

УНИВЕРЗИТЕТ У БЕОГРАДУ
МАТЕМАТИЧКИ ФАКУЛТЕТ



Милош Н. Јованов

НОРМАЛИЗАЦИЈА РЕЛАЦИЈА ПРИ
ПРОЈЕКТОВАЊУ РЕЛАЦИОНИХ БАЗА
ПОДАТАКА - ЕЛЕКТРОНСКА ЛЕКЦИЈА

мастер рад

Београд, 2026.

Ментор:

др Мирјана МАЉКОВИЋ РУЖИЧИЋ, доцент
Универзитет у Београду, Математички факултет

Чланови комисије:

др Ивана ТАНАСИЈЕВИЋ, доцент
Универзитет у Београду, Математички факултет

Јелена МАРКОВИЋ, асистент
Универзитет у Београду, Математички факултет

Датум одбране: септембар 2026.

Мами, баапи и сестри

Наслов мастер рада: Нормализација релација при пројектовању релационих база података - електронска лекција

Резиме: Нормализација релација представља један од основних концепата у теорији и пројектовању релационих база података. Правилна примена нормалних форми омогућава смањење редундансе података, обезбеђивање конзистентности и избегавање аномалија при уносу, измени и брисању података. Разумевање функционалних зависности и поступака декомпозиције табела има кључну улогу у развоју поузданих и ефикасних база података. Тема рада је значајна јер повезује формалне теоријске основе нормализације са њеном практичном применом у савременим базама података. Електронска лекција може да послужи као алат за учење намењен студентима.

Кључне речи: нормализација, базе података, теорија зависности, функционалне зависности, вишезначне зависности, зависности спајања, редундантност, нормалне форме, декомпозиција

Садржај

1	Увод	1
2	Теорија зависности	3
2.1	Релациони модел података	3
2.2	Функционалне зависности	5
2.2.1	Правила извођења функционалних зависности	7
2.3	Затворење скупа атрибута и кандидати за кључ	8
2.3.1	Алгоритам за одређивање затворења скупа атрибута	9
2.3.2	Итеративни алгоритам за одређивање кандидата за кључ	11
2.4	Вишезначне зависности	15
2.4.1	Особине вишезначних зависности	18
2.5	Зависности спајања	19
3	Нормализација	21
3.1	Редундантност и аномалије	22
3.2	Прва нормална форма	23
3.3	Друга нормална форма	23
3.4	Трећа нормална форма	28
3.5	Бојс-Кодова нормална форма	30
3.6	Нормална форма елементарног кључа	32
4	Више нормалне форме	35
4.1	Четврта нормална форма	35
4.2	Нормална форма есенцијалних торки	36
4.3	Нормална форма без редунданси	37
4.4	Нормална форма наткључева	38
4.5	Пета нормална форма	39

4.6	Нормална форма домена и кључа	39
4.7	Шеста нормална форма	40
5	Електронска лекција	41
5.1	Унос података	43
5.2	Поступак нормализације	44
5.2.1	Имплементација апликације	46
5.2.2	Тестирање имплементације	52
5.3	Приказ резултата	58
5.3.1	Текстуални извештај	58
5.3.2	Визуелни приказ	59
5.3.3	Генерисање SQL кода	59
6	Закључак	62
	Библиографија	64

Глава 1

Увод

Релационе базе података представљају један од најзаступљенијих модела за организовање података. У овом моделу подаци се представљају у облику релација, а правила њихове исправности и међусобне повезаности задају се помоћу ограничења, као што су кључеви, страни кључеви и друга интегритетна ограничења.

Један од најважнијих корака приликом пројектовања релационе базе података јесте одређивање одговарајуће структуре релација. Лоше пројектована релација може садржати велики број редундантних података. Понављање истих информација на више места не доводи само до непотребног заузимања простора, већ може проузроковати и различите аномалије приликом уношења, измене и брисања података. Због тога је потребно податке организовати тако да се смањи редундантност и избегну аномалије, уз настојање да се очува прихватљива ефикасност приступа подацима.

Нормализација релација представља поступак којим се сложене релације, применом одређених правила, декомпонују на више мањих и боље организованих релација. При томе је важно да декомпозиција буде изведена на начин који омогућава да се спајањем добијених релација реконструише полазна релација, без појаве додатних редова који нису постојали у полазној релацији.

Нормалне форме представљају различите нивое организованости релационе шеме, дефинисане скуповима услова које шема треба да задовољи како би се смањила редундантност података и избегле аномалије. Основу поступка

нормализације чини теорија зависности, која омогућава формално описивање веза између атрибута релације. Посебно значајну улогу имају функционалне зависности, на основу којих се могу одредити затворења скупова атрибута, кандидати за кључ и ниже нормалне форме. Поред њих, користе се вишезначне зависности и зависности спајања, односно сложенији облици зависности на којима се заснивају више нормалне форме.

Циљ овог рада је да се теоријски појмови из области зависности и нормализације релација прикажу систематично и кроз одговарајуће примере, као и да се њихово изучавање подржи електронском лекцијом намењеном лакшем разумевању поступка нормализације.

Електронска лекција омогућава да се зада релациона шема и зависности које у њој важе, након чега се поступак нормализације спроводи до друге, треће, Бојс-Кодове и четврте нормалне форме, уз приказ добијених релација и корака декомпозиције. Поред саме апликације, електронска лекција садржи и страницу са теоријским делом, у којој су приказани основни појмови везани за нормализацију релација. Она може бити корисна при самосталном учењу, вежбању и решавању задатака из области нормализације.

У другој глави рада представљени су основни појмови теорије зависности: функционалне зависности и правила извођења, поступак одређивања затворења скупа атрибута и кандидата за кључ, вишезначне зависности и зависности спајања. Трећа глава бави се поступком нормализације релација, при чему су прво описани проблеми редундантности и аномалија, а затим су објашњене ниже нормалне форме. Четврта глава посвећена је вишим нормалним формама, а у петој је представљена електронска лекција развијена у оквиру рада.

Глава 2

Теорија зависности

Теорија зависности омогућава формално описивање односа између атрибута релационе шеме и надовезује се на основне појмове релационог модела: домен, атрибут, торка, релација, релациона шема и интегритет. У овој глави прво се разматрају функционалне зависности и правила извођења, након чега се описују затворење скупа атрибута и поступак одређивања кандидата за кључ. Затим се уводе вишезначне зависности и зависности спајања, које омогућавају опис сложенијих односа између података. Ови појмови су значајни јер представљају теоријску основу за дефинисање нормалних форми и поступке декомпозиције, који ће бити разматрани у наредним главама.

2.1 Релациони модел података

Релациони модел података је један од најзначајнијих модела података где се подаци и односи међу њима представљају помоћу релација. Састоји се из три дела: структурног, манипулативног и интегритетног. Структурни део одређује на који начин се представљају подаци, манипулативни део одређује које операције се могу извршавати над подацима, а интегритетни део одређује услове које подаци морају да задовољавају како би база података била исправна.

Домен је скуп дозвољених вредности које атрибут може да има. Вредности домена су атомичне, тј. недељиве су.

Ентитети су различити постојећи објекти система који се посматра и које је потребно описати у бази података.

Атрибут је својство ентитета. Сваки атрибут има домен из ког узима вредности.

Торка представља n -торку вредности атрибута којима се описује један конкретан објекат, при чему свака вредност припада домену одговарајућег атрибута.

Нека су $A_1, A_2, \dots, A_n$ атрибути релације R , а нека су $D_1, D_2, \dots, D_n$ њихови домени, редом. **Релација** R је подскуп Декартовог производа домена атрибута, тј. $R \subseteq D_1 \times D_2 \times \dots \times D_n$, при чему сваки елемент тог подскупа представља једну торку. У релацији редослед торки није значајан и у њој не постоје две идентичне торке, а сваки атрибут има јединствено име. Релација је математички појам из релационог модела, а табела је начин на који се релација представља у релационом систему за управљање базом података. Код табеларног приказа релације атрибутима одговарају колоне, а торкама редови табеле. Заглавље релације чини скуп њених атрибута, односно њихова имена и придружени домени. Тело релације чини скуп торки које припадају релацији [1].

Релациона шема је формални опис структуре релације и састоји се од имена релације, њених атрибута и њихових домена.

Пример 2.1. Нека је R релација са атрибутима A, B, C и њиховим доменима D_A, D_B, D_C . Њена шема се записује као $R(A, B, C)$ или $R(A : D_A, B : D_B, C : D_C)$. Домен релације је $D_A \times D_B \times D_C$ и представља скуп свих могућих торки које се могу формирати над доменима атрибута D_A, D_B и D_C . Торка је облика (a, b, c) , где важи $a \in D_A, b \in D_B, c \in D_C$.

Оператором пројекције из релације се издваја одређени подскуп њених атрибута. Нека је R релација и X подскуп скупа њених атрибута. Тада пројекција релације R на атрибуте X , у ознаци $R[X]$, садржи само вредности

атрибута из скупа X .

Интегритет базе података представља логичку исправност и прецизност података који се у њој налазе. Обезбеђује се скупом формално дефинисаних правила интегритета. У релационом моделу ови услови се најчешће описују предикатима, тј. логичким формулама над појединачним релацијама или над целом базом података.

Пројектовање база података је процес у коме се захтеви корисника постепено преводе у структуру базе података која може бити реализована у конкретном систему за управљање базама података. Обухвата концептуално, логичко и физичко пројектовање. У оквиру логичког пројектовања, концептуални модел се преводи у изабрани модел података, а код релационих база података то значи дефинисање релација, атрибута, кључева и услова интегритета. Пречишћавање релационе шеме је важан део логичког пројектовања, при чему нормализација има значајну улогу јер доприноси побољшању структуре релација и смањењу редундантности података [2].

2.2 Функционалне зависности

Дефиниција 2.1. Нека је R релација и нека су X и Y непразни подскупови скупа атрибута релације R . Скуп X функционално одређује скуп Y , тј. скуп Y функционално зависи од скупа X (у ознаци $X \rightarrow Y$) ако и само ако за сваки пар торки t_1 и t_2 из R важи $t_1[X] = t_2[X] \Rightarrow t_1[Y] = t_2[Y]$.

Појам функционалне зависности (ФЗ) илуструје се на конкретном примеру релације ФАКУЛТЕТ (табела 2.1), која садржи податке о студентима, предметима и професорима. Атрибут *ug_c* представља јединствени идентификатор студента, док атрибути *име* и *презиме* представљају његово име и презиме. Атрибут *ug_п* представља идентификатор предмета, а атрибути *назив*, *есиб* и *катедра* редом означавају назив предмета, број ЕСПБ бодова који предмет носи и катедру којој предмет припада. Атрибут *професор* садржи име и презиме професора, а атрибут *мејл* представља његову мејл адресу.

Пример 2.2. Функционалне зависности које важе у релацији ФАКУЛТЕТ (табела 2.1) су:

Табела 2.1: Релација ФАКУЛТЕТ

ид_с	име	презиме	ид_п	назив	еспб	катедра	професор	мејл
20251123	Петар	Петровић	И5.1	Криптографија	8	Информатика	Јована Перић	jovana.peric@matf.rs
20251123	Петар	Петровић	И5.2	Машинско учење	8	Информатика	Милица Симић	milica.simic@matf.rs
20232011	Ана	Јовановић	А6.1	Анализа 4	9	Анализа	Драган Јовић	dragan.jovic@matf.rs
20250049	Марко	Марковић	А1.1	Анализа 1	20	Анализа	Драган Јовић	dragan.jovic@matf.rs
20250049	Марко	Марковић	Г1.1	Геометрија 1	6	Геометрија	Никола Антић	nikola.antic@matf.rs
20241067	Марко	Марковић	И5.1	Криптографија	8	Информатика	Јована Перић	jovana.peric@matf.rs

- $\{\text{ид_с}\} \rightarrow \{\text{име, презиме}\}$

Две торке које имају исту вредност атрибута *ид_с* морају имати исте вредности атрибута *име* и *презиме*.

- $\{\text{ид_п}\} \rightarrow \{\text{назив, еспб, катедра}\}$

Свако појављивање истог предмета у релацији мора имати исте вредности атрибута са десне стране ФЗ.

- $\{\text{назив}\} \rightarrow \{\text{катедра}\}$

Две торке које имају исти *назив* предмета морају имати исту вредност атрибута *катедра*.

- $\{\text{професор}\} \rightarrow \{\text{мејл}\}$

Професор има једну *мејл адресу*.

- $\{\text{мејл}\} \rightarrow \{\text{професор}\}$

Мејл адреса припада једном *професору*.

ФЗ је ограничење које мора да важи за све дозвољене вредности релације, а не само за њено тренутно стање, па представља правило интегритета на нивоу релационог модела. Због тога у релацији ФАКУЛТЕТ (табела 2.1) не важи функционална зависност $\{\text{име}\} \rightarrow \{\text{презиме}\}$.

Пример 2.3. Ако се претпоставља да сваки *назив* предмета једнозначно одређује *катедру* којој предмет припада, онда важи ФЗ $\{\text{назив}\} \rightarrow \{\text{катедра}\}$. У релацији ФАКУЛТЕТ (табела 2.1) ова зависност је испоштована, тј. за сваку вредност атрибута *назив* јавља се увек иста вредност атрибута *катедра*.

Ако би се у релацију додала торка у којој се за постојећу вредност атрибута *назив* наведе другачија вредност атрибута *катедра* (табела 2.2), постојале би две торке са истом вредношћу атрибута *назив*, али са различитим вредностима атрибута *катедра*. Тада би услов за ФЗ био нарушен.

Табела 2.2: Релација ФАКУЛТЕТ у којој је нарушена ФЗ {назив} $\rightarrow$ {катедра}

ид_с	име	презиме	ид_п	назив	еспб	катедра	професор	мејл
20251123	Петар	Петровић	И5.1	Криптографија	8	Информатика	Јована Перић	jovana.peric@matf.rs
20251123	Петар	Петровић	И5.2	Машинско учење	8	Информатика	Милица Симић	milica.simic@matf.rs
20232011	Ана	Јовановић	А6.1	Анализа 4	9	Анализа	Драган Јовић	dragan.jovic@matf.rs
20250049	Марко	Марковић	А1.1	Анализа 1	20	Анализа	Драган Јовић	dragan.jovic@matf.rs
20250049	Марко	Марковић	Г1.1	Геометрија 1	6	Геометрија	Никола Антић	nikola.antic@matf.rs
20241067	Марко	Марковић	И5.1	Криптографија	8	Информатика	Јована Перић	jovana.peric@matf.rs
20241075	Иван	Николић	И5.1	Криптографија	8	Методика	Јована Перић	jovana.peric@matf.rs

Тривијална ФЗ је она која је увек задовољена, без обзира на вредности података у релацији. Нека су X и Y подскупови атрибута релације R . Ако је $Y \subseteq X$, тада је ФЗ $X \rightarrow Y$ тривијална. На пример, {ид_с} $\rightarrow$ {ид_с} и {име, презиме} $\rightarrow$ {име} су тривијалне ФЗ. Нетривијална ФЗ је она која није тривијална.

2.2.1 Правила извођења функционалних зависности

Све ФЗ које важе у релацији R могу се извести из основних ФЗ применом аксиома извођења. Аксиоме извођења ФЗ (Армстронгове аксиоме) су комплетне и потпуне на скупу свих ФЗ [3].

Нека су X, Y, Z и W подскупови атрибута релације R . Тада важе Армстронгове аксиоме:¹

- **Рефлексивност:** $Y \subseteq X \Rightarrow X \rightarrow Y$
- **Проширење:** $X \rightarrow Y \Rightarrow (\forall Z) XZ \rightarrow YZ$ (тј. $X \rightarrow Y \Rightarrow (\forall Z) XZ \rightarrow Y$)
- **Транзитивност:** $X \rightarrow Y \wedge Y \rightarrow Z \Rightarrow X \rightarrow Z$

Из претходних аксиома могу се извести додатна правила:

- **Само-одређење:** $X \rightarrow X$
- **Унија (адитивност):** $X \rightarrow Y \wedge X \rightarrow Z \Rightarrow X \rightarrow YZ$
- **Декомпозиција (пројективност):** $X \rightarrow YZ \Rightarrow X \rightarrow Y \wedge X \rightarrow Z$
- **Композиција:** $X \rightarrow Y \wedge Z \rightarrow W \Rightarrow XZ \rightarrow YW$
- **Псеудотранзитивност:** $X \rightarrow Y \wedge YZ \rightarrow W \Rightarrow XZ \rightarrow W$
($X \rightarrow Y \wedge XY \rightarrow Z \Rightarrow X \rightarrow Z$)

¹Запис XY означава унију скупова атрибута X и Y , тј. $XY = X \cup Y$.

2.3 Затворење скупа атрибута и кандидати за кључ

Затворење скупа атрибута X релације R , у ознаци X^+ , је скуп свих атрибута који су посредно или непосредно функционално зависни од атрибута из X ² и има важну улогу у анализи функционалних зависности. Његова примена је важна приликом одређивања наткључева и кандидата за кључ релације. Затворење скупа атрибута користи се и у поступку нормализације, јер омогућава анализу зависности које одређују да ли релација задовољава услове одређене нормалне форме.

