CAPITOLUL 5

CAPACITATEA CANALELOR DE COMUNICAȚIE

În Capitolul 3, am văzut că putem utiliza codarea sursă pentru a reduce redundanța inerentă a unei surse de informație de entropie $H(S)$ şi a îmbunătăți astfel eficiența. În Capitolul 4, luând în considerare cele mai simple tipuri de modulație digitală, am constatat că simbolurile transmise printr-un canal de comunicație sunt afectate de zgomot (şi de alte perturbații), cu efectul că receptorul face din când în când erori. Dacă frecvența erorilor este prea ridicată, canalul este inutilizabil. Dar chiar şi în cazul în care erorile produse în canal sunt rare, acest lucru nu ne satisface şi dorim să reducem pe cât posibil frecvența lor de apariție la destinatarul informației transmise. Shannon a demonstrat că putem face probabilitatea de eroare arbitrar de mică utilizând redundanță controlată, ceea ce se numeşte *codare canal*.

Codarea canal este, într-un fel, operația duală codării sursă, cu deosebirea importantă că redundanța eliminată prin codarea sursă este naturală şi nefolositoare, în vreme ce redundanța introdusă prin codarea canal este intenționată şi foarte efectivă în îmbunătățirea fiabilității transmisiei.

În figura 5.1, se arată schema-bloc a unui sistem de transmisiune de date din care, pentru simplitate, am omis codarea sursă.

Fig. 5.1. Schema bloc a unui sistem de comunicație digital.

5.1. MODELE DE CANAL

În urma codării sursă, rezultă un şir de simboluri binare $\{x_i\}$, câte un bit la fiecare T_b secunde. În procesul de codare canal, împărţim acest şir de biţi în blocuri de câte *k* biţi, pe care le numim *mesaje*, adăugând fiecărui mesaj *n–k* biţi redundanţi, astfel încât rezultă blocuri de câte *n* simboluri binare canal, blocuri pe care le numim *cuvinte de cod*. Există 2^k mesaje şi tot atâtea cuvinte de cod, ceea ce înseamnă că $2^n - 2^k$ blocuri de câte *n* simboluri binare canal nu fac parte din codul canal; dacă unul din aceste blocuri ajunge la destinaţie din cauza zgomotului, receptorul va interpreta aceasta ca pe un simptom de eroare pe care o detectează. Prin proiectare, vrem să înzestrăm receptorul nu numai cu posibilitatea de a detecta o eroare, dar şi cu aceea de a o corecta. Volumul de redundanţă introdusă în acest mod prin codarea datelor se măsoară prin raportul n/k. Inversul acestui raport, k/n, se numeşte *rata codului*. Notăm un cod având lungimea mesajului de *k* biţi şi lungimea cuvântului de cod de *n* biţi cu (*n, k*).

Şirul binar de la ieşirea codorului canal se aplică la intrarea modulatorului, care serveşte drept interfaţă cu canalul de comunicaţie. Într-o modulaţie binară, modulatorul pune în corespondenţă fiecare bit cu una din două forme de undă posibile: 0 este transmis ca $x_0(t)$, iar 1, ca $x_1(t)$. Într-o modulaţie *M*-ară, care utilizează mai eficient lărgimea de bandă a canalului, se transmit nu biţi, ci multibiţi, multibitul fiind un bloc de *m* biţi; fiecăruia din multibiţi îi corespunde una din $M = 2^m$ forme de undă posibile.

La extremitatea de recepţie a sistemului de comunicaţie digital, demodulatorul prelucrează forma de undă coruptă de canal şi reduce fiecare formă de undă la un scalar sau la un vector ce reprezintă o estimaţie a simbolului de date emis (fie el binar sau *M*-ar). Detectorul, care urmează după demodulator, poate decide dacă bitul transmis este un 0 sau un 1. Spunem că detectorul a luat o *decizie fermă* (în engleză: **hard decision**). Dacă se consideră procesul de decizie la nivelul detectorului drept o formă de cuantizare, observăm că decizia fermă corespunde cunatizării binare a semnalului de la ieşirea demodulatorului. Mai general, putem considera un detector care cuantizează pe $Q > 2$ nivele. Dacă se utilizează *M* semnale, avem în acest caz $Q \geq M$. Dacă $Q > M$, spunem că detectorul a luat o *decizie suplă* (în engleză: **soft decision**). Ieşirea cuantizată de la detector se aplică apoi la intrarea decodorului canal, care exploatează redundanţa disponibilă pentru a corecta perturbaţiile produse în canal.

