# Navrhovanie databáz

Ján Mazák

FMFI UK Bratislava

# Návrh databázových schém

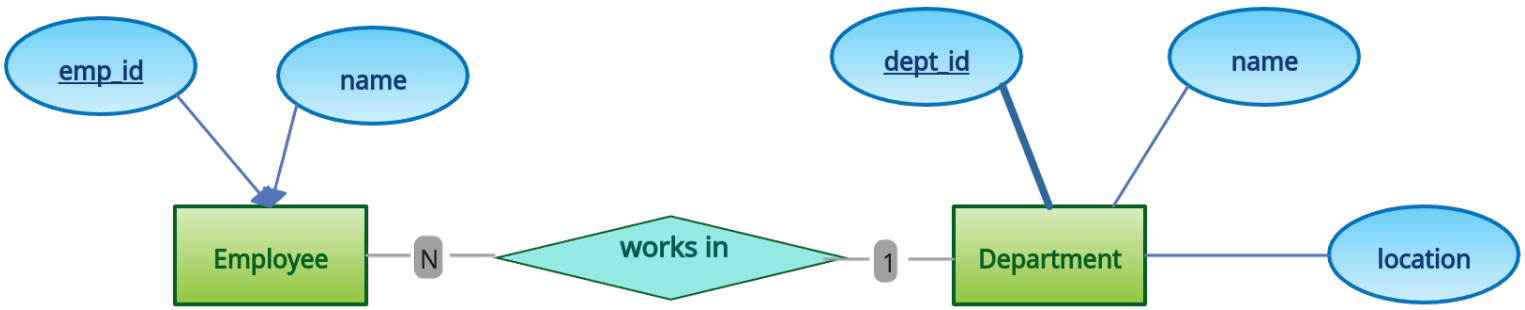
Databázová schéma: čo sú atribúty a aký majú dátový typ, aké relácie máme, vzťahy medzi nimi.

Pri návrhu databázovej schémy (voľne databázy) sa najmä snažíme vyhnúť známym nedostatkom. Neraz ide o kompromis medzi blízkosťou k ideálnemu návrhu a výkonom v praxi.

Relačný model, jazyk SQL a bežné DBMS poskytujú dostatok prostriedkov na zabezpečenie integrity dát.

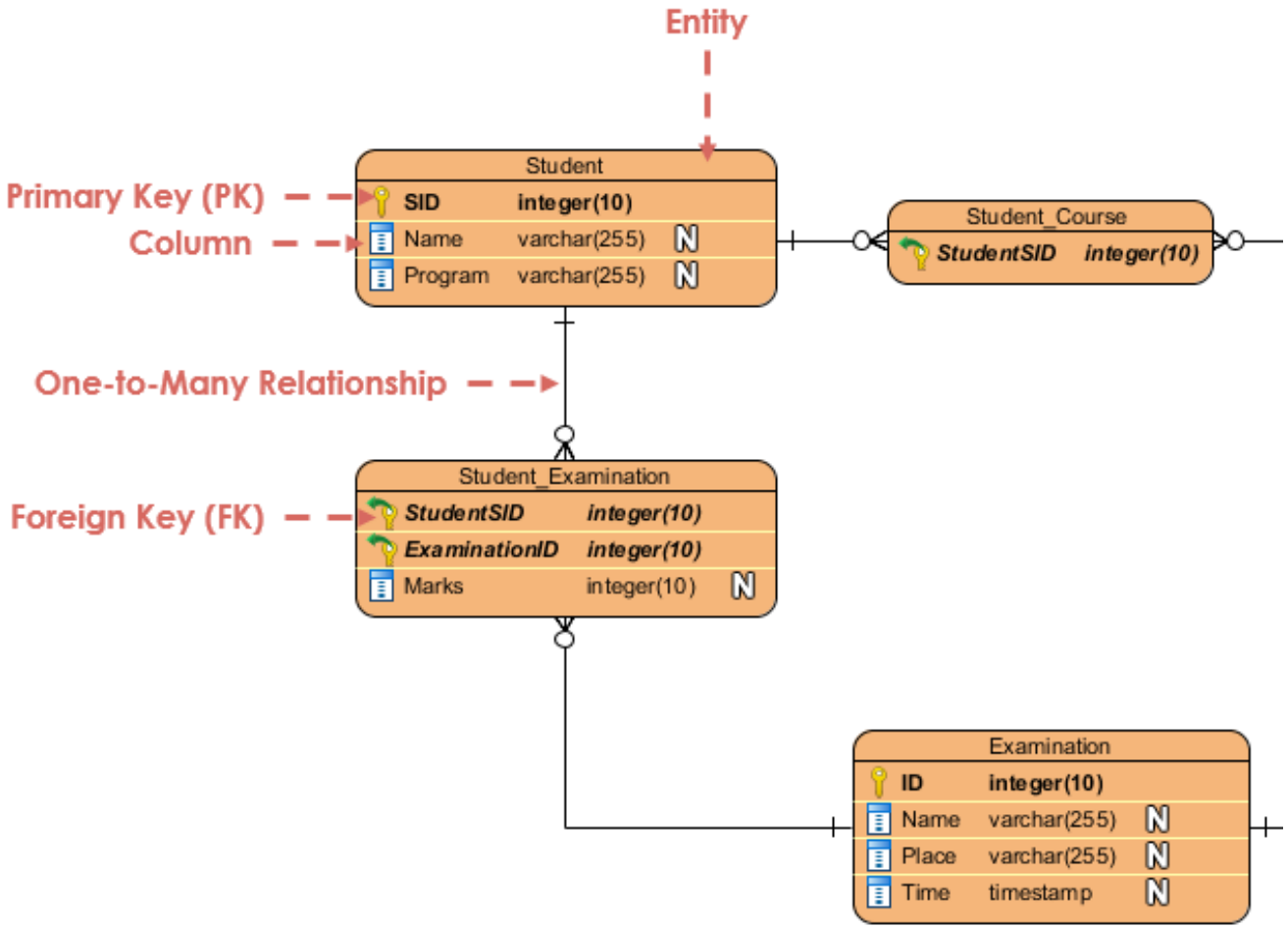
# Entitno-relačný model (ERM)

Pri návrhu vychádzame zo zjednodušeného modelu sveta — *dátový model*. Tieto modely sa bežne kreslia v podobe entitno-relačných diagramov (ERD).




ERM možno vytvárať na rôznej úrovni podľa množstva detailov: konceptuálna, logická, fyzická.

