**Въпросът включва материала от 3 глава на книгата Database Systems - The Complete Book (2nd Edition), от стр. 67 до стр. 124.**

**Въпрос 24. Бази от данни. Нормални форми. (Конспект за ДИ – спец. КН)**

Нормални форми. Проектиране схемите на релационните бази от данни. Аномалии, ограничения, ключове. Функционални зависимости, аксиоми на Армстронг. Първа, втора, трета нормална форма, нормална форма на Бойс-Код. Многозначни зависимости; аксиоми на функционалните и многозначните зависимости; съединение без загуба; четвърта нормална форма.

**Дефиниция на функционална зависимост (ФЗ).** ФЗ са в сила за конкретна релация. Нека имаме релацията R(A1, A2, B1, B2). ФЗ за релацията R, наричаме твърдение от вида A1 -> B1 (A1 функционално определя B1), при което за всеки два кортежа от релацията R е изпълнено, че ако те съвпадат по атрибута A1 на релацията R, то те съвпадат и по атрибута B1 на релацията R. Функционалната зависимост A1 -> B1 (A1 функционално определя B1), означава че атрибутът A1 еднозначно определя атрибута B1.

Можем да разделяме атрибутите в дясната страна на ФЗ, така че само един атрибут да се появява от дясно за всяка ФЗ, това се нарича - правило за разделяне. Например, ФЗ:

A1, A2 -> B1, B2

може да се запише и така

A1, A2 -> B1

A1, A2 -> B2

Също така можем да комбинираме множество от ФЗ с едни и същи леви страни до една ФЗ, с комбинирани десни страни на първоначалните ФЗ, това се нарича - правило за комбиниране. Правилата за разделяне и комбиниране са приложими само за десните страни на ФЗ. Ако приложим тези правила за левите страни на ФЗ, ново-получените ФЗ няма да са в сила за съответната релация. Няма да са верни. Тривиална функционална зависимост наричаме такава ФЗ, при която атрибутите от дясната част са подмножество на атрибутите от лявата част, т.е.  ако е в сила, че A1, A2 -> B1 (A1, A2 функционално определя B1) то атрибута B1 е един от атрибутите A1 или A2.

Множеството от един или няколко атрибута {A1, A2} на дадена релация R(A1, A2, B1, B2), наричаме ключ за релацията ако:

- {A1, A2} функционално определят всички останали атрибути на R
- Множеството от атрибути {A1, A2} е минимално, т.е. не съществува под-множество на {A1, A2}, за което да е изпълнено първото условие

**Пример**: Нека е дадена релацията R(A1, A2, B1, B2) за която са в сила следните ФЗ: A1, A2 -> B1, и A1, A2 -> B2. Атрибутите A1, A2 функционално определя всички атрибути на релацията R, следователно (A1, A2) е ключ за релацията R. Обратно, ако (A1, A2) е ключ за релацията R, то може да твърдим, че са в сила следните ФЗ: A1, A2 -> B1 и A1, A2 -> B2.

Един ключ е минимален, ако от него не можем да изключим атрибут. В горния пример, (A1, A2) е минимален, защото нямаме ФЗ от вида A1 -> B1, B2, A2 или A2 -> B1, B2, A1. Това съвсем не означава, че атрибутите принадлежащи на ключа трябва да са минимален брой. Може да имаме повече от един минимален ключ за дадена релация R – те се наричат кандидат ключове за релацията R.

**Суперключ** - Множеството от атрибути, което съдържа ключа се нарича суперключ. Всеки суперключ удовлетворява първото условие за ключ – той функционално определя всички атрибути на релацията. За суперключа не се изисква да удовлетворява второто условие - за минималност на ключа. Например за горния пример суперключ за релацията R е (A1, A2, B1).

От множеството от ФЗ, които са в сила за дадена релация R, може да определим ключа (кандидат ключовете) за дадена релация. Това се прави, чрез намиране на покритието на всички атрибути и комбинация от атрибути за релацията R.

Нека R е релация с атрибути R(A1, A2, B1, B2), а S е множество от ФЗ в сила за R. Покритие на множеството от атрибути {A1,  A2} наричаме множеството от атрибутите Bi | i = 1,2} на R, за които е в сила че ФЗ: A1, A2 -> Bi може да бъде изведена (получена) от ФЗ на S. Покритие на множество атрибути означаваме с {A1, A2} +.

