

## 1 Osnove

### 1.1 Ponovitev logaritmov

- $\log_a x = \frac{\log_b x}{\log_b a}$
- $\log_b \left(\frac{x}{y}\right) = \log_b x - \log_b y$
- $x = b^y \implies \log_b x = y$
- $\log_2 x = \log x$
- $\log 0 = 0$

### 1.2 Bayesova formula

$$\begin{aligned} P(H_i|A) &= \frac{P(H_i)P(A|H_i)}{P(A)} \\ &= \frac{P(H_i)P(A|H_i)}{\sum_{k=1} P(H_k)P(A|H_k)} \end{aligned}$$

### 1.3 Lastna informacija

Opisuje dogodek, ki se je zgodil:

$$I_i = \log_2\left(\frac{1}{p_i}\right) = -\log_2(p_i)$$

### 1.4 Entropija

je povprečje vseh lastnih informacij:

$$H(X) = \sum_{i=1}^n p_i I_i = -\sum_{i=1}^n p_i \log_2 p_i$$

Lastnosti: je zvezna, simetrična funkcija (vrсни red  $p_i$  ni pomemben, sestevanje je komutativno). Je vedno večja od 0 ( $p_i \geq 0 \rightarrow -p_i \log_2 p_i \geq 0 \rightarrow H(X) \geq 0$ ) in navzgor omejena z  $\log_r n$ .

Ce sta dogodka **neodvisna** velja aditivnost:  $H(X, Y) = H(X) + H(Y)$ .

Vec zaporednih dogodkov neodvisnega vira:  $X^l = X \times \dots \times X \rightarrow H(X^l) = lH(X)$ .

## 2 Kodi

### 2.1 Uvod

**Kod** sestavljajo *kodne zamenjave*, ki so sestavljene iz znakov **kodne abecede**. Stevilo znakov v kodni abecedi označujemo z **r**. Ce so  $\{p_1, \dots, p_n\}$  verjetnosti znakov  $\{s_1, \dots, s_n\}$  osnovnega sporočila in  $\{l_1, \dots, l_n\}$  dolzine prejetih kodnih zmanjav, je povprečna dolžina kodne zamenjave

$$L = \sum_{i=1}^n p_i l_i$$

### 2.2 Tipi kodov

- optimalen** - ce ima najmanjšo možno dolžino kodnih zamenjav
- idealen** - ce je povprečna dolžina kodnih zamenjav enaka entropiji
- enakomeren** - ce je dolžina vseh kodnih zamenjav enaka
- enoznacen** - ce lahko poljuben niz znakov dekodiramo na en sam način
- trenuten** - ce lahko osnovni znak dekodiramo takoj, ko sprejmemo celotno kodno zamenjavo

### 2.3 Kraftova neenakost

obstaja trenutni kod, iff

$$\sum_{i=1}^n r^{-l_i} \leq 1$$

### 2.4 Povp. dolžina, učinkovitost

Najkrajše kodne zamenjave:

$$H_r(X) = L \rightarrow l_i = \lceil -\log_r p_i \rceil$$

Učinkovitost:

$$\eta = \frac{H(X)}{L \log_2 r}, \eta \in [0, 1]$$

Kod je **gospodaren**, ce je  $L$  znotraj:

$$H_r(X) \leq L < H_r(X) + 1$$

kjer je  $H_r(X)$ :

$$H_r(X) = -\sum_{i=1}^n \frac{\log p_i}{\log_r} = \frac{H(X)}{\log_r}$$

### 2.5 Shannonov prvi teorem

Za nize neodvisnih znakov dozline  $n$  obstajajo kodi, za katere velja:

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{L_n}{n} = H(X)$$

pri cemer je  $H(X)$  entropija vira  $X$ .

### 2.6 Shannonov kod

Postopek kodiranja po Shannonu:

- znake razvrstimo po padajočih verjetnostih
- dolocimo stevilo znakov v vsaki kodni zamenjavi ( $l_k$ )
- za vse simbole izračunamo komulativne verjetnosti ( $P_k = \sum_{i=1}^{k-1} p_i$ )
- $P_k$  pretvorimo v bazo  $r$ . Kodno zamenjavo predstavljajo prvih  $l_k$  znakov necelega dela stevila

### 2.7 Fanojev kod

Postopek kodiranja:

- znake razvrstimo po padajočih verjetnostih
- znake razdelimo v  $r$  cim bolj enako verjetnih skupin
- Vsaki skupini priredimo enega od  $r$  znakov kodne abecede
- Deljenje ponovimo na vsaki od skupin. Postopek ponavljamo, dokler je mogoče

$l_i$  dolocimo s pomocjo tabele.

### 2.8 Huffmanov kod

Huffmanov postopek kodiranja poteka od spodaj navzgor (Pri Fanoju je ravno obratno). Pri huffmanovem kodu imamo dve fazi:

- Združevanje
  - Posici  $r$  najmanj verjetnih znakov in jih zdruzi v sestavljeni znak, katerega verjetnost je vsota verjetnosti vseh znakov
  - Preostale znake skupaj z novo sestavljenim znakom spet razvrsti
  - Postopek ponavljaj dokler ne ostane samo  $r$  znakov
- Razdruževanje
  - Vsakemu od preostalih znakov priredi po en znak kodirne abecede
  - Vsak sestavljeni znak razstavi in mu priredi po en znak kodirne abecede
  - Ko zmanjka sestavljenih znakov, je postopek zaključen

Veljati mora:

$$n = r + k(r - 1), k \geq 0$$

$l_i$  dolocimo s pomocjo tabele.

### 2.9 Aritmetični kod

Izogne kombinacijski eksploziji. Vsak niz je predstavljen kot realno stevilo  $0 \leq R < 1$ . Postopek kodiranja(znakov ni potrebno razvrstiti):

- Zacnemo z intervalom  $[0, 1)$
- Izbrani interval razdelimo na  $n$  podintervalov, ki se ne prekrivajo. Sirine podintervalov ustrezajo verjetnostim znakov. Vsak podinterval predstavlja en znak
- Izberemo podinterval, ki ustreza iskanemu znaku
- Ce niz se ni koncan, izbrani podinterval ponovno razdelimo (bne 2.tocka)
- Niz lahko predstavimo s poljubnim realnim stevilom v zadnjem podintervalu

Ko dobimo realni interval, ga samo se pretvorimo v binarnega s pomocjo klasicnega pretvarjanja iz dec v bin stevilski sistem.

