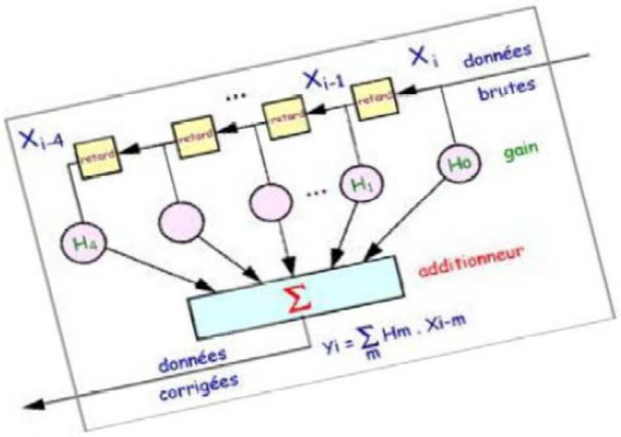
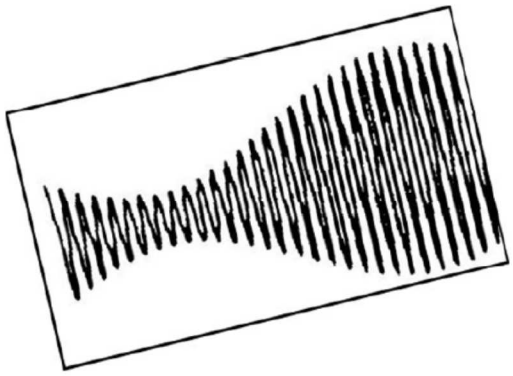
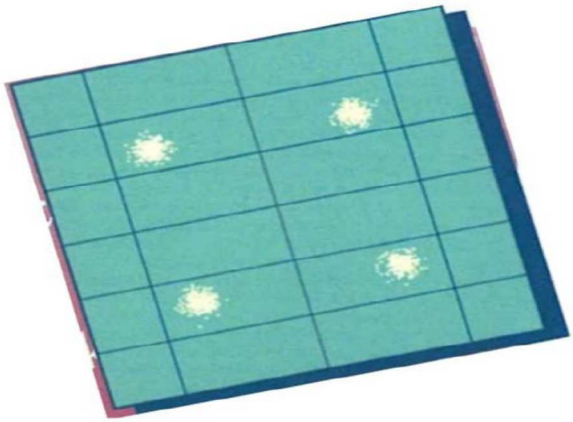




Introduction aux télécommunications



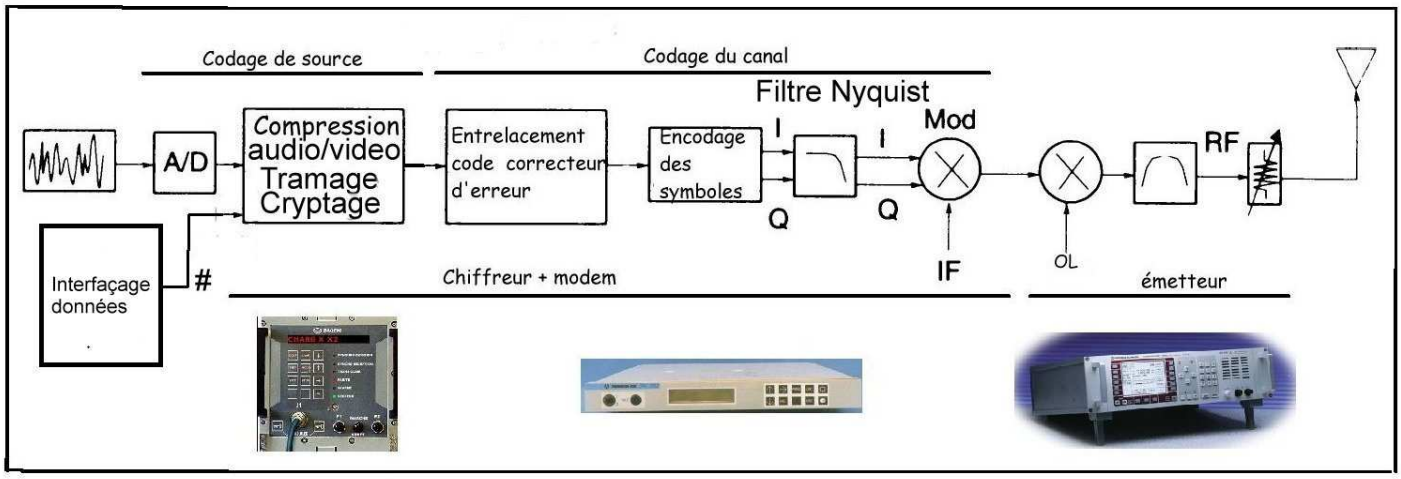


La radiocommunication

1) Structure générale d'un système de communication numérique

1.1) La chaine de transmission

La figure ci-dessous représente le schéma bloc d'un émetteur numérique. Le signal à l'entrée et à la sortie est analogique.

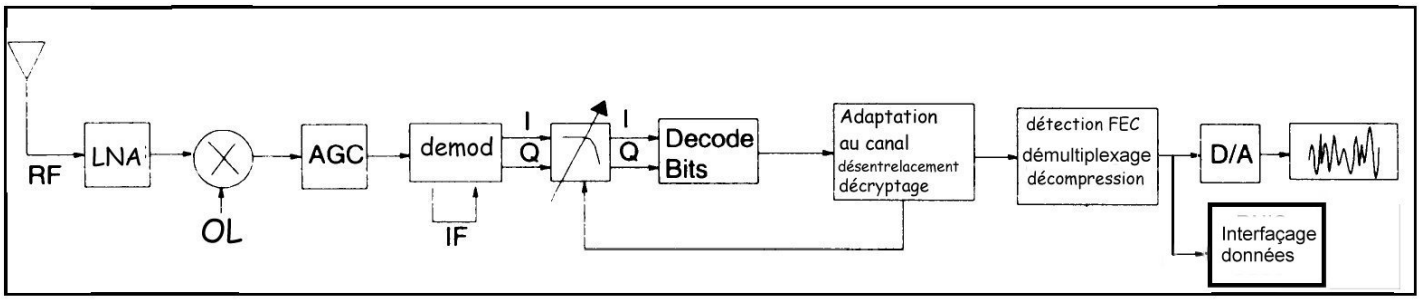


Dans le traitement du signal, on peut distinguer les étapes suivantes :

- la conversion du signal analogique en signal numérique ou digitalisation
- le codage de la voix en vue d'une diminution des informations à transmettre
- le codage de canal permet, en rajoutant des bits et entrelaçant les données, de rendre le signal binaire plus robuste vis-à-vis des perturbations et de faciliter la récupération de l'horloge
- la formation des signaux i(t) et q(t) nécessaire au modulateur à quadrature (c'est ici qu'intervient le choix du type de modulation QPSK, GMSK …)
- le filtrage les signaux i(t) et q(t), essentiel pour maîtriser l'encombrement spectral du signal modulé
- la modulation en quadrature d'un signal sinusoïdal dont la fréquence peut être inférieure à la fréquence d'émission
- le déplacement du signal modulé à la fréquence d'émission par un mélangeur fonctionnant en changeur de fréquence (FM, BLU….)
- l'amplification et le filtrage de la porteuse modulée qui sera envoyée sur l'antenne

1.2) La chaine de réception

La structure du récepteur est symétrique de celle de l'émetteur :



On distingue les étages suivants :

- la réception du signal RF (préampli RF, changement de fréquence, filtrage fi, CAG, LNA)
- la démodulation en quadrature pour la récupération des signaux i(t) et q(t)
- la digitalisation des signaux i(t) et q(t)
- l'affectation de valeurs binaires aux signaux i(t) et q(t) (prise de décision)
- la restitution du train binaire codé
- L'adaptation au canal ou l'égalisation pour lutter contre les problèmes de propagation
- le désentrelacement et le décodage de canal
- la décompression et la restitution du train binaire de base
- la conversion numérique-analogique
- La grande difficulté dans le récepteur est la récupération de la fréquence d'horloge permettant une récupération correcte des données.

Les avantages des radiocommunications numériques sont :

- ✓ Un concept multimédia (voix, données, images) et modulaire
- ✓ Une qualité et une robustesse du signal et du service (codage du canal pour détecter et corriger les erreurs, augmentation de la qualité et de la capacité de résistance au brouillage et aux perturbations).
- ✓ Optimisations des liaisons (cryptage compression, protocoles de prises de liaisons radios)

Les trois caractéristiques principales permettant de comparer entre elles les différentes techniques de transmission sont les suivantes:

- ✓ *La probabilité d'erreur Pe* par bit transmis permet d'évaluer la qualité d'un système de transmission. Elle est fonction de la technique de transmission utilisée, mais aussi du canal sur lequel le signal est transmis.
- ✓ *L'occupation spectrale* du signal émis doit être connue pour utiliser efficacement la bande passante du canal de transmission. On est contraint d'utiliser de plus en plus des modulations à grande efficacité spectrale.
- ✓ *La complexité du récepteur* dont la fonction est de restituer le signal émis est le troisième aspect important d'un système de transmission
- ✓

1.3) Capacité du canal de transmission

1.3.1) Le canal de transmission idéal non bruité

On définit la capacité du canal comme étant le nombre de bit par seconde transmissible par le medium

$$C = 2 \times B \times log_2 M$$

C : Capacité du canal en bit/s
B : bande passante du canal en Hz
M : Nombre d'états ou de symboles de la modulation numérique.

Dans le meilleur des cas, la largeur *B* de bande du canal de transmission doit au moins contenir le signal répondant **au critère fréquentiel de Nyquist**, c'est-à-dire que :

B>1/2T

Cette relation lie la largeur de bande du support *B* (en Hz) à la vitesse de modulation *1/T* (en Baud). En réalité, la bande passante nécessaire dépend de nombreux facteurs liés aux équipements et à la nature de la modulation et est nécessairement supérieure à cette limite. Pour un filtre parfait de Nyquist, La bande passante minimum théorique est *Bmin=1/T*

1.3.2) Le canal de transmission idéal bruité avec un bruit gaussien

En supposant un filtrage optimal (filtre de Nyquist), la capacité du canal est d'après Shannon :

$$\boldsymbol{C = B \times log_2(1 + \frac{S}{N})}$$

S est la puissance du signal reçu
N est la puissance de bruit dans le canal
En fonctionnement limite C=D (D débit binaire en bit par seconde)
Le rapport S/B est appelé rapport signal sur bruit et permet de quantifier le niveau de bruit par rapport au signal. Ce rapport est mesurable. On préfère exprimer les performances en termes d'énergie du bit Eb transmis par rapport au bruit N0

$$\frac{S}{N} = \frac{Eb}{N0} \times log_2(M)$$

Eb : est l'énergie par bit (S puissance du signal et D le débit binaire)

on a :

$$S = D \times Eb$$

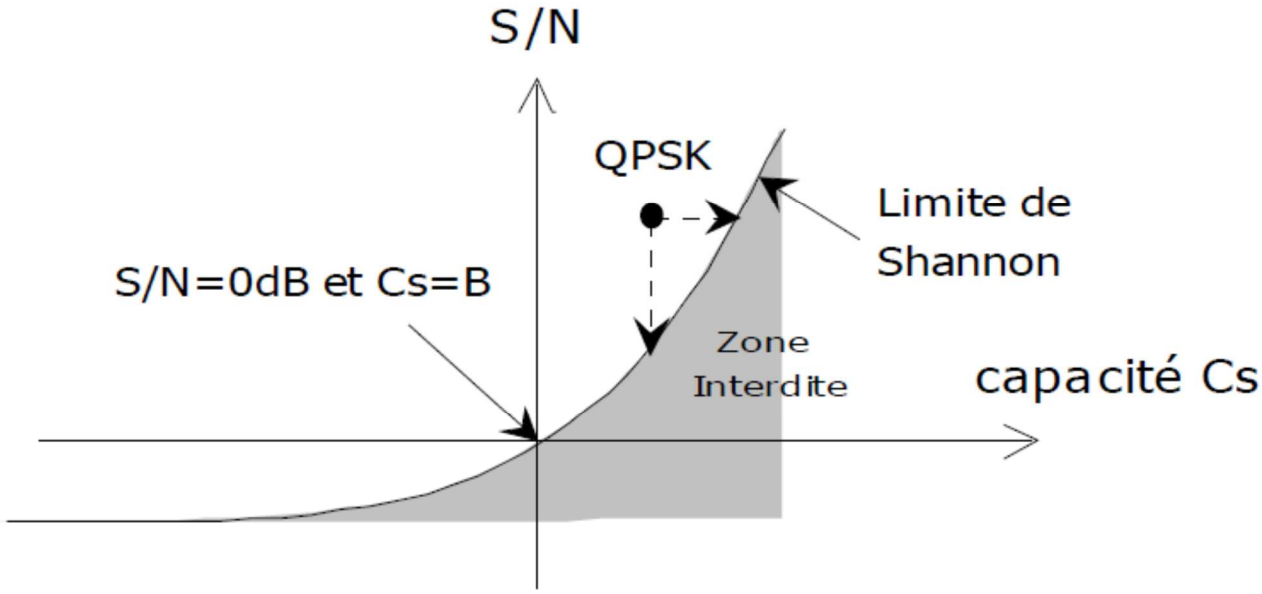
N0 est la densité spectrale de puissance de bruit thermique exprimée en watt/Hz.

Comme ce bruit est du type blance (énergie équirépartie sur toute la gamme de fréquence), On a pour une bande de fréquence W:

$$N = N0 \times W$$

1.3.3) La limite de shannon

Cette fameuse limite *Cs* appelée limite de Shannon est en pratique très difficile à atteindre ; on s'en approche dans le meilleur des cas… Les raisons sont multiples : elles tiennent en partie dans la qualité du canal qui est loin d'être toujours optimale sur toute sa largeur, et dans la performance des codes et modulations utilisés pour traiter l'information à transmettre.

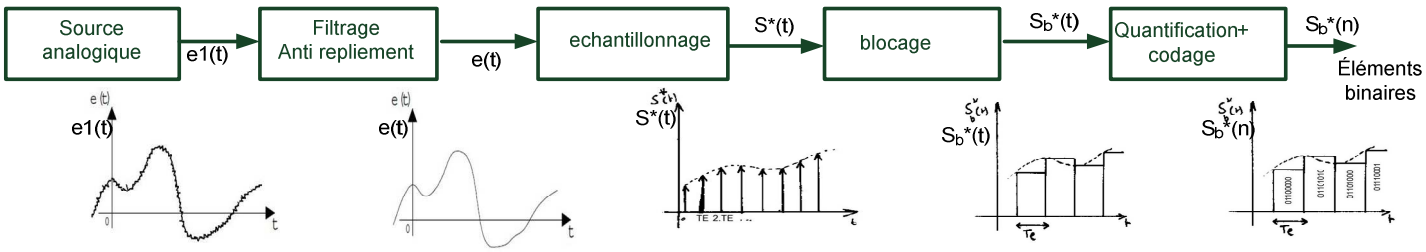


La zone sous la courbe est interdite. La zone au dessus la courbe est celle où l'on trouve les modulations usuelles. La courbe est la limite vers laquelle on doit tendre. Si on étudie le cas de la QPSK, on peut dire que pour le *S/N* donné, on peut encore espérer un débit supérieur (se déplacer vers la droite) en trouvant des codages plus performants, en particulier les turbocodes. On peut également espérer dégrader le rapport *S/N* sans diminuer *Cs* (se déplacer vers le bas).

2) Le codage de la source

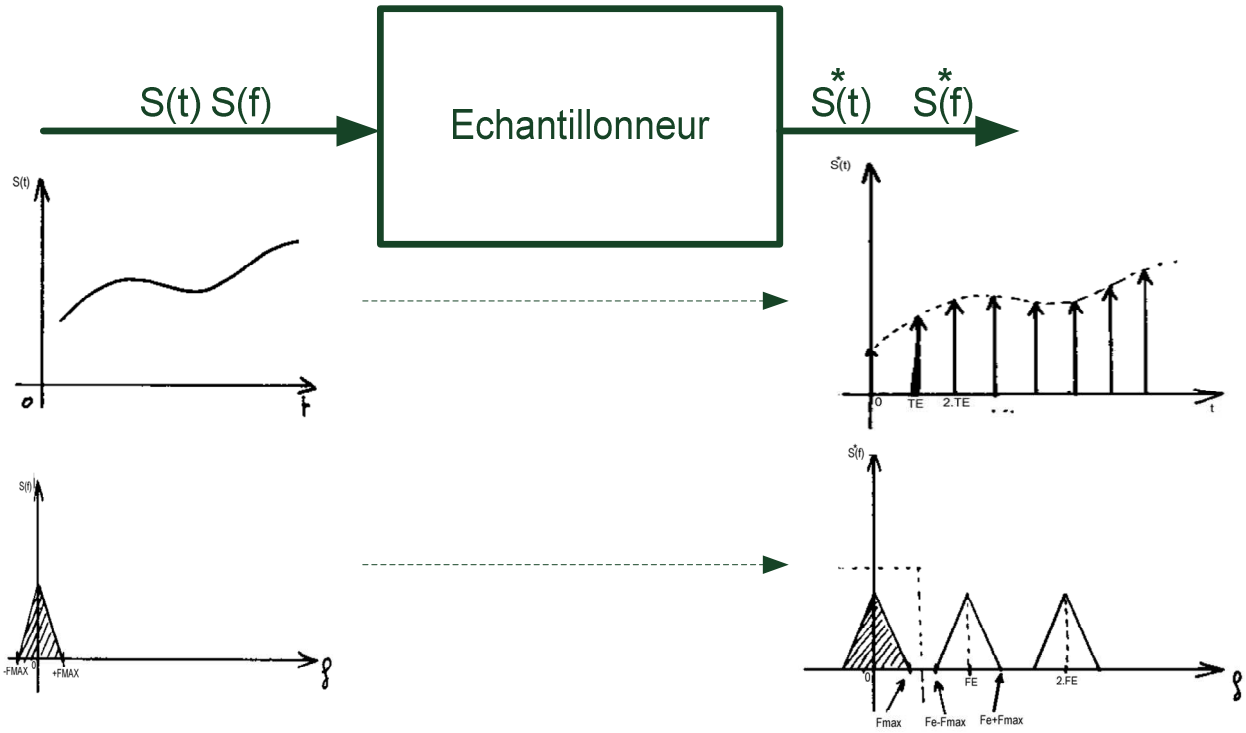
2.1) Numérisation de la source d'information

Pour numériser une transmission numérique, le message à transmettre doit être sous forme numérique, si la source délivre un message analogique (parole, image), il faut le numériser.
On doit échantillonner le message analogique puis quantifier les échantillons obtenus. Chaque échantillon quantifié sera ensuite codé sur m éléments binaires.



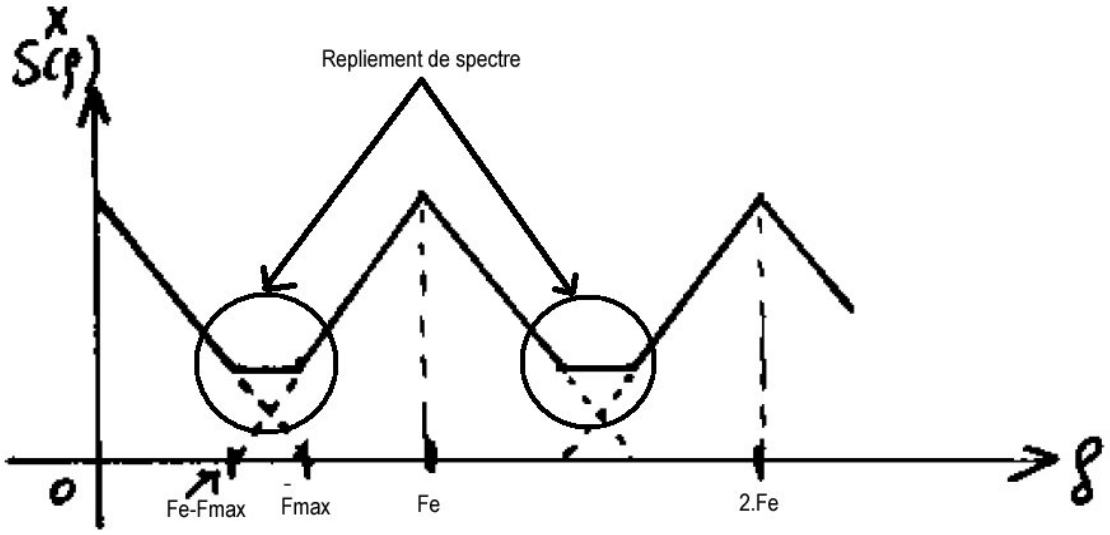
2.2) L'échantillonnage et la condition de shannon

Echantillonner un signal dans le domaine temporel revient à périodiser le spectre dans le domaine fréquentiel.



$$S^*(f) = \frac{1}{TE} \times \sum_{k=-\infty}^{+\infty} S(f - K.FE)$$

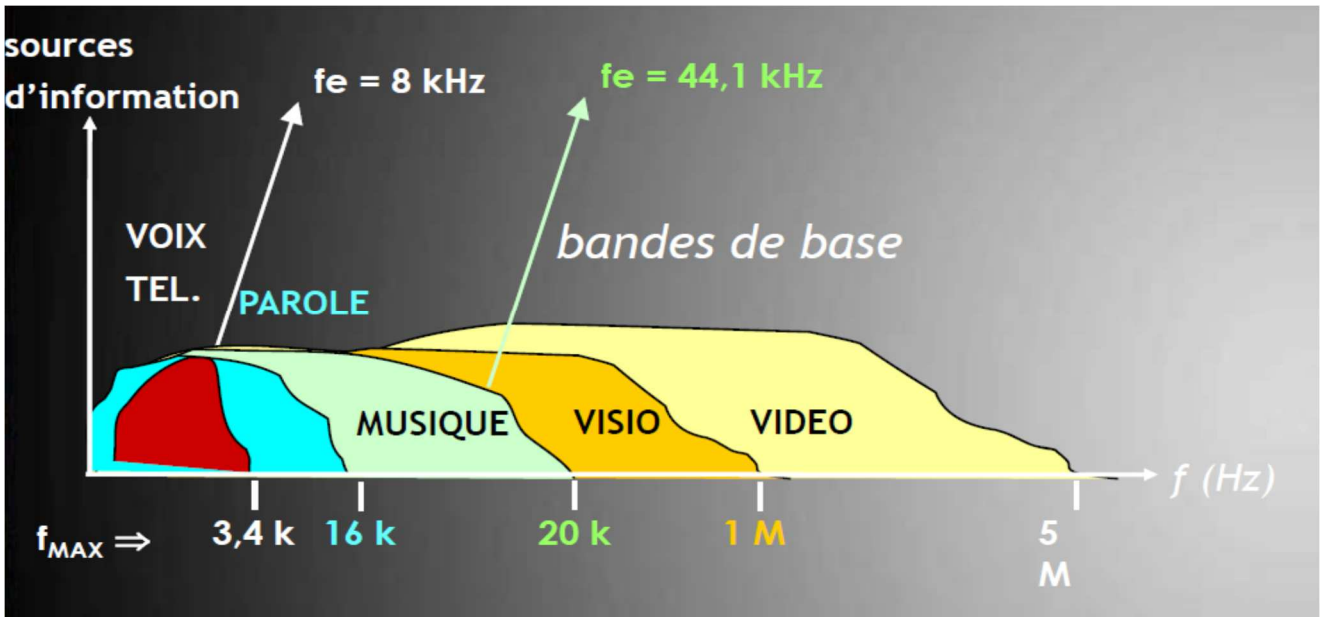
On remarquera que si le spectre du signal d'origine à une largeur supérieur à 2Fe on a ce qu'on appelle un **repliement de spectre**.



S'il y a repliement de spectre, il n'est plus possible de retrouver le spectre du signal d'origine. Dans ce cas, l'opération d'échantillonnage modifie les caractéristiques du signal d'entrée. Ainsi, si l'on ne veut pas perdre d'informations par rapport au signal que l'on échantillonne, on devra toujours respecter la condition : (Fe≥2Fmax). Condition plus connue **par le théorème de Shannon**.
On ne peut échantillonner un signal sans pertes d'informations que si :

$$Fe > 2Fmax$$

Dans le cas d'un spectre de largeur (Fe>2.Fmax), il y a donc toujours repliement de spectre. Il est donc nécessaire de filtrer le signal d'origine afin de limiter cet effet de repliement. On appelle ce filtre un filtre d'anti repliement ou d'anti-aliasing.

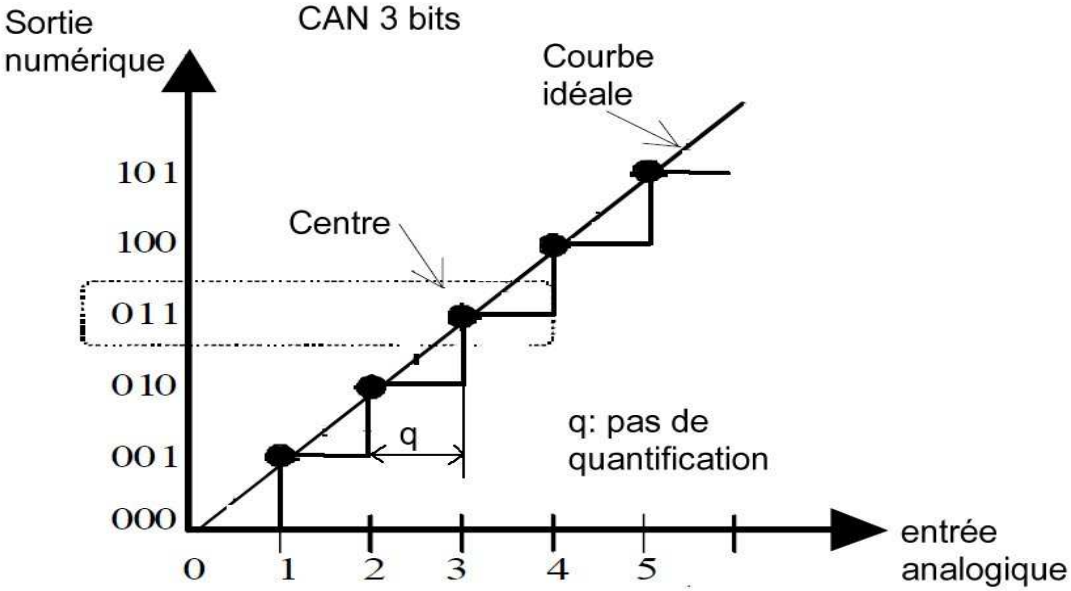


2.3) La quantification

Le signal échantillonné - bloqué peut à ce stade être converti sous forme binaire (numérique) pour être traité par la suite. Ce codage s'appelle la quantification. Le rôle de la quantification est de donner une image binaire d'un signal analogique.

A chaque **niveau de tension est associé une valeur binaire** codée sur n bits:
n bits vont permettre de distinguer 2^n niveaux de tension répartis de -Vm à +Vm ou de 0 à +Vm. On a ainsi un pas de quantification Q pour une tension répartis de -Vm à +Vm :

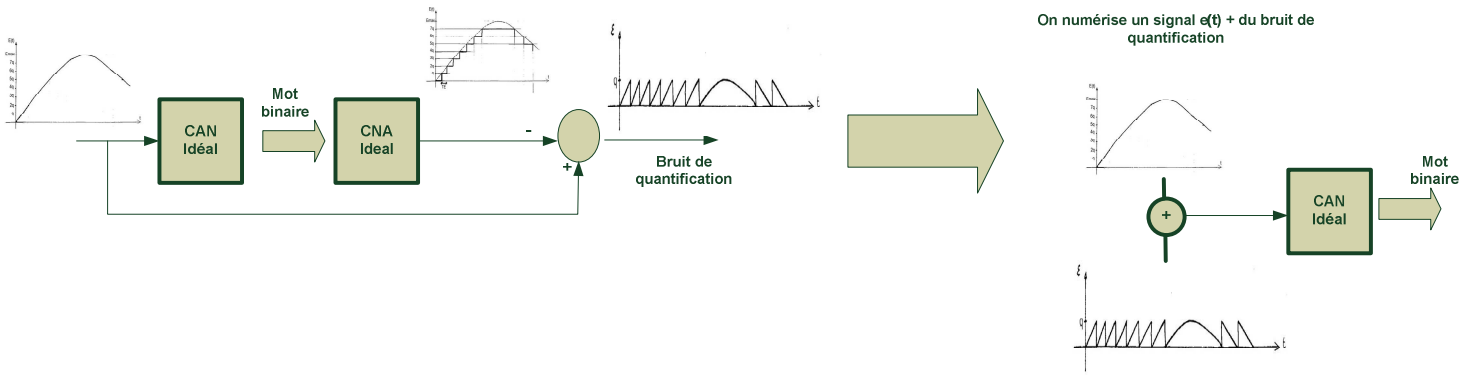
$$Q = \frac{2.Vm}{2^n} \qquad n : nombre\ de\ bits$$



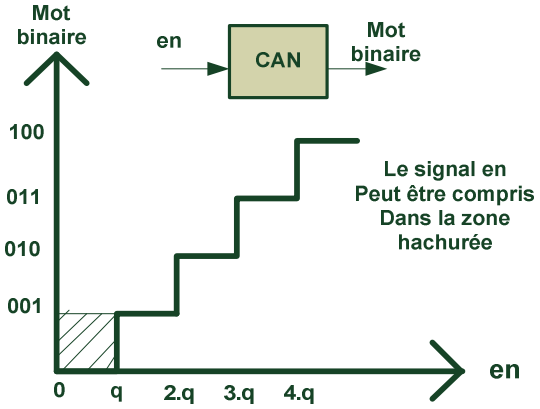
Le pas de quantification Q est aussi appelé quantum. Il correspond à la résolution du convertisseur. Le quantum est la plus petite variation de tension que le convertisseur peut coder.

a) Le bruit de quantification

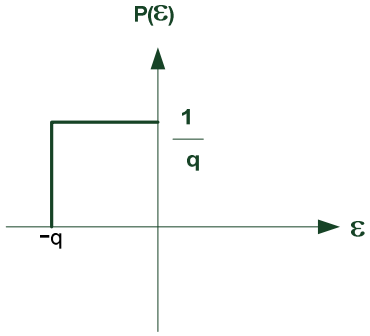
On a donc, lors de la quantification, une erreur de codage entre le signal échantillonné et la valeur du code correspondant à un niveau de tension



b) *La densité de probabilité du bruit de quantification*



La zone hachurée représente la distribution d'amplitude du signal d'erreur. L'amplitude de l'erreur est comprise dans cette zone. La densité de probabilité ou la distribution d'amplitude à la forme suivante :



$$\int_{-\infty}^{+\infty} p(\varepsilon)\, d\varepsilon = 1$$

On va définir la valeur moyenne quadratique de e qui représente la puissance ou l'énergie transportée par le signal

$$\sigma e^2 = \int_{-\infty}^{+\infty} e^2 \times p(e)\, de \qquad m = \int_{-\infty}^{+\infty} e \times p(e)\, de$$

$$\sigma\varepsilon^2 = \int_{-q}^{0} \varepsilon^2 \times p(\varepsilon)\, d\varepsilon = \int_{-q}^{0} \varepsilon^2 \times \frac{1}{q} d\varepsilon = \frac{1}{q} \times [\frac{1}{3}\varepsilon^3]_{-q}^{0} = \frac{q^2}{3}$$

On peut calculer le rapport signal sur bruit si on numérise un signal aléatoire gaussien
Am amplitude maximale du signal gaussien

$$\sigma x^2 = \frac{Am^2}{(4.6)^2} \quad signal\ :distributi\ on\ d'amplitude\ gaussienne$$

$$Q = \frac{2.Am}{2^n} = \frac{Am}{2^{n-1}} \Rightarrow \sigma x^2 = \frac{Q^2 \times 2^{2n-2}}{(4.6)^2}$$

