

1 Codes de Reed-Solomon (vers 1960): appréciez l'élégance!

Soit $k \in [1, n], \mathbb{F}_q$ tel que $n \leq q$ et $\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_n$ des “points d'évaluation” distincts de \mathbb{F}_q . A un message on associe un polynôme:

$$m = (m_0, m_1, \dots, m_{k-1}) \leftrightarrow f_m(X) = \sum_{i=0}^{k-1} m_i X^i.$$

Le code de Reed-Solomon (RS) est

$$C = \{RS(m) = (f_m(\alpha_1), f_m(\alpha_2), \dots, f_m(\alpha_n)) : f_m(X) \in \mathbb{F}_q[X], \deg(f) < k\}$$

On observe que pour tout message m et m'

$$f_m(X) + f_{m'}(X) = f_{m+m'}(X)$$

et

$$a \cdot f_m(X) = f_{a \cdot m}(X)$$

et donc (comme $\deg(f_{m+m'}(X)) < k$)

$$RS(m) + RS(m') \in C$$

et

$$a \cdot RS(m) \in C.$$

Un code RS est donc linéaire. Alternativement, la linéarité se voit car l'encodage correspond à

$$(x_1, x_2, \dots, x_n) = (m_0, m_1, \dots, m_{k-1}) \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 & \dots & \dots & \dots & 1 \\ \alpha_1 & \alpha_2 & & \dots & \dots & \dots & \alpha_n \\ \alpha_1^2 & \alpha_2^2 & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \alpha_n^{k-1} \end{pmatrix}$$

avec à droite la “matrice d'évaluation” correspondant à la matrice génératrice.

Ce code a pour paramètres:

- longueur n
- dimension q^k . Pour établir ceci il suffit de montrer que tout polynôme donne un mot code différent. Si il existait $f_1 \neq f_2$ t.q. $f_1(\alpha_i) = f_2(\alpha_i) \forall i$ et telles que $\deg(f_1) < k$ et $\deg(f_2) < k$, alors en posant

$$g = f_1 - f_2$$

on aurait que le nombre de racines de g est $\geq n \geq k$ alors que $\deg(g) < k$ ce qui est impossible.

- une distance minimale $d = n - k + 1$. En effet

$$d = \min_{c \in C, c \neq 0} w(c)$$

et comme

$$w(c) = n - \text{nbre racines}$$

et que le nombre de racines est au plus $k - 1$, on a que

$$d \geq n - (k - 1).$$

Il suit que $d = n - k + 1$ par la borne supérieure de Singleton.

Observation 1 Les codes de Reed-Solomon sont donc des codes MDS.

Observation 2 $RS(n, k - 1) \subseteq RS(n, k)$ car les polynômes de degré $\leq k - 1$ sont aussi de degré $\leq k$.

Observation 3 Éliminer (ponctuer) une même coordonnée à tous les mots codes d'un code de $RS(n, k)$ donne un code de Reed Solomon (on fait une évaluation en moins) pour autant que $n - 1 \geq k$.

1.1 Décodage (Berlekamp-Welch, 1986)

Soit C un code RS, $(\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_n) \in \mathbb{F}_q^n$, et $c \in C$ tel que $c_i = f^*(\alpha_i)$

On observe $y = c + e$ et l'on veut retrouver y .

CAS 1: Pas d'erreur

$$y_i = f^*(\alpha_i) \forall i.$$

Alors

$$\begin{pmatrix} y_1 \\ \cdot \\ \cdot \\ y_n \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 1 & \alpha_1 & \alpha_1^2 & \cdot & \cdot & \cdot & \alpha_1^{k-1} \\ 1 & \alpha_2 & \alpha_2^2 & \cdot & \cdot & \cdot & \alpha_2^{k-1} \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \alpha_n^{k-1} \end{pmatrix} \cdot \begin{pmatrix} m_0 \\ \cdot \\ \cdot \\ m_{k-1} \end{pmatrix}$$

La matrice des alphas étant de rang plein (matrice de vandermonde) on peut retrouver le message m (la matrice est inversible à gauche).

CAS 2: erreurs

On définit

$$\Lambda(X) = \prod_{j: e_j \neq 0} (X - \alpha_j)$$

comme étant le *polynôme localisateur d'erreur*. On remarque que les racines de Λ donnent les localisations des erreurs. Si l'on parvient à connaître Λ , on élimine les y_i correspondants. Si le nombre d'erreurs est $\leq d - 1$, on pourra retrouver c (propriété MDS).

Observation 4 *Le polynôme Λ satisfait*

$$\Lambda(\alpha_i) \cdot y_i = \Lambda(\alpha_i) \cdot f^*(\alpha_i)$$

car si il y a erreur en i , $\Lambda(\alpha_i) = 0$, et sinon, $y_i = f^(\alpha_i) = c_i$ la i ème coordonnée du vecteur envoyé.*

Ceci suggère le problème de décodage suivant:

Problème 1 *Trouver $\Lambda(X)$ non nul et $f(X)$ tels que*

$$\Lambda(\alpha_i) \cdot (y_i - f(\alpha_i)) = 0 \quad \forall i \tag{1}$$

avec $\deg(f) \leq k - 1$ et $\deg(\Lambda)$ minimal.

Le difficulté est que (1) est une équation avec des termes multivariés (produits de coefficients de Λ et f) ce qui rend la solution possible mais complexe à trouver.

1.2 Relaxation du problème

Problème 2 *Etant donné y_1, y_2, \dots , trouver $\Lambda(X)$ et $h(X)$ tels que*

$$\Lambda(\alpha_i) \cdot y_i - h(\alpha_i) = 0 \quad \forall i \tag{2}$$

avec $\deg(h) < k + \deg(\Lambda)$ et $\deg(\Lambda)$ minimal (on a juste remplacé le terme non linéaire $\Lambda \cdot f$ dans (1) par un terme linéaire h).

