

基于快速码根检验的 RS 码综合识别算法

张晓林, 李修桥, 孙溶辰

(哈尔滨工程大学信息与通信工程学院, 黑龙江 哈尔滨 150001)

摘要: 针对 RS (Reed-Solomon) 码识别算法存在的计算量大和漏警概率高的问题, 提出了一种基于快速码根检验的 RS 码综合识别算法。首先, 在二元域中求解校验关系, 利用快速码根检验算法依次遍历参数; 然后, 利用组合码根分布特性, 对级数、本原多项式以及纠错能力进行联合判定; 最后, 赋予长短码不同的置信权重, 将通过判定的待定参数进行综合衡量, 选择最优参数, 并计算生成多项式。所提算法不需要信噪比等先验信息, 具有较好的适应性。仿真结果表明, 所提算法在较低复杂度下可以有效地降低漏警概率, 与常规的硬判决算法相比, 所提算法性能较好, 可以较快地完成编码参数识别。

关键词: RS 码; 快速码根检验; 置信权重; 综合识别; 漏警概率; 盲识别

中图分类号: TN911.7

文献标志码: A

DOI: 10.11959/j.issn.1000-436x.2022219

Comprehensive recognition algorithm of RS code based on fast code root trial

ZHANG Xiaolin, LI Xiuqiao, SUN Rongchen

College of Information and Communication Engineering, Harbin Engineering University, Harbin 150001, China

Abstract: In order to solve the problem of high computation and high missed alarm probability of RS (Reed-Solomon) codes for recognition, comprehensive recognition algorithm of RS codes based on fast code root trial was proposed. Firstly, the check relationship was solved in binary equivalently and fast code root trial was used to check parameters in sequence. Secondly, according to distribution characteristics of the combined code roots, m -level primitive polynomial field and error correction ability was associatively determined. Finally, the short codes and long codes were given different confidence weights and the determined parameters were comprehensively analyzed. The optimal parameter was selected and the generate polynomial was calculated. The proposed algorithm did not need prior information such as signal-to-noise ratio (SNR), and had good adaptability. The simulation results show that the proposed algorithm can effectively reduce the missed alarm probability under the condition of low complexity. Compared with the conventional hard decision algorithm, the performance of the proposed algorithm is improved, and the parameter recognition of RS codes can be completed quickly.

Keywords: RS code, fast code root trial, confidence weight, comprehensive recognition, missed alarm probability, blind recognition

0 引言

通信系统中, 信道编码技术实现了在信息层面对数据进行检错和纠错。RS (Reed-Solomon) 码是一种多进制信道编码, 其由于编码特性具有较强的

抵抗突发错误的的能力, 因此被广泛应用于深空通信和卫星通信。在认知无线电领域, 信道编码识别是通信侦察和截获的重要环节。如何在复杂的信道环境下根据截获的信息快速、准确地恢复编码参数是关键问题。对于 RS 码的盲识别问题, 目前的识别

收稿日期: 2022-06-20; 修回日期: 2022-09-06

通信作者: 孙溶辰, rongchensun@hrbeu.edu.cn

基金项目: 国家自然科学基金资助项目 (No.62001139)

Foundation Item: The National Natural Science Foundation of China (No.62001139)

算法依据是否需要先验信息可分为硬判决和软判决两大类。硬判决算法以排除不可能事件为中心思想设置适当阈值；软判决需要确定信噪比，并在特定的调制方式下由信噪比转化为误比特率，进而推导较准确的阈值，两者各有优缺点。

RS 码具体的识别算法包括高斯消元法^[1-2]、欧几里得算法^[3]、基于伽罗华域傅里叶变换 (GFFT, Galois field Fourier transform) 算法^[4-7]、基于中国剩余定理算法^[8]、码根检验算法^[9-11]等。高斯消元法通过分析矩阵秩的情况识别码长，适用于低误比特率情况；欧几里得算法将码字多项式辗转相除，依次识别码长和生成多项式，需要存在足够多的正确码字；基于中国剩余定理算法将编码映射为环上的线性码，依次识别码长和本原多项式，算法复杂度低，但性能较差；基于 GFFT 算法和码根检验算法本质上都是基于有限域校验矩阵寻找连续码根，可以实现对码长、本原多项式和纠错能力的联合识别，性能较好，但是该类算法基于有限域进行计算，复杂度高。

近些年，相关算法主要改进 GFFT 和码根检验。文献[12]实现在二元域中的识别，先通过本原元检验筛选，再判断连续的偶数码根，降低了计算复杂度，但是阈值兼容性不高。文献[13]通过前 2 个码根筛选，再通过 GFFT 进行识别，但识别过程仍然存在较高的虚警概率和漏警概率。文献[14]提出纠正单比特错误码字，但前提是需要预先得知码长，且计算量较大。文献[15]提出一种基于平均余弦符合度的二进制循环码识别方法，利用软判决序列度量奇偶校验关系。文献[16]提供了正确识别生成器多项式因子的概率下界。文献[17]推导并分析了多种调制方式下的 RS 码和交织器的联合识别。

目前，码根检验算法识别性能较好，但复杂度仍有待降低，并且大多数算法基于遍历各种参数最终选取最优解，需要同时兼容不同长度的编码，会牺牲不同长度编码的特性，导致整体识别概率不高。本文提出一种快速码根检验算法，利用组合码根进行检验，并将 RS 码划分为短码和长码分开识别。首先，在短码情况下，降低随机序列和相同级数不同本原多项式的 RS 码对算法的影响，通过组合码根检验综合考虑通过判定的参数，降低漏警概率；然后，对长码直接使用码根检验，快速定位参数。算法使用的校验矩阵以二进制比特数据形式存储，识别过程基于二元域，计算量小，速度快；另外，该算法不需要获取先验信息，当信道条件未知时能以较高的性能完成识别。

1 RS 码原理及其性质

定义 1^[18] 伽罗华域 $GF(q)(q > 2)$ 中，本原元为 α 、码长为 $n = q - 1$ 的本原 BCH 码为 RS 码。

RS 码是多进制编码，其编码域为 $GF(2)$ 的扩域 $GF(2^m)$ ，通常 $m \in [3, 8]$ 。若本原多项式为 $p(x)$ ，则可以表示为 $GF(2^m) = F_2[x] \mid p(x)$ 。定义 (n, k) RS 码， n 为码长， k 为信息位长度，纠错能力为 t 。非缩短 RS 码满足 $n = 2^m - 1, n - k = 2t$ ，生成多项式通常为

$$g(x) = \prod_{i=1}^{2t} (x - \alpha^i) \quad (1)$$

编码多项式为

$$C(x) = M(x)g(x) = c_0 + c_1x + \dots + c_{n-1}x^{n-1} \quad (2)$$

其中， $M(x)$ 为 $GF(2^m)$ 上的原始信息多项式， $\alpha, \alpha^2, \dots, \alpha^{2t}$ 为 $C(x)$ 对应 $F_2[x] \mid p(x)$ 的根。

定义 2^[18] RS 码编码多项式 $C(x)$ 经过 GFFT 后，得到的谱多项式为

$$A(z) = A_0 + A_1z + \dots + A_{n-1}z^{n-1} = \sum_{j=0}^{n-1} A_jz^j \quad (3)$$

其中

$$A_j = C(\alpha^j) = \sum_{i=0}^{n-1} c_i \alpha^{ji}, 0 \leq j \leq n-1 \quad (4)$$

定理 1^[4] 设 RS 码的距离为 δ ，则经过 GFFT 后， $A(z)$ 中至少含 $\delta - 1 = 2t$ 位连续零元素。

定理 2^[5] 若 $GF(2^{m_0}) = F_2[x] \mid p_0(x)$ 为 RS 码编码域，对码字做 $GF(2^m) = F_2[x] \mid p(x)$ 上的 GFFT (其中 $m \neq m_0$ 或 $p(x) \neq p_0(x)$) 后， $A(z)$ 的零元素位置随机。

性质 1 $(n, n - 2t_0)$ RS 码， $2 \leq t_0 \leq \frac{n-1}{2}$ ，其部分许用码字包含于 $(n, n - 2(t_0 - 1))$ RS 码的许用码字，即后者的码字多项式不仅以 $\alpha, \alpha^2, \dots, \alpha^{2(t_0-1)}$ 为根，且存在若干码字，其多项式的根为 $\alpha, \dots, \alpha^{2(t_0-1)}, \alpha^{2t_0-1}, \alpha^{2t_0}$ 。

例如， $p_1(x) = x^3 + x + 1, F_2[x] \mid p_1(x)$ 上的 $(7, 5)$ RS 码存在特殊码字多项式，例如 $C_1(x) = x^4 + \alpha^3x^3 + x^2 + \alpha x + \alpha^3, C_2(x) = x^5 + x^4 + \alpha^5x^3 + \alpha^5x + \alpha^4$ 等， $C_1(x), C_2(x)$ 的根一定包含 α, α^2 ；同时，此码字恰好为 $F_2[x] \mid p_1(x)$ 上 $(7, 3)$ RS 码的码字 (许用码字重叠)，所以 $C_1(x), C_2(x)$ 的根也包括 α^3, α^4 。

设来自信道中的 RS 码多进制编码序列为 $(r_0, r_1, \dots, r_{n-1})$ ， N 个码字组成矩阵 R ，校验矩阵为 H ，定义矩阵 $\Phi_{N \times 2t} = RH^T$ ，展开为

$$\Phi_{N \times 2t} = \begin{bmatrix} r_{1,0} & r_{1,1} & \cdots & r_{1,n-1} \\ r_{2,0} & r_{2,1} & \cdots & r_{2,n-1} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ r_{N,0} & r_{N,1} & \cdots & r_{N,n-1} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} h_{1,0} & h_{2,0} & \cdots & h_{2t,0} \\ h_{1,1} & h_{2,1} & \cdots & h_{2t,1} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ h_{1,n-1} & h_{2,n-1} & \cdots & h_{2t,n-1} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} \varphi_1^1 & \varphi_1^2 & \cdots & \varphi_1^{2t} \\ \varphi_2^1 & \varphi_2^2 & \cdots & \varphi_2^{2t} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ \varphi_N^1 & \varphi_N^2 & \cdots & \varphi_N^{2t} \end{bmatrix}_{N \times 2t} \quad (5)$$

其中， n 为码长， $2t$ 为校验位数量。

根据定义 2 和定理 1，无错 RS 码的谱多项式有连零成分，因此 RS 码识别问题可转化为在未知编码参数的条件下，通过分析矩阵 $\Phi_{N \times 2t}$ 中零元素的分布情况，识别编码域级数 m 、码长 n 、信息位长度 k 、本原多项式 $p(x)$ 以及生成多项式 $g(x)$ 。

2 RS 码快速码根检验识别模型

2.1 模型假设与构建思路

RS 码的参数识别算法通常有如下假设。1) 截获的编码序列已完成帧同步，信噪比、误比特率等先验信息未知，不参与算法的计算过程。2) 编码类型为非缩短 RS 码，即码长 $n = 2^m - 1$ 。3) 信息位 $k = 1$ 的 $(n, 1)$ RS 码校验位较冗余，码率极低；当 $7 \leq m \leq 8$ 时， $t = 1$ 的 $(n, n - 2)$ RS 码纠错性能较弱。因此， $(7, 1)$ 、 $(127, 1)$ 、 $(255, 253)$ 等参数的 RS 码在实际应用中很少使用，本文不予考虑。

基于 RS 码编码特点，建立如下数学模型。设截获的编码序列参数为 $(2^m - 1, k)$ RS 码，码字数量为 N ，首选设置编码域 $GF(2^{m_x})$ ，将其转换到二进制，按行排入 $N \times m_x(2^{m_x} - 1)$ 的识别矩阵中， N_x 为待识别码字的数量，满足

$$N_x = \left\lfloor \frac{Nm(2^m - 1)}{m_x(2^{m_x} - 1)} \right\rfloor - N_0 \quad (6)$$

其中， $\lfloor \cdot \rfloor$ 为向下取整符号，剔除末尾非完整的码字； N_0 为需要剔除的全零码的码字数量，以免影响识别结果。

将校验方程从 $GF(2^m)$ 转换为 $GF(2)$ [9,12]，其中

$r_{l,j} = [r_0^{l,j}, r_1^{l,j}, \dots, r_{m-1}^{l,j}]$, $1 \leq l \leq N, 0 \leq j \leq n - 1$ ；设向量 $\theta = (1, \alpha, \alpha^2, \dots, \alpha^{m-1})^T$ ，矩阵 $h_{\tau,j}$ 为 $GF(2^m)$ 中以 θ 为基底的坐标向量，即

$$h_{\tau,j} \xrightarrow{\theta} \begin{bmatrix} h_{\tau,j}^{0,0} & h_{\tau,j}^{0,1} & \cdots & h_{\tau,j}^{0,m-1} \\ h_{\tau,j}^{1,0} & h_{\tau,j}^{1,1} & \cdots & h_{\tau,j}^{1,m-1} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ h_{\tau,j}^{m-1,0} & h_{\tau,j}^{m-1,1} & \cdots & h_{\tau,j}^{m-1,m-1} \end{bmatrix}_{m \times m} \quad (7)$$

其中， $1 \leq \tau \leq 2t$ ，得到 $GF(2)$ 下的 $\Phi_{N \times 2t}$ 为

$$\Phi_{N \times 2tm}^{(2)} = \begin{bmatrix} \varphi_1^{1,0} & \cdots & \varphi_1^{1,m-1} & \cdots & \varphi_1^{2t,0} & \cdots & \varphi_1^{2t,m-1} \\ \varphi_2^{1,0} & \cdots & \varphi_2^{1,m-1} & \cdots & \varphi_2^{2t,0} & \cdots & \varphi_2^{2t,m-1} \\ \vdots & \ddots & \vdots & \ddots & \vdots & \ddots & \vdots \\ \varphi_N^{1,0} & \cdots & \varphi_N^{1,m-1} & \cdots & \varphi_N^{2t,0} & \cdots & \varphi_N^{2t,m-1} \end{bmatrix}_{N \times 2tm} \quad (8)$$

事实上，由 $k \geq 1$ 可知，当 $2t$ 取最大值 n 时

$$A_i^r \xrightarrow{GF(2)} \varphi_i^r, 1 \leq \tau \leq n - 1 \quad (9)$$

结合定义 2，文献[4]使用的 GFFT 算法是对所有码字在扩域 $GF(2^m)$ 中计算 $\varphi_i^r (1 \leq \tau \leq n - 1)$ 全部元素，寻找高于设定阈值的连续偶数零值，算法较冗余。文献[12]先计算 φ_1^1 ，然后计算校验和并保留通过阈值 T_1 的码字以识别本原多项式，再计算 $\varphi_i^r (2 \leq \tau \leq 2t)$ ，与更高的阈值 T_2 比较，依次检验各个元素，在高误比特率下，正确参数无法通过 T_1 ，并且编码域和生成多项式分开识别性能降低。文献[13]中先计算 φ_i^1, φ_i^2 ，以随机序列通过码根检验的阈值评判参数的正确性，再选取一定数量码字做 GFFT，但是，短码时如何恰当地选择 $N_{gn} (N_{gn} \leq 10)$ 个码字缺乏稳定性。

