

UNIVERZA V LJUBLJANI
FAKULTETA ZA MATEMATIKO IN FIZIKO

Finančna matematika – 1. stopnja

Metod Jazbec

Splošna definicija diferencirane zasebnosti

Delo diplomskega seminarja

Mentor: doc. dr. Aljoša Peperko

Ljubljana, 2018

KAZALO

1. Uvod	4
2. Matematična priprava	5
3. Splošni podatkovni model in definicija diferencirane zasebnosti	8
3.1. Predstavitev podatkovne baze	8
3.2. Modeliranje poizvedb	9
3.3. Definicija diferencirane zasebnosti	11
4. Omilitev zahtev definicije diferencirane zasebnosti	12
4.1. Zadostne testne množice	12
4.2. Identična poizvedba v primeru perturbacije podatkovne baze	13
4.3. Poenostavitev na eno-dimenzionalne baze	15
5. Natančnost diferencirano zasebnih mehanizmov	17
6. Dodatno o funkcijskih podatkih	19
Slovar strokovnih izrazov	22
Literatura	22

Splošna definicija diferencirane zasebnosti

POVZETEK

V povzetku na kratko opišite vsebinske rezultate dela. Sem ne sodi razlaga organizacije dela – v katerem poglavju/razdelku je kaj, pač pa le opis vsebine.

Angleški naslov dela

ABSTRACT

Prevod zgornjega povzetka v angleščino.

Math. Subj. Class. (2010): navedite vsaj eno klasifikacijsko oznako – dostopne so na www.ams.org/mathscinet/msc/msc2010.html

Ključne besede: navedite nekaj ključnih pojmov, ki nastopajo v delu

Keywords: angleški prevod ključnih besed

1. UVOD

Dandanes živimo v dobi podatkov. Podjetja ter ustanove zbirajo podatke o svojih uporabnikih in jih nato uporabijo za izboljšanje algoritmov oz. tehnologije. Posledično postaja vse bolj pomembno vprašanje varovanja podatkov. Kako omogočiti strokovnjakom in inženirjem dostop do velikih podatkovnih baz, hkrati pa ohraniti zasebnost posameznikov? Kako lahko podjetja uporabijo vse podatke, ki jih zbirajo o svojih uporabnikih, ne da bi s tem ogrozili njihove privatnosti? Obstaja veliko različnih pristopov (najbolj pogoste so t. i. 'metode anonimizacije'), vendar se je izkazalo, da je veliko od teh neprimernih in so izpostavljeni raznim napadom. Še posebej velja izpostaviti t. i. 'background/auxiliary' napad, pri katerem napadalec uporabi dodatno podatkovno bazo za razkritje identite posameznikov v prvotni bazi (Netflix, American health records). V ta namen se je v zadnjih 15 letih pojavil koncept diferencirane zasebnosti, ki postavlja vprašanje varovanja podatkov v okvir matematične teorije. Vnaša 'naključnost' v podatkovno bazo; odgovori na poizvedbe tako niso več deterministični, ampak so probablistični. Osnovna ideja je, da se odgovor na poizvedbo ne bo spremenil, če podatki o enem konkretnem posamezniku so ali niso v bazi. Na ta način omogočimo dostop do globalnih lastnosti celotne populacije, zaščitimo pa konkretne informacije o posameznikih. Mnogi vidijo diferencirano zasebnost kot odlično rešitev, uporabljajo jo tudi podjetja kot so Apple in Uber. Na drugi strani pa obstaja tudi precej kritik; ena glavnih izmed njih je, da koncept diferencirane zasebnosti sicer ponuja lepe matematične in teoretične temelje, ni pa zares uporaben v praksi.

Pomembno je razumevanje, da se diferencirana zasebnost ne ukvarja z zaščito podatkov samih. Npr. ne ponuja odgovora na problem, kako podatke varno shraniti na nekem serverju (da jih zaščitimo pred hekerskimi vdori ipd.). Ukvarja se s tem, kako ohraniti zasebnost pri procesu objavljanja (angl. data publishing) in pridobivanja podatkov (angl. data mining). Za lažje razumevanje pred nadaljevanjem navedimo še dva primera. Prvi se je pojavil leta 2000, ko so raziskovalci ugotovili, da ameriške bolnišnice niso zaščitile javno dostopnih podatkov na primeren način. Kar so naredili (bolnišnice) je, da so uporabili metodo anonimizacije, to pomeni, da so iz podatkov odstranili vse eksplicitne indikatorje (npr. ime in EMŠO). Podatki so tako vsebovali le npr. spol pacienta, rojstni datum, poštno številko (ZIP) in zdravstveno stanje (poenostavljen primer). Izkazalo se je, da lahko te podatke združimo (angl. cross-reference) s podatki iz volilnega sistema, in na ta način razkrijemo identiteto pacientov. En možen način kako se lahko reši tak problem bi bil, da bolnišnice sploh ne bi javno objavile baze podatkov, ampak bi dostop do baze raziskovalcem omogočile le prek dovoljenih poizvedb. Npr. znanstveniki bi lahko 'vprašali' koliko odstotkov oseb ženskega spola ima to in to bolezen, ne bi pa smeli povprašati po diagnozi konkretnega posameznika. Pri takem pristopu se naravno pojavi vprašanje, točno katere poizvedbe dovolimo. Po eni strani izbire nočemo preveč omejiti (znanstvenikom želimo omogočiti kvalitetne podatke), po drugi strani ne želimo izpostaviti nobenih konkretnih informacij o posamezniku. Hkrati se tudi izkaže, da lahko v primeru determinističnih poizvedb napadalec samo na podlagi odgovorov na poizvedbe sklepa o lastnostnih posameznika. Ponazorimo to s preprostim zgledom na podatkih iz tabele 1. Recimo, da bi napadalec rad izvedel Edijevo diagnozo. Privzemimo, da ima na voljo poizvedbo Q_i , ki kot odgovor vrne vsoto prvih i vrstic. Dodatno tudi ve, da se Edi nahaja na 5. mestu v tabeli. Tako bi lahko izvedel poizvedbi Q_4 in Q_5

Pacient	Diabetes
Anja	1
Bojan	1
Cene	0
Darja	0
Edi	1

TABELA 1. Podatkovna baza z imeni pacientov in podatki o diabetesu.

in iz razlike obeh sklepov, da Edi ima diabetes. Odgovor na to problematiko ponuja diferencirana zasebnost, pri kateri poizvedbe postanejo probabilistične in napadalec kljub dodatnim informacijam ne more priti do gotovih sklepov o Edijeви diagnozi.

Drugi primer, ki je pogost dandanes, pa se pojavi pri procesu rudarjenja podatkov (angl. data mining). Podjetja za izboljšanje svoje programske opreme, beležijo skoraj vsako našo potezo na pametnem telefonu ali računalniku. Rezultat so potem npr. sistemi za priporočanje in 'auto-correct' sistem pri tipkanju; torej algoritmi, ki za svoje delovanje potrebujejo velike količine podatkov (da se iz njih "učijo"). Podjetja zajemanje podatkov opravičujejo z izboljšanjem tehnologije. Uporabnikom je tako rečeno, da morajo žrtvovati del zasebnosti za izboljšanje tehnologije, ki jo uporabljajo. Diferencirana zasebnost ponuja možnost, da temu ni tako (v primeru, da se izkaže, da je 'skalabilna'). Tak pristop npr. že uporablja Apple, ki nekatere podatke še preden jih iz naprave (npr. iz iphona) pošlje na centralni server, 'zamaskira' s pomočjo algoritmom, ki slonijo na diferencirani zasebnosti (to so uporabili pri sistemu za predloge 'emojiev' in sistemu za pomoč pri tipkanju).

V prvem delu diplomske naloge se bom posvetil teoretičnemu ozadju. V praksi imamo opravka z različnimi vrstami podatkov, v literaturi pa se diferencirana zasebnost (kot matematični koncept) pogosto definira le za posamezno vrsto podatkov (npr. številske). Predstavil bom model, ki omogoča, da se koncept diferencirane zasebnosti definira v splošnem, tj. za vse vrste podatkov hkrati. V nadaljevanju bo podanih tudi nekaj osnovnih rezultatov, ki izhajajo iz tega modela. V drugem delu bom...

2. MATEMATIČNA PRIPRAVA

Naj bo Ω neprazna množica s pripadajočo algebro \mathcal{S} . Označimo s $\sigma(\mathcal{S})$ najmanjšo σ -algebro, ki vsebuje \mathcal{S} (rečemo da \mathcal{S} generira $\sigma(\mathcal{S})$).

Definicija 2.1. Monoton razred \mathcal{M} je družina podmnožic Ω (torej $\mathcal{M} \subset \mathcal{P}(\Omega)$) z naslednjima lastnostima:

- $\{A_i\}_{i=1,\dots,\infty} \in \mathcal{M}, A_i \subseteq A_{i+1} \Rightarrow \bigcup_{i=1,\dots,\infty} A_i \in \mathcal{M}$ (zaprtost za monotono naraščajoče števne unije),
- $\{A_i\}_{i=1,\dots,\infty} \in \mathcal{M}, A_i \supseteq A_{i+1} \Rightarrow \bigcap_{i=1,\dots,\infty} A_i \in \mathcal{M}$ (zaprtost za monotono padajoče števne preseke).

Iz definicije takoj sledi, da je vsaka σ -algebra monoton razred (uporabimo zaprtost za poljubne števne unije in preseke). Naslednji izrek karakterizira $\sigma(\mathcal{S})$ kot najmanjši monoton razred, ki vsebuje algebro \mathcal{S} .

Izrek 2.2. Naj bo \mathcal{S} algebra in \mathcal{M} monoton razred na množici Ω . Naj velja še $\mathcal{S} \subseteq \mathcal{M}$. Potem sledi $\sigma(\mathcal{S}) \subseteq \mathcal{M}$.

Dokaz. Označimo z $m(\mathcal{S})$ najmanjši monoton razred, ki vsebuje \mathcal{S} (dobimo ga kot presek vseh monotoni razredov na Ω , ki vsebujejo \mathcal{S}). Ker za vsak \mathcal{M} z lastnostjo $\mathcal{S} \subseteq \mathcal{M}$ velja $m(\mathcal{S}) \subseteq \mathcal{M}$, vidimo, da je dovolj pokazati $\sigma(\mathcal{S}) \subseteq m(\mathcal{S})$. Za dokaz tega je dovolj pokazati, da je $m(\mathcal{S})$ σ -algebra (sledi iz dejstva, da je $\sigma(\mathcal{S})$ najmanjša σ -algebra, ki vsebuje \mathcal{S}). Ker je $m(\mathcal{S})$ monoton razred, je dovolj pokazati, da je $m(\mathcal{S})$ algebra (algebra je σ -algebra natanko tedaj, ko je monoton razred; dokaz na tem mestu izpustimo).

