Cap.1. Elemente de teoria transmisiei informatiei

1.1. Entropia informationala
1.2. STI (sistem de transmisia informatie)
1.3. Codificarea informatiei in SC
1.4. Coduri numerice si alfanumerice
1.5. Coduri detectoare si corectoare de erori

1.1.Entropia

- În calculator există o mare varietate de informaţii d.p.v.d. al:
  - Formei de reprezentare
  - Conţinutului
  - Sursei de generare
  - Modului de recepţioanare

- **Informaţia** – este un mesaj care aduce o precizare intr-o problema cu un anumit grad de incertitudine
- S-a pus problema măsurarii ei cantitative.
- Astfel s-a determinat ca **informaţia** şi **nedeterminarea** sunt mărimi **direct proporţionale**.
- Se consideră:
  - X- **experiment** –
  - n – nr finit de **evenimente elementare**: $x_1,...x_n$
  - p_i -**probabilităţile de apariţie** ale evenimentelor, unde p_i=nr cazuri favorabile evenimentului x_i /nr cazuri egal posibile ale experimentului X
  - X pune in evidenţă un anumit **câmp de probabilitate**: {X,x,p(x)}
  - care are o anumită **repartiţie**:

$$X = \begin{pmatrix} x_1 & x_2 & \dots & x_n \\ p_1 & p_2 & \dots & p_n \end{pmatrix}$$

  - Pp ca sistemul de evenimente este un **sistem complet,** daca $\begin{cases} p_i \geq 0 \quad \forall\, i = \overline{1, n} \\ \sum_{i=1}^{n} p_i = 1 \end{cases}$
-

(*)

- Deoarece ***nu se cunoaşte*** apriori ***rezultatul*** experimentului X => conţine un anumit ***grad de nedeterminare*** =>
  - în urma realizării experimentului se ***obţine informaţie*** ⇔ rezultatul experimentului ***înlătură o anumită nedeterminare***
    (Informaţia înlocuieşte nedeterminarea, sunt mărimi direct proporţionale, utilizează aceeaşi unitate de măsură)

  - ***Nedeterminarea*** unui experiment depinde de ***probabilităţile*** de realizare ale evenimentelor
  - Notam cu **H**- măsura gradului de nedeterminare al experimentului X => va fi o funcţie de probabilităţile evenimentelor:

$$H(X) = H(p_1, p_2, \ldots, p_n)$$

În anul 1948, Claude E. Shannon a folosit pentru prima dată formula:

$$H(p_1, p_2 \cdots p_n) = -\sum_{i=1}^{n} p_i \log_2 p_i$$

(*)

- => măsura nedeterminării = entropia experimentului X = **ENTROPIA INFORMAŢIONALA**
- Unitatea de măsură = **bit (binary digit)** =cantitatea de informaţie obţinută prin precizarea unei variante din 2 egal probabile
- Multiplii:

	b=bit	**B=BYTE=8b**
1K =2^{10}=1024		
1M=2^{20}=2^{10}K		
1G=2^{30}=2^{10}M		
1T=2^{40}=2^{10}G		
1 cuvânt calculator	16b/32b/64b	

1 KB	= 1 Kilobyte	= 1024 B	= 2^{10} **B** =	1,024 B
1 MB	= 1 Megabyte	= 1024 KB	= 2^{20} **B** =	1,048,576 B
1 GB	= 1 Gigabyte	= 1024 MB	= 2^{30} **B** =	1,073,741,824 B
1 TB	= 1 Terabyte	= 1024 GB	= 2^{40} **B** =	1,099,511,627,776 B
1 PB	= 1 Petabyte	= 1024 TB	= 2^{50} **B** =	1,125,899,906,842,624 B
1 EB	= 1 Exabyte	= 1024 PB	= 2^{60} **B** =	1,152,921,504,606,846,976 B
1 ZB	= 1 Zettabyte	= 1024 EB	= 2^{70} **B** =	1,180,591,620,717,411,303,424 B
1 YB	= 1 Yottabyte	= 1024 ZB	= 2^{80} **B** =	1,208,925,819,614,629,174,706,176 B

Proprietatile entropiei

1. $H(p_1, p_2, \ldots, p_n) \geq 0.$ Este nenegativă:, ffiind măsura a informaţiei

2. $H(p_1, p_2, \ldots, p_n) = 0.$ Este minima (NULA), dacă pentru un indice $i \in \{1, 2, .., n\}$ avem $p_i = 1$ (even. sigur)

3. $H(p_1, p_2, \ldots, p_n) \leq H(1/n, 1/n, 1/n, \ldots, 1/n)$ este maximă când evenimentele au aceeaşi probabilitate de apariţie

4. $H(p_1, p_2, \ldots, p_n, 0) = H(p_1, p_2, \ldots, p_n)$ Evenimentele imposibile nu modifică valoarea entropiei

