Теоретски проект по Напредни бази на податоци

Високи нормални форми, 4-та и 5-та

Димитриј Мијоски

Факултет за информатички науки и компјутерско инженерство, УКИМ, Скопје

Индекс 111132, имејл: [mijoski.dimitrij@students.finki.ukim.mk](mailto:mijoski.dimitrij@students.finki.ukim.mk)

**Резиме.** За овој проект ќе ги дефинираме и опишеме 4-та нормална форма и 5-та нормална форма. Заедно со нив и ќе ги дефинираме и опишеме на информативен, а потоа и формален начин повеќевредносни зависности, потребни за 4-та НФ, и зависности на спојување потребни за 5-та НФ.

**Клучни зборови:** нормализација, четврта нормална форма, петта нормална форма, повеќевредносни зависности, зависности на спојување.

1. Вовед

Кога беше предложен релациониот модел во 1970 од Е. Ф. Код [1], во истиот труд беше предложен неформален процес на нормализација, а со тоа беше дефинирана и првата нормална форма. Таму е наведено дека една релација може да има сложен домен во кој елементите се исто така релација. Тоа значи дека елементот во некоја н-торка е множество од други н-торки. Било предложено од таквите релации сложените домени да се разделат како посебни релации и да се поврзат со првичната преку надворешни клучеви. Така би добиле табели (релации) каде сите домени се прости т.е. елементите во нивните н-торки се атомични, не се множество од вредности туку се една вредност. Ваквите нормални релации се многу полесни за преставување, можат да се претстават како дводимензионален низи односно табели (каде секоја ќелија содржи една вредност).

Тука да дадеме збор два за терминологијата [2]. Една релација се две работи, множество од н-торки (*инстанца*) и множество од *атрибути* (*шема*). Секоја н-торка има *елементи* т.е. *вредности на атрибути*. Сите можни вредности на еден атрибут го даваат *доменот* на тој атрибут. Па така зборовите атрибут и домен често се користат наизменично, иако формално се различни, атрибут е само име, идентификација или значење на вредностите во една н-торка, додека домен на атрибут се сите негови вредности.

Процесот на нормализација подоцна е математички формализиран заедно со функциските зависности [3]. Велиме дека кај ненормализирани табели имаме повторување на податоци кое пак доведува до аномалии на внес, на ажурирање и на бришење и со нормализирање во повисока НФ отстрануваме некои аномалии. Потоа задаваме ограничување дека релационите бази на податоци мора да содржат табели во прва нормална форма, односно не дозволуваме сложени домени т.е. повеќевредносни атрибути. Тука пак имаме повторување на податоци (само сме овозможиле релацијата да се да се прикажува во правоаголна табела) и пак може да се јават аномалиите. Над табели во прва нормална форма дефинираме функциска зависност која многу јасно ни кажува за кои атрибути може да видиме повторување. Па секоја нормална форма е дефинирана преку постоењето на само одредени типови на ФЗ врз табела и непостоењето на сите останати. За проектов претпоставуваме дека читателот е запознаен со прва, втора трета и нормална форма БКНФ, со нивните дефиниции преку функциски зависности или барем нивните информативни и неформални дефиниции, и со теоријата на ФЗ која е понатаму развиена.

Од теорија на ФЗ посебно ќе ги спомнам 3-те аксиоми на Армстронг, 3-те изведени својства од нив, затворач или обвивка на ФЗ и минимална т.е. канонична покривка.

Во понатамошниот тек ќе дефинираме повеќевредносни зависности кои ни се потребни пак за дефиниција на 4-та нормална форма и зависности па проекција и спојување кои ни се потребни за 5-та нормална форма.

1. Факти со една вредност и факти со повеќе вредности

Во ЕР-модел разликуваме ентитети и врски. Врските можат да имаат различни кардиналности и тоа: еден-еден, еден-многу, многу-еден и многу-многу. Во релациониот модел имаме само релации – и ентитетите и врските се пресликуваат во релации. Тука можеме исто да зборуваме за врски, или факти, но не помеѓу ентитети туку помеѓу атрибути. Ќе дадеме едноставен пример.

Нека е дадена релација со два атрибути *r(A,B)* за која важи дека еден елемент од *A* може да се сретне заедно со повеќе елементи од *B*, додека еден елемент од *B* е врзан со само еден елемент од *A*.

Тоа може да го прочитаме како „*A* во однос на *B* е **еден спрема многу** и *A* е **единичен факт** за *B*“. Важи функциска зависност B→A, па клуч би бил *B*.

