

UNIVERZA V LJUBLJANI  
FAKULTETA ZA RAČUNALNIŠTVO IN INFORMATIKO

Janez Sedeljšak

# **Razvoj DBMS jedra z integracijo v programski jezik Python**

DIPLOMSKO DELO

VISOKOŠOLSKI STROKOVNI ŠTUDIJSKI PROGRAM  
PRVE STOPNJE  
RAČUNALNIŠTVO IN INFORMATIKA

MENTOR: doc. dr. Boštjan Slivnik

Ljubljana, 2023

To delo je ponujeno pod licenco *Creative Commons Priznanje avtorstva-Deljenje pod enakimi pogoji 2.5 Slovenija* (ali novejšo različico). To pomeni, da se tako besedilo, slike, grafi in druge sestavine dela kot tudi rezultati diplomskega dela lahko prosto distribuirajo, reproducirajo, uporabljajo, priobčujejo javnosti in predelujejo, pod pogojem, da se jasno in vidno navede avtorja in naslov tega dela in da se v primeru spremembe, preoblikovanja ali uporabe tega dela v svojem delu, lahko distribuira predelava le pod licenco, ki je enaka tej. Podrobnosti licence so dostopne na spletni strani [creativecommons.si](http://creativecommons.si) ali na Inštitutu za intelektualno lastnino, Streliška 1, 1000 Ljubljana.

Izvorna koda diplomskega dela, njeni rezultati in v ta namen razvita programska oprema je ponujena pod licenco GNU General Public License, različica 3 (ali novejša). To pomeni, da se lahko prosto distribuira in/ali predeluje pod njenimi pogoji. Podrobnosti licence so dostopne na spletni strani <http://www.gnu.org/licenses/>.

*Besedilo je oblikovano z urejevalnikom besedil L<sup>A</sup>T<sub>E</sub>X.*

**Kandidat:** Janez Sedeljšak

**Naslov:** Razvoj DBMS jedra z integracijo v programski jezik Python

**Vrsta naloge:** Diplomaska naloga na visokošolskem programu prve stopnje  
Računalništvo in informatika

**Mentor:** doc. dr. Boštjan Slivnik

**Opis:**

Besedilo teme diplomskega dela študent prepíše iz študijskega informacijskega sistema, kamor ga je vnesel mentor. V nekaj stavkih bo opisal, kaj pričakuje od kandidatovega diplomskega dela. Kaj so cilji, kakšne metode naj uporabi, morda bo zapisal tudi ključno literaturo.

**Title:** Development of a DBMS core with integration into the Python programming language

**Description:**

opis diplome v angleščini



# Kazalo

**Povzetek**

**Abstract**

<b>1</b>	<b>Uvod</b>	<b>1</b>
1.1	Paradigme v svetu podatkovnih baz . . . . .	1
1.1.1	Relacijske podatkovne baze . . . . .	1
1.1.2	Nerelacijske podatkovne baze . . . . .	2
1.2	Kje se danes uporabljajo relacijske podatkovne baze? . . . . .	2
1.2.1	Vloga DBMS v informacijskih sistemih . . . . .	3
1.3	Motivacija za razvoj lastnega DBMS in ORM vmesnika . . . . .	4
<b>2</b>	<b>Sorodna dela</b>	<b>7</b>
2.1	Izbor DBMS . . . . .	7
2.2	Statističen pregled Python ORM knjižnic . . . . .	8
2.2.1	Slabost uporabe ORM knjižnic na nivoju poizvedb . . . . .	9
<b>3</b>	<b>Razvoj jedra DBMS</b>	<b>13</b>
3.1	Struktura shranjevanja podatkov . . . . .	14
3.1.1	Datotečna struktura za shranjevanje podatkov znotraj entitet . . . . .	14
3.1.2	Tipi podatkov . . . . .	15
3.1.3	Realizacija relaciji med entitetami . . . . .	16
3.2	Indeksiranje z uporabo B+ dreves . . . . .	17

3.2.1	B+ drevesa in njihove značilnosti . . . . .	17
3.2.2	Pravila, ki jih zahteva B+ drevesna struktura . . . . .	19
3.2.3	Implementacija iskanja v MySQL in SQLite DBMS . . .	19
3.2.4	Implementacija B+ dreves za shranjevanje na disk . . .	19
3.2.5	Uporaba B+ dreves v bazi podatkov (iskanje po indeksiranih podatkih) . . . . .	20
3.2.6	Dinamično nalaganje in ohranjanje posameznih segmentov drevesa v pomnilnik . . . . .	20
3.2.7	Slabosti uporabe indeksov . . . . .	21
3.2.8	Ostali pristopi indeksiranja podatkov . . . . .	21
3.3	Pomembni gradniki za optimalno izvedbo poizvedb . . . . .	22
3.3.1	Gručanje podatkov ob branju iz diska . . . . .	22
3.3.2	Uporaba prioritete vrste za urejanje zapisov . . . . .	23
3.3.3	Uporaba podatkovnih okvirjev ob poizvedovanju podatkov . . . . .	26
3.4	Podprte funkcionalnosti na nivoju vgrajenega ORM sistema . .	27
<b>4</b>	<b>Sodoben pristop razvoja programske opreme</b>	<b>33</b>
4.1	Razvoj knjižnice za programski jezik	
	Python . . . . .	33
4.1.1	Uporaba Python.h za razvoj knjižnice . . . . .	34
4.1.2	Naprednejša knjižnica za lažji prehod med jezikoma . .	35
4.2	Končna struktura namenske knjižnice . . . . .	37
4.3	Testno usmerjen razvoj . . . . .	37
4.3.1	Testi enot na nivoju jedra DBMS . . . . .	38
4.3.2	Integracijsko testiranje funkcionalnosti na nivoju končne knjižnice . . . . .	38
4.3.3	Performančno testiranje zahtevnejših akcij . . . . .	38
4.3.4	Integracija avtomatskega testiranja z GitHub . . . . .	39
<b>5</b>	<b>Analiza uspešnosti</b>	<b>41</b>
5.1	Množično vnašanje podatkov . . . . .	42

5.1.1	Vnašanje z dodatnim indeksiranim poljem . . . . .	43
5.2	Velikosti podatkovnih baz na disku . . . . .	44
5.3	Primerjava poizvedb na eni entiteti . . . . .	45
5.3.1	Branje s filtriranjem, urejanjem in omejevanjem podatkov . . . . .	46
5.4	Primerjava poizvedb z uporabo relaciji . . . . .	47
5.5	Izvedba agregacijske poizvedbe . . . . .	48
5.6	Pohitritve s pomočjo indeksiranja . . . . .	49
5.6.1	Optimizacija v metodi filtriranja zapisov . . . . .	50
<b>6</b>	<b>Scenariji oz. primeri uporabe</b>	<b>53</b>
6.1	Strežniško beleženje podatkov . . . . .	53
6.1.1	Aplikacija, ki služi kot osnova za modul beleženja . . .	53
6.1.2	Kreiranje sheme za beleženje podatkov . . . . .	54
6.1.3	Dekorator za dinamično dodajanje beleženja . . . . .	54
6.1.4	Branje zapisanih podatkov . . . . .	56
6.2	Namizna aplikacija za beleženje stroškov . . . . .	58
6.2.1	Zaslonski pregled aplikacije . . . . .	58
6.2.2	Aplikacija iz vidika kode . . . . .	59
<b>7</b>	<b>Sklepne ugotovitve</b>	<b>63</b>
7.1	Nadaljnji razvoj . . . . .	63
7.2	Refleksija razvoja . . . . .	64
	<b>Literatura</b>	<b>67</b>







# Seznam uporabljenih kratic

kratica	angleško	slovensko
<b>API</b>	application programming interface	aplikacijski programski vmesnik
<b>BCNF</b>	Boyce-Codd normal form	normalna oblika, ki se uporablja pri normalizaciji podatkovne baze
<b>CI/CD</b>	continuous integration, continuous delivery	neprekinjena integracija in postavitve
<b>CLI</b>	command line interface	vmesnik za ukazno vrstico
<b>CRUD</b>	create, read, update, delete	ustvarjanje, branje, posodabljanje in brisanje
<b>CSV</b>	comma-separated values	vrednosti, ločene z vejico
<b>DBMS</b>	database management system	sistem za upravljanje podatkovnih baz
<b>ER</b>	entity relationship (diagram)	(diagram) entitet in relaciji
<b>HTTP</b>	hypertext transfer protocol	protokol za prenos hiperteksta
<b>I/O</b>	input/output operations	vhodno/izhodne operacije
<b>JSON</b>	JavaScript object notation	objektna notacija za JavaScript
<b>NoSQL</b>	nonrelational databases	nerelacijske podatkovne baze
<b>ORM</b>	object-relational mapping	objektno relacijska preslikava
<b>SQL</b>	structured query language	strukturiran jezik poizvedb
<b>TCP/IP</b>	Internet protocol, transmission control protocol	internetni protokol in protokol za nadzor prenosa

# Povzetek

**Naslov:** Razvoj DBMS jedra z integracijo v programski jezik Python

**Avtor:** Janez Sedeljšak

V diplomskem delu je predstavljenih trenutno nekaj najbolj uporabljenih sistemov za upravljanje podatkovnih baz (DBMS). V veliki meri so standard podatkovnih baz še vedno relacijske podatkovne baze. V ta namen je tekom dela predstavljen razvoj lastnega DBMS za programski jezik Python.

Sam razvoj namenske knjižnice je pripravljen v programskem jeziku C++, saj gre za nizko nivojski jezik, kjer imamo visoko fleksibilnost pri upravljanju s pomnilniku. Predstavljen je razvoj vseh potrebnih segmentov za dobro delujočo relacijsko podatkovno bazo. Ključnega pomena tekom razvoja je bila uporaba dobrih podatkovnih struktur in algoritmov, ki dobro izkoristijo I/O operacije, ki jih ponuja operacijski sistem in posledično pripeljejo do zanesljivega in optimalnega delovanja DBMS.

V zadnjem sklopu diplomskega dela smo pripravili analizo uspešnosti implementacije DBMS na različnih scenarijih, kjer razvito programsko opremo primerjamo z že obstoječimi DBMS – SQLite in MySQL.

**Ključne besede:** Podatkovne baze, C++, Python, B+ drevesa, Podatkovne strukture, SQL, DBMS, ORM.



# Abstract

**Title:** Development of a DBMS core with integration into the Python programming language

**Author:** Janez Sedeljšak

The thesis presents an overview of some of the currently most widely used Database Management Systems (DBMS). Relational databases still largely dominate the landscape of database standards. With this in mind, the thesis focuses on developing a custom DBMS for the Python programming language.

The development of this dedicated library is carried out in the C++ programming language, chosen for its low-level nature, providing high flexibility in memory management. The development encompasses all necessary components for a well-functioning relational database. Throughout the development process, a crucial aspect has been the utilization of efficient data structures and algorithms, optimizing I/O operations provided by the operating system, resulting in a reliable and optimized DBMS performance.

In the final part of the thesis, a performance analysis of the implemented DBMS is conducted across various scenarios. The developed software is compared against existing DBMS solutions – SQLite and MySQL.

**Keywords:** Databases, C++, Python, B+ trees, Data structures, SQL, DBMS, ORM.



# Poglavje 1

## Uvod

Živimo v dobi, kjer se spopadamo z izzivom obdelave izjemnih količin podatkov, ki jih poznamo kot velike podatke (velepodatki). Ti podatki so razpršeni po različnih platformah in predstavljajo dragocen vir informacij. Ko razmišljamo o dolgoročnem shranjevanju teh podatkov, se osredotočamo na uporabo podatkovnih baz. Na tem področju prepoznavamo dve osnovni skupini – relacijske in nerelacijske podatkovne baze.

### 1.1 Paradigme v svetu podatkovnih baz

#### 1.1.1 Relacijske podatkovne baze

Trenutno na trgu še vedno prevladujejo relacijske podatkovne baze, ki predstavljajo standardno izbiro. Te baze temeljijo na striktni strukturi entitet, kjer so podatki organizirani v smiselne entitete, ki vključujejo stolpce (attribute) in vrstice (zapiske). Posebej pomembne so logične povezave med posameznimi zapisi, ki omogočajo boljšo organizacijo in interpretacijo podatkov. Te povezave se uresničujejo s pomočjo tujih ključev, kar omogoča vzpostavitev trdnih relacij med različnimi entitetami.

Gre za standard, ki se je prvič pojavil leta 1970, ko ga je razvil IBM [7]. Razvita je bila prva družina relacijskih podatkovnih baz Db2, katero je raz-

vil Edgar F. Codd – matematik izobražen na univerzi Oxford. **TODO**

### 1.1.2 Nerelacijske podatkovne baze

Nerelacijske podatkovne baze predstavljajo novo kategorijo baz, ki temeljijo na bistveno drugačnih osnovah kot tradicionalne relacijske podatkovne baze. Te nove baze so se razvile kot odziv na izzive, s katerimi se srečujejo relacijske podatkovne baze. Kot je poudaril višji predavatelj Aljaž Zrnec, “Podatkovne baze NoSQL niso bile ustvarjene z namenom popolne zamenjave relacijskih baz” [29]. Glavna ovira pri relacijskih podatkovnih bazah izvira iz njihove stroge strukture. V novi kategoriji podatkovnih baz, znanih kot NoSQL, je ključna lastnost prilagodljivost. Sama organizacija podatkov se bistveno razlikuje, pri čemer tradicionalne entitete in relacije med zapisi ustvarjalno nadomeščajo objekti in koncept dedovanja. Ta pristop prinaša tudi eno od glavnih prednosti, ki jih imajo nerelacijske podatkovne baze – sposobnost enkapsulacije posameznih zapisov omogoča učinkovito razporeditev celotne baze na več strežnikov (horizontalno skaliranje podatkov), ki ga tradicionalne relacijske podatkovne baze težje dosežejo.

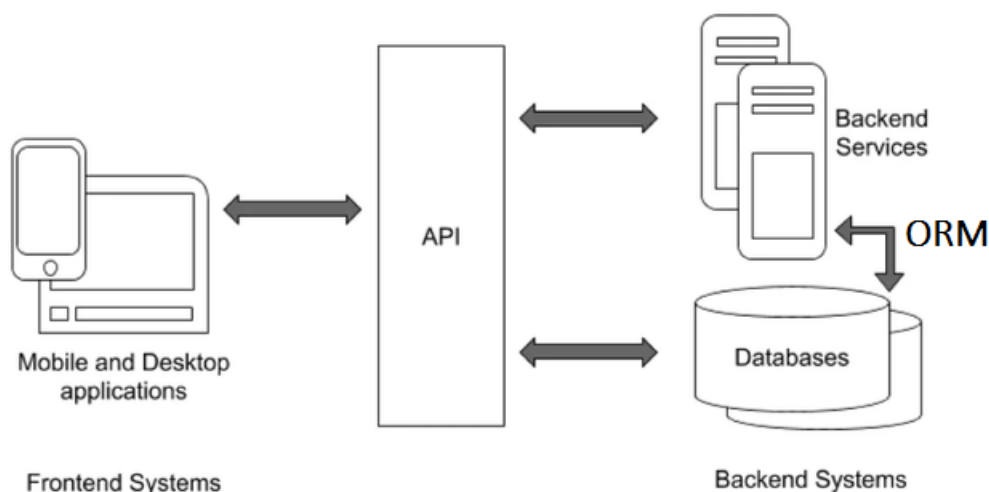
## 1.2 Kje se danes uporabljajo relacijske podatkovne baze?