5. $H(X_1 \times X_2 \times \ldots X_n) = H(X_1) + H(X_2) + .. H(X_n)$ Entropia produsului mai multor surse independente de informaţie este egală cu suma entropiilor fiecărei surse

6. $H(X \times Y) = H(X) + H(Y/X)$ Entropia produsului a două surse oarecare X şi Y de informaţie

Dacă X şi Y sunt experimente oarecare sunt respectate proprietăţile:

P7. $H(Y/X) \leq H(Y)$

P8. $H(X \times Y) \leq H(X) + H(Y)$

P9. $H(X/Y) = H(Y/X) + H(X) - H(Y)$

$$H(X \times Y) = H(X) + H(Y/X)$$

H(Y/X) reprezintă cantitatea medie de informaţie ce se obţine în urma realizării experimentului Y, condiţionat de experimentul X.

$$H(Y/X) = \sum_{k=1}^{n} p(x_k) H(Y/x_k)$$

unde:

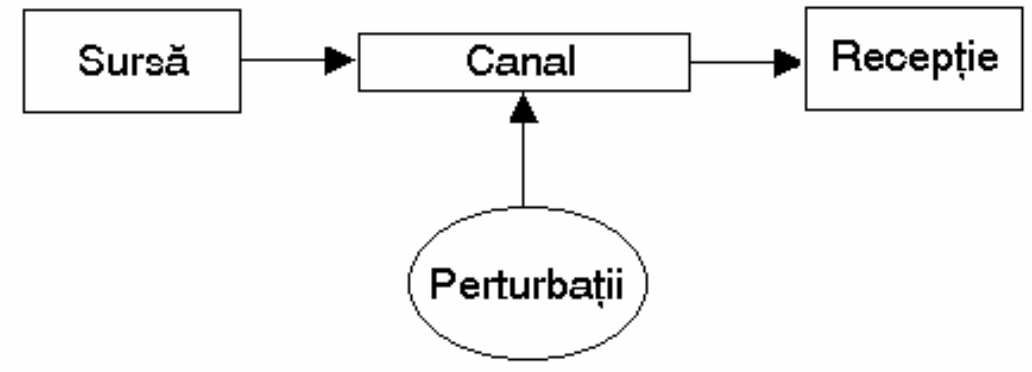
$p(x_k)$ probabilitatea realizării evenimentului $x_k \in X$;

$H(Y/x_k)$ entropia experimentului Y, condiționată de evenimentul $x_k \in X$.

$$H(Y/x_k) = -\sum_{i=1}^{m} p(y_i/x_k) \log_2 p(y_i/x_k)$$

iar $p(y_i/x_k)$ este probabilitatea realizării evenimentului elementar $y_i \in Y\ (i = \overline{1, m})$ când s-a realizat evenimentul $x_k \in X\ (k = \overline{1,n})$.

1.2. STI



♦ X =mulţimea mesajelor emise de o sursă de informaţie (intrarea sistemului);

♦ Y= mulţimea mesajelor care se recepţionează (ieşirea sistemului);

♦ p(y/x) =probabilitatea de a recepţiona mesajul y ∈ Y când s-a emis x ∈ X.

1.2. (*)

Sistemul de transmisia informației este format din două mulțimi finite X şi Y şi o probabilitate condiționată p(y/x), definită pe Y pentru orice $x \in X$ şi se notează cu [X, p(y/x), Y].

Sursa sistemului de transmisie a informației este reprezentată prin câmpul de probabilitate {X, x, p(x)}, fiind dată probabilitatea de emisie p(x) pentru $\forall\ x \in X$, astfel încât $\sum_{x \in X} p(x) = 1$.

Recepția sistemului de transmisie a informației este reprezentată prin câmpul de probabilitate {Y, y, p(y)}, fiind dată probabilitatea de emisie p(x) pentru $\forall\ x \in X$, iar probabilitatea de recepție se calculează prin relația: $p(y) = \sum_{x \in X} p(x)\, p(y / x)$.

Mediul prin care se propagă semnalele purtătoare de informație, de la sursă la recepție, se numeşte *canalul* sistemului de transmisia informației. A cunoaşte canalul de comunicație al unui sistem, revine la a cunoaşte probabilitățile p(y/x) pentru toate mesajele $x \in X$ şi $y \in Y$. Dacă p(y/x) ia numai valorile 0 sau 1 pentru orice $x \in X$ şi $y \in Y$, asupra canalului nu acționează perturbațiile. În caz contrar, canalul prezintă perturbații.

Într-un sistem de transmisia informației [X, p(y/x), Y], având sursa {X, x, p(x)} şi recepția {Y, y, p(y)}, expresiile:

$$H(X) = -\sum_{x \in X} p(x) \log_2 p(x)$$

$$H(Y) = -\sum_{y \in Y} p(y) \log_2 p(y)$$

reprezintă entropiile câmpului de evenimente de la intrare şi câmpului de evenimente de la ieşire.

