



Codes LDPC

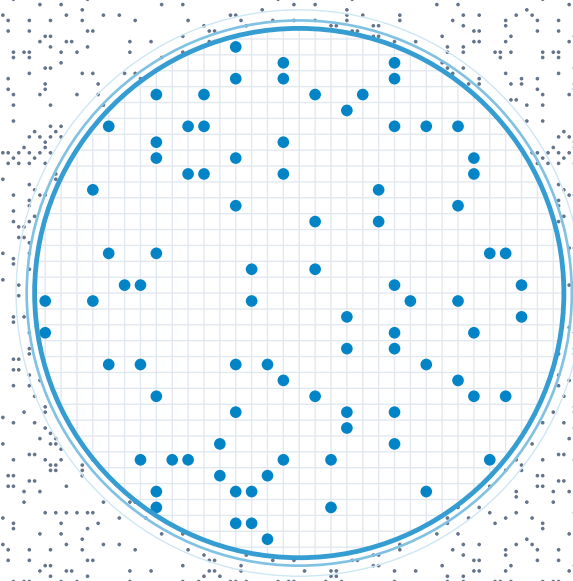
Anthony PERRONI

n°49871

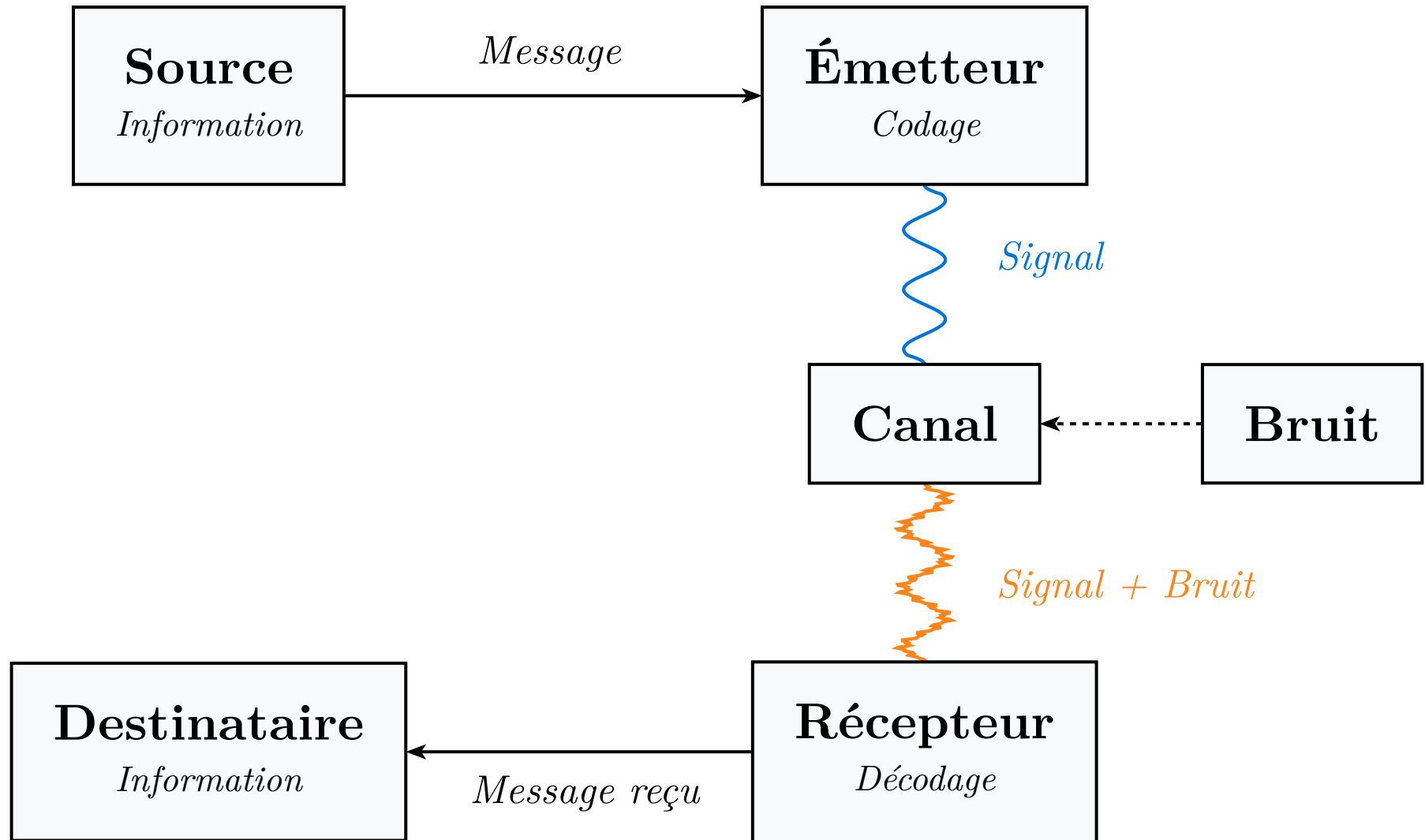
2025 - 2026

Plan

- Introduction
- Codes linéaires
- LDPC
- Codage
- Décodage
- Analyse



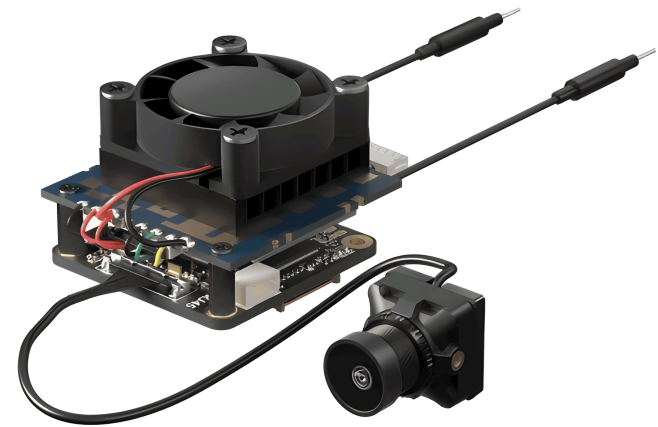
Introduction : Communication Numérique



Introduction : Utilisation



Athena-Fidus



Module OpenIPC

Problématique



Comment utiliser les codes LDPC pour garantir la fiabilité d'une transmission en présence de bruit ?

Définition : Codes Linéaires en Bloc

Code $(n, k) \in \mathbb{N}^2$

\mathcal{C} sous-espace vectoriel de dimension k de \mathbb{F}_2^n

- k : longueur du message original
- n : longueur du mot de code
- $m = n - k$: nombre de bits de parités

Encodage

$\Phi : \mathbb{F}_2^k \rightarrow \mathbb{F}_2^n \in \mathcal{L}(\mathbb{F}_2^k, \mathbb{F}_2^n)$