#### 2.9.1 Dekodiranje

Recimo, da dobimo k.z. 0101. Potem sta spodnji in zgornji meji izracunani na naslednji način  
sp. meja:  $0.0101 \rightarrow 2^{-2} + 2^{-4}$   
zg. meja:  $0.0110 \rightarrow 2^{-2} + 2^{-3}$ (sp. meja + 1) Nato binarno razdeljujemo mejo. Ustavimo se ko zapolnimo eno izmed mej.

### 2.10 Kod Lempel-Ziv (LZ77)

Gre za kodiranje na osnovi slovarja **Kodiranje**: uporablja drseca okna, znaki se premikajo iz desne na levo. Referenca je podana kot trojcek:

- odmik - razdalja do zacetka enakega podniza v medpomnilniku
- dolžina enakega podniza
- naslednji znak

npr. (0, 0, A) - ni ujemanja, (4, 3, B) - 4 znake nazaj se ponovi 3 znakovni podniz, ki se nato zakljuci s B.  
**dekodiranje**: sledimo kodnim zamenjavam

#### 2.11 Deflate

Gre za predelan LZ77. Uporablja pare (odmik, dolžina). Ce ujemanja v kodni tabeli ni, zapise kar znak. Uporablja dve kodni tabeli:

- tabela za znake in dolzine** - 285 simbolov (0-255 za osnovne znake, 256 konec bloka, 257-285 kodira dolzine) Kodne zamenjave brez dodatnih bitov, se zakodira s Huffmanom.
- tabela odmikov**

Niz znakov se razdeli na bloke(64k) vsak blok se kodira na enega od treh nacinov:

- brez stiskanja** osnovni znaki se prepisejo
- stiskanje s staticnim Huffmanom** (verjetnosti podane vnaprej), Huffmanovo drevo ni zakodirano v bloku
- stiskanje s Huffmanom** izracunamo verjetnosti za vsak blok

Glava posameznega bloka: 1bit - zadnji/ni zadnji blok + 2bita tip stiskanja + pri (3) se Huffmanovo drevo Ker Huffmanovo drevo ni enolicno, uvedemo kanonicni Huffmanov kod. Postopek:

- znake razvrstimo najprej po dolžinah kodnih zamenjav in nato po abecedi(naracujuce)
- prvi simbol ima same nicle
- vsakemu naslednjemu znaku dodelimo naslednjo binarno kodo (prejsnji + 1)
- ce je kodna zamenjava daljša od binarne kode stevila, na koncu pripnemo niclo
- ponavljaj (3) do konca

Na taksen nacin dosežemo, da je potrebno kodirati samo dolzine kodnih zamenjav.

### 2.12 Kod Lempel-Ziv (LZW)

Osnovni slovar je podan in ga sporti doponjujemo. Alogritem za **kodiranje**:

```
N = ""
ponavljaj:
  preberi naslednji znak z
  ce je [N,z] v slovarju:
    N = [N, z]
  drugace:
    izpisi indeks k niza N
    dodaj [N, z] v slovar
    N = z
```

izpisi indeks k niza N

Algoritem za **dekodiranje**:

```
preberi indeks k
poiisci niz N, ki ustreza indeksu k
izpisi N
L = N
ponavljaj:
  preberi indeks k
  ce je k v slovarju:
    poiisci niz N
  drugace:
    N = [L, L(1)]
  izpisi N
  v slovar dodaj [L, N(1)]
  L = N
```

LZW doseže optimalno stiskanje, približa se entropiji.

### 2.13 Verizno kodiranje ali RLE (run lenght encoding)

Namesto originalnih podatkov, sharnjujemo dolžino verige (fffeed  $\rightarrow$  3f2e1f). Problemu, ko se podatki ne ponavljajo, se izognemo tako, da izvedemo kombinacijo direktnega kodiranja in kodiranja RLE.

### 2.14 Stiskanje z izgubami

S taksnim nacinom stiskanja lahko dosežemo veliko boljša kompresijska razmerja, vendar izgubimo podatke. Zato ga uporabljamo samo s formati, kjer se ne ukvarjamo z integriteto podatkov(MP3, MPEG, JPEG, ...). Postopki kodiranj znanih formatov:

### 2.15 Kompresijsko razmerje

$$R = C(M)/M$$

## 3 Kanali

### 3.1 Diskretni kanal brez spomina

Povezuje diskretni naključni spremenljivki s končno množico stanj  $X = \{x_1, \dots, x_r\}$  in  $Y = \{y_1, \dots, y_s\}$ . Obema naključnima spremenljivkama pripadajo tudi posamezne verjetnosti  $P_X = \{p(x_1), \dots, p(x_r)\}$  in  $P_Y = \{p(y_1), \dots, p(y_s)\}$ . Kjer velja, da je vsota posamezne množice verjetnosti enaka 1. Kanal je definiran kot množica **pogojnih verjetnosti**

$$p(y_j|x_i).$$

Pogojna verjetnost nam pove verjetnost za dogodek  $y_j$  na izhodu iz kanala, ce je na vhodu v kanal dogodek  $x_i$ . Brez spomina je zato, ker so pogojne vrjetnosti konstantne in torej neodvisne od prehodnih simbolov, velja

$$\sum_j p(y_j|x_i) = 1.$$

Kanal popolnoma podamo z  $r \times s$  pogojnimi verjetnostmi.

#### 3.1.1 Binarni simetrični kanal (BSK)

Gre za poseben primer diskretnega kanala brez spomina. Napaka kanala je  $p$ , saj se z verjetnostjo  $p$  znak prenese v napacnega.

$$P_k = \begin{pmatrix} 1-p & p \\ p & 1-p \end{pmatrix}$$

### 3.2 Pogojna entropija

Pogojna entropija spremljivke  $Y$  pri znanem  $X$  se zapise kot  $H(Y|X)$ . Vzemimo, da se je zgodil dogodek  $x_i \in X$ . Entropija dogodka  $Y$  je potem

$$H(Y|x_i) = -\sum_{j=1}^s p(y_j|x_i) \log(p(y_j|x_i)).$$

Velja:  $0 \leq H(Y|x_i)$ .