Relacijske podatkovne baze so že desetletja temeljna komponenta informacijskih sistemov in njihova uporaba se je v današnjem sodobnem poslovnem okolju še povečala. Kljub pojavu novejših tehnologij in podatkovnih modelov imajo relacijske podatkovne baze številne aplikacije, kjer izstopajo zaradi svoje strukture, zanesljivosti in možnosti za kompleksno analizo.



### 1.2.1 Vloga DBMS v informacijskih sistemih

Na sliki 1.1 je predstavljena standardna zasnova arhitekture za večino modernih informacijskih sistemov:



Slika 1.1: Struktura sodobnega informacijskega sistema

Diagram je sestavljen iz treh ključnih komponent. Na eni strani so odjemalci, ki vključujejo mobilne, spletne aplikacije ... Ti odjemalci s strežniškim delom aplikacije komunicirajo preko standardiziranih metod na nivoju API komponente.

Večji del informacijskega sistema oz. spletne aplikacije se nahaja v ozadju, kjer je realizirana poslovna logika in upravljanje s podatki – podatkovno bazo. V sodobnih informacijskih sistemih za dodaten nivo varnosti in lažjo manipulacijo podatkov pogosto uporabimo še ORM. Gre za objektno predstavitev posameznih entitet znotraj podatkovne baze in predstavitev zapisov, kot instance objektov. ORM predstavlja dodaten nivo abstrakcije, ki programerju med drugim omogoči tudi avtomatske migracije podatkovne baze, kot tudi lažjo integracijo podatkovne baze znotraj uporabljenega programskega jezika.

## 1.3 Motivacija za razvoj lastnega DBMS in ORM vmesnika

Glavna motivacija za razvoj izhaja iz želje po boljšem razumevanju notranjega delovanja podatkovnih baz, ter njihovega vpliva na delovanje modernih aplikaciji. Kot programerji se pogosto osredotočamo le na izgradnjo funkcionalnosti, pri čemer podatkovno bazo pogosto spregledamo oz. spregledamo vpliv podatkovnega sloja na delovanje celotne aplikacije.

Podatkovna baza s seboj prinese visoko raven abstrakcije, ki je podprta z obsežno množico algoritmov in konceptov, ki omogočijo zanesljivo, hitro in varno izvajanje operaciji nad podatki. Tekom raziskave je cilj spoznati tudi te koncepte, ki sicer ostajajo skriti v abstrakciji, ki jo prinašata DBMS in jezik SQL.

Pomembnost podatkovnega sloja postane očitna, predvsem ko se aplikacija začne odzivati počasneje. Pogost razlog je obsežna količina podatkov v posamezni entiteti, kar za uporabnika hitro pomeni nesprejemljiv čas odzivnosti celotnega sistema.

Ob iskanju pristopov za optimizacijo podatkovnega sloja, hitro naletimo na koncept indeksiranja podatkov. Ta pristop ni omejen zgolj na relacijske podatkovne baze, temveč se pojavlja širom računalniške znanosti. Osnovna ideja za optimizacijo je ustvarjanje iskalne strukture, ki omogoča izrazito hitrejše iskanje podatkov z izrabo učinkovite podatkovne organizacije.

Dve bolj pogosti podatkovni strukturi za izvedbo indeksiranja predstavljajo zgoščevalne tabele in drevesa. Na področju relacijskih podatkovnih baz se najpogosteje uporablja več nivojsko indeksiranje, ki je realizirano prav z drevesi (v večini primerov gre za B-drevesa). Drevo, je sestavljeno iz vozlišč, kjer ima vsako največ  $M$  zapisov in  $M + 1$  kazalcev na nadaljnja vozlišča. S pomočjo dodajanja indeksov lahko linearno iskanje, ki je definirano z  $O(N)$  notacijo bistveno pohitrilo. Z uporabo B-drevesa pomeni časovno zahtevnost  $O(\log_M(N))$ , kjer je  $N$  število vseh zapisov v drevesu.

Pomembno je poudariti, da cilj implementacije lastne rešitve ne vključuje razvoja kompleksnega in dovršenega DBMS, ki bi se primerjal z naprednimi in vzpostavljenimi rešitvami. Naš cilj je razviti knjižnico, ki bo vsebovala temeljne funkcionalnosti in bo primerna za uporabo v manjših aplikacijah. Osredotočili se bomo predvsem na izgradnjo preprostega in intuitivnega načina za upravljanja s podatki.



# Poglavje 2

## Sorodna dela

Prve podatkovne baze so se razvile že pred petdesetimi leti in ob tem tudi ogromno različnih pristopov za komunikacijo med programskimi jeziki in DBMS. V računalništvu je izbor orodja ključnega pomena in izbor tehnologij znotraj podatkovnega sloja nikakor ne predstavlja izjeme.

### 2.1 Izbor DBMS

Pri izbiri relacijske podatkovne baze se soočimo z različnimi možnostmi, med katerimi izstopajo standardi, kot sta DB2, Oracle, ter Microsoft SQL Server (MSSQL), ki predstavljajo največje in najbolj skalabilne DBMS-je. Kljub temu je izbor DBMS-ja, podobno kot pri večini področij v računalništvu, odvisen od zahtev naše aplikacije in narave podatkov, ki jih bomo shranjevali.

Za mnoge primere morda zadostujeta bolj preprosta DBMS-ja, kot sta PostgreSQL ali MySQL, ki ponujata enostavno upravljanje in predstavljata dobro izbiro tudi za shranjevanje obsežnih količin podatkov.

V določenih scenarijih, ko imamo opravka z bolj preprosto in manj obsežno strukturo podatkov (npr. pri razvoju mobilnih aplikacij), se za najprimernejšo izbiro izkaže SQLite. Gre za minimalističen DBMS, ki za razliko od prej omenjenih izbir za potrebe shranjevanja podatkov uporablja zgolj datoteko, ki jo zlahka enkapsuliramo v izolirano okolje, kot je mobilna naprava.

V področje manjših podatkovnih baz, pa lahko uvrstimo tudi razvit DBMS – Graphenix[21].

## 2.2 Statističen pregled Python ORM knjižnic

V spodnji tabeli je predstavljena kratka statistična analiza najpogostejše uporabljenih ORM knjižnic, ki so na voljo v programskem jeziku Python. Podatke za število mesečnih in tedenskih prenosov smo pridobili iz spletne platforme PYPI Stats [18], kjer se nahaja sledenje prenosov posameznih paketov znotraj Python ekosistema. Podatki za število GitHub zvezd, pa so pridobljeni direktno iz repozitorijev posameznih knjižnic, ki so dostopne na GitHub platformi.

Knjižnica	GitHub zvezde	Mesečni prenosi	Tedenski prenosi
<b>Django [3]</b>	72 tisoč	10 milijonov	2.4 milijona
<b>SQLAlchemy [22]</b>	7.5 tisoč	83 milijonov	20 milijonov
<b>Peewee [13]</b>	10 tisoč	1.1 milijon	281 tisoč
<b>Tortoise ORM [25]</b>	3.7 tisoč	88 tisoč	22 tisoč
<b>SQLObject [23]</b>	133	27 tisoč	6 tisoč

Glede na zgornjo tabelo izluščimo, da v ekosistemu prevladujejo naslednje tri ORM knjižnice:

- **Django ORM [3]** je vgrajen sistem v Django knjižnico za izdelavo spletnih aplikaciji. Omogoča zelo širok nabor operaciji nad podatkovno bazo, poleg tega ima vgrajen tudi svoj CLI. S tem celotno ogrodje bistveno pospeši produktivnost razvijalcev, a hkrati kot ogrodje doda, kar 8.9 MB dodatne teže. Knjižnica podpira pet podatkovnih sistemov, to so PostgreSQL, MariaDB, MySQL, Oracle, SQLite.
- **SQLAlchemy [22]** gre za eno najbolj fleksibilnih in uporabljenih knjižnic znotraj programskega jezika. Sama fleksibilnost pomeni, da številne operacije, ki so znotraj Django ORM že avtomatizirane so tukaj prepuščene

implementaciji razvijalca. Fleksibilnost, pa s seboj prinaša tudi bistveno prednost, saj lahko kot razvijalec, ki dobro pozna ozadje delovanja uporabljenega DBMS uporabimo različne pristope optimizaciji, ki jih znotraj Django ORM ni mogoče realizirati oz. je implementacija bistveno težja. Knjižnica zaradi lahkotne abstrakcije podpira SQLite, MySQL, Oracle, MS-SQL in še ostale DBMS sisteme.

- **Peewee [13]** je ena izmed preprostejših knjižnic, ki predstavlja lahko-ten nivo abstrakcije. Knjižnica podpira 3 relacijske podatkovne sisteme, to so PostgreSQL, MySQL in SQLite. Gre za dokaj omejen nabor podprtih relacijskih podatkovnih sistemov, vendar zaradi svoje preprostosti knjižnica ima svojo ciljno skupino razvijalcev, ki razvijajo preproste sisteme in ne potrebujejo kompleksnosti, ki jih s seboj prineseta Django ORM in SQLAlchemy.

Cilj vseh teh knjižnic je pospešiti proces razvoja aplikacij in zagotoviti dodatno varnost pri delu s podatkovno bazo. Omeniti velja, da te knjižnice omogočajo tudi druge koristne funkcionalnosti, kot je lažja manipulacija s podatki, poenostavljeno vzdrževanje in enostavna migracija strukture. S svojo abstrakcijo in intuitivnimi vmesniki odpravljajo potrebo po neposrednem rokovanju z zapletenimi SQL poizvedbami ter s tem razbremenjujejo razvijalce in omogočajo hitrejši razvoj aplikacij.

### 2.2.1 Slabost uporabe ORM knjižnic na nivoju poizvedb

Kljub vsem dobrim lastnostim omenjenih knjižnic, pa tudi vsaka izmed njih prinaša dodaten nivo abstrakcije in razvijalcu skrije veliko možnosti za optimizacijo delovanja DBMS. V algoritmih je pogost kompromis med hitrostjo in porabo prostora, ko pa govorimo o ORM knjižnicah in programskih jezikih, pa višji nivo abstrakcije pomeni kompromis hitrosti delovanja.

Narava relacijskih podatkovnih baz in združevanja tabel je usmerjena v skupen rezultat v obliki ene matrike, kjer imamo kartezičen produkt zapisov

različnih entitet, katerega filtriramo glede na povezava, ki so realizirane s pomočjo tujih ključev. Pogosto, pa kot ciljni uporabniki ne želimo tega, temveč želimo drugačno strukturo podatkov, ki pa ni v skladu z osnovno idejo relacijskih baz. V ta namen ORM knjižnice izvedejo več različnih poizvedb in potem znotraj jedra knjižnice združujejo zapise in kreirajo ciljno strukturo ali pa izvedejo eno kompleksnejšo poizvedbo in pridobljene podatke nato pretvorijo v končno strukturo. Primer, take preproste naloge je: “Za vse uporabnike pridobi njihove naloge in zadnjih pet sporočil, ki jih je vsak izmed teh uporabnikov poslal”.

Za nalogo je SQLAlchemy jedro pripravilo naslednjo poizvedbo:

```
SELECT * FROM users
LEFT OUTER JOIN tasks AS t ON users.id = t.user_id
LEFT OUTER JOIN messages AS m ON users.id = m.user_id
```

Zgornji pristop pomeni, da za vsakega uporabnika prenesemo  $T_i \cdot M_i$  zapisov, kjer je  $T_i$  število nalog  $i$ -tega uporabnika in  $M_i$  število sporočil  $i$ -tega uporabnika.  $N$  pa določa število uporabnikov.

**Izrek 2.1** *Skupno število zapisov, ki jih pridobimo, je definirano s pomočjo naslednje vsote*

$$\sum_{i=1}^N T_i \cdot M_i \quad (2.1)$$

**Izrek 2.2** *Skupno število zapisov, ob idealnih pogojih (brez podvajanja podatkov)*

$$N + \sum_{i=1}^N T_i + M_i \quad (2.2)$$

Torej najprej potrebujemo  $N$  zapisov za vsakega uporabnika, nato pa za vsakega uporabnika pridobimo še  $T_i$  nalog in  $M_i$  nalog. Če predpostavimo, da imamo podatkovno bazo, kjer imamo sto uporabnikov in ima vsak izmed njih tisoč sporočil, ter dvesto nalog pomeni, da bomo v primeru prve poizvedbe (2.1) prenesli, kar  $100 \cdot 1000 \cdot 200$  oz. 20 000 000 zapisov.



Medtem, ko v primeru druge poizvedbe (2.2) to pomeni prenos bistveno manjše strukture ( $100 \cdot (1000 + 200)$  oz. 120 000. Kar predstavlja le 0.6% količine podatkov, ki jih je potrebno prenesti iz podatkovne baze do naše ORM implementacije.

Ozko grlo, pa se pojavi še v enem segmentu, namreč pripravljanje končne strukture, ki jo vrne ORM je v vseh treh omenjenih knjižnicah izvedeno na nivoju programskega jezika Python, ki sam po sebi ni optimiziran za filtriranje in združevanje zapisov oz. ne omogoča pristopov, ki jih lahko uporabimo znotraj prevedenih jezikov in tako bistveno pohitrimo kreiranje končne strukture, ki predstavlja glavni rezultat poizvedbe.



## Poglavje 3

# Razvoj jedra DBMS

V poglavju predstavimo razvoj jedra DBMS s pomočjo programskega jezika C++. V prvi fazi je predstavljena celotna struktura podatkov in način shranjevanja na disk. Za tem predstavimo razvoj B+ drevesne strukture za optimalno indeksiranje podatkov. Nato se spustimo v predstavitev optimizaciji oz. algoritmov, ki omogočajo hitrejše branje podatkov in za zaključek še predstavitev funkcionalnosti, ki jih naš DBMS podpira.

Vsa izvorna koda je dostopna na GitHub repozitoriju [21].

Skozi poglavje bodo vsi primeri dela z DBMS na nivoju programskega jezika Python uporabljali preprost ER model z uporabniki, nalogami in sporočili. Uporabnik lahko ima več nalog in sporočil – pri sporočilih, pa imamo še dodatno vlogo, saj je lahko uporabnik pošiljatelj/prejemnik.

```
class User(Model):
    name = Field.String()
    tasks = Field.VirtualLink("user")
    sent_msgs = Field.VirtualLink("sender")
    recieved_msgs = Field.VirtualLink("reciever")

class Task(Model):
    content = Field.String(size=100)
    user = Field.Link("User").as_index()

class Message(Model):
    content = Field.String(size=50)
    date = Field.DateTime()
    sender = Field.Link("User")
    reciever = Field.Link("User")
```

## 3.1 Struktura shranjevanja podatkov

### 3.1.1 Datotečna struktura za shranjevanje podatkov znotraj entitet

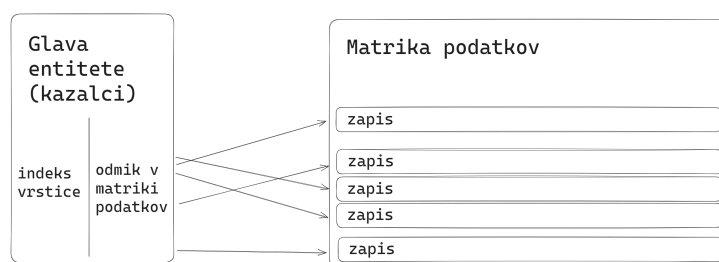
Za vsako posamezno entiteto se privzeto kreirata 2 datoteki *ix\_ < naziv\_entitete > .bin* in *< naziv\_entitete > .bin*.

1. *< naziv\_entitete > .bin* (matrika podatkov) – je matrična struktura, ki predstavlja dejanske zapise podatkov. Vsaka vrstica predstavlja en zapis, kjer je dolžina vrstice vsota dolžin vseh atributov, ki se shranjujejo

v entiteti. Posamezen stolpec matrike predstavlja posamezne attribute v matriki.