# Entitno-relačný model




Oproti predošlému obrázku pribudli dátové typy, sme bližšie k finálnej databázovej schéme.

# ERM: konceptuálna úroveň (Conceptual Level)

- Identifikuje hlavné entity (napr. Čitateľ, Kniha).
- Definuje základné vzťahy medzi entitami (napr. *požičiava si*).
- Neobsahuje atribúty, dátové typy ani kľúče.
- Slúži na (úvodnú) komunikáciu s „biznis používateľmi“ (manažment, klient).

# ERM: logická úroveň (Logical Level)

Detailný návrh štruktúry dát nezávislý od DBMS.

- Entity sa stávajú tabuľkami.
- Definuje všetky atribúty (stĺpce) pre každú tabuľku.
- Určuje primárne kľúče (PK) a cudzie kľúče (FK).
- Špecifikuje kardinalitu vzťahov (1:N, M:N).
- Stále nerieši špecifické dátové typy (napr. `VARCHAR` vs `TEXT`).

# ERM: fyzická úroveň (Physical Level)

Konkrétna implementácia pre špecifický databázový systém (DBMS).

- Presné názvy tabuliek a stĺpcov.
- Definuje špecifické dátové typy (napr. `TEXT`, `DATE`).
- Zahŕňa obmedzenia (constraints) ako `NOT NULL`, `UNIQUE`.
- Rieši optimalizáciu výkonu: indexy, partície.
- Výsledkom je DDL skript (napr. `CREATE TABLE...`).

# Entitno-relačný model

Reprezentujeme situáciu na pracovisku. Pre zamestnancov evidujeme meno, mzdu, oddelenie, na ktorom pracujú (len jedno), adresu tohto oddelenia, a zoznam projektov, na ktorých pracujú. Pre projekty potrebujeme vedieť názov, rozpočet, zoznam ich zamestnancov a vedúceho projektu. Nakreslite entitno-relačný diagram:

- Entity sú obdĺžniky, hlavička je názov entity a pod ňou je zoznam atribútov s dátovým typom oddeleným dvojbodkou.
- Vzťah medzi entitami zobrazíme neorientovanou hranou medzi obdĺžnikmi, ku ktorému pripíšeme, či ide o one-to-one (1:1), one-to-many (1:N), many-to-many (M:N) (pozor na poradie; označenia 1, M, N sa bežne pripisujú ku koncom hrán).

# Entitno-relačný model v SQL

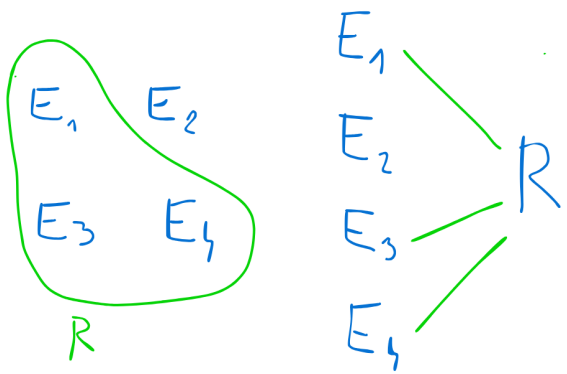
Prepis ERM do databázovej schémy v SQL:

- Entite zodpovedá tabuľka; každý jej atribút je stĺpec tejto tabuľky.
- Vzťahy 1:N — pridáme stĺpec do príslušnej tabuľky, napr. číslo oddelenia v tabuľke zamestnancov.
- Vzťahy 1:1 — tiež pridáme stĺpec (možno si vybrať kam).
- Vzťahy M:N — zvyčajne cez *extra tabuľku* s dvomi stĺpcami pre dvojice entít; atribút, ktorého dátovým typom je pole, je takmer vždy v rozpore s dobrou praxou.

Vzťah M:N možno „povýšiť“ na samostatnú entitu, vzniknú tak dva nové vzťahy 1:N. To umožňuje pridať ku vzťahu doplňujúce údaje, napr. pre zapísané predmety študentov doplníme semester štúdia a čas zápisu. Tieto „vzťahové“ entity neraz majú podivné názvy (napr. emp_project_assignment).

# ERM: ternárne vzťahy (pre 3 entity)

V ERM možno reprezentovať aj vzťahy viac ako 2 entít. Stačí z ternárneho vzťahu $R$ spraviť samostatnú entitu a pridať jej väzby na entity, ktorých sa vzťah týka.




Pozrite si príklad: (link)

# ERM: ternárne vzťahy (pre 3 entity)

Všeobecne: hypergraf vieme reprezentovať bipartitným grafom. Tento postup je však dosť neprirodzený a viacnásobné vzťahy je jednoduchšie priamo reprezentovať v databázovom relačnom modeli.
Pre ternárny vzťah vieme rovno pridať reláciu a stačí správne popísať násobnosť priradenia (napr. že pre každú dvojicu AB existuje najviac jedna hodnota C tak, že ABC sú v relácii).

# Terminológia: čo je to atribút?

- V „matematickom“ databázovom relačnom modeli je to „atomický“ element, nad ktorým vytvárame relácie (ako množiny atribútov).
- V SQL (čo je praktická implementácia „matematického“ modelu) je to stĺpec tabuľky; stĺpce jednotlivých tabuliek sú však nezávislé a na priblíženie sa matematickému modelu slúžia cudzie kľúče.
- V ERM je to vlastnosť entity (a nesúvisí so vzťahmi medzi entitami, hoci jedno aj druhé musíme v SQL reprezentovať stĺpcami).

# ERM: vzťah vs. atribút entity

Neraz si vyberáme medzi vzťahom medzi entitami a atribútom entity. Príklady:

- ulica — relácia s fixným zoznamom existujúcich ulíc a odkazy na ňu / textový atribút bez väzby na čokoľvek iné
- rodinný stav — tabuľka s „vopred daným“ zoznamom stavov / textový atribút, kde si každý vyplní, čo chce (resp. obmedzíme cez CHECK)

# ERM: vzťah vs. atribút entity

Výhody vytvorenia samostatnej entity:

- Existuje jednoznačný zoznam prípustných hodnôt, využiteľný v UI a klientskych programoch.
- Spoľahlivé vyhľadávanie (nemusíme premýšľať, či niekto nepoužil iný reťazec na popis tej istej veci).
- Databáza automaticky a transparentne stráži konzistentnosť (napr. preklepy); možno „pekne“ reportovať chyby (na rozdiel od CHECK).
- Rozšíriteľnosť: nové tabuľky sa môžu cez cudzí kľúč odkazovať na entity; nemusíme zdvojovať CHECK a strážiť, že je identický.