Pokažimo najprej zaprtost za komplemente. Obravnavajmo družino množic $\mathcal{G} = \{A \mid A^c \in m(\mathcal{S})\}$. Ker je $m(\mathcal{S})$ monoton razred, sledi da je tudi \mathcal{G} . Dodatno velja še $\mathcal{S} \subseteq \mathcal{G}$ (sledi iz $\mathcal{S} \subseteq m(\mathcal{S})$ in dejstva, da je \mathcal{S} algebra, torej zaprta za komplement). To nam zagotovi $m(\mathcal{S}) \subseteq \mathcal{G}$, s čimer smo pokazali, da je $m(\mathcal{S})$ zaprt za komplemente. Pokažimo še zaprtost za končne unije. Definirajmo družino množic $\mathcal{H}_1 = \{A \mid A \cup B \in m(\mathcal{S}), \forall B \in \mathcal{S}\}$. Potem je \mathcal{H}_1 monoton razred in $\mathcal{S} \subseteq \mathcal{H}_1$. Iz minimalnosti sledi $m(\mathcal{S}) \subseteq \mathcal{H}_1$. Definirajmo še $\mathcal{H}_2 = \{B \mid A \cup B \in m(\mathcal{S}), \forall A \in m(\mathcal{S})\}$. Spet velja, da je \mathcal{H}_2 monoton razred. Ker je $m(\mathcal{S}) \subseteq \mathcal{H}_1$, sledi da $A \in m(\mathcal{S})$ in $B \in \mathcal{S}$ skupaj implicirata $A \cup B \in m(\mathcal{S})$. Povedano drugače, $B \in \mathcal{S}$ implicira $B \in \mathcal{H}_2$. Torej je $\mathcal{S} \subseteq \mathcal{H}_2$ in iz minimalnosti dobimo $m(\mathcal{S}) \subseteq \mathcal{H}_2$, iz česar sledi, da $A, B \in m(\mathcal{S})$ implicira $A \cup B \in m(\mathcal{S})$. Torej je $m(\mathcal{S})$ res algebra in izrek je dokazan. \square

Na kratko ponovimo še nekaj osnovnih pojmov pri metričnih prostorih.

- Metrični prostor (D, ρ) je *končen* (angl. finite), če ima končno število elementov/točk (torej $|D| < \infty$). Primer je množica hobijev v primeru 3.1.
- Metrični prostor (D, ρ) je *končno-dimenziionalen* (angl. finite-dimensional), če ima končno bazo. Primer je \mathbb{R}^n .
- Metrični prostor (D, ρ) je *neskončno-dimenziionalen* (angl. infinite-dimensional), če nima končne baze. Primer je $C([0, 1])$.

Definicija 2.3. Metrični prostor (D, ρ) je *kompakten*, če ima vsako zaporedje v D konvergetno podzaporedje z limito prav tako v D (povedano drugače, vsako zaporedje v D ima vsaj eno stekališče vsebovano v D).

Opomba 2.4. Zgoraj podana definicija ne opisuje najbolj splošnega pojma kompaktnosti, ampak gre za ubistvu t. i. zaporedno kompaktnost (angl. sequentially compactness), kar zadostuje za potrebe tega diplomskega dela. Oba pojma kompaktnosti sta namreč ekvivalentna v primeru metričnih prostorov. Se pa pojma razlikujeta, če delamo s topološkimi prostori (kompaktnost tu definiramo drugače, prek pokritij in podpokritij).

V primeru ko je $D \subset \mathbb{R}^n$ (podmnožica Evklidskega prostora), dodatno vemo, da je D kompakten natanko tedaj, ko je zaprt in omejen.

Lema 2.5. Naj bo (D, ρ) končen metričen prostor. Potem je D kompakten.

Dokaz. Vzemimo poljubno zaporedje v D z neskočno mnogo elementi. Vidimo, da se mora vsaj en element iz D v zaporedju pojaviti neskončno mnogokrat. V nasprotnem primeru zaporedje ne bi imelo neskončno mnogo elementov (sledi iz končnosti D). Ponavljajoče se vrednosti tega elementa tvorijo podzaporedje, ki je seveda konvergentno. Torej je po zgornji definiciji D kompakten. \square

Definirajmo še metriko ρ_H , t.i. *Hammingovo razdaljo*, ki jo bomo potrebovali za izpeljavo nekaterih nadaljnjih rezultatov.

Definicija 2.6. Naj bo D poljubna množica in $a, b \in D^n$. Potem je *Hammingova razdalja* $\rho_H(a, b)$ enaka številu mest, na katerih se vektorja a in b razlikujeta.

Opazimo, da je v 1-dimenzionalnem primeru ta metrika ekvivalentna diskretni. Morda se bralcu zastavi vprašanje, kako deluje taka metrika na vektorju npr. funkcij. Če želimo enakost skoraj povsod, lahko za D vzamemo npr. prostor L^2 , torej primerjamo med seboj ekvivalenčne razrede funkcij. Metrika na prvi pogled tudi ni najbolj uporabna, saj pove le, ali sta elementa danega metričnega prostora različna in ne 'koliko' sta različna. Zanimivo je, da je to v primeru diferencirane zasebnosti primerna stvar, saj tu med sabo primerjamo podatkovne baze in ne vnosov znotraj posamezne baze.

V zadnjem poglavju bomo za izpeljavo nekaterih rezultatov potrebovali še osnovno teorijo jedrnih funkcij v statistični analizi, Gaussovih procesov ter Hilbertovih prostorov z reprodukcijским jedrom.

Definicija 2.7. Funkcija K je jedrna funkcija (angl. kernel function), če je neneativna, integrabilna ter slika v prostor realnih števil.

Opomba 2.8. Zgoraj podana definicija je najbolj splošna, ponavadi pa zahtevamo še dva dodatna pogoja in sicer simetričnost, torej $K(x) = K(-x)$, ter normalizacijo

$$\int_{-\infty}^{\infty} K(u) du = 1.$$

Enostaven primer je eno-dimenzionalno Gaussovo jedro, ki ima obliko $K(u) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} e^{-\frac{u^2}{2}}$ (vidimo, da gre kar za gostoto standardno normalne porazdelitve).

Definicija 2.9. Gaussov proces, parametriziran z indeksno množico T , je slučajni proces $\{X_t : t \in T\}$, za katerega velja, da je za vsak končni nabor točk $t_1, \dots, t_n \in T$ slučajni vektor

$$(X_{t_1}, \dots, X_{t_n})$$

porazdeljen multivariatno normalno.

Opomba 2.10. Gaussov proces je kot slučajni proces definiran na nekem verjetnostnem prostoru $(\Omega, \mathcal{F}, \mathbb{P})$. Pri fiksnem $\omega \in \Omega$ je preslikava $T \rightarrow \mathbb{R}$ (oz. $t \rightarrow X_t(\omega)$) realizacija ali trajektorija Gaussovega procesa X_t . Gaussov proces je popolnoma določen s funkcijama povprečja in kovariance:

$$m(t) = \mathbb{E}X_t, K(s, t) = Cov(X_s, X_t).$$

Spomnimo se, da je Hilbertov prostor \mathcal{H} poln metrični prostor (vsako Cauchyjevo zaporedje ima limito vsebovano v tem prostoru), kjer je metrika podana prek skalarnega produkta, torej za $f, g \in \mathcal{H}$ velja $d(f, g) = \sqrt{\langle f - g, f - g \rangle}$.

Definicija 2.11. Naj bo H Hilbertov prostor, katerega elementi so funkcije oblike $f : X \rightarrow \mathbb{R}$ (pri tem je X poljubna množica). Označimo z L_x linearen funkcional, ki vsako funkcijo $f \in \mathcal{H}$ izvrednoti v x , torej

$$L_x : f \rightarrow f(x).$$

Potem je \mathcal{H} Hilbertov prostor z reprodukcijским jedrom natanko tedaj, ko je L_x zvezen operator nad \mathcal{H} za vsak $x \in X$.

Opomba 2.12. Opišimo podano definicijo ter reprodukcijsko lastnost na še bolj intuitiven način. Z uporabo Rieszovega reprezentacijskega izreka o funkcionalih opazimo, da za vsak $x \in X$ obstaja natanko en $K_x \in H$ z lastnostjo

$$f(x) = L_x(f) = \langle f, K_x \rangle_{\mathcal{H}}, \forall f \in H.$$

Če sedaj namesto f vzamemo $K_x \in H$, sledi, da za vsak $y \in X$ obstaja $K_y \in H$, da velja

$$K_x(y) = L_y(K_x) = \langle K_y, K_x \rangle_{\mathcal{H}}.$$

To nam omogoča, da definiramo reprodukcijsko jedro Hilbertovega prostora \mathcal{H} kot funkcijo $K : X \times X \rightarrow \mathbb{R}$, kjer je $K(x, y) = \langle K_y, K_x \rangle_{\mathcal{H}}$.

Alternativno si lahko Hilbertov prostor \mathcal{H} predstavljamo kot zaprtje linearne ogrinjače funkcij oblike $K_x, x \in X$. Za dve funkciji oblike $f = \sum_{i=1}^n \theta_i K_{x_i}$ in $g = \sum_{j=1}^m \xi_j K_{y_j}$ ($\xi_i, \theta_i \in \mathbb{R} \forall i, x_1, \dots, x_n, y_1, \dots, y_m \in X$) ima tako njun skalarani produkt obliko

$$\langle f, g \rangle_{\mathcal{H}} = \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^m \theta_i \xi_j K(x_i, y_j).$$

3. SPLOŠNI PODATKOVNI MODEL IN DEFINICIJA DIFERENCIRANE ZASEBNOSTI

3.1. Predstavitev podatkovne baze. Naj bo (U, ρ) poljuben metrični prostor in $D \subseteq U$. Posamezni vnosi v opazovani podatkovni bazi so elementi množice D . Celotno bazo prikažemo z vektorjem $\mathbf{d} = (d_1, \dots, d_n) \in D^n$, kjer $d_i \in D$ predstavlja i -ti vnos oz. vrstico.

