

# 信道编码大作业实验报告

夏智康<sup>+</sup> 刘祥<sup>§</sup> 芦迪<sup>†</sup> 吴舒登<sup>‡</sup>

清华大学深圳国际研究生院信息科学与技术学部，深计研 19 班

+ 2019211193 § 2019211165 † 2019211174 ‡ 2019211167

## 1 分工情况

1. 构造射影平面循环 LDPC 码。其中，吴舒登主要负责 PG-LDPC 码的编码工作，芦迪主要负责编写射影平面循环 LDPC 码的实验笔记并完成一部分编码工作。
2. 构造基于广义 B-J 码的准循环 LDPC 码。夏智康主要负责基于广义 B-J 码的准循环 LDPC 码的编码工作，并撰写了实验报告中相应的原理和构造部分。
3. 构造基于循环置换矩阵的 Array LDPC 码。刘祥主要负责基于循环置换矩阵的 Array LDPC 码的编码工作，并撰写了实验报告中相应的原理和构造部分。
4. 实现迭代算法，可视化并比较三种编码的分组译码错误概率和比特译码错误概率。芦迪主要负责编码实现迭代算法并可视化实验结果，吴舒登主要负责编写此部分的实验报告并总结实验结果。

## 2 构造射影平面循环 LDPC 码

基于射影平面构造的循环 LDPC 码其实就是利用射影平面的点线关联矩阵。考虑在有限域  $GF(2^s)$  上的  $m$  维射影平面  $PG(m, 2^s)$ 。这个平面包含有  $n$  个点，其中  $n = (2^{(m+1)s} - 1)/(2^s - 1)$ 。在  $PG(m, 2^s)$  中有  $J = ((2^{ms} + \dots + 2^s + 1)(2^{(m-1)s} + \dots + 2^s + 1))/(2^s + 1)$  条直线，每条直线上包含有  $2^s + 1$  个点，每个点上又有  $(2^{ms} - 1)/(2^s - 1)$  条线交叉。伽罗华域  $GF(2^{(m+1)s})$  是有限域  $GF(2^s)$  的扩展，且可以看做是射影平面  $PG(m, 2^s)$  的一个实现。令  $\alpha$  为  $GF(2^{(m+1)s})$  的本原元，则  $GF(2^{(m+1)s})$  中的非零元素  $\alpha^0, \alpha^1, \dots, \alpha^{n-1}$  组成了射影平面  $PG(m, 2^s)$  中的点。设  $\alpha^i, \alpha^j$  是射影平面  $PG(m, 2^s)$  中的两个线性独立的点，那么下面点的集合  $\{\alpha^i + \beta\alpha^j : \beta \in GF(2^s)\}$  就是  $PG(m, 2^s)$  里通过点  $\alpha^i$  的一条线。两条线没有交点就是平行的，如果有交点也只能有一个交点。

令  $PG(m, 2^s)$  中直线的关联矢量作为矩阵  $\mathbf{H}_{PG}^{(1)}(m, 0, s)$  的行，射影平面  $PG(m, 2^s)$  中的点对应于  $\mathbf{H}_{PG}^{(1)}(m, 0, s)$  的列。 $\mathbf{H}_{PG}^{(1)}(m, 0, s)$  行重为  $\rho = 2^s + 1$ ，列重为  $\gamma = (2^{ms} - 1)/(2^s - 1)$ ，密度为  $r = (2^{2s} - 1)/(2^{(m+1)s} - 1)$ 。对  $m \geq 2, s \geq 2$ ， $r$  非常小，因此  $\mathbf{H}_{PG}^{(1)}(m, 0, s)$  是一个低密度矩阵。它的零空间给出了一个长度为  $n$  的 LDPC 码  $\mathbf{C}_{PG}^{(1)}(m, 0, s)$ ，其最小距离至少为  $(2^{ms} - 1)/(2^s - 1) + 1$ 。校验位长度为  $n - k = 1 + (C_{m+1}^m)^s$ 。