Définition : Codes Linéaires en Bloc

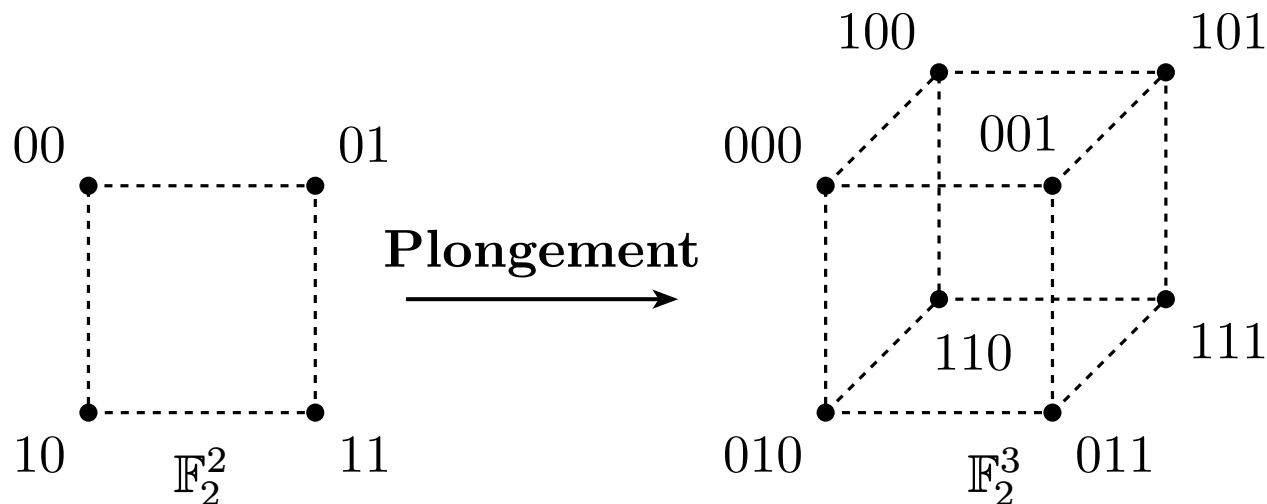
Code $(n, k) \in \mathbb{N}^2$

\mathcal{C} sous-espace vectoriel de dimension k de \mathbb{F}_2^n

- k : longueur du message original
- n : longueur du mot de code
- $m = n - k$: nombre de bits de parités

Encodage

$\Phi : \mathbb{F}_2^k \rightarrow \mathbb{F}_2^n \in \mathcal{L}(\mathbb{F}_2^k, \mathbb{F}_2^n)$



Définition : Matrice Génératrice

Matrice Génératrice

$G \in \mathcal{M}_{k,n}(\mathbb{F}_2)$ dont les lignes sont une base de \mathcal{C}

Encodage

Pour un message $u \in \mathbb{F}_2^k$ le mot de code $c \in \mathcal{C}$ est :

$$c = \Phi(u) = u \odot G$$

Forme systématique

$$G = [I_k \mid P]$$

- Pour $u \in \mathbb{F}_2^k$, $u \odot G = [u \mid u \odot P]$
- $P \in \mathcal{M}_{k,(n-k)}(\mathbb{F}_2)$ matrice de parité

Définition : Matrice de Contrôle

Matrice de Contrôle

$$H = [P^\top \mid I_{n-k}]$$

- $\mathcal{C} = \ker(H) = \{v \in \mathbb{F}_2^n \mid H \odot v^\top = 0\}$
- $G \odot H^\top = 0$

Syndrome

Pour un vecteur reçu $r = c + e$, $s \in \mathbb{F}_2^{n-k}$

$$s = Hr^\top = Hc^\top + He^\top = 0 + He^\top$$

- Si $s = 0$, r est un mot de code valide
- Sinon s donne la signature de l'erreur e

Exemple d'un code linéaire

Exemple d'un code (5, 2)

- On choisit la matrice de parité P :

$$P = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 1 \end{bmatrix}$$

- Alors la matrice génératrice G est :

$$G = \left[\begin{array}{cc|ccc} 1 & 0 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 1 \end{array} \right]$$

- Message $u = [1 \ 1]$
- Mot de code $c = uG$:

$$c = [1 \ 1] \left[\begin{array}{cc|ccc} 1 & 0 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 1 \end{array} \right] = [1 \ 1 \ 1 \ 0 \ 1]$$