Ce pa o dogodku  $X$  vemo le da se je zgodil, se lahko spomnemo na vis in uporabimo **vezano verjetnost** dogodkov  $X$  in  $Y$ , ki pravi:

$$p(x_i, y_j) = p(y_j|x_i)p(x_i)$$

Za entropijo:

$$\begin{aligned} H(Y|X) &= \sum_i p(x_i)H(Y|x_i) \\ &= -\sum_{i=1}^r \sum_{j=1}^s p(x_i, y_i) \log p(y_j|x_i) \end{aligned}$$

Splosno velja:  $0 \leq H(Y|X) \leq H(Y)$ , ce poznamo spremljivko  $X$ , se nedolocenost  $Y$  ne more povecati (lahko se pomanjsa).

#### 3.2.1 Pogojna verjetnost

Verjetnost da se zgodi dogodek  $A$ , ce vemo, da se zgodi dogodek  $B$ , je

$$P(A|B) = \frac{P(A \cap B)}{P(B)} = \frac{P(A)P(B|A)}{P(B)}$$

Dogodka  $A$  in  $B$  sta **neodvisna**, ce velja  $P(A|B) = P(A)$  ali  $P(A|B) = P(A)P(B)$ . Pazi! Za par **nezdružljivih** dogodkov  $A$  in  $B$  pa velja  $P(AB) = 0$ ,  $P(A + B) = P(A) + P(B)$ ,  $P(A|B) = 0$  in  $P(B|A) = 0$ .

#### 3.2.2 Popolna verjetnost

Dogodki  $H_1, H_2, \dots, H_n$  tvorijo **popoln sistem dogodkov**,

$$\sum_{i=1}^{\infty} P(A \cap H_i) = \sum_{i=1}^{\infty} P(H_1)P(A|H_i)$$

### 3.3 Vezana entropija spremeljvk

Vezana entropija naključnih spremljivk  $X$  in  $Y$  je entropija para  $(X, Y)$ . Pomembne zveze:

- $p(x_i, y_j) = p(y_j|x_i)p(x_i)$ ,
- $\sum_j p(x_i, y_j) = p(x_i)$ ,
- $\sum_i p(x_i, y_j) = p(y_j)$ ,
- $\sum_{i,j} p(x_i, y_j) = 1$  (pazi pri racunskih!)

Velja:  $H(X, Y) = H(Y|X) + H(X)$ , kar nam pove, da ce najprej izvem, kaj se je zgodilo v dogodku  $X$  in potem dobimo se dodatne informacije od dogodku  $Y$ , vemo vse.

### 3.3.1 Obrat kanala

Ker velja tudi  $H(X, Y) = H(X|Y) + H(Y)$ , kanal lahko **obrnemo** (sepravi vhod  $Y$  in izhod  $X$ ). Pri tem ne obracamo fizicnega procesa, ampak samo verjetnostno strukturo, ki definira kanal. **Pogoj**: poznati moramo vhodne verjetnosti. Iz njih lahko dolocimo izhodne verjetnosti, ki jih lahko uporabimo kot vhodne verjetnosti in obrnjeni kanal. Lastnosti:

- izracun izhodnih verjetnosti  $p(y_j) = \sum_i p(y_j, x_i)p(x_i)$
- obratne pogojne vrjetnosti  $p(x_i, y_j) = p(y_j|x_i)p(x_i) = p(x_i|y_j)p(y_j)$

### 3.4 Medesebojna informacija

Pove nam, koliko o eni spremenljivki izvemo iz druge spremenljivke, definicija:

$$I(X; Y) = H(X) - H(X|Y)$$

Lastnosti:

- $I(X; Y) = H(X, Y) - H(X|Y) - H(Y|X)$
- $I(X; Y) = H(X) - H(X|Y)$
- $I(X; Y) = H(Y) - H(Y|X)$
- $I(X; Y) = H(X) + H(Y) - H(X, Y)$
- $I(X; Y)$  je simetricna glede na  $X$  in  $Y$
- $I(X; Y) = -\sum_i \sum_j p(x_i, y_j) \log \frac{p(x_i)p(y_j)}{p(x_i, y_j)}$
- $I(X; Y) \geq 0$
- $I(X; X) = H(X)$

### 3.5 Kapaciteta kanala

Kapaciteta kanala je najvecja mozna medsebojna informacija, ki jo lahko prenesemo od vhoda na izhod.

$$C = \max_{P(X)} I(X; Y)$$

#### 3.5.1 Kapaciteta kanala BSK

Lastnosti:

- $C = \max_{P(X)} (H(Y) - H(Y|X))$
- $p(x_0) = \alpha, p(x_1) = 1 - \alpha$
- $I(X; Y) = H(Y) - H(Y|X) = \dots = H(Y) - H(p, 1 - p)$
- $\frac{dI(X; Y)}{d\alpha} = 0$
- $H(Y) = 1 \Rightarrow C$  je max
- $C = I(X; Y)|_{\alpha=1/2} = 1 - H(p, 1 - p)$

#### 3.5.2 Kapacitata kanala BSK z brisanjem

Definicija:

$$P_k = \begin{pmatrix} 1-p & p & 0 \\ 0 & p & 1-p \end{pmatrix}$$

Lastnosti:

- $C = 1 - p$
- $p(x_0) = \alpha, p(x_1) = 1 - \alpha$
- $p(y_0) = (1 - p)\alpha, p(y_1) = p, p(y_2) = (1 - p)(1 - \alpha)$
- $I(X; Y) = (1 - p)H(\alpha, 1 - \alpha)$
- $\frac{dI(X; Y)}{d\alpha} = 0 \Rightarrow \alpha = 1/2$

### 3.6 Shannonov drugi teorem

Shannon je ugotovil, da nam združevanje znakov v nize daje vec moznosti za doseganje zanesljivgea prenosa.

Naj bo  $M$  stavilo razlicnih kodnih zamenjav, ki jih lahko oblikujemo z nizi dolzine  $n$ . Potem je **hitrost koda** (prenosa) definirana kot:

$$R = \frac{max H(X^n)}{n} = \frac{log M}{n}$$

Hitrost je najvecja takrat, ko so dovoljene kodne zamenjave na vhodu enako verjetne. Shannonov teorem pravi, da je mozna skoraj popolna komunikacija s hitrostjo, enako kapaciteti kanala. **Teorem**:

Za  $\mathbf{R} \leq \mathbf{C}$  obstaja kod, ki zagotavlja tako preverjanje informacije, da je verjetnost napake pri dekodiran poljubno majhna. Za  $\mathbf{R} > \mathbf{C}$  kod, ki bi omogocal preverjanje informacije s poljubno majhno verjetnostjo napake, **ne** obstaja.