Množico U opremimo z Borelovo σ -algebro, označimo jo z \mathcal{A}_U , ki je najmanjša σ -algebra, ki vsebuje vse odprte množice v U . Tako σ -algebro generiramo preko metrične topologije. Za lažjo predstavo podajmo grob opis tega postopka. S pomočjo metrike ρ na U lahko definiramo odprte krogle $B_r(x) = \{y \in U \mid \rho(x, y) < r\}$. To zadošča, da lahko definiramo bazo topologije, ki je oblike $\mathcal{B} = \{B_r(x) \mid x \in U, r > 0\}$ (povedano drugače, vsak metrični prostor je hkrati topološki prostor oz. metrika nam porodi topologijo). Ko enkrat imamo topologijo (lahko si jo predstavljamo kot podmnožico potenčne množice U , ki vsebuje vse odprte množice v U), lahko le-to uporabimo za generiranje Borelove σ -algebre.

\mathcal{A}_U nam potem naravno porodi $\mathcal{A}_D := \{A \in \mathcal{A}_U \mid A \subset D\}$ na D . Predpostavimo tudi, da je U^n (in s tem D^n) opremljen s produktno σ -algebro, ki je generirana prek $\{A_1 \times \dots \times A_n \mid A_i \in \mathcal{A}_U\}$ in jo označimo z \mathcal{A}_{U^n} .

Tak model podatkovne baze je zelo splošen (U je namreč poljubni metrični prostor) in nam omogoča enotno obravnavo različnih vrst podatkov: numeričnih, kategoričnih in funkcijskih.

Primer 3.1. Recimo, da imamo na voljo podatkovno bazo, v kateri so zabeleženi hobiji posameznikov. Množico vseh hobijev lahko označimo s $\mathcal{H} = \{\text{nogomet}, \text{kitara}, \dots\}$. Predpostavka o končnosti \mathcal{H} je tu smiselna in neomejujoča. Za D potem lahko vzamemo $2^{\mathcal{H}}$. Pri izbiri metrike imamo precej proste roke, vzemimo npr. diskretno metriko $\rho(A, B) = 1$ če $A \neq B$ in 0 drugače. Borelova σ -algebra \mathcal{A}_D je tu kar enaka D . Opazimo tudi, da ni nujno, da imajo vsi elementi v D^n (torej vnosi v naši

podatkovni bazi) enako število elementov, kar odraža dejstvo, da nimamo vsi ljudje enakega števila hobijev. \diamond

Primer 3.2. Kot primer za numerične podatke obravnavajmo barvne slike, torej $D = \mathbb{R}^{n \times m \times 3}$ (RGB slike dimenzije $n \times m$). Kot metrika se tu naravno ponuja $\rho(A, B) = \sum_{i,j,k} |a_{i,j,k} - b_{i,j,k}|$. Za Borelovo σ -algebro \mathcal{A}_D vzamemo produktno σ -algebro, torej $\mathcal{A}_D = \{A_1 \times A_2 \times A_3 | A_1 \in \mathcal{B}(\mathbb{R}^n), A_2 \in \mathcal{B}(\mathbb{R}^m), A_3 \in \mathcal{B}(\mathbb{R}^3)\}$. Ta koncept lahko razširimo na 3-D barvne slike in tudi na video posnetke. \diamond

Primer 3.3. Primer mešanih podatkov nam ponuja enostavna baza zdravstvenih podatkov. Recimo, da so elementi naše baze oblike (*kvazi-identifikator pacienta, starost, spol, bolezen, bolezen 1, bolezen 2, ...*). D potem lahko izberemo takole

$$D = \{1, 2, \dots, st.pacientov\} \times \{1, \dots, 120\} \times \{M, F\} \times \\ \{Ljubljana, \dots, SpodnjiDuplek\} \times \{0, 1\}^n.$$

Kar pogosto naredimo v praksi je, da najprej kategorične podatke spremenimo v numerične (npr. z uporabo one-hot encodinga). Metrika na D in pripadajoča Borelova algebra potem izgledata podobno kot v prejšnjem primeru. \diamond

Primer 3.4. Navedimo še primer, ko imamo opravka s t. i. funkcijskimi podatki. Te se pojavijo npr. pri merjenju porabe elektrike v gospodinjstvih, kar lahko predstavimo kot graf porabe v odvisnosti od časa. Če meritev opravimo le ob določenih časovnih točkah, lahko za D vzamemo npr. prostor zaporedij (angl. sequence space) l_∞ ali l_2 . Drugače lahko vzamemo za D npr. $C([0, T])$ ali $L_2([0, T])$. Tu T označuje dolžino opazovanega časovnega obdobja. Dodajmo še, da so prostori l_p le posebni primeri prostorov L_p , ko delamo na merljivem prostoru $(\mathbb{N}, 2^{\mathbb{N}})$, za mero pa vzamemo t. i. mero štetja. Vsi ti prostori so Banachovi prostori (t.j. polni normirani metrični prostori), kar pomeni, da imajo naravno podano normo. Le-ta nam inducira metriko ρ , prav tako pa lahko prek norme pridemo bo pripadajoče Borelove σ -algebre (glej izpeljavo zgoraj prek metrične topologije). \diamond

Pravimo da sta dve podatkovni bazi, $\mathbf{d} = (a_1, \dots, a_n)$ in $\mathbf{d}' = (b_1, \dots, b_n)$, *sosednji*, če se razlikujeta v natanko enem vnosu. Torej:

- obstaja $j \in \{1, \dots, n\}$, da velja $a_j \neq b_j$,
- za vsak $i \in \{1, \dots, n\} \setminus j$ velja $a_i = b_i$.

Sosednji bazi označimo z $\mathbf{d} \sim \mathbf{d}'$. Če obravnamo D^n kot metrični prostor s pripadajočo Hammingovo metriko ρ_H , lahko ekvivalentno rečemo, da mora veljati $\rho_H(\mathbf{d}, \mathbf{d}') = 1$.

Za izpeljavo nekaterih rezultatov v nadaljevanju, moramo predpostaviti, da je D kompakten metrični prostor. V primeru kompaktnosti nato definiramo še diameter kot $diam(D) = \max_{d, d' \in D} \rho(d, d')$. Obstoj diametera je posledica dejstva, da zvezna funkcija ρ doseže svoj maksimum na kompaktni množici D .

3.2. Modeliranje poizvedb. Poizvedba (angl. query) je način pridobitve željenih informacij iz podatkovne baze. V prejšnjem poglavju smo podatkovno bazo predstavili kot metrični prostor in enako sedaj storimo za množico vseh možnih odgovor (angl. set of all possible responses) na posamezno poizvedbo. Tak metrični prostor označimo z (E_Q, ρ_Q) in ga ponovno opremimo z Borelovo σ -algebro \mathcal{A}_Q (indeks Q tu

ponazarja odvisnost od poizvedbe, kar je naravno, saj različne poizvedbe vodijo do različnih množic možnih odgovorov). Sedaj lahko definiramo poizvedbo kot merljivo funkcijo $Q : U^n \rightarrow E_Q$, torej $Q^{-1}(A) \in \mathcal{A}_{U^n}$ za vsako $A \in E_Q$.

Primer 3.5. Kot pri konstrukciji podatkovne baze $\mathbf{d} \in D^n$, imamo tudi pri izbiri prostora možnih odgovorov precej proste roke. Če se vrnemo na primer podatkovne baze hobijev, bi npr. lahko povprašali po številu ljudi, ki igrajo nogomet. Odgovor na to poizvedbo bi bil numeričen ($E_Q = \mathbb{N}$). Lahko pa bi nas zanimalo, kateri so 3 najpogostejši hobiji v bazi. Odgovor tu bi bil verjetno množica hobijev ($E_Q = 2^{\mathcal{H}}$). \diamond

Dalje lahko definiramo pojem *odzivnega mehanizma* (angl. response mechanism), ki nam omogoča, da v našo podatkovno bazo vnesemo 'naključnost' in na ta način preprečimo, da bi lahko prek poizvedb prišli do konkretnih informacij o posameznikih. Seveda na račun naključnosti povečamo 'zasebnost' podatkov, a izgubimo pri natančnosti poizvedb, gre za ti. 'privacy-accuracy trade-off' (več o tem v nadaljevanju).

Definicija 3.6. Naj bo $(\Omega, \mathcal{F}, \mathbb{P})$ verjetnostni prostor, $\mathbf{d} \in D^n$ opazovana podatkovna baza in $\mathcal{Q}(n)$ (n se nanaša na dimenzijo podatkovne baze) množica (možnih oz. dovoljenih) poizvedb. *Odzivni mehanizem* (za izbran nabor poizvedb $\mathcal{Q}(n)$) je potem definiran kot družina slučajnih spremenljivk

$$(1) \quad \{X_{Q,\mathbf{d}} : \Omega \rightarrow E_Q \mid Q \in \mathcal{Q}(n), \mathbf{d} \in D^n\}.$$

Pričakovana napaka takega mehanizma za dano poizvedbo Q in podatkovno bazo \mathbf{d} je potem dana z $\mathbb{E}[\rho_Q(X_{Q,\mathbf{d}}, Q(\mathbf{d}))]$. V nadaljevanju bo pogosto navedeno npr. $\mathbb{P}(X_{Q,\mathbf{d}} \in A)$, kar je seveda okrajšava za $\mathbb{P}(\{\omega \in \Omega : X_{Q,\mathbf{d}}(\omega) \in A\})$.

Ločimo dva glavna primera odzivnih mehanizmov:

- *Perturbacija podatkovne baze* (angl. sanitised response mechanism). Tu vnesemo naključnost v podatke, še preden podamo odgovor na poizvedbo. Za to potrebujemo družino merljivih preslikav (slučajnih vektorjev) $\{Y_{\mathbf{d}} : \Omega \rightarrow U^n \mid \mathbf{d} \in D^n\}$. Če taka družina obstaja, potem ima odzivni mehanizem obliko kompozituma.

$$(2) \quad X_{Q,\mathbf{d}} = Q \circ Y_{\mathbf{d}}$$

V praksi se ponavadi to izvede prek t. i. dodajanja šuma, torej $X_{\mathbf{d}} = \mathbf{d} + N$, kjer je N slučajni vektor v U^n . Za tak pristop (dodajanje šuma) je potrebno, da ima U^n primerno algebraično obliko (npr. vektorski prostor ali monoid, kar nam zagotovi zaprtost za seštevanje).