Алгоритъма за намиране на покритие на множеството от атрибути {A1, A2} за релацията R(A1, A2, B1, B2) и множество от ФЗ - S е следния:

1. Инициализираме покритието X на множеството от атрибути {A1, A2} с атрибутите A1 и A2
2. Търсим ФЗ от вида A1, A2 -> Bi, от множеството S, такива че, левите страни на ФЗ са с атрибути, които принадлежат на множеството X, а атрибута Bi не.
3. Добавяме атрибута Bi към множеството X.
4. Повтаряме стъпка 2) и 3) до момента, в който не можем да добавим повече нови атрибути към X. Понеже множеството X, може само да нараства, а броят на атрибутите е краен ще достигнем до момент, в който няма да можем да добавим нищо повече към X.

Множеството X е търсеното покритие.

Има тясна връзка между покритие на атрибути и ключ на релация. Покритието {A1, A2} на релацията R е множество от всичките атрибути на релацията, тогава и само тогава когато {A1, A2} е супер-ключ на R, т.е. функционално определя всеки атрибут на R. Ако {A1, A2} е супер-ключ за релацията R, то е в сила ФЗ от вида: A1, A2->B1, B2. Следователно Bi ще принадлежат на покритието на {A1, A2}. Следователно покритието {A1, A2} на релацията R ще съдържа всички атрибути на релацията R. Обратно, ако покритието на {A1, A2} съдържа всички атрибути на релацията R, то от тук ще следва че всеки атрибут принадлежащ на покритието е функционално определен от {A1, A2}. Следователно {A1, A2} е супер-ключ за R.

**Аксиоми на Армстронг.** Аксиомите на Армстронг са правила, по които можем да генерираме нови ФЗ, които също са в сила за съответната релация. По-долу са основните аксиоми на Армстронг. Нека е дадена релацията R(A1, A2, B1, B2)

1. **Рефлективност**: Ако {B1, B2} е под-множество на {A1, A2}, то A1, A2 -> B1, B2
2. **Умножение**: Ако A1, A2 -> B1 то и A1, A2, B2 -> B1, B2
3. **Транзитивност**: Ако A1, A2 -> B1 и B1 -> B2, то A1, A2 -> B2

При проектиране на релационните схеми, могат да бъдат получени следните аномалии:

- Излишества – когато се повтаря информацията без да е необходимо

- Аномалии при обновяване – когато при промяна на данни в един кортеж не се обновяват свързаните с него кортежи и това води до неконсистентна информация – различна информация за едно и също нещо.
- Аномалии при изтриване – когато изтрием даден ред и това доведе до загуба на информация.

Начин да избегнем излишествата е чрез декомпозиране на релацията. Декомпозирането на една релация R означава разделяне на атрибутите на релацията R в две нови релации. Например: Нека ни е дадена релацията R(A1, A2, B1, B2), можем да декомпозираме релацията R до две релации S(A1, A2) и T(B1, B2), така че:

- множеството от атрибутите на релацията R да е обединение на множеството от атрибутите на релациите S и T
- кортежите в релацията S са проекция по атрибутите A1, A2 на релацията R
- кортежите в релацията T са проекция по атрибутите B1, B2 на релацията R.

Проекция по атрибутите A1, A2 на релацията R означава, че за всеки кортеж от релацията R взимаме само компонентите (стойностите) на кортежите на релацията R в атрибутите A1, A2. Тези компоненти формират кортежите на новата релация S. Понеже релациите са множества е възможно при проектирането на релацията R до релацията S по атрибутите A1, A2 да получим от два различни кортежа за релацията R, два еднакви кортежа в релацията S. Ако се получи така в релацията S попада само един кортеж (защото е множество).

Целта на декомпозицията е да замени релацията с други релации, които да не позволяват аномалии. Има просто правило, което гарантира, че ако една релация е подчинена на това правило, то в съответната релация не могат да възникнат аномалии (свързани с ФЗ). Това правило се нарича Нормална форма на Бойс-Код (НФБК).

**НФБК – дефиниция.** Казваме, че една релация R се намира в НФБК тогава и само тогава когато за всяка нетривиална ФЗ, която е в сила за релацията R е изпълнено, че лявата и част е супер-ключ (съдържа ключа) на релацията R.

