多输入多输出通信系统的低密度奇偶校验码*

黄成荣[1,2]，郭 迎[2]，李门浩[3]

（1. 广西经贸职业技术学院 计算机信息工程系，南宁 530021；2. 中南大学 信息科学与工程学院，长沙 410083；3. 全北国立大学 信息与通信工程系，全州 561-756，韩国）

摘 要：受低解码复杂度下空时编码的全分集大编码增益的启发，提出了基于多输入多输出通信系统的低密度奇偶校验码的高效率设计。该设计可以在接收端很好地解决内迭代和外迭代的权衡，以增强解码的性能和灵活性。仿真结果表明，给出的编码在多输入多输出信道上性能良好。

关键词：多输入多输出信道；低密度奇偶校验码；解码器；内迭代和外迭代

中图分类号：TN911　　**文献标志码：**A　　**文章编号：**1001-3695(2012)12-4719-04

doi:10.3969/j.issn.1001-3695.2012.12.082

Low-density parity-check codes on multiple-input multiple-output communication systems

HUANG Cheng-rong[1,2], GUO Ying[2], LEE Moon-ho[3]

(1. *Dept. of Computer & Engineering, Guangxi Economic Trade Polytechnic, Nanning* 530021, *China*; 2. *School of Information Science & Engineering, Central South University, Changsha* 410083, *China*; 3. *Dept. of Information & Communication Engineering, Institute of Information & Communication, Chonbuk National University, Chonju* 561-756, *Korea*)

Abstract: Motivated by the full diversity and huge coding gain of space-time codes while requiring low decoding complexity, this paper proposed an efficient design of low-density parity-check codes based on multiple-input multiple-output communication systems. It could well deal with the tradeoff between the inner-iterations and out-iterations at the receiver to enhance the performance and flexibility of the decoding. Simulations show that the proposed codes perform well over multiple-input multiple-output channels.

Key words: MIMO channels; low-density parity-check codes; decoder; inner-iterations and out-iterations

在多输入多输出（multiple-input multiple-output, MIMO）平坦衰落信道上，复正交设计中的空时码可在单符号解码复杂度上达到全分集[1,2]。近来，MIMO 传输已被视为解决衰落和增加无线信道容量的最实用方法之一。为保证传输所要求的质量，可以加入外部校验码以减少有缺陷信道中遇到的错误。这种情况下，因为其良好的性能，低密度奇偶校验（low-density parity-check, LDPC）码[3~5]可应用于 MIMO 信道。

事实上，MIMO 信道上的 LDPC 码的解码可以通过迭代的方式处理，其中 MIMO 探测器和 LDPC 解码器之间可以迭代地交换概率信息。在接收端探测器需要对每个比特计算最大后验概率。该计算的一种可能的实现称为球解码[6]。目前已有许多工作通过引入对空或时的约束来降低探测过程的复杂度。文献[5]中提出了一个修改后的球解码算法，通过牺牲性能来降低探测的复杂度。MIMO 探测器的复杂度依赖于映射到一个在多天线上同时传输的传输向量（符号）上的比特数。为降低探测的复杂度，低密度 MIMO 码（low-density MIMO code, LDMC）由每个传输向量[3,4]上引入的约束进行表示。当构建一个 LDMC 码时，其奇偶校验矩阵会分为两层，称为双层结构。其中一层定义了嵌在每个传输向量中的子码，另一层把这些子码连在一起。双层结构的目标是在第一层降低探测复杂度，同时第二层在它们的模型中通过一个外部解码器进行解码。原生 LDMC 码的双层结构仅支持探测器和解码器之间的外迭代，而且不能支撑解码器内部的内迭代。该结构在接收端限制了解码的性能和复杂度。因此，同时支持外迭代和内迭代的双层结构的系统 LDMC 编码方案仍是个开放问题。

本文提出了一个 MIMO 信道上 LDMC 编码设计准则，支持接收器上的内迭代和外迭代。该架构的一个好处是 LDMC 码所生成的奇偶校验矩阵具有可获得设计码率的满秩，另一个好处是构造码可以在发射端有效地进行编码。

