Capitolul 5

Coduri grup - coduri Hamming

5.1 Breviar teoretic

Dacă în capitolul precedent s-a pus problema codării surselor pentru eficientiezarea unei transmisiuni ce se presupunea a nu fi perturbată de erori, de această dată ne adresăm unei transmisiuni în condiţii de zgomot, când mesajul transmis este modificat de erori. Cerinţa este să se genereze coduri capabile să detecteze şi corecteze erorile apărute pe parcurs.

Operaţii cu elemente ale mulţimii $\{0, 1\}$ Simbolurile ce intră în discuţie nu pot lua decât valori de 0 sau 1. Operaţiile obişnuite în acest caz se desfăşoară conform tabelelor:

+	0	1
0	0	1
1	1	0

Tabela 5.1: Adunarea elementelor mulţimii $\{0, 1\}$.

·	0	1
0	0	0
1	0	1

Tabela 5.2: Înmulţirea elementelor mulţimii $\{0, 1\}$.

Distanţa Hamming Distanţa Hamming între două cuvinte este egală cu numărul poziţiilor în care cele două cuvinte diferă. De exemplu:

- distanţa Hamming între 0010101 şi 1010101 este 1 întrucât diferă doar simbolul de pe prima poziţie.
- distanţa Hamming între 0010101 şi 0000000 este 3 întrucât diferă simbolurile de pe poziţile 3, 5 şi 7.

Erori. Detecţie şi corecţie Dacă v este un cuvânt (vector de simboluri) de cod valid, cuvănt care este transmis pe un canal cu perturbaţii, iar ε este vectorul perturbator, atunci $v' = v + \varepsilon$ este cuvântul recepţionat. Dacă perturbarea a fost cu o singură eroare, atunci cuvântul eroare ε va avea un singur 1, pe pozţia modificată şi în rest 0.

Distanţa Hamming între cuvântul transmis şi cuvântul recepţionat este 1 (şi este egală cu numărul erorilor introduse. Dacă toate combinaţiile posibile cu k biţi sunt considerate cuvinte, atunci distantă minimă între cuvinte este 1.

În acest caz când toate combinaţiile posibile ale simbolurilor de informaţie sunt cuvinte de cod, iar în timpul transmisiunii apare o eroare atunci cuvântul recepţionat va fi tot un cuvânt cu sens deşi este greşit. De aceea dacă se doreşte detecţia erorilor cuvintele de cod trebuie spaţiate (crescută distantă între ele). Acest lucru se realizează prin adăugarea simbolurilor de control. Acestea sunt în număr de m, iar lungimea unui cuvânt de cod este: $n = k + m$. Simbolurile de control vor fi combinaţii ale simbolurilor de informaţie care vor fi transmise astfel de mai multe ori, crescându-se redundanţa.

Pentru detecţie a e_d erori, distanţa minimă între două cuvinte de cod trebuie să fie $d_{min} = e_d + 1$; în acest mod, orice cuvânt cu sens, ce ulterior va fi eronat, va fi plasat la o distanţă maximă e_d şi va conduce la un cuvânt făra sens.

Pentru corecţie distanţa trebuie mărită. Dacă se doreşte un cod cabapil să corecteze e_c erori atunci distanţa minimă trebuie să fie $d_{min} = 2e_c + 1$; în acest fel, fiind dat un cuvânt fără sens, se poate identifica şi cuvântul cu sens din care a provenit.