On a le rapport signal sur bruit qui vaut alors :

$$\frac{S}{B} = \frac{\sigma x^2}{\sigma \varepsilon^2} = \frac{q^2 \times 2^{2n-2}}{(4.6)^2 \times \frac{q^2}{3}} = 0.035 \times 2^{2n}$$

$$(\frac{S}{B})_{db} = 10.\log \frac{\sigma x^2}{\sigma \varepsilon^2} = \frac{10.\ln(0.035)}{\ln 10} + \frac{10.\ln 2^{2n}}{\ln 10} =$$

$$(\frac{S}{B})_{db} = -14.56 + 6.02\,n$$

c) <u>Conclusion : Le rapport signal sur bruit dépend donc du nombre de bits</u>

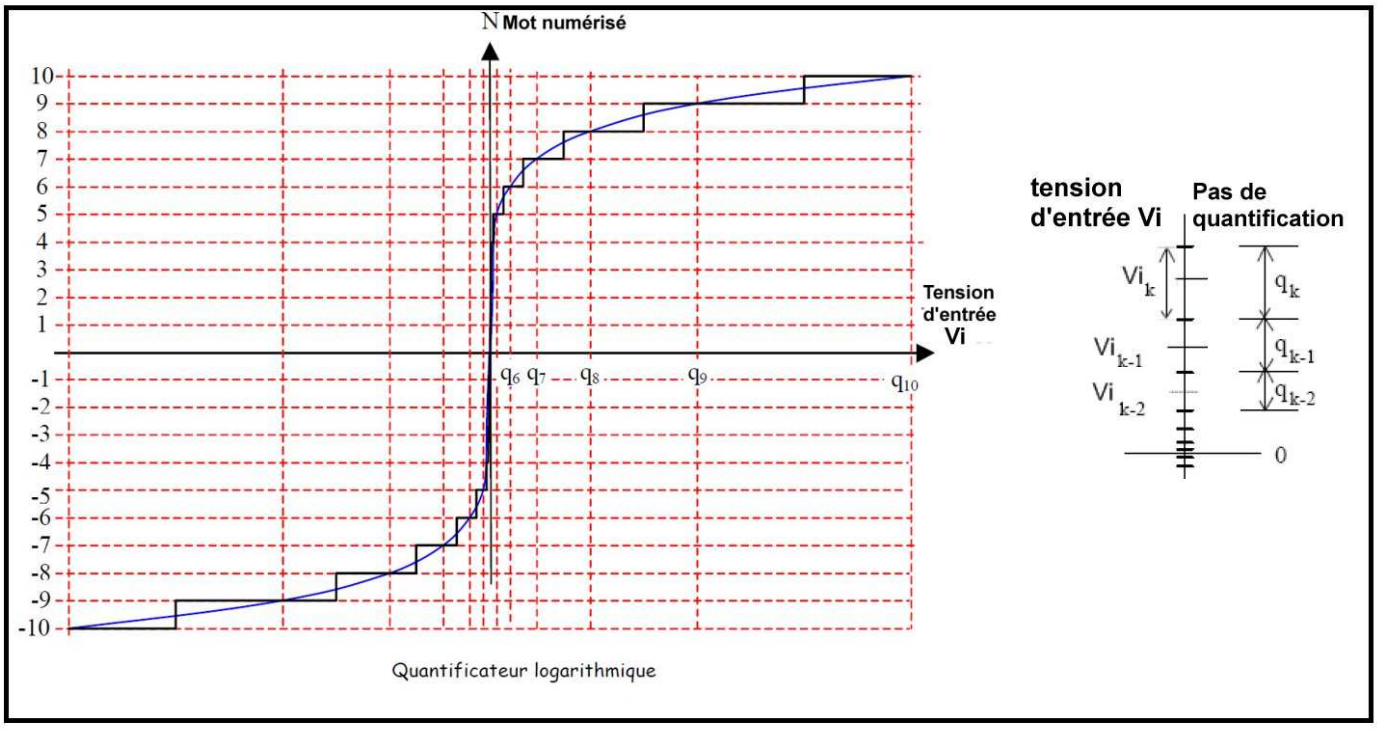
Un nombre de bits élevé permettra d'approcher plus finement l'information analogique (finesse), de diminuer le bruit de quantification et d'augmenter le rapport signal sur bruit. Mais il faudra augmenter les capacités de stockage binaires ou les débits de transmission. Pour un signal sinusoïdale d'amplitude A et de valeur maximale Amax, on obtient un rapport signal sur bruit du type :

$$\frac{S}{B}\ en\ db = 6 \times n + 1.8 - 20 \times \log(Amax) + 20 \times \log(A)$$

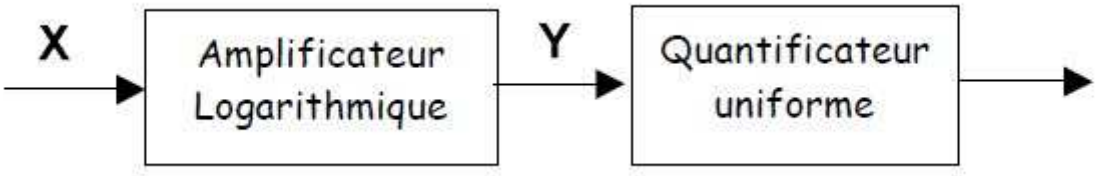
Ce sont les faibles niveaux qui sont principalement affectés par le bruit de quantification, Si A est faible le rapport signal sur bruit est faible

2.4) La quantification non linéaire

Il paraît donc intéressant de diminuer le pas de quantification pour les faibles niveaux. La quantification n'est alors plus linéaire, on dit qu'il y a compression de la taille des plages. Pour avoir un Rapport signal à bruit constant, il faut que le pas de quantification augmente d'une façon logarithmique.



La quantification non uniforme avec une loi logarithmique est équivalente à une quantification uniforme du signal préalablement compressé avec un amplificateur logarithmique. L'amplification logarithmique consiste à amplifier les faibles niveaux afin qu'ils soient correctement quantifiés avec un pas uniforme.



Cette loi logarithmique est irréalisable pratiquement (infinité de pas de quantification pour des faibles valeurs). En Europe, on fait appelle à une loi suffisamment proche la Loi A et aux états unis la loi en μ

La loi A est définie par la relation suivante :

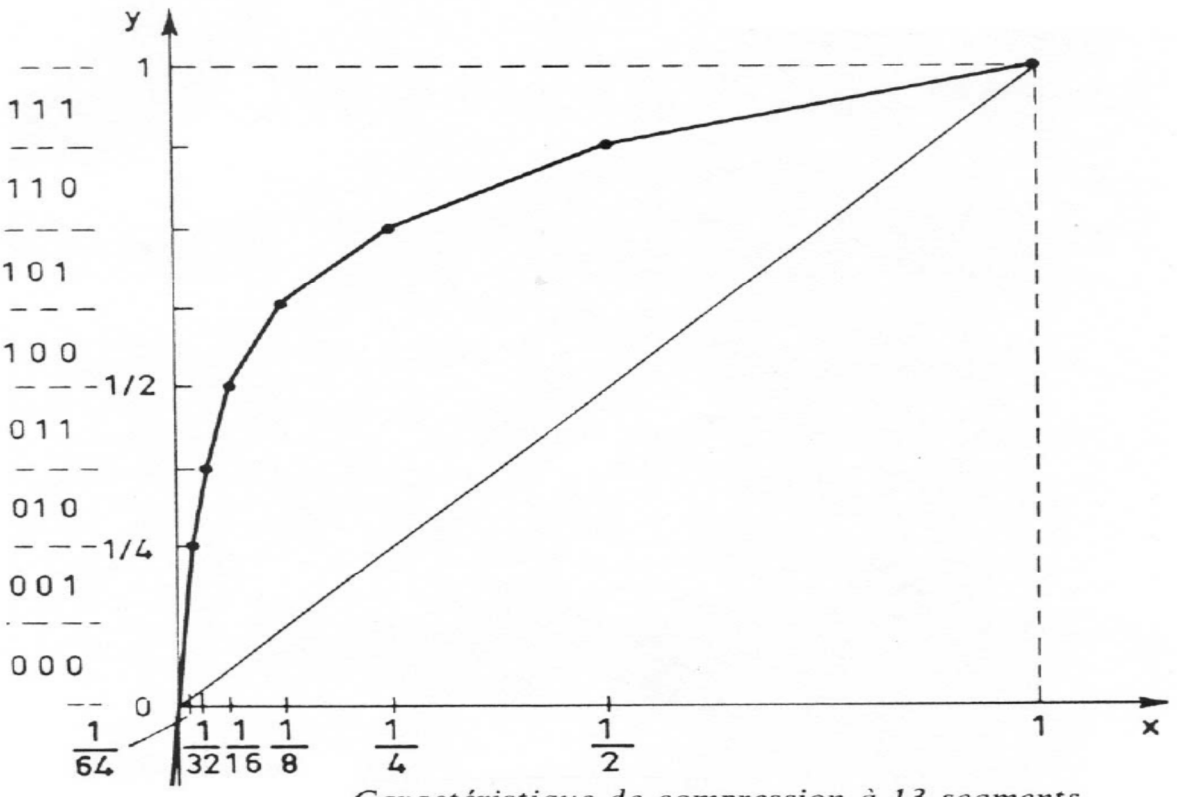
$$\text{Pour } |x| < \frac{1}{A} \quad Y = \frac{A \times X}{1 + logA} \quad A = 87.56$$

$$\text{Pour } |x| \geq \frac{1}{A} \quad Y = \frac{1 + \log(A \times X)}{1 + logA}$$

Pour leur réalisation matérielle les lois A et μ sont approchées par des segments de droite. La loi A est approchée par une courbe à 13 segments.
La numérisation est faite sur 8 bits :

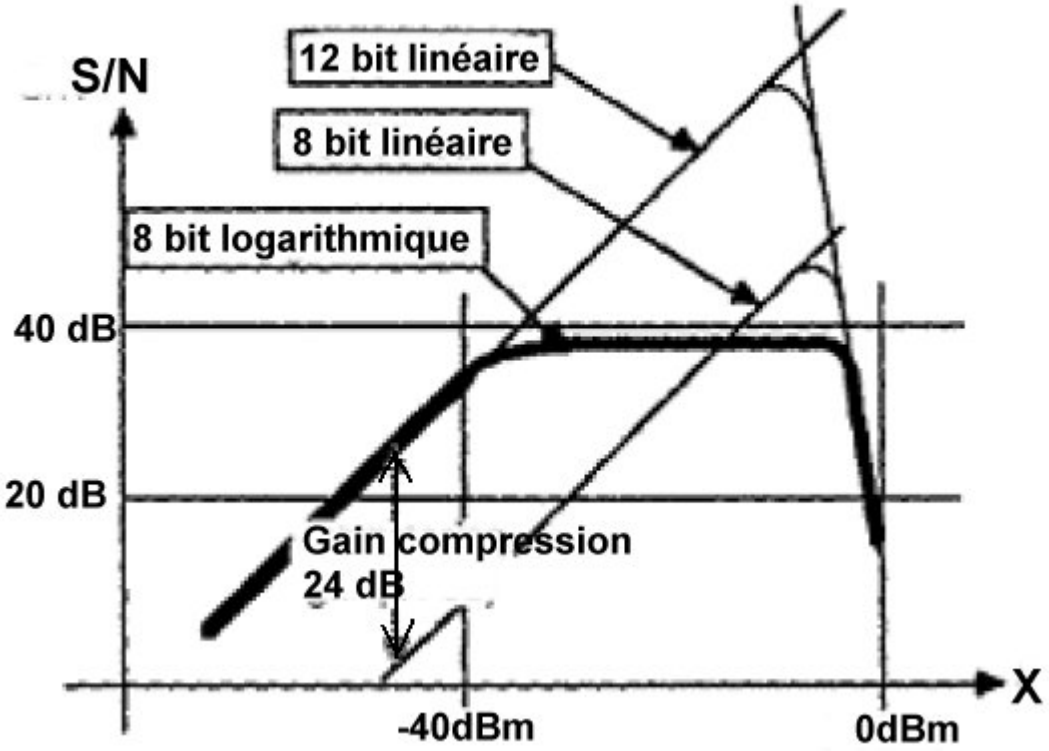
S	A	B	C	1	2	3	4

1 bit de signe — 3 bits donnant le numéro du segment — 4 bits donnant la position sur le segment



Caractéristique de compression à 13 segments

Dans le cas de la conversion sur 8 bits, on peut remarquer que les petits signaux sont amplifiés par un facteur 16 avant d'être convertis, ce qui revient à diviser par 16 le pas de quantification, c'est-à-dire à utiliser 12 bits de quantification (gain de 4 bits). Par contre pour les grands signaux, le pas de quantification est multiplié par 4 par rapport à un convertisseur 8 bits uniforme, on perd donc 2 bits. Cette méthode donne des résultats qualitatifs comparables à une quantification linéaire sur 12 bits.



2.5) La modulation par impulsions codées

La trame MIC (Modulation par Impulsions Codées) a été développée pour la commutation temporelle de voies téléphoniques numérisées. Par la suite, les 30 voies numériques de la trame MIC ont été utilisées pour transmettre toutes sortes de données numériques (FAX, données en X25, vidéo). La trame MIC permet la transmission de 30 voies numériques, la signalisation pour les 30 voies et la synchronisation de l'ensemble des informations. En fait ils existent Deux normes la MIC en Europe et la PCM aux états unis :

- 256 valeurs pour le MIC en Europe (8 bits de codage)
- 128 valeurs pour le PCM en Amérique et au Japon (7 bits de codage)

cela donne en débit par voie :

- 8 000 x 8 = 64 kbps pour le MIC
- 8 000 x 7 = 56 kbps pour le PCM (Pulse Code Modulation).

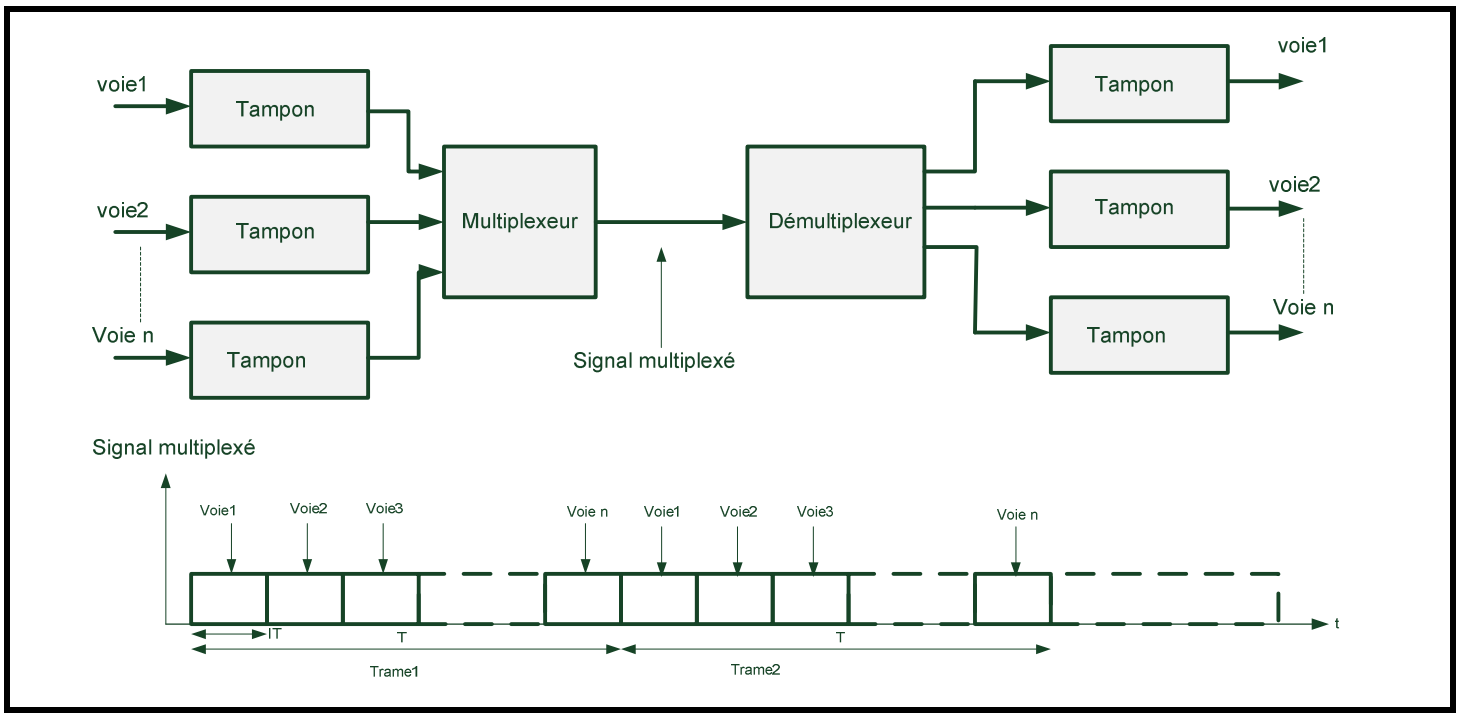
Cette modulation consiste à prendre un échantillon du signal à le transmettre et à le quantifier. Par quantifier, on entend associer un nombre, à chaque niveau du signal d'entrée. La chaine de traitement est la suivante :



2.5.1) Le multiplexage

Afin de pouvoir transmettre simultanément différentes informations sur le même support, les informations sont dites "multiplexées". Le multiplexage choisi pour la liaison téléphonique est le multiplexage temporel : il s'organise en trames qui sont détectées par des intervalles de synchronisation.