Dacă se notează cu p(x/y) probabilitatea de a se emite mesajul $x \in X$ când se recepționează $y \in Y$, expresia:

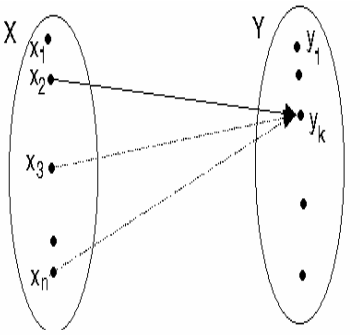
$$H(X / y) = -\sum_{x \in X} p(x / y) \log_2 p(x / y)$$

reprezintă cantitatea de informaţie care trebuie emisă de către sursă pentru a recepționa mesajul $y \in Y$. Cantitatea medie de informaţie emisă ce este necesară pentru a recepționa întreaga mulțime a mesajelor $y \in Y$ va fi:

$$H(X / Y) = \sum_{y \in Y} p(y)\, H(X / y).$$

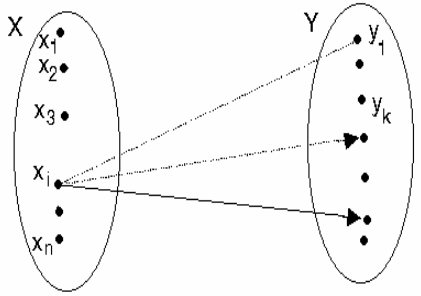
Proprietăţile canalului

- **Echivocaţia**
  - măsura echivocului care există în câmpul de I/, când se cunoaşte câmpul de /E
- **Eroarea medie**
  - măsura incertitudinii câmpului de /E, când se cunoaşte câmpul de I/
- **Transinformatia**
  - informaţia transmisă prin canal



$$H(X/Y) = \sum_{y \in Y} p(y)\, H(X/y).$$

$$H(X/y) = -\sum_{x \in X} p(x/y) \log_2 p(x/y)$$

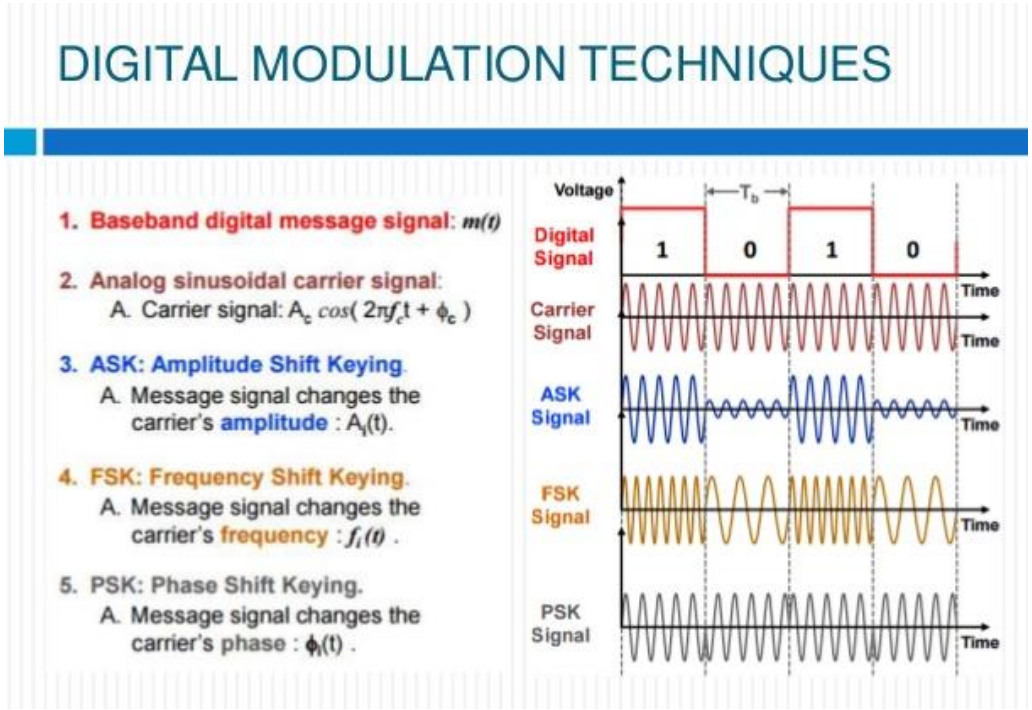


$$H(Y/X) = \sum_{x \in X} p(x) H(Y/x)$$

$$I(X,Y) = H(X) - H(X/Y)$$

În lipsa perturbaţiilor $p(x/y) = p(y/x) = 1$ sau $p(x/y) = p(y/x) = 0$ şi $H(X/Y) = H(Y/X) = 0$.