În continuare, descriem câteva modele de canal care se vor dovedi utile la proiectarea codurilor.

Canale pentru forme de undă

Dacă nu considerăm decât canalul fizic, excluzând modulatorul şi demodulatorul, avem un model de canal în care atât intrările cât şi ieşirile sunt forme de undă. Presupunem că un astfel de canal are lărgimea de bandă B cu răspunsul în frecvență ideal $C(f)=1$ în interiorul benzii B şi că semnalul de la ieşirea sa este perturbat de zgomot aditiv alb Gaussian. Semnalul de intrare $x(t)$ este de bandă limitată, adică, $X(f)$, transformata Fourier a lui $x(t)$, este diferită de zero numai în interiorul unei benzi limitate de frecvențe. Semnalul corespunzător de ieşire este $y(t)$, iar cu $n(t)$ notăm funcția eşantion a unui proces de zgomot aditiv. Atunci,

$$y(t)=x(t)+n(t) \tag{5.1}$$

Un canal la care atât intrarea cât şi ieşirea sunt forme de undă se numeşte *canal pentru forme de undă*. Cel mai simplu model matematic pentru un canal de comunicație este canalul pentru forme de undă afectat de zgomot aditiv, ilustrat în figura 5.2.

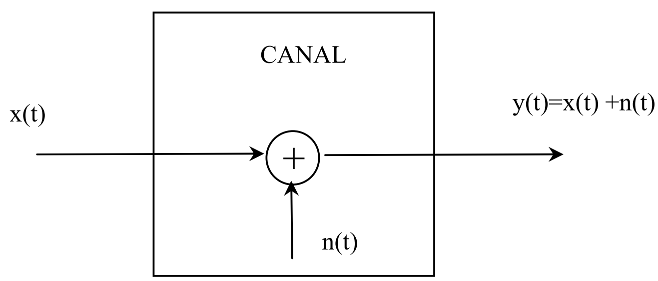

Fig. 5.2. Canalul afectat de zgomot aditiv.

În acest model, semnalul de emisie $x(t)$ este corupt de un proces de zgomot aditiv $n(t)$. Putem incorpora în model atenuarea pe care o suferă semnalul, notată cu α, astfel încât semnalul recepționat să se poată exprima astfel:

$$y(t)=\alpha x(t)+n(t) \tag{5.2}$$

Canal binar simetric

Să considerăm modulatorul şi demodulatorul drept componente ale canalului. Dacă modulatorul generează forme de undă binare iar detectorul produce decizii ferme (hard), canalul compus, arătat în figura 5.3, are drept intrare şi drept ieşire două şiruri binare în timp discret. Un astfel de canal compus este caracterizat de mulţimea $X = \{0, 1\}$ a intrărilor posibile, de mulţimea $Y = \{0, 1\}$ a ieşirilor posibile şi de o mulţime de probabilităţi condiţionate care leagă între ele ieşirile posibile de intrările posibile. Dacă zgomotul din canal şi celelalte perturbaţii cauzează în şirul binar transmis erori independente statistic cu probabilitate medie p, atunci

$$\begin{aligned} P(Y=0 \mid X=1) &= P(Y=1 \mid X=0) = p \\ P(Y=1 \mid X=1) &= P(Y=0 \mid X=0) = 1-p \end{aligned} \tag{5.3}$$

Am redus astfel cascada constituită din modulatorul binar, canalul pentru forme de undă, demodulatorul binar şi detector într-un canal echivalent în timp discret reprezentat în figura 5.3 şi denumit *canal binar simetric* (CBS).