2. *ix\_ < naziv\_entitete > .bin* (glava entitete s kazalci) – gre za vektorsko strukturo, kjer vsaka zaporedna vrstica vsebuje kazalec na dejanski zapis v matriki podatkov – ta kazalec je realiziran, kot celoštevilski odmik zapisa v matriki. Poleg kazalcev struktura vsebuje tudi kazalec na prvo prosto vrstico v matriki:

- Matrika je polna – kazalec na konec datoteke
- V matriki podatkov obstaja fragmentacija – kazalec na prvo prosto vrstico v matriki



Slika 3.1: Struktura podatkovne matrike in glave entitete s kazalci

Popravi sliko - izvedba v tikz Latex

### 3.1.2 Tipi podatkov

Znotraj razvitega DBMS podpiramo 7 podatkovnih tipov:

1. Cela števila (ang. Int) – v tem primeru gre za vrednost, ki je na nivoju C++ programskega jezika shranjena kot `int64_t` oziroma predznačeno celo število. Velikost za posamezno vrednost je 8B. Sam razpon vrednosti, ki jih lahko shranimo v posamezen zapis je  $[-2^{63}, 2^{63} - 1]$ .
2. Realna števila (ang. Float) – zaradi lažje implementacije je velikost realnih števil enaka, kot velikost celih števil – torej 64 bitov. Vrednost

je na nivoju podatkov realizirana, kot “dvojni float“ oz. “double“. Gre za zaporedje bitov, ki so po standardu IEEE 754 [8] ločeni v predznak, eksponent in mantiso.

3. Nizi (ang. String) – Gre za zaporedje znakov, kjer na nivoju posamezne entitete določimo maksimalno dovoljeno dolžino posameznega zapisa. Torej velikost posameznega zapisa je  $N * 1B$ , kjer je  $N$  maksimalna dolžina podatka.
4. Logične vrednosti (ang. Bool) – je najmanjši podatkovni tip, ki ga vsebuje naš DBMS in zavzame vsega 1B; drži pa lahko vrednosti 0/1 oz. True/False, kot je to definirano v programskem jeziku Python.
5. Datumi (ang. Datetime) – gre za podatkovni tip, ki je ponovno shranjen, kot vrednost `int64_t` in je predstavljen v EPOCH formatu [5] – gre za časovni odmik trenutnega časa od UTC datuma 1. 1. 1970.
6. Povezava (ang. Link) – gre za vgrajen tip relacije, kjer je podatek kazalec na drug zapis v določeni entiteti. V ozadju je to le primarni ključ določenega zapisa, ki se nastavi avtomatsko (ponovno gre za podatek, ki je zapisan kot `int64_t` vrednost).
7. Virtualna povezava (ang. VirtualLink) – gre za navidezno polje v entiteti, ki ne zavzame nobenega dodatnega prostora. Polje je pomembno za kreiranje povezave ob poizvedbah, kjer na določen zapis vežemo seznam zapisov iz druge tabele.

### 3.1.3 Realizacija relaciji med entitetami

Implementacija relacij med entitetami se izvaja s pomočjo uporabe tujih ključev, ki predstavljajo primarne ključe identificiranih zapisov in omogočajo povezavo med entitetami. Ti tujih ključi se shranijo kot atributi v entiteti, ki vzpostavlja povezavo, in kažejo na primarni ključ v povezani entiteti. Vzpostavitev povezave se izvede pri ustvarjanju modela na ravni programskega jezika Python.

Spodaj je predstavljen tudi preprost primer, kjer neko sporočilo vežemo na dva uporabnika, ki imata vlogo pošiljatelja in prejemnika:

```
john = User(name='John Doe').make()
jane = User(name='Jane Doe').make()

first_mesage = Message(
    content = 'Moje prvo sporočilo',
    date = datetime.now(),
    sender = john
    reciever = jane
).make()
```

## 3.2 Indeksiranje z uporabo B+ dreves

### 3.2.1 B+ drevesa in njihove značilnosti

B+ drevesa so podatkovna struktura, uporabljena za učinkovito indeksiranje in iskanje podatkov. Vsako vozišče ima lahko največ  $M$  podatkov in  $M + 1$  kazalcev na nova vozlišča.

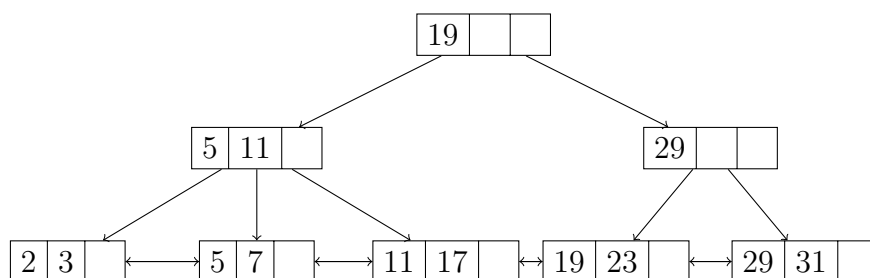
V B+ drevesih so vsi nivoji razen listov drevesa, vmesna vozlišča, ki vsebujejo kazalce na nadaljnja vozlišča znotraj drevesa – služijo le kot povezave ter omogočajo učinkovitejše iskanje in navigacijo po strukturi. Medtem so podatki shranjeni v listih drevesa.

Definicija strukture zahtevna tudi striktno uravnoteženost drevesa, torej da so vsi listi drevesa na istem nivoju.

Kot dodatna optimizacija za iskanje intervalov znotraj drevesa je v naši implementaciji dodana še struktura dvojno povezanega seznama na nivoju listov drevesa. Tako ima vsak list kazalec na predhoden in naslednji list v drevesu. Na primeru podatkovne baze, je to zelo uporabno, ko iščemo npr. prvih petdeset uporabnikov razvrščenih po priimku. V prvi fazi je seveda potrebno imeti kreirano indeksno strukturo za iskan atribut. Zatem pa je

iskanje zapisov dokaj trivialno, namreč sprehodimo se le do najbolj levega lista v drevesu, nato pa se sprehodimo po povezanem seznamu od leve proti desni in shranimo kazalce na zelene zapise, jih nato le preberemo iz matrike podatkov, ter razvrstimo po ciljnem atributu.

Na sliki 3.2 je prikazan preprost primer B+ drevesa realiziran s stopnjo  $M = 2$ : Dodaj še kazalce iz posameznega zapisa v listu (slika)



Slika 3.2: Primer B+ drevesa, kjer indeksiramo pošiljatelje sporočil



### 3.2.2 Pravila, ki jih zahteva B+ drevesna struktura

1. Vsako vozlišče ima največ  $M$  podatkov in  $M + 1$  kazalcev – kapaciteta vozlišča.
2. Listi drevesa so vsi na enakem nivoju.
3. Urejenost – vse vrednosti, ki se nahajajo levo morajo biti manjše ali enake trenutni; vse vrednosti desno, pa morajo biti večje ali enake.
4. Vozlišče je veljavno, kadar ima vsaj  $M/2$  zapisov, kjer je  $M$  kapaciteta oz. maksimalno število podatkov, ki jih lahko ima vozlišče.

### 3.2.3 Implementacija iskanja v MySQL in SQLite DBMS

<https://dev.mysql.com/doc/refman/8.0/en/index-btree-hash.html>

### 3.2.4 Implementacija B+ dreves za shranjevanje na disk

Zakaj se na področju podatkovnih baz uporabljajo B drevesa. Ozadje je dokaj preprosto, saj klasične iskalne strukture s pomočjo dreves, ki so realizirane s pomočjo binarnih dreves vsebujejo izrazito ozko grlo. Ozko grlo je pride do izraza, ko je drevo shranjeno na disku in potrebujemo za vsako vozlišče izvesti eno branje iz diska.

Ko beremo vozlišča pomeni eno branje vozlišča in dostop do diska in v primeru binarnega drevesa to pomeni, da je število dostopov do datoteke enako številu podatkov, ki smo jih prebrali - branje vsekakor predstavlja počasno operacijo in število teh branj želimo čim bolj minimizirati.

B drevesa ta problem rešujejo s samo količino podatkov, ki je shranjena na nivoju enega vozlišča. V klasičnih trdih diskih je velikost enega vozlišča drevesa bila določena, kot velikost sektorja na trdem disku. To je pomenilo, da je branje vsakega vozlišča predstavljalo točno eno branje iz diska.

Klasičen način določanja velikosti posameznih vozlišč se je dokaj spremenil odkar so standard za shranjevanje podatkov postali hitrejši tipi diskov kot so SSD.

### **3.2.5 Uporaba B+ dreves v bazi podatkov (iskanje po indeksiranih podatkih)**

Na nivoju podatkovne baze se B+ drevesa uporabljajo za indeksiranje podatkov oz. zapisov glede na določen atribut npr. datum rojstva, ime, hišno številko itd. Gre za pristop, ki nam omogoča filtriranje posameznih zapisov s pomočjo binarnega iskanja v logaritmičnem času namesto linearne iskanja skozi celotno matriko.

Določanje indeksov, pa je v klasičnih podatkovnih bazah lahko tudi malo bolj kompleksno, saj poleg iskanja po določenem atributu lahko iščemo tudi po izpeljanih vrednostih npr. po kombinaciji prve črke priimka in imena. V primeru našega DBMS to ni realizirano, lahko pa si sami kreiramo dodaten atribut na nivoju entitete in vanj shranjujemo želeno vrednost, ter nato direktno nad atributom kreiramo indeksno strukturo.

### **3.2.6 Dinamično nalaganje in ohranjanje posameznih segmentov drevesa v pomnilnik**

Za dodatno optimizacijo delovanja internih indeksov je dodana tudi implementacija predpomnilnika, kamor lahko shranjujemo posamezne segmente drevesa. Deluje, kot preprost zgoščevalni slovar, kjer je ključ odmik posameznega vozlišča v fizični datoteki vrednost, pa je dejansko vozlišče.

Omenjena implementacija nam omogoča preprosto upravljanje z vozlišči, saj je dostop do vsakega vozlišča omogočen preko skupnega vmesnika, ki sicer pomeni dodatno rabo pomnilnika vendar, pa bistveno dvigne varnost, ko želimo opravljati s posameznim zapisom.

### 3.2.7 Slabosti uporabe indeksov

Sama raba indeksov je koristna, saj bistveno pohitri postopek iskanja posameznih zapisov glede na določen atribut. Ko govorimo v časovni zahtevnosti to pomeni pohitritev iz  $O(N)$  na  $O(\log_M(N))$ .

Na drugi strani pa se skriva kar nekaj lastnosti B+ dreves, ki jih moramo imeti v mislih ob dodajanju nepotrebnih indeksov v našo podatkovno bazo.

- Časovna zahtevnost vnašanja in posodabljanja zapisov v posamezni entiteti se zaradi vnašanja v B-drevo z osnovo  $M$  poveča iz  $O(1)$  na  $O(\log_M(N)*X)$ , kjer je  $X$  število stolpcev z dodano indeksno strukturo.  $N$  pa predstavlja število že obstoječih zapisov v posamezni entiteti.
- Za vsak postavljen indeks se bistveno poveča poraba prostora na disku, saj shranjevanje drevesne strukture s seboj prinese podvajanje atributa, kot tudi dodatek kazalca na glavo entitete.

### 3.2.8 Ostali pristopi indeksiranja podatkov

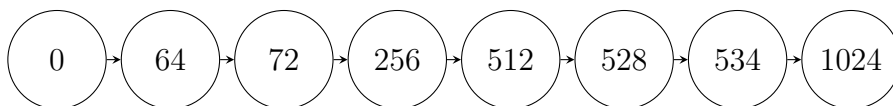
Indeksiranje s pomočjo zgoščevalnih tabel ...

### 3.3 Pomembni gradniki za optimalno izvedbo poizvedb

#### 3.3.1 Gručanje podatkov ob branju iz diska

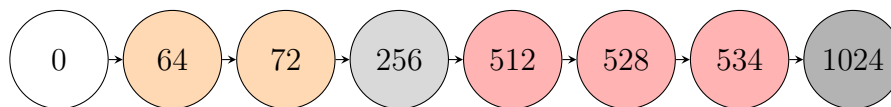
Kot je bilo že omenjeno v prejšnjih poglavjih je največje ozko grlo, s katerim se srečujemo I/O operacije (torej pisanje in branje iz/na disk). V ta namen je tudi v segmentu prenosa podatkov iz datoteke v pomnilnik realizirano s čim manj dostopi do diska. V ta namen je ob prvi fazi nabora dodan algoritem za gručenje podatkov.

Sam problem je zelo preprost imamo urejen vektor celih števil, kjer želimo vrednosti grupirati glede na posamezne odmike in najti skupine oz. gruče in te združiti v eno branje matrične datoteke s podatki. Za primer lahko vzamemo naslednji vektor odmirov v matrični datoteki:



Slika 3.3: Zaporedje odmirov za poizvedbo iz matrične datoteke

Iz odmirov lahko hitro razberemo dve gruči, kateri bi želeli, da naš algoritem odkrije in branje nad odmiroma izvede v enem branju - to sta gruči  $[64, 62]$ , ter  $[512, 528, 540]$ . Optimalen pristop branja bi lahko barvno označili po naslednji konfiguraciji:



Slika 3.4: Zaporedje odmičkov za poizvedbo iz matrične datoteke z obarvanjem gruč

### Linearna izvedba gručenja nad urejenim seznamom

Za izvedbo gručenja obstaja veliko algoritmov, ki nalogo opravijo zelo dobro vendar s seboj prinesejo visoko časovno zahtevnost. V naši izvedbi gručenja smo želeli poiskati algoritem, kjer gručenje opravimo v linearnem času, saj ob testiranju ostalih algoritmov v večini primerov samo gručenje traja dlje, kot pa branje posameznih elementov v matriki. V ta namen smo pripravili preprost algoritem, ki se sprehodi skozi seznam in spremlja odmike, ter združuje elemente v kolikor ne presežemo zgornje meje velikosti ene gruče in poleg tega zadovoljimo minimalno velikost za gručo.

#### 3.3.2 Uporaba prioritete vrste za urejanje zapisov

Ob implementaciji omejevanja števila rezultatov s pomočjo ukazov ‘limit’ in ‘offset’ moramo poskrbeti za časovno optimalno izvedbo poizvedbe, saj iz vidika uporabnika DBMS pričakujemo, da z dodatkom ukaza ‘limit’ čas izvajanja skrajša.

Tekom razvoja smo testirali nekaj različnih pristopov in podatkovnih struktur. Naš problem lahko definiramo, kot iskanje  $K$  najmanjših elementov, kjer je  $K$  sestavljen iz dveh komponent  $L$  in  $O$ , kjer je  $L$  maksimalno število elementov oz. limita,  $O$  pa predstavlja odmik oz. število zapisov, ki jih želimo preskočiti.

Tekom razvoja smo preizkusili 3 različne pristope za iskanje  $K$  najmanjših elementov v seznamu.