# ERM: vzťah vs. atribút entity

Nevýhody vytvorenia samostatnej entity:

- Možno príliš obmedzujúce, napr. fixný zoznam krstných mien či prípustných hodnôt pre položku „hobby“.
- Ťažkosti so zmenami zoznamu povolených hodnôt: Kto bude mať oprávnenie meniť či pridávať hodnoty? Ako sa zmena možných hodnôt distribuuje ostatným, aby nepracovali s neplatným zoznamom?
- Potenciálne priveľa entít (napr. adresu možno rozbiť na entity ulica, číslo domu, mesto, . . . ) a zahltenie stovkami tabuliek vedúce k ľudským chybám alebo nízkemu výkonu.

# Redundancia

| *Zamestnanec* | *Pracovisko* | *Adresa pracoviska* |
|---|---|---|
| Adam | SAV | Patrónka |
| Adam | KAGDM | Mlynská dolina |
| Cyril | KAGDM | Mlynská dolina |

Redundancy: Informácia o adrese pracoviska je v tabuľke viacnásobne.

# Redundancia — anomálie pri updatovaní

| *Zamestnanec* | *Pracovisko* | *Adresa pracoviska* |
|---|---|---|
| Adam | SAV | Patrónka |
| Adam | KAGDM | Mlynská dolina → Staré grunty |
| Cyril | KAGDM | Mlynská dolina |

UPDATE anomaly: keď upravíme adresu pracoviska v jednom zázname, bude to v rozpore s ostatnými záznamami.

# Redundancia — anomálie pri mazaní

| *Zamestnanec* | *Pracovisko* | *Adresa pracoviska* |
|---|---|---|
| Adam | SAV | Patrónka |
| Adam | KAGDM | Mlynská dolina |
| Cyril | KAGDM | Mlynská dolina |

DELETE anomaly: keď zmažeme všetkých zamestnancov pracoviska, stratíme informáciu o jeho adrese.

# Redundancia — anomálie pri vkladaní

| *Zamestnanec* | *Pracovisko* | *Adresa pracoviska* |
|---|---|---|
| Adam | SAV | Patrónka |
| Adam | KAGDM | Mlynská dolina |
| Cyril | KAGDM | Mlynská dolina |

INSERT anomaly: nemožno zmysluplne pridať adresu pracoviska bez pridania zamestnancov (resp. NULL).

# Redundancia — ako sa jej vyhnúť?

Riešenie: dekompozícia relácií.

| *Zamestnanec* | *Pracovisko* |
|---|---|
| Adam | SAV |
| Adam | KAGDM |
| Cyril | KAGDM |

| *Pracovisko* | *Adresa prac.* |
|---|---|
| SAV | Patrónka |
| KAGDM | Mlynská d. |

- žiadna redundancia
- žiadne anomálie (INSERT, UPDATE, DELETE)

Naplnenie relácií v dekompozícii získame projekciou z pôvodnej relácie. Pôvodné dáta získame pomocou operácie JOIN.

# Funkčné závislosti

Ako vieme, kedy je dekompozícia dostatočná?
Matematický model: funkčné závislosti.

Uvažujme reláciu $R$ a dve množiny atribútov $X$, $Y$.
Funkčná závislosť $X \to Y$ platí práve vtedy,
keď pre každé naplnenie relácie $R$ platí:
ak sa dva záznamy zhodujú na všetkých atribútoch z $X$,
zhodujú sa aj na všetkých atribútoch z $Y$.

Príklad: R = (emp_id, emp_name, dept_id, dept_name);
FZ:
$\{\text{dept\_id}\} \to \{\text{dept\_name}\}$
$\{\text{emp\_id}\} \to \{\text{emp\_name, dept\_id}\}$

# Funkčné závislosti

Príklad: neplatí $X \to Y$, ale môže platiť $Y \to X$:

| X | Y |
|---|---|
| 1 | 2 |
| 1 | 3 |
| 2 | 4 |
| 3 | 5 |
| 3 | 6 |

(Pozor: platnosť FZ je cez všetky naplnenia tabuľky, čiže z jedného naplnenia nevieme rozhodnúť o platnosti FZ.)

# Funkčné závislosti

Príklad: ktoré z možných netriviálnych FZ ($C \to B$, $AC \to B \ldots$) určite neplatia?

| A | B | C |
|---|---|---|
| 1 | 1 | 1 |
| 1 | 2 | 3 |
| 2 | 5 | 3 |
| 3 | 5 | 3 |

# Funkčné závislosti

Pridanie funkčnej závislosti spraví z relácie funkciu. Táto funkcia je definovaná naplnením tabuľky (nie matematicky — to by sme pravú stranu FZ vôbec nemuseli evidovať v databáze, ak by sa dala vždy vypočítať z hodnoty naľavo).

Pre tabuľku s dvomi atribútmi $x$, $y$ to presne zodpovedá matematickým pojmom: *binárna relácia* reprezentuje *funkciu*, ak pre každú hodnotu $x$ máme jedinú hodnotu $y$. (Technicky, ide o čiastočnú funkciu, nemusí byť definovaná na všetkých prípustných hodnotách $x$, jej definičný obor je daný konkrétnym naplnením tabuľky.)

# Funkčné závislosti

Aké FZ platia v relácii s atribútmi idFaktúry, idObjednávky, idZákazníka, idProduktu, Cena, Množstvo?

# Funkčné závislosti

Aké FZ platia v relácii s atribútmi idFaktúry, idObjednávky, idZákazníka, idProduktu, Cena, Množstvo?

$$F \to O$$
$$O \to Z$$
$$OP \to M$$
$$P \to C \quad ??? \quad \text{(zľavy pre veľkoodberateľov?)}$$
$$O \to F \quad ??? \quad \text{(čo s opravnými faktúrami?)}$$

Ak chceme nájsť všetky platné FZ, môžeme postupne pre každý atribút $A$ hľadať minimálne množiny $X$ také, že $X \to A$.

# Reprezentácia FZ v SQL

Reprezentácia funkčných závislostí v SQL: pomocou UNIQUE.

Pre závislosť $AB \rightarrow C$ spravíme tabuľku

```
CREATE TABLE t (
        A <data_type_of_A>,
        B <data_type_of_B>,
        C <data_type_of_C>,
        UNIQUE(A, B)
);
```

Keďže sa do nej nedajú vložiť záznamy $(a_1, b_1, c_1)$ a $(a_1, b_1, c_2)$, platí aj požadovaná funkčná závislosť.

