

1 Osnove

1.1 Odvodi

- $\frac{1}{x} = -\frac{1}{x^2}$
- $x^n = nx^{n-1}$
- $\sqrt{x} = \frac{1}{2\sqrt{x}}$
- $\sqrt[n]{x} = \frac{1}{n\sqrt[n]{x}^{n-1}}$
- $\sin(ax) = a \cos ax$
- $\cos(ax) = -a \sin(ax)$
- $\tan x = \frac{1}{\cos^2 x}$
- $e^ax = ae^{ax}$
- $a^x = a^x \ln a$
- $x^x = x^x (1 + \ln x)$
- $\ln x = \frac{1}{x}$
- $\log_a x = \frac{1}{x \ln a}$
- $\arcsin x = \frac{1}{\sqrt{1-x^2}}$
- $\arccos x = -\frac{1}{\sqrt{1-x^2}}$
- $\arctan x = \frac{1}{1+x^2}$
- $\operatorname{arccot} x = -\frac{1}{1+x^2}$

1.2 Integrali

- $\int x^a dx = \begin{cases} \frac{x^{a+1}}{a+1} + C & a \neq -1 \\ \ln|x| + C & a = -1 \end{cases}$
- $\int \ln x \, dx = x \ln x - x + C$
- $\int \frac{1}{\sqrt{x}} \, dx = 2\sqrt{x} + C$
- $\int e^x \, dx = e^x + C$
- $\int a^x \, dx = \frac{a^x}{\ln a} + C$
- $\int \cos(ax) \, dx = \frac{\sin(ax)}{a} + C$
- $\int \sin(ax) \, dx = -\frac{\cos(ax)}{a} + C$
- $\int \tan x \, dx = -\ln|\cos x| + C$
- $\int \frac{dx}{\cos^2 x} = \int \sec^2 x \, dx = \tan x + C$
- $\int \frac{dx}{\sin^2 x} = \int \csc^2 x \, dx = -\cot x + C$
- $\int \frac{1}{\sqrt{1-x^2}} \, dx = \arcsin x + C$
- $\int \frac{dx}{ax+b} = \frac{1}{a} \ln|ax+b| + C$
- $\int \frac{1}{x^2+1} \, dx = \arctan x + C$
- $\int \frac{dx}{x^2+a^2} = \frac{1}{a} \arctan \frac{x}{a} + C$
- $\int \frac{f'(x)}{f(x)} \, dx = \ln|f(x)| + C$

1.3 Ponovitev logaritmov

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

1.4 Bayesova formula

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

1.5 Binomska

$$P(X = k) = \binom{n}{k} p^k (1-p)^{(n-k)} \quad \text{za} \quad k = 0, 1, \dots, n.$$

1.6 Lastna informacija

Opisuje dogodek, ki se je zgodil:

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

1.7 Entropija

je povprečje vseh lastnih informacij:

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

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

2 Kodi

2.1 Uvod

Povprečna dolžina k.z.

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

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 nacin
- 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, ucinkovitost

Najkrajše kodne zamenjave:

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

Ucinkovitost:

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

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 dolžine 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 Huffmanov kod

Veljati mora:

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

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

2.8 Kod Lempel-Ziv (LZW)

Osnovni slovar je podan in ga sporti doponujemo. Algoritem 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.

2.9 Verizno kodiranje ali RLE (run lenght encoding)

Namesto originalnih podatkov, sharnjujemo dolžino verige (fffeef → 3f2e1f).

2.10 Kompresijsko razmerje

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

3 Kanali

3.1 Diskretni kanal brez spomina

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 .

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

Kanal popolnoma podamo z $r \times s$ pogojnimi verjetnostmi. $H(X|Y)$ = dvoumnost, $H(Y|X)$ = sum

3.2 Pogojna entropija

Pogojna entropija spremenljivke Y pri znanem X se zapiše 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:

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

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

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 $P(AB) = P(A)P(B)$. 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 $P(B|A) = 0$.

3.2.2 Popolna verjetnost

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

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

3.3 Vezana entropija spremeljvk

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: $H(X, Y) = H(Y|X) + H(X)$.

3.3.1 Obrat kanala

Ker velja tudi $H(X, Y) = H(X|Y) + H(Y)$, kanal lahko **obrnemo** **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 $p(x_i, y_j) = p(y_j|x_i)p(x_i) = p(x_i|y_j)p(y_j)$

3.4 Medesebojna informacija

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

- $I(X; Y) = H(X, Y) - H(X|Y) - H(Y|X)$
- $I(X; Y) = H(X) - H(X|Y)$
- $I(X; Y) = H(Y) - H(Y|X)$
- $I(X; Y) = H(X) + H(Y) - H(X, Y)$
- $I(X; Y)$ = simetrična glede na X in Y
- $I(X; Y) \geq 0$
- $I(X; X) = H(X)$

3.5 Kapaciteta kanala

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

3.5.1 Kapaciteta kanala BSK

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

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

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

Lastnosti:

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

3.5.3 Klasicna izpitna naloga

Mas podane prehodne verjetnosti. $p(x_0) = \alpha$, $p(x_1) = 1 - \alpha$. Nato izracunas vse $p(y_i) = \sum p(x_j) * p(y_i|x_j)$. Max kapaciteto izracunas tko da odvas $C = \max I(X; Y) = \max(H(Y) - H(Y|X)) = \max(H(Y) - (\alpha H(Y|x = 0) + (1 - \alpha)H(Y|x = 1)))$. Kjer za $H(Y|x_i)$ velja, da samo zracunas entropijo pri danih prehodnih verjetnostih.