Читано обратно ќе добиеме „*B* во однос на *A* е **многу спрема еден** и *B* e **факт со повеќе вредности** за А“. Не важи ФЗ A→B.

Да генерализираме, за било кои два атрибути X и Y во било која релација, **ако Y е единичен факт за X**, тогаш Y во однос на X е **еден-многу** или **еден-еден** и важи ФЗ X→Y.

Исто, за било кои два атрибути X и Y во било која релација, **ако Y e повеќевредносен факт за X**, тогаш Y во однос на X е **многу-еден** или **многу-многу** и не важи ФЗ X→Y.

Забележуваме имаме три различни изрази за иста работа, факти, функциски зависности и кардиналности на врски. Ќе поставиме поврзување меѓу сите три.

Нека Q, W се атрибути во некоја релација. Имаме четири различни случаи:

1. Q во однос на E е еден-еден, што е еквивалентно на „Q e единичен факт за E и E е единичен факт за Q“ што пак е еквивалентно со ФЗ Q→E и E→Q.
2. Q во однос на E е еден-многу што е еквивалентно на „Q e единичен факт за E и E е повеќевредносен факт за Q“ што пак е еквивалентно со „важи ФЗ E→Q, но не важи Q→E“
3. Q во однос на E е многу-еден, обратното од точка 2.
4. Q во однос на E е многу-многу што е значи едното е повеќевредносен факт за другото и другото е за првото. Поинаку кажано меѓу двата атрибути нема никаква функциска зависност.

Треба да забележиме дека функцски зависности се јавуваат кај единичните факти и не се јавуваат кај фактите со повеќе вредности, па така прва, втора, трета и Бојс-Кодова нормална форма се занимаваат само со ваквите факти.

Четврта и петта нормална форма се занимаваат со факти со повеќе вредности [4].

1. 4-та нормална форма

Неформално оваа НФ вели дека една релација не смее да содржи два независни повеќевредносни факти. Ќе дадеме примери извадени и преведени од труд на Кент [4].

**Скица 1.** Пример за табела со два независни повеќевредносни факти.

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| ВРАБОТЕН | ВЕШТИНА | ЈАЗИК |
| --------------------клуч-------------------- | | |

Во скица 1 имаме две независни многу-многу врски, едната е вработен има некакви вештини, а другата е дека вработен зборува одредени јазици. Четврта нормална форма вели дека таквите врски треба да се наоѓаат во посебни релации прикажани во скица 2.

**Скица 2.** Претходната релација е раздвоена на две кои задоволуваат 4-та НФ.

|  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- |
| ВРАБОТЕН | ВЕШТИНА |  | ВРАБОТЕН | ЈАЗИК |
| --------------клуч------------ | |  | --------------клуч------------ | |

Доколку би ја задржале табелата во скица 1, тогаш имаме повеќе начини да ја зачуваме информацијата од двете врски. Ќе наведеме 5.

**Скица 3. Дисјунктна форма, еден запис има информација само за една врска**

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| ВРАБОТЕН | ВЕШТИНА | ЈАЗИК |
| Трпе | Готви |  |
| Трпе | Пишува |  |
| Трпе |  | Македонски |
| Трпе |  | Шпански |
| Трпе |  | Руски |

**Скица 4. Случајна мешавина, минимален број на записи, без НУЛ т.е. дозволени повторувања.**

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| ВРАБОТЕН | ВЕШТИНА | ЈАЗИК |
| Трпе | Готви | Македонски |
| Трпе | Пишува | Шпански |
| Трпе | Пишува | Руски |

**Скица 5. Случајна мешавина, минимален број на записи, со НУЛ т.е. без повторувања.**

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| ВРАБОТЕН | ВЕШТИНА | ЈАЗИК |
| Трпе | Готви | Македонски |
| Трпе | Пишува | Шпански |
| Трпе |  | Руски |

**Скица 6. Целосно случајна мешавина, некои записи имаат НУЛ некои немаат.**

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| ВРАБОТЕН | ВЕШТИНА | ЈАЗИК |
| Трпе | Готви | Македонски |
| Трпе | Пишува |  |
| Трпе |  | Шпански |
| Трпе | Пишува | Руски |

**Скица 7. Декартов производ на двете разделени релации од скица 2.**

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| ВРАБОТЕН | ВЕШТИНА | ЈАЗИК |
| Трпе | Готви | Македонски |
| Трпе | Готви | Шпански |
| Трпе | Готви | Руски |
| Трпе | Пишува | Македонски |
| Трпе | Пишува | Шпански |
| Трпе | Пишува | Руски |

Записите во скица 3 се слични како да водиме две посебни релации. Сепак тука можеме да имаме проблем со интерпретација на празните вредности односно вредности нул – дали нул значи дека вработениот нема вештина или нуловите ги игнорираме. Во скиците 4, 5 и 6 освен проблеми со интерпретација на нул ги имаме 3-те аномалии на додавање, ажурирање и бришење. Во нив има и друг проблем на интерпретација што се јавува ако двете независни бинарни врски ги интерпретираме како една терциерна, пример „Трпе пишува руски“, а всушност тоната информација ни е дека „Трпе знае да пишува на компјутер“ и дека „Трпе зборува руски јазик“.

