A hírközlő csatorna kapacitása

DR. KERPÁN ISTVÁN
KKVMF

1. Bevezetés

A hírközlő csatorna teljesítőképessége jellemezhető analóg paraméterekkel. Elsősorban a teljesítmény (S) és a zajteljesítmény (N) hányadosával a zajtényezővel (S/N), valamint a (B) sávszélességgel (ill. a csillapításnak és a csoportfutási időnek — ha azok a B sávban nem konstansok — frekvenciafüggésével). Digitális csatornák teljesítőképességét elsősorban a jelsebességgel (elemei jelek száma/sec$=v_j$, Baud), vagy a bitsebességgel (bináris elemi jelek száma/sec$=v_b$ bit/s) és a hibaaránnyal, ill. (ha az stabil) az azzal megegyező hibavalószínűséggel (p=hibás jelek/összes jel) szokás jellemezni.

A C. E. Shannon alapvető munkájával [1] megalapozott és az elmúlt jó harminc évben kiegészített információelmélet a csatornakapacitásnak (C) nevezett, shannon/sec (sh/s) egységben kifejezhető egzakt mértéket dolgozott ki a szakma a hírközlő csatorna teljesítőképességének jellemzésére. Ez és a vele összefüggő további fogalmak már régen belekerültek a CCITT Ajánlásaiba (l. pl. 2 Vol. III-2, Rec. G. 702, 2007 s Vol. VIII. LIST OF DEF. 53.04), és megjelentek a híradástechnikai szakszótárakban (l. pl. [4] és [5]).

Elsősorban az alábbi fogalmakról van szó (a definíciókat [3]-ból idézzük):

Információ

Közlemény, üzenet, hír, mennyiségileg kifejezhető formában.

Az információ mennyiségének egysége a *shannon* (sh). Az az információ, amelyet két, teljes eseményrendszert alkotó, egymást kizáró, azonos valószínűségű esemény egyikének bekövetkezése ad.

Információsebesség

Az időegység alatt áthaladó információ mennyisége (sh/s).

Csatornakapacitás

A csatornán időegység alatt maximálisan átvihető információ mennyisége (sh/s).

Az információmennyiség, az információsebesség, a csatornakapacitás (és a velük összefüggő paraméterek) számszerűen megadható mennyiségi jellemzők. Az üzenetforrás és az üzenetátvivő csatorna statisztikus jellemzőiből (az egyes üzenetek kibocsátásának, és jó vagy hibás vételének a valószínűségeiből) származtathatók. Gyakorlati jelentőségük — legalábbis a hírközlés szempontjából abban van, hogy kifejezik az üzenetek kódolásához és kódolási eszközökkel való védelméhez, megbízható átviteléhez minimálisan szükséges jelölők (pl., számjegyek ill. az azokat reprezentáló villamos impulzusok számát.)

Az információelméletnek a kódolással való szoros kapcsolatára mindig rámutattak (l. pl. [2] 161. old.). Amire mi itt kísérletet teszünk: az a tárgyalt fogalmak felépítésében kiemelt és következetes érvényesítése annak, hogy az információmennyiséget az üzenetek kódolásához minimálisan szükséges átlagos bináris jelölőszámként, a zajos csatornán fellépő veszteséget pedig a megbízható átvitelhez szükséges bináris többlet-jelölők átlagos számának minimumaként értelmezzük (ez az értelmezés a matematikai követelményeket korrekten teljesíti, ha — mint azt a továbbiakban feltételezzük — a rendszer statisztikus jellemzői stacionáriusak, azaz időben stabilak, és ez a stabilitás a rendszer előéletétől függetlenül érvényesül, azaz a rendszernek nincs memóriája).

Ebben a (célunknak megfelelően erősen leszűkített) megközelítésben az egy darab, a kódolás során a leggazdaságosabban kihasznált, megbízhatóan kezelt bináris elemi jelnek (magyarán, egy „hasznos bitnek") egy shannon információ a megfelelője.

