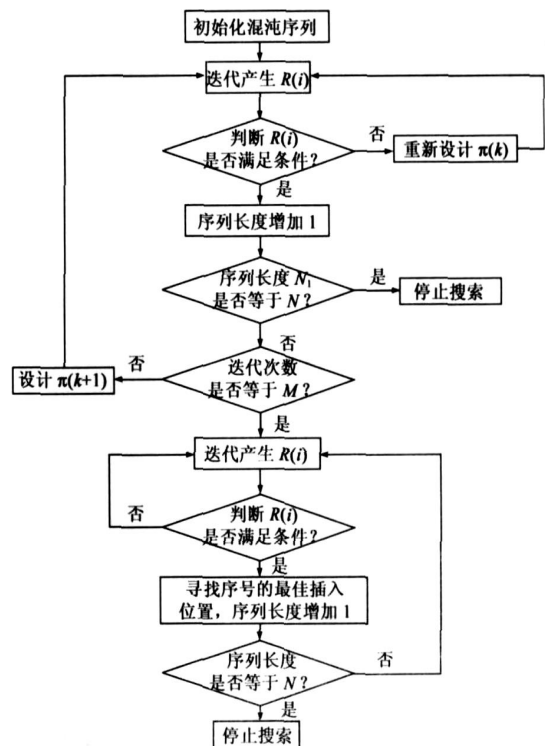


图 2 改进的 S-random 交织器设计框图

3.3 性能仿真

用上述方法设计长度为 378、570、762 交织器时, 初始值选为 $x(0) = y(0) = 0.1$, 分别在迭代 418、1112、597 次后开始取值. 交织长度之所以选取 378、570、762, 是因为在 CDMA2000 标准中有相同长度的交织器.

将设计好的 S-henon 交织器和 S-random 交织器分别应用于 Turbo 码中, 通过计算 Turbo 码的距离谱和联合界比较两者的性能. 图 3~5 分别表示交织器长度为 378、570、762 时 Turbo 码的联合界. 计算结果表明, 本文

设计的 S-henon 交织器改善了交织器的距离特性, 在改善 Turbo 码性能上优于常用的 S-random 交织器, 当误码

率为 10^{-5} 时, 能使 Turbo 码性能平均改善 0.4 dB.