# Funkčné závislosti

FZ nemožno určiť z naplnenia databázy (pri inom by nemuseli platiť), musia byť preto súčasťou návrhu.

Funkčné závislosti treba vnímať so všetkými ich dôsledkami. Predpokladajme, že platí

$$A \to C, \quad B \to D, \quad CD \to E.$$

Potom aj

$$\begin{aligned} AB &\to D \\ A &\to A \\ AB &\to E \\ &\dots \end{aligned}$$

# Funkčné závislosti

Čo znamenajú nasledujúce FZ?

$$A \rightarrow \emptyset$$
$$\emptyset \rightarrow A$$

# Funkčné závislosti

Čo znamenajú nasledujúce FZ?

$$A \to \emptyset$$
$$\emptyset \to A$$

Prvá vždy triviálne platí (nehovorí nič), podľa druhej je A konštanta (hodnota A vo všetkých riadkoch musí byť rovnaká).

# Funkčné závislosti

Pravidlá pre odvodzovanie — Armstrongove axiómy.

1. Ak $X \to Y$, tak $XZ \to YZ$.
2. Ak $Y \subseteq X$, tak $X \to Y$.
3. Ak $X \to Y$ a $Y \to Z$, tak $X \to Z$.

Ich platnosť vyplýva priamo z definície FZ.

Odvodiť sa dajú ďalšie pravidlá, napr.
$A_1 A_2 \ldots A_n \to B_1 B_2 \ldots B_n \;\leftrightarrow\; \forall i \; A_1 A_2 \ldots A_n \to B_i$.

Množinu všetkých FZ, ktoré možno odvodiť z danej množiny FZ $M$, nazývame uzáver množiny FZ $M$.
(Jeho veľkosť môže byť exponenciálna vzhľadom na veľkosť $M$, čo spôsobuje algoritmické problémy.)

# Funkčné závislosti

Uzáver množiny atribútov $\{A_1, A_2 \ldots, A_n\}$ vzhľadom na nejakú množinu FZ $M$: maximálna množina atribútov $B$ taká, že platí $A_1 A_2 \ldots A_n \rightarrow B$.

Uzáver možno vypočítať v polynomiálnom čase tak, že začneme pôvodnou množinou atribútov, a v každom kroku prejdeme všetky FZ z $M$ a pre každú z nich pridáme do uzáveru pravú stranu, ak sa tam už nachádza ľavá strana. Keď sme nič nepridali počas celého prechodu $M$, končíme.

Uzáver možno využiť na výpočet všetkých FZ platných v danej relácii (vyskúšame všetky možné podmnožiny atribútov ako ľavé strany a na pravú stranu pripíšeme uzáver ľavej strany).

# Funkčné závislosti a kľúče

Množina atribútov $X$ je v nejakej relácii s atribútmi $R$ nadkľúč, ak platí $X \rightarrow R$. Nadkľúč minimálny vzhľadom na inklúziu sa nazýva kľúč. (V angličtine sa pre dvojicu pojmov nadkľúč/kľúč používa superkey/key alebo key/candidate key.)

Aké kľúče má relácia
(emp_id, emp_name, dept_id, dept_name)?

# Dekompozícia relácií

V princípe každú databázu možno vnímať ako jedinú reláciu (predstavte si join všetkých tabuliek). Preto dekompozícia relácie na menšie je pri návrhu kľúčová, aj keď ju explicitne nevnímame.

Pri dekompozícii nechceme polámať funkčné závislosti.

Príklad: relácia $order\_items(Order, Product, Amount)$ so závislosťou

$$\{Order, Product\} \rightarrow \{Amount\}.$$

Ak ju akokoľvek dekomponujeme, stratíme informáciu o tom, že $\{Order, Product\}$ je kľúč. Pri kontrole integrity budeme musieť pri každej zmene niektorej z čiastkových relácií spočítať join a overiť, či nedošlo k porušeniu FZ.

# Dekompozícia relácií — bezstratovosť

Z dekomponovanej relácie musíme vedieť získať pôvodné záznamy. Inak povedané, ak spravíme join, dostaneme práve pôvodné záznamy a nič navyše — nestratili sme žiadnu informáciu, čiže ide o bezstratovú dekompozíciu (lossless decomposition).

Otestovať, či je dekompozícia bezstratová, možno polynomiálnym algoritmom (link: chase algorithm).

Jednoduchšie riešenie pre 2 relácie: požadujeme, aby množina spoločných atribútov bola v aspoň jednej z nich nadkľúčom.

# Dekompozícia relácií — bezstratovosť

$r(\mathit{Zamestnanec}, \mathit{Pracovisko}, \mathit{AdresaPracoviska})$
dekomponujeme na
$r_1(\mathit{Zamestnanec}, \mathit{Pracovisko})$,
$r_2(\mathit{Pracovisko}, \mathit{AdresaPracoviska})$.
Je táto dekompozícia bezstratová?

# Dekompozícia relácií — bezstratovosť

$r(\mathit{Zamestnanec}, \mathit{Pracovisko}, \mathit{AdresaPracoviska})$
dekomponujeme na
$r_1(\mathit{Zamestnanec}, \mathit{Pracovisko})$,
$r_2(\mathit{Pracovisko}, \mathit{AdresaPracoviska})$.
Je táto dekompozícia bezstratová?

Označme $Z = \mathit{Zamestnanec}$, $P = \mathit{Pracovisko}$,
$A = \mathit{AdresaPracoviska}$.

V $r$ platí $Z \to P$, $P \to A$. Preto $P$ $(= r_1 \cap r_2)$ je kľúč v $r_2$ a do (natural) joinu $r_1 \bowtie r_2$ sa nemôže dostať záznam, ktorý v $r$ nebol, pretože tento join ku každému riadku $r_1$ len doplní hodnotu $A$ z $r_2$.

# Dekompozícia relácií — bezstratovosť

Veta: Dekompozícia $XYZ$ do $XY$ a $XZ$ je bezstratová práve vtedy, keď $X$ je nadkľúčom v $XY$ alebo v $XZ$.

# Dekompozícia relácií — bezstratovosť

Veta: Dekompozícia $XYZ$ do $XY$ a $XZ$ je bezstratová práve vtedy, keď $X$ je nadkľúčom v $XY$ alebo v $XZ$.

Dôkaz: Ak $X$ je nadkľúčom v $XY$ (čiže $X \to Y$), tak join $XY \bowtie XZ$ len pripíše hodnotu $Y$ k záznamom v $XZ$, dekompozícia preto je bezstratová.