Identificarea erorii se face cu ajutorul simbolurilor de control. Dacă un cod este capabil să corecteze 1 eroare, aceasta poate fi pe oricare din cele n poziţii ale cuvântului de cod. Pentru 2 erori, acestea pot fi în orice combinătie de n luate câte 2. Generalizând, dacă sunt e_c erori atunci cazurile posibile sunt $\sum_{i=1}^{e_c} C_n^i$. Având m simboluri de control numărul cuvintelor construibile cu acestea sunt 2^m. Dacă reţinem o poziţie pentru cuvântul corect iar restul sunt folosite pentru identificarea erorilor atunci putem scrie relaţia cunoscută ca ”marginea Hamming”:

$$2^m - 1 \geq \sum_{i=1}^{e_c} C_n^i \tag{5.1}$$

Codarea Codarea presupune construcţia cuvântului de cod pornind de la simbolurile de informaţie. Există două variante de codare:

1. Codarea $v = iG$, unde v este vectorul asociat cuvântului de cod, i este vectorul asociat cuvântului de informaţie, iar G este matricea generatoare. Aceasta are k linii şi n coloane. Dacă $\mathbf{g_1}, \mathbf{g_2}, \dots \mathbf{g_k}$ sunt liniile matricei G, iar $i_1, i_2, \dots i_k$ sunt simbolurile de informaţie atunci relaţia de codare se poate rescrie astfel:

   $$v = i_1\mathbf{g_1} + i_2\mathbf{g_2} + \dots i_k\mathbf{g_k} \tag{5.2}$$

   De aici rezultă că cuvintele de cod sunt toate combinaţiile liniare ale liniilor matricei generatoare.

2. Codarea $Hv^T = 0$, unde H este o matrice de m linii şi n coloane ce este denumită matrice de control. Pentru aflarea relaţiilor de codare, în acest caz, se vor plasa simboluri de control pe poziţiile corespunzătoare coloanelor matricei H având un singur 1, şi se va rezolva sistemul rezultant, având drept necunoscute simbolurile de control.

Decodarea. Corectîa erorilor Decodarea se face pe baza relaţiei $Hv^T = 0$. Dacă v este un cuvânt cu sens (cuvânt nealterat de erori) atunci înmulţindul cu cu H se va obţine 0. Dacă rezultatul este nenul atunci sunt erori. În acest caz, dacă circuitul funcţionează în regim:

1. detecţie – atunci se va semnala existenţa unor erori.
2. corecţie – atunci se vor corecta erorile

Pentru corecţia erorii se calculează sindromul s. Dacă cuvântul recepţionat este $v' = v + \varepsilon$ atunci

$$H(v')^T = Hv^T + H\varepsilon^T = 0 + Hv^T = s \tag{5.3}$$

Sindromul s identifică eroarea. Dacă de exemplu există o singură eroare, pe poziţia 2 atunci sindromul va fi egal cu coloana a 2 a matricei H.

Odată identificate pozţia erorilor (sau cu alte cuvinte identificat vectorul eroare) corecţia se obţine adunând 1 simbolurilor corecpunzătoare recepţionate. Adică $v = v' + \varepsilon$.

5.2 Probleme rezolvate

1. [8] *Un cod grup are matricea de control*:

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

   (a) *Să se determine numărul de simboluri de informaţie şi numărul de simboluri de control. Să se determine proprietăţile de corecţie / detecţie ale acestui cod. Acest cod este perfect?*

   (b) *Să se calculeze matricea generatoare a codului.*

   (c) *Să se deducă relaţiile de codare.*

   (d) *Să se realizeze codarea atât cu matrice G cât şi c matricea H.*

   (e) *Cuvântul* [11111] *este cuvânt de cod?. Să se explice funcţionare decodorului în cazul in care se recepţionează acest cuvânt.*

   Rezolvare:

   (a) Parametrii codului : se ştie că matricea H are m (numărul de simboluri de control) linii şi n (lungimea cuvântului de cod) coloane:

$$m = 3, n = 5 \Longrightarrow k = 2$$

   Având k simboluri de informaţie numarul maxim de mesaje care se pot coda cu acest cod sunt: $2^k = 4$ mesaje ale sursei Numărul de erori corectabile este de dat de marginea Hamming (aceasta este o condiţie necesară nu şi suficientă):

$$2^m - 1 \geq \sum_{i=1}^{e_c} C_n^i$$

Membrul stâng este: $2^m - 1 = 7$.
Membrul drept este:

$$\text{În cazul unei erori } n = 5 < 2^{m-1}$$

$$\text{În cazul a 2 erori } C_n^1 + C_n^2 > 7$$

$$\Longrightarrow \text{codul e corector de o eroare}$$

Un cod corector de e_c erori poate detecta $e_d = 2e_c$ erori.Un cod capabil să corecteze e_c erori are distanţa minimă $d_min = 2e_c + 1 = e_d + 1$.
Codul nu este perfect (nu se obţine egalitate in marginea Hamming). Un cod perfect are exact numarul de corectori necesari pentru a detecta orice variantă de eroare.

(b) Matricea de control a codului este scrisă în forma canonică: $H = [I_m Q]$. Matricea generatore (in formă canonică) se poate obtine ca: $G = [Q^t I_k]$.;

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

$$\Longrightarrow Q^t = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 0 \end{bmatrix} \Longrightarrow G = [Q^t I_k] = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 1 & 1 & 0 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix}$$

(c) Structura unui cuvânt de cod sistematic presupune o separare a biţilor de control de cei de informaţie. Făcând convenţie că biţi de control corespund coloanelor din H care au un singur 1 succesiunea simbolurilo într-un cuvânt de cod este: $v = [c_1 c_2 c_3 i_1 i_2]$. De fapt forma canonica a matricelor de control si generatoare impune un cod sistematic.Relaţiile de codare presupun aflarea modului în care se formează biţii de control din biţii de informaţie. Vom considera ca punct de pornire relaţia $Hv^T = 0$

$$\Longleftrightarrow \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 \end{bmatrix} \begin{bmatrix} c_1 \\ c_2 \\ c_3 \\ i_1 \\ i_2 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} c_1 + i_1 + i_2 \\ c_2 + i_2 \\ c_3 + i_1 \end{bmatrix} = 0$$

In baza 2 scăderea cu $-x$ este echivalentă cu adunarea cu x. Adică:

$$c_1 = i_1 + i_2$$
$$c_2 = i_2$$
$$c_3 = i_1$$

Schema codorului este prezentată în figura 5.1;

(d) Pentru a calcula cuvintele de cod avem doua variante: să calculăm relaţiile de codare folosind matricea H sau să calculam cuvintele de cod folosind direct matricea G:

$$v = iG$$

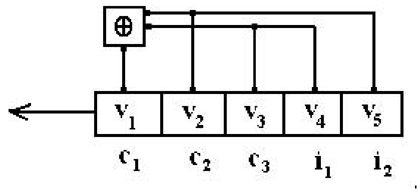

Figura 5.1: Codorul. Schema logică urmareşte relaţiile de codare. Fiecare simbol este stocat într-o celulă a unui registru de deplasare; la fiecare tact, o celulă comunică valoarea celulei din stânga sa. După formarea cuvântului de cod intrările (biţi de infomaţie) sunt blocate si conţinutul este vărsat la ieşire sub forma unui tren de impulsuri.

Un cuvânt de infomaţie conîne două simboluri: $i = \begin{bmatrix}\alpha\beta\end{bmatrix}$. Matricea generatoare poate scrisă pe linii $G = \begin{bmatrix} g_1 \\ g_2 \end{bmatrix}$. Atunci relaţia de codare devine:

$$V = iG = \begin{bmatrix}\alpha\beta\end{bmatrix} \begin{bmatrix} g_1 \\ g_2 \end{bmatrix} = \alpha g_1 + \beta g_2$$

In acest caz cuvintele de cod sunt:

α	β	$v_{\alpha\beta} = \alpha g_1 + \beta g_2$
0	0	0 0 0 0 0
0	1	1 1 0 0 1
1	0	1 0 1 1 0
1	1	0 1 1 1 1

Tabela 5.3: Cuvintele de cod

Se poate observa că ponderea minima a unui cuvânt de cod este 3.