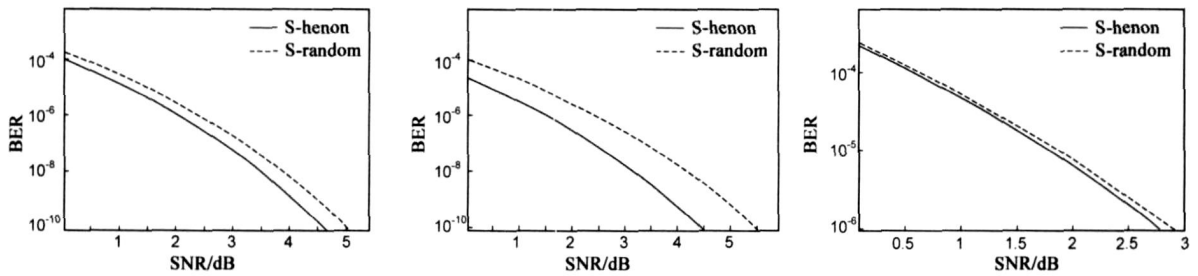


图 3 交织器长度为 378, 分量码分别为 (7,5)、(17,15)、(37,21) 的 Turbo 码联合界计算结果

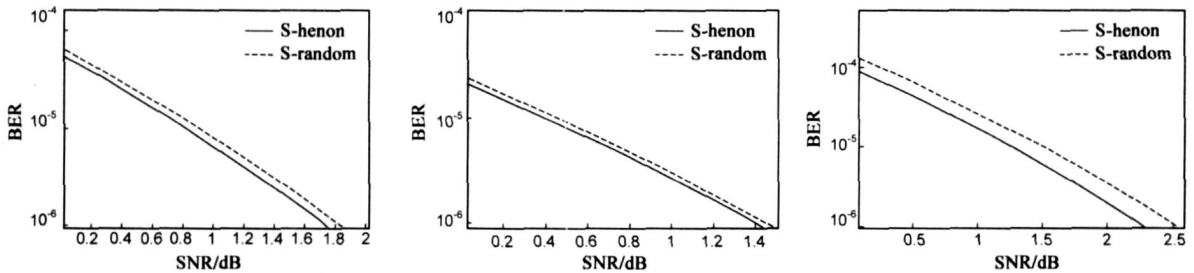


图 4 交织器长度为 570, 分量码分别为 (7,5)、(17,15)、(37,21) 的 Turbo 码联合界计算结果

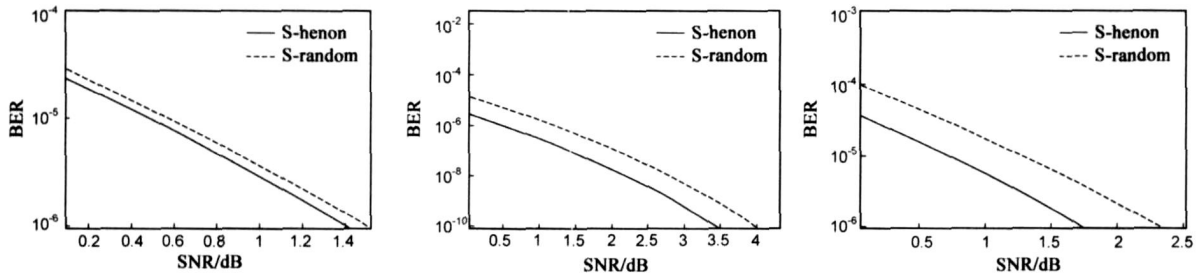


图 5 交织器长度为 762, 分量码分别为 (7,5)、(17,15)、(37,21) 的 Turbo 码联合界计算结果

4 Henon 模型在 LDPC 码校验矩阵设计中的应用

4.1 LDPC 码

LDPC 码是一种线性分组码, 可用一系列校验等式 $C = \{C: HC^T = 0\}$ 的解来表示, 矩阵 H 为码 C 的校验矩阵. 一个长为 N 的 (N, j, k) 低密度校验码是通过一个 $M \times N$ ($M = N - K$) 的校验矩阵 H 来定义的, 这里 M 是校验位数, K 表示信息位长度, N 表示码字长度. 这个矩阵有如下特性: (1) 每一列有数量为 j 的 1; (2) 每一行有数量为 k 的 1; (3) 相对于 N, M 来说, j 和 k 是非常小的. H 的密度 r 定义为矩阵 H 中的 1 的数目和整个 H 中的总元素数的比值, 即 $r = j/M = k/N$. 以上定义的 LDPC 码称为规则 LDPC 码. 如果行或列中的 1 的数目 (关联度) 并不是全部相同, 则称为非规则 LDPC 码^[10].

虽然规则 LDPC 码具有良好的性能, 但是它要求编码基于规则图, 其实这种限制是没有必要的, 仅仅是为了分析上的方便. 为了寻找性能优异的好码, 有必要研究非规则 LDPC 码. 它能够平衡比特节点和约束节点对

关联度的不同要求, 可以获得比规则码更好的性能.

LDPC 码构造可采用几何方法、图论方法、代数方法来设计. 好的 LDPC 码关键在于要有好的纠错性能和较低的编译码复杂度. 如何构造性能优异的 LDPC 码是当前信道编码界的一个研究热点^[11, 12].

4.2 LDPC 码校验矩阵的设计步骤

第一步: 混沌交织器 A_0 的设计

通过下面的两步映射可构造一个长度为 24 的交织器^[13]:

映射 1: 根据 Henon 模型和给定的初值 $(x(0), y(0))$, 将一个自然数序列 $\{n\}_{24} = [1, 2, \dots, 24]$ 映射成一个实数序列 $\{x(n)\}_{24} = [x(1), x(2), \dots, x(24)]$.

映射 2: 按照从小到大顺序将 $\{x(n)\}_{24}$ 中的每个元素所在的位置序号映射成该元素值的大小序号, 从而获得一个自然数序列 $\{k(n)\}_{24}$, 其中 $k(i) \in [1, 24]$. 如果 $x_i < x_j$, 则满足 $k(i) < k(j)$.

通过上述两步映射, 我们可获得一个 Henon 交织器 $A_0 = \{k(n)\}_{24}$, 这里 α 表示某一特定的交织器.

第二步: 根据交织器 A_a 来构造矩阵 H_a^d

这里 H_a^d 矩阵是校验矩阵的一部分^[14]. 将交织器 A_a 映射成对应的交织矩阵 π_{A_a} , 交织矩阵 π_{A_a} 就是一个置换的单位矩阵, A_a 中的每一个元素就对应 π_{A_a} 中 1 所对应的位置. A_a 中的第一个元素表示 π_{A_a} 中第一列上 1 的位置(从底部向上数), 以此类推.