Predpokladajme, že neplatí $X \to Y$ ani $X \to Z$. Ak $XYZ$ obsahuje $xy_1z_1$ a $xy_2z_2$, join $XY \bowtie XZ$ bude obsahovať aj $xy_1z_2$.

# Dekompozícia relácií — bezstratovosť

Bezstratovosť je iná vlastnosť ako zachovanie funkčných závislostí. Uvažujme reláciu $ABC$ s jedinou FZ $A \to B$, ktorú dekomponujeme do $AB$ a $BC$.

FZ ostala zachovaná, ale $AB$ a $BC$ sa nespájajú bezstratovo, lebo spoločný atribút $B$ nie je kľúčom v $AB$ ani v $BC$.

(Vhodnejšia dekompozícia je $AB$ a $AC$. Overte, že je bezstratová.)

# Dekompozícia relácií

Požiadavky na dekompozíciu:

- Je bezstratová. (Nutné.)
- Neláme funkčné závislosti. (Z tohto sa dá trocha zľaviť, ale je oveľa lepšie FZ zachovať, umožňuje to kontrolu integrity štandardnými prostriedkami.)
- Odstraňuje čo najviac redundancie a anomálií.

Redundancia sa odstraňuje normalizáciou — cieleným dekomponovaním. Mieru normalizácie popisujú normálne formy.

# Normálne formy

**1NF** Nemáme duplikáty ani kompozitné atribúty (hodnotou atribútu nie je relácia).

**3NF** Odstraňuje väčšinu redundancie a problémov s anomáliami. Vždy existuje a ľahko sa hľadá.

**BCNF** Čosi ako 3.5NF, ideál. Relácia v BCNF neobsahuje žiadnu redundanciu vzhľadom na FZ, ani nedochádza k spomínaným anomáliám.

Normálne formy vytvárajú hierarchiu (ak je niečo vo vyššej, je aj v nižšej). Existujú aj vyššie normálne formy (napr. 4NF), tie sa venujú odstraňovaniu tzv. multivalued dependencies. V praxi sú málo relevantné.

# BCNF

Relácia $r$ je v BCNF, ak ľavá strana každej netriviálnej FZ je nadkľúč $r$.

Problémy:

- Pre niektoré relácie neexistuje (napr. $r(ABC)$, kde FZ sú $AB \to C$, $C \to A$).
- Pre danú reláciu je NP-úplné rozhodnúť, či je v BCNF.

Ak relácia $R$ nie je v BCNF kvôli FZ $X \to Y$, dekomponujeme ju do $XY$ a $R - Y$. (Zachováva bezstratovosť.)
(V literatúre možno nájsť iné, hoci ekvivalentné, definície jednotlivých normálnych foriem. BCNF nemá pekné číslo: zámerom bolo už v 3NF odstrániť všetku redundanciu, ale vyšlo to až na druhý pokus.)

# 3NF

Relácia $r$ je v 3NF, ak ľavá strana každej netriviálnej FZ je nadkľúč $r$ alebo každý atribút na pravej strane je súčasťou nejakého kľúča.

Vlastnosti:

- Pre danú reláciu je NP-úplné rozhodnúť, či je v 3NF.
- Dekompozícia do 3NF vždy existuje.
- Existuje polynomiálny algoritmus, ktorý aspoň jednu 3NF nájde (cez minimálne pokrytie, pozri kap. 8, 9, 10). Nájdená dekompozícia je bezstratová a zachováva FZ.

Schéma vytvorená na základe dobrého entitno-relačného modelu je zväčša už v 3NF.

# Príklad porušenia 3NF

Relácia s tranzitívnou FZ: $A \to C$, ak $A \to B$ a $B \to C$ sú FZ.

Predpokladáme, že iné netriviálne FZ nemáme. Potom $A$ je jediný kľúč: nie je na pravej strane žiadnej FZ, takže sa nedá odvodiť, preto je súčasťou každého kľúča; nič ďalšie v kľúči nemôže byť, lebo samotné $A$ je kľúč.

Ľavá strana $B \to C$ nie je nadkľúč, pravá strana nie je súčasťou žiadneho kľúča, preto relácia $ABC$ nie je v 3NF.

Aké anomálie v $ABC$ hrozia?

# Normalizácia

Normalizujme reláciu $R$:

| *Zamestnanec Z* | *Pracovisko P* | *Adresa pracoviska A* |
|---|---|---|
| Adam | KAGDM | Mlynská dolina |
| Cyril | KAGDM | Mlynská dolina |

# Normalizácia

Normalizujme reláciu $R$:

| *Zamestnanec Z* | *Pracovisko P* | *Adresa pracoviska A* |
|---|---|---|
| Adam | KAGDM | Mlynská dolina |
| Cyril | KAGDM | Mlynská dolina |

FZ: $Z \to P$, $P \to A$. Jediný kľúč je $Z$.

FZ $P \to A$ porušuje BCNF, lebo ľavá strana nie je nadkľúč.
Aj $3NF$, lebo atribút $A$ na pravej strane nie je súčasťou žiadneho kľúča.

Preto dekomponujeme: do $PA$ a $R - A = ZP$.
Tie sú binárne, preto v BCNF. FZ ostali zachované.

# Normalizácia

Uvažujme reláciu R(Student, Course, Teacher). Vieme, že:

- Študent môže študovať viacero predmetov.
- V rámci jedného predmetu má študent jedného učiteľa.
- Predmet môže mať viac učiteľov,
  avšak každý učiteľ učí len jeden predmet.

1. Nájdite všetky platné netriviálne FZ.
2. Nájdite všetky kľúče tejto relácie.
3. Zistite najvyššiu normálnu formu, v ktorej je táto relácia.
4. Bezstratovo ju dekomponujte do BCNF, ak treba.
   Zachovajú sa FZ? Ak nie, ako kontrolovať tie porušené?

# Normalizácia

V relácii s atribútmi idFaktúry, idObjednávky, idZákazníka, idProduktu, Cena, Množstvo platia FZ

$$F \to O$$
$$O \to Z$$
$$OP \to M$$
$$P \to C$$

1. Nájdite všetky kľúče tejto relácie.
2. Dekomponujte ju do 3NF, prípadne BCNF.

# Overenie NF

„Byť v normálnej forme“ nie je „existenčná“ vlastnosť: nestačí čosi malé nájsť a ukázať, že to má požadované vlastnosti; naopak treba zdôvodniť, že neexistuje závislosť, ktorá by NF pokazila.

