

Bazy danych

Andrzej Grzybowski

Instytut Fizyki, Uniwersytet Śląski

Wykład 2

Podstawy integralności w relacyjnym modelu baz danych

Integralność relacyjnych baz danych

- **Schemat relacji bazy danych** to zbiór nazw atrybutów tej relacji, czyli **nagłówek tej relacji**.
- **Schemat relacyjnej bazy danych** to w uproszczeniu zbiór nagłówek relacji tej bazy. Tzw. płaska (prosta) postać bazy danych sprowadza się do wypisania nagłówek relacji wchodzących w skład danego schematu RBD.
- Ważna uwaga: Nagłówki i schemat bazy danych są cechami o charakterze długotrwałym i raczej nie powinny ulegać zmianie w RBD.

Integralność relacyjnych baz danych

- Podstawowym mechanizmem, umożliwiającym zachowanie integralności relacyjnej bazy danych, jest stosowanie w pełni spójnego zestawu kluczy (głównych) i kluczy obcych wiążących w sensie formalnym i funkcjonalnym relacje w relacyjnej bazie danych.
- Punktem startowym do wprowadzania kluczy (głównych) w relacjach RBD są 2 własności relacji bazodanowej:
 - (i) każda krotka jest różna,
 - (ii) porządek krotek w relacji jest nieistotnyoraz wynikające z tych własności niewprowadzanie, w ogólności, numerowania (np. liczby porządkowej) wierszy w relacyjnej tabeli bazy danych

Klucz relacji w bazie danych

Kluczem relacji R o nagłówku $N(R) = \{A_1, A_2, \dots, A_n\}$

jest podzbiór atrybutów $K = \{A_{i_1}, A_{i_2}, \dots, A_{i_k}\}$ tej relacji (tzn. $K \subset N(R)$) o własnościach:

- 1) jeśli x i y są różnymi krotkami relacji R , to $x(K) \neq y(K)$ – innymi słowy nie ma różnych wartości dla tej samej krotki – i zawsze istnieje taki atrybut A_{i_m} w K , że $x(A_{i_m}) \neq y(A_{i_m})$
- 2) nie istnieje podzbiór H zbioru K , różny od K , mający własność (1).

Atrybuty, które spełniają własność (1), a niekoniecznie własność (2), tworzą **superklucz**.

Ważny wniosek: Klucz jest najmniejszym podzbiorem superklucza, jednoznacznie określającym krotki relacji.

Jeżeli więcej niż jeden zbiór atrybutów spełnia warunki klucza, to takie zbiory atrybutów nazywa się **kluczami kandydującymi**.

Ważna uwaga: Klucze wybierane są spośród kluczy kandydujących.

Klucz relacji w bazie danych

T1:

<i>A</i>	<i>B</i>	<i>C</i>	<i>D</i>
a1	b1	c1	d1
a2	b3	c1	d2
a3	b4	c2	d2
a4	b2	c2	d1

Założmy, że relacja *T1* ma wypisane wszystkie krotki.
Inaczej mówiąc rozpatrzmy powyższą **instancję relacji *T1***.

Wówczas można określić, że:

- Relacja *T1* ma 3 klucze kandydujące $\{A\}$, $\{B\}$, $\{C,D\}$, które są wzajemnie rozłączne.
- Spośród tych 3 kluczy kandydujących wybieramy klucz relacji *T1*. W przypadku powyższej instancji relacji *T1* równoprawnym wyborem będzie klucz (główny) tej relacji w postaci $K(T1) = \{A\}$ albo $K(T1) = \{B\}$.
- Superkluczem (nadkluczem) relacji *T1* może być $\{A,B\}$

S1:

<i>A</i>	<i>B</i>	<i>C</i>	<i>D</i>
a1	b1	c1	d1
a1	b2	c1	d2
a1	b1	c2	d2
a1	b2	c2	d1

Klucz
relacji
w bazie
danych

Założmy, że relacja *S1* ma wypisane wszystkie możliwe krotki, tzn. rozpatrzmy powyższą **instancję relacji *S1***.

Wówczas można określić, że:

- Relacja *S1* ma 3 klucze kandydujące $\{B, C\}$, $\{C, D\}$, $\{B, D\}$, które nie są wzajemnie rozłączne, ale nie spełniają zależności nadzbiór - podzbiór
- Spośród tych 3 kluczy kandydujących wybieramy klucz relacji *S1*. W przypadku powyższej instancji relacji *S1* równoprawnym wyborem na klucz (główny) tej relacji będzie dowolny z kluczy kandydujących.
- Superkluczem (nadkluczem) relacji *S1* może być $\{A, B, C\}$

Klucz obcy relacji w bazie danych

- **Klucz obcy relacji R** to zbiór atrybutów relacji R , który jest kluczem innej (obcej) relacji lub kluczem tej samej (własnej) relacji, przy czym w przypadku odwołania do własnej relacji zbiory tworzące klucz obcy oraz klucz muszą być rozłączne.
- Klucz obcy odnoszący się do własnej relacji nazywamy **rekurencyjnym kluczem obcym**.

Przykład integralnego schematu prostej relacyjnej bazy danych

- Załóżmy, że schemat naszej bazy danych **KADRY** składa się z dwóch relacji: **KADRY**={**PRACOWNICY**, **DZIAŁY**}, których nagłówki są następujące:

$N(\text{PRACOWNICY}) = \{\text{ID_PRACOWNIKA}, \text{IMIĘ}, \text{NAZWISKO}, \text{STANOWISKO}, \text{ID_DZIAŁU}, \text{ID_SZEFA}\}$

$N(\text{DZIAŁY}) = \{\text{ID_DZIAŁU}, \text{NAZWA}\}$

Oznaczając: **PK** – klucz (główny), z ang. *primary key*

FK – klucz obcy, z ang. *foreign key*

RFK – rekurencyjny klucz obcy, z ang. *recursive foreign key*,

można narzucić następujące więzy integralności w bazie **KADRY**:

PK(**PRACOWNICY**)={**ID_PRACOWNIKA**},

PK(**DZIAŁU**)={**ID_DZIAŁU**},

FK(**PRACOWNICY**)={**ID_DZIAŁU**}, odnoszący się do relacji **DZIAŁY**,

RFK(**PRACOWNICY**)={**ID_SZEFA**}, odnoszący się do relacji **PRACOWNICY**.

Przykład integralnego schematu prostej relacyjnej bazy danych

- Można zaproponować następującą postać prostego diagramu bazy danych **KADRY**:

