

1 Osnove

1.1 Ponovitev logaritmov

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

1.2 Bayesova formula

$$P(H_i|A) = \frac{P(H_i)P(A|H_i)}{P(A)} = \frac{P(H_i)P(A|H_i)}{\sum_{k=1}^n P(H_k)P(A|H_k)}$$

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 (vrsni 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 $\log_2 n$.

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 $\{l_1, \dots, l_n\}$ dolžine 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

Za dolžine kodnih zamenjav $\{l_1, \dots, l_n\}$ in r znaki kodne abecede obstaja trenuten kod, iff

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

2.4 Povp. dolžina, učinkovitost

Najkrajše kodne zamenjave imamo, ce velja:

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

Učinkovitost koda:

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

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:

1. znake razvrstimo po padajocih verjetnostih
2. določimo stevilo znakov v vsaki kodni zamenjavi (l_k)
3. za vse simbole izračunamo komulativne verjetnosti ($P_k = \sum_{i=1}^{k-1} p_i$)
4. P_k pretvorimo v bazo r . Kodno zamenjavo predstavlja prvih l_k znakov necellega dela stevila

2.7 Fanojev kod

Postopek kodiranja:

1. znake razvrstimo po padajocih verjetnostih
2. znake razdelimo v r cim bolj enako verjetnih skupin

3. Vsaki skupini priredimo enega od r znakov kodne abecede

4. Deljenje ponovimo na vsaki od skupin. Postopek ponavljamo, dokler je mogoče

l_i določimo s pomočjo tabele.

2.8 Huffmanov kod

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

1. Združevanje

- (a) Posici r najmanj verjetnih znakov in jih zdruzi v sestavljeni znak, katerega verjetnost je vsota verjetnosti vseh znakov
- (b) Preostale znake skupaj z novo sestavljenim znakom spet razvrsti
- (c) Postopek ponavlja dokler ne ostane samo r znakov

2. Razdruževanje

- (a) Vsakemu od preostalih znakov priredi po en znak kodirne abecede
- (b) Vsak sestavljeni znak razstavi in mu priredi po en znak kodirne abecede
- (c) Ko zmanjka sestavljenih znakov, je postopek zaključen

Pred kodiranjem, je vedno pametno preveriti, ce imamo zadostno stevilo znakov. Veljati mora:

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

Ce imamo premalo znakov, jih po potrebi dodamo s verjetnostjo $p = 0$.

Huffmanov kod lahko razsirimo tako, da vec osnovnih znakov združujemo v sestavljene znake \rightarrow bolj učinkoviti kodi. Vendar naletimo na nevarnost kombinacijske eksplozije. l_i določimo s pomočjo tabele.

2.9 Aritmetični kod

Je **hiter** in **blizu optimalnemu** kodu, ter manj učinkovit kot Huffmanov, vendar se izogne kombinacijski eksploziji. Vsak niz je predstavljen kot realno stevilo $0 \leq R < 1$, kar nam pove, da daljši kot bo niz, bolj natančno mora biti podano naravno stevilo R .

Postopek kodiranja (znakov ni potrebno razvrstiti):

1. Zagnemo z intervalom $[0, 1)$
2. Izbrani interval razdelimo na n podintervalov, ki se ne prekrivajo. Sirine podintervalov ustrezajo verjetnostim znakov. Vsak podinterval predstavlja en znak

3. Izberemo podinterval, ki ustreza iskanemu znaku
4. Če niz se ni končan, izbrani podinterval ponovno razdelimo (bne 2.tocka)
5. Niz lahko predstavimo s poljubnim realnim številom v zadnjem podintervalu

Ko dobimo realni interval, ga samo se pretvorimo v binarnega s pomočjo klasičnega pretvarjanja iz dec v bin številski sistem.

2.9.1 Dekodiranje

Recimo, da dobimo k.z. 0101. Potem sta spodnji in zgornji meji izračunani 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)

Stiskanje temelji na osnovi slovarja, tako, da ne potrebujemo računati verjetnosti za posamezne znake. **Kodirnik** med branjem niza gradi slovar, in **dekodirnik** med branjem kodnih zamenjav rekonstruira slovar in znake.