Typická relácia (napr. zodpovedajúca entite v ERM) má primárny kľúč a od neho funkčne závislé atribúty. Z toho však nijako nevyplýva, že je v NF; treba skúmať všetky potenciálne platné závislosti medzi ostatnými atribútmi.

Postup pre 3NF a BCNF (jediné dve v praxi zaujímavé NF): podľa ich definícií stačí skúmať závislosti, ktoré majú na pravej strane práve jeden atribút.

# Overenie NF

Zoberieme všetky podmnožiny atribútov relácie $R$ ako potenciálne ľavé strany platnej FZ; pre každú podmnožinu $L$ treba zistiť všetky možné pravé strany.

- Ak máme kompletnú množinu FZ, vypočítame uzáver $L$. Ak sa v uzávere vyskytne atribút, ktorý nie je na ľavej strane, porovnáme túto FZ s definíciou príslušnej NF (pri testovaní 3NF je vhodné poznať všetky kľúče $R$).
- Alebo postupujeme podľa definície FZ: pre $L \rightarrow A$ sa pýtame, či môžu pre danú hodnotu $L$ existovať dve rôzne hodnoty $A$ (odpovedať musí niekto, kto rozumie modelovanému svetu).

# Overenie NF

Bežné chyby:

- Miesto uzáveru množiny všetkých FZ pracujeme len s FZ v konkrétnej reprezentácii tohto uzáveru (napr. niektoré minimálne pokrytie). Napr. máme zapísané $A \to X$, $X \to B$, a pre reláciu obsahujúcu $A$ aj $B$ si nevšimneme, že v nej platí $A \to B$.
- Pri návrhu databázy zriedka pracujeme s reláciou, ktorá obsahuje všetky atribúty (hoci virtuálne taká vždy existuje, stačí si predstaviť join všetkých relácií v dekompozícii). Miesto toho máme čiastočnú dekompozíciu, z ktorej nemusí byť vidno vzťahy medzi jednotlivými jej časťami. Ak robíte dekompozíciu bez kompletnej množiny FZ, je vhodné začať do samostatných relácií oddeľovať atribúty, ktoré s inými zjavne nesúvisia.

# Normalizácia

Po normalizácii väčšina relácií zodpovedá jednotlivým funkčným závislostiam (napr. tabuľka s atribútmi O, P, M pre $OP \rightarrow M$), resp. skupinám FZ so spoločnou ľavou stranou, ktorá je kľúčom (tabuľka A, B, C pre $A \rightarrow B$, $A \rightarrow C$).
Preto na ich vynútenie postačí v SQL UNIQUE
(hoci tento constraint ignoruje pravú stranu FZ).

Prehnaná normalizácia vedie k binárnym reláciám
(tie sú vždy v BCNF), napr. binárne relácie
(Id, Meno), (Id, Priezvisko), (Id, RodneCislo)
miesto
(Id, Meno, Priezvisko, RodneCislo).

Normalizácia núti používateľov písať joiny, ktoré naspäť pospájajú tabuľky. Tie najbežnejšie či netriviálne možno napísať vopred v podobe VIEW.

# Príklad: databáza kníh

Atribúty:

- ISBN
- Názov
- Autor
- NárodnosťAutora
- Formát
- Cena (odporúčaná)
- Témy (zoznam tém)
- PočetStrán
- Vydavateľstvo
- KontaktVydavateľstvo
- Žáner
- DefiníciaŽánru

Predpoklady:

- Každú knihu napísal jediný autor a má jediný žáner.
- Knihu identifikuje dvojica (Názov, Autor), oplatí sa však pridať umelé idDiela, aby sme mali jednoduchý kľúč.
- Knihu vydáva len jediné vydavateľstvo, má len jediné vydanie a jeden jazyk. Môže však byť vo viacerých formátoch; ISBN sa prideľuje osobitne pre jednotlivé formáty (papier, ePub, PDF...).

Identifikujte FZ a bezstratovo dekomponujte do BCNF.

# Primary keys

V relácii (Meno, RodnéČíslo, ČísloPasu) sú atribúty RodnéČíslo a ČísloPasu kľúčmi. Pre externé nástroje je výhodné, keď možno záznamy identifikovať úplne jednoznačne, preto si zo všetkých kľúčov chceme vybrať primárny.

- PostgreSQL: PRIMARY KEY = NOT NULL UNIQUE.
- SQLite: PRIMARY KEY je unique, ale *nie* NOT NULL.

  `https://www.sqlitetutorial.net/sqlite-primary-key/`

Primárny kľúč môže zahŕňať viac atribútov:

```
CREATE TABLE ta (
  a1 integer, a2 integer,
  PRIMARY KEY (a1, a2)
);
```

# Surrogate keys

Pre niektoré tabuľky nemáme žiadnych prirodzených kandidátov na primárny kľúč (napr. ak tabuľka len zachytáva vzťah M:N). Vtedy môžeme pridať ako primárny kľúč surrogate key — umelý identifikátor, ktorý jednoznačne identifikuje záznam.

- PostgreSQL: atribút typu SERIAL.
- SQLite: atribút definovaný ako INTEGER PRIMARY KEY je automaticky aliasom pre ROWID (stĺpec s automaticky inkrementovanými hodnotami).

# Surrogate keys

Umelé id možno využiť, aj keď máme iné kľúče, ale ich použitie by bolo nevýhodné:

- prirodzený kľúč nechceme zverejniť (napr. rodné číslo, číslo bankovej karty)
- pridlhé hodnoty kľúčových atribútov (index nad celými číslami zaberá menej miesta a je rýchlejší než nad dlhými reťazcami)
- chceme sa vyhnúť kompozitným kľúčom (ťažšia práca s externými nástrojmi, napr. ORM)
- pribúda počet atribútov v cudzích kľúčoch (pri ich reťazení)

# Surrogate keys

Pridanie umelého id $I$ nemení spĺňanie normálnej formy:

- Ak nejaká FZ pred pridaním $I$ porušovala NF, porušuje ju naďalej.
- Ak nejaká FZ pred pridaním $I$ neporušovala NF, nebude ju porušovať (pre 3NF a BCNF to vidno z toho, že každý pôvodný kľúč ostáva kľúčom, keďže z neho „vyplýva“ $I$).
- NF nemôže porušovať závislosť, ktorá má $I$ na ľavej strane (lebo samotné $I$ je nadkľúč).
- NF nemôže porušovať závislosť, ktorá má $I$ na pravej strane, lebo každá množina atribútov, z ktorej „vyplýva“ $I$, je nadkľúčom (keďže z $I$ „vyplýva“ všetko).