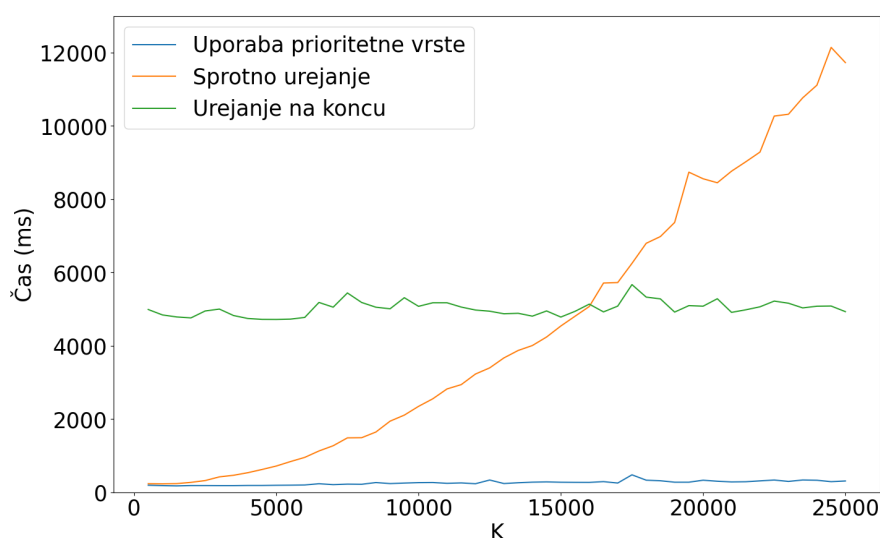
1. Klasično vstavljanje v seznam in ureditev elementov ob koncu vnašanja, ter rezanje elementov od indeksa  $O$ , do vključno  $O + L$ . Časovna

zahtevnost tega pristopa je  $O(N \cdot \log_2(N))$ , prostorska zahtevnost, pa je tukaj  $O(N)$ , saj moramo v pomnilniku držati vse potencialne elemente.

2. Postopno vstavljanje v urejen seznam, v tem primeru uporabimo vgrajeno `std::vector` [28] strukturo, kjer vstavljanje izvajamo s pomočjo binarnega iskanja. Težava pristopa se skriva v vstavljanju v začetni del seznama, saj moramo potem vse elemente zamikati za eno mesto v desno. Posledično, čeprav je časovna zahtevnost binarnega iskanja  $O(\log_2(N))$  zaradi premikanja elementov časovna zahtevnost postane  $O(N)$ . Tako je časovna zahtevnost celotnega postopka vstavljanja  $O(N^2)$  v najboljšem primeru pa  $O(N \cdot \log_2(K))$ . Glavna prednost algoritma pred pristopom urejanja na koncu se nahaja v prostorski zahtevnosti. Ta je namreč le  $O(K)$ , saj v pomnilniku ohranjamo maksimalno  $K$  vrstic in jih po potrebi zamenjujemo ob iteraciji skozi vrstice matrike.
3. Za daleč najboljši pristop se je izkazalo vstavljanje v prioriteto vrsto, ki je realizirana, kot kopica. Za podatkovno strukturo uporabimo vgrajeno C++ `std::priority_queue` [15]. V tem primeru je časovna zahtevnost posameznega vstavljanja  $O(\log_2(K))$ , kar pomeni za  $N$  vstavljanj  $O(N \cdot \log_2(K))$ . Prostorska zahtevnost, pa je enako kot v zgornjem primeru  $O(K)$ . Problem je zastavljen, tako da  $K$  ne more nikoli biti večji od  $N$  in je posledično časovna zahtevnost tega pristopa najbolj optimalna. Pomemben segment pri uporabi vgrajene prioritete vrste je tudi izbor podatkovne strukture, ki jo vrsta uporablja za shranjevanje podatkov. Za najbolj optimalen pristop se je izkazal vgrajeni `std::vector` [28], ki je na nivoju pomnilnika shranjen v enem kosu, kar omogoči prevajalniku in procesorju, da izrabita še optimizacijo z lokalnostjo.

Za zgornje tri pristope obstaja veliko spremenljivk, ki vplivajo na čas izvajanja samega algoritma za iskanje  $K$  najmanjših elementov v seznamu. Največ vpliva ima vrednost  $N$ , ki predstavlja število zapisov, ki jih moramo preveriti in primerjati z ostalimi elementi. Je tudi spodnja meja za

vse časovne zahtevnosti, vse imajo namreč časovno zahtevnost vsaj  $O(N)$ . Bistveno bolj zanimiv, pa je vpliv vrednosti  $K$ , ki predstavlja tudi razliko v časovnih zahtevnostih med posameznimi algoritmi. Za lažje razumevanje, kako vrednost  $K$  vpliva na čas izvajanja smo pripravili tudi grafično analizo, kjer v izoliranem okolju izvedemo vse tri algoritme. Vrednost  $N$  je nastavljena na 10 000 000,  $K$  pa se spreminja na  $x$  osi in je definiran na intervalu  $[500, 25000]$ .



Slika 3.5: Časovna primerjava pristopov za iskanje  $K$  najmanjših elementov v seznamu.

Iz zgornjega grafa lahko razberemo, da vrednost  $K$  nima bistvenega vpliva na prvi in tretji algoritem. Izjema je drugi algoritem, kateri ima sicer časovno zahtevnost  $O(N^2)$ , vendar je  $K$  zelo pomemben faktor, saj večji kot je  $K$  večkrat moramo izvesti vstavljanje v vektor, kar pa postaja sorazmerno počasneje glede na večanje vrednosti  $K$ .

Izkaže se, da je algoritem z uporabo prioritete vrste najbolj optimalen pristop, kar pokažejo tudi perfomančni testi, ki se izvajajo na platformi GitHub, saj smo z uporabo omenjenega pristopa dobili do 4x pohitritev izvedbe nabora podatkov iz ene entitete.

### 3.3.3 Uporaba podatkovnih okvirjev ob poizvedovanju podatkov

Akcija za poizvedovanje ob prvi implementaciji deluje po naslednjih korakih:

1. Izgradnja strukture, ki definira vse potrebne parametre za poizvedbo – QueryObject.
2. Izvedba branja na nivoju programskega jezika C++ in pretvorba zapisov v seznam, kjer je posamezen zapis predstavljen kot slovar.
3. Pretvorba posameznega slovarja (vrstice) v instanco objekta.

Ob profiliranju akcije za poizvedovanje podatkov opazimo, da velik delež izvajalnega časa vzame 3. točka – torej pretvorba posameznega zapisa v instanco razreda.

Za hitrejšo izvedbo smo na nivoju programskega jezika Python pripravili podatkovno strukturo – pogled (ang. View). Ta struktura omogoča preprečevanje potrebe po tretjem koraku in tudi spreminja predstavitev posameznih vrstic iz strukture slovarja v terko (ang. Tuple). View, pa predstavlja ovoj, ki deluje na podobnem principu, kot delujejo podatkovni okvirji (ang. DataFrame) v knjižnici za podatkovno analitiko [12]. Struktura smo implementirali na nivoju programskega jezika C++, kar še dodatno pospeši čas dostopa do posameznega zapisa.

#### Optimizacija v številkah

Za izmeritev učinkovitosti implementacije, smo uporabili scenarij iz performančnih testov celotnega sistema (branje milijona vrstic in shranjevanje celotnega seznama v pomnilnik).

- V prvi implementaciji je povprečni čas izvajanja bil nekje  $\approx 7$  sekund, kjer je več kot 80% časa predstavljalo instanciranje objektov.
- Po optimizaciji, pa celoten čas branja zahteva povprečno  $\approx 1.3$  sekunde. Kar v podanem scenariju pomeni, kar 5x pohitritev izvedbe branja.



### 3.4 Podprte funkcionalnosti na nivoju vgrajenega ORM sistema

- **Filtriranje podatkov – funkcija “filter“ (DBMS – where).**

Parametri te funkcije se drevo, kjer je posamezno vozlišče drevesa predstavljeno z enim ali več pogoji, ki so oviti v AND ali OR pogoj.

Vozlišče v katerem želimo, da vsi pogoji držijo kreiramo s pomočjo “gx.every(...)“ metode, medtem ko za kreiranje vozlišča z vezavo ali uporabimo metodo “gx.some(...)“.

```
john = User(name='John Doe').make()
jane = User(name='Jane Doe').make()
...
query = Message.filter(
    Message.date.greater(
        datetime.now() - timedelta(days=5)
    ),
    gx.some(
        Message.sender.equals(john),
        Message.reciever.equals(john),
        Message.reciever.is_not(jane)))
```

V zgornjem primeru je sestavljena poizvedba, kjer izvedemo nabor sporočil, ki so bila poslana v zadnjih petih dneh, poleg tega pa želimo, da je izpolnjen vsaj eden izmed pogojev – pošiljatelj/prejemnik je “John“ in prejemnik ni “Jane“.

V sklopu filtriranja podpiramo 11 različnih operaciji. To so je enako, ni enako, večje, večje ali enako, manjše, manjše ali enako, regex, iregex (neobčutljiv regex na velike in male črke), je v (element je v seznamu), ni v (element ni v seznamu), med (vrednost je v intervalu).

- **Omejitev števila zapisov + določanje odmikov – funkciji “li-**

mit“ in “offset“ (ekvivalentno, kot v DBMS). Gre za preprosta ukaza, ki sta namenjena omejevanju števila zapisov, ko iščemo le prvih nekaj zapisov oz. prvih nekaj zapisov z določenim odmikom.

Pogost primer uporabe je implementacija strani (ang. paging). Razlog za implementacijo je optimizacija prikaza na način, da omejimo število zapisov, ki jih naenkrat prikažemo uporabniku. Lahko, pa gre tudi za čisto preprosto poizvedbo, kjer iščemo prvih nekaj zapisov glede na določene kriterije npr. zadnjih pet sporočil določenega uporabnika.

- **Urejanje zapisov – funkcija “order“ (DBMS – order by).** Izvedba urejanja podatkov je omejena na urejanje znotraj ene entitete oz. atributih ene entitete. Pri tem imamo možnost urejati po poljubnem številu atributov, pri čemer lahko izvajamo bodisi naraščajoče bodisi padajoče urejanje.

V spodnjem primeru je predstavljen enostaven primer, kjer uredimo sporočila. Urejammo padajoče glede na datum sporočila in naraščajoče glede na vsebino.

```
query = Message.order(  
    Message.date.desc(),  
    Message.content  
)
```

Za zgornjo poizvedbo, lahko napišemo tudi ekvivalentno SQL poizvedbo.

```
SELECT * FROM messages  
ORDER BY date DESC, content
```

- **Uporaba relaciji znotraj poizvedbe – funkcija “link“ (DBMS – različne verzije JOIN stavka).** Gre za malo drugačno izvedbo, kot je to pri klasičnih relacijskih sistemih, saj v našem primeru podatkov ne združujemo v eno matrično strukturo, temveč so podatki združeni v drevesno strukturo, kjer povezave realiziramo z dedovanjem. Sledečo

SQL poizvedbo, kjer podatke naloge in uporabnike združimo preko tujega ključa v tabeli nalog.

```
SELECT * FROM users
INNER JOIN tasks ON tasks.id_user = users.id
```

Ker moramo povezavo definirati že na nivoju modela, je združevanje nekoliko drugačno.

```
query = User.link(tasks=Task)
```

V primeru zgornje izvedbe, bi za vsakega uporabnika dobili še seznam njegovih nalog. Posamezen zapis uporabnika, lahko predstavimo z naslednjo definicijo JSON strukture:

```
{
  name: string,
  tasks: [
    {
      content: string,
      user: number // id uporabnika
    },
  ]
}
```

### Algoirtem za poizvedovanje z uporabo relaciji

Spodaj je v obliki psevdokode predstavljen algoritem za poizvedovanje, kjer omogočamo nabor podatkov iz različnih entitet hkrati.

```
fn execute_query(qobject: query_object) -> View
    root_res := execute query on the root entity
    if no qobject.subquery:
        return root_res

    subquery_map := map
    for link in root_res:
        subquery_map[link] := empty View

    for subquery in qobject.subquery:
        subquery.filters.apply(subquery_map)
        subquery_res := execute_query(subquery)
        for link, view in subquery_res:
            subquery_map[link].add(view)

    for link, view in subquery_map:
        root_res[link] := view

    return root_res
end fn
```

Algoritem nam omogoča, da izvajamo zapletene poizvedbe na strukturah, ki imajo hierarhično organizacijo podatkov.

1. Začetna točka rekurzivne metode je izvedba na korenski entiteti celotne poizvedbe. V primeru, da gre za poizvedbo, ki ne vsebuje povezovanja, rekurzijo zaključimo – robni pogoj rekurzije.

2. V drugi točki pripravimo strukture za dodatno filtriranje znotraj nadaljnjih poizvedb. Poleg tega, pa tudi pripravimo vmesno strukturo za shranjevanje rezultatov teh poizvedb.
  3. Nato rekurzivno izvajamo nadaljnje poizvedbe in rezultate shranjujemo v prej pripravljeno združevalno strukturo (gre za zgoščevalno tabelo).
  4. V zaključni fazi algoritma vmesne rezultate iz zgoščevalne tabele nato združimo v rezultat korenske poizvedbe – to je tudi rezultat celotne metode, ki je predstavljen v obliki podatkovnega okvirja.
- **Agregacija oz. združevanje podatkov** Ko govorimo o agregaciji imamo v mislih poizvedbe, kjer iščemo različne statistične rezultate iz posamezne tabele. MySQL DBMS podpira kar nekaj različnih operaciji za agregacijo [9] (AVG, COUNT, MAX, MIN, SUM, STD, STDDEV, VARIANCE ...).

V našem DBMS podpiramo prvih pet operaciji iz zgornjega seznama:

- **SUM** – operacija za seštevanje vrednosti v stolpcu.
- **MIN** – iskanje najmanjše vrednosti v stolpcu.
- **MAX** – iskanje maksimalne vrednosti v stolpcu.
- **COUNT** – štetje zapisov.

Vse operacije so omejene nad striktno eno entiteto in enim stolpcem, kar pomeni, da lahko v eni poizvedbi poiščemo npr. iskanje najnovejšega sporočila med zapisi. V večini primerov agregaciji, pa ne iščemo globalno gledanega zapisa, ki najbolj ustreza našim kriterijem, ampak iščemo zapis glede na neko dodatno polje npr. iščemo najnovejše sporočilo za vsakega posameznega uporabnika. Kadar govorimo v smislu SQL poizvedb, to pomeni uporabo “GROUP BY” stavka.

```
SELECT MAX(messages.date) as 'latest'  
FROM messages  
GROUP BY tasks.user_id
```

Zgornjo SQL poizvedbo lahko v poizvedbo, ki deluje na pripravljeni knjižnici pretvorimo v naslednji odsek kode:

```
query = Message.agg(  
    by=Message.user,  
    latest=gx.AGG.max(Message.date)  
)
```

Sintaksa je dokaj preprosta, da izvedemo agregacijsko poizvedbo preprosto uporabimo metodo "agg" nad eno izmed entitet. Kot parametre, pa lahko pošljemo polje po katerem združujemo (nadomestilo GROUP BY), nato pa lahko dodamo še poljubno število parametrov, ki izvajajo različne združevalne akcije.

## Poglavje 4

# Sodoben pristop razvoja programske opreme

V poglavju bomo predstavili izbrane metodologije, ki so ključne za razvoj naše izbrane programske opreme. Jasno se zavedamo, da kakovostna zasnova predstavlja temelj celotnega sistema. Za zagotovitev pravilnega delovanja te zasnove pa se danes pogosto poslužujemo postopka avtomatskega testiranja programske opreme, ki vključuje teste enot in integracijsko testiranje.

### 4.1 Razvoj knjižnice za programski jezik Python

V svetu programiranja je razvoj knjižnic ključnega pomena za širjenje funkcionalnosti posameznega programskega jezika. Python je jezik, ki že sam po sebi vključuje zelo obsežno standardno knjižnico, ki pokriva ogromno funkcionalnosti, ki jih v ostalih programskih jezikih dobimo le z uporabo eksternih modulov/knjižnic.