π_{A_a} 是一个 24×24 交织矩阵, π_{B_a} 、 π_{C_a} 和 π_{D_a} 可将交织矩阵 π_{A_a} 逆时针分别旋转 90° 、 180° 、 270° 后得到. 每个 H_a^d 矩阵完全由 π_{A_a} 确定, 也就是由一个长度为 24 的交织器确定, 它可表示成如下形式:

$$H_a^d = \begin{bmatrix} \pi_{A_a} & \pi_{B_a} & \pi_{C_a} & \pi_{D_a} \\ \pi_{B_a} & \pi_{C_a} & \pi_{D_a} & \pi_{A_a} \\ \pi_{C_a} & \pi_{D_a} & \pi_{A_a} & \pi_{B_a} \\ \pi_{D_a} & \pi_{A_a} & \pi_{B_a} & \pi_{C_a} \end{bmatrix}$$

第三步: 矩阵的选择方法

众所周知, 当校验矩阵中存在回路, 特别是短回路, 在一定程度上在迭代译码过程中因引起相关性而导致性能下降.

另一方面, 矩阵 H_a^d 中的每一列可看作是一 4 维格空间中的一个点, 每个点由 4 个元素组成. 格空间中两个点之间的距离可用对应元素值差的绝对值之和来表示, 即 Manhattan 度量. 格空间中任意两点间的最小距离用 d_2 来表示.

首先计算 IEEE 802. 16e 标准中最短帧长对应的 H_a^d 矩阵中回路-4、回路-6、回路-8、回路-10 出现频率和参数 d_2 , 并将它们作为参考值. 如果设计的 H_a^d 矩阵中各种短回路的出现频率和 d_2 参数小于对应的参考值, 就认为可构造 LDPC 好码, 将其保留. 否则, 就丢弃. 回到第一步重新搜索交织器.

第四步: 基校验矩阵的构造

每搜索到一个交织器就可以构造一个码率为 1/2 的校验矩阵: $H = [H^p | H_a^d]$. H^p 、 H_a^d 是 $M \times M$ 方阵. 这里 H^p 矩阵采用双对角线形式^[15].

$$H^p = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 & & 0 \\ 0 & 1 & 1 & & \\ & & \ddots & 1 & 1 \\ 0 & & & 0 & 1 \end{bmatrix}$$

第五步: 基校验矩阵的选择方法

d_4 参数表示从 H_a^d 矩阵中任取 4 列后, 让剩下的其它列矢量都为 0 时, 这样就得到一个新的校验矩阵 H^p . 通过 H^p 和随机产生的信息序列, 可得到一个编码比特序列和该码字的汉明重量. 依次进行, 穷举完所

有可能的 H^p 矩阵后, 得到的最小码字重量就是 d_4 参数值.

在搜索过程中把 IEEE 802. 16e 标准中最短帧长 d_4 参数作为参考值, 如果设计的校验矩阵的 d_4 值大于参考值, 就保留之. 否则, 就丢弃. 回到第一步重新搜索交织器. 依次进行直到搜索到满足要求的三个交织器 A_a 、 A_B 、 A_V 为止.

第六步: 各种校验矩阵的构造

LDPC 码的校验矩阵 H 可表示成下列 $M \times N$ 形式的矩阵 $H = [H^p | H_1^d | H_2^d | H_3^d]$. 子矩阵 H^p 、 H_1^d 、 H_2^d 、 H_3^d 都是 $M \times M$ 的方阵. 可利用搜索到的三个交织器 A_a 、 A_B 、 A_V 构造出不同帧长的码率分别为 1/2、2/3、3/4 的校验矩阵.

$$\begin{aligned} R = 1/2: H &= [H^p | H_1^d]; \\ R = 2/3: H &= [H^p | H_1^d | H_2^d]; \\ R = 3/4: H &= [H^p | H_1^d | H_2^d | H_3^d]. \end{aligned}$$

对于中尺度帧长, 校验矩阵可通过扩大 L 倍来获得, 这里 L 在 1~12 中取值. H^p 矩阵中每个 0 元素都扩展成一个 $L \times L$ 的 0 矩阵, 每个 1 元素都扩展成一个 $L \times L$ 的单位矩阵. H_1^d 、 H_2^d 、 H_3^d 矩阵中每个 0 元素都扩展成一个 $L \times L$ 的 0 矩阵, 每个 1 元素先扩展成一个 $L \times L$ 的单位矩阵, 然后该矩阵中每个 1 元素向右循环移动 s 位得到, 这里 $s = (r \times c)_{\text{mod } L}$, r 和 c 分别表示每个 1 元素所对应的行序号和列序号^[16].