上述码根检验算法较冗余，并且算法在短码情况下容易受相同级数 m 、不同本原多项式 $p(x)$ 的影响，当通过判决阈值时直接完成识别会造成漏警。针对以上问题，本文从减少码根检验计算量和降低识别漏警概率 2 个角度展开分析。

2.2 快速码根检验算法

由式(6)得到识别矩阵后，求解矩阵 $\Phi_{N \times 2tm}^{(2)}$ 中的校验元素为

$$\varphi_i^{\tau,\delta} = \sum_{j=0}^{n-1} \bigoplus_{k=0}^{m-1} \oplus r_k^{l,j} h_{\tau,j}^{k,\delta} \quad (10)$$

其中， \oplus 为二元域加法， $1 \leq l \leq N, 1 \leq \tau \leq 2t$ ，

$0 \leq \delta \leq m-1$, 矩阵 $h_{\tau,j}$ 由级数 m 下某一本原多项式对应的本原元 α 变换而成, $h_{\tau,j}^{k,\delta}$ 为固定的 0 或 1, 其中 0 元素不影响二元域加法。设矩阵 H^T 中每一列 1 元素对应的位置集合为

$$\Omega_{\tau,\delta} = \{(j,k) | h_{\tau,j}^{k,\delta} = 1\} \quad (11)$$

因此

$$\varphi_l^{\tau,\delta} = \sum_{z \in Z_l} \oplus z, Z_l = \{r_k^{l,j} | (j,k) \in \Omega_{\tau,\delta}\} \quad (12)$$

设矩阵 H^T 中每一列的汉明重量为 $w_{\tau,\delta}$, 其值等于 1 元素的数量和, 即 $w_{\tau,\delta} = |\Omega_{\tau,\delta}|$ 。定义 $\{\alpha^2\}$ 和 $\{\alpha^3 \alpha^4\}$ 检验, 检验 α, α^2 和 $\alpha, \alpha^2, \alpha^3, \alpha^4$ 是否为码字多项式的根。若参数正确且无误码, 则 $\varphi_l^{1,\delta} = \varphi_l^{2,\delta} = 0$, 若同时有 $t \geq 2$, 则 $\varphi_l^{3,\delta} = \varphi_l^{4,\delta} = 0$ 。

下面, 设定一种连续偶数码根的快速检验算法, 当 $\varphi_l^{\tau,\delta} = 1$ 时直接跳出检验并输出结果, 算法流程如图 1 所示。

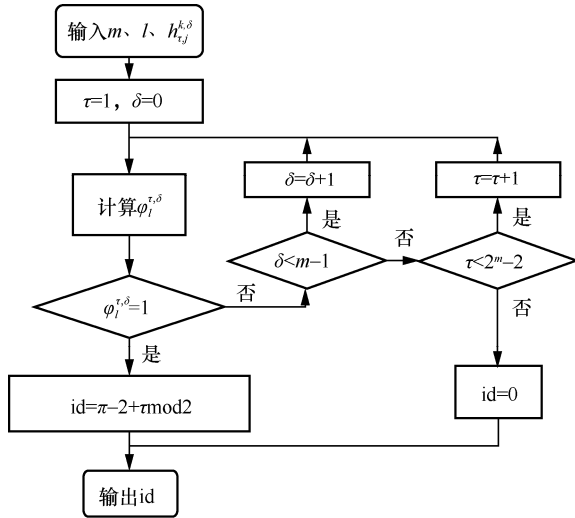


图 1 连续偶数码根的快速检验算法流程

图 1 中, $h_{\tau,j}^{k,\delta}$ 为离线储存数据, 识别时直接调用, 代入式(11)和式(12)计算 $\varphi_l^{\tau,\delta}$, 当 $\varphi_l^{\tau,\delta} = 1$ 时令 $id = \tau - 2 + \tau \bmod 2$, 即连续根数量 τ 的最大偶数值, 并输出; 特殊情况下, 当连续根个数为 $n-1$ 时, 输出 $id = 0$ 。设向量 $\mathbf{d} = (d_2, d_4, \dots, d_i, \dots, d_{n-3})$ 为连续码根的非零偶数值分布向量, 初值 $\mathbf{d} = \mathbf{0}$ 。依次输入 l 个码字进行码根检验, 若 $id > 0$ 则 $d_{id} = d_{id} + 1$, 更新 \mathbf{d} , 直至输入最后一个码字。

2.3 码根阈值选取

当编码域设置错误时, 由于信息位与校验位的校验关系被打破, 按照当前参数形成的待识别码字

可等同于随机序列, 每个比特之间取值 0,1 相互独立, 因此可得

$$P(\varphi_l^{\tau,\delta} = 0) = P(\varphi_l^{\tau,\delta} = 1) = \frac{1}{2} \quad (13)$$

对 $\{\alpha^2\}$ 和 $\{\alpha^3 \alpha^4\}$ 检验分别设定恰当的阈值 Th_1 和 Th_2 , 用于排除绝大多数随机序列的干扰, 随机序列通过 $\{\alpha^2\}$ 和 $\{\alpha^3 \alpha^4\}$ 检验的概率分别为

$$p_1 = \frac{1}{2^{2m_x}} \quad (14)$$

$$p_2 = \frac{1}{2^{4m_x}} \quad (15)$$

设 N_x 个码字中可通过 $\{\alpha^2\}$ 和 $\{\alpha^3 \alpha^4\}$ 检验的数量分别为 w_1 和 w_2 。由定理 2 可知, 若 $m_x \neq m$, 当前码字为近似随机序列, 则 w_1 和 w_2 符合二项分布 $w_i \sim B(N_x, p_i)$, 参数分别为

$$P(w_i) = C_{N_x}^{w_i} p_i^{w_i} (1-p_i)^{N_x-w_i} \quad (16)$$

$$E_i = E(w_i) = N_x p_i \quad (17)$$

$$D_i = D(w_i) = N_x p_i (1-p_i) \quad (18)$$

其中, E_i 和 D_i 分别为 $w_i (i=1,2)$ 的均值和方差。每个码字是否通过 $\{\alpha^2\}$ 或 $\{\alpha^3 \alpha^4\}$ 检验之间相互独立, 由中心极限定理可得, 当 N_x 足够大时, w_1 和 w_2 的分布趋向于参数为 E_i 和 D_i 的正态分布, 即 $w_i \sim N(E_i, D_i)$ 。设定一个较高的阈值 Th_i , 则

$$P(w_i \leq Th_i) = 1 - P(w_i \geq Th_i) = 1 - Q\left(\frac{Th_i - E_i}{\sqrt{D_i}}\right) \quad (19)$$

其中, $Q(x)$ 为 Q 函数, 即

$$Q(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_x^\infty e^{-\frac{t^2}{2}} dt \quad (20)$$

由此推得

$$Th_i = w_i p_i + t_p \sqrt{w_i p_i (1-p_i)} \quad (21)$$

其中, t_p 由 Q 函数表查表得出, 若以不可能事件概率 $Q = 0.00135$ 为临界值, 则 $t_p = 3.0$, 计算后取 $Th_i = \lceil Th_i \rceil$, 其中 $\lceil \cdot \rceil$ 为向上取整, 即 $w_i \geq Th_i$ 的概率小于 0.135%。