- Informaţia numerică este transmisă pe canal prin **variaţia unei mărimi fizice**:
  - **Intensitate**
  - **Tensiune**
  - **Frecvenţă**
  - **Fază**
- Se numeşte **MODULAREA** semnalului în tensiune/ frecvenţă/ fază - transformarea unui semnal NUMERIC în semnal ANALOGIC.
- **Modularea/ demodularea** semnalelor este dependenta şi de suportul utilizat.



STI (cont - Modularea)

- Pentru canalul de comunicaţie la distanţă se utilizează transmisie informaţiei în :
  - **Banda de bază (BASEBAND)** –
    - Utilizează elementele curentului electric: **I (intensitatea), U (tensiunea)**
    - U=RI => un circuit de date suportă **1 semnal** purtător;
    - Emitătorul = un generator de curent
  - **Banda largă (BROADBAND)** –
    - Utilizează tehnica radio pt modulare
    - Emiţătorul = sursă de frecvenţă
    - Semnalul este sinusoidal
    - Pot fi variate 3 mărimi: amplitudinea (A), frecvenţa (f_0), fază (φ_0);
    - Pot exista mai **multe semnale purtătoare**, fiecare cu banda sa de frecvenţă.
- ***La transmisie optică*** – modularea se aplică asupra unor semnale obţinute prin aprinderea sau stingerea unei surse de lumina:
    - *Laser – fibra singlemod-*
    - *LED (diode) - fibra multimod-*
  - Se pot crea mai multe canale cu semnale purtătoare pe o singura fibră optică;
  - Se utilizeaza *multiplexoare* la emisie / *demultiplexoare* la recepţie pt a selecta semnalele după plaja lungimilor de undă.

1.3. Codificarea informatiei

Informația şi codificarea sunt entități inseparabile.

Fie $X=\{x_1, x_2, x_3,..., x_N\}$, mulțimea simbolurilor primare emise de o sursă de informație şi $A=\{a_1, a_2,..., a_D\}$, mulțimea simbolurilor codului folosit. Cu simbolurile: $a_1, a_2,..., a_D$ se formează un număr N de cuvinte de cod: $C = \{c_1, c_2,..., c_N\}$.

Cuvintele de cod sunt succesiuni finite de simboluri ale mulțimii A. *Codificarea* este operația de stabilire a unei corespondențe biunivoce între simbolurile $x_i \in X$ şi $c_i \in C$.

Fie: c_1: $a_1\, a_2\, a_3 \rightarrow x_1$
c_2: $a_2\, a_1\, a_3 \rightarrow x_2$
c_3: ...

Totalitatea cuvintelor c_i ($i = 1 \div n$) formează un *cod*.

- Codificare $f : X \rightarrow C$

  codificarea =schimbare în forma de prezentare a informaţiei, necesară în procesul prelucrării sau transmisiei.
- Decofificare $f^{-1}: C \rightarrow X$.

1.3 (cont)

- ***Lungimea secventei de cod*** **–**nr. simbolurilor elementare dintr-un cuvant
  - *uniforma* – toate cuvintele de cod au aceeasi lungime (n), cel putin egala cu entropia maxima a sursei;
  - *variabila* – lungimi diferite, pentru cresterea eficientei transmisiei; l mediu sa fie cat mai mica;

- ***Capacitatea codului***, valoarea maximă a entropiei alfabetului codului:

$$C_{cod} = \max H(A) = \log_2 D.$$

- ***Eficiența codului***, raportul dintre lungimea medie minimă și lungimea medie a unui cuvânt de cod: $\eta_{cod} = \frac{\bar{l}_{min}}{\bar{l}}$. Înlocuind $\bar{l}_{min}$ și $\bar{l}$ se va obține:

$$\eta_{cod} = \frac{H(X) / \log_2 D}{H(X) / H(A)} = \frac{H(A)}{\log_2 D}.$$

- ***Redundanța codului*** este mărimea complementară eficienței:

$$R_{cod} = 1 - \eta_{cod} = 1 - \frac{H(A)}{H_{max}(A)}.$$

1.3 cont (*)

Codificarea uniforma

- NR= nr de secvenţe distincte de lungime *n*, ce se pot crea cu *D* simboluri elementare: **$NR = D^n$** (formula combinărilor cu repetiţie)
- Pentru realizarea codificării: **$NR \geq N$** (N fiind numărul de simboluri primare ce ale lui X).
- mulţimea simbolurilor codului A = {0,1} (sistem de calcul)

  =➔**$N \leq 2^n$**
- logaritmam**:** **$\log_2 N \leq n$**

  Într-o codificare uniformă lungimea n a secvenţelor de cod trebuie să fie cel puţin egală cu entropia maximă a sursei.