Ez a megközelítés adalékul szolgálhat az információelméleti fogalmak objektív tartalma értelmezéséhez is. Célunk azonban most nem több, mint előmozdítani a tárgyalt fogalmak tudatos használatának terjedését.

2. Forrásjellemzők

Tegyük fel, hogy ismerjük egy üzenetforrás (jele: X) üzeneteinek (x_1, x_2, ..., x_N) számát (N), és az üzenetek stabil relatív gyakoriságait azaz $P(x_1)$, $P(x_2)$, ..., $P(x_N)$ előfordulási valószínűségeit és feladatunk egy gazdaságos bináris kód megszerkesztése (azaz x_i üzenetek mindegyikéhez a 0 és az 1 szimbólumok ból álló n_i bithosszúságú variációk hozzárendelése).

Kérdés: mennyi az (n_1, n_2, ..., n_N) hosszúságú kódszavak (valószínűségeikkel súlyozott) átlagának elérendő (vagy legalább megközelítendő) n_{min} alsó határa?

Nézzünk két példát.

1. példa:

$$P(x_1)=0{,}25 \quad x_1: 00$$
$$P(x_2)=0{,}25 \quad x_2: 01$$
$$P(x_3)=0{,}25 \quad x_3: 10$$
$$P(x_4)=0{,}25 \quad x_4: 11$$

(Az egyszerűség kedvéért a forrás i-edik üzenetét és annak binárisan kódolt alakját egyaránt x_i-vel jelöljük.)

E példában $N=4$; $P(x_i)=\frac{1}{N}=\text{konst.}=0{,}25$

$\bar{n}_i=\text{konst.}=\log_2 N=2.$

Mivel minden szó egyforma hosszú (zárt kód), nincs szükség a szóelválasztó jelekre (pillanat-kód). Két szót választhatnánk rövidebbre (pl. $x_1=0$, $x_2=1$), de akkor mindegyik szó után szóelválasztó jelre lenne szükség.

$$\bar{n}=0{,}25\cdot 2.4=2 \text{ [bit/üzenet]}.$$

2. példa:

$$P(x_1)=0{,}5 \quad x_1: \ 0$$
$$P(x_2)=0{,}25 \quad x_2: \ 10$$
$$P(x_3)=0{,}125 \quad x_3: \ 110$$
$$P(x_4)=0{,}125 \quad x_4: \ 111$$

Ez is pillanatkód (szóvég van, ha 0 vagy a 3. 1-es érkezik).

$$\bar{n}_i=0{,}5+0{,}25\cdot 2+0{,}125\cdot 3\cdot 2=1{,}75 \text{ [bit/üzenet]}.$$

Tanulság: az a célszerű, ha

$$n_i=\log_2\frac{1}{P(x_i)} \text{ [bit]}.$$

(Ez csak abban a *kedvező* esetben érhető el, ha n_i egész számnak adódik.)

S ezzel

$$\bar{n}_{\min}=P(x_1)\cdot\log_2\frac{1}{P(x_1)}+P(x_2)\log_2\frac{1}{P(x_2)}+\ldots$$

$$\ldots+P(x_N)\log_2\frac{1}{P(x_N)}=\sum_{i=1}^{N}P(X_i)\log_2\frac{1}{P(X_i)}=$$

$$=H(X)\left[\frac{\text{sh}}{\text{üzenet}}\right]. \qquad (1)$$

H(X) a forrás entrópiája, amit a kibocsátott üzenetek átlagos információ tartalmának is neveznek. Ez adja meg $\bar{n}_{\min}$-ot, azaz a *minimális átlagos bináris szóhosszúságot.*

Ha $H(X)$ entrópiájú forrás kódolásához átlagosan $\bar{n}>\bar{n}_{\min}$ bitet használunk fel, akkor e kódolt forrás relatív entrópiája, azaz a jelölők kihasználási hatásfoka:

$$H_{rel}=\eta_X=\frac{H(X)}{\bar{n}}=\frac{H(X)}{H_{\max}\cdot(X)}. \qquad (2)$$

(Az $\bar{n}=H_{\max}(X)$ helyettesítés azt fejezi ki, hogy $\bar{n}$ bittel max. ugyanannyi sh entrópiájú forrást lehet kódolni.)