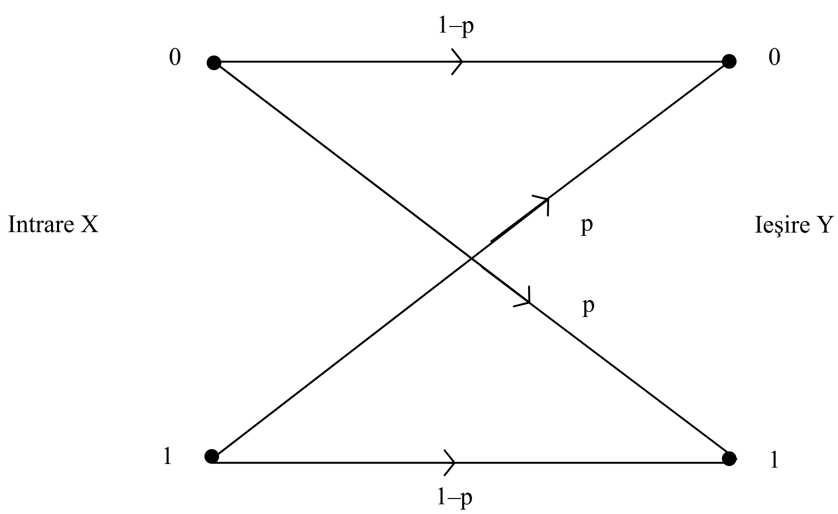

Fig. 5.3. Canal binar simetric.

Întrucât fiecare bit de ieşire din canalul CBS nu depinde decât de bitul de intrare corespunzător, spunem că acest canal este *fără memorie*. Transmiterea unui bit pe acest canal se spune că este *o utilizare* a canalului.

Canale discrete fără memorie

CBS este un caz particular al unui canal mai general având intrări şi ieşiri discrete. Să presupunem că simbolurile aplicate la intrarea codorului canal sunt *M*-are, unde $M = 2^m$, adică, $X = \{x_0, x_1, \cdots, x_{M-1}\}$, iar ieşirea detectorului constă din simboluri *Q*-are, $Y = \{y_0, y_1, \cdots, y_{Q-1}\}$, unde $Q \geq M$. Dacă atât canalul cât şi modulația sunt fără memorie, caracteristica intrare-ieşire a canalului compus, arătat în figura 5.4, este descrisă de un sistem de *MQ* probabilități condiționate

$$P(Y = y_i \mid X = x_j) \equiv P(y_i \mid x_j) \tag{5.4}$$

unde $i = 0, 1, \cdots, Q-1$ şi $j = 0, 1, \cdots, M-1$. Un astfel de canal se numeşte *canal discret fără memorie* (CDFM) şi este reprezentat grafic în figura 5.4.