Le problème s'écrit alors :

$$\underbrace{\begin{pmatrix} y_1 & 0 & & \\ 0 & y_2 & & \\ 0 & 0 & \ddots & \\ \cdot & \cdot & \cdot & y_n \end{pmatrix}}_A \underbrace{\begin{pmatrix} 1 & \alpha_1 & \alpha_1^2 & \cdot & \alpha_1^t \\ 1 & \alpha_2 & \alpha_2^2 & \cdot & \alpha_2^t \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \alpha_n^t \end{pmatrix}}_B \begin{pmatrix} \Lambda_0 \\ \cdot \\ \cdot \\ \Lambda_t \end{pmatrix} = \underbrace{\begin{pmatrix} 1 & \alpha_1 & \alpha_1^2 & \cdot & \alpha_1^{k+t-1} \\ 1 & \alpha_2 & \alpha_2^2 & \cdot & \alpha_2^{k+t-1} \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \alpha_n^{k+t-1} \end{pmatrix}}_B \begin{pmatrix} h_0 \\ \cdot \\ \cdot \\ h_{k+t-1} \end{pmatrix}$$

où t est le degré de Λ . Cette équation peut-être mise sous la forme canonique

$$\underbrace{\begin{pmatrix} B & -A \end{pmatrix}}_C \begin{pmatrix} h_0 \\ \cdot \\ h_{k+t-1} \\ \lambda_0 \\ \cdot \\ \lambda_t \end{pmatrix} = 0.$$

On essaie de résoudre pour $t = 0, t = 1, \dots$ jusqu'au moment où on trouve une solution pour Λ et h . Si h/Λ est un polynôme de degré $< k$ alors l'algorithme produit $\hat{f} = h/\Lambda$. Sinon, il déclare une erreur.

1. Comment garantir qu'une paire (h, Λ) existe autre que la solution nulle, i.e., comment garantir que le noyau de C ait dimension ≥ 1 ? Par le théorème du rang on a $\dim(\text{Ker}(C)) = (k + 2t + 1) - n$ et donc il suffit que

$$(k + 2t + 1) - n \geq 1$$

pour que l'équation ci-dessus admette une solution non nulle. Cette condition est équivalente à la condition

$$t \geq \left\lfloor \frac{d-1}{2} \right\rfloor$$

puisque $d = n - k + 1$. Donc l'algorithme trouve une paire (h, Λ) pour un

$$t \leq \left\lfloor \frac{d-1}{2} \right\rfloor.$$

De plus, une de ces paires (h, Λ) correspond au polynôme localisateur $\Lambda(X) = \prod_{e_j \neq 0} (X - \alpha_j)$ et $f^*(X)$, si le nombre d'erreurs est $\leq \left\lfloor \frac{d-1}{2} \right\rfloor$.

2. Cette solution est-elle unique? Soit (h_1, Λ_1) et (h_2, Λ_2) deux solutions de (2) pour un même $t \leq \left\lfloor \frac{d-1}{2} \right\rfloor$. Alors

$$h_1(\alpha_i) * \Lambda_2(\alpha_i) = \Lambda_1(\alpha_i) * y_i * \Lambda_2(\alpha_i) = \Lambda_1(\alpha_i) * h_2(\alpha_i) \quad i = 1, 2, \dots, n.$$

D'où

$$h_1(\alpha_i)/\Lambda_1(\alpha_i) = h_2(\alpha_i)/\Lambda_2(\alpha_i) \quad i = 1, 2, \dots, n$$

et comme

$$\deg(h_1/\Lambda_1) = \deg(h_2/\Lambda_2) = k - 1 < n$$

on déduit que

$$h_1/\Lambda_1 = h_2/\Lambda_2 = f^*$$

et donc que la solution trouvée est la bonne.

En combinant 1. et 2. il suit que la procédure de décodage s'arrête pour un

$$t \leq \left\lfloor \frac{d-1}{2} \right\rfloor$$

et que cette solution est correcte si le nombre d'erreurs est $\leq \left\lfloor \frac{d-1}{2} \right\rfloor$. De plus le décodage est de faible complexité; à chaque itération la résolution du système linéaire peut se faire avec complexité $O(n^3)$ comme il y a au plus $t \leq n$ itérations, la complexité totale est $O(n^4)$.

2 Codes BCH (Bose, Ray-Chaudhuri, Hocquenghem)

Vu: pour $1 \leq k \leq n$ et \mathbb{F}_q t.q. $n \leq q$ il existe un code $RS(n, k, d = n - k + 1)$.

Soit $n = q = p^m$, ou p est premier et m est entier. On définit le code

$$BCH_{p,m,d} \equiv RS[n, n - d + 1, d]_{p^m} \cap \mathbb{F}_p^n$$

I.e., le sous-code de RS obtenu par la restriction des composantes dans le corps de base \mathbb{F}_p . Se décode donc comme un code RS.

Paramètres:

- longueur $n = p^m$
- distance minimale $\geq d$

Remarque:

Ces codes permettent d'atteindre la borne de Hamming pour certaines petites valeurs de n .

Théorème 1

$$\dim(BCH_{p,m,d}) \geq p^m - 1 - m \left\lceil \frac{(d-2)(d-1)}{p} \right\rceil$$

et donc pour tout $m, t \geq 1$ entier $BCH_{2,m,2t}$ est un $[n, n - 1 - (2t-1)(t-1) \log_2 n, 2t]_2$ code.

Cette classe de codes est intéressante seulement si $t = O(\sqrt{n/\log n})$ (ce qui donne un taux élevé et une distance minimale faible, sous linéaire).