V namen upravljanja z eksternimi moduli programskega jezika se pogosto srečamo z upravljavci paketov (ang. package manager). Gre za orodje, ki omogoča enostaven način nameščanja, posodabljanja in odstranjevanja uvoženih knjižnic. Programski jezik Python v svoji dokumentaciji [16] pre-

dlaga uporabo PIP upravljalnika paketov za distribucijo knjižnic, ki niso del standardnega modula programskega jezika.

#### 4.1.1 Uporaba Python.h za razvoj knjižnice

Programski jezik Python je poznan predvsem po uporabi v področjih umetne inteligence, podatkovne analitike in strežniških aplikaciji. Gre za interpretiran programski jezik, kar pomeni, da se koda ne prevede do nivoja, kot se to zgodi v primeru C++, kjer se koda prevede do strojnega jezika. Python ima za zagon kode, še dodaten nivo abstrakcije, ki dejansko izvaja kodo in jo sproti prevaja na nivo, ki je poznan računalniku.

Zaradi dodatnega nivoja abstrakcije je jezik sam po sebi bistveno počasnejši od prevedenih jezikov. Poleg tega jezik tudi nima striktnih tipov, kar pomeni, da je za vsako spremenljivko v jeziku ob izvajanju programske kode potrebno preveriti, za kateri tip gre, kar ponovno prinese časovne zakasnitve.

Področji umetne inteligence in podatkovne analitike temeljita na obdelavi masovnih podatkov, kar posledično pomeni, da Python ni najbolj optimalen jezik za izvedbo teh nalog. Zaradi teh omejitev so nastale knjižnice, ki so v osnovi napisane v jezikih, ki so bistveno hitrejši (prevedeni). Med temi knjižnicami so pogostejše uporabljene:

- **Numpy** [11] – odprto kodna knjižnica, ki v Python prinese podatkovni tip polja (ang. array), in veliko vgrajenih funkcij, ki bistveno pospešijo operacije, ki delajo s polji in matrikami. V področju podatkovne analitike in umetne inteligence knjižnica s polji predstavlja enega izmed glavnih temeljev. Veliko je tudi knjižnic, ki za svoje delovanje uporabljajo ravno Numpy. Tak primer je npr. Pandas [12] – gre za eno izmed najpogostejše uporabljenih knjižnic za podatkovno analitiko, ki s seboj prinese še nekaj dodatnih abstrakcij za lažje delo s podatkovnimi okviri (ang. data frame).
- **Tensorflow** [24] – odprto kodna knjižnica za strojno učenje. V osnovi je celoten produkt Tensorflow namenjen širšemu spektru programskih



jezikov in ni implementiran le za Python. Gre za splošno namensko knjižnico z že pripravljenimi metodami za kreiranje modelov za strojno učenje, kar bistveno olajša delo programerju, saj je veliko korakov avtomatiziranih.

- **UltraJSON** [26] – gre za manj poznano knjižnico, ki dela z JSON strukturami. JSON je sam po sebi postal najbolj popularen format za prenos strukturiranih podatkov preko HTTP [14]. Gre za format, kjer je shema strukture enkapsulirana med podatke, zaradi česar je format prostorsko zelo potraten, hkrati, pa je zaradi nedefinirane strukture tudi obdelava relativno počasna. Ravno zaradi tega je kakršna koli optimizacija v smislu obdelave podatkov zelo dobrodošla in to je tudi glavni cilj UltraJSON knjižnice.

Vse te knjižnice so v osnovi napisane s pomočjo Python.h vmesnika. Lahko bi rekli, da gre za most, ki poveže jezika Python in C. Na nivoju programskega jezika C je vsak tip iz programskega jezika Python predstavljen s strukturo PyObject [19], katerega lahko neposredno uporabljamo na nivoju programskega jezika C.

#### 4.1.2 Naprednejša knjižnica za lažji prehod med jezikoma

Izdelava knjižnic s pomočjo Python.h vmesnika pomeni uporabo programskega jezika C, kar pomeni, da je velik del implementaciji različnih struktur prepuščen razvijalcu.

Za še lažji prehod med jezikoma smo se odločili za razvoj knjižnice s pomočjo programskega jezika C++, ki ima poleg tega tudi bistveno širši nabor struktur v standardni knjižnici.

Za prehod uporabljamo PyBind11 [17] knjižnico, ki deluje na nivoju višje in za svoje delovanje v ozadju uporablja Python.h. Gre za knjižnico, ki med drugim bistveno olajša pretvorbe podatkovnih struktur med jezikoma

npr. `std::vector` [28], se samodejno pretvori v strukturo seznama na nivoju programskega jezika Python.

Poleg avtomatskih pretvorb, pa imamo že vseeno možnost uporabe vseh tipov, ki so vključeni v `Python.h` vmesnik.

### Primer uporabe PyBind11 knjižnice

V spodnjem segmentu kode imamo še preprost primer definiranja funkcije za seštevek dveh celih števil z uporabo PyBind11.

```
#include <pybind11/pybind11.h>
#include <pybind11/stl.h>

int64_t add_nums(int64_t a, int64_t b)
{
    return a + b;
}

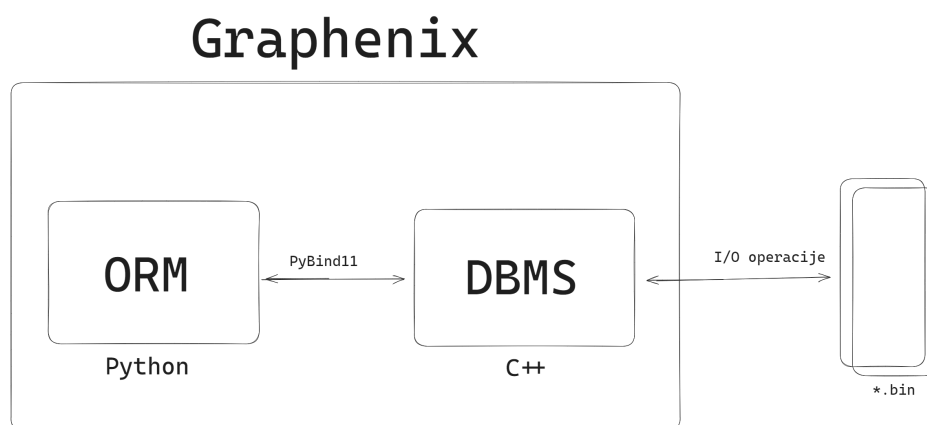
PYBIND11_MODULE(my_math_module, m)
{
    m.def("custom_sum", &add_nums, "Add 2 ints");
}
```

Pod pogojem, da je knjižnica pravilno nameščena, lahko na nivoju programskega jezika Python tudi uporabimo funkcijo `custom_sum`.

```
import my_math_module
total = my_math_module.custom_sum(5, 10)
print(total) # prints 15
```

## 4.2 Končna struktura namenske knjižnice

Na sliki 4.1 je diagram, ki prikazuje strukturo celotnega sistema z vsemi pomembnimi komponentami in orodji, ki omogočajo komunikacijo in zanesljivo delovanje Graphenix knjižnice.



Slika 4.1: Struktura celotne Graphenix knjižnice

Sama knjižnica je sestavljena iz dveh ključnih komponent. To sta ORM, ki je napisan s pomočjo programskega jezika Python in predstavlja tudi vhodno točko za uporabnike knjižnice. Na drugi strani, pa je jedro DBMS, ki z ORM komunicira preko prej omenjene PyBind11 knjižnice.

Jedro vsebuje vse performančno gledano kritične operacije in podatke shranjuje v `.bin` datoteke, ki predstavljajo zunanjo komponento sistema.

## 4.3 Testno usmerjen razvoj

Da zagotovimo pravilno delovanje nekega bolj kompleksnega sistema, je na področju razvoja programske opreme zelo priporočen testno usmerjen razvoj. Gre za način validacije pravilnega delovanja posameznih komponent sistema najprej kot ločene enote in nato kot del večjega sistema, kjer testiramo usklajenost delovanja več komponent hkrati.

V primeru razvoja izbrane programske opreme smo proces testiranja razdelili na tri segmente – testiranje enot, integracijsko testiranje in performančno testiranje.

#### **4.3.1 Testi enot na nivoju jedra DBMS**

V prvi fazi želimo zagotoviti pravilno delovanje na najnižjem nivoju oz. na jedru DBMS. Gre za testiranje najbolj osnovnih funkciji, ki zagotavljajo pravilno delovanje manjših komponent. V tem segmentu je bilo največ pozornosti predane na testiranje vnašanja in iskanja v implementaciji B drevesa. Avtomatsko testiranje je na tem nivoju realizirano s pomočjo knjižnice Doc-test [4]. Gre za testno ogrodje napisano za programski jezik C++, ki omogoča fleksibilen pristop validacije rezultatov iz posameznih funkciji.

#### **4.3.2 Integracijsko testiranje funkcionalnosti na nivoju končne knjižnice**

Naslednja faza testiranja je realizirana s pomočjo integracijskih testov. Gre za pristop testiranja, kjer preizkusimo ali prej posamezno testirane enote delujejo tudi na nivoju integracije ene z drugo [2]. Iz praktičnega vidika, če smo prej testirali ali pravilno delujejo posamezne funkcionalnosti B+ dreves, lahko zdaj testiramo ali se B+ drevo kreira pravilno na nivoju vnašanja podatkov v entiteto, kjer imamo za določen atribut nastavljen indeks. Sama izvedba testiranja je izvedena na nivoju programskega jezika Python z vgrajeno knjižnico Unittest [27].

#### **4.3.3 Performančno testiranje zahtevnejših akciji**

Izvedba tretje faze je sicer zelo podobna fazi integracijskega testiranja z izjemo, da ne posvetimo toliko pozornosti sami pravilnosti rezultatov in ne testiramo toliko različnih scenarijev in robnih pogojev, temveč je pozornost usmerjena predvsem v časovne meritve – torej koliko časa porabi posamezen scenarij za izvedbo.

Pripravljenih imamo 10 performančnih testov, kjer je vsak test ločen scenarij, ki meri čas izvajanja. Vsak test se izvede petkrat, kjer ob koncu izračunamo povprečni čas izvajanja.

#### 4.3.4 Integracija avtomatskega testiranja z GitHub

Platforma GitHub omogoča izvajanje različnih akcij ob spremembah znotraj repozitorija. Najpogosteje v praksi to počnemo, kadar izvajamo združenje vej ali kar ob vsaki posodobitvi kode. V praksi se poleg avtomatskega testiranja na tem področju lahko izvajajo tudi avtomatske posodobitve strežniške aplikacije ali različne periodične naloge, kot npr. kreiranje rezervnih verzij podatkovne baze iz produkcijskega strežnika.

V našem primeru se ob vsaki posodobitvi kode izvede akcija za preverjanje pravilnega delovanja knjižnice. Akcija se izvede za dve verziji programskega jezika Python (v3.10 in v3.11), postavitve okolja pa se izvede na virtualnem Linux okolju.

Ob vzpostavitvi okolja izvedemo zaporedje manjših akcij, ki postopno validirajo pravilno delovanje celotne knjižnice.

1. Zagon virtualnega okolja za programski jezik Python - venv [20].
2. Postavitve potrebnih knjižnic za delovanje jedra (PyBind11 [17]).
3. Namestitev jedra DBMS & poskus klica testne metode.
4. Namestitev knjižnice, ki vsebuje ORM in operira z jedrom.
5. Izvedba nizko nivojskih testov oz. testov enot v programskem jeziku C++
6. Izvedba integracijskih testov na nivoju programskega jezika Python
7. Izvedba performančnih testov

Takoj, ko se katera izmed akcij ne izvede pravilno se ustavi celoten cevovod izvajanja in se javi napaka, ki je vidna na zavihku GitHub akciji.

Pristop avtomatskega testiranja in posodabljanja imenujemo tudi CI/CD, ki temelji na hitrem in varnem razvoju, ki razvijalca hitro obvesti o morebitnih napakah, ki se pojavljajo znotraj sistema.

## Poglavje 5

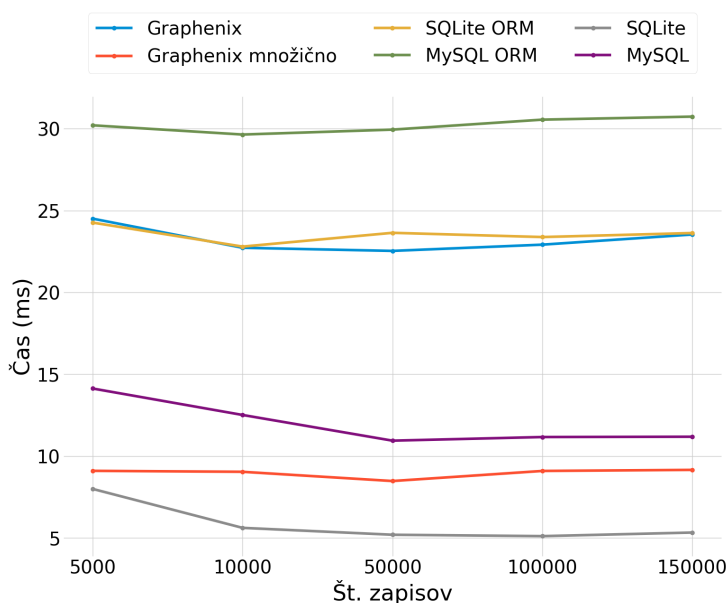
# Analiza uspešnosti

V tem poglavju se bomo posvetili temeljni analizi, ki vključuje časovno in prostorsko primerjavo. Osredotočili se bomo na primerjavo med našo razvito knjižnico Graphenix ter obstoječima DBMS-jema SQLite in MySQL. Analizo bomo izvedli na različnih scenarijih, pri čemer se bomo predvsem osredotočili na branje podatkov. Poleg tega bomo proučili vpliv uporabe ORM in izvedli teste tako z uporabo ORM kot tudi brez njega. Na ta način bomo pridobili vpogled v zmogljivost, učinkovitost ter prednosti ter slabosti posameznih rešitev v različnih kontekstih.

## 5.1 Množično vnašanje podatkov

V okviru prvega scenarija izvajamo postopek vstavljanja podatkov v entiteto uporabnikov. V tem procesu postopoma povečujemo število zapisov, ki jih sistematično vnašamo v podatkovno bazo.

Na grafu 5.1 so prikazane normalizirane vrednosti. Za vsak pristop je prikazan čas vstavljanja 1000 zapisov, izražen v milisekundah.



Slika 5.1: Normaliziran čas vnašanja podatkov

Prva ugotovitev, ki jo lahko izpeljemo iz grafa, je, da je vstavljanje podatkov z uporabo ORM precej počasnejše v primerjavi z neposrednim vstavljanjem preko SQL ukazov. Uporaba ORM zahteva ustvarjanje instanc objektov, kar vodi v dodatne časovne zakasnitve.

Na splošno lahko opazimo, da je SQLite prevladujoč pri hitrosti vstavljanja. Razlog, da MySQL ni tako hiter, je dokaj enostaven. MySQL DBMS teče na strežniku in vso komunikacijo opravlja prek vgrajenega protokola, kjer se podatki prenašajo z uporabo TCP/IP paketov, kar ni tako učinkovito, kot uporaba I/O operaciji v SQLite.