1 系统模型

假定在 LDPC 编码器的输出端，M_tQ 编码比特 $S=[b_1,\cdots,b_{M_tQ}]$ 的每个组映射到一个 M_t 星座符号组，表示为 $x=[x_1,\cdots,x_{M_t}]$。每个符号 x_j 都从大小为 2^Q 的星座中取出。星座符号序列随即传入传输过滤器，并通过 M_t 传输天线进行发射。接收器需要对每个比特计算后验概率的最大值，并且该概率将会传入 LDPC 解码器进行迭代解码。在解码器中进行有限次内迭代后，在 LDPC 解码器上的输出端进行比特上的硬判决，其为估计编码字。LDPC 解码器的软信息会传回 MIMO 探测器以生成更新后的概率，同时 LDPC 解码器和探测器之间的环路

收稿日期：2012-04-01；**修回日期：**2012-05-14　**基金项目：**广西高等学校科研资助项目(20010YB190)；国家自然科学基金资助项目(60902044)；湖南省自然科学基金资助项目(07JJ3128)；韩国世界一流大学基金资助项目(R32-2008-000-20014-0 NRF)

作者简介：黄成荣(1964-)，男，副教授，主要研究方向为无线通信技术(hchengrong@163.com)；郭迎(1975-)，男，副教授，博士(后)，主要研究方向为无线通信技术；李门浩，男，教授，主要研究方向为信息理论与编码技术.

称为外迭代。不失一般性,将信道模型表示为

$$y = Hx + N \tag{1}$$

其中:$y \in C^{M_r \times 1}$为接收到的复信号向量;M_r 为接收天线数量;$H \in C^{M_r \times M_t}$为信道衰减矩阵,其独立项为零均值和单位方差的复杂高斯分布;$N \in C^{M_r \times 1}$是每维方差为 σ^2 的复杂白高斯噪声;$x \in C^{M_t \times 1}$为传输的复信号向量,其满足分量方式的能量约束 $E(|x_i|^2) = E_s/M_t$ · E_s为全部发射功率。H 假定为接收端可知,而发射端不可知。

令 B 表示 $(M_t \times Q) - 1$ 发射比特集,当 $x(B, b_k)$为包含 B 和 b_k 比特集对应符号的 M_t 分量矩阵时,不包括第 k 个比特 b_k。给定每个接收信号向量 y,通过以下计算执行比特方式的检测[7],从而决定每个比特上的后验概率 $b_k(k = 1, \cdots, M_tQ)$

$$P_{M \to L(b_k)} = \sum_{\text{all } B} \frac{1}{(\sqrt{2\pi\sigma})^{M_r}} \mathrm{e}^{\frac{-\| y - Hx(B, b_k) \|^2}{2\sigma^2}} \times \prod_{b_j \in B} P_{L \to M(b_j)} \tag{2}$$

或其对数似然率

$$L_{\mathrm{M} \to \mathrm{L}(b_k)} = \ln \frac{P_{\mathrm{M} \to \mathrm{L}(b_k = 1)}}{P_{\mathrm{M} \to \mathrm{L}(b_k = 0)}} \tag{3}$$

其中:$\| \cdot \|^2$ 表示一个向量的平方范数;下标 M→ L 表示从 MIMO 探测器传送到 LDPC 解码器的信息,L→M 表示从 LDPC 解码器到探测器的信息。在 S 范围内对所有比特概率的查找与天线的数量和星座大小 $P = 2^{M_tQ}$成指数关系。

该迭代解码的主要问题是探测的复杂度,后面会给出。通过引入名为 LDMC 码的 LDPC 码奇偶校验矩阵,可以降低 MIMO 探测过程的复杂度。LDMC 码为可以通过一个奇偶校验矩阵 H_c 表示的线性分组码,从而可实现 $H_c x = 0$,奇偶校验矩阵 H_c 为 m 行 n 列。LDMC 奇偶校验矩阵可以由如下两层表示

$$H_c = \begin{pmatrix} H_g \\ H_e \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} & H_g & \\ H_e' & \cdots & 0 \\ 0 & \ddots & 0 \\ 0 & \cdots & H'_e \end{pmatrix} \tag{4}$$

第一层 H_g 为稀疏奇偶校验矩阵,第二层 H_e定义了多重非连通子码。每个子码 H_e' 的码长为 $N_e' \leqslant M_TQ$。

前面提到过,每个传输向量 S 携带 M_TQ bit。对于传输而言,须保证一个子码 H_e'的所有比特都在一个传输向量中进行传输,因此,每个传输向量携带一个嵌入码 H_e'。H_g 为稀疏和嵌入码 H_e',定义编码约束每个 MIMO 传输向量,H_g 把所有嵌入码组合起来,总的编码表示为 LDMC 码。LDMC 码的编码结构如图 1 所示。