Ако една релация има ФЗ-ти, които са в сила за релацията, но нарушават посоченото по-горе правило (НФБК), то тази релация не е в НФБК. Релацията трябва да се декомпозира за да се приведе до НФБК. Алгоритъмът за това е следния:

- Намират се всички нетривиалните ФЗ, които нарушават правилото на НФБК, т.е. лявата част на тези нетривиални ФЗ не съдържа ключа.
- Декомпозираме релацията на две релации - първата релация съдържа  атрибутите от лявата част на ФЗ, която нарушава правилото и тези атрибути, които не са функционално определени от тях. Втората релация съдържа атрибутите от лявата част на ФЗ и атрибутите от дясната част на ФЗ.

**Нормални форми**

- Първа нормална форма (1НФ) – казваме, че релацията R се намира в 1НФ, когато всички компоненти в кортежите на релацията R имат атомарна стройност.
- Втора нормална форма (2НФ) – казваме, че релацията R се намира в 2НФ, когато релацията е в 1НФ и всеки атрибут на релацията е функционално зависим от атрибутите, съставляващи първичния ключ, но не и от негово подмножество.
- Трета нормална форма (3НФ) – казваме, че релацията R се намира в 3НФ, когато релацията е в 2НФ и за всяка нетривиална ФЗ, която е в сила за R или лявата част на ФЗ е супер-ключ за R или дясната част на ФЗ е част от ключ.
- Нормална форма на Бойс-Код (НФБК) – казваме, че релацията R се намира в НФБК, когато релацията е в 3НФ и за всяка нетривиална ФЗ, която е в сила за R, лявата част на ФЗ е супер-ключ за R.

**Твърдение**: Ако следваме алгоритъма за декомпозиране до НФБК, оригиналната релация може да бъде точно възстановена (без загуба на кортежи и без генериране на несъществуващи кортежи) чрез съединение на проектираните кортежи от ново-получените релации по всички възможни начини. Ако направим декомпозиция, без да спазваме метода за декомпозиция, получените проекции на кортежи няма да могат да бъдат възстановени до оригиналната релация.

**Многозначни зависимости (МЗ)**

Нека е дадена релацията R(A1, A2, B1, B2, C), казваме че A1, A2 ->> C (A1, A2 многозначно определя C) тогава и само тогава когато, ако за всеки два кортежа U и T от релацията R, които съвпадат по атрибутите A1, A2, съществува кортеж V от релацията R, който съвпада с кортежите U и T по A1, A2, с кортежа U по B1, B2, а с кортежа T по C.

**Тривиални МЗ**. МЗ A1, A2, … An->>B1, B2,…, Bm наричаме тривиална, ако атрибутите Bi са подмножество на Ai.

**Правила за МЗ**

**Правило за транзитивност.** Ако A ->> B и B ->> C, то A ->> C.

**Нови правила**: Всяка ФЗ е и МЗ. Ако A -> B, то A ->> B

**Правилото за разделяне и комбиниране не е в сила за МЗ.** A ->> B1, B2 не е равносилно на A ->> B1 и A ->> B2

Аномалиите, които се получават при МЗ, могат да бъдат предотвратени, чрез декомпозиция в 4НФ. В 4НФ, нетривиалните МЗ които нарушават 4НФ се елиминират, подобно на нетривиалните ФЗ при НФБК. В резултат на това декомпозираната релация няма да има излишества.

**4НФ дефиниция.** Казваме че, релацията R е в 4НФ, ако за всяка нетривиална МЗ, която е в сила за релацията R A ->> B, е изпълнено че {A} е суперключ за релацията R.

Всяка релация, която се намира в 4НФ е и в НФБК. Алгоритъмът за декомпозиране в 4НФ е аналогичен на този за НФБК. Както и при НФБК, декомпозицията в 4НФ ни води до получаване на релации с по-малък брой атрибути. Следователно в даден момент със сигурност ще стигнем до схема, която няма да има нужда да се декомпозира повече и ще се намира в 4НФ. Верността на декомпозицията е в сила и при декомпозиция в 4НФ. Когато декомпозираме според МЗ, тази зависимост е достатъчна да ни гарантира, че може да възвърнем оригиналната релация от декомпозираните релации без да получаваме лъжливи кортежи.