下面, 以长度等同于 (7,3) RS 码的随机序列为例, 设置数量 $N_x = 1000$, 蒙特卡罗仿真 1000 次, 得到随机序列通过码根检验的数量占比和拟合正态分布曲线如图 2 所示。

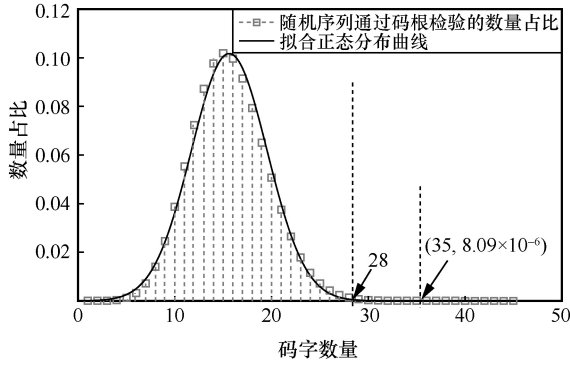


图 2 w_1 的概率分布曲线和拟合正态分布曲线

图 2 中拟合正态分布曲线的均值 $E_1 = 15.625$ ，方差 $D_1 = 15.3809$ ，当设置 Th_1 为 28 时，数量大于或等于 Th_1 的码字概率小于 0.135%，可以将大部分随机序列剔除，将大部分 $t=1$ 的 RS 码筛选出来。但是，仅靠阈值 Th_2 不能准确地选取 $t \geq 2$ 的 RS 码，原因如下。由性质 1 可知，即使在无误码情况下， $t=1$ 的 RS 码部分许用码字也可以通过 $\{\alpha^3 \alpha^4\}$ 检验使 $w_2 \geq Th_2$ 。因此，需要同时统计通过 $\{\alpha \alpha^2\}$ 和 $\{\alpha^3 \alpha^4\}$ 检验的数量，选取通过检验的数量与阈值差值最大的参数作为最终结果。

当信道条件较好时，正确参数的码字通过 $\{\alpha \alpha^2\}$ 和 $\{\alpha^3 \alpha^4\}$ 检验的数量远大于 Th_1 ，为降低计算复杂度，仍需要设置一个极高的阈值 Th_3 ，当通过检验的数量超过该阈值时，直接判定该参数为正确参数。设定当 $P(w_1) < p_3 = 10^{-5}$ 时对应的最小码字数量为阈值，即 $Th_3 = 35$ ，对应的概率小于 10^{-5} 。

2.4 算法步骤

算法整体思路如下。赋予长码较高的置信权重，对短、长码分别遍历编码域，进行参数判定。对于短码，若通过 $\{\alpha \alpha^2\}$ 检验的码字数量超过 Th_3 ，则直接判定当前参数；否则，继续遍历，将 m 下的所有本原多项式进行综合考虑，判断所有参数的 $\{\alpha \alpha^2\}$ 、 $\{\alpha^3 \alpha^4\}$ 检验是否分别通过阈值 Th_1 、 Th_2 ，若通过则作为待定参数。对于长码，若某一组参数的 $\{\alpha^3 \alpha^4\}$ 检验通过阈值 Th_2 ，则直接判定为该参数；否则，选取短码的待定参数作为识别结果。具体步骤如下。

输入 长度 $n^{(2)} = Nmn$ bit 的二进制编码序列、二元域校验矩阵 $h_{r,j}$

输出 $\hat{n}, \hat{k}, \hat{p}, \hat{g}$

初始化 $i = 0, m_x = 3, p_x = P_{m_x=3}(l)$

步骤 1 由 $m_x, p_x, n_x = 2^{m_x} - 1$ 设定识别矩阵，对第 l (l 初始值为 1) 行做快速码根检验，并更新 d 。若 $3 \leq m_x \leq 6$ 且 d 中 $\exists id_0 \in [2, n_x - 3], d_{id_0} \geq Th_3$ ，或者 $7 \leq m_x \leq 8$ 且 d 中 $\exists id_0 \in [4, n_x - 3], d_{id_0} \geq Th_2$ ，停止计算 $l+1$ 行，转至步骤 5；若 $m_x = 8$ ，转至步骤 6。

步骤 2 当 $l = N_x$ 时，继续遍历 p_x ，重复步骤 1，得到分布向量 $d_{m_x}^{p_x} = (d_2^{p_x}, d_4^{p_x}, \dots, d_{id}^{p_x}, \dots)$ ， $p_x \in P_{m_x}$ 。

步骤 3 求解 $p_\eta = \arg \max_{p_x} d_2^{p_x}$ ，其中 $p_x \in P_{m_x}$ 。

若 $d_2^{p_\eta} \geq Th_1$ ，则 $i = i + 1$ ， $\Delta th_i = d_2^{p_\eta} - Th_1$ ，并且 $n_i = n_x, k_i = n_x - 2, p_i = p_\eta$ 。

步骤 4 求解 $p_\xi = \arg \max_{p_x} \sum_{id=4}^{n_x-3} d_{id}^{p_x}$ ，其中 $p_x \in P_{m_x}$ 。若 $\sum_{id=4}^{n_x-3} d_{id}^{p_\xi} \geq Th_2$ ，则 $i = i + 1$ ，求解 $d_{id_i}^{p_\lambda} = \max_{p_x, id} d_{id}^{p_x}$ ，其中 $p_x \in P_{m_x}, id \in [4, n_x - 3]$ 。设 $\Delta th_i = d_{id_i}^{p_\lambda} - Th_2$ ，并且 $n_i = n_x, k_i = n_x - d_{id_0}^{p_\lambda}, p_i = p_\lambda$ ，继续遍历 $m_x \in [3, 8]$ ，转至步骤 1。

步骤 5 $\hat{n} = 2^{m_x} - 1, \hat{k} = \hat{n} - id_0, \hat{p} = p_x, \hat{g} = g$ ，识别完成。

步骤 6 若 $i > 0$ ，则 $\eta = \arg \max_{\sigma} \Delta th_\sigma, \sigma \in [1, i]$ ，则 $\hat{n} = n_\eta, \hat{k} = k_\eta, \hat{p} = p_\eta, \hat{g} = g$ ，识别完成。

步骤 3 和步骤 4 分别对短码的单纠错和多纠错进行判断，将通过判定的所有参数存储为待定参数，以免漏掉正确编码域。步骤 4 中，当 $d_{id_i}^{p_\lambda}$ 对应的 p_λ 和 id_i 存在多个参数时，分别对应图 3(a)~图 3(c)所示的 3 种情况和处理方法，图 3 中灰色区域为选取的参数。

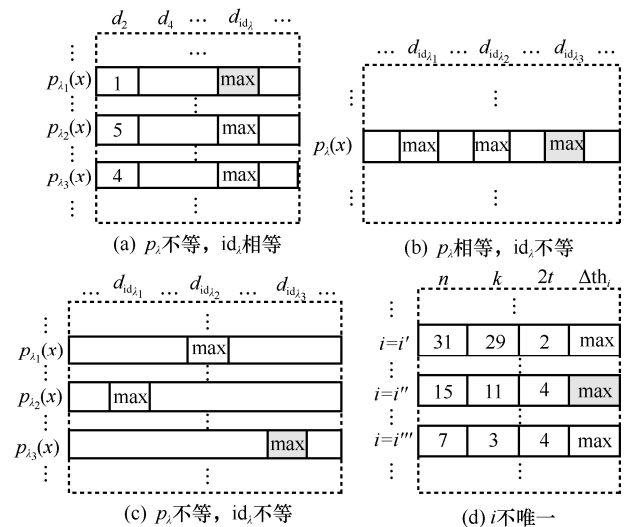


图 3 非单一最大值的选择策略

1) p_λ 不等, id_λ 相等。取 $d_2^{p_\lambda}$ 最小值对应的 P_λ , 其参数下的编码为随机序列的可能性更低。

2) p_λ 相等, id_λ 不等。依据性质 1, 若 id_λ 差值为 1, 较大 id_λ 值对应的 d 有可能来源于许用码字重叠, 但由于两者 d 相等, 这种概率几乎为零, 因此选取较大 id_λ 值和其对应的 p_λ , 其参数下的编码为随机序列的可能性更低。