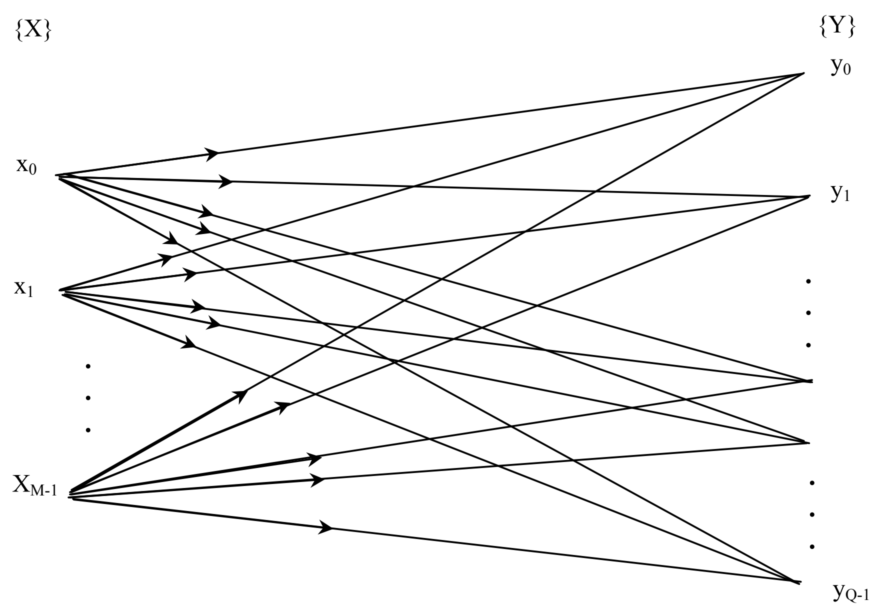

Fig. 5.4. Canal discret cu *M* intrări şi *Q* ieşiri.

Dacă intrarea într-un CDFM este un şir de *n* simboluri $u_1, u_2, \cdots, u_n$ selectate din alfabetul *X*, iar ieşirea corespunzătoare este şirul $v_1, v_2, \cdots, v_n$ de simboluri din alfabetul *Y*, probabilitatea condiționată este

$$\begin{aligned} &P(Y_1 = v_1, Y_2 = v_2, \cdots, Y_n = v_n \mid X_1 = u_1, X_2 = u_2, \cdots, X_n = u_n) \\ &= \prod_{l=1}^{n} P(Y = v_l \mid X = u_l) \end{aligned} \tag{5.5}$$

Probabilitățile condiționate $\{P(y_i \mid x_j)\}$ ce caracterizează un CDFM pot fi aranjate într-o matrice $\mathbf{P} = \{p_{ji}\}$ unde, prin definiție, $p_{ji} \equiv P(y_j \mid x_i)$. **P** se numeşte *matricea probabilităților de tranziție* pentru canal.

Canal cu intrări discrete şi ieşiri continue

Să presupunem că la intrarea modulatorului se aplică simboluri selectate dintr-un alfabet de intrare discret şi finit $X = \{x_0, x_1, \cdots, x_{M-1}\}$, iar ieşirea detectorului este necuantizată ($Q = \infty$). Aşadar, intrarea în decodorul canal poate lua orice valoare de pe axa numerelor reale: $Y = \{-\infty, \infty\}$. Definim un canal fără memorie caracterizat prin intrarea discretă *X*, ieşirea continuă *Y* şi mulțimea funcțiilor densitate de probabilitate condiționată $p(y \mid X = x_i)$, $i = 0, 1, \cdots, M-1$.

Cel mai important canal de acest tip este canalul caracterizat prin zgomot aditiv alb Gaussian, pentru care

$$Y = X + G \tag{5.6}$$

unde *G* este o variabilă aleatoare Gaussiană de medie zero cu varianță σ^2 iar $X = x_i, i = 0, 1, \cdots, M-1$. Pentru o variabilă aleatoare *X* dată, urmează că *Y* este o variabilă aleatoare Gaussiană cu medie x_i şi varianță σ^2. Adică,

$$p(y \mid X = x_i) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma} e^{-(y-x_i)^2/2\sigma^2} \tag{5.7}$$

Pentru orice şir de intrare dat, $X_l, l = 1, 2, \cdots, n$, există un şir de ieşire corespunzător

$$Y_l = X_l + G_l,\ \ l = 1, 2, \cdots, n \tag{5.8}$$

Condiția ca acest canal să fie fără memorie se poate exprima astfel:

$$\begin{aligned} &p(y_1, y_2, \cdots, y_n \mid X_1 = u_1, X_2 = u_2, \cdots, X_n = u_n) = \\ &= \prod_{l=1}^{n} p(y_l \mid X_l = u_l) \end{aligned} \tag{5.9}$$