Кандидат за кључ релације $R(X_1, X_2, \dots, X_n)$ представља подскуп атрибута X те релације ако важи:

- 1) **Правило јединствености** - скуп X јединствено одређује све атрибуте релације R , тј. за свако $Y \subseteq R$ важи $X \rightarrow Attr(Y)$.
- 2) **Правило минималности** - из скупа X не може се уклонити ниједан атрибут тако да за новодобијени скуп важи услов јединствености, тј. не постоји $Z \subset X$ такав да важи $Z \rightarrow Attr(R) \setminus Z$.

Свака релација има бар једног кандидата за кључ - скуп свих атрибута или неки његов прави подскуп.

Кључни атрибути су атрибути који се налазе у саставу бар једног кандидата за кључ, а **некључни атрибути** су они који се не налазе у саставу ниједног кандидата за кључ.

Постоји неколико врста кључева релације:

- 1) *Примарни кључ* - један од кандидата за кључ,
- 2) *Алтернативни кључ* - сви кандидати за кључ осим примарног,
- 3) *Сирани кључ* - скуп атрибута једне релације (дете релација) чије вредности одговарају вредностима неког кандидата за кључ друге релације (родитељ релација),
- 4) *Суперкључ* - надскуп кандидата за кључ који поседује јединственост, али не и минималност,
- 5) *Сурогат кључ* - вештачки уведен атрибут са улогом кључа који служи да

²Због рефлексивности, затворење X^+ увек садржи X .

замены природно недостајући кључ. Сурогат кључ се може користити и када постоји природни кључ, али је он дугачак или садржи осетљиве податке [4].

Примарни и страни кључеви имају важну улогу у очувању интегритета података. Примарни кључ омогућава јединствену идентификацију торки у релацији, а страни кључ омогућава успостављање веза између различитих релација тако што упућује на кандидата за кључ друге релације.³ Њихов значај је посебно изражен након декомпозиције релација у поступку нормализације када је потребно сачувати везе између новонасталих релација.

2.3.1 Алгоритам за одређивање затворења скупа атрибута

Нека је $X = \{X_1, X_2, \dots, X_n\}$ подскуп скупа атрибута релације R , а F скуп ФЗ које важе над релацијом R . Алгоритам за одређивање затворења X^+ се састоји из следећих корака:

- 1) Врши се декомпозиција ФЗ тако да на десној страни остане само један атрибут.
- 2) Нека је T скуп атрибута који се током алгоритма проширује и на крају представља затворење X^+ . Иницијално је $T = \{X_1, X_2, \dots, X_n\}$.
- 3) Траже се ФЗ облика $Y_1, Y_2, \dots, Y_m \rightarrow Z$, такве да свако $Y_i \in T$ и $Z \notin T$. Ако се нађе таква ФЗ потребно је додати Z у T и понављати овај корак док постоје промене скупа T .
- 4) Ако нема више промена тада је T **затворење скупа атрибута X** , тј. $T = X^+$ [5].

Псеудокод алгоритма за одређивање затворења скупа атрибута приказан је у Алгоритму 1.

Дата су два примера (2.4 и 2.5) да би се приказала примена алгоритма за одређивање затворења скупа атрибута дате релације.

³У пракси страни кључ најчешће упућује на примарни кључ друге релације.

Алгоритам 1 Затворење скупа атрибута [6]

Улаз: Скуп атрибута X и скуп ФЗ F

Изназ: Затворење скупа X над F

```
1: стари  $\leftarrow \emptyset$ 
2: тренутни  $\leftarrow X$ 
3: while тренутни  $\neq$  стари do
4:   стари  $\leftarrow$  тренутни
5:   for сваку ФЗ  $Y \rightarrow Z$  у  $F$  do
6:     if тренутни  $\supseteq Y$  then
7:       тренутни  $\leftarrow$  тренутни  $\cup Z$ 
8:     end if
9:   end for
10: end while
11: return тренутни
```

Пример 2.4. Нека је дата релација $R(A, B, C, D, E)$ и нека важе ФЗ:

- $A \rightarrow BC$
- $C \rightarrow D$
- $BD \rightarrow E$

Одредити $\{A\}^+$.

Решење:

Корак 1 Врши се декомпозиција тако да свака ФЗ има само један атрибут на десној страни:

ФЗ 1: $A \rightarrow B$

ФЗ 2: $A \rightarrow C$

ФЗ 3: $C \rightarrow D$

ФЗ 4: $BD \rightarrow E$

Корак 2 Иницијално је $T = \{A\}^+ = \{A\}$.

Корак 3 Затворење скупа $\{A\}$ се постепено проширује:

- 1) На основу ФЗ 1 добијамо $T = \{A, \mathbf{B}\}$
- 2) На основу ФЗ 2 добијамо $T = \{A, B, \mathbf{C}\}$
- 3) На основу ФЗ 3 добијамо $T = \{A, B, C, \mathbf{D}\}$
- 4) На основу ФЗ 4 добијамо $T = \{A, B, C, D, \mathbf{E}\}$

Корак 4 Пошто нема нових промена, $T = \{A\}^+ = \{A, B, C, D, E\}$.

Пример 2.5. Нека је дата релација $R(K, L, M, N, O, P)$ и нека важе ФЗ:

ФЗ 1: $K \rightarrow L$

ФЗ 2: $LM \rightarrow N$

ФЗ 3: $N \rightarrow O$

ФЗ 4: $OP \rightarrow M$

Одредити $\{K, M\}^+$.

Решење:

Корак 1 У овом примеру не примењује се овај корак, зато што ниједна ФЗ не садржи више атрибута на десној страни.

Корак 2 Иницијално је $T = \{K, M\}^+ = \{K, M\}$.

Корак 3 Затворење скупа $\{K, M\}$ се постепено проширује:

- 1) На основу ФЗ 1 добијамо $T = \{K, M, L\}$
- 2) На основу ФЗ 2 добијамо $T = \{K, M, L, N\}$
- 3) На основу ФЗ 3 добијамо $T = \{K, M, L, N, O\}$

Корак 4 Пошто нема нових промена, $T = \{K, M\}^+ = \{K, M, L, N, O\}$.

2.3.2 Итеративни алгоритам за одређивање кандидата за кључ

Кандидати за кључ могу се одредити помоћу затворења скупа атрибута релације R . Нека је X подскуп атрибута релације R . Ако затворење скупа X обухвата све атрибуте релације R , испуњен је услов јединствености. Уколико ниједан прави подскуп скупа X нема затворење једнако свим атрибутима релације R , задовољен је и услов минималности. Тада скуп X представља кандидата за кључ релације R .

Одређивање кандидата за кључ релације започиње разматрањем скупова атрибута кардиналности један. Уколико неки од ових скупова испуњава услов јединствености, он представља кандидата за кључ, па није потребно разматрати његове надскупе. Поступак се наставља са скуповима атрибута

кардиналности два, три... Испуњеност услова јединствености проверава се одређивањем затворења скупа атрибута X .

Поступак се може убрзати узимајући у обзир следећа правила:

- 1) Ако се атрибут не појављује на десној страни ниједне функционалне зависности, он мора бити део сваког кандидата за кључ.
- 2) Ако се атрибут појављује искључиво на десној страни функционалних зависности, онда он не мора бити део ниједног кандидата за кључ, јер се може добити из других атрибута и не доприноси извођењу нових атрибута.

Дата су два примера (2.6 и 2.7) да би се на конкретним скуповима атрибута релације R и скуповима ФЗ приказала примена алгоритма за одређивање кандидата за кључ. Додатно, у примеру 2.7 приказана је примена правила убрзања.

Пример 2.6. Нека је дата релација $R(A, B, C, D, E)$ и нека важе ФЗ:

- $A \rightarrow B$
- $B \rightarrow A$
- $C \rightarrow D$
- $D \rightarrow C$
- $AC \rightarrow E$

Одредити затворења свих подскупова атрибута релације R и навести све кандидате за кључ.

Решење:

Затворења подскупова кардиналности 1:

$$\{A\}^+ = \{A, B\}$$

$$\{B\}^+ = \{A, B\}$$

$$\{C\}^+ = \{C, D\}$$

$$\{D\}^+ = \{C, D\}$$

$$\{E\}^+ = \{E\}$$

Затворења подскупова кардиналности 2:

$$\{A, B\}^+ = \{A, B\}$$

$$\{A, C\}^+ = \{A, B, C, D, E\}$$

$$\{A, D\}^+ = \{A, B, C, D, E\}$$

$$\{A, E\}^+ = \{A, B, E\}$$

$$\{B, C\}^+ = \{A, B, C, D, E\}$$

$$\{B, D\}^+ = \{A, B, C, D, E\}$$

$$\{B, E\}^+ = \{A, B, E\}$$

$$\{C, D\}^+ = \{C, D\}$$

$$\{C, E\}^+ = \{C, D, E\}$$

$$\{D, E\}^+ = \{C, D, E\}$$

Затворења подскупова кардиналности 3:

$$\{A, B, C\}^+ = \{A, B, C, D, E\}$$

$$\{A, B, D\}^+ = \{A, B, C, D, E\}$$

$$\{A, B, E\}^+ = \{A, B, E\}$$

$$\{A, C, D\}^+ = \{A, B, C, D, E\}$$

$$\{A, C, E\}^+ = \{A, B, C, D, E\}$$

$$\{A, D, E\}^+ = \{A, B, C, D, E\}$$

$$\{B, C, D\}^+ = \{A, B, C, D, E\}$$

$$\{B, C, E\}^+ = \{A, B, C, D, E\}$$

$$\{B, D, E\}^+ = \{A, B, C, D, E\}$$

$$\{C, D, E\}^+ = \{C, D, E\}$$

Затворења подскупова кардиналности 4:

$$\{A, B, C, D\}^+ = \{A, B, C, D, E\}$$

$$\{A, B, C, E\}^+ = \{A, B, C, D, E\}$$

$$\{A, B, D, E\}^+ = \{A, B, C, D, E\}$$

$$\{A, C, D, E\}^+ = \{A, B, C, D, E\}$$

$$\{B, C, D, E\}^+ = \{A, B, C, D, E\}$$

Затворења подскупова кардиналности 5:

$$\{A, B, C, D, E\}^+ = \{A, B, C, D, E\}$$

Подскупови $\{A, C\}$, $\{A, D\}$, $\{B, C\}$ и $\{B, D\}$ су кандидати за кључ. Њихови надскупови нису, јер за њих не важи правило минималности.

Пример 2.7. Нека је дата релација $R(A, B, C, D, E, F, G, H)$ и нека важе ФЗ:

- $A \rightarrow B$
- $B \rightarrow C$
- $BC \rightarrow D$
- $CD \rightarrow F$
- $AH \rightarrow G$
- $FG \rightarrow A$
- $H \rightarrow D$
- $GH \rightarrow E$

Навести све кандидате за кључ дате релације.

Решење: Може се приметити да се H не појављује на десној страни ниједне ФЗ, па на основу правила убрзања следи да је сигурно у саставу кандидата кључа. Слично, E се појављује искључиво на десној страни ФЗ, па следи да не улази у састав кандидата кључа.

Затворења подскупова кардиналности 1:

$$\{H\}^+ = \{D, H\}$$

Пошто се H налази у саставу кандидата кључа, не разматрају се остали подскупови кардиналности 1, зато што не садрже H .

За све подскупове кардиналности веће од 1 који се могу разматрати као могући кандидати за кључ важи да морају садржати H , а не смеју садржати E . Ако се пронађе неки кандидат за кључ његови надскупови се не разматрају, јер не задовољавају услов минималности.

Затворења подскупова кардиналности 2:

$$\{A, H\}^+ = \{A, B, C, D, E, F, G, H\} - \text{кандидат за кључ}$$

$$\{B, H\}^+ = \{B, C, D, F, H\}$$

$$\{C, H\}^+ = \{C, D, F, H\}$$

$$\{D, H\}^+ = \{D, H\}$$

$$\{F, H\}^+ = \{D, F, H\}$$

$$\{G, H\}^+ = \{D, E, G, H\}$$

Затворења подскупова кардиналности 3:

$$\{B, C, H\}^+ = \{B, C, D, F, H\}$$

$$\{B, D, H\}^+ = \{B, C, D, F, H\}$$

$$\{B, F, H\}^+ = \{B, C, D, F, H\}$$

$$\{B, G, H\}^+ = \{A, B, C, D, E, F, G, H\} - \text{кандидат за кључ}$$

$$\{C, D, H\}^+ = \{C, D, F, H\}$$

$$\{C, F, H\}^+ = \{C, D, F, H\}$$

$$\{C, G, H\}^+ = \{A, B, C, D, E, F, G, H\} - \text{кандидат за кључ}$$

$$\{D, F, H\}^+ = \{D, F, H\}$$

$$\{D, G, H\}^+ = \{D, E, G, H\}$$

$$\{F, G, H\}^+ = \{A, B, C, D, E, F, G, H\} - \text{кандидат за кључ}$$

Затворења подскупова кардиналности 4:

$$\{B, C, D, H\}^+ = \{B, C, D, F, H\}$$

$$\{B, D, F, H\}^+ = \{B, C, D, F, H\}$$

$$\{C, D, F, H\}^+ = \{C, D, F, H\}$$

Подскупови $\{A, H\}$, $\{B, G, H\}$, $\{C, G, H\}$ и $\{F, G, H\}$ су кандидати за кључ. Њихови надскупови нису, јер за њих не важи правило минималности.

2.4 Вишезначне зависности

Пошто ФЗ нису довољне за опис свих облика зависности међу атрибутима релације уводе се вишезначне зависности (ВЗ), код којих скуп атрибута X одређује *скупи вредности* скупа атрибута Y (у ознаци $X \twoheadrightarrow Y$), независно од вредности преосталих атрибута релације.

Дефиниција 2.2. Нека су X, Y и Z непразни подскупови скупа атрибута релације R , где је $Z = Attr(R) \setminus (X \cup Y)$. Између скупа X и скупа Y постоји вишезначна зависност ако и само ако за сваке две торке t_1 и t_2 из R такве да је $t_1[X] = t_2[X]$, постоје торке t_3 и t_4 из R такве да важи $t_1[X] = t_2[X] = t_3[X] = t_4[X]$, $t_3[Y] = t_1[Y]$, $t_3[Z] = t_2[Z]$ и $t_4[Z] = t_1[Z]$, $t_4[Y] = t_2[Y]$.

Ако постоје торке (x, y_1, z_1) и (x, y_2, z_2) онда постоје и торке (x, y_1, z_2) и (x, y_2, z_1) . Нека је X непразан скуп атрибута, тада су $X \rightarrow \rightarrow \emptyset$ и $X \rightarrow \rightarrow Attr(R) \setminus X$ тривијалне ВЗ [3].

Декомпозиција релационе шеме је поступак којим се једна релациона шема замењује са две или више шема тако да унија њихових скупова атрибута одговара скупу атрибута полазне шеме.

Потпуна декомпозиција, тј. декомпозиција без губитака и очување функционалних зависности представљају различита својства декомпозиције релације. Потпуна декомпозиција обезбеђује да се природним спајањем пројекција декомпонованих релација може добити тачно полазна релација, без губитака информација и без појаве додатних торки. Очување функционалних зависности значи да се ФЗ из полазног скупа могу проверити над декомпонованим релацијама, без потребе за њиховим поновним спајањем.

Нека су X, Y и Z непразни подскупови скупа атрибута релације R , где је $Z = Attr(R) \setminus (X \cup Y)$. Важи једнакост $R = R[XY] * R[XZ]$ (где $*$ представља операцију природног спајања релација) ако и само ако важи ВЗ $X \rightarrow \rightarrow Y$.

Природно спајање релација R_1 и R_2 је упаривање сваке торке из R_1 са сваком торком из R_2 које имају исте вредности у свим атрибутима који имају исто име у релацијама и дефинисани су над истим доменом. Резултујућа релација у заглављу има све атрибуте из обе релације без понављања атрибута истог имена.

Појам вишезначне зависности (ВЗ) илуструје се на примерима 2.8, 2.9 и 2.10, на релацији ПРЕДМЕТИ (табела 2.3), која садржи податке о гимназијама, страним језицима и изборним предметима који су у њима доступни.

За једну вредност атрибута *гимназија* постоји више вредности атрибута *страни_језик*, као и више вредности атрибута *изборни_предмет*. Избор *страних језика* не зависи од избора *изборних предмета*, тј. ове две групе вредности су међусобно независне.

Пример 2.8. Вишезначне зависности које важе у релацији ПРЕДМЕТИ (табела 2.3) су:

- {гимназија} $\rightarrow \rightarrow$ {страни_језик}
- {гимназија} $\rightarrow \rightarrow$ {изборни_предмет}

Табела 2.3: Релација ПРЕДМЕТИ

гимназија	страни_језик	изборни_предмет
Девета гимназија	Руски језик	Језик, медији и култура
Девета гимназија	Руски језик	Примењене науке
Девета гимназија	Руски језик	Основи геополитике
Девета гимназија	Немачки језик	Језик, медији и култура
Девета гимназија	Немачки језик	Примењене науке
Девета гимназија	Немачки језик	Основи геополитике
Филолошка гимназија	Јапански језик	Грађанско васпитање
Филолошка гимназија	Јапански језик	Верска настава
Филолошка гимназија	Француски језик	Грађанско васпитање
Филолошка гимназија	Француски језик	Верска настава
Филолошка гимназија	Норвешки језик	Грађанско васпитање
Филолошка гимназија	Норвешки језик	Верска настава
Филолошка гимназија	Италијански језик	Грађанско васпитање
Филолошка гимназија	Италијански језик	Верска настава

Релација ПРЕДМЕТИ се може декомпоновати на релације са атрибутима {гимназија, страни_језик} и {гимназија, изборни_предмет} (табела 2.4). Њиховим природним спајањем добија се полазна релација.