Dans un multiplexage temporel, encore nomme **MRT** (Multiplexage a Répartition dans le Temps) ou TDM (*Time Division Multiplexing*), l'allocation complète de la ligne aux différentes voies est effectuée périodiquement et pendant des intervalles de temps constants. Ce type de multiplexage est réservé aux signaux numériques. Les elements des messages de chaque voie sont mémorises sous forme de bits ou de caractères (multiplexage par bit ou par caractères) dans des mémoires tampon, puis transmis séquentiellement sur la voie composite. Les éléments sont ainsi assemblés pour former des trames multiplexées.
La vitesse de transmission des voies bas débit (*d*) est fonction de la vitesse de transmission de la ligne (*D*) et du nombre de voies n. La période *T* des trames est fonction du nombre de voies et de l'intervalle de temps élémentaire *IT*.
T = n * IT



2.5.2) Exemple d'utilisation de la MIC Les lignes spécialisés Ex/Tx

Ex et Tx sont des lignes spécialisées qui permettent la transmission des données à moyens et hauts débits (64 Kbps à 140 Mbps) en liaison point à point ou multipoints.
Ces lignes peuvent transporter à la fois la voie et des données informatiques.

En Europe, on distingue cinq types de lignes selon leur débit :

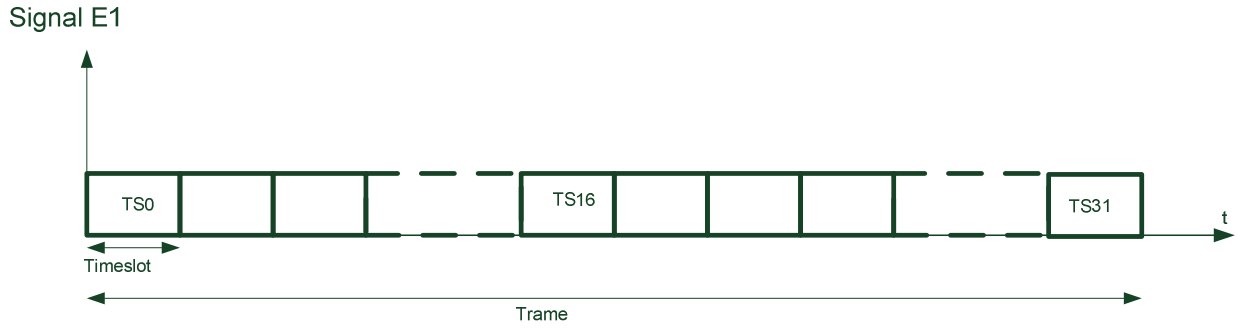
E0 (64Kbps),
E1 = 32 lignes E0 (2Mbps),
E2 = 128 lignes E0 (8Mbps),
E3 = 16 lignes E1 (34Mbps),
E4 = 64 lignes E1 (140Mbps)

Aux Etats-Unis la notation est la suivante :

T1 (1.544 Mbps)
T2 = 4 lignes T1 (6 Mbps),
T3 = 28 lignes T1 (45 Mbps).,
T4 = 168 lignes T1 (275 Mbps).

a) Format de la trame E1

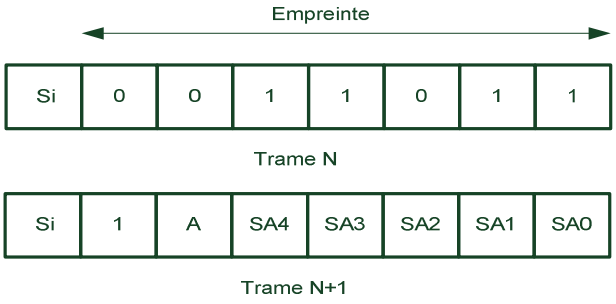
La trame E1 est composée de 32 timeslots. Chaque timeslot est constitué de 8 bits.
Par conséquent la trame E1 a une taille de 32*8=256bits. Il y a 8000 trames par seconde soit un débit de 8000*256=2Mbps.
Le timseslot0 est utilisé pour la synchronisation des trames et les alarmes. Le timeslot16 est utilisé pour le signalement des alarmes ou les données. Les timeslots 1 à 15 et 17 à 31 sont utilisés pour véhiculer les informations.



Une alarme est une réponse à une erreur de tramage sur la ligne E1.
Ils existent 2 formats de trame la double trame et la multi-trame.
Les méthodes de synchronisation sont différentes dans les 2 formats de trame

Format double trame

La synchronisation dans ce cas a lieu après la réception de 3 trames du type E1.
L'information de synchronisation est véhiculée dans le timeslot 0, ceci est appelé le signal d'alignement de trame (FAS).
Le FAS est une empreinte "0011011" qui spécifie l'alignement d'une trame
Une synchronisation de trame est établie si il y a :
1. un mot correct FAS dans la trame N
2. bit2=1 dans la trame N+1
3. Un mot correct FAS dans la trame N+2
Les bits SX sont réservés pour une utilisation internationale.

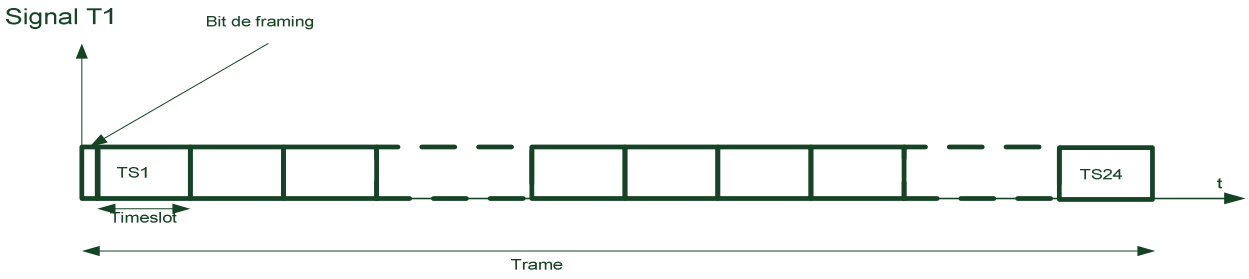


Format multitrame

La synchronisation pour le multitrame nécessite 16 bonnes trames consécutives.
Ce format intègre sur le timeslot16 un signalement des canaux associés (CAS) canal de 0 à 15 et un code de redondance cyclique (CRC) sur le timeslot0.
Le code en ligne utilisé pour la ligne E1 est du type HDB3

b) Format de la trame T1

La trame T1 est constituée de 24 timeslots. Chaque timeslot a un format de 8Bits. Le premier bit de chaque trame est utilisé pour la synchronisation. Une trame a donc 24*8 bits=192bits + 1 bit de synchronisation soit 193 bits, Il y a 8000 trames par seconde soit un débit de 8000*193= 1544000 bits/second. Les timeslots 1 à 24 sont utilisés pour les données.
La synchronisation, le signalement d'alarme et des données existent aussi sous un format différent pour la ligne T1



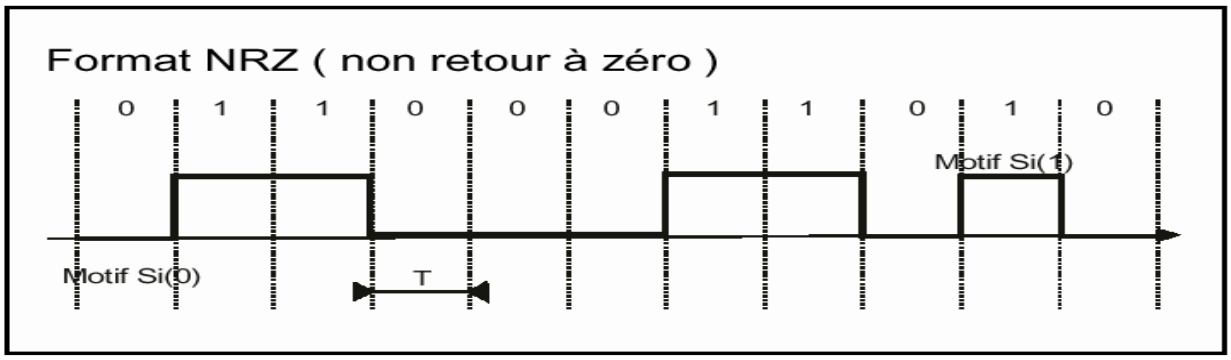
La transmission électrique utilisée pour véhiculer Les trames T1 et E1 est nommée G703, Elle est donnée en dans le dossier annexe

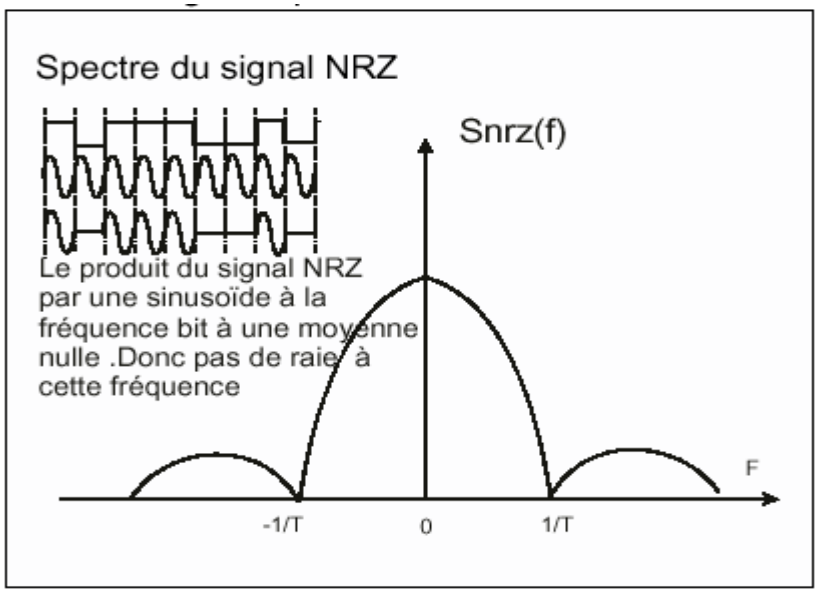
2.5.3) Le codage en ligne en bande de base

Le terme bande de base signifie que le signal est transmis sur le canal sans l'opération de modulation qui translate (éventuellement en le modifiant) le spectre du signal pour le centrer sur une fréquence porteuse FO. Autrement dit, la fréquence porteuse d'une transmission en bande de base est la fréquence zéro (FO=0). Ce type de transmission en bande de base est le plus souvent utilisé dans un milieu de transmission du type câble bifilaire.
Le codage de l'information est utilisé pour adapter le spectre de l'information à émettre aux caractéristiques du canal de transmission. Les différents codes utilisés sont choisis au vu du spectre de leur réponse. Nous avons plusieurs types de codage : le code binaire NRZ, le code binaire RZ, le code bipolaire NRZ, le code bipolaire RZ, etc.

2.5.3.1) Format NRZ (non retour à zero)

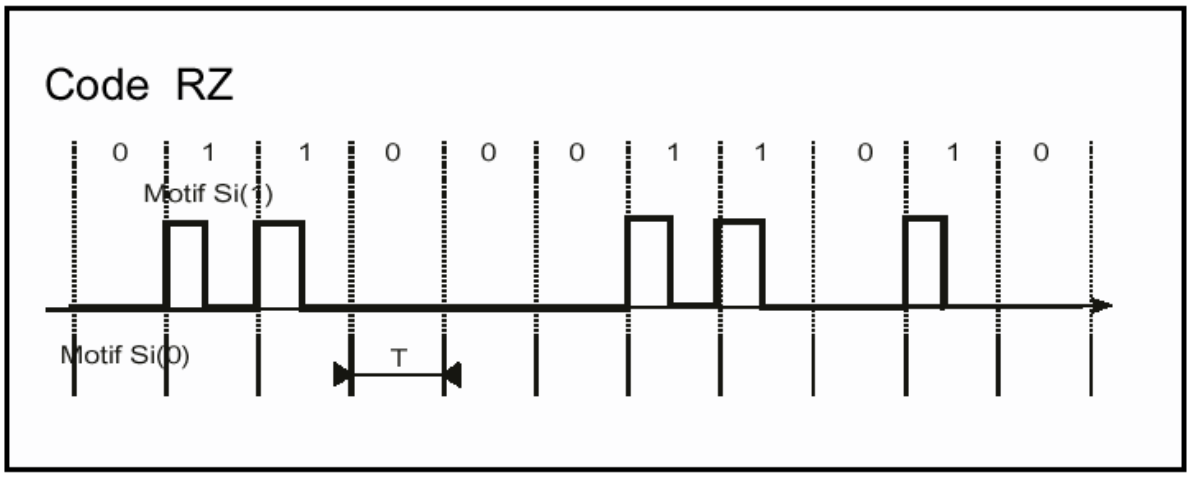
Le signal NRZ est le plus simple. C'est la forme que l'on rencontre tout naturellement lors de l'échange de signaux binaires au sein d'un circuit. Le 1 est codé par un niveau haut maintenu pendant une période d'horloge bit , un 0 est un niveau bas pendant la même durée.