3) p_λ 不等, id_λ 不等。同情况 2), 选取较大 id_λ 值和其对应的 p_λ 。

步骤 1 中, 当短码通过较高的阈值 Th_3 或者长码通过 Th_2 时直接判定当前参数。当 d_{id_0} 对应多个 id_0 时, 同步步骤 4 中情况 3), 选取较大的 id_0 值和其对应的 p_0 。

步骤 6 中, 选取待定参数集合中与阈值差值最大的参数作为最终结果, 若最大差值对应的参数不唯一, 选取步骤 3 和步骤 4 中 $\hat{n} - \hat{k} > 2$ 和较大的 \hat{n} 对应的参数作为最终参数, 如图 3(d) 所示。

步骤 7 和步骤 8 中, 当得到 $\hat{m}, \hat{k}, \hat{p}$ 后, 由式(1)可直接计算得到生成多项式 g 。

RS 码识别流程如图 4 所示, 其中, 产生待定参数部分对应步骤 3 和步骤 4, 即选取通过检验的数量与阈值的最大差值对应的参数。

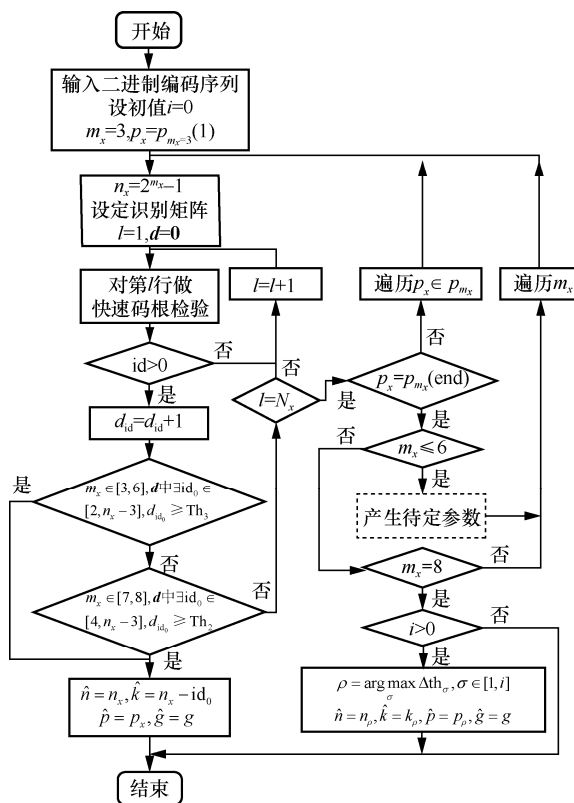


图 4 RS 码识别流程

3 仿真实验与分析

3.1 仿真实验

仿真设定分别生成 1 000 组 RS 码, 参数设置如表 1 所示。首先以 (7,5) RS 码为例, 加入误比特率为 0.03 的错误比特, 设立识别矩阵, 当遍历到 $m_x = 3, p_x(x) = x^3 + x + 1$ 时, 识别矩阵的所有行对应的连零矩阵的偶数分布向量为 $d = (462, 2, 0)$, 其中 $d_2 = 462$ 大于实际中算法设定阈值 $Th_3 = 35$, 所以当遍历到 $d_2 = 35$ 时即可完成识别, 求出连续根为 α, α^2 , 由连续根个数为 2, 求得码长 $n = 7$, 信息位长度 $k = 7 - 2 = 5, g(x) = (x - \alpha)(x - \alpha^2) = x^2 + \alpha^4 x + \alpha^3$, 识别正确。

表 1 RS 码参数设置、本原多项式和生成多项式

n	k	本原多项式 $p(x)$	生成多项式 $g(x)$
7	5	$x^3 + x + 1$	$x^2 + \alpha^4 x + \alpha^3$
31	27	$x^5 + x^2 + 1$	$x^4 + \alpha^{24} x^3 + \alpha^{19} x^2 + \alpha^{29} x + \alpha^{10}$
127	119	$x^7 + x^3 + x^2 + x + 1$	$x^8 + \alpha^{102} x^7 + \alpha^{28} x^6 + \alpha^{88} x^5 + \alpha^{19} x^4 + \alpha^{97} x^3 + \alpha^{46} x^2 + \alpha^2 x + \alpha^{36}$

然后, 以 (31,27) RS 码为例, 加入误比特率为 0.03 的错误比特。由于当 $m_x < m$ 时, $N_x > 1000$, 因此仿真时取 $N' = \min(1000, N_x)$ 。由于码长增加, 正确码字减少, 经计算后所有参数均未通过阈值 Th_3 , 由阈值 Th_1 和 Th_2 得到几组待定参数, 如表 2 所示。当遍历到 $m_x = 4, p_x(x) = x^4 + x + 1$ 和 $m_x = 5, p_x(x) = x^5 + x^4 + x^3 + x^2 + 1$, 以及 $m_x = 5, p_x(x) = x^5 + x^2 + 1$ 时, d 中分别存在通过对应阈值 Th_2, Th_1, Th_2 的元素, 将三组参数作为待定参数, 并分别计算 d 与阈值的差值, 得到 $\Delta th_1, \Delta th_2, \Delta th_3$ 分别为 0, 1, 3, 显然最大值为 Δth_3 , 对应的元素为 d_4 , 因此最终识别参数为 $m = 5, p(x) = x^5 + x^2 + 1, n = 31, k = 31 - 4 = 27, g(x) = (x - \alpha)(x - \alpha^2)(x - \alpha^3)(x - \alpha^4) = x^4 + \alpha^{24} x^3 + \alpha^{19} x^2 + \alpha^{29} x + \alpha^{10}$, 识别正确。

同理, 设置误比特率为 0.004, 识别 (127,119) RS 码, 当遍历到 $m_x = 7, p_x(x) = x^7 + x^3 + x^2 + x + 1$ 时

$$d = \underbrace{(0, 0, 0, 1, 0, \dots, 0, \dots, 0)}_{\frac{127-1}{2}} \quad (22)$$

由于 $d_8 \geq Th_2 = 1$, 因此识别参数为 $m = 7, p(x) = x^7 + x^3 + x^2 + x + 1, n = 127, k = 127 - 8 = 119, g(x) = \prod_{i=1}^8 (x - \alpha^i)$, 识别正确。