Скица 7 ни е од посебен интерес зашто не води кон следното поглавје. Тука секоја вештина на Трпе се јавува заедно со секој јазик што Трпе го зборува со што автоматски губиме било какво значење помеѓу вештини и јазици. За еден вработен секој негов јазик ќе биде поврзан со истите (сите) вештини и обратно, секоја негова вештина е поврзана со истите (сите) јазици. Табелата на скица 7 ни е добар пример за табела што задоволува повеќевредносна зависност.

1. Повеќевредносни зависности

Повеќевредносна зависност [5] е дефинирана на следниов начин.

Нека е дадена релација *r(R)* и *X, Y* се подмножества на атрибути, *X,Y* ⊆ *R*. Нека *Z = R-XY*. Велиме дека важи повеќевредносната зависност X→→Y врз релацијата *r* кога е исполнето следново:

* ако за било кои две н-торки r1 и r2 со исти вредности за X,
* постои н-торка r3 која
  + за X има иста вредност како претходните;
  + за Y ја има истата вредност од r1;
  + за Z од r2.

Последица од дефиницијата е и дека постои и н-торка r4 која има иста вредност за X како претходните, за Y ги зема вредностите од r2, а за X од r1. Последицата се добива ако на r1 и r2 им ги смениме местата.

За што всушност ни служат овие зависности? Тие означуваат повеќевредносни факти. Y да е едновредносен факт за X е еквивалентно со ФЗ X→Y. Ако Y е повеќевредносен факт за X, тогаш имаме ПВЗ X→→Y. Оваа зависност ни гарантира дека фактот Y за X ќе остане независен така што секоја вредност од Y (во рамките на исто X) ќе ја поврзе со секоја вредност од Z (исто во рамките на исто X), со што ефективно губиме било какво значење меѓу Y и Z.

Треба да забележиме и дека во н-торките r1-r4 во дефиницијата и последицата имаме симетричност меѓу Y и Z, па автоматски важи и ПВЗ X→→Z.

Дополнително, од секоја ФЗ можеме да изведеме и ПВЗ така што ако важи X→Y, важи и X→→Y (обратното не важи). Тоа можеме да го прочитаме како „Y е факт со повеќе вредности за X, но за секоја вредност од X, фактот има најмногу 1 елемент.“

1. Четврта нормална форма, формално

За да дефинираме четврта нормална форма ќе дефинираме и т.н. тривијални повеќевредносни зависности. Тривијални зависности се оние што важат за било која инстанца на една релација. Нека е дадена релација *r(R)* и *X, Y* се подмножества на атрибути, *X,Y* ⊆ *R.* Тогаш **тривијални се зависностите**:

1. X→→∅ (Y=∅)
2. X→→Y, Y ⊆ X
3. X→→Y, X ∪ Y = R.

Додека пак дефиницијата за 4-та нормална форма е следнава. Релацијата *r(R)* задоволува 4-та нормална форма ако сите ПВЗ од форма X→→Y се:

1. Тривијални повеќевредносни зависности или;
2. X е суперклуч на релацијата.

ПВЗ од втората точка се всушност оние изведени од функциските зависности на таа релација (кои пак го одредуваат клучот). Дефиницијата за 4-та НФ е многу слична со онаа за БКНФ, ФЗ од дефиницијата за БКНФ се заменети со ПВЗ.

Нормализација до 4-та НФ на релација која ја нарушува оваа нормална форма се прави со декомпозиција. Од првичната релација ги влечеме (проектираме) сите атрибути во ПВЗ, и тие од лево и тие од десно, во нова релација, а во првичната ги отстрануваме тие од десно (тие од лево остануваат).

1. 5-та нормална форма

Оваа НФ повторно се справува со отстранување на повторување кога имаме повеќевредносни факти кои не може да се разрешат со 4-та НФ. Ќе дадеме пример [4].

Нека е дадена следнава релација што ни означува дека еден продажен агент продава таков и таков производ за таа и таа компанија.