4.3 性能仿真

表 2 给出了码率为 1/2 时, 12 种码长的 LDPC 码回路特性对比. 表 3 给出了最短码长时两种码的 Manhattan 度量对比. 表 4 给出了信息长度为 96、三种码率的 LDPC 码距离特性对比.

采用蒙特卡罗方法对所设计的 LDPC 码进行了性能测试. 图 6~8 给出不同帧长、不同码率时两种 LDPC 码仿真结果. 图 9 给出了信息长度为 96、码率为 1/2、3/4 时两种 LDPC 码的不可检测误帧率对比. 在误帧率为 10^{-5} 时, 本文设计的 LDPC 码比 IEEE 802. 16e 标准中构造的码有更好的不可检测错误性能, 能使纠错性能平均改善 0. 3dB.

表 2 帧长为 192~2304, 码率为 1/2 的 Henon 和 IEEE 802. 16e LDPC 码的短回路统计特性对比

| Frame Length | | 192 | 384 | 576 | 768 | 960 | 1152 | 1344 | 1536 | 1728 | 1920 | 2112 | 2304 |
|--------------|---------------|------|------|------|-----|------|------|------|------|------|------|------|------|
| Short cycles | | | | | | | | | | | | | |
| cycle-4 | Henon | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| | IEEE 802. 16e | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| cycle-6 | Henon | 48 | 0 | 0 | 0 | 75 | 0 | 56 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| | IEEE 802. 16e | 80 | 32 | 0 | 0 | 80 | 0 | 98 | 0 | 0 | 40 | 77 | 0 |
| cycle-8 | Henon | 1992 | 780 | 972 | 800 | 2370 | 828 | 2121 | 832 | 1170 | 890 | 2311 | 1200 |
| | IEEE 802. 16e | 2354 | 1684 | 1236 | 832 | 2465 | 1656 | 2702 | 896 | 1215 | 1810 | 2420 | 1344 |
| cycle-10 | Henon | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| | IEEE 802. 16e | 32 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 28 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |

表 3 帧长为 192, 码率为 1/2 的两种 LDPC 码 Manhattan 度量对比

| Coderate | 1/2 |
|--------------|-----|
| Henon | 12 |
| IEEE 802.16e | 10 |

表 4 信息长度为 96、三种码率的 LDPC 码距离特性对比.

| Coderate | 1/2 | 2/3 | 3/4 |
|--------------|-----|-----|-----|
| Henon | 10 | 8 | 7 |
| IEEE 802.16e | 8 | 7 | 6 |

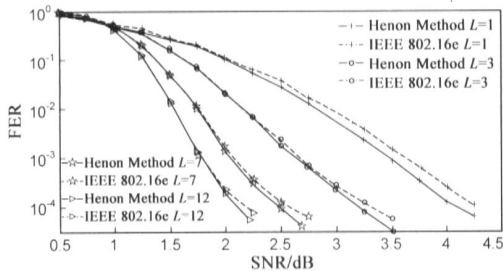


图 6 帧长为 192, 576, 1344, 2304、码率为 1/2 的 LDPC 码误帧率

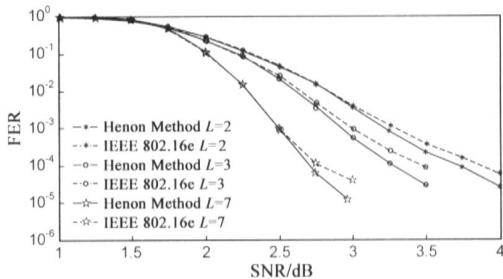


图 7 帧长为 576, 864, 2016、码率为 2/3 的 LDPC 码误帧率

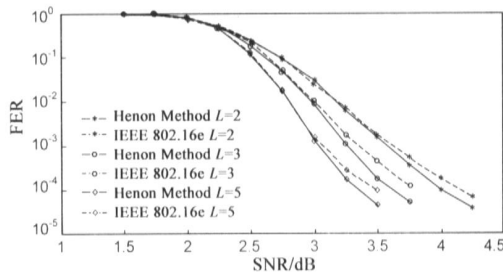


图 8 帧长为 768, 1152, 1920、码率为 3/4 的 LDPC 码误帧率

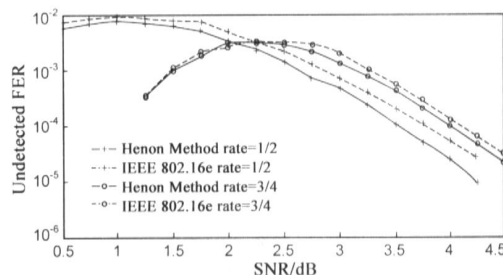


图 9 信息长度为 96、码率为 1/2, 3/4 的 LDPC 码不可检测误帧率

5 结论

本文探索了如何将混沌理论应用于 Turbo 码交织器和 LDPC 码校验矩阵设计. 首先, 根据 Henon 混沌模型的内在随机性即混沌时间序列值的随机性, 提出了一种改进的 S-random 交织器设计方法, 该方法可满足

