

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

Въпрос 7. Бази от данни. Нормални форми. (Конспект за ДИ – спец. Информатика)

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 $A1 \rightarrow B1$ ($A1$ 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 $A1 \rightarrow B1$ ($A1$ 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:

$$A1, A2 \rightarrow B1, B2$$

може да се запише и така

$$A1, A2 \rightarrow B1$$

$$A1, A2 \rightarrow B2$$

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 $A1, A2 \rightarrow B1$ ($A1, A2$ 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 подмножество 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: $A1, A2 \rightarrow B1$, и $A1, A2 \rightarrow B2$. 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: $A1, A2 \rightarrow B1$ и $A1, A2 \rightarrow B2$.

Един ключ е минимален, ако от него не можем да изключим атрибут. В горния пример, $(A1, A2)$ е минимален, защото нямаме ФЗ от вида $A1 \rightarrow B1, B2, A2$ или $A2 \rightarrow B1, B2, A1$. 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 $B_i \mid i = 1, 2\}$ на R , за които е в сила че ФЗ: $A1, A2 \rightarrow B_i$ 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 $A1, A2 \rightarrow B_i$, от множеството S , такива че, левите страни на ФЗ са с атрибути, които принадлежат на множеството X , а атрибута B_i не.
3. Добавяме атрибута B_i 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: $A1, A2 \rightarrow B1, B2$. Следователно B_i 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. **Рефлексивност:** Ако $\{B1, B2\}$ е под-множество на $\{A1, A2\}$, то $A1, A2 \rightarrow B1, B2$
2. **Умножение:** Ако $A1, A2 \rightarrow B1$ то и $A1, A2, B2 \rightarrow B1, B2$
3. **Транзитивност:** Ако $A1, A2 \rightarrow B1$ и $B1 \rightarrow B2$, то $A1, A2 \rightarrow B2$

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 новополучените 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 $R(A_1, A_2, B_1, B_2, C)$, казваме че $A_1, A_2 \twoheadrightarrow C$ (A_1, A_2 многозначно определя C) тогава и само тогава когато, ако за всеки два кортежа U и T от релацията R, които съвпадат по атрибутите A_1, A_2 , съществува кортеж V от релацията R, който съвпада с кортежите U и T по A_1, A_2 , с кортежа U по B_1, B_2 , а с кортежа T по C.

Тривиални МЗ. МЗ $A_1, A_2, \dots, A_n \rightarrow B_1, B_2, \dots, B_m$ наричаме тривиална, ако атрибутите B_i са подмножество на A_i .

Правила за МЗ

Правило за транзитивност. Ако $A \rightarrow B$ и $B \rightarrow C$, то $A \rightarrow C$.

Нови правила: Всяка ФЗ е и МЗ. Ако $A \rightarrow B$, то $A \rightarrow B$

Правилото за разделяне и комбиниране не е в сила за МЗ. $A \rightarrow B_1, B_2$ не е равносилно на $A \rightarrow B_1$ и $A \rightarrow B_2$

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 $A \rightarrow B$, 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.