# Funkčné závislosti v SQL

Aké funkčné závislosti musia platiť pre nasledujúcu reláciu?
(Hľadáme závislosti vynútené SQL kódom.)

```
CREATE TABLE customers (
    id          integer PRIMARY KEY,      -- I
    address     text NOT NULL,            -- A
    name        text NOT NULL,            -- N
    email       text NOT NULL UNIQUE,     -- E
    phone       text NOT NULL UNIQUE,     -- P
    UNIQUE(name, address)
);
```

# Funkčné závislosti v SQL

Aké funkčné závislosti musia platiť pre nasledujúcu reláciu? (Hľadáme závislosti vynútené SQL kódom.)

```
CREATE TABLE customers (
    id          integer PRIMARY KEY,      -- I
    address     text NOT NULL,            -- A
    name        text NOT NULL,            -- N
    email       text NOT NULL UNIQUE,     -- E
    phone       text NOT NULL UNIQUE,     -- P
    UNIQUE(name, address)
);
```

- PRIMARY KEY: $I \to ANEP$
- UNIQUE: $E \to I$, $P \to I$, $AN \to I$
- Z významu stĺpcov to vyzerá tak, že iné FZ (okrem tých, čo vyplývajú z uvedených) už medzi týmito atribútmi nie sú (a nechceme ich v SQL vynucovať).

# Užitočná redundancia

Ak máme veľa dát, možno nechceme opakovane rátať agregačné funkcie, povedzme súčet. Jeho hodnotu $H$ možno vypočítať dopredu, napr. tak, že záznamy dostávajú timestamp, podľa ktorého je spravený BTREE index, a v rámci dotazu počítame len $H$ k nejakému timestampu plus záznamy, ktoré pribudli.

V takom prípade treba strážiť konzistenciu dát: pri zmene hodnôt originálnych záznamov (napr. zmazanie najstarších) aktualizovať $H$ a naopak nedovoliť zmenu $H$ bez úpravy originálnych záznamov.

Mechanizmus: trigger — funkcia uložená v databáze, ktorá sa spustí zakaždým, keď nastane definovaná udalosť, napr. pred pridaním či po pridaní riadka.

# Užitočná redundancia

Zaužívané pravidlá je pri normalizácii občas (hoci zriedka) výhodné porušiť, treba však mať jasno, že prečo, a uviesť to v dokumentácii. Kompromis medzi znížením redundancie (vyššia NF) a zachovaním FZ nemá jediné správne objektívne riešenie, treba sa riadiť skúsenosťou.

Vo všeobecnosti čím lepšia normalizácia (pri zachovaní FZ), tým jednoduchšie sa robí vkladanie a úpravy dát, ale výpočet niektorých dotazov môže byť pomalší. Naopak viac redundancie zrýchli výpočet dotazov, ale skomplikuje udržiavanie konzistencie dát.
Ak v schéme existujúcej databázy vidíte neštandardné prvky, navrhujte ich zmeny až po dôsledkom preverení ich pôvodu a dôvodov ich vzniku. (Pozri tiež Chestertonov plot.)

# Nedostatky v návrhu databázovej schémy

- zlý, neaktuálny či príliš komplikovaný dátový model (bežné pri digitalizácii verejnej správy)
- nejasnosti v tom, aké dáta sú potrebné a či je možné ich získať
- schéma, ktorú je ťažké upraviť pri zmene dátového modelu (napr. kvôli nadmernému využitiu custom riešení miesto štandardizovaných; voľte jednoduchosť)
- chýbajúca dokumentácia, najmä zdôvodnenia netriviálnych rozhodnutí
- nadmerné použitie indexov (netreba ich „pre každý prípad“ pre každý atribút)
- zlé pomenovania (nejasné, málo špecifické, nekonzistentné, opakovanie názvu pre rôzne veci)

# Foreign keys

Atribút obsiahnutý v niekoľkých reláciách:

- V matematickom relačnom modeli vždy „ten istý“.
- V SQL rovnako pomenované stĺpce v rôznych tabuľkách nemajú medzi sebou žiaden vzťah.

Foreign keys (cudzie kľúče) — mechanizmus na zabezpečenie súladu hodnôt toho istého atribútu v rôznych tabuľkách (referenčná integrita).

# Foreign keys

```
CREATE TABLE ta (
  a1 integer REFERENCES tb,
  a2 integer,
  a3 integer,
  FOREIGN KEY (a2, a3) REFERENCES tc (c1, c2)
);
```

Cudzie kľúče možno pomenovať (ľahšie sa tak identifikuje dôvod zamietnutia operácie):

```
CONSTRAINT fk_name1 FOREIGN KEY a1 REFERENCES tb (b1)
CONSTRAINT fk_name2 FOREIGN KEY (a2, a3) REFERENCES tc (c1, c2)
```

# Foreign keys

```
CREATE TABLE products (
  product_no integer PRIMARY KEY,
  price numeric
);
CREATE TABLE orders (
  order_id integer PRIMARY KEY
);
CREATE TABLE order_items (
  order_id integer REFERENCES orders ON DELETE CASCADE,
  product_no integer REFERENCES products
      ON DELETE RESTRICT ON UPDATE CASCADE,
  quantity integer,
  PRIMARY KEY (product_no, order_id)
);
```

# Foreign keys

Možnosti pre ON DELETE

- CASCADE – zmaže riadok, ktorý sa odkazoval na mazaný riadok
- RESTRICT – nezmaže nič, operácia DELETE skončí s chybou
- SET NULL – nastaví odkaz na NULL
  (zlyhá pre NOT NULL stĺpce)
- SET DEFAULT – nastaví hodnotu odkazu na defaultnú
  (zlyhá, ak takto vznikne nekorektný odkaz)
- NO ACTION – toto je default, DELETE skončí s chybou pri COMMIT (ak DBMS podporuje odloženú kontrolu, inak ihneď)

# Foreign keys

Možnosti pre ON UPDATE

- CASCADE – zmení odkazujúcu hodnotu na novú hodnotu odkazovanej (zachová väzbu medzi riadkami)
- RESTRICT – zabráni zmene v odkazovanej tabuľke, UPDATE ihneď skončí s chybou
- SET NULL – nastaví odkaz na NULL (väzba zanikne)
- SET DEFAULT – nastaví hodnotu odkazu na defaultnú (zlyhá, ak takto vznikne nekorektný odkaz)
- NO ACTION – toto je default, UPDATE skončí s chybou pri COMMIT (ak DBMS podporuje odloženú kontrolu, inak ihneď)

# Foreign keys

Kedy sa vyhodnocuje platnosť odkazu?

- DEFERRED – až pri commite transakcie
- IMMEDIATE – okamžite po vykonaní operácie

# Foreign keys

Kedy sa vyhodnocuje platnosť odkazu?

- DEFERRED – až pri commite transakcie
- IMMEDIATE – okamžite po vykonaní operácie

Možnosti pri definícii cudzieho kľúča:

- NOT DEFERRABLE – vždy okamžité vyhodnocovanie
- DEFERRABLE INITIALLY IMMEDIATE – v rámci tx možno zvoliť, kedy vyhodnocovať, default je ihneď
- DEFERRABLE INITIALLY DEFERRED – v rámci tx možno zvoliť, kedy vyhodnocovať, default je commit

# Mazanie záznamov

Pri nastavení ON DELETE treba postupovať citlivo.

Použitie CASCADE vedie k implicitnému mazaniu, ktorého si autor dotazu nemusí byť vedomý. Napríklad pri mazaní objednávky je jasné, že bude zmazaný aj zoznam produktov z tejto objednávky, ale pri mazaní učiteľa nechceme prísť o dáta z hodnotenia študentov, ktoré sú naňho naviazané, ani o materiály, ktoré pre školu vytvoril.

Použitie RESTRICT spraví mazanie explicitným. Klientsky program si napr. môže vyžiadať zoznam mazaných objektov a nechať ho potvrdiť používateľom, alebo zmeniť naviazanie cez cudzie kľúče na nezmazané záznamy.

# Mazanie záznamov

Nevýhody ON DELETE CASCADE:

- Nezamýšľaná strata záznamov.
- Náročnejšie debugovanie — ťažšie logovanie či pátranie po príčine straty dát.
- Pokles výkonu pri masívnom mazaní — tabuľka, z ktorej sa maže veľa vecí, ostane pre ostatné transakcie de facto zablokovaná. Mazanie môže trvať dlhé minúty a autor DELETE to nemusí vedieť.
- Bezpečnostné problémy, napr. ak máme prístupové práva na úrovni jednotlivých záznamov.

# Mazanie záznamov

Ďalšie možnosti:

- *Soft delete*: Záznamy len označíme (v extra stĺpci) ako zmazané, ale ponecháme v databáze. Cez trigger sa dá spraviť cascade. Nevýhoda: vo všetkých dotazoch potom musíme filtrovať cez pridaný flag.
- Tabuľka historických hodnôt: zmazané záznamy presúvame (napr. trigger) do inej tabuľky a pripíšeme k nim obdobie platnosti.
- Temporal tables (SQL Server).

# Vyššie normálne formy

Niektoré druhy redundancie sa nedajú zachytiť FZ.
Príklad: R = employee(emp_id, project, skill).

- Zamestnanec pracuje na viacerých projektoch.
- Zamestnanec má viacero zručností.
- Projekty a zručnosti zamestnanca sú na sebe nezávislé.

Problém (redundancia): Ak Anna pracuje na 7 projektoch a vie 'SQL' a 'Python', tabuľka musí obsahovať všetkých 14 riadkov karteziánskeho súčinu. Vznikajú anomálie: pridanie novej zručnosti pre Annu vyžaduje pridanie 7 nových záznamov.

R je v BCNF, lebo neplatia žiadne netriviálne FZ (kľúčom je celá trojica `emp_id, project, skill`). BCNF však túto redundanciu neodstránila.

# 4NF

Multivalued dependencies (MVD) v relácii $XYZ$: $X \twoheadrightarrow Y$, ak pre danú hodnotu $X$ existuje *množina* hodnôt $Y$, ktorá je rovnaká pre každú hodnotu $Z$.
Pre R: $emp\_id \twoheadrightarrow project$, $emp\_id \twoheadrightarrow skill$.

Relácia je v 4NF, ak v každej netriviálnej MVD $X \twoheadrightarrow Y$ je $X$ je nadkľúč.

MVD odstraňujeme tiež dekompozíciou, napr. $R$ nahradíme $R_1 = (emp\_id, project)$ a $R_2 = (emp\_id, skill)$.

# Literatúra

- entity-relationship diagrams
- normal forms
- normalization example 1
- normalization example 2
- `https://www.postgresql.org/docs/current/ddl-constraints.html`
- `https://www.postgresql.org/docs/current/sql-set-constraints.html`
- trigger v PostgreSQL
- trigger v SQLite
- `https://www.db-book.com/slides-dir/PDF-dir/ch6.pdf`
- `https://www.db-book.com/slides-dir/PDF-dir/ch7.pdf`
- `https://cs186berkeley.net/notes/note13/`

# Literatúra

Online normalization tools (limited functionality)

- https://www.ict.griffith.edu.au/normalization_tools/normalization/index.html
- https://arjo129.github.io/functionalDependencyCalculator/
- http://raymondcho.net/RelationalDatabaseTools/RelationalDatabaseTools.html
- https://uisacad5.uis.edu/cgi-bin/mcrem2/database_design_tool.cgi

# Na zamyslenie

- Nájdite príklad dekompozície, ktorá je bezstratová, ale nezachováva FZ.
- Nájdite príklad dekompozície, ktorá nie je bezstratová, ale zachováva všetky FZ (pričom platia aspoň dve).
- Ako možno vynútiť platnosť funkčnej závislosti $AB \to C$ v bezstratovej dekompozícii, ak žiadna relácia neobsahuje zároveň všetky tri atribúty $A$, $B$, $C$?
- Čo znamená „zachovať FZ pri dekompozícii“? Je nutné zachovať každú FZ? Je to výhodné?
- Aj dobre napísaný trigger má nevýhody. Aké?

# Na zamyslenie

- Akú časovú zložitosť má vyhodnotenie cudzieho kľúča pri vložení jedného záznamu? Majú na to vplyv indexy?
- Akú časovú zložitosť má CASCADE pri cudzích kľúčoch? Majú na to vplyv indexy?
- Uveďte príklad redundancie, ktorá sa nedá vyjadriť pomocou FZ.
- V prípade tabuľky, ktorá má veľa atribútov, ktorých hodnoty sú takmer všetky rovnaké (napr. NULL, FALSE či default), môže mať význam nahradiť ich všetky jediným stĺpcom typu json. V čom spočíva výhodnosť tohto postupu? Aká by bola normálna forma takto modifikovanej tabuľky?