任意长度交织器的设计. 其次, 根据 Henon 混沌模型的内在随机性即混沌时间序列随机排序的特性提出了一种非规则 LDPC 码校验矩阵的设计方法, 其性能优于 IEEE 802.16e 标准中构造的 LDPC 码, 该方法可满足任意帧长和任意码率的 LDPC 码设计.

由于本文设计的交织器和校验矩阵能够同时拥有良好的随机性和距离特性, 所以均能改善 Turbo 码和 LDPC 码的纠错性能.

参考文献:

- [1] C Berrou, A Glavieux, P Thitimajshima. Near Shannon Limit Error Correcting Coding and Decoding: Turbo Codes[A]. Proc of Int Conf on Comm. '93[C]. Geneva Switzerland: IEEE Press, 1993. 1064-1070.
- [2] R G Gallager. Low Density Parity Check Codes[M]. Cambridge, Massachusetts: MIT Press, 1963. 53-73.
- [3] D J C MacKay, R M Neal. Good error correcting codes based on very sparse matrices[J]. IEEE Trans on Inform Theory, 1999, 45(3): 399-431.
- [4] Seho Myung, Kyeongcheol Yang, Jaeyoel Kim. Quasi cyclic LDPC codes for fast encoding[J]. IEEE Trans on Inform Theory, 2005, 51(8): 2894-2901.
- [5] R C Robinson. An Introduction to Dynamical Systems: Continuous and Discrete[M]. Pearson Education Asia Limited and China Machine Press, 2005. 245-279.
- [6] M Henon. A two dimensional mapping with a strange attractor[J]. Commun Math Phys, 1976, 50(1): 69-77.
- [7] Libero Dinioi, Sergio Benedetto. Design of fast prunable S-random interleavers[J]. IEEE Trans on Wireless Communications, 2005, 4(5): 2540-2548.
- [8] Libero Dinioi, Sergio Benedetto. Variable size interleaver design for parallel turbo decoder architectures[J]. IEEE Trans on Communications, 2005, 53(11): 1833-1840.
- [9] Oscar Y Takeshita. On maximum contention free interleavers and permutation polynomials over integer rings[J]. IEEE Trans on Inform Theory, 2006, 52(3): 1249-1253.
- [10] R Michael Tanner, Deepak Sridhara, Arvind Sridharan, Thomas E Fuja, Daniel J Costello. LDPC block and convolutional codes based on circulant matrices[J]. IEEE Trans on Inform Theory, 2004, 50(12): 2966-2984.
- [11] Jin Lu, José M F Moura. Partition and shift LDPC codes[J]. IEEE Trans on Magnetics, 2005, 41(10): 2977-2979.
- [12] Shu Tao Xia, Fang Wei Fu. On the stopping distance of finite geometry LDPC codes[J]. IEEE Communications Letters, 2006, 10(5): 381-383.
- [13] XIAO Dong liang, SUN Hong. An interleaver design for turbo code based on chaos model[A]. International Symposium on Nonlinear Theory and Its Applications, 2002[C]. Xi'an: PRC,

2002. 515– 518.

- [14] Rich Echard. On the Construction of Some Deterministic low density parity check codes[D] . Virginia: George Mason University, Fall 2002.
- [15] Ping Li, Leung W K, Phamdo Nam. Low density parity check codes with semi random parity check matrix[J] . Electronics Letters. 1999, 35(1) : 38– 39.
- [16] Nina Burns, et al. Algebraic Low Density Parity Check Codes for OFDMA PHY Layer [OL] . [http:// ieee802. org/ 16e](http://ieee802.org/16e), 2005.

作者简介:



肖东亮 男, 1968 年 5 月出生于河北涉县, 清华大学电子工程系博士后, 从事数字通信信道编码技术研究.

E-mail: xiaodl@mail. tsinghua. edu. cn



焦秉立 男, 北京大学电子系教授, 博士生导师, 从事现代通信研究.

林春蕾 男 1979 年 6 月出生于广东吴川, 硕士, 从事移动通信研究.



陆建华 男 1963 年 7 月出生于江苏南通, 清华大学电子工程系教授, 博士生导师, 从事现代通信和信号处理研究.