5.2. CAPACITATEA CANALULUI

Să considerăm un CDFM având un alfabet de intrare $X = \{x_0, x_1, \cdots, x_{M-1}\}$, un alfabet de ieşire $Y = \{y_0, y_1, \cdots, y_{Q-1}\}$ şi mulțimea probabilităților de tranziție $P(y_i \mid x_j)$ definite în (5.3). Presupunem că s-a emis simbolul x_j şi că se recepționează simbolul y_i. Informația mutuală furnizată cu privire la evenimentul $X = x_j$ de apariția evenimentului $Y = y_i$ este $\log_2[P(y_i \mid x_j)/P(y_i)]$, unde

$$P(y_i) \equiv P(Y = y_i) = \sum_{l=0}^{M-1} P(x_l)P(y_i \mid x_l) \tag{5.10}$$

De aceea, informația mutuală medie furnizată de ieşirea *Y* cu privire la intrarea *X* este

$$I(X;Y) = \sum_{j=0}^{M-1}\sum_{i=0}^{Q-1} P(x_j)P(y_i \mid x_j)\log_2 \frac{P(y_i \mid x_j)}{P(y_i)} \tag{5.11}$$

Caracteristicile canalului determină probabilitățile de tranziție $P(y_i \mid x_j)$, dar probabilitățile simbolurilor de intrare sunt sub controlul codorului. Valoarea lui $I(X;Y)$ maximizată pe mulțimea tuturor distribuțiilor de probabilitate ale variabilei aleatoare *X* este o mărime ce nu depinde decât de caracteristicile CDFM prin probabilitățile condiționate $P(y_i \mid x_j)$. Această mărime se numeşte *capacitatea canalului* şi se notează cu *C*:

$$\begin{aligned} C &= \max_{P(x_j)} I(X;Y) \\ &= \max_{P(x_j)} \sum_{j=0}^{M-1}\sum_{i=0}^{Q-1} P(x_j)P(y_i \mid x_j)\log_2 \frac{P(y_i \mid x_j)}{P(y_i)} \end{aligned} \tag{5.12}$$

Maximizarea lui $I(X;Y)$ se efectuează supunând-o constrângerilor ca

$$P(x_j) \geq 0$$

şi

$$\sum_{j=0}^{M-1} P(x_j) = 1.$$

Capacitatea canalului se măsoară în biți pe simbol de intrare în canal (biți pe o utilizare a canalului). Dacă în fiecare T_s secunde în canal intră un simbol, capacitatea canalului în biți/s este C/T_s.

EXEMPLUL 5.1: Pentru un CBS cu probabilități de tranziție $P(0\,|\,1) = P(1\,|\,0) = p,$ informația mutuală este maximizată dacă probabilitățile de intrare $P(0) = P(1) = \frac{1}{2}.$ Deci, capacitatea unui CBS este

$$C = p \log_2 2p + (1-p) \log_2 2(1-p) = 1 - H(p) \tag{5.13}$$

unde $H(p)$ este funcția entropie binară [vezi (2.6) şi figura 2.1]. Se observă că, dacă probabilitatea de eroare $p = 0$, capacitatea CBS este de 1 bit pe o utilizare a canalului. Pentru $p = \frac{1}{2},$ capacitatea canalului este zero. Dacă $\frac{1}{2} < p \le 1,$ putem inversa 0 cu 1 la ieşirea canalului, ceea ce face că C este simetrică în raport cu punctul $p = \frac{1}{2}.$

Să considerăm acum canalul fără memorie în timp discret afectat de zgomot aditiv alb Gaussian, descris de funcțiile densitate de probabilitate de tranziție definite de (5.6). Capacitatea acestui canal în biți pe utilizare a canalului este informația mutuală medie maximă dintre intrarea discretă $X = \{x_0, x_1, \cdots, x_{M-1}\}$ şi ieşirea $Y = \{-\infty, \infty\}$:

$$C = \max_{P(x_i)} \sum_{i=0}^{M-1} \int_{-\infty}^{\infty} p(y\,|\,x_i) P(x_i) \log_2 \frac{p(y\,|\,x_i)}{p(y)} \mathrm{d}y \tag{5.14}$$