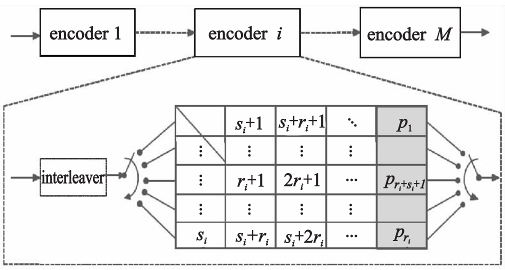

图1 给出的LDMC码的编码结构

LDMC 码的一个主要目标是在保持总数据率和最小常量下保持通信性能的能力的同时,降低探测复杂度和减少 MIMO 传输系统中的外部信道码解码,其基本思想是在一个传输向量的相关比特中嵌入约束。

在多个比特之上最简单的约束为单奇偶校验(single parity-check,SPC)约束,意味着 H'_e为一个 SPC 码。因此如果仅限制部分(或全部)相关比特到一个 SPC 约束中,探测的总概率将缩减至 $P = 2^{M_TQ-1}$;一个传输向量中嵌入奇偶校验约束 q,概率将缩减至 $P = 2^{M_TQ-q}$。

为实现高效编码,对 LDMC 码的奇偶校验矩阵给出了一种准循环结构[3,4]。在该准循环结构中,H_g 由循环置换矩阵和零矩阵组成。如式(4)所示,由于传输向量的子码 H_e'不应相互连接,H_e 仅由单位矩阵和零矩阵组成,则 H_e 没有循环置换。因此,H_e 的灵活度降低了,这会导致许多短环。所以 H_e 仅用于探测,而非解码。因为单就 H_g 而言,在迭代解码中的应用过于稀疏,在文献[4]的解码器中并没有内迭代。下一章将给出一种新的 LDMC 码以解决这个问题。

2 基于多重奇偶校验码的 LDPC 码

Baldi 等人[8]提出了基于多串行级联多奇偶校验(multiple serially concatenated multiple parity-check, M-SC-MPC)码。该码在较低编码复杂度之上提供了灵活的码率和码长。令 n_i、k_i 和 r_i 分别表示第 i 个 MPC 分量编码的码长、信息长度和奇偶校验长度。第 i 个 MPC 分量编码的编码器可实现为如图 1 所示的略去了交织器的 r_iSPC 编码器。第 i 个编码器的矩阵单元按列进行填充。前面的 $r_i - s_i(s_i = k_i \bmod r_i)$单元未使用。奇偶校验位可通过行元素进行异或运算得出,且值保存在同一行的最后一列。对第 i 个分量编码可得到一个奇偶校验矩阵 H_i,该矩阵由一列大小为 $r_i \times r_i$ 而且前面的 $r_i - s_i$ 被截短的$[n_i/r_i]$单位矩阵组成。H_i 构成一个 M-SC-MPC 码之上的奇偶校验矩阵 H_c 的分组行。M-SC-MPC 码的信息长度 $k = k_1$,奇偶校验长度 $m = \sum_{i=1}^{M} r_i$,码长 $n = k + m$,并且可认为是 LDPC 码。如图 1 所示,如果在每个 MPC 编码器之前插入交织器,可用更大的周长构造 LDPC 码[10]。奇偶校验矩阵 H_c 可由列向或行向进行设计以避免短周期。下面将介绍一个改进的渐进边增长(progress edge-growth, PEG)算法以构造 H_c。每个成分矩阵 H_i 在 $r_i - s_i$ 行的行重为$[n_j/r_j]$,其余的 s_i 行的行重为$[n_j/r_j]$,n_i 列的列重为 1,其余列的列重为 0。第 i 个 MPC 编码器之前的交织器根据所设计的分量奇偶校验矩阵 H_i 的结构进行构造。

命题 1 基于 MPC 编码器构造的 LDPC 码奇偶校验矩阵为满秩,因此可达到期望码率。

证明 如果将分量奇偶校验 H_i 的所有行相加,可得到前 n_i 个元素为 1,其余 $n - n_i$ 元素为零的一个向量。则可知 H_c 的任意行均不能由 H_c 中其他行的线性组合得到。因此得到期望码率 $R = k/n$。