**Скица 8.** Релација агент што продава производ за одредена компанија.

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| АГЕНТ | КОМПАНИЈА | ПРОИЗВОД |
| Трпе | Застава | Кола |
| Трпе | Мерцедес | Автобус |

Тука се` е во ред. Но што ако имаме ограничување што ни вели дека еден агент може да продава некои производи, дека една компанија произведува одредени производи и дека агентот за една компанија ќе ги продава производите кои тој може да ги продава но и компанијата да ги произведува.

**Скица 9.** Релација агент што продава производ за одредена компанија со ограничувања.

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| АГЕНТ | КОМПАНИЈА | ПРОИЗВОД |
| Трпе | Застава | Кола |
| Трпе | Застава | Автобус |
| Трпе | Мерцедес | Кола |
| Трпе | Мерцедес | Автобус |
| Џони | Застава | Кола |

Од описот на ограничувањата и од примерот се гледа дека релацијата во скица 9 може да се раздели на три релации кои ако се спојат меѓу себе со циклично спојување [1] ќе се добие истата на скицата.

**Скица 10.** Разделување на релацијата од скица 9 на три релации.

|  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| АГЕНТ | КОМП. |  | КОМП. | ПРОИЗВОД |  | АГЕНТ | ПРОИЗВОД |
| Трпе | Застава |  | Застава | Кола |  | Трпе | Кола |
| Трпе | Мерцедес |  | Застава | Автобус |  | Трпе | Автобус |
| Џони | Застава |  | Мерцедес | Кола |  | Џони | Кола |
|  |  |  | Мерцедес | Автобус |  |  |  |

Една релација е во 5-та НФ ако не може да се раздели на помали релации кои споени назад ќе ја дадат првичната. Не ја земаме во предвид декомпозицијата каде клучовите на помалите релации се исти како клучот на првичната зашто таа декомпозиција е секогаш можна, на некој начин е тривијална.

1. Зависности на проекција и спојување

Нека е дадена релација r(R) и нека X1, X2,…, Xn ⊆ R се подмножества на атрибути од шемата на релацијата. Велиме дека релацијата r задоволува зависност на проекција и спојување (ЗПС) ако таа е еднаква на природното спојување од релациите што се проекции кон атрибутите X1, X2,…, Xn.

Викаме дека една релација е ограничена со ЗПС ако не смееме да вметнеме н-торка во неа што ќе ја наруши еднаквоста погоре т.е. после проекција и спојување мора да се добива истата релација за да важи зависноста. Велиме дека една зависност е тривијална ако некое од подмножествата на атрибути е целото множество R.

1. Петта нормална форма, формално

Формално, една релација r(R) е во 5-та НФ ако сите ЗПС од форма ⋈( X1, …, Xn) се:

1. Тривијални зависности (некое Xi = R) или;
2. Сите X1, …, Xn се суперклуч во R.

Дефиницијата е слична како за 4-та НФ. Дозволуваме да има зависности кои не се од посебен интерес, тие секако важат.

1. Референции
2. Codd, Edgar Frank. “A relational model of data for large shared data banks.” *Communications of the ACM* 13.6 (1970): 377-387.
3. Yang, Chao-Chih. “The Relational Model of Databases.” *Relational Databases*. Englewood Cliffs: Prentice-Hall, 1986. 12-19.
4. Codd, Edgar Frank. “Further Normalization of the Data Base Relational Model.” *Courant Computer Science Symposium 6: Data Base Systems* (1972): 65-95.
5. Kent, William. “A Simple Guide to Five Normal Forms in Relational Database Theory.” *Communications of the ACM* 26.2 (1983): 120-125.
6. Fagin, Ronald. “Multivalued dependencies and a new normal form for relational databases.” *ACM Transactions on Database Systems (TODS)* 2.3 (1977): 262-278.

# Референции

Codd, Edgar Frank. “A relational model of data for large shared data banks.” *Communications of the ACM* 13.6 (1970): 377-387.

—. “Further Normalization of the Data Base Relational Model.” *Courant Computer Science Symposium 6: Data Base Systems* (1972): 65-95.

Fagin, Ronald. “Multivalued dependencies and a new normal form for relational databases.” *ACM Transactions on Database Systems (TODS)* 2.3 (1977): 262-278.

Kent, William. “A Simple Guide to Five Normal Forms in Relational Database Theory.” *Communications of the ACM* 26.2 (1983): 120-125.

Yang, Chao-Chih. “The Relational Model of Databases.” *Relational Databases*. Englewood Cliffs: Prentice-Hall, 1986. 12-19.