- *Perturbacija odgovorov na poizvedbo* (angl. output perturbation). Kot sklepamo že iz imena, tokrat podatke perturbiramo šele po poizvedbi. Recimo, da imamo podano poizvedbo $Q : U^n \rightarrow E_Q$. V primeru da obstaja družina merljivih preslikav $\{Z_q : \Omega \rightarrow E_Q \mid q \in E_Q\}$, je odzivni mehanizem definiran kot

$$(3) \quad X_{Q,\mathbf{d}} = Z_{Q(\mathbf{d})}$$

Opomba 3.7. Na tem mestu se nam naravno postavi vprašanje, kako postopamo pri konstrukciji odzivnega mehanizma v primeru funkcijskih podatkov. Dodajmo le, da bi tak opis presegal obseg tega diplomskega dela, saj je teorija zadaj precej

zahtevna in obsežna. Tu je poudarek bolj na opisu modela, ki omogoča enotno obravnavo različnih vrst podatkov, ne na sami konstrukciji odzivnih mehanizmov (čeprav bo v nadaljevanju podan primer za numerične podatke).

3.3. Definicija diferencirane zasebnosti. Sedaj smo pripravili vse potrebno in lahko definiramo pojem diferencirane zasebnosti.

Definicija 3.8. Diferencirana zasebnost za posamezno poizvedbo Naj bo $\epsilon > 0$ in $0 \leq \delta \leq 1$. Odzivni mehanizem je (ϵ, δ) -diferencirano zaseben za poizvedbo Q , če za vse $\mathbf{d} \sim \mathbf{d}' \in D^n$ in za vse $A \in \mathcal{A}_Q$ velja

$$(4) \quad \mathbb{P}(X_{Q,\mathbf{d}} \in A) \leq e^\epsilon \mathbb{P}(X_{Q,\mathbf{d}'} \in A) + \delta$$

Opomba 3.9. • Vidimo, da je diferencirana zasebnost koncept, ki se tiče odzivnega mehanizma (in ne npr. podatkov samih). Ideja zadaj je, da se odgovor na naš mehanizem ne sme preveč razlikovati za dve sosednji bazi (drugače povedano, če en posamezen vnos je ali ni v bazi, to ne bo preveč vplivalo na rezultat mehanizma). Na ta način diferencirano zasebni mehanizmi preprečujejo, da bi lahko prišli do sklepov o konkretnih posameznikih.

- Zasebnost opisujemo s parametroma ϵ in δ (na začetku se je uporabljal samo ϵ , t. i. stroga diferencirana zasebnost, vendar se je izkazalo, da je tak koncept pogosto preveč restriktiven za implementacijo v praksi; δ tako zajema verjetnost, da se osnovni mehanizem 'zlomi'). Nižja kot bosta oba parametra, večja bo zasebnost (a tudi manjša natančnost, bolj bodo odgovori na poizvedbe oddaljeni od resničnih). V praksi je tako izziv poiskati najmanjše možne vrednosti za ϵ in δ , pri kateri je natančnost še vedno dovolj visoka (gre za že omenjen 'trade-off between accuracy and privacy').
- Pomembna je tudi *simetričnost* definicije; neenakost mora veljati tudi če zamenjamo vlogi \mathbf{d} in \mathbf{d}'

Primer 3.10. Za boljše razumevanje ponazorimo definicijo še s primerom. Za dano poizvedbo Q izberimo konkretni sosednji bazi $\mathbf{d}, \mathbf{d}' \in D^n$ in $A \in \mathcal{A}_Q$. Označimo $a = \mathbb{P}(X_{Q,\mathbf{d}} \in A)$ in $b = \mathbb{P}(X_{Q,\mathbf{d}'} \in A)$. Zaradi simetričnosti morata v primeru (ϵ, δ) -diferencirane zasebnosti mehanizma, veljati obe neenakosti, torej $a \leq e^\epsilon b + \delta$ in $b \leq e^\epsilon a + \delta$. Obravnavajmo dva primera:

- $a = b$: Enakost obeh verjetnosti kaže na to, da se odgovor na poizvedbo ni spremenil z dodajanjem oz. odstranitvijo enega posameznika iz baze. Obe neenakosti tu sledita trivialno.
- $a > b$ (brez škode za splošnost, zaradi simetričnosti nam ni treba obravnavati še primera $a < b$) : neenakost $b \leq e^\epsilon a + \delta$ tu prav tako sledi trivialno, druga neenakost pa nam podaja mejo, za koliko je lahko verjetnost b manjša od a , da bo obravnavani mehanizem še vedno diferencirano zaseben. V primeru $(\epsilon, \delta) = (0.05, 0.05)$, mehanizem, pri katerem bo za dan $A \in \mathcal{A}_Q$ $a = 0.9$ in $b = 0.8$, ne bo diferencirano zaseben, saj $0.9 \not\leq e^{0.05} 0.8 + 0.05 \doteq 0.89$ (ni izpolnjena druga neenakost).

Ta primer nakazuje tudi zahtevnost testiranja (ϵ, δ) -diferencirane zasebnosti mehanizma; zgornji postopek moramo namreč ponoviti za vse sosednje baze v D^n in za vse elemente A Borelove σ -algebra \mathcal{A}_Q (teh je pogosto neštavno mnogo)! V praksi je to seveda v večini primerov neizvedljivo. V nadaljevanju bo podanih nekaj rezultatov, ki dane zahteve omilijo. \diamond

Definicija 3.11. Diferencirana zasebnost Odzivni mehanizem je (ϵ, δ) -diferencirano zaseben glede na $\mathcal{Q}(n)$ (množica poizvedb), če je (ϵ, δ) -diferencirano zaseben za vsako poizvedbo $Q \in \mathcal{Q}(n)$

4. OMILITEV ZAHTEV DEFINICIJE DIFERENCIRANE ZASEBNOSTI

4.1. Zadostne testne množice. V prejšnjem poglavju smo definirali koncept diferencirane zasebnosti in izpostavili nekatere pomanjkljivosti. Ena izmed njih je bila, da je potrebno pogoj iz definicije (4) preveriti za vse elemente \mathcal{A}_Q (σ -algebra množice možnih odgovorov na dano poizvedbo Q). Naslednji izrek nam pove, da je dovolj, da to preverimo le za vse elemente algebre \mathcal{S} , ki \mathcal{A}_Q generira.

Izrek 4.1. *Naj bosta podana odzivni mehanizem (1) in poizvedba (E_Q, \mathcal{A}_Q, Q) . Naj bo $\mathcal{S} \subset \mathcal{A}_Q$ algebra in naj velja $\sigma(\mathcal{S}) = \mathcal{A}_Q$. Če (4) velja za vse $A \in \mathcal{S}$, potem velja za vse $A \in \mathcal{A}_Q$.*

Dokaz. Označimo z $\mathcal{B} \subset \mathcal{P}(E_Q)$ vse množice za katere je pogoj (4) izpolnjen. Po predpostavki iz izreka velja $\mathcal{S} \subseteq \mathcal{B}$. Naj bo $A_1 \subseteq A_2 \subseteq \dots, A_i \in \mathcal{B}$ poljubno monotono naraščajoče zaporedje množic v \mathcal{B} . Naj bosta še $\mathbf{d}, \mathbf{d}' \in D^n$ poljubni sosednji podatkovni bazi. Potem velja

$$\begin{aligned} \mathbb{P}(X_{Q,\mathbf{d}} \in \bigcup_i A_i) &= \lim_{i \rightarrow \infty} \mathbb{P}(X_{Q,\mathbf{d}} \in A_i) \leq \\ &\leq e^\epsilon \lim_{i \rightarrow \infty} \mathbb{P}(X_{Q,\mathbf{d}'} \in A_i) + \delta = \\ &= e^\epsilon \mathbb{P}(X_{Q,\mathbf{d}} \in \bigcup_i A_i) + \delta \end{aligned}$$

kjer smo pri obeh enakostih uporabili zveznost verjetnostne mere, pri neenakosti pa dejstvo, da za vsak i velja $A_i \in \mathcal{B}$. Identičen argument pokaže, da enako velja za monotono padajoča zaporedja množic v \mathcal{B} . S tem smo pokazali, da je \mathcal{B} monoton razred. Iz tega in iz dejstva, da je $\mathcal{S} \subseteq \mathcal{B}$ (po uporabi izreka o monotoni razredih), sledi, da je tudi $\sigma(\mathcal{S}) = \mathcal{A}_Q \subseteq \mathcal{B}$. \square

Primer 4.2. Uporabimo zgornji izrek na konkretnem zgledu. Vzemimo poizvedbo Q z $E_Q = C([0, 1])$, torej zavzema vrednosti v prostoru zveznih funkcij. Kot normo vzemimo $\|f\|_\infty = \sup\{|f(t)| : t \in [0, 1]\}$ in pripadajočo σ -algebro \mathcal{A}_Q . Naj bo podan še odzivni mehanizem $X_{Q,\mathbf{d}}$. $X_{Q,\mathbf{d}}(\omega)$ torej leži v $C([0, 1])$ za vsak $\omega \in \Omega$. Izberimo še $k \in \mathbb{N}$ in k -terico realnih števil $0 \leq t_1 \dots \leq t_k \leq 1$ in definirajmo preslikavo $\pi_{t_1, \dots, t_k} : C([0, 1]) \rightarrow \mathbb{R}^k$ kot

$$\pi_{t_1, \dots, t_k}(f) = (f(t_1), \dots, f(t_k)).$$

Te preslikave so merljive (natančneje $(\mathcal{A}_Q, \mathcal{B}(\mathbb{R}^k))$ merljive) in zato lahko definiramo $X_{Q,\mathbf{d}}^{t_1, \dots, t_k} = \pi_{t_1, \dots, t_k} \circ X_{Q,\mathbf{d}}$. Opazimo, da je sedaj $X_{Q,\mathbf{d}}^{t_1, \dots, t_k}(\omega) \in \mathbb{R}^k$ za vsak $\omega \in \Omega$. Pokažimo, da če je končno-dimenzionalen mehanizem $X_{Q,\mathbf{d}}^{t_1, \dots, t_k}$ diferencirano zaseben glede na definicijo (4), potem je tudi $X_{Q,\mathbf{d}}$ diferencirano zaseben. Najprej opazimo, da iz naše predpostavke sledi, da so opazovani mehanizmi zasebni za množice oblike $A = \pi_{t_1, \dots, t_k}^{-1}(B)$, kjer je B Borelova množica v \mathbb{R}^k :

$$\begin{aligned} \mathbb{P}(X_{Q,\mathbf{d}} \in A) &= \mathbb{P}(X_{Q,\mathbf{d}} \in \pi_{t_1, \dots, t_k}^{-1}(B)) = \mathbb{P}(X_{Q,\mathbf{d}}^{t_1, \dots, t_k} \in B) \leq \\ &\leq e^\epsilon \mathbb{P}(X_{Q,\mathbf{d}'}^{t_1, \dots, t_k} \in B) + \delta = e^\epsilon \mathbb{P}(X_{Q,\mathbf{d}} \in A) + \delta \end{aligned}$$

Množice A tvorijo algebro na $C([0, 1])$ (posledica lastnosti pralik) in izkaže se, da je σ -algebra, ki jo te množice generirajo, enaka Borelovi σ -algebri na $C([0, 1])$, torej \mathcal{A}_Q (dokaz tega na tem mestu izpustimo). Po uporabi zgornjega izreka sedaj sledi rezultat.