Табела 2.4: Декомпозиција релације ПРЕДМЕТИ

гимназија	страни_језик
Девета гимназија	Руски језик
Девета гимназија	Немачки језик
Филолошка гимназија	Јапански језик
Филолошка гимназија	Француски језик
Филолошка гимназија	Норвешки језик
Филолошка гимназија	Италијански језик

гимназија	изборни_предмет
Девета гимназија	Језик, медији и култура
Девета гимназија	Примењене науке
Девета гимназија	Основи геополитике
Филолошка гимназија	Грађанско васпитање
Филолошка гимназија	Верска настава

Да би постојала нетривијална ВЗ у којој су X , Y и преостали скуп атрибута непразни, релациона шема мора имати најмање три атрибута.

Пример 2.9. Ако би се у релацију ПРЕДМЕТИ (табела 2.3) додао нови страни језик (шпански), који би се држао у Деветој гимназији само уз изборни предмет примењене науке, али не и уз остале изборне предмете, више не би важиле наведене нетривијалне ВЗ (табела 2.5).

Пример 2.10. Када би се у релацију ПРЕДМЕТИ (табела 2.3) додао нови страни језик (шпански), који би се држао у Деветој гимназији, уз све изборне

Табела 2.5: Релација ПРЕДМЕТИ без ВЗ

гимназија	страни_језик	изборни_предмет
Девета гимназија	Руски језик	Језик, медији и култура
Девета гимназија	Руски језик	Примењене науке
Девета гимназија	Руски језик	Основи геополитике
Девета гимназија	Немачки језик	Језик, медији и култура
Девета гимназија	Немачки језик	Примењене науке
Девета гимназија	Немачки језик	Основи геополитике
Девета гимназија	Шпански језик	Примењене науке
Филолошка гимназија	Јапански језик	Грађанско васпитање
Филолошка гимназија	Јапански језик	Верска настава
Филолошка гимназија	Француски језик	Грађанско васпитање
Филолошка гимназија	Француски језик	Верска настава
Филолошка гимназија	Норвешки језик	Грађанско васпитање
Филолошка гимназија	Норвешки језик	Верска настава
Филолошка гимназија	Италијански језик	Грађанско васпитање
Филолошка гимназија	Италијански језик	Верска настава

предмете (језик, медији и култура; примењене науке; основи геополитике) релација би и даље задовољавала наведене нетривијалне ВЗ (табела 2.6).

Табела 2.6: Релација ПРЕДМЕТИ која и даље задовољава наведене нетривијалне ВЗ

гимназија	страни_језик	изборни_предмет
Девета гимназија	Руски језик	Језик, медији и култура
Девета гимназија	Руски језик	Примењене науке
Девета гимназија	Руски језик	Основи геополитике
Девета гимназија	Немачки језик	Језик, медији и култура
Девета гимназија	Немачки језик	Примењене науке
Девета гимназија	Немачки језик	Основи геополитике
Девета гимназија	Шпански језик	Језик, медији и култура
Девета гимназија	Шпански језик	Примењене науке
Девета гимназија	Шпански језик	Основи геополитике
Филолошка гимназија	Јапански језик	Грађанско васпитање
Филолошка гимназија	Јапански језик	Верска настава
Филолошка гимназија	Француски језик	Грађанско васпитање
Филолошка гимназија	Француски језик	Верска настава
Филолошка гимназија	Норвешки језик	Грађанско васпитање
Филолошка гимназија	Норвешки језик	Верска настава
Филолошка гимназија	Италијански језик	Грађанско васпитање
Филолошка гимназија	Италијански језик	Верска настава

2.4.1 Особине вишезначних зависности

Нека су X, Y, Z и W скупови атрибута релације R , где је $Z = Attr(R) \setminus (X \cup Y)$. Тада важе следеће особине:

- **Комплементарност:** $X \rightarrow \rightarrow Y \Rightarrow X \rightarrow \rightarrow Z$
- **Рефлексивност:** $Y \subseteq X \Rightarrow X \rightarrow \rightarrow Y$
- **Проширење:** $X \rightarrow \rightarrow Y \Rightarrow XW \rightarrow \rightarrow YW$
- **Транзитивност:** $X \rightarrow \rightarrow Y \wedge Y \rightarrow \rightarrow W \Rightarrow X \rightarrow \rightarrow W \setminus Y$

- **Конвертибилност:** $X \rightarrow Y \Rightarrow X \rightarrow \rightarrow Y$, тј. ФЗ су специјалан случај ВЗ
- **Интерактивност:** $X \rightarrow \rightarrow Y \wedge XY \rightarrow W \Rightarrow X \rightarrow \rightarrow W \setminus Y$ [3].

ВЗ не представљају најопштији облик зависности, зато што некад релација не може да се потпуно декомпонује на две, али може на три или више релација.

2.5 Зависности спајања

Дефиниција 2.3. Нека су $X_1, X_2, \dots, X_n$ непразни подскупови атрибута релације R , чија је унија $Attr(R)$. Зависност спајања, у ознаци $*\{X_1, X_2, \dots, X_n\}$, важи ако и само ако је $R = R[X_1] * R[X_2] * \dots * R[X_n]$.

Зависности спајања су најопштији облик зависности. Зависности спајања (ЗС) са два скупа атрибута еквивалентне су вишезначним зависностима (ВЗ). Зависност спајања је тривијална ако и само ако за неки од скупова атрибута важи да обухвата све атрибуте релације ($X_i = Attr(R)$).

Појам зависности спајања (ЗС) илуструје се на релацији УЏБЕНИЦИ (табела 2.7), која садржи податке о гимназијама, предметима и издавачима уџбеника и на примеру 2.11. У релацији важе правила:

- у одређеној гимназији се слуша одређени предмет,
- за одређени предмет користи се уџбеник одређеног издавача,
- одређена гимназија користи уџбенике одређеног издавача.

Подаци у релацији могу се посматрати кроз различите групе атрибута, тј. кроз односе између *гимназија* и *предмета*, *гимназија* и *издавача*, као и *предмета* и *издавача*.

Табела 2.7: Релација УЏБЕНИЦИ

гимназија	предмет	издавач
Девета	Математика	Круг
Девета	Физика	Klett
Земунска	Хемија	Герундијум
Математичка	Историја	Нови Логос
Прва	Биологија	ЗУНС
Трећа	Географија	ЗУНС

Пример 2.11. За релацију УЏБЕНИЦИ (2.7), важи зависност спајања $*\{\{\text{гимназија, предмет}\}, \{\text{гимназија, издавач}\}, \{\text{предмет, издавач}\}\}$, због чега

се може декомпоновати на три релације са атрибутима {гимназија, предмет}, {гимназија, издавач} и {предмет, издавач} (табела 2.8). Њиховим природним спајањем добија се полазна релација без губитка информација и без појаве лажних торки.

Табела 2.8: Декомпозиција релације УЦБЕНИЦИ

гимназија	предмет
Девета	Математика
Девета	Физика
Земунска	Хемија
Математичка	Историја
Прва	Биологија
Трећа	Географија

гимназија	издавач
Девета	Круг
Девета	Klett
Земунска	Герундијум
Математичка	Нови Логос
Прва	ЗУНС
Трећа	ЗУНС

предмет	издавач
Математика	Круг
Физика	Klett
Хемија	Герундијум
Историја	Нови Логос
Биологија	ЗУНС
Географија	ЗУНС

Глава 3

Нормализација

Нормализација релација је саставни део логичког пројектовања релационих база података. Нормализација представља декомпоновање велике релације у више мањих у циљу избегавања редундантности и појединих аномалија. У току процеса нормализације више пута се користи оператор пројекције, тако да се спајањем добијених пројекција добија почетна релација.

Денормализација је намерно увођење редундантности у шему базе података ради побољшања перформанси извршавања упита. Када се неки подаци често користе заједно, могу се сместити у исту релацију како би се избегла честота и скупа спајања релација. Денормализација се примењује контролисано, најчешће када су захтеви за перформансама важнији од потпуне елиминације редундантности.

Нормалне форме су скупови услова које релационе шеме треба да задовоље. У табели 3.1 дат је списак нормалних форми и подела на ниже и више нормалне форме. У пракси се при пројектовању релационих база података најчешће тежи постизању треће или Бојс-Кодове нормалне форме. Код већине нормалних форми (осим 6НФ) свака наредна форма подразумева све претходне [3].

Табела 3.1: Нормалне форме

Нижје нормалне форме	Прва нормална форма (1НФ)
	Друга нормална форма (2НФ)
	Трећа нормална форма (3НФ)
	Нормална форма елементарног кључа (НФЕК)
	Бојс-Кодова нормална форма (БКНФ)
Више нормалне форме	Четврта нормална форма (4НФ)
	Нормална форма есенцијалних торки (НФЕТ)
	Нормална форма без редунаданси (НФБР)
	Нормална форма наткључева (НФНК)
	Пета нормална форма (5НФ)
	Нормална форма домена и кључа (НФДК)
	Шеста нормална форма (6НФ)

3.1 Редундантност и аномалије

Редундантно чување података значи да се исти податак чува на више места, због чега се непотребно заузима простор у бази. На пример, у табели 2.1 *ug_ū*, *назив* и *есѿб* предмета *Криѿштоѿграфија* се понављају, а није неопходно.

Због редундантног чувања података у бази података могу се јавити различите аномалије. Када се исти подаци чувају на више места, њихово уношење, ажурирање и брисање постаје сложеније и може довести до неконзистентности или губитка података. Најчешће се јављају три врсте аномалија: аномалије ажурирања, аномалије уношења и аномалије брисања.

1. **Аномалије ажурирања:** када се исти податак чува на више места, а његова промена се не изврши на свим местима, база података постаје неконзистентна. Ако би се у табели 2.1 изменио *есџб* за предмет *Криптографија*, морале би да се ажурирају и друге торке где се појављује предмет *Криптографија*.
2. **Аномалије уношења:** некада није могуће додати нови податак без додавања још неких података. Уколико би се у табелу 2.1 додао нови предмет, морале би се додати и одговарајуће информације о професору и студенту, тј. не би било могуће да се унесу информације о новом предмету, а да већ не постоји студент који га је уписао и професор који га држи.
3. **Аномалије брисања:** брисањем једне торке могу се изгубити и друге важне информације које не би требало да буду обрисане. Уколико би се

у табели 2.1 обрисао предмет *Геометрија 1*, изгубили би се и подаци о катедри са које је тај предмет и професору који га држи.

3.2 Прва нормална форма

Дефиниција 3.1. Релација је у првој нормалној форми (1НФ) ако:

- 1) свако поље садржи тачно једну атомичну (недељиву) вредност, тј. не садржи листе, скупове или поновљене групе,
- 2) све вредности једног атрибута припадају истом домену,
- 3) торке су јединствене [5].

Табела 3.2: Релација ФАКУЛТЕТ која није у 1НФ

ид_с	име	презиме	ид_п	назив	еспб	катедра	професор	мејл
20251123	Петар	Петровић	И5.1, И5.2	Криптографија, Машинско учење	8	Информатика	Јована Перић, Милица Симић	jovana.peric@matf.rs, milica.simic@matf.rs
20232011	Ана	Јовановић	А6.1	Анализа 4	9	Анализа	Драган Јовић	dragan.jovic@matf.rs
20250049	Марко	Марковић	А1.1, Г1.1	Анализа 1, Геометрија 1	20, 6	Анализа, Геометрија	Драган Јовић, Никола Антић	dragan.jovic@matf.rs, nikola.antic@matf.rs
20241067	Марко	Марковић	И5.1	Криптографија	8	Информатика	Јована Перић	jovana.peric@matf.rs

Релација ФАКУЛТЕТ (табела 3.2) није у 1НФ, јер нека поља имају више-струке вредности атрибута (у табели 3.2 су обојена жутом бојом). Потребно је сваку комбинацију студента и предмета приказати посебном торком, као у табели 2.1. Ф3 релације ФАКУЛТЕТ су дате у примеру 2.2.

3.3 Друга нормална форма

Постоји неколико врста функционалних зависности, а њихово разликовање је важно за правилно одређивање нормалних форми и спровођење нормализације релација.

Нека су X, Y и Z подскупови скупа атрибута релације R . Функционална зависност $X \rightarrow Y$ је:

- 1) *тривијална* - ако је Y подскуп од X ,
- 2) *парцијална* - ако је X прави подскуп кључа релације R ,
- 3) *транзитивна* - ако постоји подскуп Z различит од X и Y такав да важи $X \rightarrow Z$ и $Z \rightarrow Y$,
- 4) *суперкључна* - ако је X цео кључ релације R [5].

Дефиниција 3.2. Релација је у другој нормалној форми (2НФ) ако је у 1НФ и ако ниједан некључни атрибут није функционално зависан од правог подскупа кандидата кључа, тј. не постоје парцијалне ФЗ некључних атрибута од правог подскупа кључа [5].

Декомпозиција: За сваку ФЗ $X \rightarrow Y$ која нарушава 2НФ врши се декомпозиција тако што се релација R замењује релацијама R_1 и R_2 , при чему важи $Attr(R_1) = X \cup Y$ и $Attr(R_2) = Attr(R) \setminus Y$. ФЗ $X \rightarrow Y$ је очувана у релацији R_1 . Релација R се добија спајањем $R_1 * R_2$.

Постизање 2НФ је кључно за груписање атрибута у одговарајуће релације. Увек је могућа потпуна декомпозиција до 2НФ.

Пример 3.1. Нека је дата релација ФАКУЛТЕТ(ид_с, име, презиме, ид_п, назив, еспб, катедра, професор, мејл) и скуп функционалних зависности:

ФЗ 1: {ид_с} $\rightarrow$ {име, презиме}

ФЗ 2: {ид_п} $\rightarrow$ {назив, еспб, катедра}

ФЗ 3: {назив} $\rightarrow$ {катедра}

ФЗ 4: {професор} $\rightarrow$ {мејл}

ФЗ 5: {мејл} $\rightarrow$ {професор}

Трансформисати релацију ФАКУЛТЕТ тако да буде у 2НФ.

Решење: Потребно је одредити кандидате за кључ јер се услов 2НФ заснива на испитивању да ли неки прави подскуп кандидата за кључ функционално одређује некључне атрибуте.

Може се приметити да се атрибути {ид_с, ид_п} не појављују на десној страни ниједне ФЗ, па на основу правила убрзања следи да су сигурно у саставу кандидата кључа. Слично, атрибути {име, презиме, еспб, катедра} се појављују искључиво на десној страни ФЗ, па следи да не улазе у састав кандидата кључа.

Пошто се атрибути {ид_с, ид_п} налазе у саставу кандидата кључа, не разматрају се подскупови кардиналности 1 и остали подскупови кардиналности 2, зато што не садрже {ид_с, ид_п}.

Затворења подскупова кардиналности 2:

$$\{\text{ид_с, ид_п}\}^+ = \{\text{ид_с, име, презиме, ид_п, назив, еспб, катедра}\}$$

За све подскупове кардиналности веће од 2 који се могу разматрати као могући кандидати за кључ важи да морају садржати $\{\text{ид_с, ид_п}\}$, а не смеју садржати атрибуте $\{\text{име, презиме, еспб, катедра}\}$. Ако се пронађе неки кандидат за кључ његови надскупови се не разматрају, јер не задовољавају услов минималности.

Затворења подскупова кардиналности 3:

$$\{\text{ид_с, ид_п, назив}\}^+ = \{\text{ид_с, име, презиме, ид_п, назив, еспб, катедра}\}$$

$$\{\text{ид_с, ид_п, професор}\}^+ = \{\text{ид_с, име, презиме, ид_п, назив, еспб, катедра, професор, мејл}\}$$

$$\{\text{ид_с, ид_п, мејл}\}^+ = \{\text{ид_с, име, презиме, ид_п, назив, еспб, катедра, професор, мејл}\}$$

Дакле, кандидати за кључ су $\{\text{ид_с, ид_п, професор}\}$ и $\{\text{ид_с, ид_п, мејл}\}$.

ФЗ 1 и ФЗ 2 су парцијалне ФЗ, па нарушавају 2НФ.

Декомпозиција релације ФАКУЛТЕТ на основу ФЗ 1:

$$F_1 = \{\text{ид_с, име, презиме}\}$$

- ФЗ 1 је очувана овде.

$$F_2 = \{\text{ид_с, ид_п, назив, еспб, катедра, професор, мејл}\}$$

- ФЗ 2 - ФЗ 5 су очуване овде.

Почетна релација се може добити као $F_1 * F_2$ (табеле 3.3 и 3.4).