定理 2 基于 MPC 编码器构造的 LDPC 码编码复杂度上限为$\sum_{i=1}^{M}(k_i - r_i)$,下限为$\sum_{i=1}^{M}[k_i/r_i] - 1$。编码时间的上限为 m,下限为 M。

证明 对编码过程的计算复杂度进行评估。共有三种编码过程:

a)第 i 个分量编码器并行产生第 r_i 个奇偶校验位。在这种编码过程中,第 i 个分量编码器的矩阵行列式值通过 $k_i - r_i$ 异或运算产生第 r_i 个奇偶校验位。因此,$\sum_{i=1}^{M}(k_i - r_i)$需要异或运算来获得所有奇偶校验位。编码过程从第 1 个 MPC 分量编码器到第 M 个 MPC 分量编码器通过 M 步完成。

b)第 i 个分量编码器串行产生第 r_i 个奇偶校验位。在这种编码过程中,第 i 个分量编码器通过$[k_i/r_i] - 1$ 的异或运算串行决定第 r_i 个奇偶校验位。因此,$\sum_{i=1}^{M}[k_i/r_i] - 1$ 需要异或运算来获得所有奇偶校验位。编码过程从第 1 个 MPC 分量编码器到第 m 个 MPC 分量编码器通过 m 步完成。

c)编码过程由前两种混合而成。因此,复杂度和编码时间的下限由过程 a)决定,上限由 b)决定。

3　基于多重奇偶校验码的 LDMC 码

3.1　一个例子

将通过一个例子说明基于 MPC 编码器构建的 LDPC 码也是一类 LDMC 码。考虑式(5)中的奇偶校验矩阵 H_c

$$H_c=(H^d,H^p)=\begin{pmatrix}H_1\\H_2\\H_3\end{pmatrix}=$$

$$\begin{pmatrix}1&0&0&1&1&0&1&0&0&0&0&0\\0&1&1&0&0&1&0&1&0&0&0&0\\\hline 0&1&1&0&1&0&1&1&1&0&0&0\\1&0&0&1&0&1&0&0&0&1&0&0\\\hline 0&0&1&0&1&0&1&1&0&1&1&0\\1&1&0&1&0&1&0&0&1&0&0&1\end{pmatrix}\tag{5}$$

这是一个与长度为 12 的 LDPC 码$[d_1,d_2,\cdots,d_6,p_1,p_2,\cdots,p_6]$相对应的奇偶校验矩阵,其中 $d_1,d_2,\cdots,d_6$ 为信息位,且 $p_1,p_2,\cdots,p_6$ 为奇偶校验位。这显然不是一个好的 LDPC 码,仅以此为例。式(5)中的奇偶校验矩阵 H_c 可分为三个 2×12 的子矩阵 H_1,H_2,H_3。$H_i(i=1,2,3)$的每一行中,有且仅有一个“1”元素。该码的编码过程包含以下三个步骤:

a)已知信息位$[d_1,d_2,\cdots,d_6]$,通过 H_3 中的奇偶校验约束计算奇偶校验位$[p_5,p_6]$。

b)已知信息位$[d_1,d_2,\cdots,d_6]$和奇偶校验位$[p_5,p_6]$,通过 H_2 中的奇偶校验约束计算奇偶校验位$[p_3,p_4]$。

c)已知信息位$[d_1,d_2,\cdots,d_6]$和奇偶校验位$[p_3,p_4,p_5,p_6]$,通过 H_1 中的奇偶校验约束计算奇偶校验位$[p_1,p_2]$。

可由两个发射天线和 8PSK 调制,通过一个 MIMO 系统发送该码。每个传输向量携带 6 bit,这些比特会得到影响所有比特概率的 $P=2^{M_TQ}=64$ 概率。然而,由于 H_3 中的奇偶校验约束

$$d_3\oplus d_5\oplus p_1\oplus p_2\oplus p_4\oplus p_5=0$$

$$d_1\oplus d_2\oplus d_4\oplus d_6\oplus p_3\oplus p_6=0$$

其中:$\oplus$表示异或运算,可将码字分为$[d_3,d_5,p_1,p_2,p_4,p_5]$和$[d_1,d_2,d_4,d_6,p_3,p_6]$两个向量。每个传输向量包含一个奇偶校验约束,可得到 $P=2^{M_TQ-1}=32$。所以,该 LDPC 码也是一个 LDMC 码。在这个 LDMC 码的例子中,连接子码的层为