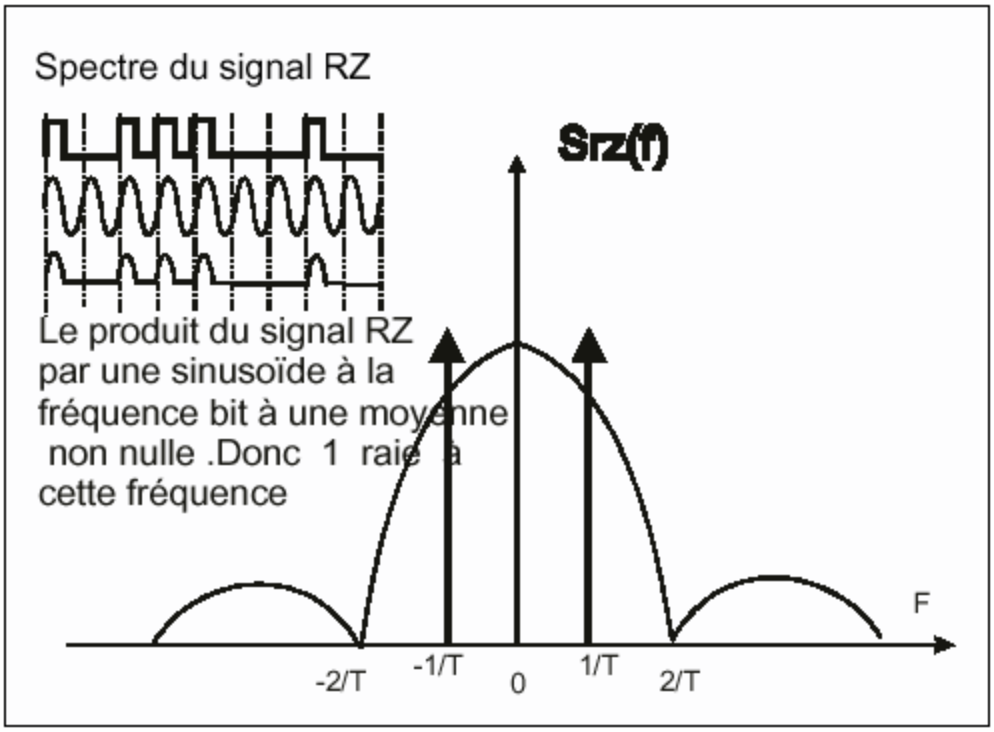




2.5.3.2) Format RZ (retour à zéro)

Le signal retourne au niveau zéro pendant une demi période d'horloge. On peut aussi considérer que les symboles associés aux deux caractères 0 et 1 sont Un niveau 0 pour 0 Un niveau 1 pendant T/2 suivi de 0 pendant la même durée pour un 1

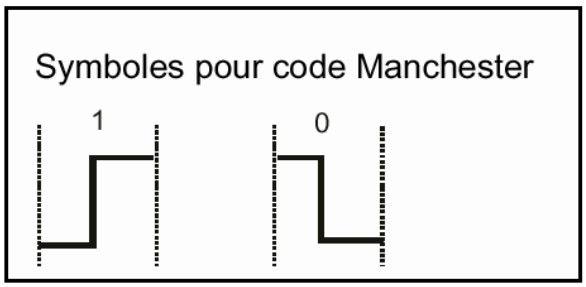


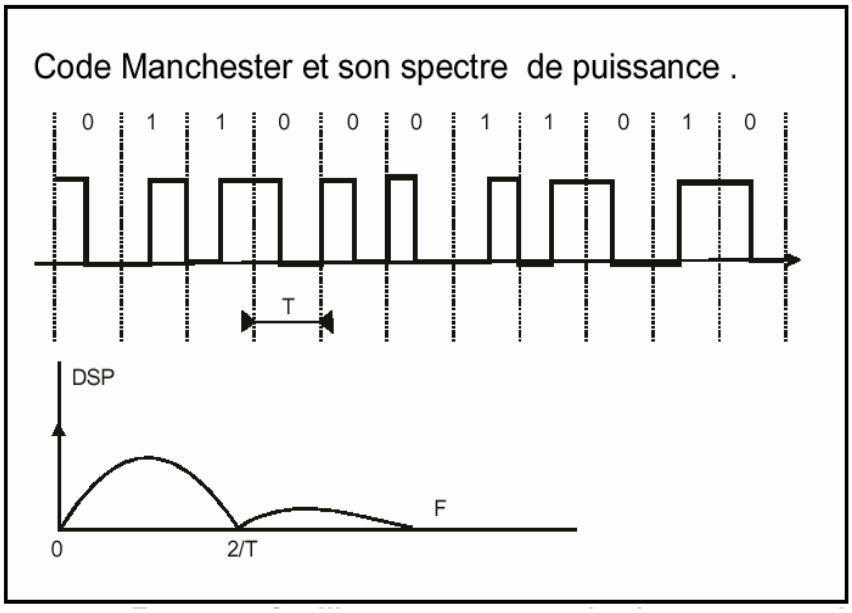


Utilisation normes V24, RS232, RS422, RS485

2.5.3.3) Code Manchester ou biphase

Un 1 est représenté par une transition montante au milieu d'une période d'horloge, un 0 par une transition descendante. Il est nécessaire d'ajouter des transitions de service placées en début ou fin de période. On peut également considérer que le caractère 1 est codé par la succession 0 1 pendant une période et un 0 par la succession inverse 1 0

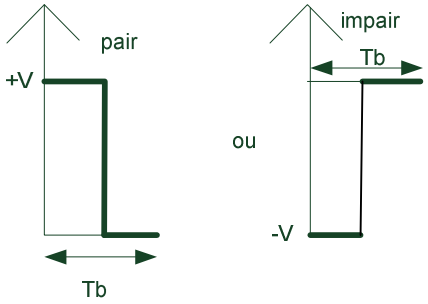


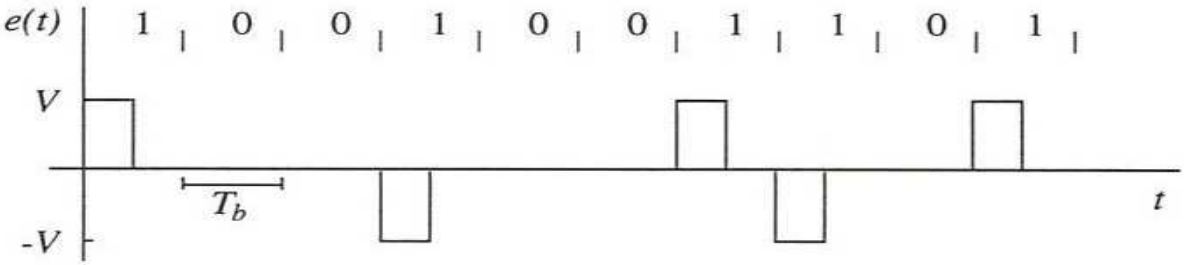


Utilisation : Ethernet 10Base5, 10Base2, 10BaseT, 10BaseFL

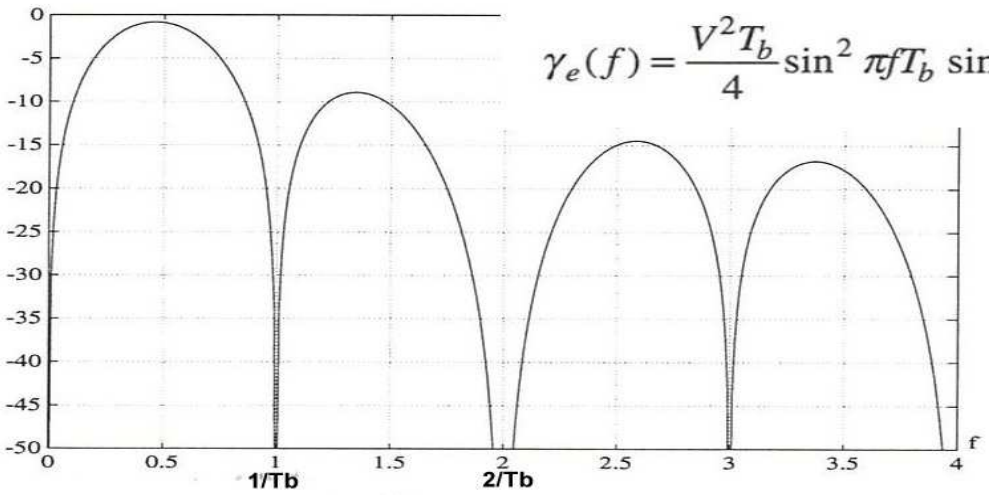
2.5.3.4) Code bipolaire RZ ou AMI

Pour ce codage suivant la parité du 1 logique on retrouve les symboles suivants :





Chronogramme du code bipolaire RZ

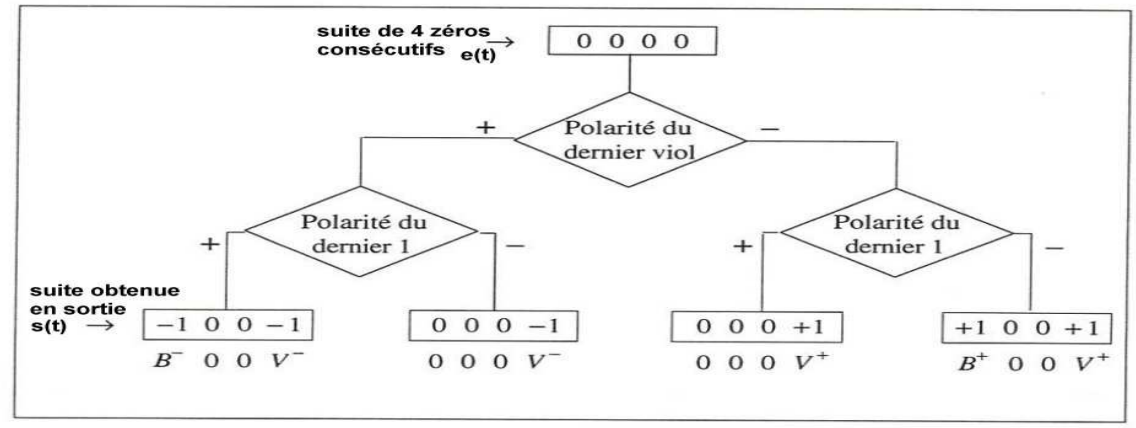


Densité spectrale de puissance du code bipolaire RZ

Systèmes MIC primaires & secondaires sur lignes (ISDN) 2 Mbit/s et 8 Mbit/s

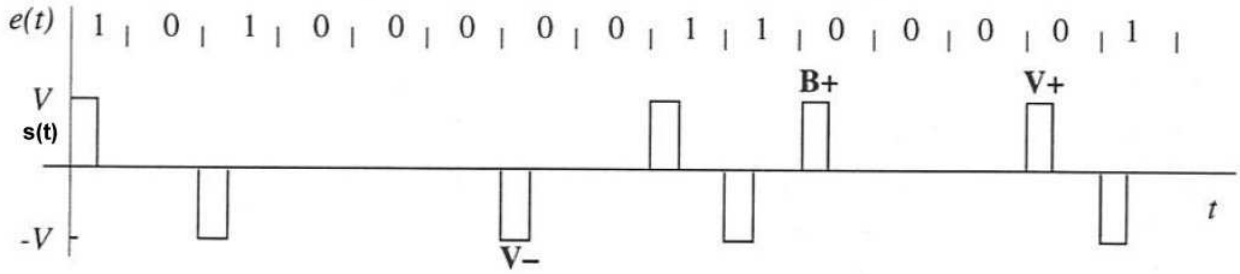
2.5.3.5) **Code HDBn**

Le code HDBn est un code dérivé du code bipolaire RZ dans lequel on interdit plus de n bits à 0. En fonctionnement normal ce code respecte la règle de bipolarité en incluant les bits de bourrage dans la rêgle. L'algorithme pour une suite de 4 bits est donné ci-dessous :

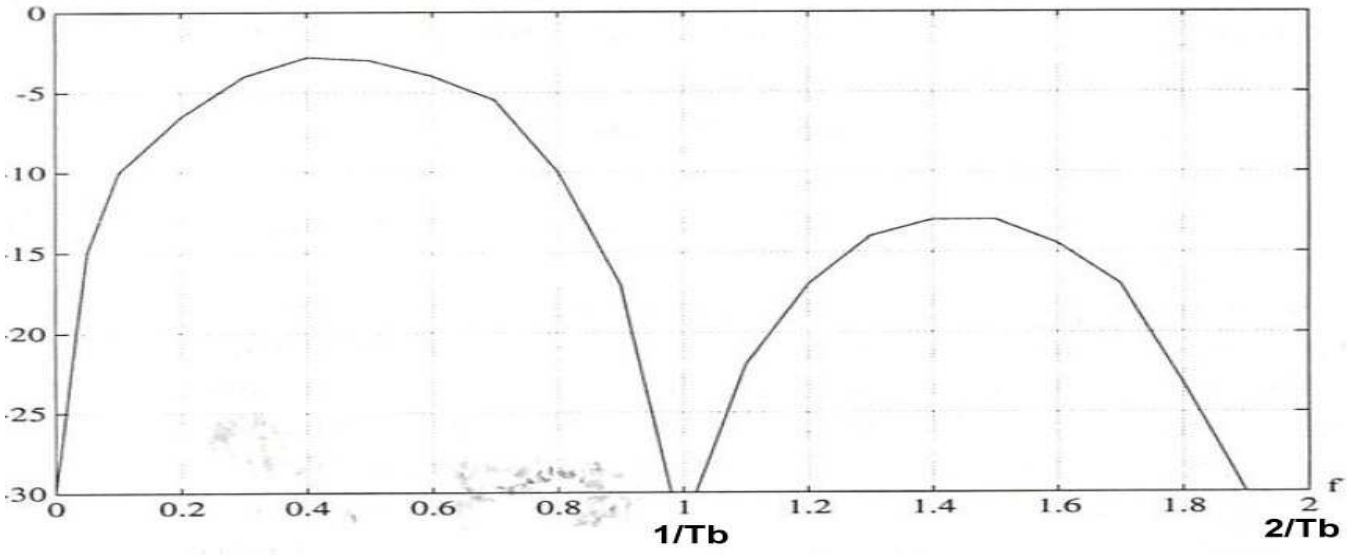


B bit de bourrage
V bit de viol

Algorithme du code HDB3



Chronogramme du code HDB3

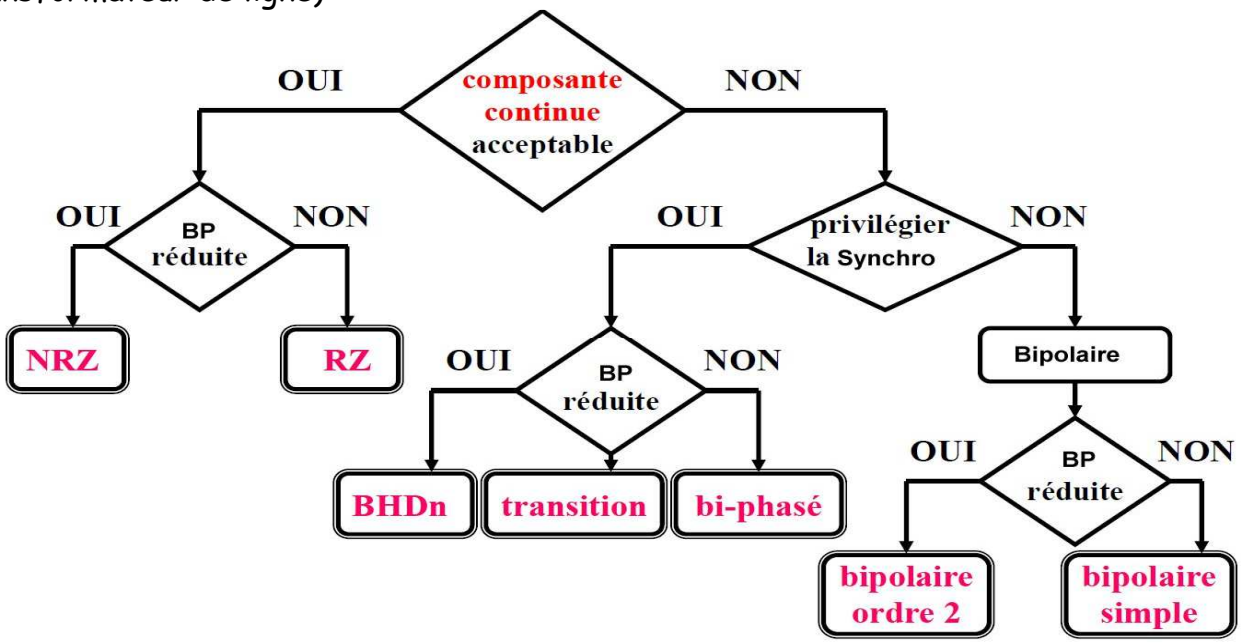


Densité spectrale de puissance du code HDB3

2.5.3.6) Choix d'un code

Elle est le plus souvent liée au milieu de propagation.