Табела 3.3: Релација F_1

ид_с	име	презиме
20251123	Петар	Петровић
20232011	Ана	Јовановић
20250049	Марко	Марковић
20241067	Марко	Марковић

Декомпозиција релације F_2 на основу ФЗ 2:

$$F_3 = \{\text{ид_п, назив, еспб, катедра}\}$$

- ФЗ 2 и ФЗ 3 су очуване овде.

$$F_4 = \{\text{ид_с, ид_п, професор, мејл}\}$$

- ФЗ 4 и ФЗ 5 су очуване овде.

Табела 3.4: Релација F_2

ид_с	ид_п	назив	еспб	катедра	професор	мејл
20251123	И5.1	Криптографија	8	Информатика	Јована Перић	jovana.peric@matf.rs
20251123	И5.2	Машинско учење	8	Информатика	Милица Симић	milica.simic@matf.rs
20232011	А6.1	Анализа 4	9	Анализа	Драган Јовић	dragan.jovic@matf.rs
20250049	А1.1	Анализа 1	20	Анализа	Драган Јовић	dragan.jovic@matf.rs
20250049	Г1.1	Геометрија 1	6	Геометрија	Никола Антић	nikola.antic@matf.rs
20241067	И5.1	Криптографија	8	Информатика	Јована Перић	jovana.peric@matf.rs

Почетна релација се може добити као $F_1 * F_3 * F_4$ (табеле 3.3, 3.5 и 3.6). До-
бијене релације задовољавају 2НФ.

Табела 3.5: Релација F_3

ид_п	назив	еспб	катедра
И5.1	Криптографија	8	Информатика
И5.2	Машинско учење	8	Информатика
А6.1	Анализа 4	9	Анализа
А1.1	Анализа 1	20	Анализа
Г1.1	Геометрија 1	6	Геометрија

Табела 3.6: Релација F_4

ид_с	ид_п	професор	мејл
20251123	И5.1	Јована Перић	jovana.peric@matf.rs
20251123	И5.2	Милица Симић	milica.simic@matf.rs
20232011	А6.1	Драган Јовић	dragan.jovic@matf.rs
20250049	А1.1	Драган Јовић	dragan.jovic@matf.rs
20250049	Г1.1	Никола Антић	nikola.antic@matf.rs
20241067	И5.1	Јована Перић	jovana.peric@matf.rs

Пример 3.2. Нека је дата релација ФОРМУЛА(ид_возача, име_возача, држава_порекала_возача, број_титула, ознака_болида, година_производње, име_произвођача, конструктор_шасије, назив_компаније, контакт_компаније) и скуп функционалних зависности:

ФЗ 1: {ид_возача} $\rightarrow$ {име_возача, држава_порекала_возача, број_титула}

ФЗ 2: {ознака_болида} $\rightarrow$ {година_производње, име_произвођача, конструктор_шасије}

ФЗ 3: {име_произвођача} $\rightarrow$ {конструктор_шасије}

ФЗ 4: {назив_компаније} $\rightarrow$ {контакт_компаније}

ФЗ 5: {контакт_компаније} $\rightarrow$ {назив_компаније}

Трансформисати релацију ФОРМУЛА тако да буде у 2НФ.

Решење: Атрибути {ид_возача, ознака_болида} се не појављују на десној страни ниједне ФЗ, што значи да су сигурно у саставу кандидата кључа. Та-
кође, {име_возача, држава_порекала_возача, број_титула, година_производње,

конструктор_шасије} се појављују искључиво на десној страни ФЗ, што значи да не улазе у састав кандидата кључа.

Пошто се атрибути {ид_возача, ознака_болида} налазе у саставу кандидата кључа, не разматрају се подскупови кардиналности 1 и остали подскупови кардиналности 2, зато што не садрже {ид_возача, ознака_болида}.

Затворења подскупова кардиналности 2:

$$\{\text{ид_возача, ознака_болида}\}^+ = \{\text{ид_возача, име_возача, држава_порекла_возача, број_титула, ознака_болида, година_производње, име_произвођача, конструктор_шасије}\}$$

За све подскупове кардиналности веће од 2 који се могу разматрати као могући кандидати за кључ важи да морају садржати {ид_возача, ознака_болида}, а не смеју садржати атрибуте {име_возача, држава_порекла_возача, број_титула, година_производње, конструктор_шасије}. Ако се пронађе неки кандидат за кључ његови надскупови се не разматрају, јер не задовољавају услов минималности.

Затворења подскупова кардиналности 3:

$$\{\text{ид_возача, ознака_болида, име_произвођача}\}^+ = \{\text{ид_возача, име_возача, држава_порекла_возача, број_титула, ознака_болида, година_производње, име_произвођача, конструктор_шасије}\}$$
$$\{\text{ид_возача, ознака_болида, назив_компаније}\}^+ = \{\text{ид_возача, име_возача, држава_порекла_возача, број_титула, ознака_болида, година_производње, име_произвођача, конструктор_шасије, назив_компаније, контакт_компаније}\}$$
$$\{\text{ид_возача, ознака_болида, контакт_компаније}\}^+ = \{\text{ид_возача, име_возача, држава_порекла_возача, број_титула, ознака_болида, година_производње, име_произвођача, конструктор_шасије, назив_компаније, контакт_компаније}\}$$

Дакле, кандидати за кључ су {ид_возача, ознака_болида, назив_компаније} и {ид_возача, ознака_болида, контакт_компаније}.

ФЗ 1 и ФЗ 2 су парцијалне ФЗ, па нарушавају 2НФ.

Декомпозиција релације ФОРМУЛА на основу ФЗ 1:

$$F_1 = \{\text{ид_возача, име_возача, држава_порекла_возача, број_титула}\}$$

- ФЗ 1 је очувана овде.

$$F_2 = \{\text{ид_возача, ознака_болида, година_производње, име_произвођача, конструктор_шасије, назив_компаније, контакт_компаније}\}$$

- ФЗ 2 - ФЗ 5 су очуване овде.

Почетна релација се може добити као $F_1 * F_2$.

Декомпозиција релације F_2 на основу ФЗ 2:

$$F_3 = \{\text{ознака_болида, година_производње, име_произвођача, конструктор_шасије}\}$$

- ФЗ 2 и ФЗ 3 су очуване овде.

$$F_4 = \{\text{ид_возача, ознака_болида, назив_компаније, контакт_компаније}\}$$

- ФЗ 4 и ФЗ 5 су очуване овде.

Почетна релација се може добити као $F_1 * F_3 * F_4$. Добијене релације задовољавају 2НФ.

3.4 Трећа нормална форма

Дефиниција 3.3. Релација је у трећој нормалној форми (3НФ) ако је у 2НФ и ако за сваку ФЗ $X \rightarrow A$, где је X подскуп атрибута релације и A неки атрибут те релације, важи бар једно од:

- 1) $A \in X$ (тривијална зависност),
- 2) X је наткључ (тј. кључ или садржи кључ),
- 3) A је део неког кључа релације [7].

Пошто су парцијалне ФЗ некључних атрибута од правог подскупа кључа отклоњене постизањем 2НФ, код 3НФ се посматрају транзитивне функционалне зависности. Релација је у 3НФ ако је у 2НФ и ако некључни атрибути нису транзитивно зависни од кандидата за кључ преко других некључних атрибута.

Декомпозиција: За сваку ФЗ $X \rightarrow Y$ која нарушава 3НФ врши се декомпозиција тако што се релација R замењује релацијама R_1 и R_2 , при чему важи $Attr(R_1) = X \cup Y$ и $Attr(R_2) = Attr(R) \setminus Y$. ФЗ $X \rightarrow Y$ је очувана у релацији R_1 . Релација R се добија спајањем $R_1 * R_2$.

Увек је могућа потпуна декомпозиција до 3НФ.

Пример 3.3. Нека је дата релација ФАКУЛТЕТ(ид_с, име, презиме, ид_п, назив, еспб, катедра, професор, мејл) и скуп функционалних зависности:

ФЗ 1: {ид_с} $\rightarrow$ {име, презиме}

ФЗ 2: {ид_п} $\rightarrow$ {назив, еспб, катедра}

ФЗ 3: {назив} $\rightarrow$ {катедра}

ФЗ 4: {професор} $\rightarrow$ {мејл}

ФЗ 5: {мејл} $\rightarrow$ {професор}

Трансформисати релацију ФАКУЛТЕТ тако да буде у 3НФ.

Решење: У примеру 3.1 довели смо релацију ФАКУЛТЕТ до 2НФ.

ФЗ 3 нарушава 3НФ јер је атрибут *катедра* транзитивно зависан од кључа преко атрибута *назив*.

Декомпозиција релације F_3 на основу ФЗ 3:

$F_5 = \{\text{назив, катедра}\}$

- ФЗ 3 је очувана овде.

$F_6 = \{\text{ид_п, назив, еспб}\}$

• Део ФЗ 2 је очуван овде, док се зависност {ид_п} $\rightarrow$ {катедра} добија транзитивно из зависности {ид_п} $\rightarrow$ {назив} (у F_6) и ФЗ 3 (у F_5). ФЗ 2 је очувана декомпозицијом.

Почетна релација се може добити као $F_1 * F_5 * F_6 * F_4$ (табеле 3.3, 3.7, 3.8 и 3.6). Добијене релације задовољавају 3НФ.

Табела 3.7: Релација F_5

назив	катедра
Криптографија	Информатика
Машинско учење	Информатика
Анализа 4	Анализа
Анализа 1	Анализа
Геометрија 1	Геометрија

Табела 3.8: Релација F_6

ид_п	назив	еспб
И5.1	Криптографија	8
И5.2	Машинско учење	8
А6.1	Анализа 4	9
А1.1	Анализа 1	20
Г1.1	Геометрија 1	6

Пример 3.4. Нека је дата релација ФОРМУЛА(ид_возача, име_возача, држава_пореkla_возача, број_титула, ознака_болида, година_производње, име_произвођача, конструктор_шасије, назив_компаније, контакт_компаније) и скуп функционалних зависности:

ФЗ 1: {ид_возача} $\rightarrow$ {име_возача, држава_пореkla_возача, број_титула}

ФЗ 2: {ознака_болида} $\rightarrow$ {година_производње, име_произвођача, конструктор_шасије}

ФЗ 3: {име_произвођача} $\rightarrow$ {конструктор_шасије}

ФЗ 4: {назив_компаније} $\rightarrow$ {контакт_компаније}

ФЗ 5: {контакт_компаније} $\rightarrow$ {назив_компаније}

Трансформисати релацију ФОРМУЛА тако да буде у 3НФ.

Решење: У примеру 3.2 довели смо релацију ФОРМУЛА до 2НФ.

ФЗ 3 нарушава 3НФ јер је атрибут *конструктор_шасије* транзитивно зависан од кључа преко атрибута *име_произвођача*.

Декомпозиција релације F_3 на основу ФЗ 3:

$F_5 = \{\text{име_произвођача, конструктор_шасије}\}$

- ФЗ 3 је очувана овде.

$F_6 = \{\text{ознака_болида, година_производње, име_произвођача}\}$

• Део ФЗ 2 је очуван овде, док се зависност {ознака_болида} $\rightarrow$ {конструктор_шасије} добија транзитивно из зависности {ознака_болида} $\rightarrow$ {име_произвођача} (у F_6) и ФЗ 3 (у F_5). ФЗ 2 је очувана декомпозицијом. Почетна релација се може добити као $F_1 * F_5 * F_6 * F_4$. Добијене релације задовољавају 3НФ.

3.5 Бојс-Кодова нормална форма

Дефиниција 3.4. Релација је у Бојс-Кодовој нормалној форми (БКНФ) ако је у 3НФ и ако за сваку ФЗ $X \rightarrow A$, где је X подскуп атрибута релације и A неки атрибут те релације, важи бар једно од:

- 1) $A \in X$ (тривијална зависност),
- 2) X је наткључ [7].

Декомпозиција: За сваку ФЗ $X \rightarrow Y$ која нарушава БКНФ врши се декомпозиција тако што се релација R замењује релацијама R_1 и R_2 , при чему важи $Attr(R_1) = X \cup Y$ и $Attr(R_2) = Attr(R) \setminus Y$. ФЗ $X \rightarrow Y$ је очувана у

релацији R_1 . Релација R се добија спајањем $R_1 * R_2$.

Трећа нормална форма дозвољава одређене ФЗ код којих десна страна садржи кључни атрибут, чак и када лева страна није суперкључ. Због тога ЗНФ представља слабији услов од БКНФ. Свака релација која је у БКНФ налази се и у ЗНФ, док обрнуто не мора да важи. Због тога БКНФ представља строжи услов нормализације од ЗНФ.

Пример 3.5. Нека је дата релација ФАКУЛТЕТ(ид_с, име, презиме, ид_п, назив, еспб, катедра, професор, мејл) и скуп функционалних зависности:

ФЗ 1: {ид_с} $\rightarrow$ {име, презиме}

ФЗ 2: {ид_п} $\rightarrow$ {назив, еспб, катедра}

ФЗ 3: {назив} $\rightarrow$ {катедра}

ФЗ 4: {професор} $\rightarrow$ {мејл}

ФЗ 5: {мејл} $\rightarrow$ {професор}

Трансформисати релацију ФАКУЛТЕТ тако да буде у БКНФ.

Решење: У примеру 3.3 довели смо релацију ФАКУЛТЕТ до ЗНФ.

ФЗ 4 и ФЗ 5 нарушавају БКНФ, јер њихове леве стране нису наткључеви.

Декомпозиција релације F_4 на основу ФЗ 4:

$F_7 = \{\text{професор, мејл}\}$

- ФЗ 4 и ФЗ 5 су очуване овде.

$F_8 = \{\text{ид_с, ид_п, професор}\}$

Почетна релација се може добити као $F_1 * F_5 * F_6 * F_7 * F_8$ (табеле 3.3, 3.7, 3.8, 3.9 и 3.10). Добијене релације задовољавају БКНФ.

Табела 3.9: Релација F_7

професор	мејл
Јована Перић	jovana.peric@matf.rs
Милица Симић	milica.simic@matf.rs
Драган Јовић	dragan.jovic@matf.rs
Никола Антић	nikola.antic@matf.rs

Пример 3.6. Нека је дата релација ФОРМУЛА(ид_возача, име_возача, држава_пореkla_возача, број_титула, ознака_болида, година_производње, име_произвођача, конструктор_шасије, назив_компаније, контакт_компаније) и скуп функционалних зависности:

Табела 3.10: Релација F_8

ид_с	ид_п	професор
20251123	И5.1	Јована Перић
20251123	И5.2	Милица Симић
20232011	А6.1	Драган Јовић
20250049	А1.1	Драган Јовић
20250049	Г1.1	Никола Антић
20241067	И5.1	Јована Перић

ФЗ 1: $\{\text{ид_возача}\} \rightarrow \{\text{име_возача, држава_пореkla_возача, број_титула}\}$

ФЗ 2: $\{\text{ознака_болида}\} \rightarrow \{\text{година_производње, име_произвођача, конструктор_шасије}\}$

ФЗ 3: $\{\text{име_произвођача}\} \rightarrow \{\text{конструктор_шасије}\}$

ФЗ 4: $\{\text{назив_компаније}\} \rightarrow \{\text{контакт_компаније}\}$

ФЗ 5: $\{\text{контакт_компаније}\} \rightarrow \{\text{назив_компаније}\}$

Трансформисати релацију ФОРМУЛА тако да буде у БКНФ.

Решење: У примеру 3.4 довели смо релацију ФОРМУЛА до ЗНФ.

ФЗ 4 и ФЗ 5 нарушавају БКНФ, јер њихове леве стране нису наткључеви.

Декомпозиција релације F_4 на основу ФЗ 4:

$F_7 = \{\text{назив_компаније, контакт_компаније}\}$

- ФЗ 4 и ФЗ 5 су очуване овде.

$F_8 = \{\text{ид_возача, ознака_болида, назив_компаније}\}$

Почетна релација се може добити као $F_1 * F_5 * F_6 * F_7 * F_8$. Добијене релације задовољавају БКНФ.

3.6 Нормална форма елементарног кључа

Нека је R релациона шема, $X \subseteq Attr(R)$ скуп атрибута, а $A \in Attr(R)$ атрибут. Функционална зависност $X \rightarrow A$ је *елементарна* ако и само ако не постоји ФЗ $Z \rightarrow A$, ни за који прави подскуп атрибута $Z \subset X$.

Кључ је *елементаран* ако је са леве стране бар једне елементарне ФЗ.

Дефиниција 3.5. Релација је у нормалној форми елементарног кључа (НФЕК) ако је у ЗНФ и ако и само ако за сваку елементарну ФЗ $X \rightarrow Y$ важи једно од:

- 1) X је кључ,
- 2) Y је елементарни кључ или његов део [4].

Неке релације не могу да пређу пут од ЗНФ до БКНФ уз очување свих зависности, али могу да дођу бар до НФЕК [8], што је приказано у примеру 3.7.

Пример 3.7. Нека је дата релација ТЕЛЕФОН(позивни_број, број_телефона, град) и скуп функционалних зависности:

ФЗ 1: {позивни_број, број_телефона} $\rightarrow$ {град}

ФЗ 2: {град} $\rightarrow$ {позивни_број}

Испитати да ли је релација ТЕЛЕФОН у НФЕК и да ли је у БКНФ.