unde

$$p(y) = \sum_{l=0}^{M-1} p(y\,|\,x_l) P(x_l) \tag{5.15}$$

EXEMPLUL 5.2: Să considerăm un canal fără memorie afectat de zgomot aditiv alb Gaussian, cu intrări binare $X = A$ şi $X = -A.$ Informația mutuală medie $I(X;Y)$ este maximizată dacă probabilitățile de intrare sunt $P(X = A) = P(X = -A) = \frac{1}{2}.$ De aceea, capacitatea acestui canal în biți pe o utilizare a canalului este

$$C = \frac{1}{2}\int_{-\infty}^{\infty} p(y \mid A)\log_2 \frac{p(y \mid A)}{p(y)}\mathrm{d}y + \\ + \frac{1}{2}\int_{-\infty}^{\infty} p(y \mid -A)\log_2 \frac{p(y \mid -A)}{p(y)}\mathrm{d}y \tag{5.16}$$

Capacitatea canalelor Gaussiene de bandă limitată şi de putere limitată

Să considerăm un proces staționar de medie zero $X(t)$ a cărui bandă de frecvențe este limitată la B [Hz]. Eşantionăm uniform acest proces cu frecvența Nyquist de $2B$ eşantioane pe secundă. Rezultă variabilele aleatoare de tip continuu $X_k, k = 1, 2, \cdots, K$. Aceste K eşantioane se transmit în T secunde pe un canal zgomotos, limitat şi el la B [Hz]. Prin urmare, numărul eşantioanelor, K, este dat de

$$K = 2BT \tag{5.17}$$

Numim X_k un eşantion al *semnalului de emisie*. Ieşirea canalului este perturbată de zgomot aditiv alb Gaussian de medie zero şi densitate spectrală de putere $N_0 / 2$. Zgomotul este limitat în bandă la B [Hz]. Considerăm eşantioanele semnalului recepționat ca fiind variabile aleatoare de tip continuu $Y_k, k = 1, 2, \cdots, K$:

$$Y_k = X_k + Z_k, \; k = 1, 2, \cdots, K \tag{5.18}$$

Eşantionul zgomotului Z_k este Gaussian cu medie zero şi varianță dată de

$$\sigma^2 = N_0 B \tag{5.19}$$

Presupunem că eşantioanele $Y_k, k = 1, 2, \cdots, K$ sunt independente statistic. Utilizăm modelul de canal din figura 5.2, cu notațiile modificate corespunzător. Deoarece emițătorul are o putere limitată, să notăm cu P puterea medie transmisă:

$$E[X_k^2] = P, \; k = 1, 2, \cdots, K \tag{5.20}$$

Capacitatea canalului este prin definiție maximul informației mutuale dintre intrarea X_k şi ieşirea canalului Y_k, maximul fiind considerat peste toate distribuțiile de probabilitate ale intrării X_k ce satisfac constrângerea (5.20):

$$C = \max_{p_{X_k}(x)} [I(X_k; Y_k) : E[X_k^2] = P] \tag{5.21}$$

Maximizarea se efectuază cu privire la $p_{X_k}(x)$, funcția densitate de probabilitate a lui X_k.

În Capitolul 2, am văzut că putem exprima informația mutuală astfel (vezi (2.59)):

$$I(X_k;Y_k) = h(Y_k) - h(Y_k \mid X_k) \tag{5.22}$$

Întrucât X_k şi Z_k sunt variabile aleatoare independente, iar suma lor este egală cu Y_k, entropia diferențială a lui Y_k condiționată de X_k este egală cu entropia diferențială a lui Z_k:

$$h(Y_k \mid X_k) = h(Z_k) \tag{5.23}$$

De aceea, putem rescrie (5.22) astfel:

$$I(X_k;Y_k) = h(Y_k) - h(Z_k) \tag{5.24}$$

Având în vedere că $h(Z_k)$ este independentă de distribuția lui X_k, maximizarea lui $I(X_k;Y_k)$ conform cu (5.21) pretinde maximizarea lui $h(Y_k)$, entropia diferențială a eşantionului Y_k al semnalului recepționat. Dar, pentru ca $h(Y_k)$ să fie maximă, Y_k trebuie să fie o variabilă aleatoare Gaussiană. Aceasta înseamnă că eşantioanele semnalului recepționat reprezintă un proces de acelaşi gen cu zgomotul. Cum însă Z_k este o variabilă aleatoare Gaussiană prin ipoteză, eşantionul X_k al semnalului de emisie trebuie să fie şi el Gaussian. Putem deci spune că maximizarea din (5.21) are loc alegând eşantioanele semnalului de emisie dintr-un proces de genul zgomotului şi de putere medie *P*. În mod corespunzător, putem reformula (5.21) astfel:

$$C = I(X_k;Y_k) : X_k \text{ Gaussiană, } E[X_k^2] = P \tag{5.25}$$

Pentru evaluarea capacității informaționale *C*, procedăm în trei etape:

1. Varianța eşantionului Y_k al semnalului recepționat este egală cu $P + \sigma^2$. În Capitolul 2, am calculat entropia diferențială a unei variabile aleatoare distribuite Gaussian (vezi (2.44)). Putem deci scrie

$$h(Y_k) = \frac{1}{2}\log_2[2\pi e(P + \sigma^2)] \tag{5.26}$$

2. Varianța eşantionului de zgomot Z_k este egală cu σ^2. Avem deci

$$h(Z_k) = \frac{1}{2}\log_2(2\pi e\sigma^2) \tag{5.27}$$

3. Substituind (5.26) şi (5.27) în (5.24), obținem în definitiv:

$$C = \frac{1}{2}\log_2\left(1+\frac{P}{\sigma^2}\right) \text{ biți pe o utilizare a canalului} \tag{5.28}$$

Pentru a transmite *K* eşantioane ale procesului $X(t)$ în *T* secunde, trebuie să utilizăm canalul de *K* ori. De aceea, capacitatea informațională în unitatea de timp (utilizând, cu un mic abuz de notație, aceeaşi literă *C*) este:

$$C = \frac{K}{2T}\log_2\left(1+\frac{P}{N_0 B}\right) \text{biți pe secundă} \tag{5.29}$$

Dar numărul *K* este egal cu 2*BT*, astfel încât (5.29) se poate scrie:

$$C = B\log_2\left(1+\frac{P}{N_0 B}\right) \text{biți pe secundă} \tag{5.30}$$

Funcția (5.30) exprimă sintetic cea de a treia teoremă a lui Shannon, *teorema capacității informaționale*, care se enunță astfel: Capacitatea informațională a unui canal de tip continuu cu lărgime de bandă *B* [Hz], perturbat de zgomot aditiv alb Gaussian de densitate spectrală de putere $N_0/2$ şi limitat în bandă la *B* este dată de formula (5.30), unde *P* este puterea medie transmisă.

Nu este posibil să transmitem la o viteză mai mare de *C* biți pe secundă prin nici un sistem de codare. Teorema capacității informaționale defineşte deci o *limită fundamentală* a vitezei de transmisiune fără erori pentru un canal Gaussian de putere limitată şi de bandă limitată.

5.3. SISTEM DE TRANSMISIUNE IDEAL

Pentru a putea evalua performanța unui sistem de comunicație practic, avem nevoie de un termen de referință ideal cu care să facem comparație. În acest scop, introducem noțiunea de *sistem ideal* definit drept sistem care transmite date cu o viteză de bit R_b egală cu capacitatea informațională *C*. Dacă E_b este energia transmisă pe bit, putem exprima puterea medie transmisă astfel:

$$P = E_b C \tag{5.31}$$

În mod corespunzător, sistemul ideal se defineşte prin ecuaţia

$$\frac{C}{B} = \log_2\left(1 + \frac{E_b}{N_0}\frac{C}{B}\right) \tag{5.32}$$

În mod echivalent, pentru sistemul ideal putem defini *raportul dintre energia semnalului pe bit şi densitatea spectrală de putere a zgomotului* E_b / N_0 în funcţie de raportul C / B astfel:

$$\frac{E_b}{N_0} = \frac{2^{C/B} - 1}{C/B} \tag{5.33}$$

Un grafic reprezentând eficienţa lărgimii de bandă R_b / B în funcţie de E_b / N_0 se numeşte *diagrama de eficienţă a lărgimii de bandă.* În figura 5.5 se arată o formă generală a acestei diagrame, în care curba etichetată „limita de capacitate“ corespunde sistemului ideal pentru care $R_b = C$.