3.6 Shannonov drugi teorem

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

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

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

Hitrost je največja takrat, ko so dovoljene kodne zamenjave na vhodu enako verjetne. **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 omogočal 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 možno najti kodne zamenjave, ki omogocajo zanesljivo komunikacijo.

4 Varno kodiranje

4.1 Hammingova razdalja

Razdalja med razlicnimi kodi mora biti vsaj 1, drugace je kod **singularen**. Razdalja je podana kot **minimalna** Hammingova razdalja med dvema kodnima zamenjavama. Stevilo napak, ki jih kod zazna:

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

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

4.1.1 Hammingov pogoj

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

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

4.2 Linearni bločni kodi

Kode oznacimo kot dvojcek $L(n, k)$. O linearnih bločnih 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

Hammingova razdalja linearnega koda je enaka stevilu enic v kodni zamenjavi z najmanj enicami.

4.2.1 Generatorska matrika

Generiranje kodne zamenjave lahko opisemo z generatorsko matriko.

$$\tilde{x} = \tilde{z}G$$

V splošnem podatkovni vektor $1 \times k$ množimo z generatorsko matriko $k \times n$, da dobimo kodno zamenjavo $1 \times n$. Kod, cigar generatorska matrika ima to obliko, je **sistematični kod** - prvih k znakov koda je enakih sporocilu (podatkovnim bitom), ostalih $n - k$ znakov pa so paritetni biti. Za diskretne kanale brez spomina jo vedno lahko zapisemo v obliki $G = (I_k|A)$.

4.2.2 Matrika za preverjanje sodosti

Linearne enacbe lahko zapisemo z matriko za preverjanje sodosti Lastnosti:

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

4.3 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.

4.3.1 Standardna tabela

Imejmo ponavljalni kod $\{0\}\{00\}$ in $\{1\}\{11\}$. Ses-tavimo matriki G in H .

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

Imamo 4 mozne sindrome: $\{00\}$, $\{01\}$, $\{10\}$, $\{11\}$. Na izhodu lahko dobimo $2^n = 8$ različnih nizov.

Možne nize na izhodu in njihove sindrome običajno 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.

4.4 Hammingov kod

Hammingovi kodi so družina linearnih bločnih kodov, ki lahko popravijo eno napako. Najlazuje jih predstavimo z matriko za preverjanje sodosti, v kateri so vsi stolpci nenicelni vektorji. $H(2^m - 1 = n, 2^m - 1 - m = k)$.Stolpci v Hammingovem kodu so lahko poljubno razmetani. Pomembno je le to, da nastopajo **vs**a stevila od 1 do $2^m - 1$.

Hammingov kod je lahko:

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

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

4.4.1 Dekodiranje

Dekodiranje leksikografskega Hammingovega koda je preprosto:

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

Za kod, ki pa ni leksikografski pogledamo, na kateri indeks se slika izracunani sindrom.

4.5 Ciklicni kodi C(n, k)

d_H v matriki H dobimo tako, da pristevamo stolpce, dokler ne dobimo nicelnega vektorja.

4.5.1 Zapis s polinomi

Imejmo osnovni vektor:

$$x = (x_{n-1}, x_{n-2}, \dots, x_0) \Leftrightarrow$$

$$x(p) = x_{n-1}p^{n-1} + x_{n-2}p^{n-2} + \dots + x_0$$

Izvedemo premik za eno mesto:

$$x' = (x_{n-2}, \dots, x_0, x_{n-1}) \Leftrightarrow$$

$$x'(p) = x_{n-2}p^{n-2} + \dots + x_0p + x_{n-1}$$

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:

$$\Rightarrow x'(p) = px(p) \bmod (p^n + 1).$$

Izvajanje kroznega premika za i mest:

$$x^i(p) = p^i x(p) \bmod (p^n + 1)$$

4.5.2 Generatorski polinomi

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

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

Za sistematični kod velja: $G = [I_k|A_{k,n-k}]$. Sistematični 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. Kako narediti kod leksikografski in hkrati sistematični? $H_L \rightarrow H_S \rightarrow G_S$.

4.5.3 Polinom za preverjanje sodosti

$$x(p)h(p) \bmod (p^n + 1) = 0 \\ \Rightarrow h(p) = (p^n + 1) : g(p)$$

Pazi ko gradis matriko H , vrstice so indeksirane po narascujoci stopnji polinoma $h(p)$, medtem, ko pa pri gradnji matrike G , so vrstice indeksirane po padajoci stonji polinoma $g(p)$!