实验要求构造  $q = 32, n = q^2 + q + 1 = 1057$  的 PG-LDPC 码。构造过程如下：

- 1) 由  $q = 2^s, n = (2^{(m+1)s} - 1)/(2^s - 1)$  得  $m = 2, s = 5$ ，即要考虑有限域  $GF(2^5)$  上的 2 维射影平面  $PG(2, 2^5)$ 。 $PG(2, 2^5)$  中的点是用  $GF(2^{(m+1)s}) = GF(2^{15})$  中的元素表示的，可以先构造伽罗

华域  $GF(2^{15})$ 。  $GF(2^{15})$  是由本原多项式  $p(x) = x^{15} + x^{14} + x^{13} + x^{12} + x^{11} + x^5 + x^4 + x^3 + x^2 + x + 1$  生成的。由此，我们可以得到  $GF(2^{15})$ 。

- 2) 令  $\alpha$  为  $GF(2^{15})$  的一个本原元。令  $\beta = \alpha^n$ ，则  $\beta$  的阶为  $2^s - 1$ ， $\{0, 1, \beta, \beta^2, \dots, \beta^{2^s-2}\}$  可以构成  $GF(2^5)$ 。令  $\Gamma = \{\alpha^0, \alpha^1, \alpha^2, \dots, \alpha^{n-1}\}$ ，则  $\{\alpha^i, \beta\alpha^i, \beta^2\alpha^i, \dots, \beta^{2^s-2}\alpha^i\}$  可将  $GF(2^{15})$  划分为  $n$  个不相交的子集。
- 3) 需要求出经过某一点的任意一条不过原点的直线上的所有其他点。取  $PG(2, 2^5)$  中的任意不同的两个点  $\alpha^i, \alpha^j$ ，则通过这两个点的直线由  $\{\eta_1\alpha^i + \eta_2\alpha^j\}$  这样形式的点组成，且有  $2^s + 1$  即 33 个不同的点，只需选择  $\eta_1$  与  $\eta_2$ ，使得  $(\eta_1, \eta_2)$  不是另一个选择  $(\eta'_1, \eta'_2)$  的倍数即可。简单起见，我们取  $i = 0, j = 1$ ，那么  $\alpha^i = 1, \alpha^j = \alpha$ 。最终得到含有 33 个点的一条直线。
- 4) 得到直线后，由该直线求其关联矢量。该矢量由  $n = 1057$  个点组成。如果某点在直线上，则关联矢量该点处值为 1，否则为 0。由所得的关联矢量作为校验矩阵的第一行，对该矢量向右循环移位 1056 次，每次得到的矢量均作为校验矩阵的一行。校验位数目为  $1 + (C_3^2)^5 = 244$ ，因此信息位的数目为 813。校验矩阵的大小为  $244 \times 1057$ ，这样就得到了长为 1057，信息位为 813 的二维射影平面 LDPC 码的校验矩阵。

### 3 构造基于广义 B-J 码的准循环 LDPC 码

令  $GF(q)$  表示一个具有  $q = 2^m$  离散元素的伽罗华域。令  $[n, k, d]$  表示一个码长为  $n$ ，维度为  $k$ ，最小距离为  $d$  的  $q$  元线性码。Berlekamp-Justesen(B-J) 码是一类长度为  $q + 1$  的 MDS 码  $[q + 1, k, q - k + 2]$ 。为了得到围长尽可能大的 B-J 码，我们仅考虑  $q = 2^m, k = 2$  时的情形。可以看出  $q$  元  $[q + 1, 2, q]$ B-J 码是  $q$  元 Hamming 码  $[\frac{q^r-1}{q-1}, \frac{q^r-1}{q-1} - r, 3]$  的对偶码，因此 B-J 码的生成矩阵就是对应 Hamming 码的校验矩阵。易知  $q$  元 Hamming 码  $[\frac{q^r-1}{q-1}, \frac{q^r-1}{q-1} - r, 3]$  的校验矩阵，并将其化为循环形式，就能够得到 B-J 码的生成矩阵。当  $q = 32$  时，可得  $q$  元  $[33, 2, 32]$ B-J 码的生成矩阵为：