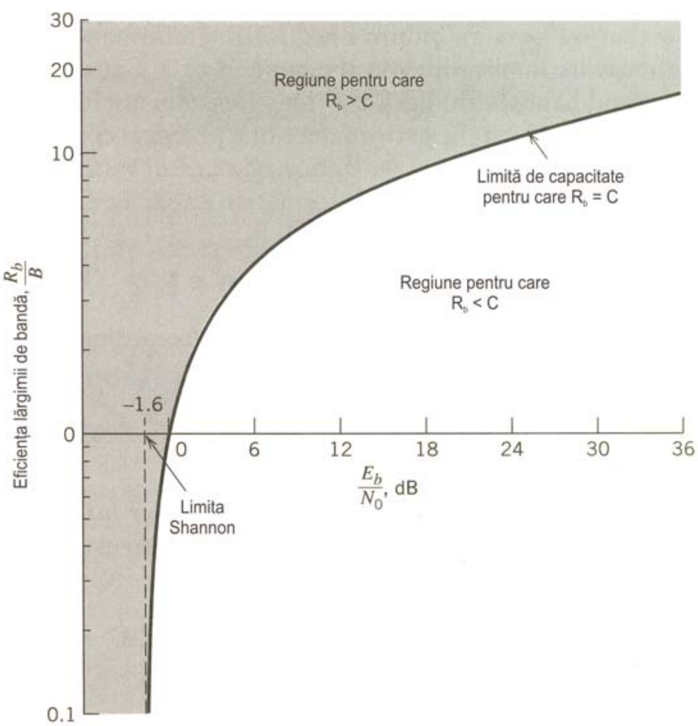

Fig. 5.5. Diagrama de eficienţă a lărgimii de bandă.

Pe baza figurii 5.5, putem face următoarele observații:

1. Pentru *lărgime de bandă infinită*, raportul E_b / N_0 tinde spre limita

$$\left(\frac{E_b}{N_0}\right)_\infty = \lim_{B\to\infty}\left(\frac{E_b}{N_0}\right) = \ln 2 = 0{,}693 \qquad (5.34)$$

Această valoare se numeşte *limita Shannon* pentru un canal afectat de zgomot aditiv alb Gaussian, presupunând un cod de rată zero. Exprimată în decibeli, ea este egală cu –1,6 dB. Valoarea limită corespunzătoare a capacității canalului se obține făcând ca lărgimea de bandă B să tindă la infinit în (5.29):

$$C_\infty = \lim_{B\to\infty} C = \frac{P}{N_0}\log_2 e \qquad (5.35)$$

unde e este baza logaritmilor naturali.

2. *Limita de capacitate*, definită de curbă pentru viteza de bit critică $R_b = C,$ separă combinații ale parametrilor de sistem ce permit în principiu o transmisiune fără erori $(R_b < C)$ de acelea pentru care o transmisiune fără erori nu este posibilă $(R_b > C)$.

3. Diagrama pune în lumină *compromisurile* potențiale între E_b / N_0, R_b / B şi probabilitatea erorilor de simbol P_e. Astfel, putem concepe deplasarea punctului de operare de-a lungul unei drepte orizontale ca pe un compromis între P_e şi E_b / N_0 pentru R_b / B fixat, iar deplasarea punctului de operare de-a lungul unei drepte verticale ca pe un compromis între P_e şi R_b / B pentru E_b / N_0 fixat.

În capitolul următor, începem studiul codurilor detectoare şi corectoare de erori.