V primeru Graphenix DBMS vstavljanje ni izvedeno v klasični množični

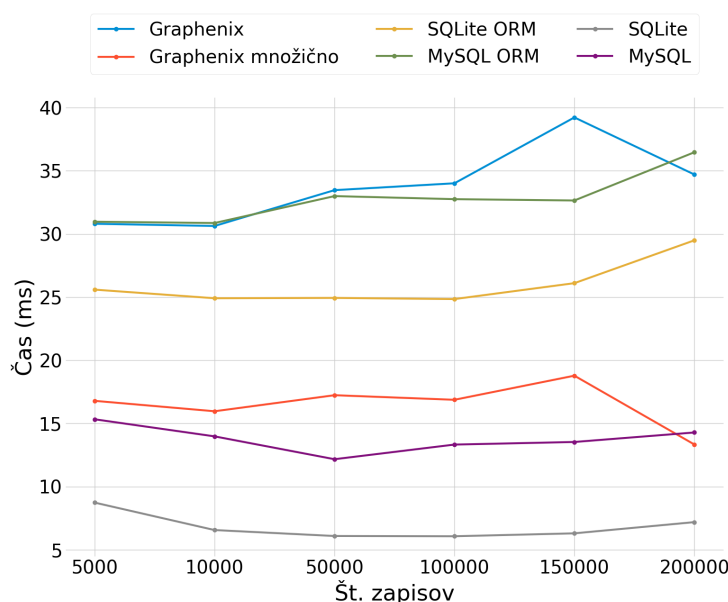


obliki, saj je vsatvljanje vsakega zapisa ločen dostop do datoteke. V analizi sta predstavljena dva pristopa vnašanja z uporabo razvite knjižnice, v primeru množičnega vnašanja gre za direkten klic funkcije jedra za vnašanje podatkov in ne potrebujemo kreirati instanc objektov, kar je bilo tudi glavno ozko grlo pri vnašanju podatkov z uporabo ORM.

Pomemben dejavnik pri vnašanju podatkov je tudi dodatna varnost, ki jo zagotavljata SQLite in zlasti MySQL. Oba sistema imata dnevnike, ki v primeru napake omogočata povrnitev celotne baze podatkov v stanje pred vnašanjem. Posledično v primeru napake ali prekinitve v Graphenix DBMS tvegamo imeti neveljavne zapise v bazi podatkov.

### 5.1.1 Vnašanje z dodatnim indeksiranim poljem

V drugem scenariju, gre za enakovredno vnašanje prvemu, vendar z dodatkom definicije indeksa na atributu entitete (indeks je definiran na celoštevilskem polju, kjer je vsaka vrednost unikatna).



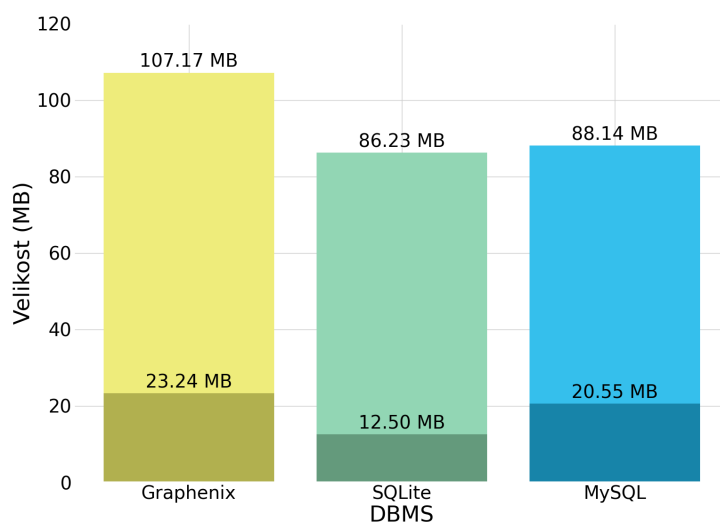
Slika 5.2: Normaliziran čas vnašanja podatkov z dodatnim vnašanjem v B+ strukturo

Iz grafa lahko razberemo, da iz vidika hitrosti vstavljanja še vedno prevladuje SQLite. Za razliko od predhodnega scenarija 5.1, pa tokrat MySQL v večini primerov postane bolj učinkovit kot Graphenix.

V vseh treh DBMS je indeksiranje realizirano z uporabo B drevesa. Kljub temu, pa je razlika v načinu vnašanja podatkov, namreč naša implementacija B drevesa ne izkorišča algoritma za množično vstavljanje v drevo. MySQL in SQLite za vstavljanje uporabljata algoritem množičnega vstavljanja in posledično čas vstavljanja v drevo nima bistvenega vpliva na celoten čas vstavljanja.

## 5.2 Velikosti podatkovnih baz na disku

Glede na prva dva scenarija smo pripravili tudi stolpčni grafikon 5.3, kjer primerjamo porabo prostora na disku posameznega DBMS.



Slika 5.3: Prostorska poraba na nivoju diska posameznega DBMS

Iz grafa takoj opazimo, da je Graphenix DBMS najbolj potraten iz vidika porabe prostora. Razlog se skriva v načinu shranjevanja tekstovnih vrednosti. SQLite in MySQL uporabljata podatkovne strukture, ki ob shranjevanju uporabljata še dodatno optimizacijo porabe prostora, saj uporabita le toliko

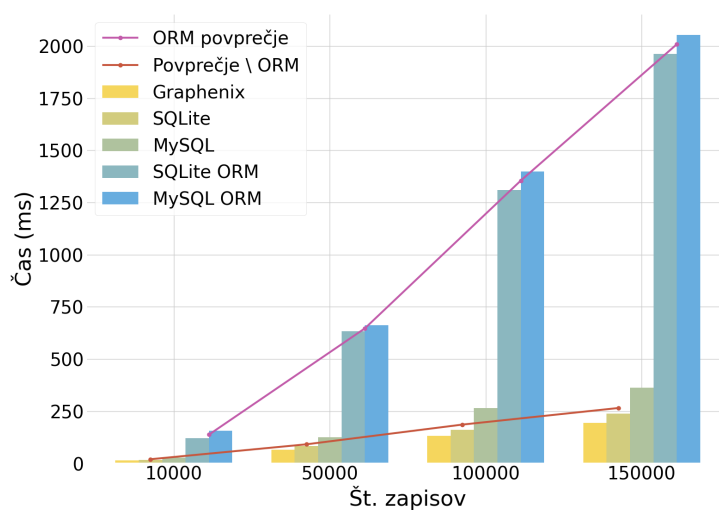
prostora kot je potrebno. V primeru Graphenix, pa je dolžina tekstovnih polji točno določena in v primeru, da polje definiramo kot “Field.String(size=50)” pomeni, da bo vsak zapis ne glede na dolžino zavzel 50 bajtov.

V temnem delu stolpca je prikazana razlika velikosti z in brez uporabe indeksne strukture. DBMS z najnižjo porabo prostora je SQLite. Razlog za nižjo porabo se nahaja v velikosti posameznega vozlišča in samem algoritmu vstavljanja v drevo, ki vpliva tudi na delitev vozlišč tekom vnašanja.

### 5.3 Primerjava poizvedb na eni entiteti

Za tretji scenarij je pripravljena analiza, kjer izmerimo čas izvajanja na preprosti poizvedbi brez kakršnih koli omejitev.

`SELECT * FROM users`



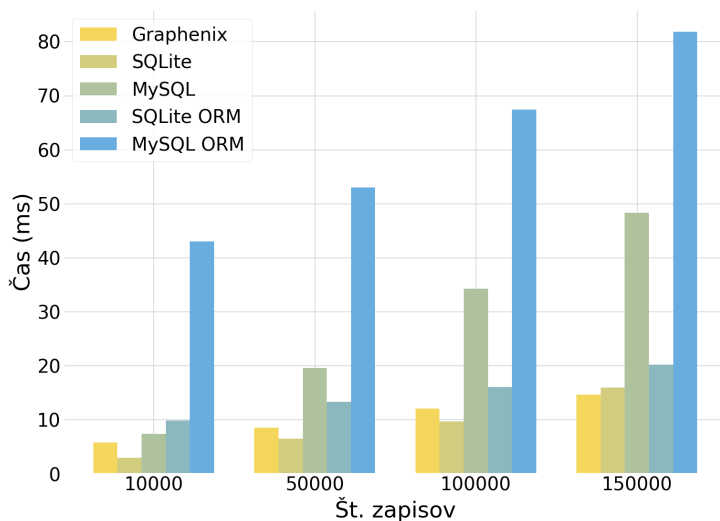
Slika 5.4: Branje brez dodatnih parametrov znotraj poizvedbe

Iz grafa je jasno razvidno, da uporaba ORM ni dobro pripravljena za masovno nalaganje podatkov, saj se ponovno kreirajo instance, ki predstavljajo, več kot 70% delež celotnega branja. V primeru MySQL se ponovno pojavi tudi nekaj dodatne zakasnitve zaradi načina prenosa podatkov preko TCP/IP protokola.

### 5.3.1 Branje s filtriranjem, urejanjem in omejevanjem podatkov

V drugem scenariju branja podatkov iz ene entitete dodamo še omejitev na tip uporabnikov (želimo le administratorje). Poleg tega, pa je dodano tudi urejanje podatkov in dodana omejitev števila zapisov (želimo prvih 500 zapisov urejenih po točkah uporabnika).

```
SELECT * FROM users
WHERE is_admin = 1
ORDER BY points, id
LIMIT 500
```



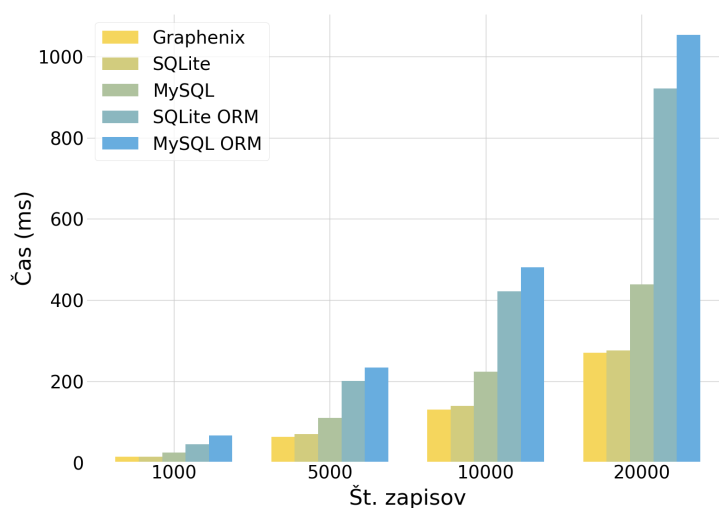
Slika 5.5: Branje z dodanim filtriranjem in urejanjem zapisov

Sam čas izvajanja posameznega branja je relativno nizek, v vseh primerih je bilo branje izvedeno v manj kot 100 ms. Opazimo, da zakasnitve kreiranja instanc pri ORM tukaj ne pridejo toliko do izraza, saj je potrebno kreirati le 500 instanc. Do večjega izraza pridejo zakasnitve, ki jo za prenos podatkov prinaša TCP/IP protokol, kar je videno v primerih uporabe MySQL.

## 5.4 Primerjava poizvedb z uporabo relaciji

V scenariju definiramo poizvedbo, kjer izvedemo nabor podatkov iz dveh entitet. Št. zapisov je določeno s številom uporabnikov. Za vsakega uporabnika, pa je bilo vnesenih še 10 nalog, ki so vezane preko tujega ključa "user\_id" v entiteti nalog.

```
SELECT * FROM users  
INNER JOIN tasks ON tasks.user_id = users.id
```



Slika 5.6: Poizvedovanje podatkov iz dveh entitet hkrati – uporabniki in njihove naloge

Ponovno se izkaže, da ORM s seboj prinese dodatne zakasnitve zaradi kreiranja instanc. Za razliko od prejšnjih scenarijev pride tukaj do razlike v sami strukturi rezultata.

- ORM – podatki so v gnezdjeni obliki, kjer imamo za vsakega izmed uporabnikov seznam njegovih nalog.
- Brez – podatki so v obliki kartezičnega produkta oz. matrike in imamo za vsakega uporabnika toliko zapisov, kot ima uporabnik sporočil.

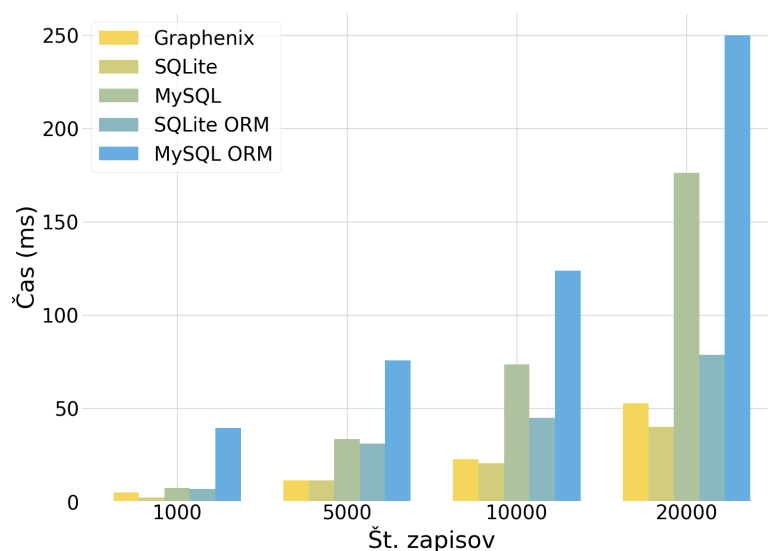
Graphenix deluje po principu ORM in imamo gnezdeno strukturo podatkov. Kljub temu, pa zaradi združevanja na nivoju programskega jezika C++ poizvedba steče v primerljivem času poizvedbam, ki ne uporabljajo ORM.

## 5.5 Izvedba agregacijske poizvedbe

V scenariju izvedbe agregacije uporabljamo strukturo, ki smo jo pripravili v prejšnje scenariju 5.4. Kreiramo strukturo uporabnikov in na vsakega uporabnika vezemo še 10 nalog.

V poizvedbi naloge združujemo po uporabnikih in za vsakega uporabnika pridobimo število nalog, ki mora biti v vseh primerih 10. Poleg tega, pa glede na atribut “created\_at” pridobimo tudi datum zadnje naloge uporabnika.

```
SELECT user_id, COUNT(*) AS 'count',  
       MAX(created_at) AS 'latest'  
FROM tasks GROUP BY user_id
```



Slika 5.7: Uporaba agregacijskih metod

V tem scenariju rezultat poizvedbe ni predstavljen, kot instance objektov, saj vedno kreiramo prilagojen tip rezultata, ki vsebuje identifikator uporabnika, število nalog in zadnji datum naloge za vezanega uporabnika.

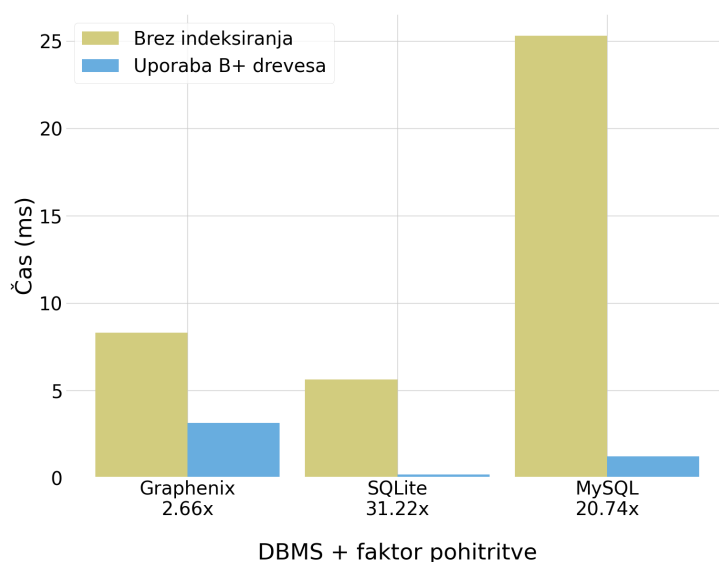
Rezultati sicer dobro sledijo trendom iz predhodnih scenarijev – MySQL zaradi načina prenosa podatkov potrebuje nekoliko več časa, poleg tega pa se ponovno pozna razlika uporabe ORM in uporaba SQL poizvedb. Graphenix, pa je ponovno primerljiv uporabi SQLite brez ORM.