(e) Cuvântul recepţionat este: $v' = [11111]$ Considerăm corectorul:

$$Hv'^T = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 \end{bmatrix} \begin{bmatrix} 1 \\ 1 \\ 1 \\ 1 \\ 1 \end{bmatrix} = z = \begin{bmatrix} 1 \\ 0 \\ 0 \end{bmatrix} \neq 0$$

Fiindcă corectorul este nenul există erori. Atunci se poate spune:

- dacă decodorul functionează în regim de corecţie este capabil să corecteze o eroare (orice variantă de eroare). Eroare este pe poziţia 1.Poziţia erorii se determină prin identificare coloanei din matricea de control H egală cu corectorul calculat z. Acelaşi lucru se constată si dacă se compara cuvantul eronat cu cuvintele cu sens determinate în tabelul 5.3. În acest caz cuvăntul cu sens este $v = [01111]$. Dacă cuvântul recepţionat conţine două erori atunci corectorul dă informaţii greşite. Să consideram alt exemplu :

$$v = [10110] \qquad \varepsilon = [00011] \qquad v' = v + \varepsilon = 10101$$

Corectorul calculat este:

$$Hv'^T = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 \end{bmatrix} \begin{bmatrix} 1 \\ 0 \\ 1 \\ 0 \\ 1 \end{bmatrix} = z = \begin{bmatrix} 0 \\ 0 \\ 1 \end{bmatrix}$$

Adică eroare este pe poziţia 3 si deci cuvântul cu sens este v=[10001]. Ceea ce nu este adevarat.*Un cod corector de o eroare nu poate corecta două erori*

- dacă decodorul functionează in regim de detecţie, fiindcă corectorul este nenul însemană că există erori. În regim de detecţie nu se poate spune nimic despre numărul si poziţia erorilor. Dacă există mai multe erori decât codul poate detecta, se obin aberaţii. De exemplu pentru un cuvânt eroare $\varepsilon = [11001]$ şi pentru cuvântul cu sens $v = [11001]$ se obţine alt cuvănt cu sens şi, deci nu se detectează nimic. Adică *un cod detector de 2 erori nu poate detecta trei erori.*

2. [8] *Cele* 6 *simboluri generate de o sursă sunt transmise pe un canal binar cu perturbaţii folosind un cod Hamming grup corector de o eroare.*

   (a) *Să se determine numărul de simboluri de informaţie, de control si lungimea cuvintelor de cod. Codul este perfect?*

   (b) *Să se scrie matricile de control şi generatoare a codului? Codul este sistematic?*

   (c) *Să se scrie cuvintele de cod şi să se determine ponderea minimă a acestora.*

   (d) *Să se explice ce se întâmplă dacă într-un cuvânt recepţionat apar două erori, pe poziţiile 1 şi 2.*

   Rezolvare:

   (a) Cele 6 simboluri pot fi reprezentate folosin k biţi de informaţie:

   $$2^k \geq 6 \Longrightarrow k = 3$$

   Marginea Hamming pentru un cod corector de $e_c = 1$ erori este:

   $$2^m - 1 \geq n = m + k = m + 3$$

   $$2^m - 4 \geq m$$

   $$\Longrightarrow m = 3$$

   $$n = k + m = 6$$

   Dat fiind ca nu îşi atinge margine (nu avem egalitate) codul nu e perfect.