Решење: Може се приметити да се атрибут {број_телефона} не појављује на десној страни ниједне ФЗ, па на основу правила убрзања следи да је сигурно у саставу кандидата кључа.

Пошто се атрибут {број_телефона} налази у саставу кандидата кључа, не разматрају се остали подскупови кардиналности 1, зато што не садрже {број_телефона}.

Затворења подскупова кардиналности 1:

$$\{\text{број_телефона}\}^+ = \{\text{број_телефона}\}$$

За све подскупове кардиналности веће од 1 који се могу разматрати као могући кандидати за кључ важи да морају садржати {број_телефона}. Ако се пронађе неки кандидат за кључ његови надскупови се не разматрају, јер не задовољавају услов минималности.

Затворења подскупова кардиналности 2:

$$\{\text{број_телефона, позивни_број}\}^+ = \{\text{позивни_број, број_телефона, град}\}$$

$$\{\text{број_телефона, град}\}^+ = \{\text{позивни_број, број_телефона, град}\}$$

Дакле, кандидати за кључ су $K_1 = \{\text{број_телефона, позивни_број}\}$ и $K_2 = \{\text{број_телефона, град}\}$.

Релација је у ЗНФ, јер је лева страна ФЗ 1 кандидат за кључ, док је код ФЗ 2 атрибут са десне стране део кандидата за кључ. Обе ФЗ су елементарне,

K_1 јесте елементарни кључ (због ФЗ 1), а K_2 није. ФЗ 1 има кључ K_1 са леве стране ФЗ, а ФЗ 2 има део елементарног кључа са десне стране ФЗ, па је релација у НФЕК.

Лева страна ФЗ 2 није наткључ релације, па на основу дефиниције 3.4 следи да релација није у БКНФ. Декомпозицијом по ФЗ 2 изгубило би се очување ФЗ 1, јер она не би била садржана ни у једној од добијених релација.

Глава 4

Више нормалне форме

Ниже нормалне форме описане у глави 3, изузев прве нормалне форме, дефинишу се на основу функционалних зависности. Постоје и више нормалне форме које се дефинишу на основу сложенијих облика зависности, тј. вишезначних зависности и зависности спајања.

4.1 Четврта нормална форма

Вишезначна зависност $X \twoheadrightarrow Y$ у релационој шеми R је тривијална ако важи бар један од услова: $Y \subseteq X$ или $X \cup Y = Attr(R)$. У супротном, вишезначна зависност је нетривијална.

Дефиниција 4.1. Релација је у четвртој нормалној форми (4НФ) ако и само ако за сваку нетривијалну вишезначну зависност $X \twoheadrightarrow Y$ која важи у релацији, скуп атрибута X представља кључ или наткључ [3].

Декомпозиција: За сваку нетривијалну ВЗ $X \twoheadrightarrow Y$ која нарушава 4НФ врши се декомпозиција тако што се релација R замењује њеним пројекцијама R_1 и R_2 , при чему важи $Attr(R_1) = X \cup Y$ и $Attr(R_2) = (Attr(R) \setminus (X \cup Y)) \cup X$. Релација R се добија природним спајањем $R_1 * R_2$.

Поступак се понавља над добијеним релационим шемама све док свака од њих не задовољи услове 4НФ.

Релација ПРЕДМЕТИ (табела 2.3) приказује како ВЗ могу довести до нарушавања 4НФ и како се таква релација декомпозицијом може довести у 4НФ.

Пример 4.1. У релацији ПРЕДМЕТИ (табела 2.3) важе нетривијалне ВЗ $\{\text{гимназија}\} \rightarrow \rightarrow \{\text{страни_језик}\}$ и $\{\text{гимназија}\} \rightarrow \rightarrow \{\text{изборни_предмет}\}$.

Атрибут *гимназија* није наткључ релације ПРЕДМЕТИ, јер за једну гимназију постоји више језика и више изборних предмета. Кандидат за кључ је $\{\text{гимназија}, \text{страни_језик}, \text{изборни_предмет}\}$. Због тога наведене ВЗ нарушавају 4НФ, па се релација ПРЕДМЕТИ декомпонује на релације са атрибутима $\{\text{гимназија}, \text{страни_језик}\}$ и $\{\text{гимназија}, \text{изборни_предмет}\}$ (табела 2.4). Добијене релације су у 4НФ, а њиховим природним спајањем добија се полазна релација.

4.2 Нормална форма есенцијалних торки

Нека је R релација и нека је t торка из те релације:

- 1) Торка t је потпуно редундантна ако и само ако постоји скуп торки S ($t \notin S$), такав да је припадање торке t релацији R логичка последица тога да торке из S припадају релацији R .
- 2) Торка t је делимично редундантна ако и само ако у истој релацији постоји нетривијална ФЗ $X \rightarrow A$ и торка q ($q \neq t$) таква да су им пројекције на X једнаке ($t[X] = q[X]$).

Дефиниција 4.2. Релациона шема је у нормалној форми есенцијалних торки (НФЕТ) ако је свака торка у свакој дозвољеној инстанци шеме есенцијална. Торка је есенцијална ако и само ако није ни потпуно ни делимично редундантна [9].

Теорема 4.1. Нека је релација R одређена само функционалним зависностима и зависностима спајања. Релација R је у НФЕТ ако и само ако је у БКНФ и свака зависност спајања има неку компоненту која је наткључ.

Пример 4.2. Нека је дата релација $R(A, B, C)$. Нека релација има један кандидат за кључ, који је једнак скупу атрибута релације и нека важи зависност спајања $*\{\{A, B\}, \{A, C\}, \{B, C\}\}$.

Нека релација R садржи следеће торке: (a', b, c) , (a, b', c) и (a, b, c') , такве да важи $a \neq a'$, $b \neq b'$ и $c \neq c'$.

Због зависности спајања и постојања торки (a', b, c) , (a, b', c) и (a, b, c') логички следи да релација мора да садржи и торку (a, b, c) , те је торка (a, b, c) потпуно редундантна, па релација није у НФЕТ.

Пример 4.3. Нека је дата релација $R(A, B, C)$ уз ФЗ $AB \rightarrow C$ и нека важи зависност спајања $*\{\{A, B\}, \{A, C\}, \{B, C\}\}$. Ова релација има један кандидат за кључ $\{A, B\}$.

Нека релација R садржи следеће торке: (a', b, c) , (a, b', c) и (a, b, c') , такве да важи $a \neq a'$ и $b \neq b'$. Постојање ЗС захтева постојање торке (a, b, c) из три наведене торке, али већ постоји торка (a, b, c') . Због ФЗ $AB \rightarrow C$ мора важити $c = c'$. Зависност спајања не захтева постојање нове торке па ниједна од наведених торки није потпуно редундантна.

Једина нетривијална ФЗ $AB \rightarrow C$ има кандидата за кључ $\{A, B\}$ на левој страни, па је релациона шема у БКНФ. Такође, $\{A, B\}$ је компонента задате ЗС и уједно је наткључ релације. На основу теореме 4.1 следи да је релациона шема у НФЕТ.

4.3 Нормална форма без редунданси

Дефиниција 4.3. Релација R је у нормалној форми без редунданси (НФБР) ако и само ако не може да постоји инстанца релације која садржи торку t и атрибут тако да је (t, A) редундантан [9].

Вредност атрибута неке торке је редундантна ако у тој релацији не може да се замени само та вредност, а да релација и даље остане исправна.

Пример 4.4. Нека је дата релација ИСПИТ(предмет, писмени_испит, усмени_испит, активност) уз правило интегритета да важи:
 писмени_испит + усмени_испит + активност = 100.

Табела 4.1: Релација ИСПИТ

предмет	писмени_испит	усмени_испит	активност
Анализа 1	50	50	0
Геометрија 4	40	40	20
Програмирање 2	50	45	5

Релација ИСПИТ није у НФБР, јер се вредност сваког од атрибута $\overline{писмени_испит}$, $\overline{усмени_испит}$ или $\overline{активност}$ у свакој торци може израчунати на основу вредности преостала два атрибута и задатог правила интегритета.

4.4 Нормална форма наткључева

Зависност спајања $*\{X_1, X_2, \dots, X_n\}$ је редуцибилна ако и само ако нека компонента X_i може да се искључи, а да и даље имамо зависност спајања $*\{X_1, \dots, X_{i-1}, X_{i+1}, \dots, X_n\}$ [3].

Зависност спајања је нередуцибилна ако не постоји подскуп њених компоненти који одређује зависност спајања.

Дефиниција 4.4. Релација је у нормалној форми наткључева (НФНК) ако и само ако је свака компонента сваке нередуцибилне зависности спајања наткључ [9].

Пример 4.5. Нека је дата релација РАСПОРЕД(професор, учионица, термин) и скуп функционалних зависности:

ФЗ 1: $\{\text{професор, учионица}\} \rightarrow \{\text{термин}\}$

ФЗ 2: $\{\text{професор, термин}\} \rightarrow \{\text{учионица}\}$

ФЗ 3: $\{\text{учионица, термин}\} \rightarrow \{\text{професор}\}$.

Важи зависност спајања $*\{\{\text{професор, учионица}\}, \{\text{професор, термин}\}, \{\text{учионица, термин}\}\}$. Сваки од три пара атрибута је кандидат за кључ.

Свака компонента ЗС је кандидат за кључ, па су све компоненте наведене ЗС наткључеви. Уколико је наведена ЗС једина нередуцибилна нетривијална ЗС, релација је у НФНК.

4.5 Пета нормална форма

Дефиниција 4.5. Релација је у петој нормалној форми (5НФ) ако и само ако је свака нетривијална зависност спајања логички имплицирана кључевима релације. Зависност спајања је имплицирана кључевима ако и само ако је свака компонента зависности спајања наткључ релације [3].

Декомпозиција: За сваку ЗС $*\{X_1, X_2, \dots, X_m\}$ која нарушава 5НФ, релација R се замењује њеним пројекцијама $R_1, R_2, \dots, R_m$, таквим да важи $R_i = R[X_i]$ за $i = 1, \dots, m$ и $R = R_1 * R_2 * \dots * R_m$.

Релација УЏБЕНИЦИ (табела 2.7) приказује како нетривијална ЗС може довести до нарушавања 5НФ и како се таква релација декомпозицијом може довести у 5НФ.

Пример 4.6. У релацији УЏБЕНИЦИ (табела 2.7) важи ЗС $*\{\{\text{гимназија, предмет}\}, \{\text{гимназија, издавач}\}, \{\text{предмет, издавач}\}\}$.

Ова ЗС је нетривијална, јер ниједна њена компонента не садржи све атрибуте релације. Ако над шемом не постоје друге ФЗ које би одредиле мањи кандидат кључа, кандидат за кључ је $\{\text{гимназија, предмет, издавач}\}$. Пошто ова ЗС није имплицирана тим кандидатом за кључ, она нарушава 5НФ. Због тога се ова релација декомпонује на три релације са атрибутима $\{\text{гимназија, предмет}\}$, $\{\text{гимназија, издавач}\}$ и $\{\text{предмет, издавач}\}$ (табела 2.8). Њиховим природним спајањем добија се полазна релација.

НФЕТ је слабија нормална форма од 5НФ, али је у погледу елиминисања редундантности торки једнако ефикасна као 5НФ. Због тога постоје шеме које су у НФЕТ, али нису у 5НФ, а ипак не садрже редундантне торке у смислу дефиниције НФЕТ.

4.6 Нормална форма домена и кључа

Дефиниција 4.6. Релација је у нормалној форми домена и кључа (НФДК) ако и само ако је свако ограничење које важи над релацијом R логичка последица ограничења домена и ограничења кључева [10].

Услови домена одређују допуштене вредности атрибута, а услови кључа су једине допуштене ФЗ.

Пример 4.7. Нека је дата релација ПЛАТА(ид_радника, ид_сектора, цена_сата) уз следећа ограничења:

- ид_радника је природан број,
- ид_сектора је природан број,
- цена_сата је у распону 450 до 550,
- ид_радника је кључ релације.

Ова релација јесте у НФДК, јер су сва ограничења која у њој важе последица искључиво услова домена атрибута и услова кључа [10].

4.7 Шеста нормална форма

Дефиниција 4.7. Релација је у шестој нормалној форми (6НФ) ако и само ако не задовољава ниједну нетривијалну зависност спајања, тј. ако и само ако не постоји потпуна декомпозиција [11].

У једноставним случајевима заснованим на функционалним зависностима, декомпозиција до 6НФ често доводи до шема које садрже кандидат за кључ и само један додатни атрибут [4].

Пример 4.8. Нека је дата релација ТЕСТ(ид_ученика, име, презиме, бодови).

Релација ТЕСТ није у 6НФ јер постоји нетривијална зависност спајања $*\{\{\text{ид_ученика, име}\}, \{\text{ид_ученика, презиме}\}, \{\text{ид_ученика, бодови}\}\}$ имплицирана кандидатом за кључ $\{\text{ид_ученика}\}$.

Раздвајањем релације на три релације:

- ТЕСТ 1(ид_ученика, име),
- ТЕСТ 2(ид_ученика, презиме),
- ТЕСТ 3(ид_ученика, бодови),

добивају се релације у 6НФ.

Глава 5

Електронска лекција

У оквиру овог рада развијена је електронска лекција која представља допуну теоријског дела рада и омогућава да се појмови функционалних и више-значних зависности, кандидата за кључ, кључних атрибута и декомпозиције релација примене над подацима које студент сам задаје. Не добија се само коначан резултат нормализације, већ могу да се прате и међукораци који су довели до њега.

Електронска лекција, која се састоји од апликације и теоријског дела, реализована је као веб апликација у програмском језику Python, уз коришћење развојног оквира Streamlit [12].

Streamlit је програмски оквир отвореног кода намењен развоју веб апликација у програмском језику Python. Погодан је за израду апликација јер омогућава да се кориснички интерфејс дефинише директно у коду написаном у програмском језику Python, без потребе за коришћењем HTML-а, CSS-а и програмског језика JavaScript. Елементи корисничког интерфејса додају се позивима одговарајућих функција.

Кориснички интерфејс апликације (слика 5.1) је организован тако да су улазни подаци и резултати јасно раздвојени. У левом делу главне странице налазе се поља за задавање релације и зависности, док је десни део намењен приказу резултата нормализације. Оваква организација омогућава да студент на истој страници зада почетне податке и непосредно након покретања поступка прегледа добијене резултате.

ГЛАВА 5. ЕЛЕКТРОНСКА ЛЕКЦИЈА

Aplicacija

Teorija

Napomena:

1NF se ucinima kao početna pretpostavka. Za 4NF višeznačne zavisnosti se unose ekvivalentno.

Primer format:

A, B → C, D

A, B →→ C, D

Normalizacija relacija pri projektovanju baza podataka - elektronska lekcija

Miloš Jovanov 10/4/2025

Ulaz

Naiz relacije:

R

Atributi (odvojeni zarezom):

Tipovi atributa (istim redosledom):

Funkcionalne zavisnosti

A, B → C, D

Višeznačne zavisnosti (opciono)

A →→ B

Prilagođeni nazivi tabela (opciono)

R1=STUDENT
R2=SMER

Pokreni normalizaciju

Rezultat:

Unesi podatke i klikni na "Pokreni normalizaciju".

Teorija normalizacije

Aplicacija

Teorija

Sadržaj

Relacioni model podataka

Funkcionalne zavisnosti

Zatvorenje skupa atributa i kandidati za ključ

Višeznačne zavisnosti

Zavisnosti spajanja

Redundantnost i anomalije

Prva normalna forma

Druga normalna forma

Treća normalna forma

Bojs-Kodova normalna forma

Normalna forma elementarnog ključa

Četvrta normalna forma

Normalna forma esencijalnih torki

Normalna forma bez redundanci

Normalna forma natičjučeva

Peta normalna forma

Normalna forma domenai ključa

Šesta normalna forma

Normalizacija relacija pri projektovanju baza podataka - elektronska lekcija

Miloš Jovanov 10/4/2025

Funkcionalne zavisnosti

Definicija 1.

Neka je R relacija i neka su X i Y neprazni podskupovi skupa atributa relacije R . Skup X funkcionalno određuje skup Y , tj. skup Y funkcionalno zavisi od skupa X (u oznaci $X \rightarrow Y$) ako i samo ako za svaki par torki t_1 i t_2 iz R važi $t_1[X] = t_2[X] \Rightarrow t_1[Y] = t_2[Y]$.

Pojam funkcionalne zavisnosti (FZ) ilustruje se na konkretnom primeru relacije FAKULTET (Tabela 1), koja sadrži podatke o studentima, predmetima i profesorima. Atribut id_s predstavlja jedinstveni identifikator studenta, dok atributi ime i $prezime$ predstavljaju njegovo ime i prezime. Atribut id_p predstavlja identifikator predmeta, a atributi $naziv$, $engb$ i $katedra$ redom označavaju naziv predmeta, broj ESRB bodova koji predmet nosi i katedru kojoj predmet pripada. Atribut $profesor$ sadrži ime i prezime profesora, a atribut $majl$ predstavlja njegovu mejl adresu.