表 2 (31,27)RS 码识别待定参数

m_x	n_x	本原多项式 $p_x(x)$	连续码根的非零偶数值分布向量 \mathbf{d}	Th ₁	Th ₂	检验元素	阈值差值 Δth_i	k_x
4	15	$p_x(x) = x^4 + x + 1$	(4,1,0,0,0,0,0)	10	1	$\alpha, \alpha^2, \alpha^3, \alpha^4$	$\Delta th_1 = d_4 - Th_2 = 0$	11
5	31	$p_x(x) = x^5 + x^4 + x^3 + x^2 + 1$	(5,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0)	4	1	α, α^2	$\Delta th_2 = d_2 - Th_1 = 1$	29
5	31	$p_x(x) = x^5 + x^2 + 1$	(1,4,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0)	4	1	$\alpha, \alpha^2, \alpha^3, \alpha^4$	$\Delta th_3 = d_4 - Th_2 = 3$	27

3.2 性能分析

由式(12)计算等效的 GF(2) 校验矩阵元素 $\phi_i^{\tau, \delta}$ ，算法计算量主要源于二元域加法。求解一次 $\phi_i^{\tau, \delta}$ 的模 2 加运算量为 $w_{\tau, \delta}$ ，其中 $1 \leq \tau \leq n-1, 0 \leq \delta \leq m-1$ 。将不同取值的 τ, δ 进行平均化处理，通过仿真得到不同级数 m 下的 $w_{\tau, \delta}^m$ 如表 3 所示。

表 3 不同 m 下的 $w_{\tau, \delta}^m$

m	列大小	$w_{\tau, \delta}^m$
3	21	12
4	60	31.9
5	155	80
6	378	190.5
7	889	448
8	2 040	1 016.3

当级数 m 设置错误时，由式(13)可知码根快速检验的平均模 2 加计算量为

$$T_0(m, N_x) = w_{\tau, \delta}^m \sum_{\delta=0}^{m(n-1)-1} N_x \left(\frac{1}{2}\right)^\delta \quad (23)$$

通过 $\{\alpha \alpha^2\}$ 检验的码字数量均值为

$$\bar{N}(m, N) = N \left(\frac{1}{2}\right)^{2m}.$$

若级数设置正确，即 $m = m_0$ ，分析误比特率对算法运算量的影响。低误比特率情况下，由于阈值 Th₃ 的设置，当通过检验的数量达到阈值后停止识别。设停止识别前含错误比特的码字数量为 N_e ，无错码字数量为 Th₃(m)，则 $0 \leq N_e \leq N - Th_3(m_0)$ ，含错码字平均模 2 加计算量为 $T_0(m_0, N_e)$ ，无错码字模 2 加计算量为

$$T_1(m) = w_{\tau, \delta}^m Th_3(m) 2mt \quad (24)$$

其中

$$t \in \begin{cases} \left[1, \frac{n-3}{2}\right], m \leq 7 \\ \left[2, \frac{n-3}{2}\right], \text{其他} \end{cases} \quad (25)$$

最坏情况下，所有编码都是最后一个本原多项

式，则算法总的模 2 加计算量为

$$\sum_{m=3}^{m'} \gamma(m) T_0(m, N_x) - T_0(m_0, N_x) + T_0(m_0, N_e) + T_1(m_0) \quad (26)$$

其中， $\gamma(m)$ 为级数 m 下的本原多项式数量， $m' = m_0$ 。同时，考虑到更新向量 \mathbf{d} 的计算量，以及步骤 4 的求和计算量 $T_2(m) = 2^{m-1} - 3$ ，最坏情况下，存在单纠错和多纠错情况共 8 个待定参数，因此加法计算量为

$$\sum_{m=3}^{m'} \gamma(m) (\bar{N}(m, N_x) + T_2(m)) + \bar{N}(m_0, N_e - N_x) + Th_3(m_0) 2t + 8 \quad (27)$$

对于高误比特率情况，最坏情况下正确参数的编码数量恰好接近临界值 Th₃，需要遍历所有短码，此时有

$$N_e = N_x - Th_3(m_0), m' = \begin{cases} 8, m_0 \neq 7 \\ 7, m_0 = 7 \end{cases} \quad (28)$$

算法完成识别的理论上限是编码序列中存在至少一个正确码字。设编码序列的误比特率为 ε ，则码字无错误比特的概率为 $(1 - \varepsilon)^{mn}$ ，编码序列中存在至少一个无错误比特码字的概率为

$$P_r = 1 - (1 - (1 - \varepsilon)^{mn})^N \quad (29)$$

其中， N 为编码序列的码字数量，原理上算法的识别概率 $P \approx P_r$ 。设置存在正确码字的概率为 $P_r \geq 0.99$ ，则可以得到不同误比特率下算法实现 99% 以上识别率所需的最少码字数量，如图 5 所示。当误比特率增加时，所需码字数量快速增加，理论上，只要码字数量足够多就可以完成识别，但实际中获取的码字数量有限。

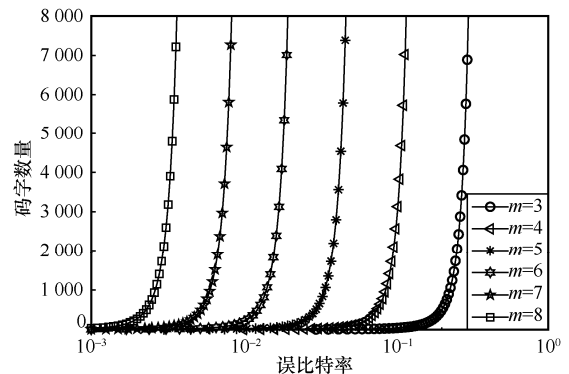


图 5 不同误比特率下算法实现 99% 以上识别率所需的最少码字数量

以数据存储和深空通信中常用的编码类型，包括 (7,3) RS 码、(15,9) RS 码、(31,15) RS 码、(63,57) RS 码、(127,111) RS 码和 (255,223) RS 码为例，随机选取本原多项式，仿真产生每种编码各 1 000 组码字，并加入错误比特，蒙特卡罗仿真 500 次，根据式(29)得到算法识别率曲线和正确码字存在概率曲线，如图 6 所示。图 6 中，实线为实际仿真的识别概率 P ，虚线为正确码字存在概率 P_r ，即识别上限。由图 6 可知，当信道环境变差，或码长增加时，正确码字数量锐减直至为零。由于设置了组合码根检验并综合分析待定参数，本文算法极大地降低了漏警概率，当级数 $4 \leq m \leq 8$ 时，识别率 P 与 P_r 曲线基本重合；当级数 $m = 3$ 时，由于码长较短，随机序列和相同 m 不同 $p(x)$ 的 RS 码容易通过 $\{\alpha^3 \alpha^4\}$ 和 $\{\alpha^3 \alpha^4\}$ 检验，因此识别率 P 与 P_r 有差值。

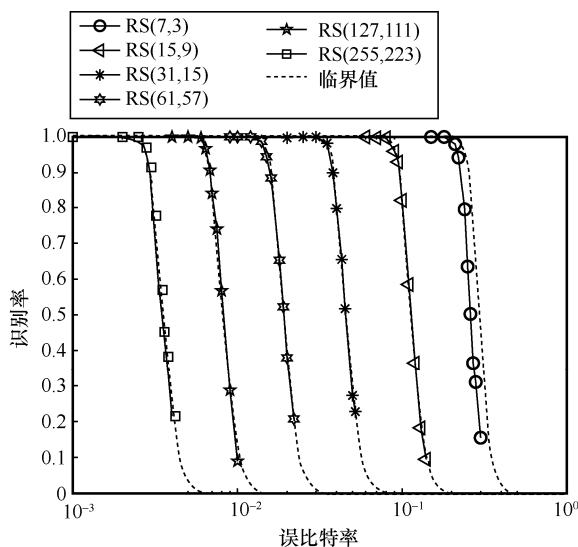


图 6 RS 码识别率曲线和正确码字存在概率曲线

仿真不同纠错能力对算法识别率的影响。以码长 $n = 31$ 为例，分别设置不同 t 值的 1000 组编码，并加入错误比特，蒙特卡罗仿真 500 次，(31,31-2t) RS 码识别率曲线和正确码字存在概率曲线如图 7 所示。由图 7 可知，纠错能力 $t \geq 2$ 的 RS 码的识别率 P 与 P_r 曲线基本重合，由此可知算法受码率 $\frac{k}{n}$ 的影响较小，稳定在临界值附近； $t = 1$ 时的 (31,29) RS 码校验位较少，码率较高，编码与随机序列的差异性小，识别率 P 与 P_r 有差值，但仍能在误比特率为 0.03 时达到 99% 的识别率。