A maximális hatásfok 1 (100%).

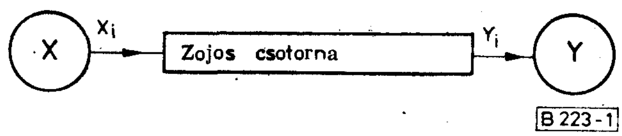
A hatásfok-csökkenés (ha $H/X/<$h):

$$R=1-\frac{H(X)}{H_{\max}(X)}=1-\frac{\bar{n}_{\min}}{\bar{n}}. \qquad (3)$$

R neve: terjengősség (redundancia).

3. Digitális csatorna kapacitása

Abból indulunk ki, hogy az X üzenetforrás x_i üzeneteit digitálisan, mégpedig a leggazdaságosabban kódolt bináris alakban, $\bar{n}=\bar{n}_{\min}=H(X)$ átlagos szóhosszúsággal, egy zajos csatornán visszük át. Valamely x_i adásának ($i=1, 2, \ldots, N$) eredményeként az Y rendeltetési helyre (nyelő) valamely y_j jelű ($j=1, 2, \ldots, M$) kódszó érkezik (1. *1. ábra*).



1. ábra. **Zajos csatornát tartalmazó rendszer modellje**

Jelentse a jó vételt $i=j$, a hibás vételt pedig az $i\neq j$.

Azt az eseményt, hogy egy már kiválasztott x_i adásának eredményeként éppen egy kiválasztott y_j-t veszünk, (y_j/x_i) jelű „feltételes eseménynek" fogjuk nevezni.

A vizsgált rendszer szempontjából az abban elhelyezett zajos csatornát statisztikus értelemben kielégítően jellemzik az (y_j/x_i) „feltételes eseményeknek" a kellően nagyszámú kísérletből megállapított, stabilitást mutató

$$P(y_j/x_i)=$$

$$=\frac{x_i \text{ és } y_j \text{ együttes előfordulásának a száma}}{x_i \text{ előfordulásának a száma}}=$$

$$=\frac{P(x_iy_j)}{P(x_i)} \qquad (4)$$

feltételes valószínűségek. A teljes rendszert pedig a $P(y_j/x_i)$ és a $P(x_i)$ valószínűségek. Ezek ismeretében kiszámíthatók az y_j vett kódszavak $P(y_j)$ valószínűségei $(P(x_iy_j)=P(y_j/x_i)\cdot P(x_i)$; $P(y_j)=\sum_{i=1}^{N}P(x_iy_j)$. S kiszámíthatók az (x_i/y_j) események $P(x_i/y_j)$ valószínűségei is

$$\left(P(x_i/y_j)=\frac{P(x_iy_j)}{P(y_j)}\right).$$

Az (x_i/y_j) „feltételes eseményt" — fentiekkel összhangban jelentse a következő: y_j ismeretében megtudjuk (pl. egy megbízható ellenőrző rendszer útján), hogy melyik x_i adása váltotta ki?

Zajmentes csatornán

$$P(x_i/y_j)=P(y_j/x_i)=\begin{cases}1, & \text{ha} \quad i=j,\\ 0, & \text{ha} \quad i\neq j.\end{cases}$$

Zajos csatornán (bármely i-re és j-re)

$$0\leq P(x_i/y_j)\leq 1.$$

Úgynevezett bináris szimmetrikus csatornán (BSC), ami gyakran jól használható modell:

$$P(1/0)=P(0/1)=p,$$

$$P(0/0)=P(1/1)=1-p.$$

(a p bithiba-valószínűség pl. távíró áramkörökön rendszerint 10^{-4} nagyságrendű).