1.3 cont (*)

Codificare variabila

- $X = \{x_1, x_2,..., x_N\}$ - sursa primară
- $P = \{p(x_1), p(x_2),..., p(x_N)\}$- probabilităţile de realizare
- $C = \{c_1, c_2,..., c_N\}$ mulţimea cuvintelor de cod cu probabilităţile
- $P_C = \{p(c_1), p(c_2),...,p(c_N)\} = \{p(x_1),..., p(x_N)\}$.
- $L = \{l_1, l_2,...,l_N\}$- lungimile cuvintelor de cod sunt
- l_i =numărul de simboluri din alfabetul codului, care compun cuvântul c_i.
- **Lungimea medie** a unui cuvânt de cod: $\bar{l} = \sum_{i=1}^{M} p(x_i)\, l_i$
- **Entropia sursei**, care este aceeaşi cu entropia cuvintelor codului:

$$H(X) = H(C) = -\sum_{i=1}^{M} p(x_i) \log_2 p(x_i)$$

- $A = \{a_1, a_2,..., a_D\}$- alfabetul codului având
- $P_A = \{p(a_1), p(a_2),..., p(a_D)\}$- probabilităţile de aparitie
- **Entropia alfabetului** codului:

$$H(A) = -\sum_{i=1}^{D} p(a_i) \log_2 p(a_i) \leq \log_2 D$$

1.3 cont (*)

Informaţia medie pe cuvânt va fi: $H(C) = H(X) = l \cdot H(A)$.
Înlocuind pe H(A) prin relaţia precedentă se va obţine:

$$H(X) \leq \bar{l} \log_2 D \Rightarrow \bar{l} \geq \frac{H(X)}{\log_2 D} = \bar{l}_{min}$$

Relaţia obţinută arată că lungimea medie $\bar{l}$ a unui cuvânt de cod are o margine inferioară egală cu entropia sursei împărţită la valoarea maximă a entropiei alfabetului codului sau informaţia medie pe un simbol din alfabetul codului $\frac{H(X)}{\bar{l}}$ nu poate fi mai mare decât valoarea maximă a alfabetului codului log2D, adică $\frac{H(X)}{\bar{l}} \leq \log_2 D$.

1.4. Coduri nr si alfanr

Coduri alfanumerice

- Codul *BCD* (*Binary Coded Decimal*) - unul din primele coduri utilizate în tehnica de calcul. O secvenţă de cod are lungimea de şase biţi/caracter.
- Codul *EBCDIC* (*Extended Binary Coded Decimal Information Interchange Code*) - secvenţele de cod cu o lungime de opt biţi/caracter.
- Standardul *ASCII* (*American Standard Code for Information Interchange*)- secvenţele de cod au o lungime de opt biţi/caracter; capacitate de reprezentare 256 (2^8) caractere;
- Standardul *Unicode* -secvenţe de cod cu lungimea de 16 biţi/caracter. A fost conceput să înlocuiască standardul ASCII, care devine un subset al standardului Unicode. Poate reprezenta cracterele de bază din toate limbile.

Caracterul	CodulASCII	CodulEBCDIC	CodulUNICODE
0	0011 0000	1111 0000	$(0030)_H$
1	0011 0001	1111 0001	$(0031)_H$
2	0011 0010	1111 0010	$(0032)_H$
3	0011 0011	1111 0011	$(0033)_H$
9	0011 1001	1111 1011	$(0039)_H$
a	0110 0001	1000 0001	$(0061)_H$
b	0110 0010	1000 0010	$(0062)_H$
z	0111 1010	1010 1001	$(007A)_H$
A	0100 0001	1100 0001	$(0041)_H$
B	0100 0010	1100 0010	$(0042)_H$
Z	0101 1010	1110 1001	$(005A)_H$
LF(line feed)	0000 1010	0010 0101	$(000A)_H$

1.4. cont (*)

Coduri numerice

Ponderate

- *Codul 8421*-codul binar-zecimal natural, având ca ponderi puterile lui 2 (2^3,2^2,2^2,2^0).
- *Codul 2421 (Aiken)*- codificarea primelor cinci cifre zecimale (0÷4) este identică secvenţelor din codul 8421, cifra 5 se obţine din secvenţa corespunzătoare cifrei zecimale 4 prin schimbarea simbolurilor binare 0 în 1 şi 1 în 0. Astfel, fiecare complement faţă de 9 al unei cifre zecimale se reprezintă printr-o secvenţă ce rezultă complementând faţă de 1 simbolurile binare din secvenţa cifrei zecimale respective.

- Pentru *codul* $\overline{8421}$ - ponderile sunt puteri ale lui 2, însă două sunt negative. Este un cod auto-complementar.
- *Codul bichinar (50 43210)* - conţine secvenţe de câte 7 simboluri binare împărţite în două grupe. Acest cod a fost folosit la primele calculatoare electronice.