$$H_g=\begin{pmatrix}H_1\\H_2\end{pmatrix}$$

另一个定义子码的层为

$$H_e=H_3$$

本例中每个 $H_e{}'$均为一个 SPC 约束。可将 H_e 通过行排列放入对角型,并由此可得奇偶校验矩阵:

$$\bar{H}_c=\begin{pmatrix}0&1&1&0&0&0&1&0&1&0&0&0\\1&0&0&1&0&0&0&1&0&1&0&0\\\hline 1&1&1&1&0&0&0&1&0&0&1&0\\0&0&0&0&1&0&1&0&1&1&0&0\\\hline 1&1&1&1&1&1&0&0&0&0&0&0\\0&0&0&0&0&0&1&1&1&1&1&1\end{pmatrix}\tag{6}$$

3.2　通常情况

定理 1　基于 MPC 分量编码器构建的 LDPC 码为 LDMC 码,其中

$$H_g=\begin{pmatrix}H_1\\\vdots\\H_{M-1}\end{pmatrix}\tag{7}$$

和

$$H_e=H_M\tag{8}$$

证明　该类 LDMC 码是 3.1 节的 LDMC 码例子的直接扩展。因此,证明可被忽略。

在奇偶校验矩阵 H_e 中有 r_M 个 SPC 约束。H_e 在起始的 r_M-s_M行中的行重为$[n_M/r_M]$,在余下的 s_M 行中的行重为$[n_M/r_M]$。每个 $H_e{}'$子码包括 q 个 SPC 约束。将 r_M 个 SPC 约束分为 r_M/q 个子组,在发送端,每个发送向量包括一个 r_m/q 子组,则探测的总概率将从 $P=2^{M_TQ}$减至 $P=2^{M_TQ-q}$。q 越大,探测的复杂度越小。同样地,由 $r_m/q=n/N_e{}'$容易得知,$N_e{}'$越大,复杂度越小。已知 $N_e{}'\leqslant M_tQ$,则子码的最适长度为

$$N_e{}'=M_tQ\tag{9}$$

给出的 LDMC 码的奇偶校验矩阵 H_c 应满足如下两个约束:

a)H^p部分包括低三角方式。

b)H_i 的每列均有且仅有一个“1”元素。

约束 a)保证了该码为线性可编码[6]。约束 b)保证了 r_i 奇偶位可由 r_i 奇偶校验约束在第 i 个分量编码器同时生成[8,10,11]。考虑这两个约束,奇偶校验矩阵 H_c 可以由改进的 PEG 算法进行设计。

令 $V_c=\{c_0,c_1,\cdots,c_{m-1}\}$表示校验节点的集合,$V_v=\{v_0,v_1,\cdots,v_{n-1}\}$表示变量节点的集合。$E$ 是边的集合,$E\subseteq V_c\times V_v$,当且仅当 $h_{i,j}\neq0$ 时,边$(c_j,v_j)\subseteq E$,其中 $h_{i,j}$表示 H_c 在第 i 行第 j 列的元素,$0\leqslant i\leqslant m-1$,$0\leqslant j\leqslant n-1$。将所有的 m 校验节点分为 M 个单独的校验节点组。

$$\begin{gathered}G_1=\{c_0,c_1,\cdots,c_{(r_1-1)}\}\\G_2=\{c_{r_1},c_{(r_1+1)},\cdots,c_{(r_1+r_2-1)}\}\\\vdots\\G_M=\{c_{(r_1+r_2+\cdots+r_{M-1})},\cdots,c_{(r_1+r_2+\cdots+r_{M}-1)}\}\end{gathered}\tag{10}$$

其中:$r_1,r_2,\cdots,r_M$ 为 M 个正整数,$r_1+r_2+\cdots+r_M=m$。改进的 PEG 算法在算法 1 中给出。为更好地理解该算法,下面给出一些例子。第 1~5 行和第 19、20 行用来保证奇偶校验矩阵 H_i 在 r_i-s_i 行中有行重$[n_i/r_i]$,在余下的 s_i 行中有行重$[n_i/r_i]$。第 14 和 17 行用来使得 H^p是一个下三角矩阵。由于在第一个分量编码器之前没有数字复用器,第 15 行使得 H_1 包含消除了前 r_1-s_i 列的单位矩阵。