Ce so znaki neodvisni, velja:

$$\log(H(X^n)) = n \log H(X) \Rightarrow R = H$$

Za  $R \leq \frac{\log 2^N C}{n} = C$  je mozno najti kodne zamenjave, ki omogocajo zanesljivo komunikacijo.

## 4 Varno kodiranje

#### 4.1 Kontrolne vsote

Varnost komunikacije povecamo tako, da dodamo nekaj bitov za preverjanje parnosti(paritetni biti). Nastavljeni so tako, da je vsota bitov v aritmetiki po modulu 2 fiksna vrednost (0 ali 1). npr. 00|0, 01|1, 10|1, 11|1(detektiramo samo eno napako).

#### 4.1.1 Pravokotni kodi

Zapisemo ga v obliki pravokotnika, gledamo sodost po vrsticah in po stolpcih.

1	0	1
0	1	1
0	1	0

#### 4.1.2 Trikotni kodi

Vsota elementov v stolpcu in vrstici s paritetnim bitom vred mora biti soda. (ravno tako vsota paritetnih bitov)

1	0	1
0	0	
1		

#### 4.2 Hammingova razdalja

Hammingova razdalja med kodnima zamenjavo nam pove stavilo znakov, na katerih se razlikujeta. Kodni zamenjavi sta enaki, ce je razdalja 0, razdalja med razlicnimi kodi mora biti vsaj 1, drugace je kod **singularen**. Razdalja je podana kot **minimalna** Hammingova razdalja med dvema kodnima zamenjavama. Stavilo napak, ki jih kod zazna:

$$d \geq e + 1 \Rightarrow e_{max} = d - 1$$

$$d \geq 2f + 1 \Rightarrow f_{max} = \lfloor \frac{d-1}{2} \rfloor$$

#### 4.2.1 Hammingov pogoj

Za bloke dolzine  $n$  lahko zgradimo  $2^n$  razlicnih kodnih zamenjav. Ce zelimo zagotoviti odpornost na napake, mora biti razdalja  $d > 1$ . Uporabni kodi imajo st. kodnih zamenjav  $M = 2^k < 2^n$ . Hammingov pogoj: da bi lahko dekodirali vse kodne zamenjave, pri katerih je prislo do  $e$  ali manj napak mora veljati:

$$M \leq \frac{2^n}{\sum_{i=0}^e \binom{n}{i}}$$

#### 4.3 Linearni bločni kodi

Kode oznacimo kot dvojcek  $(n, k)$ .  $n$  predstavlja stavilo vseh bitov,  $k$  podatkovnih,  $n - k$  pa st. paritetnih. O linearnih blocnih kodih govorimo, kadar:

- je vsota vsakega para kodnih zamenjav spet kodna zamenjava.
- da produkt kodne zamenjave z 1 in 0 spet kodno zamenjavo.
- vedno obstaja kodna zamenjava s samimi niclami

Oznacimo jih z  $L(n, k)$ . **Hammingova razdalja** linearnega koda je enaka stavilu enic v kodni zamenjavi z najmanj enicami. Naj bodo podatkovni biti oznaceni kot  $z_1, z_2$  in  $z_3$ , varnostni pa kot  $s_1, s_2$  in  $s_3$ :

$z_1$	$z_2$	$s_3$
$z_3$	$s_2$	
$s_1$		

Potem vrednosti zlozimo v vektor, in opravimo kodno zamenjavo.

$$\vec{x} = (x_1, x_2, x_3, x_4, x_5, x_6) = (z_1, z_2, z_3, s_1, s_2, s_3)$$

Velja:

$$\begin{aligned} z_1 + z_2 + s_1 &= 0 = x_1 + x_2 + x_4 \\ z_3 + s_2 + z_2 &= 0 = x_2 + x_3 + x_5 \\ s_3 + s_3 + z_1 &= 0 = x_1 + x_3 + x_6 \end{aligned}$$

#### 4.3.1 Generatorska matrika

Generiranje kodne zamenjave lahko opisemo z generatorsko matriko.

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

V splosem podatkovni vektor  $1 \times k$  mnozimo z generatorsko matriko  $k \times n$ , da dobimo kodno zamenjavo  $1 \times n$ . Matrika mora imeti linearno neodvisne vrstice. Kod, ciga generatorska matrika ima to obliko, je **sistematicni kod** - prvih  $k$  znakov koda je enakih sporočili (podatkovnim bitom), ostalih  $n - k$  znakov pa so paritetni biti.

Za diskretne kanale brez spomina jo vedno lahko zapisemo v obliki  $G = (I_k|A)$ .

#### 4.3.2 Matrika za preverjanje sodosti

Linearne enace lahko zapisemo z matriko za preverjanje sodosti:

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

Lastnosti:

- $\vec{x}H^T = 0$
- $GH^T = 0$
- $G = (I_k|A) \Rightarrow H = (A^T|I_{n-k})$
- vsota dveh kodnih zamenjav je nova kodna zamenjava.

#### 4.4 Sindrom v kanalu

Predpostavimo da se med posiljanjem v kanalu zgodi napaka:

$$z \rightarrow x = zG \rightarrow err \rightarrow y = x + e \rightarrow s = yH^T$$

Napako pri prenosu preprosto ugotavljamo tako, da pogledamo, ce je  $s = 0$ . Vendar to nam ne garantira da pri prenosu ni prislo do napake. Sindrom izracunamo na naslednji nacin(vektor velikosti  $1 \times n - k$ ):

$$yH^T = (x + e)H^T = eH^T = s$$

Ker je verjetnost za napako obicajno  $p \ll 1$ , je niz s  $t$  napakami veliko verjetnejši od niza s  $t + 1$  napakami.

#### 4.4.1 Standardna tabela

Imejmo ponavljalni kod (0|00) in (1|11). Stavimo matriki  $G$  in  $H$ .

$$G = [1|11] \text{ in } H = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 1 \end{bmatrix}$$

Imamo 4 mozne sindrome: (00), (01), (10), (11). Na izhodu lahko dobimo  $2^n = 8$  razlicnih nizov.

Mozne nize na izhodu in njihove sindrome obicajno razvrstimo v std. tabelo:

sindrom	popravljalnik
00	000
01	001
10	010
11	100
	011

V isti vrstici so nizi, ki dajo enak sindrom. V prvi vrstici so vedno kodne zamenjave, ki imajo sindrom 0. Skrajno levo je vedno niz, ki ima najmanj enic, saj je najbolj verjeten. Imenujemo ga popravljalnik. Ostale nize dobimo tako, da popravljalnik pristevamo k kodnim zamenjavam v prvi vrsti. Popravljanje je sedaj enostavno: izracunamo sindrom, popravljalnik odstejemo(pristevamo) od prejetega niza.