Tabela 1: Relacija FAKULTET

id_s	ime	prezime	id_p	naziv	engb	katedra	profesor	majl
20231123	Petar	Petrović	IS.1	Kriptografija	8	Informatika	Jovana Perić	jovana.peric@matt.rs
20231123	Petar	Petrović	IS.2	Matemsko učenje	8	Informatika	Milica Simić	milica.simic@matt.rs
20232011	Ana	Jovanović	AL.1	Analiza 4	9	Analiza	Dragan Jović	dragan.jovic@matt.rs
20230909	Marko	Marković	AL.1	Analiza 1	20	Analiza	Dragan Jović	dragan.jovic@matt.rs
20230909	Marko	Marković	GS.1	Geometrija 1	6	Geometrija	Nikola Antić	nikola.antic@matt.rs
20241067	Marko	Marković	IS.1	Kriptografija	8	Informatika	Jovana Perić	jovana.peric@matt.rs

Primer 2.

Funkcionalne zavisnosti koje važe u relaciji FAKULTET (Tabela 1) su:

- $\{id_s\} \rightarrow \{ime, prezime\}$
Dve torke koje imaju istu vrednost atributa id_s moraju imati iste vrednosti atributa ime i $prezime$.
- $\{id_p\} \rightarrow \{naziv, engb, katedra\}$
Svako pojavljivanje istog predmeta u relaciji mora imati iste vrednosti atributa sa desne strane FZ.
- $\{naziv\} \rightarrow \{katedra\}$
Dve torke koje imaju isti naziv predmeta moraju imati istu vrednost atributa $katedra$.
- $\{profesor\} \rightarrow \{majl\}$
Profesor ima jednu mejl adresu.

Слика 5.1: Кориснички интерфејс електронске лекције

Апликација подржава нормализацију полазне релације до друге, треће, Бојс-Кодове и четврте нормалне форме. Полазна релација се сматра релацијом у првој нормалној форми, па се провера и трансформација започињу од 2НФ. Приликом нормализације до 2НФ, 3НФ и БКНФ користе се функцио-

налне зависности, док се приликом преласка на 4НФ користе и вишезначне зависности које студент експлицитно задаје. Прелазак у вишу нормалну форму врши се само ако се предложеним декомпозицијама чувају све задате функционалне зависности. Поступак се спроводи постепено, тако да резултат једне фазе представља полазиште за следећу фазу нормализације.

Теоријски део рада обухвата нормалне форме закључно са 6НФ, док је имплементација електронске лекције ограничена на поступак нормализације закључно са 4НФ. Ово ограничење уведено је због сложености аутоматизације виших нормалних форми, посебно због потребе за радом са зависностима спајања, као и због примарног образовног циља апликације. На овај начин теоријски део рада пружа шири преглед нормалних форми, док практични део обухвата оне форме које су реализоване у оквиру развијене електронске лекције.

5.1 Унос података

Да би поступак нормализације могао да се изврши, потребно је најпре описати полазну релациону шему. Студенту је омогућено да зада назив релације, скуп њених атрибута, тип сваког атрибута и зависности које важе над релацијом. Поред ових обавезних података, могуће је унети и вишезначне зависности, које се користе приликом провере и спровођења декомпозиције до 4НФ. Након извршене нормализације приказују се релације настале у појединим корацима декомпозиције, а кориснику је омогућено да добијеним релацијама додели прилагођене називе. Тако се уместо аутоматски генерисаних назива релација, могу користити називи који боље описују податке које те релације садрже.

Назив полазне релације задаје се у посебном пољу. Након тога се уноси листа атрибута релације. Атрибути се задају у једном пољу, међусобно раздвојени зарезима, што омогућава једноставан унос релација различитог броја атрибута. За сваки атрибут задаје се и одговарајући SQL тип. Типови се наводе истим редоследом којим су наведени атрибути, тако да се сваком атрибуту придружује одговарајући тип податка. Подржани су најчешће коришћени нумерички, знаковни, датумски, временски и логички типови.

Функционалне зависности представљају основни улаз за поступак нормализације до 2НФ, 3НФ и БКНФ. Свака функционална зависност задаје се у посебном реду, при чему се јасно раздвајају лева и десна страна зависности. Апликација очекује унос ФЗ у облику $A, B \rightarrow C, D$, где се атрибути на левој и десној страни раздвајају зарезима. Са обе стране зависности може се налазити један или више атрибута. Овакав начин уноса омогућава да се релативно сложени скупови функционалних зависности задају у прегледном облику. За нормализацију до 4НФ студенту је омогућено и задавање вишезначних зависности у формату $A, B \twoheadrightarrow C, D$, где се атрибути на левој и десној страни раздвајају зарезима. Са обе стране зависности може се налазити један или више атрибута. Њихов унос није обавезан, пошто оне не морају постојати у свакој релацији. Уколико се задају, апликација их користи у последњој фази нормализације, након што су претходно размотрени услови нижих нормалних форми.

Поред основних података, студенту је омогућено да накнадно зада и прилагођене називе табела насталих декомпозицијом. Током аутоматског поступка апликација сама формира називе нових релација, а студент може сам да их замени својим називима. Изабрани називи се затим користе приликом приказа резултата, описивања корака декомпозиције и формирања SQL кода. Пре покретања нормализације врши се провера исправности унетих података.

5.2 Поступак нормализације

Полазна релација се најпре третира као релација у 1НФ. За њу се одређују кандидати за кључ на основу унетих функционалних зависности. На основу кандидата за кључ одређује се и скуп кључних атрибута.

Прва фаза трансформације представља нормализацију до 2НФ. За сваку релевантну релацију утврђује се да ли постоји функционална зависност која нарушава услове ове нормалне форме. Када се таква зависност пронађе, релација се декомпонује на мање релације. Новодобијене релације се затим поново анализирају, све док више не постоји потреба за додатном декомпозицијом у оквиру ове фазе. На тај начин резултат није ограничен на једну

декомпозицију, већ поступак може да обухвати више узастопних корака.

Након формирања релација које задовољавају 2НФ, над њима се примењује провера услова 3НФ. Као и у претходној фази, апликација проналази зависности које захтевају даљу декомпозицију и поступно формира нови скуп релација. При томе се за сваку новонасталу релацију поново одређују кандидати за кључ и кључни атрибути.

Следећа фаза је провера Бојс-Кодове нормалне форме. Уколико се утврди потреба за даљом декомпозицијом, формирају се нове релације и поступак се наставља све док се не добије скуп релација за који више није потребна декомпозиција у овој фази.

Последњи ниво нормализације је 4НФ. Ова фаза се разликује од претходних по томе што поред функционалних узима у обзир и експлицитно унете вишезначне зависности. Анализа 4НФ врши се над релацијама добијеним након БКНФ. Уколико постоје одговарајуће нетривијалне вишезначне зависности које захтевају декомпозицију, релација се раздваја, а настале релације настављају да се анализирају.

Важна особина електронске лекције јесте то што су сви наведени нивои повезани у један поступак. Једним покретањем добија се резултат за полазну 1НФ, затим за 2НФ, 3НФ, БКНФ и 4НФ, чиме могу да се упореде различите фазе нормализације.

Имплементирана стратегија нормализације покушава да изврши декомпозицију релације уз очување задатих ФЗ. Приликом избора декомпозиције разматрају се пронађене зависности које нарушавају посматрану нормалну форму, а за сваку предложену декомпозицију проверава се да ли су ФЗ очуване. За даљу обраду бира се прва декомпозиција која задовољава овај услов. Уколико ниједна од разматраних декомпозиција не задовољава услов очувања ФЗ, даља декомпозиција посматране релације у тој фази се не извршава. Због тога апликација не гарантује да ће за сваки улаз произвести декомпозицију у Бојс-Кодовој нормалној форми.

5.2.1 Имплементација апликације

Представљање релација и зависности

Функционална зависност представљена је класом FZ која садржи леву и десну страну зависности, а вишезначна зависност представљена је класом VZ. Релација је представљена класом Relacija која садржи њено име и скуп атрибута. Имплементација ових структура приказана је у Програмерском коду 5.1.

Лева и десна страна зависности чувају се као скупови атрибута. Коришћење скупова је погодно јер се велики део нормализације заснива на операцијама као што су провера припадности, провера да ли је један скуп подскуп другог, унија и разлика скупова. ФЗ која има више атрибута на десној страни раздваја се на више зависности са по једним атрибутом на десној страни.

Програмерски код 5.1: Представљање релација и зависности

```
@dataclass(frozen=True)
class FZ:
    levo: frozenset[str]
    desno: frozenset[str]

@dataclass(frozen=True)
class VZ:
    levo: frozenset[str]
    desno: frozenset[str]

@dataclass
class Relacija:
    ime: str
    atributi: set[str]
```

Одређивање затворења скупа атрибута

Функција `zatvorenje` за задати скуп атрибута X и скуп функционалних зависности одређује затворење X^+ . Имплементација ове функције дата је у Програмерском коду 5.2.

Програмерски код 5.2: Имплементација функције `zatvorenje`

```
def zatvorenje(atributi, FZs, svi_atributi):
    x = set(atributi)
    pojedinačne_FZs = sve_pojedinacne_zavisnosti(FZs)
    promena = True
    while promena:
        promena = False
        for FZ in pojedinačne_FZs:
            if set(FZ.levo).issubset(x):
                d = len(x)
                x.update(FZ.desno)
                if len(x) != d:
                    promena = True
    if svi_atributi is not None:
        x &= set(svi_atributi)
    return x
```

Одређивање кандидата за кључ

Кандидати за кључ одређују се функцијом `kandidati_kljuca`. Алгоритам формира комбинације атрибута релације, а за сваку комбинацију рачуна се њено затворење. Ако је затворење једнако скупу свих атрибута релације, та комбинација представља суперкључ, али кандидат за кључ мора бити минималан. Због тога се комбинације које садрже неки претходно пронађен кандидат за кључ не испитују. Имплементација ове функције дата је у Програмерском коду 5.3.

Програмерски код 5.3: Имплементација функције `kandidati_kljuca`

```
def kandidati_kljuca(atributi, FZs):
    atributi_s = sorted(atributi)
    kk = []
    if zatvorenje(set(), FZs, atributi) == atributi:
        return [set()]
    for r in range(1, len(atributi_s) + 1):
        for kombinacija in combinations(atributi_s, r):
            x = set(kombinacija)
```

```
        if any(k.issubset(x) for k in kk):
            continue
        if zatvorenje(x, FZs, atributi) == atributi:
            kk.append(x)
    return kk
```

Провера нормалних форми

За проверу нормалних форми користе се функције: `FZ_narusava_2nf`, `FZ_narusava_3nf` и `FZ_narusava_bknf`. Свака од њих анализира једну $\Phi\exists$ и проверава да ли она нарушава услове одговарајуће нормалне форме. За проверу $4Н\Phi$ користе се експлицитно унете ВЗ. Функција `netrivijalna_VZ` проверава да ли је посматрана ВЗ нетривијална, након чега се она може користити као основа за декомпозицију.

Имплементација функције `FZ_narusava_bknf` дата је у Програмерском коду 5.4.

Програмерски код 5.4: Имплементација функције `FZ_narusava_bknf`

```
def FZ_narusava_bknf(FZ, atributi, FZs):
    levo = set(FZ.levo)
    desno = next(iter(FZ.desno))
    if desno in levo:
        return False
    if superkljuc(levo, atributi, FZs):
        return False
    return desno in zatvorenje(levo, FZs, atributi)
```

Избор функционалне зависности за обраду

У релацији може постојати више функционалних зависности које нарушавају посматрану нормалну форму. Најпре се одређују сва нарушавања помоћу функција `sva_narusavanja_2nf`, `sva_narusavanja_3nf` и `sva_narusavanja_bknf`.

Добијена нарушавања разматрају се редом. За свако од њих одређује се могућа декомпозиција текуће релације, након чега се проверава да ли би

се таквом декомпозицијом очувале функционалне зависности. За даљу обраду бира се прво нарушавање чија декомпозиција задовољава услов очувања функционалних зависности. Уколико декомпозиција по посматраној зависности не чува функционалне зависности, она се не извршава и разматра се следеће пронађено нарушавање. Имплементација функције `sva_narusavanja_bknf` дата је у Програмерском коду 5.5.

Програмерски код 5.5: Имплементација функције `sva_narusavanja_bknf`

```
def sva_narusavanja_bknf(atributi, FZs):
    rezultat = []
    vidjeno = set()
    for FZ in filtriranje_FZ(atributi, FZs):
        if FZ_narusava_bknf(FZ, atributi, FZs):
            levo = set(FZ.levo)
            desno = grupisanje_desne_po_levoj(levo, atributi, FZs)
            dodaj_narusavanje(rezultat, vidjeno, levo, desno)
    return rezultat
```

Декомпозиција релације

Након избора зависности која нарушава посматрану нормалну форму врши се декомпозиција релације. За функционалне зависности користи се функција `dekompozicija_FZ`. За декомпозицију на основу ВЗ користи се функција `dekompozicija_VZ`. Имплементација функције `dekompozicija_FZ` дата је у Програмерском коду 5.6.

Програмерски код 5.6: Имплементација функције `dekompozicija_FZ`

```
def dekompozicija_FZ(atributi, levo, FZs):
    z = zatvorenje(levo, FZs, atributi)
    r1 = set(z)
    r2 = (set(atributi) - (r1 - set(levo))) | set(levo)
    return r1, r2
```

Организација поступка нормализације

Целокупан поступак организован је кроз функције: `normalizacija_do_2nf`, `normalizacija_do_3nf`, `normalizacija_do_bknf` и `normalizacija_do_4nf`.

У свакој фази нормализације постоји листа релација. Из листе се узима једна релација и за њу се тражи прво нарушавање тренутне нормалне форме. Ако нарушавања нема, релација се додаје у резултат те фазе. Ако нарушавање постоји, релација се декомпонује на две нове релације, које се затим поново додају на листу за обраду. Поступак се понавља све док више нема релација које треба проверити.

Приликом избора декомпозиције врши се провера очувања ФЗ. Функцијом `proveri_ocuvanje_FZ` проверава се да ли се након предложене декомпозиције могу извести све полазне ФЗ. Ако би декомпозиција довела до губитка неке од њих, она се не извршава. Провера потпуности, тј. безгубитности декомпозиције, није имплементирана. Потпуна декомпозиција представља теоријско својство поступка декомпозиције и не треба је поистовећивати са очувањем функционалних зависности.

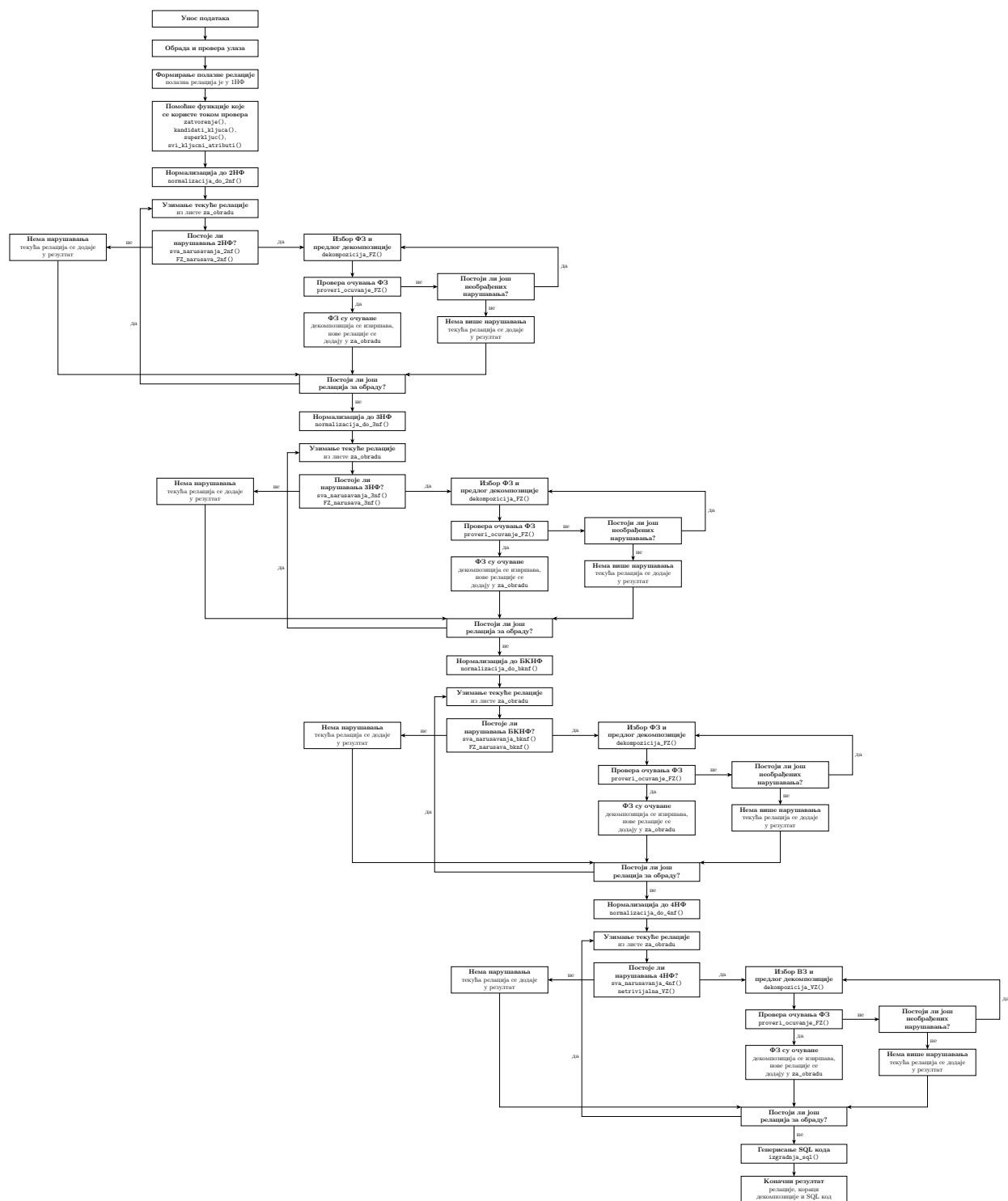
На слици 5.2 је приказан дијаграм тока обраде апликације.