Ismeretes, hogy zajos csatornán is lehetséges a megbízható (elhanyagolhatóan kicsiny tévesztési valószínűségű) üzenetátvitel. Ehhez többlet-jelölők alkalmazásával a hibák ellen védő (hibafelismerő vagy hibajavító) kódot kell alkalmazni. (Egy triviális példa: minden üzenetet többször adunk, s ha nem mindegyiket egyformán vesszük, akkor ismétlést kérünk. Ez azonban nagyon gazdaságtalan eljárás.)

Kérdés: az adott rendszer zajos csatornáján a megbízható átvitelhez üzenetenként átlagosan szükséges bináris többletjelölők számának mekkora az alsó határa, amely *alsó határnak a jele H* (x/y), *a neve v e s z t e s é g* lesz?

A veszteség megállapítására a zajos üzemi csatornát a 2. ábrán feltüntetett, megbízható üzenetátvitelt megvalósító rendszerben helyezzük el.

Működése: x_i üzenet adása és a zajos üzemi csatornán való átvitele nyomán vesszük y_j-t; y_j-t az arra szolgáló megbízható csatornán visszajelentjük a vevőoldalról az adóoldalra; adóoldalon, y_j és x_i ismeretében, a lehető leggazdaságosabban kódoljuk az (x_i/y_j) „feltételes üzeneteket", és átvisszük azokat a megbízható korrigáló csatornán. A vevőben y_j és (x_i/y_j) ismeretében előállítható x_i.

Az (x_i/y_j) feltételes üzenet x_i közlését jelenti egy olyan címzettel, amelyik y_j-t már ismeri. Az (X/Y) jelű forrás (x_i/y_j) üzenetei a már értelmezett $P(x_i/y_j)$ feltételes valószínűségekkel fordulnak elő.

A veszteség mértékének egy korrigáló csatornán üzenetenként átlagosan átviendő bináris jelölők számát tekintjük. Ezt — bármely kiválasztott y_j mellett — az entrópia (1) összefüggésének az értelemszerű alkalmazásával a

$$\sum_{i=1}^{N} P(x_i/y_j)\cdot\log_2\frac{1}{P(x_i/y_j)}\left[\frac{\text{sh}}{\text{üzenet}}\right] \qquad (5)$$

adja meg.

Az (5) kifejezés az egyes y_j vett üzenetekre más és más értékű lehet. Az összes y_j-re vett (a $P(y_j)$ valószínűségekkel súlyozott) átlaga adja a keresett veszteségeket:

$$H(X/Y)=$$

$$=\sum_{j=1}^{M}\sum_{i=1}^{N} P(y_j)P(x_i/y_j)\log_2\frac{1}{P(x_i/y_j)}\left[\frac{\text{shannon}}{\text{üzenet}}\right]. \qquad (6)$$

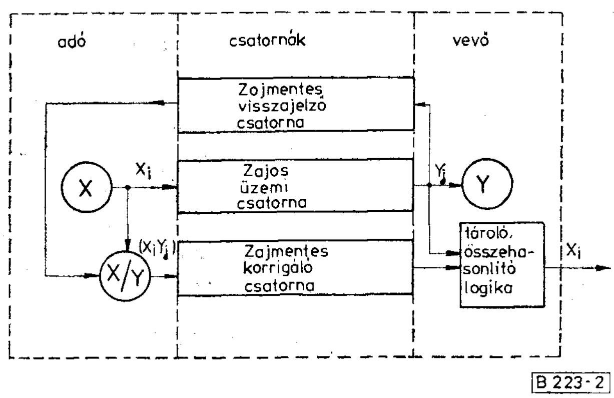
BSC-re, abban az (optimális) esetben, amikor ($y_1=0$, $y_2=1$ jelöléssel) $P(y_1)=P(y_2)=0{,}5$, (6) alkalmazásával:

$$H(X/X)_{BSC}=(1-p)\log_2\frac{1}{1-p}+p\log_2\frac{1}{p}\left[\frac{\text{sh}}{\text{bit}}\right] \qquad (7)$$

($p=10^{-4}$ mellett $H(X/Y)_{BSC}=1{,}4\cdot10^{-3}$.)