(b) Matricea de control a unui cod Hamming se obţine codând pe fiecare coloana indicele ei în baza 2:

$$H = \begin{bmatrix} h_1 & h_2 & h_3 & h_4 & h_5 & h_6 \end{bmatrix} \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 \end{bmatrix}$$

Dacă facem convenţia că plasăm simbolurile de control pe poziţiile corespunzătoare colanele matricei de control care conţin un singur unu, cuvântul de cod este de forma:

$$v = [c_1 c_2 i_1 c_3 i_2 i_3]$$

În acest caz, codul nu e sistematic.

$$Hv^T = 0$$

$$\begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 \end{bmatrix} \cdot \begin{bmatrix} c_1 \\ c_2 \\ i_1 \\ c_3 \\ i_2 \\ i_3 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} c_3 + i_2 + i_3 \\ c_2 + i_1 + i_3 \\ c_1 + i_1 + i_2 \end{bmatrix} = 0$$

$$c_1 = i_1 + i_2$$

$$c_2 = i_1 + i_3$$

$$c_3 = i_2 + i_2$$

Se poate arăta foarte uşor că pe linii G are cuvinte de cod.

$$v = iG = \begin{bmatrix} i_1 & i_2 & i_3 \end{bmatrix} \begin{bmatrix} g_1 \\ g_2 \\ g_3 \end{bmatrix} = i_1 g_1 + i_2 g_2 + i_3 g_3$$

$$i_1 = 0; i_2 = 0; i_3 = 1 \Longrightarrow v = g_3 = [010101]$$

$$i_1 = 0; i_2 = 1; i_3 = 0 \Longrightarrow v = g_2 = [100110]$$

$$i_1 = 1; i_2 = 0; i_3 = 0 \Longrightarrow v = g_1 = [111000]$$

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

Alte cuvinte de cod sunt:

$$i_1 = 0, i_2 = 0, i_3 = 0 \Longrightarrow v = [000000]$$

$$i_1 = 0, i_2 = 0, i_3 = 0 \Longrightarrow v = g_1 + g_2 + g_3 = [101011]$$

$$i_1 = 1, i_2 = 1, i_3 = 0 \Longrightarrow v = g_1 + g_2 = [110011]$$

$$i_1 = 0, i_2 = 1, i_3 = 1 \Longrightarrow v = g_2 + g_3 = [011110]$$

$$i_1 = 1, i_2 = 0, i_3 = 1 \Longrightarrow v = g_1 + g_3 = [101101]$$

(c)

$$\varepsilon = [110000]$$

$$H\varepsilon^T = \begin{bmatrix} 0 \\ 1 \\ 1 \end{bmatrix} \neq 0$$

Dat fiind faptul ca corectorul este nenul, se poate spune că:

- Dacă functionarea este in regim de corecţie se hotărăşte că eroarea este pe poziţia 3. Greşeala se datorează apariţiei a doua erori când codul poate corecta numai una. Pentru a corecta două erori este necesar ca suma a oricare doua coloane a lui H sa aibă rezultat diferit. Aici:$h_1 + h_2 = h_3$.
  Dacă corectorul obţinut era $z = [111]^T$, care este diferit de orice coloana a lui H, înseamnă că au fost două erori: fie pe poziţiile 1 şi 6, fie pe 2 şi 5. Acest fenomen se datorează faptului că codul nu e perfect.
- Dacă functionarea este in regim de detecţie se depistează apariţia unor erori.

5.3 Probleme propuse

1. [7] Se consideră o sursă de informaţie având un alfabet de dimensiune $Q = 15$ simboluri echiprobabile.

   (a) Să se determine parametrii k, m, n ai unui cod bloc Hamming corector de erori singulare.

   (b) Să se scrie matricea H de control a codului.

   (c) Să se precizeze structura cuvântului de cod.

   (d) Codul este sistematic? De ce?

   (e) Să se efectueze codarea utilizând matricea H de control a codului.

   (f) Să se scrie matricea G generatoare a codului.

   (g) Să se verifice prin calcul direct relaţia de ortogonalitate între matricile H si G.

   (h) Să se efectueze codarea utilizând matricea G generatoare a codului.

   (i) Să se deseneze schema codorului şi să se explice funcţionarea sa.

   (j) Să se scrie toate cuvintele de cod.