V tem zgledu smo problem preverjanja diferencirane zasebnosti za 'neskončno'-dimenzionalen mehanizem s pomočjo izreka prevedli na končno-dimenzionalen mehanizem. Rezultat je iz teoretičnega vidika zanimiv, nima pa pravega praktičnega pomena, saj je preverjanja pogoja na Borelovi σ -algebri \mathbb{R}^k še vedno v praksi neizvedljiva naloga. \diamond

4.2. Identična poizvedba v primeru perturbacije podatkovne baze. Identična poizvedba je kot že ime pove, poizvedba, ki ne spremeni podatkovne baze. Odgovor na tako poizvedbo je torej celotna podatkovna baza, lahko bi rekli, da je identična poizvedba enaka javni objavi podatkov. Označimo jo z $(U^n, \mathcal{A}_{U^n}, I_n)$, $I_n : D^n \rightarrow D^n$, $I_n(\mathbf{d}) = \mathbf{d}$.

Ponavadi imamo opravka s sistemom, ki podpira več kot eno možno poizvedbo v podatkovno bazo. V tem primeru moramo pogoj diferencirane zasebnosti preveriti za vsako izmed razpoložljivih poizvedb posebej. Naslednji izrek pokaže, da je za mehanizme, ki perturbirajo podatkovno bazo (2), dovolj ta pogoj preveriti le za identično poizvedbo.

Izrek 4.3. *Naj bo odzivni mehanizem s perturbacijo podatkovne baze (ϵ, δ) -diferencirano zaseben glede na identično poizvedbo $(U^n, \mathcal{A}_{U^n}, I_n)$. Potem sledi, da je tak mehanizem (ϵ, δ) -diferencirano zaseben glede na katerokoli poizvedbo (E_Q, \mathcal{A}_Q, Q) .*

Opomba 4.4. Velja poudariti pomembnost tega, da v izreku ne postavimo nobenih omejitev na množico možnih odgovorov E_Q . Lahko bi bili naši podatki zelo enostavni, npr. naravna števila $D \in \mathbb{N}$, odgovori na poizvedbo pa bi bile funkcije ali zaporedja, tj. npr. $E_Q = C([0, 1])$ ali $E_Q = l_\infty$. Zgornji izrek nam omogoči, da v tem primeru namesto da preverjamo pogoj (4) za vse elemente σ -algebre $C([0, 1])$, moramo pogoj preveriti le za vse elemente σ -algebre \mathbb{N} (saj je v primeru identične poizvedbe $E_Q = D$), kar je občutno lažje in lahko predstavlja razliko med v praksi izvedljivo in neizvedljivo nalogo!

Dokaz. Naj bosta $\mathbf{d}, \mathbf{d}' \in D^n$ poljubni sosednji podatkovni bazi. Po predpostavki velja

$$(*) \quad \mathbb{P}(Y_{\mathbf{d}} \in E) \leq e^\epsilon \mathbb{P}(Y_{\mathbf{d}'} \in E) + \delta$$

za vsak $E \in \mathcal{A}_{U^n}$. Vzemimo sedaj poljubno poizvedbo (E_Q, \mathcal{A}_Q, Q) . Ker je $Q : U^n \rightarrow E_Q$ merljiva, velja $Q^{-1}(A) \in \mathcal{A}_{U^n}$ za vsak $A \in \mathcal{A}_Q$. Potem z uporabo (*) sledi

$$\begin{aligned} \mathbb{P}(X_{Q, \mathbf{d}} \in A) &= \mathbb{P}(Q(Y_{\mathbf{d}}) \in A) = \mathbb{P}(Y_{\mathbf{d}} \in Q^{-1}(A)) \\ &\leq e^\epsilon \mathbb{P}(Y_{\mathbf{d}'} \in Q^{-1}(A)) + \delta \\ &= \mathbb{P}(Q(Y_{\mathbf{d}'}) \in A) + \delta \end{aligned}$$

in vidimo, da je dan mehanizem diferencirano zaseben tudi za poljubno izbrano poizvedbo Q . \square

Sedaj lahko izpostavimo pomembno razliko med prej omenjenima vrstama odzivnih

mehanizmov, perturbacija podatkovne baze (2) in perturbacija odgovorov na poizvedbe (3). Pri slednjem načinu gre ponavadi za to, da najprej izvedemo poizvedbo, šele na to pa prek dodajanja šuma zaščitimo podatke. V tem primeru obstaja možnost, da bi napadalec velikokrat izvedel identično poizvedbo in bi nato prek povprečja prišel do prave vrednosti iskanih podatkov. Posledično moramo omejiti število možnih poizvedb (oz. vrsto poizvedb, tj. prepovedati npr. identično poizvedbo). V primeru (2) pa tak napad ni mogoč, saj tu če preden podamo odgovor na poizvedbo zaščitimo podatke s primernim diferencirano zasebnim mehanizmom. Odgovor na identično poizvedbo je tako vedno enak in napadalec ne more priti do sklepov o pravi vrednosti podatkov v bazi.

Primer 4.5. Ponazorimo zgoraj povedano še na konkretnem primeru, ki je koristen tudi za boljše razumevanje formalizma opisanega modela ter razlike med posameznimi vrstami odzivnih mehanizmov. Recimo, da poizvedbo Q ponovimo k -krat ($k \geq 1$). To lahko modeliramo kot eno samo poizvedbo $Q^{(k)} : U^n \rightarrow E_Q^{(k)}$, kjer $E_Q^{(k)} = E_Q \times \dots \times E_Q$. Torej je $Q^{(k)}(\mathbf{d}) = (Q(\mathbf{d}), \dots, Q(\mathbf{d}))$. Iz zgornjega izreka vemo, da če je perturbacija podatkovne baze $Y_{\mathbf{d}}$ diferencirano zasebna, potem enako velja za poizvedbo $Q^{(k)} \circ Y_{\mathbf{d}}$ za poljuben k . Res vidimo, da možnost večkratnih poizvedb mehanizme te vrste ne ogroža.

Enako pa ne velja za mehanizme, ki perturbirajo odgovore. Večkratne poizvedbe tu namreč lahko vodijo do zloma diferencirano zasebnih sistemov. Vzemimo preprosto poizvedbo $Q : U^n \rightarrow \{0, 1\}$, torej $E_Q = \{0, 1\}$. Da definiramo odzivni mehanizem odgovorov na to poizvedbo, navedimo porazdelitvi Z_0 in Z_1 . Če nastavimo $\mathbb{P}(Z_i = i) = 1 - p$ in $\mathbb{P}(Z_i \neq i) = p$ za $i = 0, 1$, potem je mehanizem $X_{Q, \mathbf{d}} = Z_{Q(\mathbf{d})}(\epsilon, \delta)$ diferencirano zaseben natanko tedaj, ko velja

$$p \geq \frac{1 - \delta}{1 + e^\epsilon}$$

(brez izgube za splošnost dodatno privzamemo, da je $p < \frac{1}{2}$). Naravno lahko predpostavimo, da obstajata sosednji podatkovni bazi \mathbf{d}, \mathbf{d}' v D^n za katere bo odgovor na poizvedbo Q različen, npr. $Q(\mathbf{d}) = 0, Q(\mathbf{d}') = 1$. Potem za množico $A = \{0\}$ velja $\mathbb{P}(Z_{Q(\mathbf{d})} \in A) = \mathbb{P}(Z_0 = 0) = 1 - p$ in podobno $\mathbb{P}(Z_{Q(\mathbf{d}')} \in A) = p$. Če torej vzamemo $\epsilon = 0.1$ in $\delta = 0.4$ ter nastavimo $p = 0.286$, bo opisan mehanizem diferencirano zaseben za poizvedbo Q .

Recimo, da sedaj poizvedbo Q uporabimo dvakrat. Množica možnih odgovorov je torej $E_Q \times E_Q$, oz. konkretno $\{0, 1\} \times \{0, 1\}$. Slučajne spremenljivke $Z_{(q_1, q_2)}$ za $q_1, q_2 \in E_Q$ najlažje definiramo kot $Z_{(q_1, q_2)} = (Z_1, Z_2)$, kjer sta Z_i neodvisni in enako kot Z_{q_i} porazdeljeni slučajni spremenljivki za $i = 1, 2$. Ob isti izbiri p dobimo

$$\mathbb{P}(Z_{Q(\mathbf{d})}^{(2)} \in A \times A) = (1 - p)^2 = 0.5098$$

ter

$$\mathbb{P}(Z_{Q(\mathbf{d}')}^{(2)} \in A \times A) = p^2 = 0.0817.$$

Očitno velja

$$\mathbb{P}(Z_{Q(\mathbf{d})}^{(2)} \in A \times A) > e^\epsilon \mathbb{P}(Z_{Q(\mathbf{d}')}^{(2)} \in A \times A) + \delta.$$

Tako vidimo, da je dvakratna uporaba poizvedbe Q 'zlomila' mehanizem $Z_{Q(\mathbf{d})}$. \diamond

4.3. Poenostavitev na eno-dimenzionalne baze. V tem poglavju bomo vpe-
ljali posebno obliko odzivnih mehanizmov, ki nam omogoča, da pogoj diferencirane
zasebnosti preverjamo le za 1-dimenzionalne baze (tj. imamo le en vnos oz. enega
posameznika). Očitno je, da ta lastnost precej olajša testiranje. V splošnem moramo
namreč preveriti pogoj za vse n -dimenzionalne sosednje baze.

Predpostavimo, da obstaja družina slučajnih spremenljivk (merljivih preslikav) oblike
 $\{Y_d : \Omega \rightarrow U | d \in D\}$. Potem za $\mathbf{d} = (d_1, \dots, d_n)$ definiramo odzivni mehanizem $Y_{\mathbf{d}}$
kot

$$(5) \quad Y_{\mathbf{d}}(\omega) = (Y_{d_1}(\omega), \dots, Y_{d_n}(\omega)),$$

kjer so Y_{d_i} med sabo neodvisne. To nam zagotavlja obstoj marginalnih porazdelitev.
Lahko so Y_{d_i} tudi enako porazdeljene slučajne spremenljivke, ni pa to nujno. Torej je
 $Y_{\mathbf{d}}$ n -dimenzionalen mehanizem, sestavljen po komponentah iz n eno-dimenzionalnih
mehanizmov, ki so med seboj neodvisni.