A veszteség nagyobb, mint a meghibásodott bitek hányada. Hiszen a hibák ellen védő rendszer nemcsak a hibás biteket kell, hogy kicserélje, hanem a hibahelyeket is fel kell fedezze.

Ha pl. kb. minden tízezredik bit lesz hibás, eljárhatunk úgy, hogy a korrigáló csatornán a jó bitek sorozatának hosszát visszük át, azaz a zajos üzemi csatornán átvitt, kb. 10^4 darab bitenként egy tíz — vagy tizenegyjegyű bináris számot. Ez kb. 10^{-3} nagyságú veszteséget jelent. A jó bitsorozatok hosszának ingadozása a veszteséget növeli. Megjegyezzük még: a kódolási munka feladata és jelentősége az, hogy $H(X/Y)$-hoz minél közelebb eső többletjelölő árán, de a *2. ábrán* szereplő visszajelző és korrigáló csatornák nélkül csupán a kód hatékonyságára támaszkodva oldja meg a — megközelítőleg-megbízható átvitelt a megbízhatatlan, zajos csatornán.



2. ábra. **Megbízható üzenetátvivő rendszer modellje a zajos csatorna vesztesége megállapításához**

A csatornán üzenetenként (gazdaságos forráskódolást feltételezve) átlag $\bar{n}=\bar{n}_{opt}=H_{max}(X)$ db bittel ugyanannyi sh-t kívánunk átvinni. Ehhez $H(X/Y)$ sh/üz nagyságú veszteség (minimális többletjelölő igény) tartozik. Az egy átvitt bitre jutó veszteség:

$$V=\frac{H(X/Y)}{H(X)}\left[\frac{\text{sh}}{\text{bit}}\right]. \qquad (8)$$

Shannononként akkor szükséges (minimálisan) V darab többletjelölő, ha a többletjelölőket a zajmentes korrigáló csatornán viszik át. Ha azokat is a zajos üzemi csatornán kell átvinnünk, akkor a veszteségnek is lesz vesztesége, és így tovább.

Jelöljük a zajos üzemi csatornán (shannononként) átviendő többletjelölők számát W-vel. Ekkor, fentiek értelmében:

$$W=V+V^2+\ldots \qquad (9)$$

A zajos csatornán egy sh (egy maximálisan kihasznált bit) átviteléhez ($V<1/2$ kikötésével)

$$\text{i}+W=\text{i}+V+V^2+\ldots=\frac{1}{1-V} \qquad (10)$$

darab bináris jelölőt kell (a megbízható átvitelhez, minimálisan) felhasználni.

Ezzel a jelölők (információátvitelre való) kihasználásának maximális hatásfoka a zajos csatornán, amit C'-vel jelölünk és a *csatorna szimbólumkapacitásának* nevezünk, a (10) kifejezés reciproka. Felhasználva még (8)-at:

$$C'=\frac{1}{\dfrac{1}{1-V}}=1-V=1-\frac{H(X/Y)}{H_{\max}(X)}\left[\frac{\text{sh}}{\text{bit}}\right]. \qquad \text{(11)}$$

Csatornakapacitásnak nevezzük (és C-vel jelöljük) a csatornán elérhető maximális információ sebességet, ami megegyezik az időegység alatt megbízhatóan átvihető hasznos bitek számával.

C értéke C'-ből és a csatorna v_b bitsebességéből adódik:

$$C=C'\cdot v_b=\frac{1-\dfrac{H(X/Y)}{H_{\max}(X)}}{T}\left[\frac{\text{sh}}{\text{s}}\right]. \qquad (12)$$

(T-vel a bináris jelölők átlagos időtartamát jelöltük, s felhasználtuk, hogy $v_b=1/T$).

Olyan csatornák esetében, melyekre $p<10^{-4}$, a bitsebesség és a csatornakapacitás között legfeljebb ezredrésznyi különbség van. Az e különbség alapját képező veszteség a hibák ellen védő kódolás gazdaságos voltának a megítéléséhez szükséges. Ha p a 0,5-höz, akkor C' és vele C is a 0-hoz, C csökkenése v_p-hez képest a 100%-hoz tart! [Ez (7) és (11), ill. (12) alapján, $H_{\max}(X)=1$ figyelembevételével könnyen ellenőrizhető]. A felhasználót elsősorban a csatornakapacitás érdekelheti.