#### 4.5 Hammingov kod

Hammingovi kodi so družina linearnih blocnih kodov, ki lahko popravijo eno napako. Najlazuje jih predstavimo z matriko za preverjanje sodosti, v kateri so vsi stolpci nenicelni vektorji. Spadajo med **popolne kode** - sfere z radijem 1 okrog kodnih zamenjav ravno napolnijo prostor z  $2^n$  tockami.

Kod z  $m$  varnostnimi biti ima kodne zamenjave dolzine  $2^m - 1$ . Oznaka koda je potem  $H(2^m - 1, 2^m - 1 - m)$ . Ce stolpce v matriki  $H$  interpretiramo kot stavila v binarni obliki, nam oznaka stolpca doloca polozaj napake. Stolpci v Hammingovem kodu so lahko poljubno razmetani. Pomembno je le to, da nastopajo **vs**a stavila od 1 do  $2^m - 1$ .

Hammingov kod je lahko:

- leksikografski** - oznake stolpcev si sledijo po vrsti
- sistematicni** - oznake stolpcev so pomesane

V Hammingovem kodu se za varnostne bite obicajno vzamejo tisti stolpci, ki imajo samo **eno** enico.

#### 4.5.1 Dekodiranje

Dekodiranje leksikografskega Hammingovega koda je preprosto:

- izracunamo sindrom  $s = yH^T$
- ce je  $s = 0$ , je  $x' = y$
- ce  $s \neq 0$ , decimalno stavilo  $S$  predstavlja mesto napake.

Za kod, ki pa ni leksikografski potrebujemo tabelo povezav med indeksi sindromov in stolpci(sepravi pogledamo, na kateri indeks se slika izracunani sindrom).

#### 4.6 Ciklicni kodi

Ciklicni kod  $C(n, k)$  je linearni blocni kod, v katerem vsak krozni premik kodne zamenjave da drugo kodno zamenjavo. Zapisemo jih s polinomi po padajocih potencah (ravno tako jih sestevamo po mod 2).

#### 4.6.1 Zapis s polinomi

Imejmo osnovni vektor:

$$\begin{aligned} x &= (x_{n-1}, x_{n-2}, \dots, x_0) \Leftrightarrow \\ x(p) &= x_{n-1}p^{n-1} + x_{n-2}p^{n-2} + \dots + x_0 \end{aligned}$$

Izvedemo premik za eno mesto:

$$\begin{aligned} x' &= (x_{n-2}, \dots, x_0, x_{n-1}) \Leftrightarrow \\ x'(p) &= x_{n-2}p^{n-2} + \dots + x_0p + x_{n-1} \end{aligned}$$

Velja zveza:  $x'(p) = px(p) - x_{n-1}(p^n - 1)$ . V mod 2 aritmetiki:

$$\Rightarrow x'(p) = px(p) + x_{n-1}(p^n - 1).$$

V mod( $p^n + 1$ ) aritmetiki:

$$\Rightarrow x'(p) = px(p) \text{ mod}(p^n + 1).$$

**Pozor**: aritmetiko po mod 2 izvajamo na **istih** stopnjah polinoma (na bitih), aritmetiko po mod ( $p^n + 1$ ) pa na **polinomu**. Izvajanje kroznega premika za  $i$  mest:

$$x^i(p) = p^i x(p) \text{ mod}(p^n + 1)$$

#### 4.6.2 Generatorski polinomi

Vrstice generatorske matrike lahko razumemo kot kodne zamenjave. Za ciklicne kode v splosem velja: **Generatorski polinom** je stopnje  $m$ , kjer je  $m$  stavilo varnostnih bitov, in ga oznacimo kot:

$$g(p) = p^m + g_{m-1}p^{m-1} + \dots + g_1p + 1$$

Za sistematicni kod velja:  $G = [I_k|A_{k,n-k}]$ . Generatorska matrika:

$$\begin{bmatrix} 1 & g_{m-1} & \dots & g_1 & 1 & 0 & \dots & 0 \\ 0 & 1 & g_{m-1} & \dots & g_1 & 1 & 0 & \dots & 0 \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ 0 & 0 & \dots & 0 & 1 & g_{m-1} & \dots & 0 \end{bmatrix}$$

Sistematicni lahko dobimo z linearnimi operacijami nad vrsticami. Velja:

$$p^n + 1 = g(p)h(p)$$

Sepravi vsak polinom, ki polinom  $p^n + 1$  deli brez ostanka, je generatorski polinom.

#### 4.6.3 Polinom za preverjanje sodosti

Velja:  $x(p)h(p) \text{ mod}(p^n + 1) = 0 \Rightarrow \sum_{i=0}^{n-i} x_i h_{j-i} = 0$

V maticni obliki:  $\vec{x}H^T = H\vec{x}^T = 0$

$$\begin{bmatrix} h_0 & \dots & h_k & 0 & \dots & 0 & 0 & 0 \\ 0 & h_0 & \dots & h_k & 0 & \dots & 0 & 0 \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ 0 & 0 & \dots & 0 & h_0 & \dots & h_k & 0 \end{bmatrix} \begin{bmatrix} x_{n-1} \\ \vdots \\ \vdots \\ x_0 \end{bmatrix}$$

#### 4.6.4 Kodiranje z mnozenjem

Kodne zamenjave so veckratniki generatorskega polinoma. Velja:

$$x(p) = z(p)g(p) \text{ mod}(p^n + 1)$$

, kjer je  $z(p)$  polinom, ki ustreza podatkovnemu vektorju  $\vec{z}$  Kod, ki smo ga dobili z mnozenjem, ustreza generatorski matriki, ki ima v vrsticah koeficiente  $p^{k-1}g(p), \dots, pg(p), g(p)$ , zato ni sistematicen.

#### 4.6.5 kodiranje z deljenjem

Kodiranje na osnovi deljenja ustvari sistematicen ciklicen kod. Kodna zamenjava je zato sestavljena iz sporočila (podatkovnega bloka) in varnostnega bloka znakov,  $x = (z|r)$ . Polinom podatkovnega bloka je:

$$z(p) = z_{k-1}p^{n-1} + \dots + z_1p^1 + z_0p^0$$

Ce pa polinom pomnozimo s  $p^m$ , dobimo na desni  $m$  nicel.

$$p^m z(p) = z_{k-1}p^{k-1} + \dots + z_1p^{m+1} + z_0p^m$$

To ustreza bloku  $z$ , premaknjenem za  $m$  znakov in levo,  $(z_{k-1}, \dots, z_0, 0, \dots, 0)$ .