- La complexité du récepteur et de l'émetteur (régénération de l'horloge de transmission
- L'occupation spectrale du signal émis doit être connue pour utiliser efficacement la bande passante du canal de transmission. Pour réaliser le décodage, le récepteur a besoin de connaître le rythme de la transmission. La présence d'une raie à cette fréquence dans le spectre du code facilite la récupération de l'horloge.
- La résistance aux distorsions et aux perturbations du canal de transmission (exemple écho dans l'espace libre)
- La valeur moyenne du signal si elle est non nulle peut être embarrassante (exemple transformateur de ligne)



2.5.3.7) Autres codes en ligne

NRZI (NRZ Inverted) Fast Ethernet (100BaseFX), FDDI

0 → - V
1 → + V puis - V (*transition*)

MLT3 *Fast Ethernet (100BaseTX, 100BaseT4), ATM*

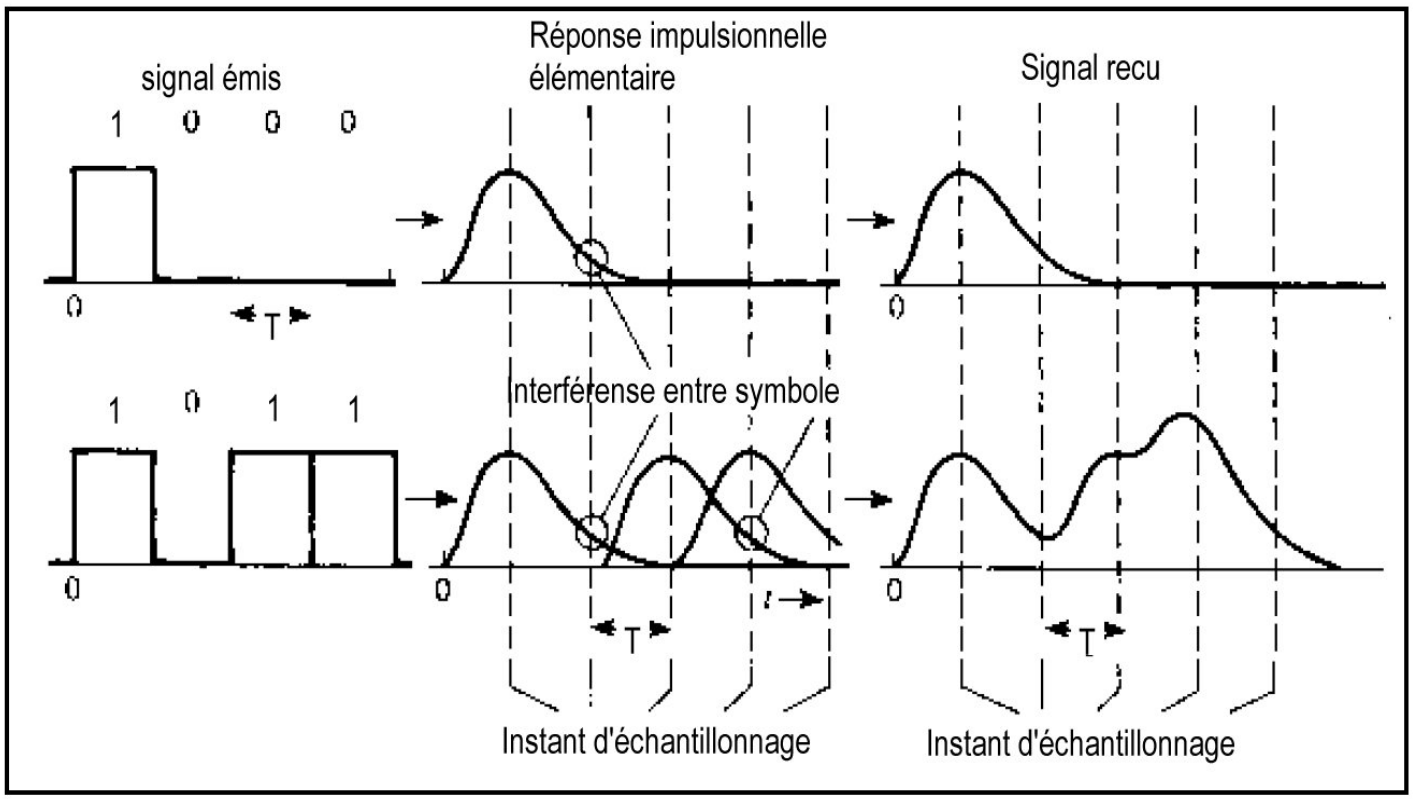
0 → état précédent du bit
1 → successivement : + V, 0 et - V

nB/mB *Fast Ethernet, Gigabit Ethernet*

table de transcodage codant un groupe de n bits en $m < n$ bits (garantit la non-transmission de 2 "0" consécutifs)

2.5.3.8) Le diagramme de l'œil et interférence entre symbole

L'émission d'un symbole pose un problème de recouvrement temporel. En effet, chaque symbole est filtré par le canal de transmission. Ils vont s'étaler dans le temps et chaque symbole transmis va recouvrir le (ou les) symbole(s) précédent(s). Ce phénomène est appelé interférence entre symboles (IES). Ce recouvrement peut poser des problèmes au moment de prendre la décision sur le symbole transmis.



L'IES peut être aussi représenté et mesuré par le diagramme de l'œil. Cette représentation est obtenue en observant pendant une durée T à l'oscilloscope tous les symboles possibles. Si les symboles sont peu déformés par le canal de transmission, l'œil est ouvert et la décision sera aisée. Un œil fermé rend compte de l'incapacité du système à prendre une décision sur la valeur du symbole. On a représenté un diagramme de l'œil pour un codage en bande de base du type NRZ. Comme le signal binaire est de nature aléatoire on observe à l'oscilloscope un œil.

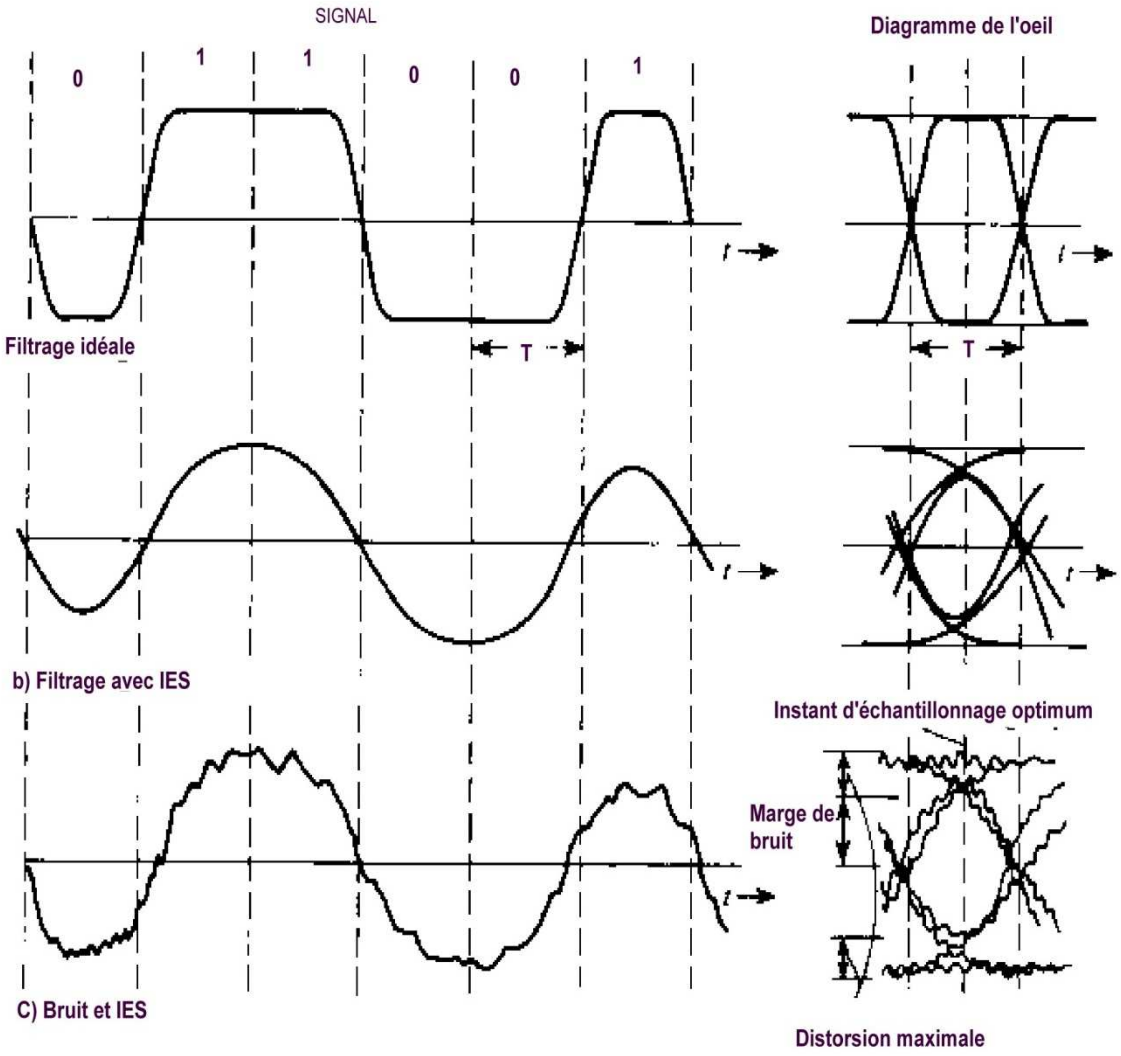
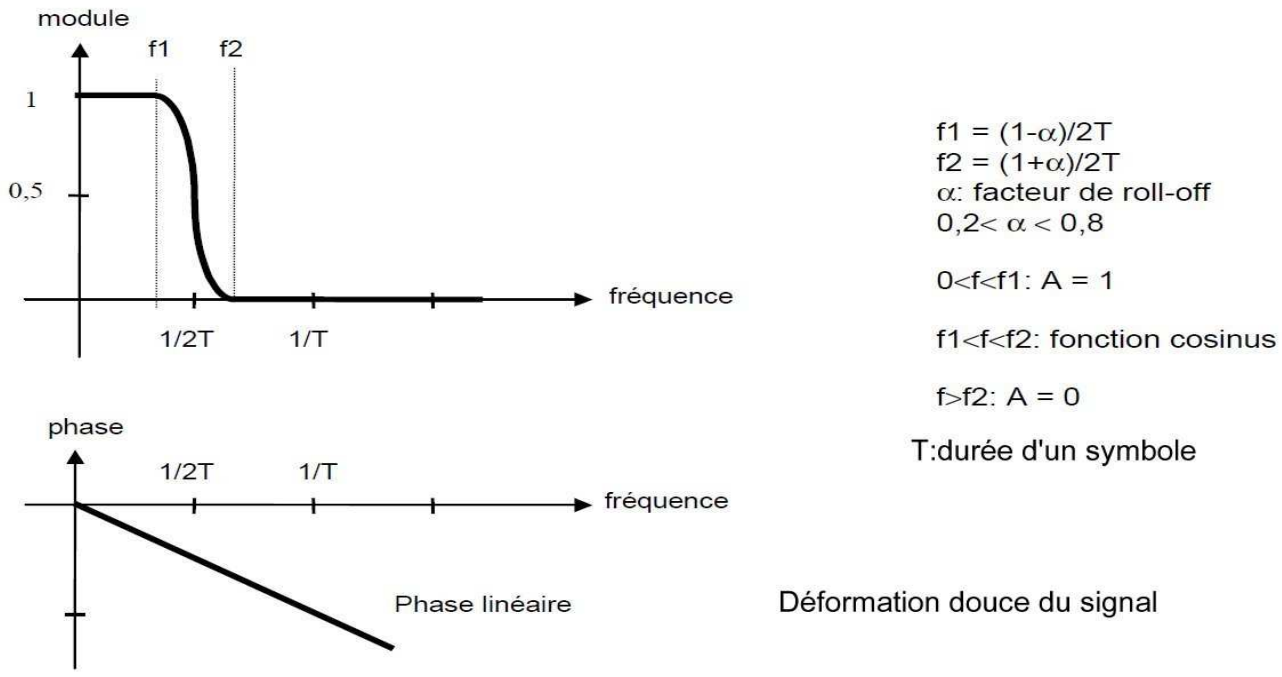


Diagramme de l'œil.

Il est fondamental de bien réaliser que la déformation du signal à l'arrivée et donc les interférences inter-symboles sont étroitement liés aux caractéristiques fréquentielles du canal de transmission.
L'IES est aussi liée aux limites de bande passante des circuits d'émission et de réception (filtres sélectifs, bande passante des amplis etc ...)

2.5.3.9) Le filtre de Nyquist

Pour éviter ces difficultés et maîtriser les interférences inter-symboles liées à la bande passante limitée du canal, on introduit un filtre passe-bas numérique dit « **de Nyquist** » ou « **en cosinus surélevé** » aux propriétés particulières :



f1 = (1-α)/2T
f2 = (1+α)/2T
α: facteur de roll-off
0,2< α < 0,8

0<f<f1: A = 1

f1<f<f2: fonction cosinus

f>f2: A = 0

T:durée d'un symbole

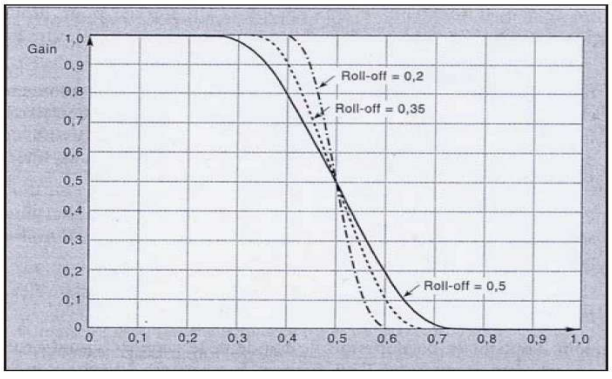
Déformation douce du signal

Ce filtre va permettre d'adapter le spectre du signal numérique à la bande passante limitée du canal

Filtre en Cosinus Surélevé

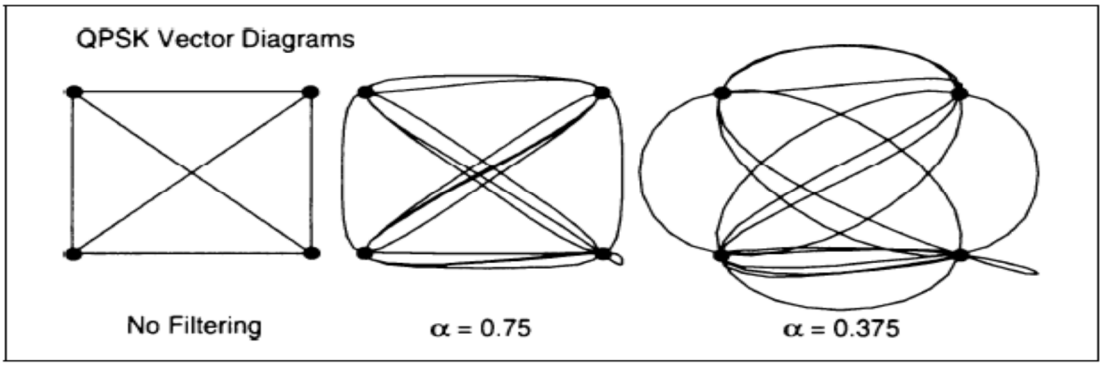
$$H_{RC}(f) = \begin{cases} T_S & \forall f \quad 0 \le |f| \le \frac{1-\alpha}{2.T_S} \\ \frac{T_S}{2}\left\{1+\cos\left[\frac{\pi.T_S}{\alpha}\left(f-\frac{1-\alpha}{2.T_S}\right)\right]\right\} & \forall f \quad \frac{1-\alpha}{2.T_S} \le |f| \le f_{MAX} = \frac{1+\alpha}{2.T_S} \\ 0 & \forall f \quad f_{MAX} = \frac{1+\alpha}{2.T_S} \le |f| \end{cases}$$

Caractéristiques fréquentielles du filtre en Cosinus Surélevé



TS : durée du symbole

On peut utiliser d'autres filtres qui donnent des résultats analogues comme le filtre Gaussien dans le cas du téléphone GSM.
Le filtrage du signal permet de maîtriser la déformation du signal binaire à l'arrivée et donc les interférences inter-symboles.
Nous verrons aussi plus loin qu'il permet de limiter la bande spectrale occupée par le signal modulé.
Le filtrage ralentit le déplacement du vecteur représentant la porteuse dans le plan de phase comme le montre la constellation ci-dessous :



La transmission du signal sans filtrage nécessite une bande passante infinie. Plus le filtrage est énergique, plus les transitions entre états sont douces et le spectre limité.
La bande occupée par les trames une fois filtrées :

B = (1 + α).Ds/2 pour un signal numérique Ds : débit symbole
B = (1 + α).Ds pour un signal numérique transposé en AM à une fréquence porteuse (double bande) Ds : débit symbole

TD Capacité et codage de la source

Exercice N°1

Un dispositif de transmission numérique permet de transmettre 8 émissions de TV par répéteur satellite de bande passante 33 MHz, avec un flux total de 27,5 Mb/s.

a) La définition des images est de 576 lignes de 756 pixels chacune. Calculer le débit nécessaire pour transmettre une chaine TV de 25 images/s, après compression chaque point de l'image est codé sur 1 bit.

b) Calculer le rapport signal sur bruit (RSB) minimum pour la transmission.

c) On fixe le RSB à 40 dB. Quelle est la capacité correspondant à chaque répéteur?, En déduire le débit disponible pour chaque chaine.