Opomba 4.6. Dodajmo še, da je zgoraj definiran mehanizem, le posebna oblika
perturbacije podatkovne baze (2) (tu dodatno zahtevamo obstoj marginalnih poraz-
delitev). To nam omogoča, da v spodnjem izreku delamo le z identično poizvedbo,
torej $Y_{Q,\mathbf{d}} = Y_{\mathbf{d}}$. Za vse ostale poizvedbe potem rezultat sledi kot posledica izreka v
prejšnjem poglavju.

Izrek 4.7. *Naj bo podana družina 1-dimenzionalnih diferencirano zasebnih meha-
nizmov $\{Y_d : \Omega \rightarrow U | d \in D\}$. Velja torej*

$$\mathbb{P}(Y_d \in A) \leq e^\epsilon \mathbb{P}(Y_{d'} \in A) + \delta$$

*za vse $d, d' \in D, A \in \mathcal{A}_D$. Če definiramo n -dimenzionalni odzivni mehanizem kot
(5), potem sledi, da je tudi ta diferencirano zaseben:*

$$\mathbb{P}(Y_{\mathbf{d}} \in A) \leq e^\epsilon \mathbb{P}(Y_{\mathbf{d}'} \in A) + \delta$$

za vse $\mathbf{d} \sim \mathbf{d}' \in D^n, A \in D^n$.

Dokaz tu izpustimo (vsebuje veliko tehničnih detajlov). Bralec si ga lahko ogleda
v izhodiščnem članku.

Primer 4.8. : Zgornji izrek je še posebej uporaben v primeru, ko je D diskreten me-
trični prostor. Ponazorimo to s primerom. Naj bo D končen prostor z $|D|$ elementi.
Za mehanizme oblike (5) moramo tako preveriti pogoj diferencirane zasebnosti le za
 $\binom{|D|}{2}$ elementov D (število sosednjih podatkovnih baz v 1-dimenzionalnem primeru
je kar enako številu možnih parov) in za $2^{|D|}$ podmnožic D (število elementov v
 \mathcal{A}_D). To nam že zagotavlja diferencirano zasebnost tudi v primeru D^n . Brez iz-
reka bi morali pogoj testirati za $n \binom{|D|}{2} |D|^{n-1}$ elementov D^n (število sosednjih baz v
 n -dimenzionalnem primeru) in za $2^{|D|^n}$ podmnožic (število elementov v \mathcal{A}_{D^n}). \diamond

Primer 4.9. Oglejmo si enostaven primer diferencirano zasebnega odzivnega meha-
nizma: *Laplaceov odzivni mehanizem za numerične podatke*. Naj bodo naši podatki
elementi $D \subset \mathbb{R}$. Predpostavimo tudi, da je D omejen, kar v nadaljevanju potre-
bujemo za obstoj $\text{diam}(D)$. $L : \Omega \rightarrow \mathbb{R}$ naj bo Laplacovo porazdeljena slučajna

spremenljivka s parametroma $(0, b)$, $b > 0$. Verjetnostna gostota ima potem obliko $f(x) = \frac{1}{2b}e^{-\frac{|x|}{b}}$. Za vsak $d \in D$ potem definirajmo eno-dimenzionalni mehanizem kot $Y_d(\omega) = d + L(\omega)$. Parameter b izberimo tako, da

$$b \geq \frac{\text{diam}(D)}{\epsilon - \log(1 - \delta)}.$$

Potem sledi, da je vsak n -dimenzionalen mehanizem oblike (5) (ϵ, δ) diferencirano zaseben za vsako n -dimenzionalno podatkovno bazo D^n in vsako poizvedbo. To lahko enostavno pokažemo.

Najprej vemo, da $\mathbb{P}(Y_d(\omega) \in A) = \mathbb{P}(d + L(\omega) \in A) = \int_A \frac{1}{2b}e^{-\frac{|x-d|}{b}}dx$. Kot posledica izrekov 2 in 3 potem vemo, da bo zgornja trditev veljala natanko tedaj, ko bo veljalo

$$\int_A \frac{e^{-\frac{|x-d|}{b}}}{2b}dx \leq e^\epsilon \int_A \frac{e^{-\frac{|x-d'|}{b}}}{2b}dx + \delta$$

za vse $d, d' \in D$, $A \in \mathcal{B}(\mathbb{R})$. Zgornja neenakost pa bo veljala natanko tedaj, ko velja $1 \leq e^{\epsilon - \frac{|d-d'|}{b}} + \delta$ (uporabimo trikotniško neenakost $|x - d'| \leq |x - d| + |d - d'|$ in dejstvo, da nam neenakost porodi najstrožji pogoj v primeru $A = \mathbb{R}$). Po preureditvi sledi rezultat. \diamond

Primer 4.10. Navedimo še primer mehanizma za diskretne podatke. Navežimo se na primer 3.1 in recimo, da $D = 2^{\mathcal{H}}$ predstavlja množico vseh možnih hobijev. Kot prej, predpostavimo končnost D , torej $|D| = m + 1$ za nek $m \in \mathbb{N}$. Po vzoru izreka 4.7 bomo skonstruirali mehanizem za eno-dimenzionalne baze, ki ga lahko nato brez težav prenesemo v n -dimenzionalen primer z uporabo (5).

Za $d \in D$ definirajmo diskretno slučajno spremenljivko Y_d (zavzame $|D|$ možnih vrednosti) prek naslednje verjetnostne funkcije:

$$\mathbb{P}(Y_d = d) = 1 - pm, \mathbb{P}(Y_d = d') = p.$$

Tu je $d \neq d' \in D$. Naravno predpostavimo $1 - pm > p$, kar pomeni, da bomo z večjo verjetnostjo podali pravilen odgovor na poizvedbo (v nasprotnem primeru nam tudi še tako močna zasebnost ne koristi, saj izgubimo preveč natančnosti).

Da bo podan mehanizem (ϵ, δ) diferencirano zaseben mora veljati:

$$(1) \quad \mathbb{P}(Y_d \in A) \leq \mathbb{P}(Y_{d'} \in A)e^\epsilon + \delta$$

za vsak $A \subset D$ in $d, d' \in D$.

Pokažimo, da bo dan mehanizem zadoščal pogojem diferencirane zasebnosti natanko tedaj, ko bo

$$1 - pm \leq pe^\epsilon + \delta.$$

Ta pogoj je zagotov potreben, kar vidimo, če za A vzamemo enostavno množico $\{d\}$. Da pokažemo, da je ta pogoj tudi zadosten, moramo obravnavati 4 različne primere.

- (1) $d, d' \notin A$: Velja $\mathbb{P}(Y_d \in A) = \mathbb{P}(Y_{d'} \in A) = p|A|$ in pogoj diferencirane zasebnosti sledi trivialno.
- (2) $d, d' \in A$: Velja $\mathbb{P}(Y_d \in A) = \mathbb{P}(Y_{d'} \in A) = p(|A| - 1) + 1 - pm = p(|A| - m - 1) + 1$. Tudi tu pogoj diferencirane zasebnosti sledi trivialno.

- (3) $d \notin A, d' \in A$: Velja $\mathbb{P}(Y_d \in A) \leq \mathbb{P}(Y_{d'} \in A)$ in pogoj sledi iz predpostavke $1 - pm > p$.
(4) $d \in A, d' \notin A$: Velja:

$$\begin{aligned}\mathbb{P}(Y_d \in A) &= p(|A| - m - 1) + 1, \\ \mathbb{P}(Y_{d'} \in A) &= p|A|.\end{aligned}$$

Sedaj z uporabo potrebnega pogoja dobimo (hkrati upoštevamo, da je $|A| \geq 1$)

$$1 - pm \leq pe^\epsilon + \delta = e^\epsilon(p|A| - p|A| + p) + \delta \leq e^\epsilon p|A| - p(|A| - 1) + \delta,$$

kar po preureditvi da

$$p(|A| - m - 1) + 1 \leq e^\epsilon p|A| + \delta.$$

Torej vidimo, da bo naš mehanizem (ϵ, δ) diferencirano zaseben natanko tedaj, ko bo $p \geq \frac{1-\delta}{m+e^\epsilon}$.

◇

5. NATANČNOST DIFERENCIRANO ZASEBNIH MEHANIZMOV

Zaenkrat smo se posvetili vprašanju zasebnosti odzivnih mehanizmov, v tem poglavju pa se bomo vprašali še o njihovi natančnosti. Delali bomo z mehanizmi oblike (5). Ker so slednji zgrajeni iz eno-dimenzionalnih mehanizmov, se bomo tu osredotočili na njihovo natančnost. Te rezultate lahko potem uporabimo za izpeljavo napake v n -dimenzionalnem primeru, torej na D^n , točna oblika pa bo odvisna od metrike ρ_n .

Za izbrani $d \in D$ vemo, da je metrika $\rho(\cdot, d)$ zvezna funkcija (sledi iz trikotniške neenakosti). Torej je taka funkcija tudi Borelovo merljiva (natančneje Borel - Borelovo merljiva) na D . Sledi, da je $\rho(Y_d, d)$ nenegativna slučajna spremenljivka (kompozitum merljivih funkcij je merljiva funkcija). Sedaj lahko definiramo maksimalno pričakovano napako γ danega mehanizma Y_d :

$$\gamma := \max_{d \in D} \mathbb{E}[\rho(Y_d, d)].$$

Za dani $r > 0$ in $x \in D$ označimo z $B_r(x)$ odprto kroglo.

Lema 5.1. *Naj bo podana družina 1-dimenzionalnih diferencirano zasebnih mehanizmov $\{Y_d : \Omega \rightarrow U | d \in D\}$ (glej definicijo 1) in naj velja $0 \leq \delta < 1$. Potem sledi $\gamma > 0$.*

Opomba 5.2. δ je tu strogo manjša od 1. V primeru da je $\delta = 1$, je namreč vsak mehanizem diferencirano zaseben.