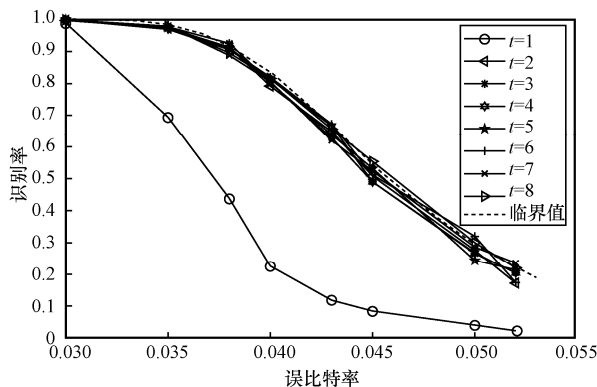


图 7 (31,31-2t) RS 码识别率曲线和正确码字存在概率曲线

3.3 其他算法对比

首先，对比算法计算量，包括文献[4]算法、文献[12]算法和文献[13]算法。若正确级数为 m_0 ，文献[4]算法对所有码字做 GFFT，模 2 加计算量为

$$\sum_{m=3}^{m_0} \gamma(m) N_x n^2 (3m(m-1) + mn(n-1)) \quad (30)$$

文献[12]算法经过一次码字剔除后剩余码字数量为 N'_x ，模 2 加计算量为

$$\sum_{m=3}^{m_0} \gamma(m) N_x m (2mn - 1) + (2t - 1) N'_x m_0 (2m_0 n_0 - 1) \quad (31)$$

文献[13]算法经 $2N_x$ 次码根检验后对 N_{gn} 个码字做 GFFT，模 2 加计算量为

$$\begin{aligned} & \sum_{m=3}^{m_0} \gamma(m) (2N_x (n-1) (3m(m-1) + m) + \\ & 0.5n^2 (3m(m-1) + mn(n-1))) + \\ & 9.5n_0^2 (3m_0(m_0-1) + m_0n_0(n_0-1)) \end{aligned} \quad (32)$$

设置码字数量为 1 000，统一使用图 6 中的 6 种 RS 码，误比特率分别为 0.02、0.01、0.005、0.002、0.001 和 0.000 4。假设在最坏的情况下，本原多项式为最后一项。将加法计算量等同于模 2 加计算量，不同级数 m 下的算法复杂度对比如图 8 所示。由图 8 可知，算法模 2 加计算量随级数 m 增大呈指数级增加。低误比特率下，由于使用快速码根检验算法，本文算法复杂度相比同类算法明显降低，无论短码还是长码都可以用较低的计算量完成识别。随着误比特率增大，本文算法为降低漏警概率提高识别精度，需要遍历短码的全部本原多形式，计算量逐渐增加，并接近长码的计算量，级数 $m = 3, 4$ 时高于文献[12-13]算法的计算量。

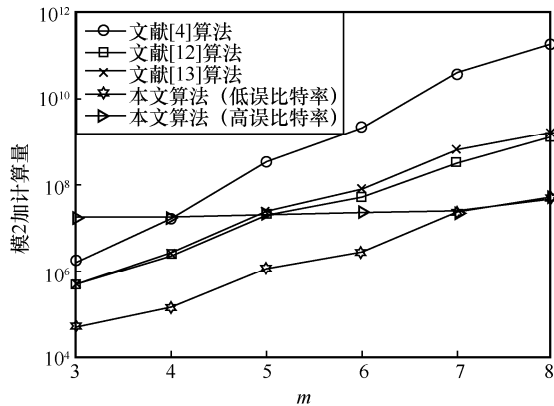


图 8 算法复杂度对比

然后，仿真并分析文献[12-13]算法和本文算法的漏警概率。在对某一特定的 RS 码进行识别时，存在识别正确、识别错误和未得出识别结果 3 种情况，将其概率值分别设为 P , P_{err} , P_{null} ，则漏警概率 $P_{miss} = P_{err} + P_{null}$ 。以 (7,3) RS 码、(15,9) RS 码这 2 种短码为例，在不同误比特率下进行 500 次蒙特卡罗仿真，得到算法的漏警概率对比如图 9 所示。由图 9 可知，本文算法可在高误比特率下将部分未识别的结果正确识别，与文献[13]算法相比，本文算法虽然错误识别的数量小幅度增加，但整体的漏警概率降低。

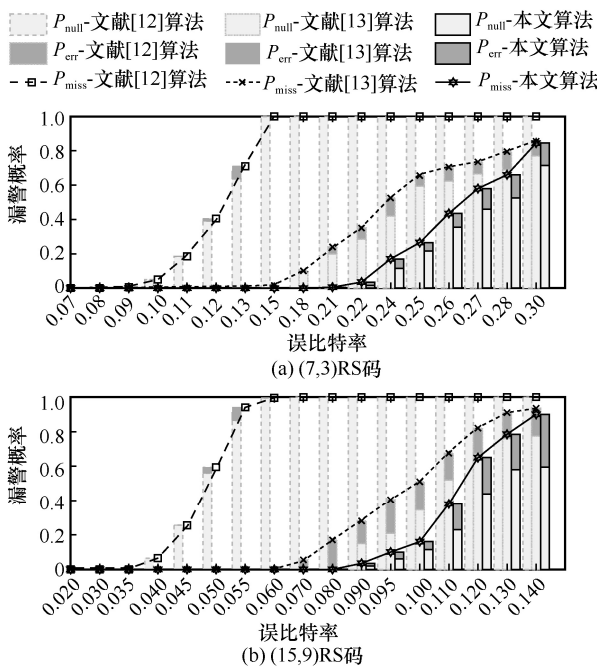


图 9 算法漏警概率对比

最后，对比本文算法与以上几种同类算法的识别率。以 (7,3) RS 码、(31,15) RS 码和

(255,223) RS 码为例，设置码字数量为 1 000，分别在不同的误比特率下进行 500 次蒙特卡罗仿真，得到不同算法识别率对比如图 10 所示。由图 10 可知，本文算法的识别率好于其他 3 种算法。文献[12]算法通过校验和的统计特性设置阈值，并将编码域和生成多项式分开识别，第一步判决虚警概率和漏警概率都较高；文献[13]算法在短码情况下容易受随机序列影响，漏警概率高。本文算法通过两组码根检验，并综合分析待定参数，因此识别性能明显好于文献[12]算法，在短码情况下较文献[13]算法更优。