算法 1　改进后的 PEG 算法

1　$q=0$

2　$Y=\varnothing$

3　for $l=0$ do

4　将节点组 G_l 的校验节点度按非减顺序排列

　$X_i=[x_i^0,x_i^1,\cdots,x_i^{r_i-1}]=[\rho_{[\frac{n_i}{r_i}]},\rho_{[\frac{n_i}{r_i}]},\cdots,\rho_{[\frac{n_i}{r_i}]},\rho_{[\frac{n_i}{r_i}]}]$

5　end for

6　for $j=0$ to $n-1$ do

7　if $j\geqslant n-m$ then

8　　$SC=\{c_{j-(n-m)},\cdots,c_{m-1}\}\backslash Y$

9　else

10　　$SC=\{c_0,c_1,\cdots,c_{m-1}\}\backslash Y$

11　end if

12　for $k=0$ to $M-1$ do

13　if $k=0$ then

14　if $j\geqslant n-m$ then

　　$E_{v_j}^0\leftarrow$edge (c_i,v_j),其中 $E_{v_j}^0$是 v_j 的第一个关联边。该边

对应于矩阵 H^p 对角线上的“1”

15　else

　　$E_{v_j}^{0} \leftarrow \text{edge}\ (c_i, v_j)$, where $i = (j + (r_1 - s_1)) \bmod r_1$

16　end if

17　else

　　在当前图的设定中从 v_j 到深度 l 扩展了一个子图，$\overline{N}_{v_j}^{l} \cap SC \neq \varnothing$ 但 $\overline{N}_{v_j}^{l+1} \cap SC = \varnothing$，或 $\overline{N}_{v_j}^{l}$ 的基数性停止增长，则 $E_{v_j}^{k} \leftarrow \text{edge}\ (c_i, v_j)$，其中 $E_{v_j}^{k}$ 是 v_j 的第 k 条关联边，而且 c_i 是从最低校验节点度集合 $\overline{N}_{v_j}^{l} \cap SC$ 中的一个校验节点。

18　end if

19　if the degree of c_i equals x_k^q then

　　Add c_i into Y

　　$X_i \leftarrow X_i \backslash x_k^q$

　　$q = q + 1$

20　end if

　　找出包括 c_i 的校验节点组 G_i

　　$SC \leftarrow SC \backslash G_i$

21　end for

22　end for

因为 H_c 从改进后的 PEG 算法中得出，H_c 和 H_e 的围长均得到扩大[10]，所以 H_e 可用于探测和内迭代。在接收端可同时得到内迭代和外迭代。文献[3]中的 LDMC 码同样由 PEG 算法得出，区别在于文献[3]中 PEG 算法基于置换单位矩阵以取得拟循环 LDMC 码。

4　仿真

用算法 1 中给出改进后的 PEG 算法构造 LDMC 码 C_M。码长为 $n = 1\,920$，码率为 $R = 0.5$。分量编码器的数量 M 分为 5 和 6。一些参数如下：

a) $M = 5$：$r_1 = 360$，$r_2 = 360$，$r_3 = 360$，$r_4 = 360$，$r_5 = 480$ 且 $L = [n/r_5] = 4$；

b) $M = 6$：$r_1 = 288$，$r_2 = 288$，$r_3 = 288$，$r_4 = 288$，$r_5 = 288$ $r_6 = 480$，且 $L = [n/r_6] = 4$。

仿真通过错误性能的计算、比特误码率(BER)和迭代解码，对比结果如图 2 所示。假设 QPSK 在一个 4×4 的 MIMO 信道上传输，传输质量的长度为 8，且 $q = [N_e'/L] = 2$。将给出的码通过两种不同的途径进行仿真。首先，对 C_5 和 C_6 执行 3 次外迭代和 50 次内迭代；然后，执行 50 次外迭代且不执行内迭代。也对文献[4]中给出的初始 LDMC 码进行了仿真。为公平比较起见，修改了该码，包含了长度为 16 的奇偶校验的 H_e' 部分，替换为包含长度 4 的 4 奇偶校验约束。

$$
\begin{pmatrix}
1&1&1&1&0&0&0&0&1&1&1&1&0&0&0&0\\
0&0&1&1&0&0&1&1&0&0&1&1&0&0&1&1\\
0&1&0&1&0&1&0&1&0&1&0&1&0&1&0&1\\
0&0&0&0&1&1&1&1&1&1&1&1&0&0&0&0
\end{pmatrix}
$$

$$
\begin{pmatrix}
1&1&1&1&0&0&0&0&0&0&0&0&0&0&0&0\\
0&0&0&0&1&1&1&1&0&0&0&0&0&0&0&0\\
0&0&0&0&0&0&0&0&1&1&1&1&0&0&0&0\\
0&0&0&0&0&0&0&0&0&0&0&0&1&1&1&1
\end{pmatrix}
$$