Dokaz. Ker je D kompakten, lahko izberemo $u, v \in D$ z $\rho(u, v) = \text{diam}(D)$. Definirajmo $r = \frac{\text{diam}(D)}{2}$. Če obrnemo pogoj diferencirane zasebnosti dobimo

$$\mathbb{P}(Y_u \in B_r(v)) \geq e^{-\epsilon}(\mathbb{P}(Y_v \in B_r(v)) - \delta).$$

Ker je $\rho(x, u) \geq r > 0$ za vsak $x \in B_r(v)$, sledi

$$\begin{aligned}\mathbb{E}[\rho(Y_u, u)] &\geq \mathbb{E}[\rho(Y_u, u) | Y_u \in B_r(v)] \mathbb{P}(Y_u \in B_r(v)) \\ &\geq re^{-\epsilon}(\mathbb{P}(Y_v \in B_r(v)) - \delta) > 0.\end{aligned}$$

Posebej moramo obravnavati le še primer, ko je $\delta = \mathbb{P}(Y_v \in B_r(v))$ (brez škode za splošnost namreč lahko privzamemo $\delta \leq \mathbb{P}(Y_v \in B_r(v))$, saj drugače pogoj diferencirane zasebnosti ne bi imel smisla). Rezultat v tem primeru sledi po podobnem premisleku kot zgoraj. \square

Spodnja izreka podata spodnjo mejo napake pri (ϵ, δ) -zasebnih mehanizmi. Pri obeh opazimo, da večja kot je zasebnost (tj. manjša kot sta ϵ in δ), višja je spodnja meja napake (tj. naš mehanizem je manj natančen). To se sklada z našo definicijo, pri kateri smo omenil t. i. 'privacy-accuracy trade-off'.

Izrek 5.3. *Naj bo podana družina 1-dimenzionalnih diferencirano zasebnih mehanizmov $\{Y_d : \Omega \rightarrow U \mid d \in D\}$ (glej definicijo 1). Potem velja*

$$\gamma \geq (1 - \delta) \left(\frac{\text{diam}(D)}{2(1 + e^\epsilon)} \right)$$

Dokaz. D je tu ponovno kompakten metričen prostor iz česar sledi, da obstajata točki $u, v \in D$ z $\rho(u, v) = \text{diam}(D)$. Iz zgornje leme vemo, da je $\gamma > 0$. Tako lahko definiramo $t := \frac{\text{diam}(D)}{2\gamma}$. Sedaj opazimo, da sta odprti kroglji $B_{t\gamma}(u), B_{t\gamma}(v)$ disjunktni. Z uporabo neenakosti Markova na pozitivni slučajni spremenljivki $\rho(Y_u, u)$ dobimo:

$$\mathbb{P}(Y_u \in B_{t\gamma}(u)) = \mathbb{P}(\rho(Y_u, u) < t\gamma) \geq 1 - \frac{\mathbb{E}(\rho(Y_u, u))}{t\gamma} = 1 - \frac{2\gamma}{\text{diam}(D)}$$

Iz tega nato sledi:

$$\mathbb{P}(Y_u \in B_{t\gamma}(v)) \leq \mathbb{P}(\{Y_u \in B_{t\gamma}(u)\}^C) \leq \frac{2\gamma}{\text{diam}(D)}$$

Hkrati vemo (pogoj diferencirane zasebnosti)

$$\mathbb{P}(Y_u \in B_{t\gamma}(v)) \geq e^{-\epsilon} (\mathbb{P}(Y_v \in B_{t\gamma}(v)) - \delta),$$

kar nam po uporabi prejšnjih dveh neenakosti, da sledeče:

$$\frac{2\gamma}{\text{diam}(D)} \geq e^{-\epsilon} \left(1 - \frac{2\gamma}{\text{diam}(D)} - \delta \right)$$

Sedaj izrazimo γ in dobimo željeno spodnjo mejo. \square

V zgornjem izreku je bil D poljuben kompakten metrični prostor. Sedaj predpostavimo dodatno še, da je D diskreten metrični prostor, kar pomeni, da obstaja $\kappa > 0$, da velja

$$\rho(u, v) \geq \kappa \quad \forall u, v \in D.$$

Navedimo še lemo, ki jo potrebujemo v spodnjem izreku.

Lema 5.4. *Naj bo (D, ρ) diskreten metričen prostor. Če je D kompakten, potem je D končen (angl. finite).*

V zgornji lemi smo navedli implikacijo, čeprav v resnici velja ekvivalenca med kompaktnostjo in končnostjo. Za potrebo tega diplomskega dela obratne smeri ne potrebujemo.

Dokaz. Predpostavimo, da je D neskončen (angl. infinite). Potem obstaja neskončno zaporedje različnih elementov iz D . Iz kompaktnosti sledi, da ima tako

zaporedje konvergentno podzaporedje z limito v D . Vemo, da so v diskretnem prostoru edina konvergentna zaporedja konstantna (okoli vsake točke v takem prostoru lahko najdemo kroglo, v kateri ne leži nobena druga točka). Nobeno podzaporedje zaporedje različnih elementov ni konstantno, kar bi pomenilo, da D ni kompakten in na ta način smo prišli do protislovja. Sledi, da je D končen metrični prostor. \square

Izrek 5.5. *Naj bo D diskreten metričen prostor z $|D| = m+1$ in $\kappa = \min_{d,d' \in D} \rho(d, d')$. Naj bo podana družina 1-dimenzionalnih diferencirano zasebnih mehanizmov $\{X_d : \Omega \rightarrow U \mid d \in D\}$ (glej definicijo 1). Potem velja*

$$\gamma \geq (1 - \delta) \left(\frac{\kappa m}{m + e^\epsilon} \right)$$

Dokaz. Najprej definiramo $t := \frac{\kappa}{\gamma}$. Opazimo, da je $m+1$ odprtih krogel $B_{t\gamma}(u)$, $u \in D$ disjunktnih. Sedaj izberemo točno določen $u \in D$ in po enakem razmisleku kot v zgornjem izreku po uporabi neenakosti Markova sledi

$$\mathbb{P}(X_u \in B_{t\gamma}(u)) \geq 1 - \frac{\gamma}{\kappa}.$$

Dodatno mora obstajati tak $v \neq u$, da velja

$$\mathbb{P}(X_u \in B_{t\gamma}(v)) \leq \frac{\gamma}{\kappa m}.$$

Izberemo tak v in uporabimo pogoj diferencirane zasebnosti (enako kot v zgornjem dokazu), kar nam po uporabi obeh zgornjih neenakosti, da

$$\frac{\gamma}{\kappa m} \geq e^{-\epsilon} \left(1 - \frac{\gamma}{\kappa} - \delta \right).$$

Sedaj izrazimo γ in dobimo željeno spodnjo mejo. \square

Opomba 5.6. Vidimo, da po tem izreku za velike m -je dobimo oceno spodnje meje približno $(1 - \delta)\kappa$. Spodnja meja po tem izreku je tako boljša (torej nižja), v primeru ko velja $\min_{d,d' \in D} \rho(d, d') = \kappa < \frac{\text{diam}(D)}{2(1+e^\epsilon)} = \frac{\max_{d,d' \in D} \rho(d, d')}{2(1+e^\epsilon)}$. Primer takega prostora je npr. prostor prvih 100 naravnih števil opremljen z evklidsko metriko.

Primer 5.7. Vrnimo se na primer 4.10, kjer D predstavlja množico hobijev (diskreten primer podatkov, $|D| = m+1$). Pokazali smo, da obstaja (ϵ, δ) diferencirano zaseben mehanizem s $p = \frac{1-\delta}{m+e^\epsilon}$. Če je D opremljen z diskretno metriko, potem velja $\rho(d, d') = 1$ za vsak $d \neq d'$ in $\kappa = 1$. Potem za vsak $d \in D$ sledi:

$$\gamma = \mathbb{E}[\rho(Y_d, d)] = \sum_{d \neq d'} p = mp = (1 - \delta) \frac{m}{m + e^\epsilon}.$$

Vidimo, da je v tem primeru ocena za spodnjo mejo napake, ki jo dobimo iz izreka 5.5 optimalna. \diamond

6. DODATNO O FUNKCIJSKIH PODATKIH

Dosedaj smo že navedli primera mehanizmov za diskretne in numerične podatke (glej primera 4.9 ter 4.10). V tem poglavju bomo opisali mehanizem še za funkcijske podatke. Pri tem se bomo sklicali na v uvodu omenjeno teorijo Gaussovih procesov ter reproduksijskih jeder Hilbertovih prostorov.

Obstajata dve glavni motivaciji za obravnavo funkcijskih podatkov v okviru diferencirane zasebnosti. Prvo smo že omenili in sicer to, da je naša podatkovna baza D sestavljena iz funkcij (primer 3.3). Druga nastopi, ko želimo kot odgovor na poizvedbo Q podati funkcijo (torej je E_Q funkcijski prostor). Tak primer bi bil, ko imamo numerične podatke $d_1, \dots, d_n \in \mathbb{R}^d$, ki so dobljeni iz porazdelitve z gostoto f , naš cilj pa je oceniti gostoto s ti. jedrno cenilko za gostoto (angl. kernel density estimator)

$$\hat{f}(x) = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n W\left(\frac{\|x - d_i\|}{h}\right), x \in \mathbb{R}^d,$$

kjer je W jedrna funkcija in h njen parameter dosega (angl. bandwidth parameter). Na kratko, gre za parameter, ki vpliva na to, kako blizu si morata biti dani točki, da imata znaten vpliv druga na drugo. Oblika \hat{f} je močno odvisna od izbire tega parametra in obstajajo načini za optimalen izbor, ki pa se jih v tem delu ne bomo dotaknili. S pomočjo mehanizma, ki ga bomo podali v nadaljevanju, lahko potem cenilko gostote \hat{f} naredimo diferencirano zasebno. Koristnost takega pristopa je večplastna. Ne samo, da smo dobili zasebno cenilko za gostoto, ampak lahko sedaj le-to uporabimo tudi za vzorčenje novih podatkov. To je alternativen pristop k objavi celotne podatkovne baze kot tisti, ki smo ga obravnavali pri primeru Laplacevega mehanizma za numerične podatke (primer 4.9). Na tako privatizirani bazi lahko potem izvajamo vse poizvedbe in pogojem diferencirane zasebnosti bo še vedno zadoščeno. Primer, ko je odgovor na statistično poizvedbo oz. analizo funkcija, so tudi razni modeli iz strojnega učenja (linearna regresija, metoda podpornih vektorjev itd.). Opisan postopek v tem poglavju se lahko uporabi tudi za ohranitev zasebnosti pri učenju takih modelov. Na ta način preprečimo, da bi prek naučenih parametrov modela izdali preveč podrobnosti o učni podatkovni množici.