   (k) Să se efectueze codarea Hamming sistematică extinsă cu matricea H_{ext} a vectorului informaţional având nenule doar primul şi ultimul simbol.

(l) Să se scrie matricea generatoare de cod sistematic extins G_{ext}.

(m) Se consideră cuvântul de cod extins având simbolul de control a parităţii eronat. Să se scrie vectorul eroare extins. Să se calculeze vectorul corector (extins).

(n) Să se scrie vectorul eroare pentru eroare dublă, de simboluri informaţionale consecutive în partea centrală a zonei informaţionale a cuvântului de cod sistematic.

(o) Să se scrie corectorul extins pentru eroarea dublă de mai sus şi să se explice utilizarea sa.

2. [7] Un număr de 20 simboluri se transmit pe un canal cu perturbaţii utilizând cod Hamming grup corector de o eroare.

(a) Să se determine numărul simbolurilor de informaţie k, al celor de control m si lungimea n a fiecărui cuvânt de cod.

(b) Să se scrie matricea de control a codului H.

(c) Să se scrie formele canonice ale matricei de control.

(d) Să se scrie formele canonice ale matricei generatoare.

(e) Să se deducă matricea generatoare.

(f) Să se scrie toate cuvintele de cod.

(g) Să se stabilească expresia corectorului pentru cazul că se eronează poziţia 4 din cuvântul de cod.

(h) Să se explice ce se întâmplă dacă într-un cuvânt de cod se eronează poziţiile 2 şi 7.

(i) Să se stabilească schema codorului.

3. [8] Se dă matricea de control a unui cod grup:

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

(a) Să se determine numărul de simboluri de control, numărul de simboluri de informaţie, lungimea cuvintelor de cod, numărul de simboluri ce pot fi transmise cu acest cod şi numărul de erori ce pot fi corectate. Codul este perfect? Codul este sistematic?

(b) Să se precizeze structura cuvintelor de cod şi să se scrie ecuaţiile de codare.

(c) Să se determine matricea generatoare a codului.

(d) Să se calculeze corectorul şi să se explice decizia luată la decodare dacă se recepţionează un cuvânt eronat pe poziţiile 2 si 3?

4. [4] Fie matricea de control

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

   (a) Arătaţi că, prin transformări elementare, această matrice poate fi adusă la forma $H' = [I_3 Q]$.

   (b) Arătaţi că respectivele transformări pot fi astfel alese încât proprietăţile de detecţie şi corecţie a erorilor să rămână aceleaşi.

   (c) Să se determine simbolurile de control în funcţie de cele de informaţie atât pentru matricea H cât şi pentru matricea H'.

5. [4] Considerând matricea

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

   să se determine matricea generatoare $G = [PI_k]$ şi să se realizeze codarea după aceasta.

6. [4] Se consideră un cod cu $n = 6$ şi $k = 3$ a cărui matrice de control este:

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

   (a) Codul este sau nu perfect?

   (b) Ce decizie de ia pentru un corector cu valoarea $z^t = [010]$? Dar pentru $z^t = [111]$

Bibliografie

[1] Mihai Ciuc. "Note de seminar".

[2] A. T. Murgan, I. Spânu, I. Gavăt, I. Sztojanov, V. E. Neagoe, şi A. Vlad. *Teoria Transmisiunii Informatîei - probleme*. Editura Didactică şi Pedagogică, Bucureşti, România, 1983.

[3] Alexandru Spătaru. *Teoria Transmisiunii Informatţiei*. Editura Didactică şi Pedagogică, Bucureşti, România, 1983.

[4] Alexandru Spătaru. *Fondements de la theorie de la transmisssion de línformation*. Presses polytechniques romandes, Lausanne, Elveţia, 1987.

[5] Rodica Stoian. "Note de seminar".

[6] Dan Alexandru Stoichescu. "Note de seminar".

[7] Eugen Vasile. "Note de seminar".

[8] Constantin Vertan. "Note de seminar".