## 5.6 Pohitritve s pomočjo indeksiranja

Kot zadnji scenarij je predstavljen eden izmed najbolj kritičnih segmentov DBMS – pohitritev iskanja s pomočjo indeksiranja podatkov. V scenariju primerjamo pristop brez in z uporabo indeksiranja.

```
SELECT * FROM users  
WHERE points = 5432
```

Na grafu 5.8 je prikazano iskanje zapisa nad entiteto z 100 000 zapisi.



Slika 5.8: Iskanje specifičnega zapisa ( $N = 100\,000$ )

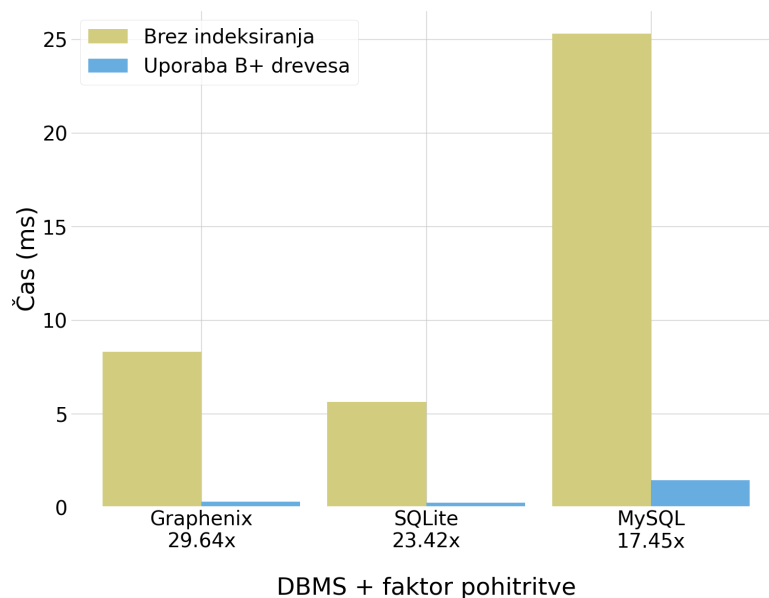
Iz grafa hitro razberemo, da je pohitritev v Graphenix DBMS drastično manjša, kot je to v primeru SQLite in MySQL.

### 5.6.1 Optimizacija v metodi filtriranja zapisov

Zaradi bistveno slabšega rezultata pri iskanju smo se lotili profiliranja posameznih segmentov programske kode za nabor podatkov.

Kaj hitro smo prišli do ugotovitve, da težava ni bil proces iskanja v B drevesu, temveč je bila težava branje zaglavja entitete. Metoda za branje podatkov iz posamezne entitete je delovala, tako da je najprej prebrala celotno datoteko zaglavja entitete in za posamezen identifikator zapisa pridobila še odmik v matriki zapisov. Izkazalo se je, da je ta proces zavzel nekje  $\approx 85\%$  izvajalnega časa.

V namen hitrejšega izvajanja se branja celotnega zaglavja, v primeru, da imamo že vnaprej določene identifikatorje, ki jih iščemo in je teh manj kot *IX\_THRESHOLD* izognemo. Konstanta predstavlja mejo za branje celotnega zaglavja in je v trenutni implementaciji nastavljena na 100.



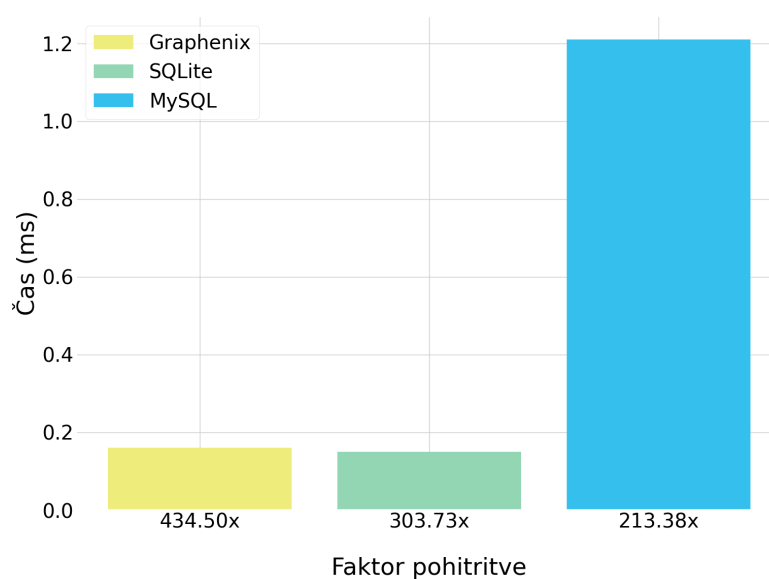
Slika 5.9: Iskanje specifičnega zapisa ( $N = 1\,000\,000$  z optimizacijo)



Po implementirani optimizaciji opazimo bistveno izboljšavo, kar se tiče časa iskanja. Sedaj se čas in faktor pohitritve lahko primerjata z MySQL in SQLite.

### Analiza iskanja nad večjo bazo podatkov

Na grafu 5.10 je prikazana še pohitritev enake poizvedbe, kot v zgornjem scenariju. V tem primeru, pa je število vseh uporabnikov 1 000 000.



Slika 5.10: Iskanje specifičnega zapisa ( $N = 1\,000\,000$  z optimizacijo)

Iz grafa razberemo, da v vseh treh izvedbah zapis najdemo v manj kot 2 ms, kar v vseh treh scenarijih predstavlja več 100x pohitritev. Nekaj zakasnitve se sicer vseeno pojavi iz strani MySQL, kar je glede na predhodne scenarije pričakovano.

### Idealni pogoji za indeksiranje

Pomembno je omeniti, da je scenarij zelo prilagojen uporabi indeksiranja, saj v scenariju iskanja, kjer vrednosti niso unikatne učinkovitost indeksa zelo hitro pade. Poleg tega je bilo iskanje izvedeno, kot iskanje specifične

vrednosti v drevesu, medtem, ko če bi iskali širši interval vrednosti bi se ponovno oddaljili od časovne zahtevnosti  $O(\log_M(N))$  in približali  $O(N)$ .

Če potegnemo rdečo nit je jasno, da se pri odločanju o uporabi indeksov odpira kompleksno vprašanje, ki zahteva premišljeno obravnavo. Odgovornost za to odločitev se prepušča razvijalcem, pri čemer je ključnega pomena, da se kot razvijalci zavedamo optimizaciji in pasti, ki izvirajo iz uporabe B dreves za indeksiranje. Poleg tega je nujno, da poznamo naravo podatkov in zahtev aplikacije, saj je optimizacija z indeksiranjem smiselna le v določenih kontekstih.

## Poglavje 6

# Scenariji oz. primeri uporabe

V tem poglavju sta predstavljena dva primera uporabe knjižnice Graphenix. V prvem primeru se knjižnica uporablja kot dodatek strežniški aplikaciji v namen beleženje podatkov. V drugem scenariju, pa je predstavljen razvoj preproste namizne aplikacije, kjer knjižnico uporabljamo za trajno shranjevanje podatkov. Oba primera skušata na praktičen način predstaviti dobre strani uporabe knjižnice.

### 6.1 Strežniško beleženje podatkov

Pogosta uporaba programskega jezika Python je na strani strežniških aplikacij. Na tem področju je beleženje sprememb in zahtev kritično. Z uporabo pripravljenih knjižnic je prilagojeno beleženje podatkov lahko zelo preprosto.

#### 6.1.1 Aplikacija, ki služi kot osnova za modul beleženja

V prvi fazi si lahko za primer pripravimo preprosto strežniško aplikacijo, ki uporablja Flask [6] ogrodje. Znotraj aplikacije smo definirali vsega eno vhodno točko, in sicer “get-range“, kjer lahko poljubno nastavljamo tri HTTP GET parametre, to so “start“, “end“ in “step“, kjer ima vsak od teh argumentov tudi privzete vrednosti.

```
app = Flask(__name__)
@app.route('/get-range')
def get_range(request):
    start = int(request.args.get('start', 0))
    end = int(request.args.get('end', 10))
    step = int(request.args.get('step', 1))
    return jsonify({'Range': list(range(start, end, step))})
app.run()
```

### 6.1.2 Kreiranje sheme za beleženje podatkov

```
class ReqInfo(gx.Model):
    route = gx.Field.String(size=255)
    timestamp = gx.Field.DateTime().as_index()
    route_req = gx.Field.String(size=1024)
    route_res = gx.Field.String(size=1024)
    resp_code = gx.Field.Int()

logging = gx.Schema('logging', models=[ReqInfo])
if not logging.exists():
    logging.create()
```

V zgornjem kosu programske kode pripravimo razred, ki predstavlja entiteto, ki skupaj z definiranimi atributi predstavlja strukturo podatkov, katere bomo tekom delovanja naše aplikacije beležili. V drugi fazi, pa moramo kreirati še shemo, v kateri definiramo naziv in vse razrede oz. entitete, ki bodo del naše baze podatkov.

### 6.1.3 Dekorator za dinamično dodajanje beleženja

V namen beleženja znotraj vhodnih točk strežniške aplikacije bomo uporabili lasten dekorator. Dekorator je vzorec, ki omogoča dinamično dodajanje

funkcionalnost obstoječi funkciji, ne da bi spreminjali njeno strukturo. Tekom izvedbe notranje funkcije lahko argumente in različne segmente izvajanja prestrežemo in jih prilagodimo glede na naše zahteve.

```
def route_with_log(route):
    def decorator(f):
        @wraps(f)
        def wrapper(*args, **kwargs):
            try:
                response = f(request, *args, **kwargs)
            except Exception as err:
                response = None

            ReqInfo(
                route=route,
                timestamp=datetime.now(),
                route_req=json.dumps(dict(request.args)),
                route_res=response.get_data(as_text=True) if
                ↪ response else '',
                resp_code=response.status_code if response else
                ↪ 500
            ).make()

            return response

        app.add_url_rule(route, view_func=wrapper)
        return wrapper
    return decorator
```

V primeru našega dekoratorja *route\_with\_log(...)* vhodni točki dodamo še funkcionalnost beleženja podatkov.

### 6.1.4 Branje zapisanih podatkov

V končni fazi je glavna prednost uporabe pripravljene knjižnice dobra struktura shranjenih podatkov, ki omogoča preprosto obdelavo in manipulacijo. Posledično nam je omogočeno tudi bistveno več načinov pridobivanja statističnih podatkov, saj lahko le-te poljubno filtriramo, grupiramo, združujemo in razvrščamo. Na nivoju administratorske aplikacije lahko nato prožimo različne poizvedbe nad našo bazo podatkov.

#### Izpis zadnjih treh zahtevkov

```
# izpis zadnjih treh zahtevkov
```

```
_, reqs = ReqInfo.order(ReqInfo.timestamp.desc()).limit(3).all()
```

```
ReqInfo(id=3, route=/get-range, timestamp=2023-07-16 03:02:15,  
        route_req={}, route_res={"Range": [0,1,2,3,4,5,6,7,8,9]},  
        resp_code=200)
```

```
ReqInfo(id=2, route=/get-range, timestamp=2023-07-16 03:02:13,  
        route_req={"start": "3"}, route_res={"Range": [3,4,5,6,7,8,9]},  
        resp_code=200)
```

```
ReqInfo(id=1, route=/get-range, timestamp=2023-07-16 03:02:05,  
        route_req={"start": "15", "end": "10", "step": "-3"},  
        route_res={"Range": [15,12]}, resp_code=200)
```

### Statističen pregled zahtevkov

Podatke lahko v pripravljenem DBMS tudi grupiramo, in sicer z uporabo `.agg(...)` metode v poizvedbi. Znotraj metode definiramo polje po katerem grupiramo podatke, kot tudi agregacije, ki jih želimo izvesti.

```
route_stats = ReqInfo\  
    .agg(by=ReqInfo.route, count=gx.AGG.count())
```

Z zgornjo poizvedbo dobimo število zahtevkov grupirano po vhodni točki aplikacije.

### Izpis napak v zadnjem dnevu

Za nabor napak v zadnjem dnevu, lahko preprosto izvedemo poizvedbo, kjer zahtevamo, da je status odgovora  $\geq 400$ , kar pri HTTP zahtevkih predstavlja razpon napak. Poleg tega, pa dodamo še zahtevo, da mora biti datum napake večji, kot včerajšnji datum ob enaki uri. Za konec zapise uredimo po datumu napake.

```
count, api_errors = ReqInfo\  
    .filter(  
        ReqInfo.resp_code >= 400,  
        ReqInfo.timestamp > datetime.now() - timedelta(days=1)  
    )\  
    .order(ReqInfo.timestamp.desc())\  
    .all()
```

### Izvoz vseh podatkov v .csv datoteko

DBMS omogoča tudi izvoz v `.csv` datoteko, ki za nekatere uporabnike lahko pomeni lažjo obdelavo podatkov, poleg tega, pa lahko predstavlja tudi varnostno kopijo podatkovne baze v ločeni datoteki.

Za izvoz potrebujemo najprej izvesti nabor vseh podatkov, nato pa s pomočjo privzetega pretvornika podatke izvozi v datoteko s pomočjo metode `“dump2csv“`, ki prejme dva parametra – podatke in naziv izvozne datoteke.

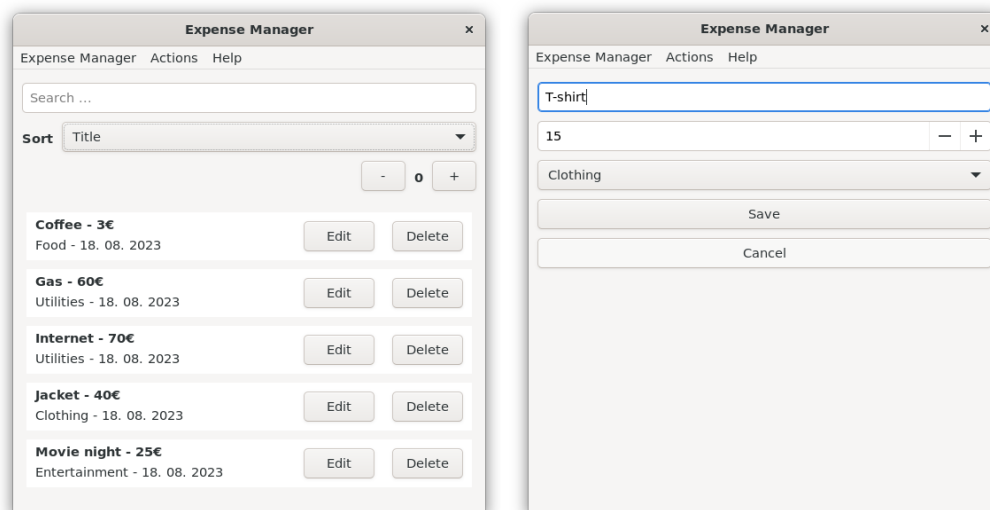
```
_, all_reqs = ReqInfo.all()
gx.ViewSearilizer.default().dump2csv(all_reqs, 'export.csv')
```

## 6.2 Namizna aplikacija za beleženje stroškov

V tem sklopu je predstavljen razvoj preproste namizne aplikacije za beleženje stroškov. Aplikacija omogoča pregled stroškov, vnašanje, urejanje in brisanje, ter statističen pregled, kjer so stroški grupirani glede na kategorije.