Cifra zecimală	Codul 8421	Codul 2421	Codul $\overline{8421}$	Codul bichinar 50 43210
0	0000	0000	0000	01 00001
1	0001	0001	0111	01 00010
2	0010	0010	0110	01 00100
3	0011	0011	0101	01 01000
4	0100	0100	0100	01 10000
5	0101	1011	1011	10 00001
6	0110	1100	1010	10 00010
7	0111	1101	1001	10 00100
8	1000	1110	1000	10 01000
9	1001	1111	1111	10 10000

1.4. cont (*)

Coduri numerice neponderate

- *Codul EXCES 3* -a fost realizat de G.Stibitz, este autocomplementar, cifrei zecimale zero îi corespunde o secvenţă binară ce conţine cifre binare de 1, fiind 8421 +3;
- *Codul Gray* - două secvenţe de cod consecutive diferă printr-o singură poziţie binară; notăm cu: a_8, a_4, a_2, a_1 cifrele binare ale secvenţelor codului 8421, în ordinea ponderilor şi cu b_4, b_3, b_2 şi b_1 cifrele binare ale secvenţelor Gray (de la stînga la dreapta), acestea sunt: $b_4 = a_8$; $b_3 = a_8 \oplus a_4$; $b_2 = a_4 \oplus a_2$; $b_1 = a_2 \oplus a_1$.
- *Codul "2 din 5"* - cod pseudoponderat. Secvenţele de cod pentru cifrele zecimale $1 \div 9$ au asociate ponderile 74210, numai codificarea cifrei zecimale 0 face excepţie de la această regulă; din cele cinci cifre binare două sunt semnificative (au valoarea 1).

Codurile de bare reprezintă sisteme de codificare prin care se permite identificarea automată sau semiautomată a diverselor entităţi (legitimaţii, cărţi, bilete de avion, produse din cele mai variate etc.).

- Sunt relativ simple de produs şi recunoscut.
- Se aplica direct pe orice produs (pe ambalajul acestuia) sau ulterior, ca etichetă.
- **-TEMA +QR si UTF**

Cifra zecimală	Codul Exces 3	Codul Gray	Codul 2 din 5 (74210)
0	0011	0000	11 000
1	0100	0001	00 011
2	0101	0011	00 101
3	0110	0010	00 110
4	0111	0110	01 001
5	1000	0111	01 010
6	1001	0101	01 100
7	1010	0100	10 001
8	1011	1100	10 010
9	1100	1101	10 100

Coduri QR

- QR (Quick Response) -proiectate pentru a fi utilizate în industria auto din Japonia.
- sunt standardizate
- sunt coduri de bare bidimensionale, care pot fi citite de cititoare dedicate și de telefoane mobile. (telefonul mobil trebuie să aibă în dotare o cameră video (sau aparat foto) și o aplicație cu rol de cititor de cod QR).
- se regăsesc în diverse locuri, cum ar fi reviste și pliante cu reclame.
- poate fi utilizat pentru a codifica un URL (Uniform Resource Locator) sau un text.
- În timp ce codurile de bare convenționale (unidimensionale) stochează un maximum de aproximativ 20 de caractere/cifre, codul QR poate **codifica până la 7089 caractere.**
- codifică **toate tipurile de date,** cum ar fi caractere numerice și alfabetice, pictograme sau ideograme folosite în diverse dialecte japoneze (Kanji, Kana, Hiragana), simboluri și coduri de control.

UTF (Unicode Transformation Format)

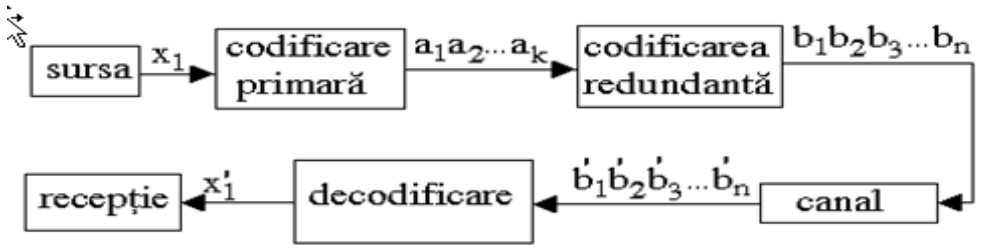
- Mod de codificare a caracterelor

- UTF-8 -folosește pentru codificarea caracterelor un Bytet (caracterele ASCII) până la 4B (octeti). Diacriticele românești sunt codificate în UTF-8 pe 2 sau 3B.
  - este o schemă de codificare multibyte, variabila, in care primul byte corespunde cu ASCII (128 de caractere)
  - Este folosit pe scara larga la WWW, fiind acceptat de cca 95% dintre serverele de Web
- UTF-16
- UTF-32

1.5. Coduri detectoare si corectoare de erori

Codificarea informaţiei permite rezolvarea unor probleme ce pot apare în transmisia, stocarea sau prelucrarea acesteia, cum ar fi:
•detectarea şi corectarea erorilor - pentru a se asigura *integritatea* informaţiei;
•Compresia - pentru *minimizarea* cantităţii de informaţie;
•criptarea - pentru a se garanta *securitatea* informaţiei.