4.5.4 Kodiranje z mnozenjem

Kodne zamenjave so večkratniki generatorskega polinoma. Velja:

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

, kjer je $z(p)$ polinom, ki ustreza podatkovnemu vektorju \mathcal{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 sistematičen.

4.5.5 kodiranje z deljenjem

Kodiranje na osnovi deljenja ustvari sistematičen ciklicen kod. Kodna zamenjava je zato sestavljena iz podatkovnega 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 pomnožimo s p^m , dobimo na desni m nicel.

$$p^m z(p)$$

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

V splošnem 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 . Sepravi delimo $(p^m z(p))/g(p)$ in ostanek bodo nasi varnostni biti. $(z_{k-1}, \dots, z_0|r_{m-1}, \dots, r_0)$.

4.5.6 Dekodiranje

Dekodiranje ciklicnih kodov sloni na linearnih bločnih kodih. Vzemimo, da je pri prenosu prišlo 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 nic, je prišlo 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

4.5.7 Zmožnosti ciklicnih kodov

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

- Kod odkrije vsako posamično napako: $e(p) = p^i$

- Za določene generatorske polinome odkrije tudi dve posamični napaki do dolžine bloka $n = 2^m - 1$

- Odkrije poljubno stevilo lihih napak, ce $p + 1$ deli $g(p)$

- Odkrije vsak izbruh napak do dolžine m

- Odkrije vse razen $2^{-(m-1)}$ izbruhov dolžine $m + 1$

- Odkrije tudi vse razen delež 2^{-m} izbruhov daljših od $m + 1$

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

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

4.5.8 CRC

tabela: $p^0 .> p^{m-1}$, vhod, res

ce XOR (p^{n-1} , vhod) == 0: shift register v desno, na začetku dodaj 0 drugace: shift register v desno, na začetku dodaj 1 XOR $g(p)$ z r XOR $g(p)$ z r [1, 0, 1, 1] -> 1101

5 Analiza signalov

5.1 Invariantnost sinusoid

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

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

popaci v izhodni signal z drugacno amplitudo in fazi θ , vendar ohrani frekvenco ν .

5.2 Fourierova transformacija

Vsako periodično 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 združimo locene rezultate

5.2.1 Fourierova vrsta

Funkcija je periodična s periodo T , ce velja:

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

kjer je T najmanjša pozitivna vrednost s to lastnostjo.

Funkciji $\sin(t)$ in $\cos(t)$ sta periodični s periodo $2\pi \Rightarrow$ Funkciji $\sin(\frac{2\pi k t}{T})$ in $\cos(\frac{2\pi k t}{T})$ sta potem periodični 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** periodično 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 enoznačna (za vsak t ena sama vrednost)
- je končna povsod, oz. njen integral je končen
- je absolutno integrabilna (ima končno energijo)

$$\int_0^T |x(t)| dt < \infty$$

- mora imeti končno stevilo ekstremov v vsakem območju

- imeti mora knčno stevilo končnih 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:

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

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 matematični konstrukt, ki nam pride prav pri opisovanju signalov. Vsako sinusoido opišemo s 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:

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

Manjši kot je T v časovnem prostoru, sirsi je signal v frekvenčnem prostoru.

Lastnosti Fourierove transformacije:

- linearost: $f(t) = ax(t) + by(t) \rightarrow F(\nu) = aX(\nu) + bY(\nu)$
- skaliranje: $f(t) = x(at) \rightarrow F(\nu) = \frac{1}{|a|} X(\frac{\nu}{a})$
- premik: $f(t) = x(t - t_0) \rightarrow F(\nu) = e^{-i2\pi \nu t_0} X(\nu)$
- modulacija: $f(t) = e^{i2\pi t \nu_0} x(t) \rightarrow F(\nu) = X(\nu - \nu_0)$
- 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 izračunali natanko N neodvisnih točk na izhodu.

- Namesto, da bi določili DFT za vse točke 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 vključuje $N + 1$ vrednost. Izkazalo se bo, da sta obe robni vrednosti enaki. Imamo jih zaradi lepšega 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:

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

Povezava s Fourierovo transformacijo je $X(\nu_n) \approx \Delta X_n$ Iz enacbe za DFT sledi, da je DFT periodična s periodo N . To pomeni, da je $X_{-n} = X_{N-n}$ Koeficienti 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.

5.4 Modulacija in frekvenčni premik

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 več signalov po istem mediju.

5.5 Teorem vzorčenja

Signal moramo vzorčiti 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 določene case, ki si najpogosteje sledijo v enakih časovnih intervalih $x_k = x(k\Delta)$, Δ je perioda vzorčenja.

Signale danes običajno zajemamo z racuanalniki. Za to se uporabljajo vezja A/D pretvorniki. Imajo končno natančnost, na primer 12bit. Signal torej opišemo s končno mnogo različnimi amplitudami 2^{12} .

5.6 Energija signala

Definicija:

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

Parsevalov teorem

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

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

5.6.1 Mocnostni spekter diskretnega kanala

Diskretna različica Parsevalovega teorema:

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

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

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