V splosem nastavek seveda ne bo deljiv, velja pa  $p^m z(p) = g(p)t(p) + r(p)$ , kjer je  $t(p)$  kolicnik,  $r(p)$  pa ostanek, s stopnjo manj od  $m$ .

Ostanek lahko zapisemo v obliki niza, kot  $(0, \dots, 0, r_{m-1}, \dots, r_0)$ .

Polinom  $p^m z(p) + r(p) = g(p)t(p)$  je deljiv z  $g(p)$  in je zato ustrazna kodna zamenjava. Kodno zamenjavo tako dobimo, ce ostanek deljenja z generatorskim polinomom pristevamo k osnovnemu nastavku,  $(z_{k-1}, \dots, z_0|r_{m-1}, \dots, r_0)$ .

#### 4.6.6 Strojna izvedba kodirnika

Uporabljeni so trije tipi elementov: pomnilna celica tipa  $D$ , sestevalnik (XOR), množenje s konstanto ( $1 \neq 0$ ). Poznamo kodiranje na osnovi deljenja in na osnovi množenja. (insert pics here). Pri kodiranju se sepravi najprej na izhod posiljajo kar vhodni znaki, potem v naslednjih korakih se vsebina pomnilnih celic od zadaj naprej.

#### 4.6.7 Dekodiranje

Dekodiranje cikličnih kodov sloni na linearnih blocnih kodih. Vzemimo, da je pri prenosu prislo do napake  $y = x + e$ , ali pa zapisano v polinomskih obliki  $y(p) = x(p) + e(p) = z(p)g(p) + e(p)$ .

- Najprej izracunamo sindrom. Ekvivalent enacbe  $s = yH^T$  v polinomskem zapisu je  $y(p) = q(p) * g(p) + s(p)$ , oz.  $s(p) = y(p)$  mod  $g(p)$ .

- Ce je ostanek deljenja  $y(p)$  z  $g(p)$  razlicen od nic, je prislo do napake.

Iz  $s(p) = y(p)$  mod  $g(p)$  sledi, da je v primeru, ko je napaka na zadnjih  $m$  mestih, stopnja  $e(p)$  manj kot  $m$  in velja kar  $e(p) = s(p)$ . Za ostale napake pa lahko izkoristimo ciklicnost kodov:

- Naredimo trik, osnovno enacbo premaknemo za  $i$  mest:

$$p^i y(p) = p^i x(p) + p^i e(p)$$

- Ce najdemo pravi  $i$ , bo veljalo  $p^i e(p) = s(p)$

- Pravi  $i$  je tisti, pri katerem bo  $e(p)$  imel najmanj enic

#### 4.6.8 Klasifikacija napak

Napaki, ki se pojavi na izhodu odposlane kodne zamenjave neodvisno od morebitnih napak na sosednjih znakih, pravimo **posamicna** ali **neodvisna** napaka. Do posamicnih napak pride zaradi motenj, ki so krajše od casa posiljanja enega znaka.

Povezanim napakam na vec zaporednih znakih pravimo **izbruh**. Dolzina izbruha je stevilo znakov med prvim in zadnjim napacno sprejetim znakom. Do izbruha pride, ce je trajanje motenj daljse od casa posiljanja enega znaka.

Ciklicni kodi so posebej primerni za **ugotavljanje izbruhov napak**.

#### 4.6.9 Zmoznosti ciklicnih kodov

Odkrivanje napak s ciklicnimi kodi, kjer velja  $1 < \text{st}(g(p)) < n$ :

- Kod odkrije vsako posamicno napako:  $e(p) = p^i$
- Za določene generatorske polinome odkrije tudi dve posamicni napaki do dolzine bloka  $n = 2^m - 1$
- Odkrije poljubno stevilo lihih napak, ce  $p + 1$  deli  $g(p)$
- Odkrije vsak izbruh napak do dolzine  $m$
- Odkrije vse razen  $2^{-(m-1)}$  izbruhov dozline  $m + 1$
- Odkrije tudi vse razen delez  $2^{-m}$  izbruhov daljsih od  $m + 1$

Popravljanje napak s ciklicnimi kodi, kjer velja  $1 < \text{st}(g(p)) < n$ :

- Izracun sindroma
- Ciklicno prilaganje sindroma prenesnemu blok  $y$ .
- Popravilo lahko do  $e = \lfloor \frac{d-1}{2} \rfloor$  posamicnih napak, kjer je  $d$  Hammingova razdalja koda.
- Popravilo lahko tudi izbruhe napak do dolzine  $e = \lfloor \frac{m}{2} \rfloor$

#### 4.6.10 CRC

Ali Cyclic Redundancy Check, temelji na coklicnih kodih. Po standardu velja:

- Registri v **LSFR** so na zacetku nastavljeni na **1**; osnovni CRC ne loci sporocil, ki imajo razlicno stevilo vodilnih nicel. Ta sprememba, ki je ekvivalentna negiranj prvih  $m$  bitov, to tezavo odpravi.
- Na koncu sporocila dodamo  $m$  - bitov, odvisno od implementacije LSFR. Pri nasi se to ne dela!
- Operacija XOR** na fiksнем ostanku deljenja, obicajno je to kar negacija vseh bitov.

- Vrstni red bitov v bajtu** - nekateri serijski protokoli najprej oddajo najmanj pomembne bite (najmanj pomembni bit ima najvisjo stopnjo polinoma).

- Vrsni red bajtov** - pomnilniska organizacija, odvisna od arhitekture (LE, BE).

- Notacija CRC polinomov - biti oznacujejo prisotnost faktorja. Veckrat se izpusca en izmed faktorjev  $p^m$  ali 1.

Ciklicni kodi so odlicni za detekcijo napak. Za popravljanje napak pa danes obstajajo boljsi kodi.

#### 4.6.11 Prepletanje

Motnje so mnogokrat v obliki izbruhov. V takih primerih pride na določenih kodnih zamenjavah do velikega stevila napak, na drugih pa napak ni. S prepletanjem bitov se da napake porazdeliti med vec kodnih zamenjav. Resitev:

- Kodne zamenjave v kodirnik vpisujemo vrstico po vrstico, oddaja pa jih stolpec po stolpec. Obratno je na strani dekodirnika.
- Naceloma je vzorec skoraj naključen. Matriko prepletanja poznata kodirnik in dekodirnik.
- Dodamo zakasnitev, izmenicno signali potujejo gor/dol, ena veja je zakasnjena.