Exercice N°2

Pour transmettre de manière numérique des communications téléphoniques, on échantillonne le signal analogique avec une fréquence qui permet la transmission des fréquences vocales de 0 à 4KHz. Les échantillons obtenus sont ensuite codés sur 8 bits.

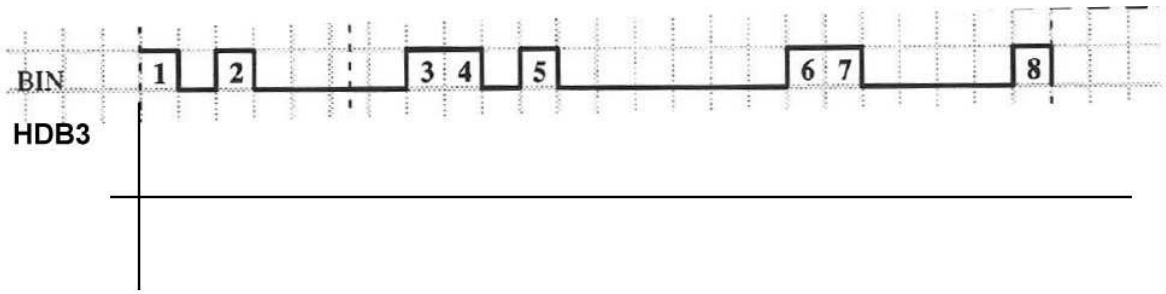
a) Quelle est la fréquence d'échantillonnage?

b) Un procédé de multiplexage permet de transmettre 20 mots à la fois, quel est le débit binaire de la ligne téléphonique?

c) Quelle est la capacité de la ligne selon le critère de Nyquist?

Exercice N°3

a) Rappelez la raison d'être des codes bipolaires
b) Quel est l'inconvénient au niveau de la réception de ce type de code lorsque le message à transmettre comporte une longue série de zéros
c) Complétez le chronogramme ci-dessous :



d) En déduire le rôle des impulsions du type V
e) En déduire le rôle des impulsions du type B

3) Le codage du canal

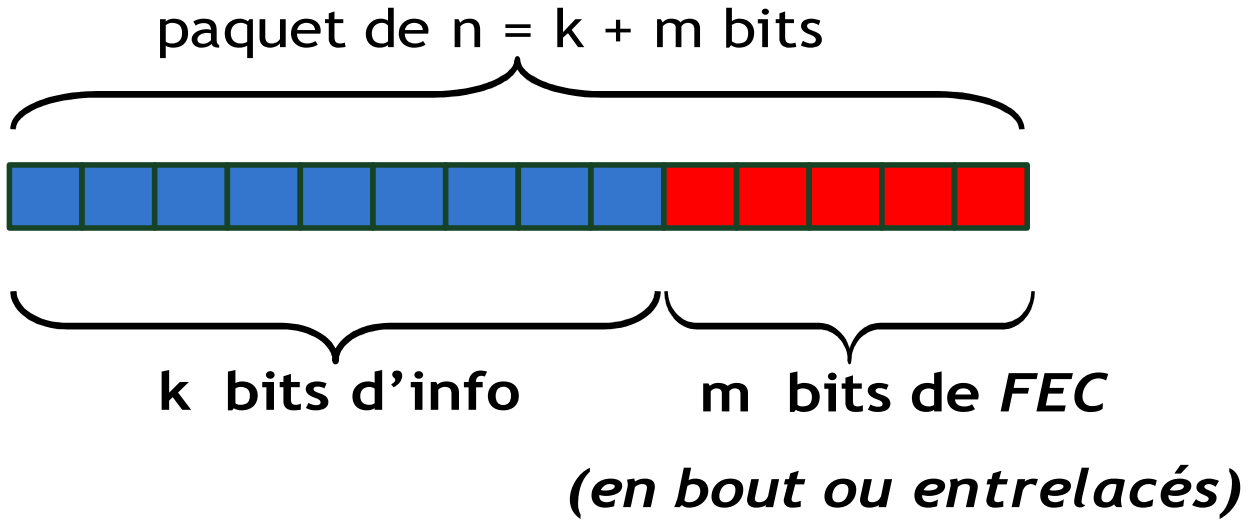
Afin d'augmenter la **qualité et la capacité de résistance au brouillage et aux perturbations** on utilise des techniques de codage du canal (l'**entrelacement**, l'**égalisation** du canal, la ***répétition*** et la **correction d'erreur**). Ces améliorations vont également dans le sens de l'interopérabilité avec les autres armes et les marines étrangères.
Ils existent deux méthodes pour le contrôle des erreurs dans un système de transmission de donnés numériques.

- ✓ L'intégration dans les trames **d'un code correcteur d'erreur** qui permet de détecter et de corriger dans une certaine mesure, les erreurs de transmission sans aucune retransmission des trames erronées de la part de l'émetteur.
- ✓ **Le protocole ARQ (automatic repeat request)** qui intègre dans les trames un code détecteur d'erreur qui permet de détecter les erreurs et de demander au près de l'émetteur la retransmission de la trame erronée

3.1) Les codes correcteurs d'erreur ou FEC (Frame error code)

3.1.1) Généralités

Pour un système de transmission numérique, la probabilité d'erreur est fonction du rapport signal sur bruit à l'entrée du récepteur. Pour augmenter la qualité, on peut augmenter la puissance émise ou diminuer le facteur de bruit du récepteur. Malheureusement pour des raisons énergétiques ou technologiques cela n'est pas possible. Une alternative à l'augmentation du rapport signal sur bruit, consiste à utiliser un code correcteur d'erreur pour le message numérique à transmettre.
Cette opération de codage consiste à ajouter au message numérique à transmettre des éléments binaires, dits de redondance suivant une loi donnée.



Des éléments binaires de redondance introduits astucieusement vont corréler les éléments binaires du message codé. Dans une certaine mesure, on pourra détecter voire corriger les erreurs. L'introduction de ce codage se fait au détriment d'une augmentation du débit et de la bande passante occupée.

Les codes sont représentés par **C(n,k)** ou le taux de codage aussi appelé rendement R est défini par **R=K/n**.
La différence (n-K) représente le nombre d'éléments binaires de redondance introduits par le code. Les codes correcteurs d'erreurs peuvent être classifiés en 2 catégories les codes en bloc et les codes convolutionnels.

3.2) Les codes en bloc

Dans les codes en blocs les n bits générés durant une unité de temps dépendent uniquement des k bits du message à l'intérieur de cette unité de temps.

3.2.1) Le pouvoir de détection et de correction d'un code en bloc

La distance d_H de Hamming entre deux mots binaires représente le nombre d'éléments binaires différents entre ces deux mots ou ces deux codes.
On appelle distance minimale d'un code d_{min}, la distance de Hamming minimale entre ses mots

$$dmin = \underset{ci,cj \in C}{Min} d_H(ci, cj)$$

Ci, Cj deux codes distincts

Si un code en bloc linéaire possède une distance minimale égale à $d_{min,}$ il peut détecter t erreurs

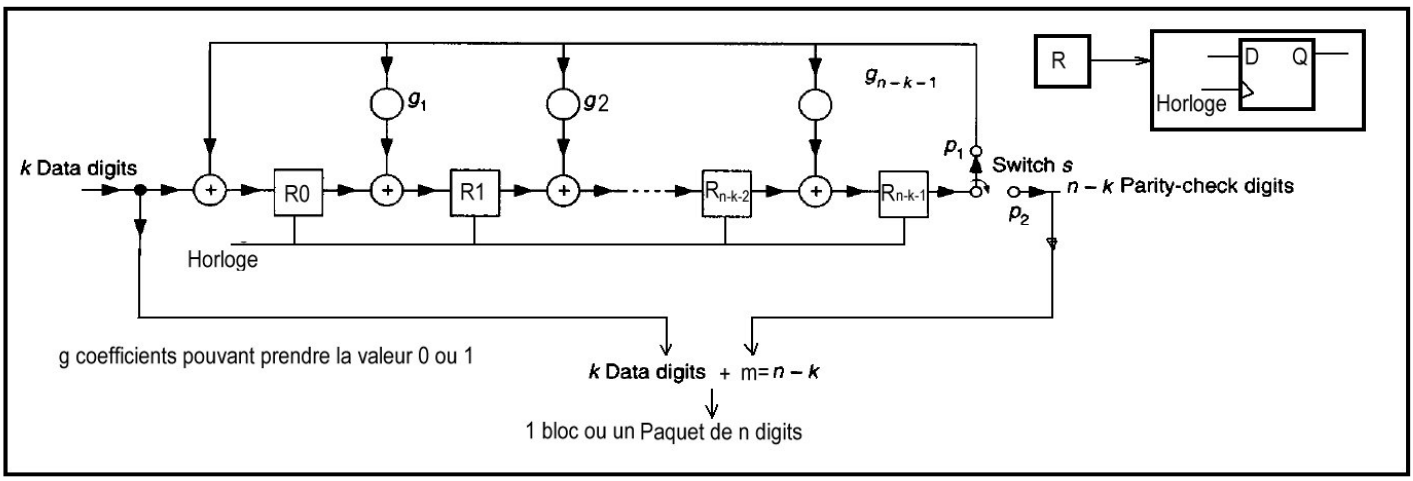
$$t = [\frac{\text{dmin} - 1}{2}]$$

Ou [x] désigne la partie entière de x par valeur inférieure

3.2.2) Génération d'un code en bloc

3.2.2.1) Les codes cycliques

Les codes cycliques sont un cas particulier des codes en bloc. Ils peuvent s'obtenir par un générateur polynomial :
On donne ci-dessous le principe d'un codeur de code cyclique :



Les gains gk sont les coefficients du polynôme générateur tel que :

$$g(x) = g0 + g1 \times x + g2 \times x^2 .... + g_{n-k-1} \times x^{n-k-1}$$

Le switche s est en P1, les k éléments binaires d'information sont introduits au rythme d'une horloge dans le codeur (k front d'horloge). Ces k éléments binaires sont aussi émis en ligne. Cette opération terminée, le reste v(x) de la division polynomiale se trouve dans les différentes mémoires du codeur. Le switch s passe en position P2 et les (n-k) éléments binaires de redondance sont envoyés vers la sortie du codeur.
Les codes en bloc peuvent aussi se représenter sous forme vectorielle ou matricielle.

3.2.2.2) Codage par représentation vectorielle des codes en bloc

Soit m= [m_0,….m_{k-1}] est un vecteur ligne représentant un bloc de k éléments binaires d'information, c =[c0,….C_{n-1}] le mot du code qui lui est associé avec le code correcteur d'erreur et G la matrice génératrice de code, on peut écrire :

$$\mathbf{C = m \times G}$$

avec

$$\mathbf{G} = \begin{bmatrix} \mathbf{g}_0 \\ \cdots \\ \mathbf{g}_i \\ \cdots \\ \mathbf{g}_{k-1} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} g_{00} & \cdots & g_{0j} & \cdots & g_{0,n-1} \\ \cdots & \cdots & \cdots & \cdots & \cdots \\ g_{i0} & \cdots & g_{ij} & \cdots & g_{i,n-1} \\ \cdots & \cdots & \cdots & \cdots & \cdots \\ g_{k-1,0} & \cdots & g_{k-1,j} & \cdots & g_{k-1,n-1} \end{bmatrix}$$

Il est toujours possible d'écrire une matrice génératrice d'un code en bloc sous la forme suivante :

$$\mathbf{G} = [\mathbf{I}_k, \mathbf{P}] = \begin{bmatrix} 1 & 0 & \cdots & 0 & p_{01} & \cdots & p_{0i} & \cdots & p_{0,n-k} \\ 0 & 1 & \cdots & 0 & p_{11} & \cdots & p_{1i} & \cdots & p_{1,n-k} \\ \cdots & \cdots & \cdots & \cdots & \cdots & \cdots & \cdots & \cdots & \cdots \\ 0 & 0 & \cdots & 1 & p_{k-1,1} & \cdots & p_{k-1,i} & \cdots & p_{k-1,n-k} \end{bmatrix}$$

Ou I_k est la matrice identité kxk et P est une matrice kx(n-k) utilisée pour calculer les (n-k) éléments binaires de redondance du code correcteur d'erreur

Exemple le code correcteur de Hamming

Les paramètres du code sont les suivants

$$n = 2^m - 1 \qquad k = 2^m - m - 1$$

Soit un code de Hamming C(n,k) avec n-k=3

Calculez la valeur de n, k et le rendement du code R.

K=8-3-1=4 bits infos
n=7 bits en tout
R=4/7

On donne la matrice génératrice G du code de hamming ci dessous

$$\mathbf{G} = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 \end{bmatrix}$$

Complétez le tableau ci-dessous

Code c						
Code m						
0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	1	0	1	1
0	0	1	0	1	0	1
0	0	1	1	1	1	0
0	1	0	0	1	1	0
0	1	0	1	1	0	1
0	1	1	0	0	1	1
0	1	1	1	0	0	0
1	0	0	0	1	1	1
1	0	0	1	1	0	0
1	0	1	0	0	1	0
1	0	1	1	0	0	1
1	1	0	0	0	0	1
1	1	0	1	0	1	0
1	1	1	0	1	0	0
1	1	1	1	1	1	1

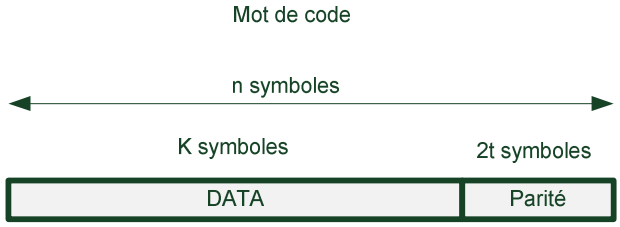
$$C = [1111] \times \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 \end{bmatrix} = [1111111]$$

Exemple : Le code de Reed-Solomon

Les codes de reed solomon sont des codes correcteurs en bloc qui sont largement utilisés dans les systèmes de télécommunication et de stockage
Les codes de Reed Solomon sont un cas particulier des codes BCH et des codes en blocs linéaires. Le code est spécifié sous la forme **RS(n,k).**
L'encodeur prend k données de symbole de s bit chacun et additionne des symboles de parité pour en faire un mot de n symboles.
Chaque symbole peut être représenté par s éléments binaires. Les principaux paramètres sont :

$$n = (q-1)symboles = s \times (2^s - 1)bits$$
$$k = (n - 2t)symboles$$
$$dmin = (2t+1)symboles$$
$$q = 2^s$$

q nombre de symbole



L'un des codes les plus connu est le RS(255,223) avec 8 bits par symbole. Chaque mot de code contient 255 octets dans lesquels on retrouve 223 octets de données et 32 octets de parité.