Exemple d'une code linéaire

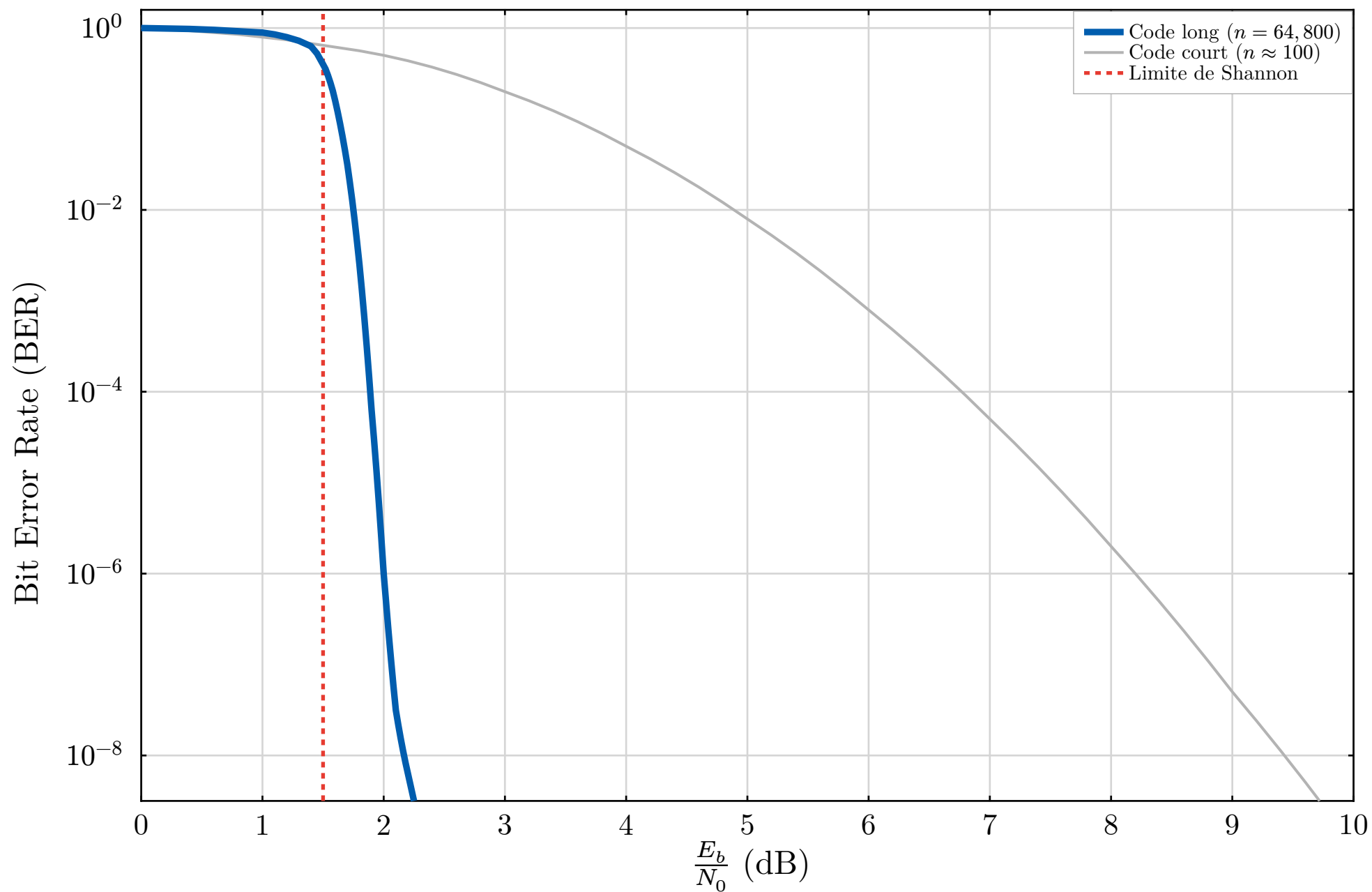
Enfin

$$H = \left[\begin{array}{cc|ccc} 1 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 1 \end{array} \right]$$

Vérification du mot de code $c = [1 \ 1 \ 1 \ 0 \ 1]$

$$Hc^{\top} = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix} [1 \ 1 \ 1 \ 0 \ 1]^{\top} = \begin{bmatrix} 1 \oplus 0 \oplus 1 \oplus 0 \oplus 0 \\ 1 \oplus 1 \oplus 0 \oplus 0 \oplus 0 \\ 0 \oplus 1 \oplus 0 \oplus 0 \oplus 1 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 0 \\ 0 \\ 0 \end{bmatrix}$$

Approcher la Limite de Shannon



Le Mur de la Complexité

Décodage par Maximum de Vraisemblance (MDL)

Chercher le mot de code $\mathbf{c} \in \mathcal{C}$ le plus probable sachant \mathbf{r} reçu :

$$\hat{\mathbf{c}} = \arg \min_{\mathbf{c} \in \mathcal{C}} d_H(\mathbf{r}, \mathbf{c})$$

- Équivalent à chercher l'erreur \mathbf{e} de poids minimal tel que $\mathbf{H}\mathbf{e}^\top = \mathbf{s}$.