Сложеност и ограничења

Један од рачунски захтевнијих делова имплементације јесте одређивање свих кандидата за кључ. Функција `kandidati_kljusa` формира комбинације атрибута различитих дужина и за сваку од њих, уколико не садржи већ пронађени кандидат за кључ, израчунава затворење. У најнеповољнијем случају потребно је размотрити велики број подскупова скупа атрибута. Скуп од n атрибута има 2^n подскупова, па одређивање свих кандидата за кључ може имати експоненцијалну временску сложеност у односу на број атрибута. Због тога је имплементирани приступ првенствено намењен релацијама са мањим и умереним бројем атрибута, што одговара образовној намени електронске лекције.

Код вишезначних зависности апликација користи зависности које је корисник експлицитно задао на улазу. Приликом обраде проверава се да ли је унета вишезначна зависност нетривијална у посматраној релацији и на основу таквих зависности разматра се декомпозиција у фази нормализације до 4НФ. Имплементација не садржи општи поступак за аутоматско извођење комплет-

ГЛАВА 5. ЭЛЕКТРОНСКА ЛЕКЦИЈА



Слика 5.2: Дијаграм тока обраде апликације

ног затворења скупа вишезначних зависности, већ се ослања на зависности задате као улаз.

На резултат поступка може утицати и редослед разматрања нарушених зависности. Уколико постоји више зависности које нарушавају исту нормалну форму, оне се разматрају редом, а бира се прва декомпозиција која задовољава постављене услове, укључујући очување функционалних зависности. Због тога различит редослед избора може довести до различитог скупа декомпонованих релација. Добијени резултат треба посматрати као резултат конкретне имплементираних стратегије, а не као јединствено решење поступка нормализације.

5.2.2 Тестирање имплементације

Након имплементације алгоритама извршено је тестирање најважнијих делова апликације. Циљ тестирања је био да се провери да ли имплементираних функције дају резултате који су у складу са теоријским поступцима и примерима приказаним у претходним поглављима. Посебно су тестиране функције за одређивање затворења скупа атрибута и кандидата за кључ, препознавање нарушавања 2НФ, 3НФ, БКНФ и 4НФ, декомпозицију релација и проверу очувања функционалних зависности. Додатно, проверени су и посебни случајеви: постојање више кандидата за кључ, релација која већ задовољава посматране нормалне форме и случај у коме се декомпозиција не извршава зато што би довела до губитка ФЗ. За сваки тест наведени су улазни подаци, очекивани резултат, резултат добијен извршавањем апликације и закључак.

Тест 1 - Затворење скупа атрибута

Улаз: Релација $R(A, B, C, D, E)$ и ФЗ $A \rightarrow BC$, $C \rightarrow D$ и $BD \rightarrow E$.
Одређује се $\{A\}^+$. Улаз је исти као у примеру 2.4.

Очекивани резултат: $\{A\}^+ = \{A, B, C, D, E\}$.

Резултат апликације: Функција `zatvorenje()` враћа скуп $\{A, B, C, D, E\}$.

Закључак: Добијени резултат је једнак очекиваном.

Тест 2 - Одређивање кандидата за кључ

Улаз: Релација $R(A, B, C)$ и ФЗ $AB \rightarrow C$.

Очекивани резултат: Једини кандидат за кључ је $\{A, B\}$, јер његово затворење обухвата све атрибуте релације, док ниједан његов прави подскуп нема то својство.

Резултат апликације: Функција `kandidati_kljuca()` враћа $\{A, B\}$.

Закључак: Добијени резултат је једнак очекиваном.

Тест 3 - Нормализација до 2НФ

Улаз: Релација ФАКУЛТЕТ из примера 3.1 са ФЗ:

ФЗ 1: $\{\text{ид_с}\} \rightarrow \{\text{име, презиме}\}$,

ФЗ 2: $\{\text{ид_п}\} \rightarrow \{\text{назив, еспб, катедра}\}$,

ФЗ 3: $\{\text{назив}\} \rightarrow \{\text{катедра}\}$,

ФЗ 4: $\{\text{професор}\} \rightarrow \{\text{мејл}\}$ и

ФЗ 5: $\{\text{мејл}\} \rightarrow \{\text{професор}\}$.

Очекивани резултат: На основу ФЗ 1 и ФЗ 2 очекује се декомпозиција на релације са атрибутима $\{\text{ид_с, име, презиме}\}$, $\{\text{ид_п, назив, еспб, катедра}\}$ и $\{\text{ид_с, ид_п, професор, мејл}\}$.

Резултат апликације: Функција `normalizacija_do_2nf()` формира три релације са горе наведеним скуповима атрибута и након декомпозиције функција за проверу нормалне форме потврђује да све добијене релације задовољавају 2НФ.

Закључак: Резултат одговара решењу из примера 3.1.

Тест 4 - Нормализација до 3НФ

Улаз: Релације са атрибутима $\{\text{ид_с, име, презиме}\}$, $\{\text{ид_п, назив, еспб, катедра}\}$ и $\{\text{ид_с, ид_п, професор, мејл}\}$ са ФЗ:

ФЗ 1: $\{\text{ид_с}\} \rightarrow \{\text{име, презиме}\}$,

ФЗ 2: $\{\text{ид_п}\} \rightarrow \{\text{назив, еспб, катедра}\}$,

ФЗ 3: $\{\text{назив}\} \rightarrow \{\text{катедра}\}$,

ФЗ 4: $\{\text{професор}\} \rightarrow \{\text{мејл}\}$ и

ФЗ 5: $\{\text{мејл}\} \rightarrow \{\text{професор}\}$.

Очекивани резултат: На основу ФЗ 3 релација која садржи атрибуте $\{\text{ид_п, назив, еспб, катедра}\}$ треба да се декомпонује на релације са атрибутима $\{\text{назив, катедра}\}$ и $\{\text{ид_п, назив, еспб}\}$. Остале релације остају непромењене.

Резултат апликације: Функција `normalizacija_do_3nf()` даје релације са атрибутима $\{\text{ид_с, име, презиме}\}$, $\{\text{назив, катедра}\}$, $\{\text{ид_п, назив, еспб}\}$ и $\{\text{ид_с, ид_п, професор, мејл}\}$, а провера показује да све добијене релације задовољавају 3НФ.

Закључак: Резултат одговара решењу из примера 3.3.

Тест 5 - Нормализација до БКНФ

Улаз: Релације са атрибутима $\{\text{ид_с, име, презиме}\}$, $\{\text{назив, катедра}\}$, $\{\text{ид_п, назив, еспб}\}$ и $\{\text{ид_с, ид_п, професор, мејл}\}$ са ФЗ:

ФЗ 1: $\{\text{ид_с}\} \rightarrow \{\text{име, презиме}\}$,

ФЗ 2: $\{\text{ид_п}\} \rightarrow \{\text{назив, еспб, катедра}\}$,

ФЗ 3: $\{\text{назив}\} \rightarrow \{\text{катедра}\}$,

ФЗ 4: $\{\text{професор}\} \rightarrow \{\text{мејл}\}$ и

ФЗ 5: $\{\text{мејл}\} \rightarrow \{\text{професор}\}$.

Очекивани резултат: На основу ФЗ 4 и ФЗ 5 релација са атрибутима $\{\text{ид_с, ид_п, професор, мејл}\}$ се декомпонује на релације са атрибутима $\{\text{професор, мејл}\}$ и $\{\text{ид_с, ид_п, професор}\}$.

Резултат апликације: Функција `normalizacija_do_bknf()` формира релације са атрибутима $\{\text{ид_с, име, презиме}\}$, $\{\text{назив, катедра}\}$, $\{\text{ид_п, назив, еспб}\}$, $\{\text{професор, мејл}\}$ и $\{\text{ид_с, ид_п, професор}\}$, а провера показује да све добијене релације задовољавају БКНФ.

Закључак: Резултат одговара решењу из примера 3.5.

Тест 6 - Декомпозиција релације

Улаз: Релација ФАКУЛТЕТ из примера 3.1 и ФЗ $\{\text{ид_с}\} \rightarrow \{\text{име, презиме}\}$.

Очекивани резултат: Декомпозицијом се добијају релације са атрибутима $\{\text{ид_с, име, презиме}\}$ и $\{\text{ид_с, ид_п, назив, еспб, катедра, професор, мејл}\}$.

Резултат апликације: Функција `dekompozicija_FZ()` враћа релације са истим скуповима атрибута.

Закључак: Поступак декомпозиције даје очекивани резултат.

Тест 7 - Очување функционалних зависности

Улаз: Релације са атрибутима {ид_с, име, презиме}, {назив, катедра}, {ид_п, назив, еспб}, {професор, мејл} и {ид_с, ид_п, професор} и скуп ФЗ:

ФЗ 1: {ид_с} $\rightarrow$ {име, презиме},

ФЗ 2: {ид_п} $\rightarrow$ {назив, еспб, катедра},

ФЗ 3: {назив} $\rightarrow$ {катедра},

ФЗ 4: {професор} $\rightarrow$ {мејл} и

ФЗ 5: {мејл} $\rightarrow$ {професор}.

Очекивани резултат: Ниједна ФЗ није изгубљена декомпозицијом.

Резултат апликације: Функција `proveri_oscuvanje_FZ()` враћа вредност `True`, а листа изгубљених зависности је празна.

Закључак: Функционалне зависности су очуване.

Тест 8 - 4НФ и вишезначне зависности

Улаз: Релација ПРЕДМЕТИ са атрибутима {гимназија, страни_језик, изборни_предмет} и ВЗ {гимназија} $\rightarrow$ $\rightarrow$ {страни_језик} и {гимназија} $\rightarrow$ $\rightarrow$ {изборни_предмет}.

Очекивани резултат: Врши се декомпозиција на релације са атрибутима {гимназија, страни_језик} и {гимназија, изборни_предмет}.

Резултат апликације: Функција `normalizacija_do_4nf()` формира релације са истим скуповима атрибута. Након декомпозиције обе релације задовољавају 4НФ.

Закључак: Резултат одговара решењу из примера 2.8.

Тест 9 - Више кандидата за кључ

Улаз: Релација $R(A, B, C, D, E)$ из примера 2.6 са ФЗ $A \rightarrow B$, $B \rightarrow A$, $C \rightarrow D$, $D \rightarrow C$ и $AC \rightarrow E$.

Очекивани резултат: Кандидати за кључ су {A, C}, {A, D}, {B, C} и {B, D}.

Резултат апликације: Функција `kandidati_kljusa()` враћа сва четири наведена кандидата за кључ.

Закључак: Имплементација исправно обрађује случај у коме релација има више кандидата за кључ.

Тест 10 - Релација која је већ у нормалној форми

Улаз: Релација $R(A, B, C)$ са ФЗ $AB \rightarrow C$.

Очекивани резултат: AB је кандидат за кључ, па ФЗ $AB \rightarrow C$ не нарушава ни 2НФ, ни 3НФ, ни БКНФ. Пошто нису задате вишезначне зависности, не постоји ни нарушавање 4НФ. Не очекује се декомпозиција релације.

Резултат апликације: У 2НФ, 3НФ, БКНФ и 4НФ резултат остаје релација $R(A, B, C)$, а листе корака декомпозиције су празне.

Закључак: Апликација исправно препознаје да је релација већ у одговарајућој нормалној форми, па не врши декомпозицију.

Тест 11 - Случај када поступак не може да настави

Улаз: Релација $R(A, B, C)$ са ФЗ $AB \rightarrow C$ и $C \rightarrow B$. Кандидати за кључ су $\{A, B\}$ и $\{A, C\}$. Релација задовољава 3НФ, али зависност $C \rightarrow B$ нарушава БКНФ јер C није наткључ.

Очекивани резултат: Декомпозиција по зависности $C \rightarrow B$ дала би релације $R_1(B, C)$ и $R_2(A, C)$, али би се тиме изгубила ФЗ $AB \rightarrow C$, па се не врши декомпозиција.

Резултат апликације: Функција `proveri_oscuvanje_FZ()` утврђује да би ФЗ $AB \rightarrow C$ била изгубљена. Због тога `normalizacija_do_bknf()` задржава полазну релацију и обавештава да декомпозиција није извршена због губитка ФЗ.

Закључак: Апликација не извршава декомпозицију ако би њоме било нарушено очување функционалних зависности.

Преглед резултата тестирања

У свим тестовима добијени резултат је упоређен са унапред одређеним очекиваним резултатом. Првих десет тестова потврђују исправност израчунавања и декомпозиције у стандардним и посебним случајевима, док последњи тест потврђује исправно понашање апликације у ситуацији у којој захтев за очувањем ФЗ спречава даљу декомпозицију. Сажет преглед резултата тестирања дат је у табели 5.1.

ГЛАВА 5. ЕЛЕКТРОНСКА ЛЕКЦИЈА

Табела 5.1: Преглед резултата тестирања

Тест	Улаз	Очекивани резултат	Резултат апликације
1	$R(A, B, C, D, E)$ и ФЗ: $A \rightarrow BC, C \rightarrow D, BD \rightarrow E$	$\{A\}^+ = \{A, B, C, D, E\}$	$\{A, B, C, D, E\}$
2	$R(A, B, C)$ и ФЗ $AB \rightarrow C$	Кандидат за кључ је $\{A, B\}$	Добијен је кандидат за кључ $\{A, B\}$
3	Релација ФАКУЛТЕТ из примера 3.1 са ФЗ: $\{\text{ид_с}\} \rightarrow \{\text{име, презиме}\},$ $\{\text{ид_п}\} \rightarrow \{\text{назив, еспб, катедра}\},$ $\{\text{назив}\} \rightarrow \{\text{катедра}\},$ $\{\text{професор}\} \rightarrow \{\text{мејл}\},$ $\{\text{мејл}\} \rightarrow \{\text{професор}\}$	$\{\text{ид_с, име, презиме}\},$ $\{\text{ид_п, назив, еспб, катедра}\},$ $\{\text{ид_с, ид_п, професор, мејл}\}$	$\{\text{ид_с, име, презиме}\},$ $\{\text{ид_п, назив, еспб, катедра}\},$ $\{\text{ид_с, ид_п, професор, мејл}\}$
4	Релације са атрибутима: $\{\text{ид_с, име, презиме}\},$ $\{\text{ид_п, назив, еспб, катедра}\},$ $\{\text{ид_с, ид_п, професор, мејл}\}$ и ФЗ: $\{\text{ид_с}\} \rightarrow \{\text{име, презиме}\},$ $\{\text{ид_п}\} \rightarrow \{\text{назив, еспб, катедра}\},$ $\{\text{назив}\} \rightarrow \{\text{катедра}\},$ $\{\text{професор}\} \rightarrow \{\text{мејл}\},$ $\{\text{мејл}\} \rightarrow \{\text{професор}\}$	$\{\text{ид_с, име, презиме}\},$ $\{\text{назив, катедра}\},$ $\{\text{ид_п, назив, еспб}\},$ $\{\text{ид_с, ид_п, професор, мејл}\}$	$\{\text{ид_с, име, презиме}\},$ $\{\text{назив, катедра}\},$ $\{\text{ид_п, назив, еспб}\},$ $\{\text{ид_с, ид_п, професор, мејл}\}$
5	Релације са атрибутима: $\{\text{ид_с, име, презиме}\},$ $\{\text{назив, катедра}\},$ $\{\text{ид_п, назив, еспб}\},$ $\{\text{ид_с, ид_п, професор, мејл}\}$ и ФЗ: $\{\text{ид_с}\} \rightarrow \{\text{име, презиме}\},$ $\{\text{ид_п}\} \rightarrow \{\text{назив, еспб, катедра}\},$ $\{\text{назив}\} \rightarrow \{\text{катедра}\},$ $\{\text{професор}\} \rightarrow \{\text{мејл}\},$ $\{\text{мејл}\} \rightarrow \{\text{професор}\}$	$\{\text{ид_с, име, презиме}\},$ $\{\text{назив, катедра}\},$ $\{\text{ид_п, назив, еспб}\},$ $\{\text{професор, мејл}\},$ $\{\text{ид_с, ид_п, професор}\}$	$\{\text{ид_с, име, презиме}\},$ $\{\text{назив, катедра}\},$ $\{\text{ид_п, назив, еспб}\},$ $\{\text{професор, мејл}\},$ $\{\text{ид_с, ид_п, професор}\}$
6	Релација ФАКУЛТЕТ из примера 3.1 са ФЗ $\{\text{ид_с}\} \rightarrow \{\text{име, презиме}\}$	$\{\text{ид_с, име, презиме}\},$ $\{\text{ид_с, ид_п, назив, еспб, катедра, професор, мејл}\}$	$\{\text{ид_с, име, презиме}\},$ $\{\text{ид_с, ид_п, назив, еспб, катедра, професор, мејл}\}$
7	Релације са атрибутима: $\{\text{ид_с, име, презиме}\},$ $\{\text{назив, катедра}\},$ $\{\text{ид_п, назив, еспб}\},$ $\{\text{професор, мејл}\},$ $\{\text{ид_с, ид_п, професор}\}$	Све полазне функционалне зависности су очуване	True, тј. све полазне функционалне зависности су очуване
8	Релација ПРЕДМЕТИ из примера 2.8 и ВЗ: $\{\text{гимназија}\} \rightarrow \rightarrow \{\text{страни_језик}\},$ $\{\text{гимназија}\} \rightarrow \rightarrow$ $\{\text{изборни_предмет}\}$	$\{\text{гимназија, страни_језик}\},$ $\{\text{гимназија, изборни_предмет}\}$	$\{\text{гимназија, страни_језик}\},$ $\{\text{гимназија, изборни_предмет}\}$
9	$R(A, B, C, D, E)$ и ФЗ: $A \rightarrow B,$ $B \rightarrow A, C \rightarrow D, D \rightarrow C, AC \rightarrow E$	$\{A, C\}, \{A, D\}, \{B, C\}, \{B, D\}$	$\{A, C\}, \{A, D\}, \{B, C\}, \{B, D\}$
10	$R(A, B, C)$ и ФЗ $AB \rightarrow C$	Релација се не декомонује	Релација остаје непромењена у 2НФ, 3НФ, БКНФ и 4НФ
11	$R(A, B, C)$ и ФЗ: $AB \rightarrow C, C \rightarrow B$	БКНФ декомпозиција се не извршава јер би се изгубила ФЗ $AB \rightarrow C$	Декомпозиција није извршена јер би се изгубила ФЗ $AB \rightarrow C$

5.3 Приказ резултата

Резултати су организовани тако да корисник исте податке може да посматра на више начина. Након успешно извршене нормализације, у горњем делу резултата приказује се број релација добијених на сваком нивоу од 1НФ до 4НФ. Овај кратак преглед омогућава да се одмах уочи у којим фазама је дошло до декомпозиције и како се број релација мењао током поступка.