Codificarea se efectuează având ca scop principal *protejarea informaţiei de perturbaţiile* ce pot să apară într-un sistem de transmisie. De aceea, înainte de a emite simbolurile de informaţie pe canalul de comunicaţie, ce poate fi supus perturbaţiilor, se adaugă o anumită informaţie redundantă, de obicei prin introducerea unor simboluri suplimentare, numite *simboluri de control*.



EMISIE
Se da sirul de biti codificat initial
Se adauga inf redundanta, conform unor algoritmi
Se obtine sirul codificat care pleaca pe canalul de comunicatie

RECEPTIE
Se receptioneaza sirul de biti
Se extrage inf redundanta, conform unor algoritmi
Se verifica daca au fost erori si daca da, eventual sa le corecteze.
Se obtine sirul codificat care a sosit pe canalul de comunicatie

1.5. Coduri detectoare si corectoare de erori

Dupa formele de detectie si corectie:

- ***detectia erorilor:***

- *Metoda bitului de paritate: VLC- Vertical Redundant Check*
- *Metoda caracterului de control al blocului: BCC –Block Check Character*
  - *LRC- Longitudinal Redundant Check*
  - *CRC- Cyclic Redundant Check*

- ***detectia si corectia erorilor:***

  - *paritate incrucisata (LRC + VRC=BCC)*
  - *Hamming*

Dupa **modul de prelucrare** al simbolurilor:

•*coduri convoluţionale (recurente)*- dacă prelucrarea se realizează în mod continuu

•*coduri bloc*-dacă prelucrările se fac în blocuri de *n* simboluri; acestea se impart in:

•*coduri ciclice*- secvenţele de cod sunt considerate ca fiind elemente *într-o algebră*

•*coduri grup*- secvenţele de cod sunt considerate ca fiind elemente *dintr-un spaţiu vectorial*;

1.5. Coduri detectoare si corectoare de erori

- ***detectia erorilor:***

- *Metoda bitului de paritate: VLC- Vertical Redundant Check*
  - *la emisie*- fiecarui byte (B) i se asociaza 1b (bit), al 9-lea, numit *bit de paritate*
  - *la receptie*- se verifica bitii de paritate recalculati cu cei cu care a venit B

- *Metoda caracterului de control al blocului: BCC –Block Check Character*
  - *LRC- Longitudinal Redundant Check*
    - *la emisie*- la sfarsitul fiecarui bloc (linie), se calculeaza bitii de paritate
    - *la receptie*- se verifica bitii de paritate recalculati cu cei cu care a venit B

- ***detectia si corectia erorilor:***
  - ***paritate incrucisata*** *(LRC + VRC=BCC)* – combinatia dintre cele 2 metode

EMISIE

	Simboluri informaţionale	**Controlul liniei**
	$a_{11}\ a_{12}\ \ldots a_{1n}$ …… …… $a_{m1}\ a_{m2}\ \ldots a_{mn}$	l_1 . . l_m
Control coloană	$c_1\ c_2 \ldots\ldots c_n$	

$$\underset{(i=\overline{1,m})}{l_i} = \begin{cases} \bigoplus_{k=1}^{n} a_{ik} \text{ realizează paritatea pară} \\ \bigoplus_{k=1}^{n} a_{ik} \oplus 1 \text{ realizează paritatea impară} \end{cases}$$

şi se numeşte *paritate laterală* sau *transversală*, iar

$$\underset{(j=\overline{1,n})}{c_j} = \begin{cases} \bigoplus_{k=1}^{m} a_{kj} \text{ realizează paritatea pară} \\ \bigoplus_{k=1}^{m} a_{kj} \oplus 1 \text{ realizează paritatea impară} \end{cases}$$

şi se numeşte simbol de *paritate longitudinală*.

1.5. cont (*)

- Paritate incrucisata

Controlul erorilor pe principiul parităţii încrucişate poate conduce la:

- depistarea erorilor atât prin paritate transversală cât şi prin paritate longitudinală;
- depistarea numai prin paritate transversală sau longitudinală;
- erorile să nu fie depistate.

RECEPTIE:

	Simboluri informaţionale	***Controlul liniei***
	$a'_{11}\ a'_{12}$ ……a'_{1n}	l'_1
	$a'_{21}\ a'_{22}$ ……a'_{2n}	l'_2
	……	.
	……	.
	$a'_{m1}\ a'_{m2}$ ……a'_{mn}	l'_m
Control coloană	$c'_1\ c'_2$ ……c'_n	c'_{n+1}

-folosind acelaşi tip de paritate ca la emisie, se vor calcula:

$$l_{ic} = \bigoplus_{k=1}^{n} a_{ik}\ [\oplus 1], i = \overline{1,m}$$

$$c_{jc} = \bigoplus_{k=1}^{m} a_{kj}\ [\oplus 1]\ ,\ j = \overline{1,n}$$

Se compara parităţile recepţionate cu cele calculate si se poate afirma că blocul de informaţie a fost transmis:

•*fără erori* - dacă $l'_i = l_{ic}$ pentru $\forall$ şi $c'_j = c_{jc}$ pentru $\forall$;

•*cu erori* - dacă $\exists\ i \in \{1, 2, \ldots, m\}$ astfel încât $l'_i \neq l_{ic}$ sau $\exists\ j \in \{1, 2, \ldots, n\}$ astfel încât $c'_j \neq c_{jc}$.