Dejanske resitve so bolj kompleksne: vec vej, zakasnitve tudi do 20 vej.

#### 4.6.12 Konvolucijski kodi

Primerni za popravljanje napak. Konvolucijske kode geniramo z linearnimi premikalnimi registri, ki so sestavljeni iz pomnilnih celic  $D$  in vrat XOR. Spadajo pod nelinearne kode.

## 5 Analiza signalov

Pri analizi signalov in sistemov je izjemno pomembna kolicina frekvenca.

#### 5.1 Invariantnost sinusoid

Vzemimo zvezni signal, ki prehaja skozi linearni medij (sistem) kot je na primer elektricno vezje.

V splošnem bo signal na izhodu drugacen od signala na vhody(zvok, ki ga poslusamo pod vodo je bistveno bolj popacen od tistega, ki ga poslusamo na zraku)

Pomembno pri signalih pa je, da se vhodni signal v obliki sinusoid

$$x(t) = A \sin(2\pi \nu t + \theta)$$

popaci v izhodni signal z drugacno amplitudo in fazo  $\theta$ , vendar ohrani frekvenco  $\nu$ . Razlog, da se frekvenca ohrani je v tem, da linearne sisteme lahko zapisemo v obliki elementarnih operacij, kot so (množenje s konstanto, odvajanje, integracija, zakasnitev, vsota).

#### 5.2 Fourierova transformacija

Vsako periodicno funkcijo ( ce je dovolj lepa ), lahko zapisemo kot kombinacijo sinusoid. V kombinaciji z invariantnostjo sinusoid to pomeni, da lahko:

- vsako funkcijo razstavimo na sinusoid
- obravnavamo obnasanje vsake sinusoid
- na koncu zdruzimo locene rezultate

Ta koncept se danes uporablja pri vsaki analizi signalov.

#### 5.2.1 Fourierova vrsta

Funkcija je periodicna s periodo  $T$ , ce velja:

$$x(t + T) = x(t), \forall t: -\infty < t < \infty$$

kjer je  $T$  najmanjsa pozitivna vrednost  $s$  to lastnostjo.

Funkciji  $\sin(t)$  in  $\cos(t)$  sta periodicni s periodo  $2\pi \Rightarrow$  Funkciji  $\sin(\frac{2\pi t}{T})$  in  $\cos(\frac{2\pi t}{T})$  sta potem periodicni funkciji s periodo  $T$  in frekvenco  $\nu_0 = \frac{1}{T}$ .

Cas merimo v sekundah, frekvenco pa v stevilu ciklov na sekundo. Pri analizi signalov zapis veckrat poenostavimo tako, da namesto frekvence uporabimo kotno hitrost

$$\omega_0 = 2\pi \nu_0 = \frac{2\pi}{T}$$

Visji harmoniki sinusoid s frekvenco  $\nu_0$  so sin in cos funkcije s frekvencami, ki so veckratniki osnovne frekvence,  $n\nu_0$ .

Fourier je pokazal, da lahko **vsako** periodicno funkcijo  $x(t)$  s periodo  $T$  zapisemo kot:

$$x(t) = \frac{a_0}{2} + \sum_{n=1}^{\infty} a_n \cos(n\omega_0 t) + \sum_{n=1}^{\infty} b_n \sin(n\omega_0 t)$$

za  $n \geq 1$ .

To velja za vsako funkcijo, ki zadosca Dirichletovim pogojem:

- je enoznacna (za vsak  $t$  ena sama vrednost)
- je končna povsod, oz. njen integral je koncen
- je absolutno integrabilna (ima koncno energijo)
- $\int_0^T |x(t)|dt < \infty$
- mora imeti koncno stevilo ekstremov v vsakem območju
- imeti mora knčno stevilo koncnih nezveznosti v vsakem območju

Bolj kompaktna predstavitev je z uporabo **Eulerjeve formule**  $e^{i\phi} = \cos(\phi) + i \sin(\phi)$ ,  $i = \sqrt{-1}$ :

$$x(t) = \sum_{n=-\infty}^{\infty} c_n e^{in\omega_0 t}$$

Koeficienti so kompleksni:

$$c_n = \frac{1}{T} \int_0^T x(t) e^{-in\omega_0 t} dt = \frac{1}{T} \int_{-T/2}^{T/2} x(t) e^{-in\omega_0 t} dt$$

Zveza med obema zapisoma:

- $n = 0$  :  $c_0 = \frac{a_0}{2}$
- $n > 0$  :  $c_n = \frac{a_n - ib_n}{2}$
- $n < 0$  :  $c_n = \frac{a - n - ib - n}{2}$

Negativne frekvence so matematicni konstrukt, ki nam pride prav pri opisovanju signalov. Vsako sinusoido opisemo z dvema parametroma, prej  $a_n$ ,  $b_n$ , sedaj pa elegantno s  $c_n$  in  $c_{-n}$ .

#### 5.2.2 Fourierova transformacija

Fourierovo vrsto lahko posplosimo tako, da spustimo  $T \rightarrow \infty$  in dobimo Fourierovo transformacijo. Predstavlja jedro vseh frekvencnih analiz. Enacba:

$$x(t) = \int_{-\infty}^{\infty} X(\nu) e^{-i2\pi \nu t} dt = \int_{-\infty}^{\infty} x(t) e^{-i\omega t} dt$$

Manjsi kot je  $T$  v casovnem prostoru, sirsi je signal v frekvencnem prostoru.

Lastnosti Fourierove transformacije:

- linearnost:  $f(t) = ax(t) + by(t) \rightarrow F(\nu) = aX(\nu) + bY(\nu)$
- skaliranje:  $f(t) = x(at) \rightarrow F(\nu) = \frac{1}{|a|} X(\frac{1}{a}\nu)$
- premik:  $f(t) = x(t - t_0) \rightarrow F(\nu) = e^{-i2\pi \nu t_0} X(\nu)$
- modulacija:  $f(t) = e^{i2\pi \nu_0 t} x(t) \rightarrow F(\nu) = X(\nu - \nu_0)$
- konvolucija:  $f(t) = \int_{-\infty}^{\infty} x(\tau - \tau)y(\tau)d\tau \rightarrow F(\nu) = X(\nu)Y(\nu)$

#### 5.2.3 Diskretna Fourierova transformacija - DFT

Frekvenca vzorčenja  $\nu_s$  (sampling) je obratno sorazmerna periodi vzorčenja  $\nu_s = \frac{1}{\Delta}$ . Postopek:

- Ocenimo Fourierovo transformacijo iz  $N$  zaporednih vzorcev.

$$x_k = x(k\Delta), k = 0, 1, \dots, N - 1$$

- Iz  $N$  vzorcev na vhodu v DFT bomo lahko izracunali natanko  $N$  neodvisnih tock na izhodu.