第一行：

$$[1, 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9, 10, 11, 12, 13, 14, 15, 16, 17, 18, 19, 20, 21, 22, 23, 24, 25, 26, 27, 28, 29, 30, 31, 0]$$

第二行：

$$[0, 1, 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9, 10, 11, 12, 13, 14, 15, 16, 17, 18, 19, 20, 21, 22, 23, 24, 25, 26, 27, 28, 29, 30, 31]$$

生成多项式为：

$$g = (1, 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9, 10, 11, 12, 13, 14, 15, 16, 17, 18, 19, 20, 21, 22, 23, 24, 25, 26, 27, 28, 29, 30, 31)$$

我们所要构造的基于广义 B-J 码的准循环 LDPC 码  $q = 32, n = q^2 - 1 = 1023$ 。因为码长为  $1023 = 33 \times 31$ ，所以采用基于 B-J 码的第二类置换，即  $(q - 1)$  元组置换。

设  $C_{B/2}^*$  为  $C_{B/2}$  的非 0 码字集合，由  $C_{B/2}$  的循环特性易知， $C_{B/2}^*$  可有如下表示：

$$C_{B/2}^* = \{\lambda g(x)x^i : \lambda \neq 0 \in GF(q), i = 1, \dots, q + 1\} \quad (1)$$

令

$$C_i^{(2)} = \{\lambda g(x)x^i : \lambda \neq 0 \in GF(q)\}, \quad i = 1, 2, \dots, q + 1 \quad (2)$$

易得  $|C_i^{(2)}| = q - 1$ ，并且所有的  $C_i^{(2)} (i = 1, 2, \dots, q + 1)$  构成了  $C_{B/2}^*$  的一个划分。

令矩阵  $C$  的行向量为  $C_{B/2}^*$  中的一个码字，同时矩阵  $C$  中包含  $C_{B/2}^*$  中的所有码字，易知  $C$  为  $1023 \times 33$  矩阵。因为  $q$  元  $[33, 2, 32]$ B-J 码是线性等重和等距码，因此所有的非零码字都有着相同的重量 32，任意两码字之间的距离也是 32，即任意两码字之间至多只有一个分量相同。所以矩阵  $C$  中任意两行间只有一个分量相同。对矩阵  $C$  中的元素进行  $(q-1)$  元组替换，即对于  $GF(q)$  中的非 0 元素  $\alpha^j (j = 0, 1, \dots, q-2)$ ，定义一个二元  $(q-1)$  长向量  $\mathbf{y}(\alpha^j) = (y_0, y_1, \dots, y_{q-2})$  与  $\alpha^j$  一一对应，其中  $y_j = 1$ ，其他分量为 0。而对于  $GF(q)$  中的 0 元素则用全 0 的  $(q-1)$  长向量与其对应。由此得到的矩阵  $H$  为  $1023 \times 1023$  二元矩阵，而且矩阵  $H$  的任意两行之间只有一个对应位置的分量为 1，即  $H$  的围长大于 4。

我们选取  $C_{B/2}^*$  的前 6 个划分的码字，进行  $(q-1)$  元组替换得到  $186 \times 1023$  的校验矩阵，对应的 LDPC 码为  $[1023, 837]$ 。

## 4 构造基于循环置换矩阵的 Array LDPC

基于循环置换矩阵的 Array LDPC 码是一种结构化的 LDPC 码构造方法，其构造过程主要由三个参数控制  $p, j, k$ ，其中  $p$  为质数。在这种构造方法下，校验矩阵为

$$H = \begin{bmatrix} I & I & I & \cdots & I \\ I & \alpha & \alpha^2 & \cdots & \alpha^{k-1} \\ I & \alpha^2 & \alpha^4 & \cdots & \alpha^{2(k-1)} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ I & \alpha^{j-1} & \alpha^{2(j-1)} & \cdots & \alpha^{(j-1)(k-1)} \end{bmatrix}$$

其中  $I$  是  $p \times p$  的单位矩阵， $\alpha$  是大小为  $p \times p$  的左移或右移一位的置换矩阵。例如，当  $p = 5$  时

$$\alpha = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix} \quad \text{或} \quad \alpha = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \end{bmatrix} \quad (3)$$