Kodiranje: uporablja drseca okna, znaki se premikajo iz desne na levo. Referenca je podana kot trojček:

- odmik - razdalja do začetka 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 zaključuje s B.

dekodiranje: sledimo kodnim zamenjavam

2.11 Deflate

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

- **tabela za znake in dolžine** - 285 simbolov (0-255 za osnovne znake, 256 konec bloka, 257-285 kodira dolžine) 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 načinov:

1. **brez stiskanja** osnovni znaki se prepisejo
2. **stiskanje s staticnim Huffmanom** (verjetnosti podane vnaprej), Huffmanovo drevo ni zakodirano v bloku

3. **stiskanje s Huffmanom** izračunamo verjetnosti za vsak blok

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

1. znake razvrstimo najprej po dolžinah kodnih zamenjav in nato po abecedi (narasčujejoce)
2. prvi simbol ima same ničle
3. vsakemu naslednjemu znaku dodelimo naslednjo binarno kodo (prejšnji + 1)
4. če je kodna zamenjava daljša od binarne kode števila, na koncu pripnemo ničlo
5. ponavljaj (3) do konca

Na takšen način dosežemo, da je potrebno kodirati samo dolžine kodnih zamenjav.

2.12 Kod Lempel-Ziv (LZW)

Osnovni slovar je podan in ga sporti dopolnjujemo. Algoritem za **kodiranje**:

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

izpisi indeks k niza N

Algoritem za **dekodiranje**:

```
preberi indeks k
poišci niz N, ki ustreza indeksu k
izpisi N
L = N
ponavljaj:
  preberi indeks k
  če je k v slovarju:
    poišci niz N
  drugače:
    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 length encoding)

Namesto originalnih podatkov, shranjujemo dolžino verige (fffeef \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 takšnim načinom 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 kodiranja znanih formatov:

• JPEG

1. priprava slike \rightarrow ker je svetlost bolj pomembna, je barvna resolucija običajno zmanjšana ($Y C_R C_B$)
2. aproksimacija vsake od treh komponent s 2D DCT
3. kvantizacija \rightarrow podatki ki bolj izstopajo so shranjeni manj natančno kot tisti ki so statični
4. kodiranje blokov s pomočjo entropije
5. RLE cik-cak po sliki
6. RLE kodiramo z Huffmanom ali Aritmetičnim kodom

• MP3

1. Modified DCT
2. odstranitev za človeka neslišnih frekvenc
3. stereo, če sta si L in R pretvorimo v mono
4. Huffman na koncu

• MPEG

1. uvodno kodiranje \rightarrow celotna slika JPEG
2. nato pa kodiramo samo spremembe, ki so se zgodile v sliki JPEG s pomočjo vektorja premika. V primeru, da je preveč razlik, se ponovno kodira JPEG slika.

2.15 Kompresijsko razmerje

Izračunamo ga po formuli \rightarrow stisnjeni binarni zapis $C(M)$ / binarni zapis dokumenta (M):

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

3 Kanali

3.1 Uvod

Kanali so strukture, ki opisujejo medsebojno povezanost. Kanal prenaša informacijo o spremenljivki X do spremenljivke Y . Matematično ga opisemo s **pogojnimi verjetnostmi**, ki povezujejo izhodne verjetnosti z vhomom.

3.2 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.

3.2.1 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.

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

3.3 Pogojna entropija

Pogojna entropija spremenljivke 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 spremenljivko X , se nedolocenost Y ne more povecati (lahko se pomanjsa).

3.3.1 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 $P(AB) = P(A)P(B)$. Pazi! Za par **nezdruzljivih** dogodkov A in B pa velja $P(AB) = 0$, $P(A + B) = P(A) + P(B)$, $P(A|B) = 0$ in $P(B|A) = 0$.

3.3.2 Popolna verjetnost

Dogodki $H_1, H_2, \dots H_n$ tvorijo **popoln sistem dogodkov**, ce se nobena dva dogodka ne moreta zgoditi hrkati in se vedno zgodi vsaj en od njih. Ce dogodki izpolnjujejo ta pogoj, potem po nacelu vkljucitev/izkljucitev velja:

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

3.4 Vezana entropija spremeljivk

Vezana entropija nakljucnih spremenljivk 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 izvemo, kaj se je zgodilo v dogodku X in potem dobimo se dodatne informacije od dogodku Y , vemo vse.

3.4.1 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 v obrnjeni kanal. Lastnosti:

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

Za sprejemnika sporočila so obratne pogojne verjetnosti zelo pomembne, saj z njimi lahko iz prejetih znakov doloci verjetnost za vhodne znake.

3.5 Medesebojna informacija

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

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

Lastnosti:

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

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

3.6 Kapaciteta kanala

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

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

3.6.1 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
- $C = I(X; Y)|_{\alpha=1/2} = 1 - H(p, 1 - p)$

3.6.2 Kapacitata kanala BSK z brisanjem

Definicija:

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

Lastnosti:

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

3.7 Shannonov drugi teorem

Shannon je ugotovil, da nam združevanje znakov v nize daje več možnosti za doseganje zanesljivega prenosa. Naj bo M število različnih kodnih zamenjav, ki jih lahko oblikujemo z nizi dolžine n . Potem je **hitrost koda** (prenosa) definirana kot:

R = (max H(X^n))/n = (log M)/n

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

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

Ce so znaki neodvisni, velja:

log(H(X^n)) = n log H(X) => R = H

Za $R \leq (\log 2^C)/n = C$ je možno najti kodne zamenjave, ki omogočajo zanesljivo komunikacijo.

4 Varno kodiranje

4.1 Uvod

Omejili se bomo na enostavne linearne bločne kode za BSK. Dolžina bloka je k znakov, abeceda je enaka abecedi kanala, torej imamo $M = 2^k$ blokov $x_1, \dots, x_k, x_i \in \{0, 1\}$. Za potrebe varovanja dodamo še nekaj varnostnih znakov, celotna dolžina vsake od M kodnih zamenjav je potem n . Namesto enega posljemo n enakih znakov. Boljši pristop pa je, da naredimo kode, kjer se povečujeta n in k hitreje od razilke $n - k$.

4.2 Kontrolne vsote

Varnost komunikacije povečamo 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). *Spomnimo se arsa*

+/-/XOR	0	1
0	0	1
1	1	0

AND ~ ×.

npr. 00|0, 01|1, 10|1, 11|1 (detektiramo samo eno napako).

4.2.1 Pravokotni kodi

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

1	0	1
0	1	1
0	1	0

4.2.2 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		

4.3 Hammingova razdalja

Hammingova razdalja med kodnima zamenjava nam pove število znakov, na katerih se razlikujeta. Kodni zamenjavi sta enaki, če je razdalja 0, razdalja med različnimi kodi mora biti vsaj 1, drugače je kod **singularen**. Razdalja je podana kot **minimalna** Hammingova razdalja med dvema kodnima zamenjavama. Število napak, ki jih kod zazna:

d ≥ e + 1 → e_max = d - 1

d ≥ 2f + 1 → f_max = ⌊(d-1)/2⌋

4.3.1 Hammingov pogoj

Za bloke dolžine n lahko zgradimo 2^n različnih kodnih zamenjav. Če želimo 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 ≤ 2^n / Σ_{i=0}^e (n choose i)

4.4 Linearni blocni kodi

Kode označimo kot dvojček (n, k) . n predstavlja število 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 ničlami

Označimo jih z $L(n, k)$. **Hammingova razdalja** linearnega koda je enaka številu enic v kodni zamenjavi z najmanj enicami. Naj bodo podatkovni biti označeni 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 zložimo v vektor, in opravimo kodno zamenjavo.

x-vec = (x1, x2, x3, x4, x5, x6) = (z1, z2, z3, s1, s2, s3)

Velja:

z1 + z2 + s1 = 0 = x1 + x2 + x4
z3 + s2 + z2 = 0 = x2 + x3 + x5
s3 + s3 + z1 = 0 = x1 + x3 + x6

4.4.1 Generatorska matrika

Generiranje kodne zamenjave lahko opisemo z generatorsko matriko.

x-vec = z-vec G = [1 0 0 1 0 1; 0 1 0 1 1 0; 0 0 1 0 1 1]

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

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

4.4.2 Matrika za preverjanje sodosti

Linearne enačbe lahko zapišemo z matriko za preverjanje sodosti:

H = [1 1 0 1 0 0; 0 1 1 0 1 0; 1 0 1 0 0 1]