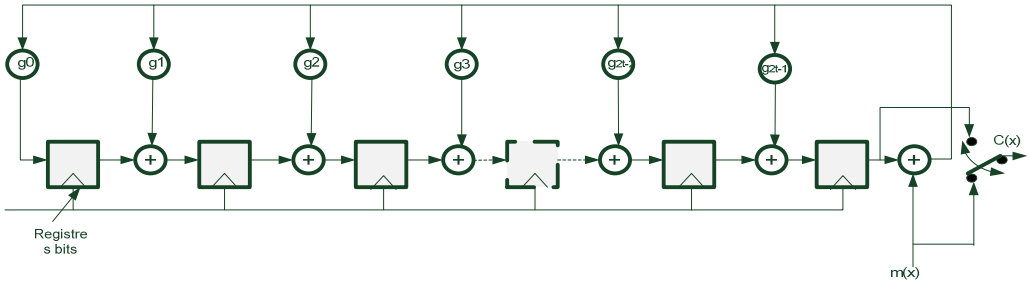
n = 255, k = 223, s = 8
2t = 32, t = 16

t représente le nombre de symbole que peut corriger le décodeur.
La longueur maximale n pour un code de reed solomon est :

$$n = 2^s - 1$$

Le code de reed solomon est généré en utilisant un polynôme spécial

$$g(x) = g0 + g1x + g2x^2 + \cdots + g_{2t-1}x^{2t-1} + x^{2t}$$



Ou les coefficients g sont tirés du corps de Gallois

3.2.3) Décodage d'un code en bloc

3.2.3.1) Décodage par représentation vectorielle

La détection des erreurs de transmission se fait en calculant le syndrome s, vecteur ligne à n-k composantes.
Supposant le mot c du code émis et le mot r du code reçu à l'entrée du décodeur.
Le vecteur r peut s'écrire :
r=c+e
Ou e est un vecteur représentant les éventuelles erreurs de transmission.
On a

$$s = r \times H^{T}$$

H est la matrice de contrôle de parité
Le syndrome s est nul si, et seulement si r est un mot du code. Un syndrome non nul implique la présence d'erreur de transmission. Notons toutefois qu'un syndrome nul ne signifie pas nécessairement l'absence d'erreur, il existe des configurations d'erreurs indétectables.

Exemple le décodage du code correcteur de Hamming

On a la matrice de contrôle de parité suivante :

$$\mathbf{H} = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix}$$

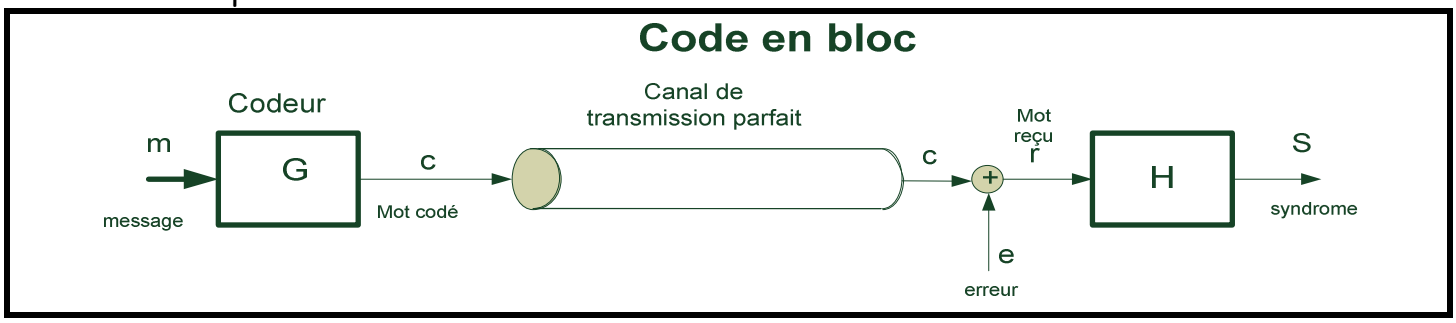
Supposons que le mot du code émis soit c=[0 0 0 1 0 1 1] et que le mot reçu soit r=[1 0 0 1 0 1 1]
Calculez le syndrome s

$$S = r \times H^T = [1001011\ ] \times \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 0 \end{bmatrix} = [111\ ]$$

Qui correspond à la première colonne de la matrice de contrôle de parité

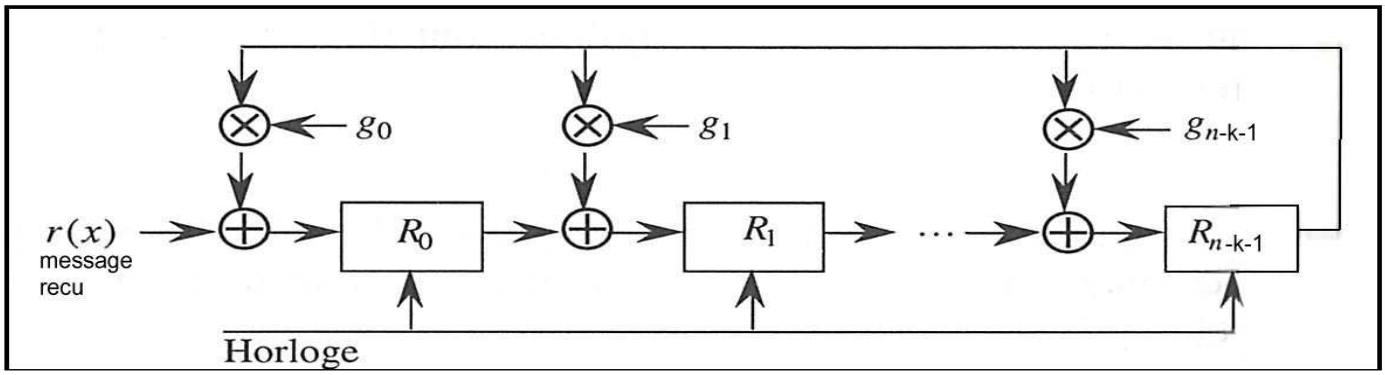
Le code de Hamming permet de corriger au moins une erreur dans un bloc de n éléments binaires et d'en détecter 2.

Le syndrome s en présence d'une erreur est égal à une colonne de la matrice de contrôle de parité. Connaissant la position des colonnes dans la matrice de contrôle de parité il est facile d'en déduire la position de l'erreur.



3.2.3.2) Décodage du code correcteur par polynôme générateur

Le schéma est donné ci-dessous :



Après n impulsions d'horloges, le mot reçu r(x) est introduit dans le décodeur et le syndrome s(x) se trouve dans les (n-k) mémoires de son registre à décalage

Il existe d'autres types de code par bloc on peut citer :

- Le code BCH
- **Reed Solomon** le plus utilisé
- Reed Muller

3.2.3.3) Les codes CRC (code de redondance cyclique)

a) Concept théorique

Le code *CRC est* utilisé pour la détection d'erreurs. C'est un cas particulier des codes en bloc linéaire et notamment des codes cycliques. Il a un code beaucoup plus cours que les codes cycliques. Un code *CRC* possède une distance construite de 4 (*t* = 1) et son polynôme générateur, égal à

$g\text{CRC}(x) = (x + 1)\, g\text{Hamming}(x)$

Les paramètres d'un code *CRC* sont donc :

$n = 2^m - 1$; $(n - k) = m + 1$; $k = 2^m - m - 2$

On associe un polynôme *m*(*x*) à un message de n_{total} bits, tel que

$$m(x) = \sum_{i=0}^{ntotal} a_i \times x^i$$

Où les coefficients *ai* sont les différents bits du mot m(x).

$$r(x) = \frac{m(x) \times x^r}{g(x)}$$

r(x) est la séquence binaire de redondance que l'on ajoute au message pour réaliser un code systématique. C'est donc la division polynomiale entre $m(x) \times x^r$ et g(x) qui est appelé polynôme générateur. Ce code r(x) peut être mis sous forme polynomiale.

$$r(x) = \sum_{i=0}^{r-1} r_i \times x^i$$

Où les coefficients r*i* sont les différents bits du reste r(x).

g(x) est appelé polynôme générateur

$$g(x) = g0 + g1 \times x + g2 \times x^2 + \cdots + g^r \times x^r$$

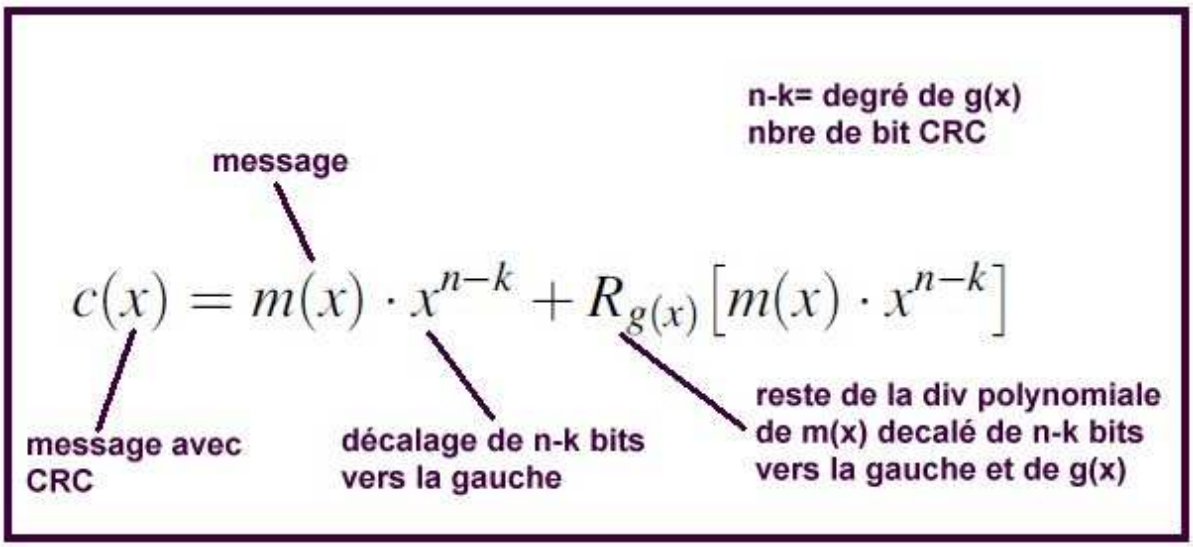
$$c(x) = m(x) \times g(x)$$

$$g \in [0,1] en\ base\ 2 \qquad r\ est\ le\ degré\ du\ polynome$$

Les codes cycliques peuvent aussi être encodés par une matrice génératrice.

$$G_{k\times n} = \begin{bmatrix} g_0 & g_1 & g_2 & . & . & . & g_r & 0 & 0 & 0 & . & . & 0 \\ 0 & g_0 & g_1 & g_2 & . & . & . & g_r & 0 & 0 & . & . & 0 \\ 0 & 0 & g_0 & g_1 & g_2 & . & . & . & g_r & 0 & . & . & 0 \\ . & & & & & & & & & & & & . \\ . & & & & & & & & & & & & . \\ . & & & & & & & & & & & & . \\ 0 & 0 & 0 & 0 & g_0 & g_1 & g_2 & . & . & . & . & . & g_r \end{bmatrix}$$

Le calcul du message associé au code CRC peut être modélisé sous forme mathématique :

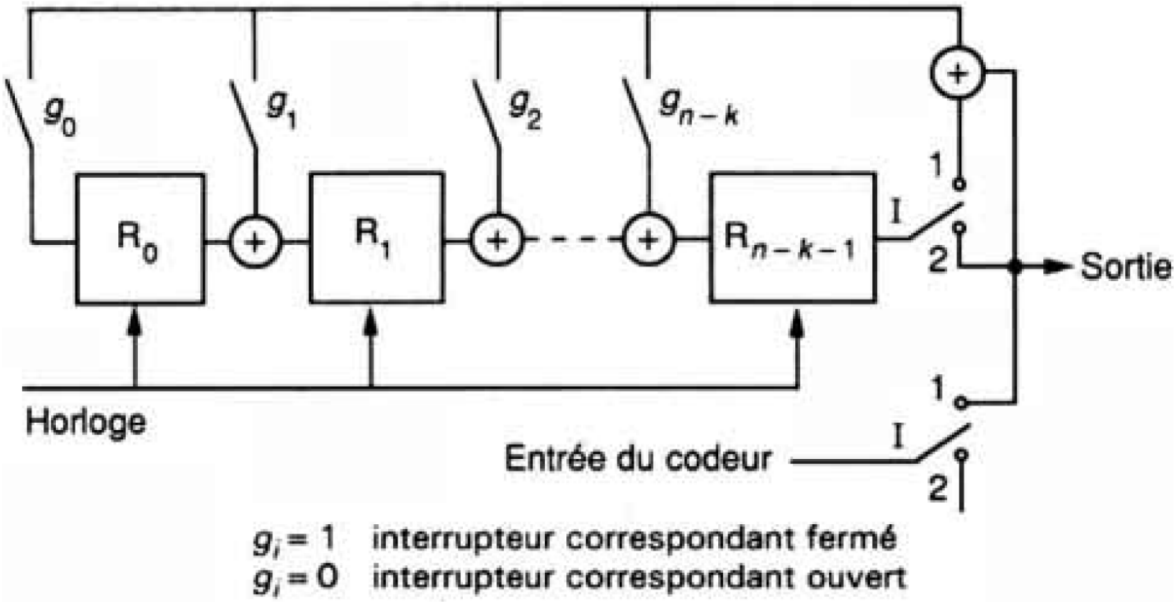


Les différents types de polynôme générateur

Nom	Générateur	Exemples d'utilisation
TCH/FS -HS-EFS	$X^3 + X + 1$	GSM transmission de voix
GSM TCH/EFS	$X^8 + X^4 + X^3 + X^2 + 1$	GSM pré-codage canal à plein taux
CRC-8	$X^8 + X^7 + X^4 + X^3 + X + 1$	GSM 3ème génération
CRC-16 X25-CCITT	$X^{16} + X^{12} + X^5 + 1$	Protocole X25-CCITT ; contrôle trames PPP FCS-16 (RFC-1662)
CRC-24	$X^{24} + X^{23} + X^{18} + X^{17} + X^{14} + X^{11} + X^{10} + X^7 + X^6 + X^5 + X^4 + X^3 + X + 1$	communications UHF et satellites (SATCOM) ; messages OpenPGP (RFC-2440)
CRC-24 (3GPP)	$X^{24} + X^{23} + X^6 + X^5 + X + 1$	GSM 3ème génération
CRC-32 AUTODIN-II	$X^{32} + X^{26} + X^{23} + X^{22} + X^{16} + X^{12} + X^{11} + X^{10} + X^8 + X^7 + X^5 + X^4 + X^2 + X + 1$	IEEE-802.3, ATM AAL5, trames PPP FCS-32 (RFC-1662) ; contrôle d'intégrité des fichiers ZIP et RAR ;

b) Le codeur

Le schéma de principe d'un codeur est représenté sur la figure ci dessous.
Lorsque l'interrupteur I est en position 1, les *k* symboles du message rentrent dans le codeur qui effectue la division de $x^{n-k}M(x)$ par $g(x)$. Le reste de cette division se trouve dans les registres R 0 à R*n* –*k* –1. La division terminée, l'interrupteur I passe en position 2 et le contenu des registres est envoyé vers la sortie du codeur.



c) Le décodeur

On peut obtenir le polynôme de contrôle de parité h(x) par :

$$h(x) = \frac{x^n - 1}{g(x)}$$

$$h(x) = h0 + h1 \times x + h2 \times x^2 + \cdots .. h_k \times x^k$$

Avec n le nombre de bit du code

K=n-deg(g(x))

$$H = \begin{pmatrix} 0 & \dots & & 0 & h_k & \dots & h_1 & h_0 \\ 0 & \dots & 0 & h_k & \dots & h_1 & h_0 & 0 \\ \vdots & & \ddots & & & \ddots & & \vdots \\ 0 & & & & & & & \\ h_k & \dots & h_1 & h_0 & 0 & \dots & & 0 \end{pmatrix}$$