Le Problème du décodage par Syndrome

NP-Difficile et pour H quelconque : $\mathcal{O}(2^k)$

- Pour $k = 100$ bits, $2^{100} \approx 10^{30}$ opérations nécessaires.

Définition des Codes LDPC

Formalisation des Codes LDPC Réguliers

Code linéaire en bloc avec une matrice de contrôle \mathbf{H} est clairsemée.

- Poids de Colonne w_c
- Poids de Ligne w_r

Conditions de Faible Densité

$$w_c \ll n - k \qquad w_r \ll n$$

Rendement

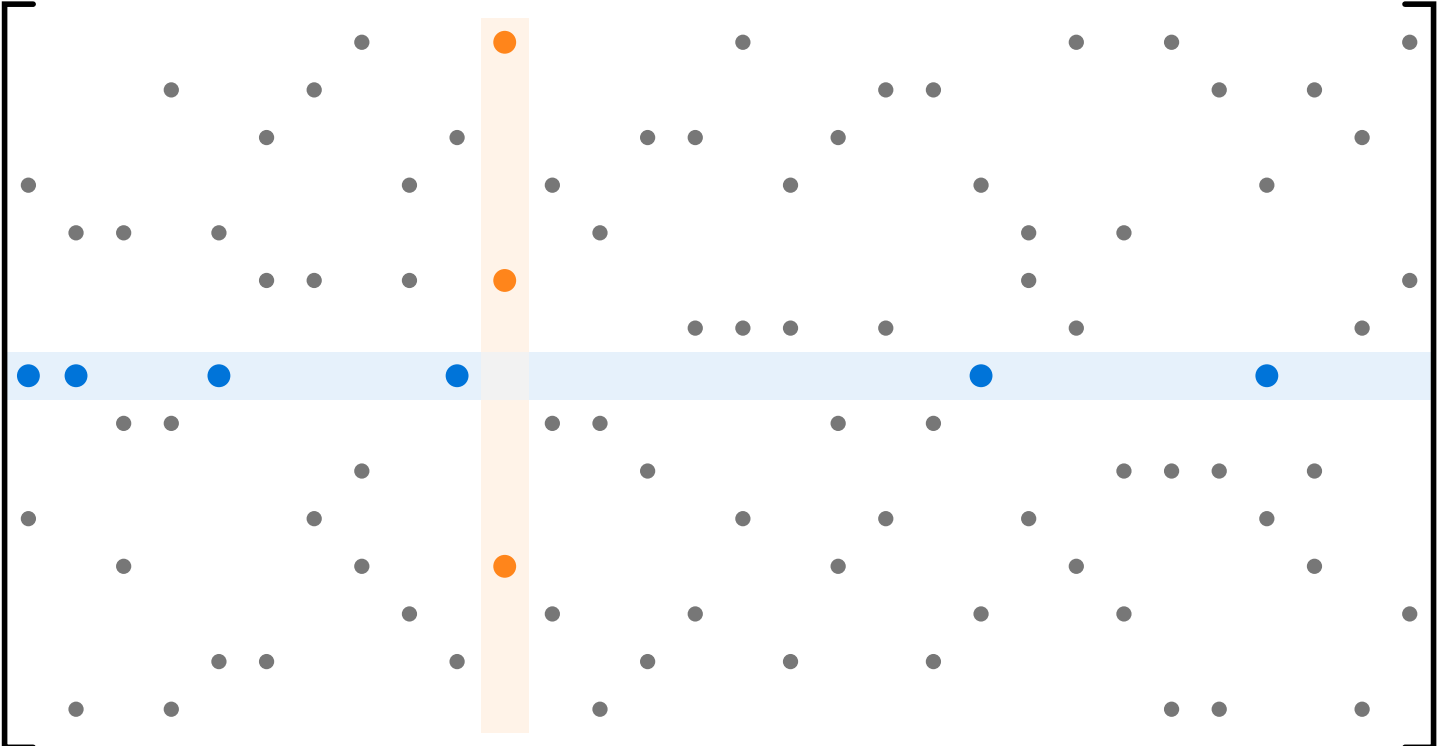
$$R = \frac{n - \text{rg}(\mathbf{H})}{n} \geq 1 - \frac{m}{n}$$