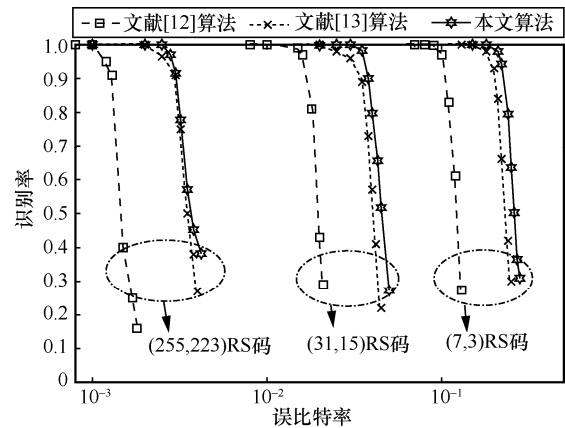


图 10 不同算法识别率对比

4 结束语

本文从降低码根检验角度出发，提出了一种快速码根检验算法，并将 RS 码划分为长码和短码，通过组合码根检验综合分析待选参数，最终完成级数、本原多项式和生成多项式的联合识别。本文使用的综合识别算法在相对较低的复杂度下降低了识别漏警概率，实现了较好的识别性能，并且在高误比特率环境下依然能够完成识别。本文算法不需要信道先验信息，因此适用于多种信道环境，具有较好的工程实用性。本文算法的代价是需要提前存储二元域校验矩阵，牺牲存储空间以加快识别速度；同时，在信道环境较恶劣时，通过牺牲一定的算法复杂度以提升短码的识别性能。

参考文献：

[1] 李灿, 张天骐, 刘瑜. 基于伽罗华域高斯列消元法的 RS 码盲识别[J]. 电讯技术, 2014, 54(7): 926-931.
LI C, ZHANG T Q, LIU Y. Blind recognition of RS codes based on Galois field columns Gaussian elimination[J]. Telecommunication En-

- gineering, 2014, 54(7): 926-931.
- [2] 龙浪, 杨俊安, 刘辉, 等. 基于非零均值比的 RS 码盲识别方法[J]. 数据采集与处理, 2019, 34(6): 1012-1018.
LONG L, YANG J N, LIU H, et al. Blind identification of RS code parameters based on non-zero-mean-ratio[J]. Journal of Data Acquisition and Processing, 2019, 34(6): 1012-1018.
- [3] 戚林, 郝士琦, 李今山. 基于有限域欧几里德算法的 RS 码识别[J]. 探测与控制学报, 2011, 33(2): 63-67.
QI L, HAO S Q, LI J S. Recognition method of RS codes based on euclidean algorithm in Galois field[J]. Journal of Detection & Control, 2011, 33(2): 63-67.
- [4] 刘健, 谢锴, 周希元. RS 码的盲识别方法[J]. 电子科技大学学报, 2009, 38(3): 363-367.
LIU J, XIE N, ZHOU X Y. Blind recognition method of RS coding[J]. Journal of University of Electronic Science and Technology of China, 2009, 38(3): 363-367.
- [5] 包昕, 陆佩忠, 游凌. 基于伽罗华域傅里叶变换的 RS 码识别方法[J]. 电子科技大学学报, 2016, 45(1): 30-35.
BAO X, LU P Z, YOU L. Recognition of RS coding based on Galois field Fourier transform[J]. Journal of University of Electronic Science and Technology of China, 2016, 45(1): 30-35.
- [6] 解辉, 王丰华, 黄知涛, 等. 基于频谱预处理的 RS 码盲检测识别方法[J]. 宇航学报, 2013, 34(1): 128-132.
XIE H, WANG F H, HUANG Z T, et al. Blind detection and recognition of RS code based on spectral preprocessing[J]. Journal of Astronautics, 2013, 34(1): 128-132.
- [7] 王甲峰, 吴辉, 蒋鸿宇, 等. 缩短 RS 码的伽罗华域傅里叶变换识别方法[J]. 太赫兹科学与电子信息学报, 2020, 18(1): 116-122.
WANG J F, WU H, JIANG H Y, et al. Shortened RS code recognition based on Galois field Fourier transform[J]. Journal of Terahertz Science and Electronic Information Technology, 2020, 18(1): 116-122.
- [8] 甘露, 周攀. 基于中国剩余定理分解的 RS 码快速盲识别算法[J]. 电子与信息学报, 2012, 34(12): 2837-2842.
GAN L, ZHOU P. Fast blind recognition method of RS codes based on Chinese remainder theorem decomposition[J]. Journal of Electronics & Information Technology, 2012, 34(12): 2837-2842.
- [9] 吴昭军, 张立民, 钟兆根, 等. 一种软判决下的 RS 码识别算法[J]. 电子与信息学报, 2020, 42(9): 2150-2157.
WU Z J, ZHANG L M, ZHONG Z G, et al. Blind recognition of RS codes based on soft decision[J]. Journal of Electronics & Information Technology, 2020, 42(9): 2150-2157.
- [10] 张立民, 刘杰, 孙永威, 等. RS 码编码参数的盲识别[J]. 电讯技术, 2017, 57(6): 650-655.
ZHANG L M, LIU J, SUN Y W, et al. Blind parameter recognition of RS codes[J]. Telecommunication Engineering, 2017, 57(6): 650-655.
- [11] 王甲峰, 蒋鸿宇, 胡茂海, 等. RS 码的校验和识别方法[J]. 太赫兹科学与电子信息学报, 2021, 19(1): 31-37.
WANG J F, JIANG H Y, HU M H, et al. Recognition of RS code based on check-sum[J]. Journal of Terahertz Science and Electronic Information Technology, 2021, 19(1): 31-37.
- [12] 刘杰, 张立民, 钟兆根. 基于二元域等效的 RS 码编码参数盲识别[J]. 电子学报, 2018, 46(12): 2888-2895.
LIU J, ZHANG L M, ZHONG Z G. Blind parameter identification of RS code based on binary field equivalence[J]. Acta Electronica Sinica, 2018, 46(12): 2888-2895.
- [13] LIU P T, PAN Z P, LEI J. Parameter identification of reed-Solomon codes based on probability statistics and Galois field Fourier transform[J]. IEEE Access, 2019, 7: 33619-33630.
- [14] SONG M, KIM J, SHIN D J. Blind reconstruction of BCH and RS codes using single-error correction[J]. IEEE Transactions on Signal-Processing, 2021, 69: 5120-5133.
- [15] WU Z J, ZHONG Z G, ZHANG L M. Blind recognition of cyclic codes based on average cosine conformity[J]. IEEE Transactions on Signal Processing, 2020, 68: 2328-2339.
- [16] YARDI A D. Blind reconstruction of binary cyclic codes over binary erasure channel[C]//Proceedings of International Symposium on Information Theory and Its Applications (ISITA). Piscataway: IEEE Press, 2018: 301-305.
- [17] SWAMINATHAN R, MADHUKUMAR A S, WANG G H, et al. Blind reconstruction of reed-Solomon encoder and interleavers over noisy environment[J]. IEEE Transactions on Broadcasting, 2018, 64(4): 830-845.
- [18] 王新梅, 肖国镇. 纠错码—原理与方法[M]. 西安: 西安电子科技大学出版社, 2001.
WANG X M, XIAO G Z. Error correcting code theory and methods[M]. Xi'an: Xidian University Press, 2001.

[作者简介]



张晓林 (1971-), 男, 黑龙江哈尔滨人, 博士, 哈尔滨工程大学副教授、硕士生导师, 主要研究方向为通信信号检测与处理。



李修桥 (1997-), 男, 山东滨州人, 哈尔滨工程大学硕士生, 主要研究方向为信道编码盲识别。



孙溶辰 (1988-), 男, 黑龙江鸡西人, 博士, 哈尔滨工程大学副教授、硕士生导师, 主要研究方向为通信信号识别、无线信道建模。