每个长度为 8 的传输向量也包含了两个 SPC 约束。该改进后的码表示为 C_0。C_0 的性能曲线是通过 50 次外迭代和 0 次内迭代得出。

这三种码都可以缩减从 $P = 2^8$ 到 $P = 2^6$ 的探测概率。如图 2 所示，与 C_0 相比，给出的 C_5 和 C_6 码在无内迭代的情况下性能相似。但因为给出的码支持内迭代，所以可以通过增加内迭代以改善这些码的性能。

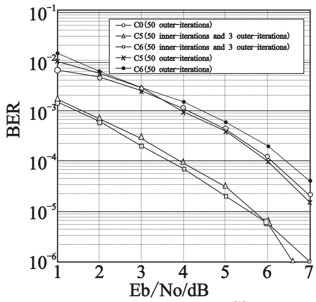

图2　给出的LDMC码与初始码[2]的误码率对比

5　结束语

本文给出了一种构造 LDMC 的途径。这些具有期望速率的码通过一种改进的 PEG 算法进行设计，并且可以仅由传输端的 MPC 编码器和数字复用器进行编码，这些码也降低了接收端 MIMO 探测的复杂度。与原有的 LDMC 码不同，这些码可以同时支持内迭代和外迭代，从而在接收端提供了更大的灵活性。探测的整体概率从 $P = 2^{M_T Q}$ 缩减到了 $P = 2^{M_T Q - q}$。给出的码具有很好的线性编码效率，而且在 MIMO 信道中的性能也很高。

参考文献：

[1] ALAMOUTI S M. A simple transmit diversity technique for wireless communications[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 1998, 16(8): 1451-1458.

[2] TAROKH V, JAFARKHANI H, CALDERBANK A R. Space-time block codes from orthogonal designs[J]. IEEE Trans on Information Theory, 1999, 45(5): 1456-1467.

[3] KIENLE F. Low-density MIMO codes[C]//Proc of the 5th International Symposium on Turbo Codes and Related Topics. 2008: 107-112.

[4] KIENLE F. On low-density MIMO codes[C]//Proc of IEEE International Conference on Communications. Piscataway, NJ: IEEE, 2009: 4534-4539.

[5] VIKALO H, HASSIBI B, KAILATH T. Iterative decoding for MIMO channels via modified sphere decoding[J]. IEEE Trans on Wireless Communications, 2004, 3(6): 2299-2311.

[6] HASSIBI B, VIKALO H. On the sphere-decoding algorithm I: expected complexity[J]. IEEE Trans on Signal Processing, 2005, 53(8): 2806-2818.

[7] GUO Feng, HANZO L. Low complexity non-binary LDPC and modulation schemes communicating over MIMO channels[C]//Proc of IEEE VTC. Los Angeles: IEEE, 2004: 1294-1298.

[8] BALDI M, CANCELLIERI G, CARASSAI A, *et al*. LDPC codes based on serially concatenated multiple parity-check codes[J]. IEEE Communications Letters, 2009, 13(2): 142-144.

[9] LU Jin, MOURA J M F. Linear time encoding of LDPC codes[J]. IEEE Trans on Information Theory, 2010, 56(1): 233-249.

[10] JIANG X, LEE M H. Semi-random LDPC codes with efficient encoding[J]. Electronics Letters, 2009, 45(24): 1259-1260.

[11] TEE J S K, TAYLOR D P, MARTIN P A. Multiple serial and parallel concatenated single parity-check codes[J]. IEEE Trans on Communications, 2003, 51(10): 1666-1675.

[12] GAO Jing-bo, ZHU Xu, LIN Hai, *et al*. Independent component analysis based semi-blind I/Q imbalance compensation for MIMO OFDM systems[J]. IEEE Trans on Wireless Communications, 2010, 9(3): 914-920.