Matrice de contrôle

Code LDPC (6, 3)

$$mw_r = nw_c \text{ donc } H \in \mathcal{M}_{15,30}(\mathbb{F}_2) \text{ et } R = 1 - \frac{m}{n} = \frac{1}{2}$$

$w_c = 3$

$H =$ 

$w_r = 6$

De la Matrice aux Équations de Parité

$$H = \left[\begin{array}{c} \text{Matrix of points} \\ \vdots \\ r_{29} \end{array} \right] \quad \text{Mot re\u0219u } r \in \mathbb{F}_2^{30}$$

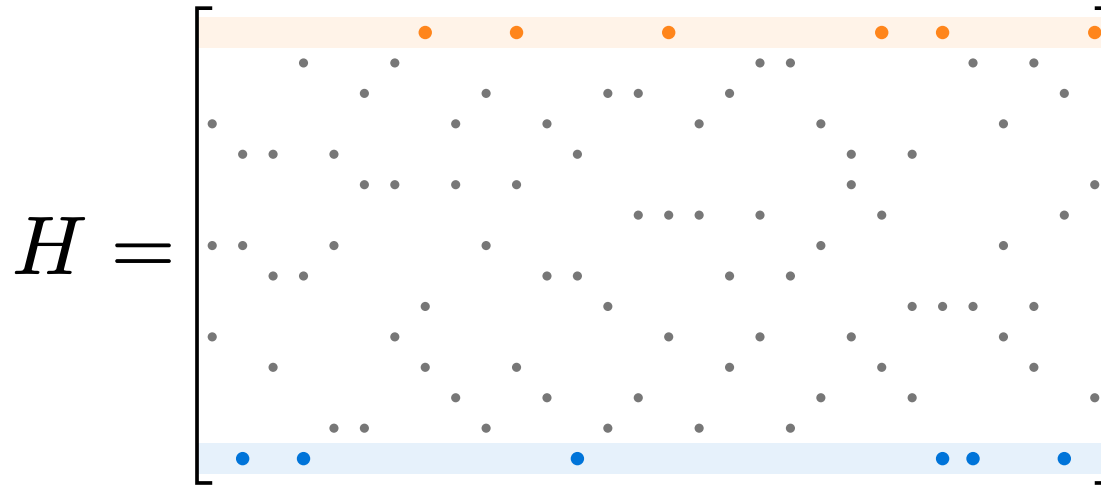
- Chaque ligne j de H définit une équation de parité f_j .
- Pour r , on vérifie le syndrome : $Hr^\top = 0$.

Équations de Parité

$$f_0 : r_7 \oplus r_{10} \oplus r_{15} \oplus r_{22} \oplus r_{24} \oplus r_{29} = 0$$

- Si $f_j = 1$, un nombre impair de bits a été inversé par le canal.

L'Entrelacement des Contraintes



- Chaque bit r_i participe à $w_c = 3$ équations distinctes

$$\begin{cases} r_7 \oplus r_{10} \oplus r_{15} \oplus r_{22} \oplus r_{24} \oplus r_{29} = 0 \\ \vdots \\ r_1 \oplus r_3 \oplus r_{12} \oplus r_{24} \oplus r_{25} \oplus r_{28} = 0 \end{cases}$$

- r_{24} : Surveillé par f_0 et f_{14} .
- Si $f_0 = 1$ et $f_{14} = 1$, r_{24} est suspect

Graphe de Tanner

Il existe un isomorphisme entre H et le Graphe de Tanner Graphe de tanner
(cetz) Contrainte de somme nulle

Décodage

Canal d'étude (AWGN) analogique, tension etc, ce qui se passe en radio dans les câbles etc

Hard decoding

Nul (0 ou 1) transition perte d'information

Implementation

Soft decoding

belief propagation, log ou virgule fixe, explication resultat meilleur

Implementation

Irl hackrf, test de diff de debit avec des paquets

Image

Test de transmission d'image avec différent ldpc non opti et opti (le H)

Annexe



Théorie derrière la définition des codes linaires

Poser les notations algébriques etc...

Decodage par maximum de vraisemblance

Expliquer, quelle distance ? etc

Code LDPC non régulier