4. Analóg csatorna kapacitása

A forrás entrópiája és a zajos csatorna kapacitása analóg jellel használt rendszerre is értelmezhető.

Analóg esetben a forrás x_i üzenete helyébe az az esemény lép, hogy a jelnek ez i-edik mintavételi időpontban felvett x_i értéke az $(x;\ x+dx)$, vagy — durvább pillanatérték lépcsőkkel — az $(x;\ x+\Delta x)$ intervallumba esik. (dx ill. Δx az alkalmazott kvantálási lépcsők.)

A $P(x_i)$ eseményvalószínűségek helyett most az

$$f(x)dx=P(x<x_i\leq x+dx)\cong P(x<x_i\leq x+\Delta x)=$$
$$=f(x_i)\cdot\Delta x$$

valószínűséggel dolgozhatunk. ($i=0,\ \pm1,\ \pm\ldots\pm$).

Ezzel az entrópia (1) kifejezése így írható fel:

$$H(X)=\int_{-\infty}^{\infty}\left[f(x)\log_2\frac{1}{f(x)\,dx}\right]dx\cong$$
$$\cong\sum_{i=-\infty}^{\infty}f(x_i)\cdot\Delta x\log_2\frac{1}{f(x_i)\cdot\Delta x}. \qquad (13)$$

Ha az analóg jel normál eloszlású váltójel, akkor

$$f(x)=\frac{1}{\sigma_x\sqrt{2\pi}}\cdot e^{-\frac{x^2}{2\sigma_x^2}} \qquad (14)$$

és

$$\log_2\frac{1}{f(x)\,dx}=\log_2\frac{\sigma_x\sqrt{2\pi}}{dx}+\frac{x^2}{2\sigma_x^2}\log_2 e. \qquad (15)$$

(Shannon kimutatta, hogy σ_x^2 nagyságú, kötött effektív érték négyzettel, de a pillanatértéket nagyságára való további megkötés nélkül (13) normál eloszlású jellel ad maximumot.) (14) és (15)-öt (13)-ban felhasználva nyerjük:

$$H(X)=\log_2\frac{\sigma_x\sqrt{2\pi}}{dx}\int_{-\infty}^{\infty}f(x)\,dx+\frac{\log_2 e}{2\sigma_x^2}\int_{-\infty}^{\infty}x^2f(x)\,dx. \qquad (16)$$

A jobb oldal első integrálja bármely valószínűségi sűrűség-függvénnyel 1-et ad, a második integrál pedig a négyzetes várható értékkel $\overline{x}^2$tel egyenlő. Váltójelről lévén szó a várható érték ($\overline{x}$) nulla, s így a szórásnégyzet: $\sigma_x^2=\overline{x^2}-\overline{x}^2=\overline{x^2}$. $\dfrac{\log_2 e}{2}=\log_2\sqrt{e}$.

A logaritmusok összege az argumentumok szorzata logaritmusaként írhatók. Mindezekkel:

$$H(X)=\log_2\frac{\sqrt{2\pi\cdot e\cdot x_{eff}^2}}{dx}\left[\frac{\text{sh}}{\text{minta}}\right]. \qquad (17)$$

Jelentse ezek után x az adott hasznos jelet, z a csatornán hozzá keveredő zajt,

$$y=x+z$$

pedig a hasznos jel és a zaj keverékéből álló vett jelet. A (17) alkalmas $H(Z)$ és $H(Y)$ előállítására is, ha x_{eff}^2 helyett z_{eff}^2-vel ill. $y_{eff}^2=x_{eff}^2+z_{eff}^2$-tel dolgozunk (hasznos jelet és zajt egymástól statisztikusan függetlennek feltételezve).

A csatorna zaj nélkül mintánként átlag $H(Y)$ optimálisan kihasznált bitnek (shannonnak) megfelelő üzenetet lenne képes átvinni.