对于题目的要求可取  $p = 31, k = 33, j = 5$ ，于是信息字长为  $k = p \cdot k - p \cdot j = 868$ ，码长为  $n = p \cdot k = 1023$ ，码率为  $k/n = 0.8485$ 。

## 5 译码错误概率分析

使用 MATLAB 编写了相关程序，实现了前述三种 LDPC 码的构造，见 `./code` 文件夹内的 `generate_PG.m`、`generate_BJ.m`、`generate_Array.m`。其中生成 PG-LDPC 码的校验矩阵时，需要先运行 `./code/pg_ldpc.m` 生成中间变量 `GF` 与 `points`，并将这两个变量作为参数输入 `generate_PG` 函数。我们在不同的信噪比下，当检测到 10 个错误分组，分别计算分组译码错误概率和比特译码错误概率。将分组错误数目除以发送的分组总数目得到分组译码错误概率，使用 matlab 中的 ‘berconfint’ 函数计算比特译码错误概率。使用 MATLAB 的通信工具箱对前面构造的三种 LDPC 码进行了编解码实验（见 `./code/get_BER.m`），并绘制了对应的分组译码错误

概率与比特译码错误概率曲线（见 ./code/main.m）。

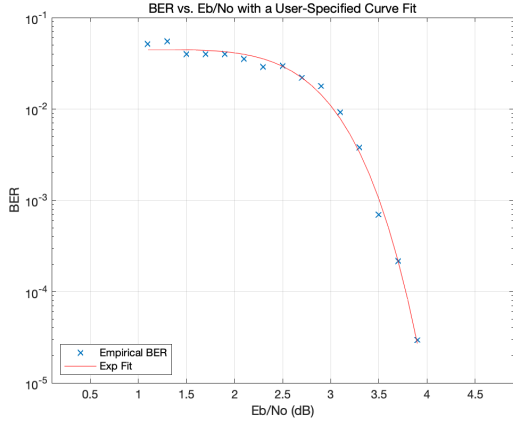


图 1: PG-LDPC Bit Error Rate vs. Eb/No

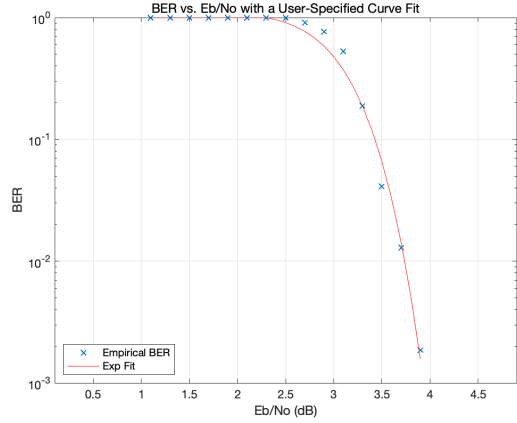


图 2: PG-LDPC Block Error Rate vs. Eb/No

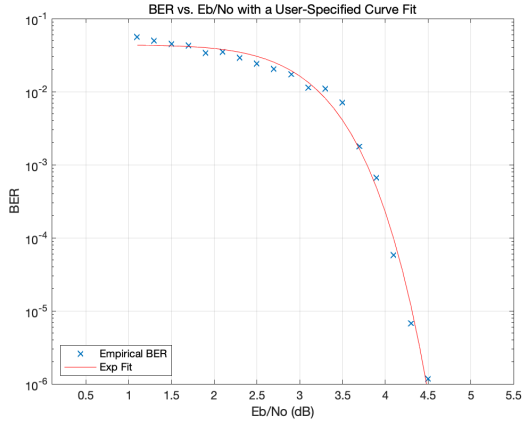


图 3: BJ-LDPC Bit Error Rate vs. Eb/No

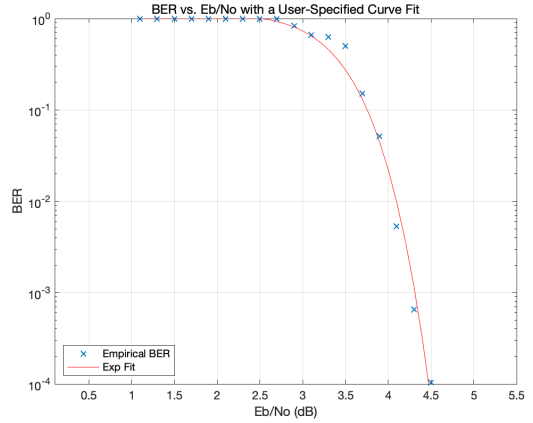


图 4: BJ-LDPC Block Error Rate vs. Eb/No