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.

4.5 Sindrom v kanalu

Predpostavimo da se med pošiljanjem v kanalu zgodi napaka:

z → x = zG → err → y = x + e → s = yH^T

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

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

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

4.5.1 Standardna tabela

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

G = [1|11] in H = [1 1 0; 1 0 1]

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	111
01	001	110
10	010	101
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.

4.6 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 stevila v binarni obliki, nam oznaka stolpca doloca polozej napake. Stolpci v Hammingovem kodu so lahko poljubno razmetani. Pomembno je le to, da nastopajo vsa stevila 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.

4.6.1 Dekodiranje

Dekodiranje leksikografskega Hammingovega koda je preprosto:

1. izracunamo sindrom s = yH^T
2. ce je s = 0, je x' = y
3. ce s != 0, decimalno stevilo 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).

4.7 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).

4.7.1 Zapis s polinomi

Imejmo osnovni vektor:

x = (x_{n-1}, x_{n-2}, ..., x_0) ⇔ x(p) = x_{n-1}p^{n-1} + x_{n-2}p^{n-2} + ... + x_0

Izvedemo premik za eno mesto:

x' = (x_{n-2}, ..., x_0, x_{n-1}) ⇔ x'(p) = x_{n-2}p^{n-2} + ... + x_0p + x_{n-1}

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

⇒ x'(p) = px(p) + x_{n-1}(p^n - 1).

V mod(p^n + 1) aritmetiki:

⇒ x'(p) = px(p) 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) mod(p^n + 1)

4.7.2 Generatorski polinomi

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

g(p) = p^m + g_{m-1}p^{m-1} + ... + g_1p + 1

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

G = [1 0 0 ... 0 | g_{m-1} g_{m-2} ... g_1 1 0 ... 0 0]

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.

4.7.3 Polinom za preverjanje sodosti

Velja: x(p)h(p) mod (p^n + 1) = 0 ⇒ Σ_{i=0}^{n-i} x_i h_{j-i} = 0

V matricni obliki: x̃H^T = Hx̃^T = 0

[h_0 ... h_k 0 ... 0 0] [x_{n-1} ... x_0]^T = 0

4.7.4 Kodiranje z mnozenjem

Kodne zamenjave so veckratniki generatorskega polinoma. Velja:

x(p) = z(p)g(p)mod(p^n + 1)

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

4.7.5 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} + ... + 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} + ... + z_1p^{m+1} + z_0p^m

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

V splosnem 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, ..., 0, r_{m-1}, ..., 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}, ..., z_0 | r_{m-1}, ..., r_0).

4.7.6 Strojna izvedba kodirnika

Uporabljeni so trije tipi elementov: pomnilna celica tipa D, seštevalnik (XOR), mnozenje s konstanto (1 | 0). Poznamo kodiranje na osnovi deljenja in na osnovi mnozenja. (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.

4.7.7 Dekodiranje

Dekodiranje ciklicnih kodov sloni na linearnih blocnih kodih. Vzemimo, da je pri prenosu prislo do napake $y = x + e$, ali pa zapisano v polinomski 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. $s(p) = y(p) \bmod g(p)$.
- Ce je ostanek deljenja $y(p)$ z $g(p)$ različen od nič, je prislo do napake.

Iz $s(p) = y(p) \bmod g(p)$ 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

4.7.8 Klasifikacija napak

Napaki, ki se pojavi na izhodu odposlane kodne zamenjave neodvisno od morebitnih napak na sosednjih znakih, pravimo **posamična** ali **neodvisna** napaka. Do posamičnih 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**.

4.7.9 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 dolocene 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 dolzine $m + 1$

- 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 prenesenemu blok y .
- Popravijo lahko do $e = \lfloor \frac{d-1}{2} \rfloor$ posamicnih napak, kjer je d Hammingova razdalja koda.
- Popravijo lahko tudi izbruhe napak do dolzine $e = \lfloor \frac{m}{2} \rfloor$

4.7.10 CRC

Ali Cyclic Redundancy Check, temelji na ciklicnih 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 negiranju 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.

4.7.11 Prepletanje

Motnje so mnogokrat v obliki izbruhov. V takih primerih pride na dolocenih 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.

4.7.12 Konvolucijski kodi

Primerni za popravljanje napak. Konvolucijske kode genriramo 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 sinusoide

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

popaci v izhodni signal z drugacno amplitudo in fazo θ , vendar ohrani frekvenco ν . Razlog, da se frekvenca ohrani je v tem, da linearne sisteme lahko zapisemo v obliki elementarnih operacij, kot so (mnozenje 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 sinusoide
- obravnavamo obnasanje vsake sinusoide v sistemu posebej
- 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 številu ciklov na sekundo. Pri analizi signalov zapis večkrat poenostavimo tako, da namesto frekvence uporabimo kotno hitrost

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

Visji harmoniki sinusoid s frekvenco ν_0 so \sin in \cos funkcije s frekvencami, ki so večkratniki 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 koncna 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 kncno 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 posplošimo tako, da spustimo $T \rightarrow \infty$ in dobimo Fourierovo transformacijo. Predstavlja jedro vseh frekvenčnih analiz. Enacba:

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

Manjsi kot je T v casovnem prostoru, sirsi je signal v frekvenčnem 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: $f(t) = \int_{-\infty}^{\infty} x(t - \tau) y(\tau) d\tau \rightarrow F(\nu) = X(\nu) Y(\nu)$

5.2.3 Diskretna Fourierova transformacija - DFT

Frekvenca vzorčenja ν_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 dolocene 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 vključuje $N + 1$ 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 Δ , dobimo enacbo za DFT:

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

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

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

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 frekvenčni premik

Iz analize vemo, da nelinearne operacije nad signali (kvadriranje, množenje) privedejo do pomembnih transformacij v frekvenčnem 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 ν_1 in ν_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 frekvenčni 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 ν_C . Na tem zaključku sloni vsa danasnja tehnologija.

5.5.1 Zajem signalov

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

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