A zaj miatt fellépő veszteség mértékét most is a 2. ábrán bemutatott rendszerrel határozzuk meg: a vett jelet visszajelentjük, az adóban összevetjük az adott jellel, a különbségi jelet (tehát a zajt) a korrigáló csatornán közöljük a címzettel, amelyik a vett jel és a zaj különbségét képezve előállítja az adott jelet.

A korrigáló csatornán tehát most magát a zajt kell átvinni, ami mintánként $H(Z)$ shannon átvitelével egyenértékű. Mintánként tehát $H(Z)$ nagyságú a veszteség.

A szimbólum-kapacitás (11) alkalmazásával:

$$C'=1-\frac{H(Z)}{H(Y)}.$$

A $H(Y)$ darab átvitt bitre (tehát egy mintára) jutó szimbólum-kapacitás:

$$C'H(Y)=H(Y)-H(Z).$$

$H(Y)$ és $H(Z)$-t (17) alkalmazásával kifejezve, átalakítás és egyszerűsítés után:

$$C'H(Y) = 1/2 \log_2 \left(1 + \frac{x_{eff}^2}{z_{eff}^2}\right). \tag{18}$$

$\frac{x_{eff}^2}{z_{eff}^2} = \frac{S}{N}$, azaz a jel/zaj viszony!

Az idő szerinti mintavételi tételből ismert: egy B [Hz] sávszélességű analóg jelet a belőle $T_m = \frac{1}{2B}$ időközönként vett minták sorozata, azaz másodpercenként $1/T_m = 2B$ darab minta teljesen meghatároz. Ezért a csatorna-kapacitást (18)-ból $2B$-vel való szorzással nyerjük.

$$C = B \log_2 \left(1 + \frac{S}{N}\right) \left[\frac{\text{sh}}{\text{sec}}\right]. \tag{19}$$

(B az átvitt jelnek a csatornáéval megegyező sávszélessége. Egy 3100 Hz széles távbeszélő csatorna kapacitása 40 dB jel/zaj mellett mintegy 40 000 sh/sec. Ez több mint 10 000 db decimális számjegy — közel 10 gépelt oldalnyi! — megbízható átvitelének lehetősége másodpercenként.)

A (19)-cel adott csatorna kapacitás (igen nagy technikai nehézséget támasztó) teljes kihasználásának a módjával nem foglalkozunk. Az összefüggés általános jelentősége egyrészt annak a megmutatása, hogy a csatorna kapacitás arányos a sávszélességgel és arányos a jel/zaj viszony logaritmusával. (Ha pl. ugyanazt a teljesítőképességet fele sávszélességgel kell elérnünk, a jel/zaj viszonyt legalább a négyszeresére kell emelnünk.) Másrészt a (19) összefüggés reálisan megítélhetővé teszi, hogy egy adott hírközlési eljárással mennyire használjuk ki a csatorna adta lehetőségeket. (Pl. számadatoknak távbeszélgetés útján való közlése — másodpercenként 3-4 db decimális számjegy beolvasását feltételezve — a csatorna kapacitás egy ezrelékét sem aknázzuk ki. Viszont ha ugyanezen a csatornán másodpercenként 2400 db 16 állapotú — pl. fázismodulált — impulzust viszünk át, akkor a csatorna-kapacitás mintegy 25%-át kihasználjuk.)

IRODALOM

[1] *C. E. Shannon—W. Weaver:* The Mathematical Theory of Communication. (THE UNIVERSITY OF ILLINOIS PRESS, URBANA 1949.)

[2] CCITT GREEN BOOK 1972.

[3] *Fazlollah M. Reza:* Bevezetés az információelméletbe. (Műszaki Könyvkiadó 1966.)

[4] Hétnyelvű PCM szótár (A szerk. biz. vez. Dr. Lajka György. Kiadta a Közlekedéstudományi Egyesület 1972.)

[5] *R. A. Bones:* Dictionary of Telecommunications (NEWNES—BUTTERWORTHS, London 1970.)