### 6.2.1 Zaslonski pregled aplikacije

Na sliki 6.1 je prikazan začetni zaslon, kjer imamo v obliki seznama pregled vseh stroškov uporabnika in ob tem še zaslon za urejanje ali kreiranje novega stroška.



Slika 6.1: Seznam stroškov z možnostjo vnašanja in urejanja

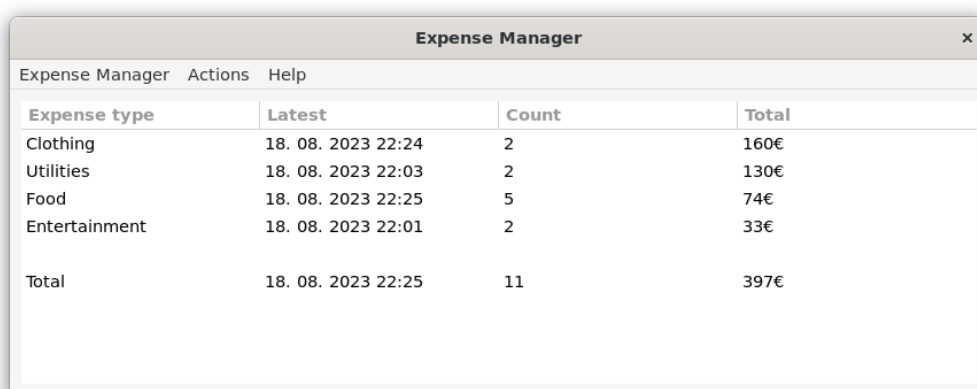
Za vsak posamezen strošek na skupnem prikazu sta definirani akciji brisanja in urejanja. Poleg tega lahko stroške glede na naziv, ceno in kategorijo tudi urejamo. Omogočeno je tudi filtriranje stroškov po nazivu in prikazovanje po straneh.



Na desnem zaslonu je predstavljen obrazec, do katerega dostopamo preko urejanja ali kreiranja novega stroška. Gre za preprost obrazec, kjer določimo naziv, ceno in kategorijo posameznega stroška.

### Statističen pregled stroškov

Na sliki 6.2 je prikazan statističen pregled stroškov, kjer so ti grupirani glede na kategorijo. Gre za tabelarni prikaz, kjer imamo za vsako kategorijo naziv, datum zadnjega stroška, število stroškov in vsoto cen vseh stroškov posamezne kategorije.



The screenshot shows a window titled "Expense Manager" with a menu bar containing "Expense Manager", "Actions", and "Help". Below the menu bar is a table with four columns: "Expense type", "Latest", "Count", and "Total". The table contains five rows of data, including a total row at the bottom.

Expense type	Latest	Count	Total
Clothing	18. 08. 2023 22:24	2	160€
Utilities	18. 08. 2023 22:03	2	130€
Food	18. 08. 2023 22:25	5	74€
Entertainment	18. 08. 2023 22:01	2	33€
Total	18. 08. 2023 22:25	11	397€

Slika 6.2: Statističen pregled stroškov

### 6.2.2 Aplikacija iz vidika kode

Grahepnix je dobra izbira, saj gre za relativno nezahtevno aplikacijo, kjer ne potrebujemo skrbeti za več hkratnih dostopov do baze podatkov, poleg tega pripravljen ORM omogoča tudi bistveno lažjo manipulacijo podatkov.

Za izris uporabniškega vmesnika aplikacija uporablja BeeWare [1], ki omogoča medplatformski razvoj programske opreme, kar pomeni, da lahko isto kodo uporabimo za več različnih operacijskih sistemov.

## Struktura podatkovne baze

```
class Invoice(gx.Model):
    title = gx.Field.String(size=20)
    amount = gx.Field.Int()
    day = gx.Field.DateTime()
    expense_type = gx.Field.Link()

class ExpenseType(gx.Model):
    name = gx.Field.String(size=30)
```

V namen beleženja stroškov je definirana entiteta “Invoice“, kjer določimo naziv, ceno, datum in kategorijo posameznega stroška. Poleg tega, pa imamo še tabelo, ki služi kot šifrant za kategorije stroškov. Podatki v kategorijah so vnaprej pripravljeni preko vnosa ob kreiranju podatkovne baze.

## Metoda za statistični nabor podatkov

```
def refresh_stats(self):
    agg_data = Invoice.agg(by=Invoice.expense_type,
                          count=gx.AGG.count(),
                          amount=gx.AGG.sum(Invoice.amount),
                          latest=gx.AGG.max(Invoice.day))

    data = sorted(agg_data, key=lambda x: -x.amount)
    ...
```

V metodi najprej izvedemo agregacijsko poizvedbo, kjer podatke grupiramo glede na kategorijo in pridobimo število zapisov, datum zadnjega stroška in vsoto vseh cen pri posamezni kategoriji.

Za zaključek te podatke še uredimo glede na skupno ceno, saj ta funkcionalnost za agregacijske metode v DBMS ni podprta.

### Nabor podatkov za glavni prikaz stroškov

```
def display_expenses(self, search=None, order_by=None, page=0):
    query = Invoice.link(expense_type=ExpenseType)
    if search:
        query = query.filter(
            Invoice.title.iregex(f'.*{search}.*')
        )

    match order_by:
        case 'Title':
            query = query.order(Invoice.title)
        case 'Amount':
            query = query.order(Invoice.amount.desc())
        case _:
            query = query.order(Invoice.day.desc())

    _, invoices = query.offset(PAGE_SIZE * page)\
        .limit(PAGE_SIZE).all()

    for invoice in invoices:
        self.items_box.add(self.make_card(invoice))
```

Za prikazovanje vseh stroškov uporabljamo metodo “display\_expenses“, ki prejme parameter za iskanje, urejanje in stran katero mora prikazati. Prikazan je kodni vzorec grajenja, kjer pogojno dodajamo dodatne attribute na objekt poizvedbe.

1. Preverimo, če vrednost iskanja ni prazna in v tem primeru uporabimo neobčutljiv regex na male in velike črke. Pogoji zahteva, da naziv računa vsebuje iskani niz “search“.
2. Parameter za urejanje preslikamo v določeno ureditev ali kot privzeto vrednost vzamemo padajoče urejanje po datumu.

3. Določimo stran, ki jo želimo prikazati v ta namen imamo globalno konstanto *PAGE\_SIZE*, ki določa velikost strani in v poizvedbi določimo, da preskočimo  $PAGE\_SIZE \cdot page$  stroškov, kjer *page* določa zaporedno stran. Hkrati, pa dodamo še omejitev števila zapisov (vzamemo le prvih *PAGE\_SIZE* zapisov).

Za konec se le še sprehodimo skozi rezultat poizvedbe in za vsak strošek kreiramo element na uporabniškem vmesniku.

# Poglavje 7

## Sklepne ugotovitve

V zaključenem poglavju so najprej na kratko predstavljene možnosti izboljšave razvitega DBMS jedra, ki bi knjižnico približale nivoju produkcijske podatkovne baze.

V 7.2, pa je na kratko opisana celotna izkušnja razvoja namenske knjižnice Graphenix.

### 7.1 Nadaljnji razvoj

#### 1. Izboljšava indeksiranja

Indeksiranje je v razviti programski opremi sicer implementirano in v nekaterih scenarijih celo doseže primerljive rezultate implementacijam v ostalih DBMS rešitvah.

Kljub temu, pa ostaja še ogromno scenarijev, ki jih z našo implementacijo ne podpremo. To je sploh razvidno v množičnih akcijah, kot npr. iskanje več zapisov in množično vnašanje v B drevo.

#### 2. Implementacija dnevnika

Sam koncept dnevnika je dokaj preprost, gre za začasen sklad, kjer definiramo spremembe, ki se zgodijo direktno nad samo bazo podatkov. V primeru različnih izpadov električnega toka ali napak, pri vnašanju se lahko baza povrne v predhodno (delujoče) stanje.

### 3. Prostorska optimizacija shranjevanja nizov

MySQL in SQLite sta že dva primera DBMS rešitev, ki ponujata prostorsko optimizacijo, kot je razvidno iz prostorske analize 5.2.

- SQLite nize definira s tipom "TEXT", ki besedilo shranjuje v ločeni strukturi od zapisov in po potrebi zapise v tej ločeni strukturi premika.
- MySQL, pa ima možnost uporabe "VARCHAR", kjer lahko definiramo tudi maksimalno dolžino niza, vendar ta dolžina ne pomeni dejanske dolžine, ki jo niz porabi na disku, temveč tudi MySQL DBMS izvaja dinamično alokacijo za nize, ki s seboj poleg boljše izkoriščenega prostora na disku prinese tudi nekaj dodatnih korakov za branje teh zapisov.

## 7.2 Refleksija razvoja

Glavni cilj celotnega diplomskega dela je bila implementacija lastnega DBMS, kjer bi na praktičen način spoznali ozadje delovanja relacijskih podatkovnih baz in obenem izdelali namensko knjižnico za programski jezik Python.

Razvoj dobrega DBMS ni trivialen, kar je mogoče razpoznati že iz same količine programske kode in različnih konceptov, ki jih uporablja npr. odprtokodni DBMS MySQL [10].

Spoznali smo, kako organizirati podatke za učinkovito izvedbo vseh operacij CRUD (ustvarjanje, branje, posodabljanje in brisanje). Za uspešno izvajanje je ključnega pomena tudi dobro poznavanje operacijskega sistema in načina, kako jedru DBMS omogočiti optimalno delo z datotekami.

Poudarek tekom razvoja je bil tudi na implementaciji indeksiranja z uporabo B drevesa. S tem smo uporabnikom namenske knjižnice omogočili možnost določanja indeksov, ki bistveno pospešijo operacije v sklopu filtriranja zapisov. Gre definitivno za najbolj kompleksen del celotnega sistema, saj je sami implementaciji drevesa z uporabo C++ kazalcev dodana še kompleksnost shranjevanja v datoteki. Posledično ostaja veliko funkcionalnosti,

ki znotraj sklopa indeksiranja niso dobro ali sploh niso implementirane.

Poleg tega smo tekom razvoja dodali še lasten ORM, ki direktno komunicira z operacijami jedra, kar bistveno zmanjša kompleksnost, ki jo sicer prinese ORM, kjer moramo skrbeti še za dodatne preslikave med modeli in SQL poizvedbami. V našem DBMS je veliko operaciji prilagojenih objektnemu pristopu programiranja. V tem segmentu se delno oddaljimo od klasičnih relacijskih podatkovnih baz in se približamo NoSQL bazam podatkov.

Kot celota je bil razvoj uspešen, z dodatkom različnih testnih scenarijev smo tekom razvoja zagotovili pravilno delovanje. Analiza uspešnosti je v nekaterih scenarijih pokazala celo primerljive rezultate z MySQL in SQLite DBMS, kar je bil tudi eden izmed glavnih ciljev pred začetkom razvoja.





# Literatura

- [1] *BeeWare knjižnica*. URL: <https://beeware.org/> (pridobljeno 18. 8. 2023).
- [2] Hanmeet Kaur Brar in Puneet Jai Kaur. “Differentiating integration testing and unit testing”. V: *2015 2nd International Conference on Computing for Sustainable Global Development (INDIACom)*. IEEE. 2015, str. 796–798.
- [3] *Django*. 2023. URL: <https://github.com/django/django> (pridobljeno 20. 7. 2023).
- [4] *Doctest*. 2023. URL: <https://github.com/doctest/doctest> (pridobljeno 2. 7. 2023).
- [5] *Epoch format*. URL: <https://www.maketecheasier.com/what-is-epoch-time/> (pridobljeno 2. 7. 2023).
- [6] *Flask*. 2023. URL: <https://github.com/pallets/flask> (pridobljeno 30. 7. 2023).
- [7] *Relational Database*. URL: <https://www.ibm.com/ibm/history/ibm100/us/en/icons/reldb/> (pridobljeno 29. 6. 2023).
- [8] William Kahan. “IEEE standard 754 for binary floating-point arithmetic”. V: *Lecture Notes on the Status of IEEE 754.94720-1776* (1996), str. 11.

- 
- [9] *MySQL - Aggregate Function Descriptions*. URL: <https://dev.mysql.com/doc/refman/8.0/en/aggregate-functions.html> (pridobljeno 13. 8. 2023).
  - [10] *MySQL Repository*. 2023. URL: <https://github.com/mysql/mysql-server> (pridobljeno 18. 8. 2023).
  - [11] *Numpy*. 2023. URL: <https://github.com/numpy/numpy> (pridobljeno 15. 7. 2023).
  - [12] *Pandas*. 2023. URL: <https://github.com/pandas-dev/pandas> (pridobljeno 15. 7. 2023).
  - [13] *Peewee*. 2023. URL: <https://github.com/coleifer/peewee> (pridobljeno 20. 7. 2023).
  - [14] Felipe Pezoa in sod. "Foundations of JSON Schema". V: *Proceedings of the 25th International Conference on World Wide Web*. WWW '16. Montréal, Québec, Canada: International World Wide Web Conferences Steering Committee, 2016, str. 263–273. ISBN: 9781450341431. DOI: 10.1145/2872427.2883029. URL: <https://doi.org/10.1145/2872427.2883029>.
  - [15] *C++ std::priority\_queue*. URL: [https://en.cppreference.com/w/cpp/container/priority\\_queue](https://en.cppreference.com/w/cpp/container/priority_queue) (pridobljeno 22. 7. 2023).
  - [16] *Python docs - Installing Packages*. URL: <https://packaging.python.org/en/latest/tutorials/installing-packages/> (pridobljeno 9. 8. 2023).
  - [17] *PyBind11*. 2023. URL: <https://github.com/pybind/pybind11> (pridobljeno 15. 7. 2023).
  - [18] *PyPI Stats*. URL: <https://pypistats.org/> (pridobljeno 20. 7. 2023).
  - [19] *Python - Common Object Structures*. URL: <https://docs.python.org/3/c-api/structures.html> (pridobljeno 19. 8. 2023).

- [20] *Python - venv*. URL:  
<https://docs.python.org/3/library/venv.html> (pridobljeno 22. 7. 2023).
- [21] Janez Sedeljšak. *Graphenix*. 2023. URL:  
<https://github.com/JanezSedeljsak/graphenix> (pridobljeno 2. 7. 2023).
- [22] *SQLAlchemy*. 2023. URL:  
<https://github.com/sqlalchemy/sqlalchemy> (pridobljeno 20. 7. 2023).
- [23] *SQLObject*. 2023. URL: <https://github.com/sqlobject/sqlobject> (pridobljeno 20. 7. 2023).
- [24] *TensorFlow*. 2023. URL:  
<https://github.com/tensorflow/tensorflow> (pridobljeno 15. 7. 2023).
- [25] *Tortoise ORM*. 2023. URL:  
<https://github.com/tortoise/tortoise-orm> (pridobljeno 20. 7. 2023).
- [26] *UltraJSON*. 2023. URL: <https://github.com/ultrajson/ultrajson> (pridobljeno 15. 7. 2023).
- [27] *unittest — Unit testing framework*. URL:  
<https://docs.python.org/3/library/unittest.html> (pridobljeno 20. 7. 2023).
- [28] *C++ std::vector*. URL:  
<https://cplusplus.com/reference/vector/vector/> (pridobljeno 20. 7. 2023).
- [29] Aljaž Zrnec in sod. “Podatkovne baze nosql”. V: (2011).