1.5. cont (*)

Codul CRC- cod detector de erori

- *CRC- Cyclic Redundant Check*-secvenţele de cod sunt considerate ca fiind elemente într-o algebră
- *Se* bazeaza pe teoria codurilor polinomiale, operatii de **(+), (*)** in clasa de resturi modulo 2: (R_2, (+), (*))

Emisie

Se dau:

- un mesaj in linie, din 0 si 1
- polinom generator G[X], ireductibil, cunoscut de emitator si receptori ➔ rangul **r** (gradul lui G[X])

Se cere: sa se determine care este sirul care se transmite.

1. **M->M[X]**
2. **x^r(*)M[X]**
3. **x^r (*) M[X]/G[X]**
4. **T[X]=x^r (*) M[X] + R[x]**
5. **T[X] -> T**
6. **Se verif ca T =M+r biti**

Receptie

Se dau:

- Mesajul T' receptionat
- Polinomul generator G[X]

Se cere: sa se verifice corectitudinea mesajului receptionat

1. T' -> T'[X]
2. Se verifica divizibilitatea la G[X]

   Sunt 2 situatii:

   - Nu sunt erori sau exista si nu pot fi detectate;
   - Exista eroare si se cere retransmiterea sirului

1.5. cont (*)

Codul Hamming- ***cod detector si corector de 1 eroare***

secvenţele de cod sunt considerate ca fiind elemente dintr-un spaţiu vectorial;

Se bazeaza pe ortogonalitatea polinoamelor: 2 polinoame sunt ortogonale daca produsul lor scalar este 0;

Presupunem ca dorim sa trasmitem un mesaj alcatuit doar din cifrele sist de numeratie zecimal (B10)=➔ conf propr entropiei, avem nev de 4 ranguri binare de informatie➔ m=4

- k-ranguri de control (inf redundanta)
- n=m+k
- k=3 ➔ pe pozitii puteri ale lui 2 → poz 1, poz 2, poz4
- Cuvant de cod – vector de cod **v=p1 p2 a3 p4 a5 a6 a7**
- Matematicianul Hamming – cod detector si corector de 1 eroare pt cifrele din B10
- A demonstrat ca relatia de ortogonalitate intre vectorii de cod si matricea de calcul a pozitiei erorii este data de: **$H*v^T=z$,** unde H=matricea lui Hamming, z=vector de eroare

Emisie

Se da: cifra din B10

Se cere: codul Hamming pt transmiterea cifrei …

1. Se scrie **v=p1 p2 a3 p4 a5 a6 a7**

2. Codul cifrei pe 4b => a3, a5, a6, a7

3. Pp ca **$H*v^T=0$ => se calc p1, p2, p4**

4. Se obtine v cu valorile calculate

Receptie

Se da: un vector de cod Hamming

Se cere: sa se verifice dc este corect , iar dc nu, sa se corecteze + sa se afle cifra transmisa

$H*v^T=z$

1.5. cont (*)

- **Lungime de cod** – nr de ranguri binare ale unui cod;

Pt un cod cu **lungimea** de **n biti (l= n biti)**, nr total de combinaţii de cod distincte este:

$N=2^n$ =capacitatea de reprezentare a unui cod

- **Distanţă de cod**

Pp 2 cuvinte de cod: $v_1= v_1^1\ v_1^2\ v_1^3 \ldots\ v_1^n$

$v_2= v_2^1\ v_2^2\ v_2^3 \ldots\ v_2^n$

$d_{12}(v_{1,}v_{2)}= \sum_{i=1,n} (v_1^i\ (+)\ v_2^i)$ =>nr total de ranguri în care cifrele de pe rangurile corespunzătoare celor 2 cuvinte de cod sunt diferite; (max=n; min=0)

Distanta de cod

D= min d_{ij}

-dist de cod pt un cod care detecteaza **d erori** simultan:
D ≥ d+1

-dist de cod pt un cod care corecteaza **c erori** simultan:
D ≥ 2c+1

-dist de cod pt un cod care detecteaza **d erori** si corecteaza **c erori** simultan, c<d:
D ≥ d+c+1

Pt ca un cod sa fie detector de 1 eroare si corector de 1 eroare => D≥ 1+1+1 =3