图 1、图 2 为 PG-LDPC 码的分组译码错误概率与比特译码错误概率曲线。在信噪比小于 3 dB 时，比特错误译码概率较大，大致在 (0.01, 0.1) 区间；当信噪比超过 3 dB 时，比特译码错误概率呈指数级下降趋势。当信噪比小于 3 dB 时，分组错误译码概率接近 1；同样地，当信噪比超过 3 dB 时，分组译码错误概率呈指数级下降趋势。

图 3、图 4 为 BJ-LDPC 码的分组译码错误概率与比特译码错误概率曲线。图 5、图 6 为 ARRAY-LDPC 码的分组译码错误概率与比特译码错误概率曲线。BJ-LDPC 与 ARRAY-LDPC 的比特译码错误概率和分组译码错误概率的变换趋势与 PG-LDPC 的变化趋势基本一致。相比而言，当信噪比逐渐变大，PG-LDPC 的分组译码效果更好，在信噪比为 3.8 dB 时，其错误概率可以低至  $10^{-3}$ ，而其余两种编码错误概率大于  $10^{-2}$ 。在比特译码方面，也是 PG-LDPC 效果更好，在信噪比达到 3.8 dB 时，它的错误概率低于  $10^{-5}$ ，其余两种编码的错误概率在  $10^{-3}$  左右。

## 6 总结

我们的实验主要分成四个部分。在前三部分，我们使用 matlab 分别构造投影平面循环 LDPC 码，基于广义 B-J 码的准循环码和基于循环置换矩阵的 Array LDPC 码。第四部分我们实现迭代

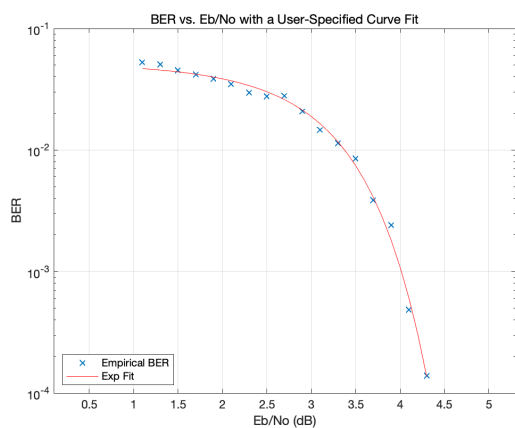


图 5: Array-LDPC Bit Error Rate vs. Eb/No

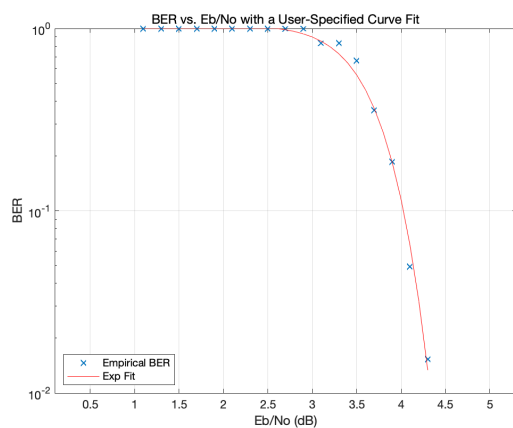


图 6: Array-LDPC Block Error Rate vs. Eb/No

译码算法，可视化并比较三种编码的分组译码错误概率和比特译码错误概率。通过比较，我们发现比特译码错误概率一致地低于分组译码错误概率；PG-LDPC 码在比特译码错误概率和分组译码错误概率上都表现更优越。