- Namesto, da bi dolocili DFT za vse tocke od  $-\nu_C$  do  $+\nu_C$ , se lahko omejimo samo na določene vrednosti

$$\nu_n = \frac{n}{N\Delta}, n = -\frac{N}{2}, \dots, \frac{N}{2}$$

spodnja in zgornja meja ustrezata ravno Nyquistovi frekvenci.

- Trenuten zapis vkljucuje  $N + 1$  vrednost. Izkazalo se bo, da sta obe robni vrednosti enaki. Imamo jih zaradi lepsega zapisa.
- Naprej so stvari trivialne

$$X(\nu_n) = \int_{-\infty}^{\infty} x(t) e^{-i2\pi \nu_n t} dt = \sum_{k=0}^{N-1} x_k e^{-i2\pi \nu_n k \Delta}$$

- Ce v zgornji enacbi izpustimo  $\Delta$ , dobimo enacbo za DFT:

$$X_n = \sum_{k=0}^{N-1} x_k e^{-\frac{i2\pi nk}{N}}$$

Povezava s Fourierovo transformacijo je  $X(\nu_n) \approx \Delta X_n$  Iz enacbe za DFT sledi, da je DFT periodicna s periodo  $N$ . To pomeni, da je  $X_{-n} = X_{N-n}$  Koeficiente  $X_n$  lahko zato namesto na intervalu  $[-\frac{N}{2}, \frac{N}{2}]$  racunamo na intervalu  $[0, N - 1]$ .

Zveza med koeficienti  $X_0, \dots, X_{N-1}$  in frekvencami  $-\nu_C, \dots, \nu_C$ :

indeks	frekvenca
$n = 0$	$\nu = 0$
$1 \leq n \leq \frac{N}{2}-1$	$0 < \nu < \nu_C$
$\frac{N}{2}$	$-\nu_C, +\nu_C$
$\frac{N}{2} + 1 \leq n \leq N - 1$	$\nu_C < \nu < 0$

#### 5.2.4 Inverzna DFT

$$x_k = \frac{1}{N} \sum_{n=0}^{N-1} X_n e^{\frac{i2\pi nk}{N}}$$

#### 5.3 Resonanca

Do resonance pride, ko je frekvenca vsiljenega nihanja enaka frekvenci lastnega nihanja. Takrat pride do ojačitve amplitud. Resonanca je pomembna lastnost elektricnih vezij, s katero zagotovimo nihanja, nastavljanje radijskih sprejemnikov na pravo postajo, odstranimo sum.

#### 5.4 Modulacija in frekvencni premik

Iz analize vemo, da nelinearne operacije nad signali (kvadriranje, množenje) privedejo do pomembnih transformacij v frekvencnem prostoru.

Iz osnovne trigonometrije vemo:

$$\sin(2\pi \nu_1 t) \sin(2\pi \nu_2 t) = \frac{1}{2} [\cos(2\pi (\nu_1 - \nu_2) t) - \cos(2\pi (\nu_1 + \nu_2) t)]$$
$$\cos(2\pi \nu t) = \sin(2\pi \nu t + \pi/2)$$

Produkt sinusoid s frekvencama  $\nu_1$  in  $\nu_2$  lahko torej zapisemo kot vsoto sinusoid s frekvenco  $\nu_1 + \nu_2$  in sinusoid s frekvenco  $\nu_1 - \nu_2$ .

To lastnost izkorisca amplitudna modulacija (radijske postaje AM) in frekvencni premik, s katerim lahko zagotovimo hkraten prenos vec signalov po istem mediju.

#### 5.5 Teorem vzorčenja

Signal moramo vzorciti vsaj s frekvenco  $2\nu_c$ , ce je najvisja opazena frekvenca v signalu  $\nu_c$ . Na tem zakljucku sloni vsa danasnja tehnologija.

#### 5.5.1 Zajem signalov

Zvezni signal  $x(t)$  je funkcija zvezne spremenljivke  $t$ . Diskreten signal je definiran samo za določene case, ki si najpogosteje sledijo v enakih casovnih intervalih  $x_k = x(k\Delta)$ ,  $\Delta$  je perioda vzorčenja.

Signale danes obicajno zajemamo z racunalniki. Za to se uporabljajo vezja  $A/D$  pretvorniki. Imajo koncno natancnost, na primer 12bit. Signal torej opisemo s koncno mnog0 razlicnimi amplitudami  $2^{12}$ .

Diskretnemu in kvantiziranemu signalu recemo tudi digitalni signal. Kvantizacija je obicajno tako fina, da jo lahko zanemarimo.

#### 5.6 Energija signala

Definicija:

$$E = \int_{-\infty}^{\infty} x(t)^2 dt$$

#### Parsevalov teorem

$$\int_{-\infty}^{\infty} x(t)^2 dt = \int_{-\infty}^{\infty} |X(\nu)|^2 d\nu$$

Porazdelitev energije po frekvencah podaja funkcija  $|X(\nu)|^2$ , ki jo imenujemo **energijska spektralna gostota**.

#### 5.6.1 Mocnostni spekter diskretnega kanala

Diskretna razlicica Parsevalovega teorema:

$$\sum_{k=1}^{N-1} |x_k|^2 = \frac{1}{N} \sum_{n=0}^{N-1} |X_n|^2$$

Pri diskretni razlicici je PSD vedno v intervalu  $[-\nu_C, \nu_C]$ . Mocnostni spekter je potem:

- $P(0) = \frac{1}{N^2} |X_0|^2$
- $P(\nu_n) = \frac{1}{N^2} [|X_n|^2 + |X_{N-n}|^2]$ ,  $n = 1, 2, \dots, \frac{n}{2}-1$
- $P(\nu_C) = \frac{1}{N^2} |X_{\frac{N}{2}}|^2$