Детаљни резултати подељени су у три целине: текстуални извештај, визуелни приказ и SQL код. На тај начин може да се изабере приказ који највише одговара тренутној намени електронске лекције.

5.3.1 Текстуални извештај

Текстуални извештај (слика 5.3) представља најдетаљнији приказ поступка нормализације. На почетку извештаја приказују се полазна релација, њени атрибути и типови атрибута и унете функционалне и вишезначне зависности. Након тога се засебно приказује свака фаза нормализације.

The screenshot shows a web application titled "Normalizacija relacija" running on localhost:8501. The main heading is "Normalizacija relacija pri projektovanju baza podataka - elektronska lekcija". The interface is divided into several sections:

- Ulaz (Input):**
 - Naziv relacije:** FAKULTET
 - Attribute (odvojeni zarezom):** id_s, ime, prezime, id_p, naziv, espb, katedra, profesor, mej
 - Tipovi atributa (istim redosledom):** INT, CHAR(15), CHAR(15), INT, CHAR(50), INT, CHAR(30), CHAR(40), CHAR(50)
 - Funkcionalne zavisnosti:** id_s → ime, prezime; id_p → naziv, espb, katedra; naziv → katedra; profesor → mej; mej → profesor
 - Višeznačne zavisnosti (opciono):** A → B
 - Prigodeni nazivi tabela (opciono):** R1=STUDENT, R2=NAJER
- Rezultat (Result):**
 - A table showing the number of relations at each normal form level: 1NF: 1, 2NF: 3, 3NF: 4, 4NF: 5.
 - Buttons: Tekstualni izveštaj, Vizuelni prikaz, SQL kod.
 - Buttons: Preuzmi izveštaj (u .txt fajlu), Izveštaj.
- Izveštaj (Report):**
 - NORMALIZACIJA RELACIJE:**
 - FAKULTET = { espb, id_p, id_s, ime, katedra, mej, naziv, prezime, profesor }**
 - Atributi i tipovi:**
 - id_s: INT
 - ime: CHAR(15)
 - prezime: CHAR(15)
 - id_p: INT
 - naziv: CHAR(50)
 - espb: INT
 - katedra: CHAR(30)
 - profesor: CHAR(40)
 - mej: CHAR(50)
 - Funkcionalne zavisnosti:**
 - F21: { id_s } → { ime, prezime }
 - F22: { id_p } → { espb, katedra, naziv }
 - F23: { naziv } → { katedra }
 - F24: { profesor } → { mej }
 - F25: { mej } → { profesor }
 - Višeznačne zavisnosti (za 4NF):** nema

Слика 5.3: Текстуални извештај за релацију ФАКУЛТЕТ (табела 2.1)

За полазну релацију и за релације добијене у наредним фазама приказују се њихови атрибути, кандидати за кључ и кључни атрибути. За сваку нормалну форму приказују се кораци декомпозиције. За сваки корак наведена је зависност која је условила декомпозицију, релација над којом се поступак врши и релације које су том декомпозицијом настале. Текстуални извештај се може прегледати директно у апликацији, али је омогућено и његово преузимање у текстуалној датотеци.

5.3.2 Визуелни приказ

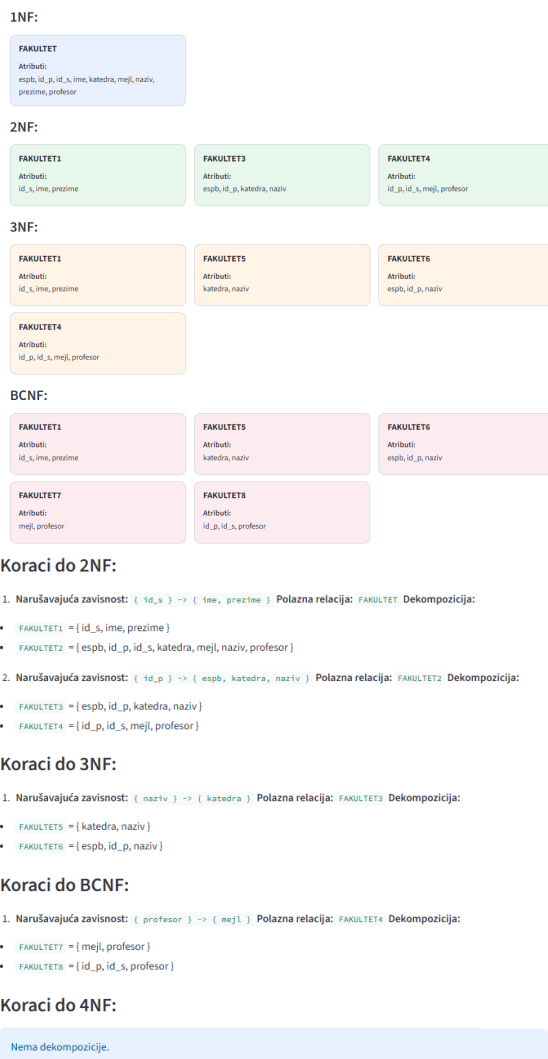
За сваки ниво нормализације приказују се називи релација са припадајућим атрибутима. Резултати 1НФ, 2НФ, 3НФ, БКНФ и 4НФ међусобно су раздвојени, што омогућава лако поређење структуре релација у различитим фазама.

Након приказа самих релација следи визуелно организован списак корака декомпозиције (слика 5.4). За сваки корак приказује се зависност која је довела до промене, назив полазне релације и скуп релација добијених декомпозицијом. Овај приказ је краћи од потпуног текстуалног извештаја и погодан је када корисник жели брзо да сагледа ток нормализације.

5.3.3 Генерисање SQL кода

SQL код (слика 5.5) се генерише на основу релација добијених након завршетка нормализације до 4НФ и типова атрибута који су задати приликом уноса полазне релације. За сваку коначну релацију формира се **CREATE TABLE** наредба са одговарајућим атрибутима и њиховим типовима. За сваку добијену релацију одређују се кандидати за кључ. Уколико постоји више кандидата, за примарни кључ се бира кандидат са најмањим бројем атрибута, а у случају више кандидата исте дужине избор се врши према лексикографском редоследу атрибута.

Приликом одређивања могућих страних кључева посматрају се примарни кључеви осталих добијених релација. Ако су сви атрибути примарног кључа једне релације садржани у скупу атрибута друге релације, апликација тај скуп атрибута у другој релацији третира као могући страни кључ и генерише одговарајућу **FOREIGN KEY** декларацију која референцира примарни кључ прве релације.



Слика 5.4: Визуелни приказ за релацију ФАКУЛТЕТ (табела 2.1)

Генерисани SQL представља аутоматски формиран основни предлог структуре базе података на основу резултата нормализације. Добијене примарне и стране кључеве треба посматрати као предлог који произлази из ФЗ и структуре добијених релација, а не као потпуно аутоматизован поступак пројектовања продукционе базе података. За коначно одређивање веза између табела могу бити потребне и додатне информације о семантици података које нису садржане у задатом скупу ФЗ.

```
CREATE TABLE FAKULTET1 (  
    id_s INT,  
    ime CHAR(15),  
    prezime CHAR(15),  
    PRIMARY KEY (id_s)  
);  
  
CREATE TABLE FAKULTET5 (  
    katedra CHAR(30),  
    naziv CHAR(50),  
    PRIMARY KEY (naziv)  
);  
  
CREATE TABLE FAKULTET6 (  
    espb INT,  
    id_p INT,  
    naziv CHAR(50),  
    PRIMARY KEY (id_p),  
    FOREIGN KEY FK_FAKULTET6_FAKULTET5 (naziv) REFERENCES FAKULTET5 (naziv)  
);  
  
CREATE TABLE FAKULTET7 (  
    mejl CHAR(50),  
    profesor CHAR(40),  
    PRIMARY KEY (mejl)  
);  
  
CREATE TABLE FAKULTET8 (  
    id_p INT,  
    id_s INT,  
    profesor CHAR(40),  
    PRIMARY KEY (id_p, id_s, profesor),  
    FOREIGN KEY FK_FAKULTET8_FAKULTET1 (id_s) REFERENCES FAKULTET1 (id_s),  
    FOREIGN KEY FK_FAKULTET8_FAKULTET6 (id_p) REFERENCES FAKULTET6 (id_p)  
);
```

Слика 5.5: Генерисање SQL кода за релацију ФАКУЛТЕТ (табела 2.1)

Употреба алата заснованих на вештачкој интелигенцији

Током израде овог рада коришћен је ChatGPT као помоћни алат, пре свега приликом прилагођавања и конвертовања делова текста написаних у L^AT_EX-у за потребе електронске лекције. Добијени предлози су додатно проверавани, кориговани и прилагођавани садржају и структури рада.

Глава 6

Закључак

Циљ рада је био да се теоријски појмови из области нормализације представе на систематичан и разумљив начин, уз одговарајуће примере који омогућавају лакше праћење поступка. Посебна пажња посвећена је повезивању формалних дефиниција са конкретним релацијама и поступцима њихове декомпозиције. На тај начин могуће је видети због чега одређена релација не задовољава услове неке нормалне форме, које зависности доводе до њеног нарушавања и на који начин се релација може декомпоновати.

Практични резултат рада је електронска лекција која обједињује теоријски део и апликацију за анализу и нормализацију релационих шема. У апликацији су имплементирани поступци за одређивање затворења скупа атрибута и кандидата за кључ, проверу нарушавања 2НФ, 3НФ, БКНФ и 4НФ, као и поступно декомпоновање релација. Студенту су приказани међукораци поступка, зависности које доводе до декомпозиције и релације добијене у свакој фази. Поред текстуалног и визуелног приказа резултата, омогућено је и генерисање SQL кода за добијене релације.

Приликом избора декомпозиције имплементација проверава очување задатих ФЗ. Уколико постоји више нарушавања посматране нормалне форме, разматрају се могуће декомпозиције и бира се прва која задовољава постављени услов очувања ФЗ. Због тога добијени резултат представља резултат конкретне имплементиране стратегије и не мора бити јединствено могуће решење нормализације. Такође, апликација не гарантује да ће за сваки улаз бити могуће извршити декомпозицију до БКНФ уз очување свих задатих ФЗ.

Исправност имплементираних поступака проверена је тестовима који обухватају одређивање затворења скупа атрибута и кандидата за кључ, укључујући случајеве са више кандидата за кључ, проверу и декомпозицију до 2НФ, 3НФ и БКНФ, очување функционалних зависности, обраду вишезначних зависности и 4НФ, као и случај релације која већ задовољава посматрану нормалну форму. Посебно је проверен и случај у коме нарушавање нормалне форме постоји, али се предложена декомпозиција не извршава јер би довела до губитка функционалне зависности. Резултати тестирања показали су да имплементација на коришћеним примерима даје очекиване резултате и да исправно препознаје случајеве у којима се декомпозиција не може наставити према дефинисаној стратегији.

Имплементирани приступ има и одређена ограничења. Одређивање свих кандидата за кључ може захтевати испитивање великог броја подскупова скупа атрибута, па сложеност поступка у најнеповољнијем случају расте експоненцијално са бројем атрибута. Код вишезначних зависности апликација се ослања на зависности које корисник експлицитно задаје и не изводи њихово потпуно затворење. Поред тога, редослед разматрања нарушених зависности може утицати на коначан скуп добијених релација. Ова ограничења су прихватљива имајући у виду првенствено образовну намену развијене апликације и рад са релацијама мањег и умереног броја атрибута.

Теоријски део рада обухвата нормалне форме закључно са 6НФ, док је имплементација ограничена на поступак нормализације закључно са 4НФ. Један од могућих праваца даљег развоја јесте проширење апликације подршком за више нормалне форме, пре свега 5НФ и зависности спајања. Додатна унапређења могла би да обухвате ефикасније поступке за рад са већим бројем атрибута и проверу потпуности, односно безгубитности декомпозиције. Корисно би било и спровести евалуацију електронске лекције са студентима, како би се испитала њена употребљивост и допринос разумевању поступка нормализације.

Електронска лекција се може користити као подршка при самосталном учењу и провери решења задатака из области нормализације релационих база података.

Библиографија

- [1] Edgar Frank Codd. *Further Normalization of the Data Base Relational Model*. IBM Research Report RJ909, San Jose, California, 1971.
- [2] Toby Teorey, Sam Lightstone and Tom Nadeau. *Database Modeling & Design: Logical Design*. 4th edition, Morgan Kaufmann Publishers, San Francisco, CA, USA, 2006.
- [3] Саша Малков. *Пројектовање база података*, 2024. Материјали са предавања.
- [4] Саша Малков. *Увод у релационе базе података*, 2023. Материјали са предавања.
- [5] Мирјана Маљковић и Ивана Танасијевић. *Релационе базе података*, 2023. Скрипта за школску 2023/2024. годину.
- [6] Гордана Павловић Лажетић. *Увод у релационе базе података*, 1999. on-line at: <https://poincare.matf.bg.ac.rs/~gordana/FINALE.pdf>, Приступљено: август 2026.
- [7] Василије Тодоровић, Анђела Дамњановић и Александар Стефановић. *Пројектовање база података*, 2025. Материјали са вежби.
- [8] Carlo Zaniolo. *A New Normal Form for the Design of Relational Database Schemata*. ACM Transactions on Database Systems, 7(3), 489–499, 1982. on-line at: <https://doi.org/10.1145/319732.319749>, Приступљено: август 2026.
- [9] Hugh Darwen, Christopher John Date and Ronald Fagin. *A Normal Form for Preventing Redundant Tuples in Relational Databases*. In Proceedings of the 15th International Conference on Database Theory (ICDT '12). Association

- for Computing Machinery, New York, NY, USA, 114–126, 2012. on-line at: <https://doi.org/10.1145/2274576.2274589>, Приступљено: август 2026.
- [10] Ronald Fagin. *A Normal Form for Relational Databases That Is Based on Domains and Keys*. ACM Trans. Database Syst. 6, 3, 387–415, 1981. on-line at: <https://doi.org/10.1145/319587.319592>, Приступљено: август 2026.
- [11] Christopher John Date. *Database Design & Relational Theory: Normal Forms & All That Jazz*. O'Reilly Media, Sebastopol, CA, USA, 2012.
- [12] *Streamlit Documentation*. on-line at: <https://docs.streamlit.io/>, Приступљено: август 2026.

Биографија аутора

Милош Јованов је рођен 22. јуна 2001. године у Београду. Завршио је основну школу „20. октобар” на Новом Београду, а затим је 2016. године уписао Девету гимназију „Михаило Петровић Алас”, природно-математички смер. Године 2020. уписао је Математички факултет Универзитета у Београду, где је стекао основна академска знања на модулу „Рачунарство и информатика”. Дипломирао је 2025. године и исте године уписао мастер академске студије на модулу „Математика и рачунарство” на истом факултету.