Podan mehanizem ne bo pokril prve motivacije pri funkcijskih podatkih, torej primera, ko je naša podatkovna baza D sestavljena iz funkcij. Pri pregledu literature s področja diferencirane zasebnosti takih mehanizmov nisem zasledil.

Podajmo sedaj okvir, znotraj katerega bomo navedli nekaj osnovnih rezultatov. Naši podatki naj bodo numerični, torej $D = \mathbb{R}^m$. Prostor možnih odgovor je funkcijski in sicer se omejimo na funkcije, ki zavzemajo realne vrednosti $E_Q = \{f | f : \mathbb{R}^m \rightarrow \mathbb{R}\} \subset \mathbb{R}^D$. Odgovor na poizvedbo $Q : D^n \rightarrow E_Q$ označimo z $Q(\mathbf{d}) = f_{\mathbf{d}}$, kjer $\mathbf{d} = (d_1, \dots, d_n) \in D^n$ kot prej predstavlja podatkovno bazo. Odzivni mehanizem ima obliko $X_{Q,\mathbf{d}} = X_{Q(\mathbf{d})} = \tilde{f}_{\mathbf{d}}$, torej vidimo, da gre za perturbacijo odgovorov na poizvedbo (3).

Izrek 6.1. *Naj bo G trajektorija Gaussovega procesa s povprečjem 0 in kovariančno funkcijo K . Naj bodo $x_1, \dots, x_n \in D$. Označimo z M Grammovo matriko*

$$M(x_1, \dots, x_n) = \begin{pmatrix} K(x_1, x_1) & \cdots & K(x_1, x_n) \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ K(x_n, x_1) & \cdots & K(x_n, x_n) \end{pmatrix}.$$

Potem bo odzivni mehanizem

$$\tilde{f}_{\mathbf{d}} = f_{\mathbf{d}} + \sqrt{2 \log \frac{2}{\delta}} \frac{\Delta}{\epsilon} G$$

(ϵ, δ) diferencirano zaseben, ko bo veljajo

$$(6) \quad \sup_{d \sim d', n < \infty} \sup_{(x_1, \dots, x_n) \in D^n} \|M^{-1/2}(x_1, \dots, x_n) \begin{pmatrix} f_d(x_1) - f_{d'}(x_1) \\ \vdots \\ f_d(x_n) - f_{d'}(x_n) \end{pmatrix}\|_2 \leq \Delta.$$

Dokaz. TODO □

Izkaže se, da se da pogoju (6) enostavno zadostiti, če funkcije f_d ležijo v Hilbertovem prostoru z reproduksijskim jedrom, ki je enak kovariančni funkciji Gaussovega procesa. To pokažeta naslednji izrek in pomembna posledica.

Izrek 6.2. *Naj bo $f \in \mathcal{H}$, kjer je \mathcal{H} Hilbertov prostor z reproduksijskim jedrom K . Potem za vsako x_1, \dots, x_n končno zaporedje točk v \mathbb{R}^m velja:*

$$\|M^{-1/2}(x_1, \dots, x_n) \begin{pmatrix} f_d(x_1) \\ \vdots \\ f_d(x_n) \end{pmatrix}\|_2 \leq \|f\|_{\mathcal{H}}.$$

Dokaz. Definirajmo operator $P : \mathcal{H} \rightarrow \mathcal{H}$ kot

$$P = \sum_{i=1}^n K_{x_i} \sum_{j=1}^n (M^{-1})_{i,j} \langle K_{x_j}, \cdot \rangle_{\mathcal{H}}$$

Najprej opazimo, da je ta operator idempotenten, torej $P = P^2$:

$$\begin{aligned} P^2 &= \sum_{i=1}^n K_{x_i} \sum_{j=1}^n (M^{-1})_{i,j} \langle K_{x_j}, \sum_{k=1}^n K_{x_k} \sum_{l=1}^n (M^{-1})_{k,l} \langle K_{x_l}, \cdot \rangle_{\mathcal{H}} \rangle_{\mathcal{H}} \\ &= \sum_{i=1}^n K_{x_i} \sum_{j=1}^n (M^{-1})_{i,j} \sum_{k=1}^n \langle K_{x_j}, K_{x_k} \rangle_{\mathcal{H}} \sum_{l=1}^n (M^{-1})_{k,l} \langle K_{x_l}, \cdot \rangle_{\mathcal{H}} \\ &= \sum_{i=1}^n K_{x_i} \sum_{j=1}^n (M^{-1})_{i,j} \sum_{k=1}^n M_{j,k} \sum_{l=1}^n (M^{-1})_{k,l} \langle K_{x_l}, \cdot \rangle_{\mathcal{H}} \\ &= \sum_{i=1}^n K_{x_i} \sum_{l=1}^n (M^{-1})_{i,l} \langle K_{x_l}, \cdot \rangle_{\mathcal{H}} = P \end{aligned}$$

Pri drugem enačaju smo uporabili linearnost skalarnega produkta, pri tretjem pa definicijo Grammove matrike. Zlahka tudi preverimo, da je P sebi-adjungiran operator $\langle Pf, g \rangle_{\mathcal{H}} = \langle f, Pg \rangle_{\mathcal{H}}$ (posledica simetrije matrike M). Dalje sledi

$$\begin{aligned} \|f\|_{\mathcal{H}}^2 &= \langle f, f \rangle_{\mathcal{H}} = \langle Pf + (f - Pf), Pf + (f - Pf) \rangle_{\mathcal{H}} \\ &= \langle Pf, Pf \rangle_{\mathcal{H}} + 2\langle Pf, f - Pf \rangle_{\mathcal{H}} + \langle f - Pf, f - Pf \rangle_{\mathcal{H}} \\ &= \langle Pf, Pf \rangle_{\mathcal{H}} + 2\langle f, Pf - P^2f \rangle_{\mathcal{H}} + \langle f - Pf, f - Pf \rangle_{\mathcal{H}} \\ &= \langle Pf, Pf \rangle_{\mathcal{H}} + \langle f - Pf, f - Pf \rangle_{\mathcal{H}} \\ &\geq \langle Pf, Pf \rangle_{\mathcal{H}} = \langle f, Pf \rangle_{\mathcal{H}} \end{aligned}$$

□

Posledica 6.3. *Naj E_Q (prostor možnih odgovorov, torej funkcij, na poizvedbo) podmnožica Hilbertovega prostora \mathcal{H} z reproduksijskim jedrom K , ki je enak kovariančni*

funkciji Gaussovega procesa. Če z G označimo trajektorijo tega Gaussovega procesa, potem bo mehanizem

$$\tilde{f}_{\mathbf{d}} = f_{\mathbf{d}} + \sqrt{2 \log \frac{2}{\delta} \frac{\Delta}{\epsilon}} G$$

(ϵ, δ) diferencirano zaseben, ko bo veljajo

$$\sup_{\mathbf{d} \sim \mathbf{d}'} \|f_{\mathbf{d}} - f_{\mathbf{d}'}\|_{\mathcal{H}} \leq \Delta.$$

Primer 6.4. Uporabimo zgoraj omenjeni mehanizem na konkretnem primeru. Recimo, da naši podatki $(d_1, \dots, d_n) = \mathbf{d}$, $d_i \in \mathbb{R}^d$ prihajajo iz porazdelitve z gostoto f . Za oceno te gostote uporabimo cenilko z Gaussovim jedrom

$$f_{\mathbf{d}}(x) = \frac{1}{n(2\pi h^2)^{d/2}} \sum_{i=1}^n \exp\left\{-\frac{\|x - d_i\|_2^2}{2h^2}\right\}, x \in \mathbb{R}^d,$$

kjer je h parameter dosega. Naj bosta $\mathbf{d} \sim \mathbf{d}'$ sosednji bazi, ki se razlikujeta le na zadnjem elementu (brez izgube za splošnost), torej $\mathbf{d}' = (d_1, \dots, d_{n-1}, d'_n)$. Sledi

$$(f_{\mathbf{d}} - f_{\mathbf{d}'})(x) = \frac{1}{n(2\pi h^2)^{d/2}} (\exp\left\{-\frac{\|x - d_n\|_2^2}{2h^2}\right\} - \exp\left\{-\frac{\|x - d'_n\|_2^2}{2h^2}\right\}).$$

Za kovariančno funkcijo Gaussovega procesa $\{X_t : t \in T\}$ vzemimo Gaussovo jedro $K(x, y) = \exp\left\{-\frac{\|x - y\|_2^2}{2h^2}\right\}$. Hkrati opazimo, da funkcije oblike $f_{\mathbf{d}}$ ležijo v Hilbertovem prostoru z reprodukcijskim jedrom K . Torej $f_{\mathbf{d}} - f_{\mathbf{d}'} = \frac{1}{n(2\pi h^2)^{d/2}} (K_{d_n} - K_{d'_n})$ in velja

$$\begin{aligned} \|f_{\mathbf{d}} - f_{\mathbf{d}'}\|_{\mathcal{H}}^2 &= \langle f_{\mathbf{d}} - f_{\mathbf{d}'}, f_{\mathbf{d}} - f_{\mathbf{d}'} \rangle_{\mathcal{H}} \\ &= \left(\frac{1}{n(2\pi h^2)^{d/2}}\right)^2 \langle K_{d_n} - K_{d'_n}, K_{d_n} - K_{d'_n} \rangle_{\mathcal{H}} \\ &= \left(\frac{1}{n(2\pi h^2)^{d/2}}\right)^2 (K(d_n, d_n) + K(d'_n, d'_n) - 2K(d_n, d'_n)) \\ &\leq 2 \left(\frac{1}{n(2\pi h^2)^{d/2}}\right)^2 \end{aligned}$$

Če sedaj z G označimo trajektorijo Gaussovega procesa s povprečjem 0 in kovariančno funkcijo enako Gaussovemu jedru, potem iz posledice 6.3 sledi, da je mehanizem

$$\tilde{f}_{\mathbf{d}} = f_{\mathbf{d}} + \sqrt{\log \frac{2}{\delta} \frac{1}{\epsilon n(2\pi h^2)^{(d/2)}}} G$$

(ϵ, δ) diferencirano zaseben. ◇

SLOVAR STROKOVNIH IZRAZOV

primer opis primera

LITERATURA

- [1] *Matrix (mathematics)*, v: Wikipedia: The Free Encyclopedia, [ogled 12. 5. 2011], dostopno na [http://en.wikipedia.org/wiki/Matrix_\(mathematics\)](http://en.wikipedia.org/wiki/Matrix_(mathematics)).