

Navrhovanie databáz

Ján Mazák

FMFI UK Bratislava

Návrh databázových schém

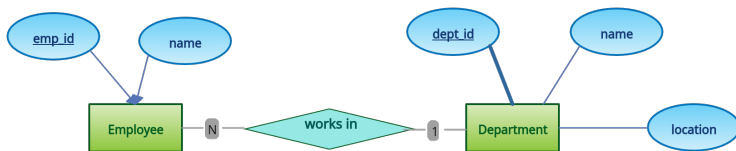
Databázová schéma: čo sú atribúty a aký majú dátový typ, aké relácie máme, vzťahy medzi nimi.

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.

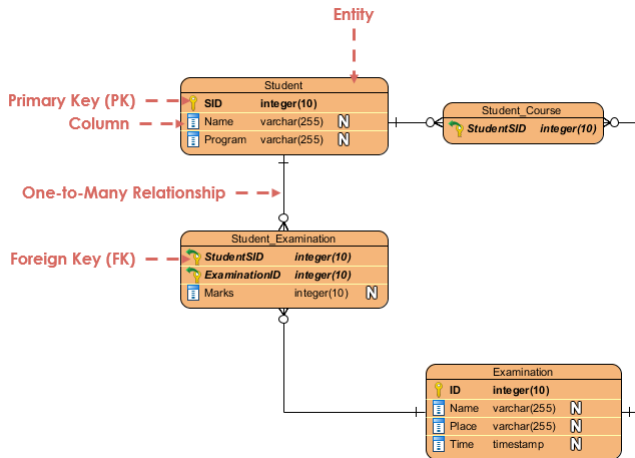
Entitno-relačný model (ERM)

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.

Súčasti ERM:

- ▶ entity
- ▶ atribúty jednotlivých entít
- ▶ jednoznačné identifikátory entít (primárne kľúče)
- ▶ vzťahy medzi entitami a ich násobnosť

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 1:1, 1:N, M:N (pozor na poradie; označenia 1, M, N sa bežne pripisujú ku koncom hrán).

Entitno-relačný model v SQL

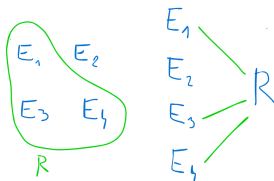
Prepis ERM do databázovej schémy v SQL:

- ▶ 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 zdvojsť 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

<i>Zamestnanec</i>	<i>Pracovisko</i>	<i>Adresa pracoviska</i>
Adam	SAV	Patrónka
Adam	KAGDM	Mlynská dolina
Cyril	KAGDM	Mlynská dolina

Redundancy: Informácia o adrese pracoviska je v tabuľke viacnásobne.

Redundancia — anomálie pri updatovaní

<i>Zamestnanec</i>	<i>Pracovisko</i>	<i>Adresa pracoviska</i>
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

<i>Zamestnanec</i>	<i>Pracovisko</i>	<i>Adresa pracoviska</i>
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

<i>Zamestnanec</i>	<i>Pracovisko</i>	<i>Adresa pracoviska</i>
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.

<i>Zamestnanec</i>	<i>Pracovisko</i>
Adam	SAV
Adam	KAGDM
Cyril	KAGDM

<i>Pracovisko</i>	<i>Adresa prac.</i>
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 $X \rightarrow Y$ 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: $R = (\text{emp_id}, \text{emp_name}, \text{dept_id}, \text{dept_name})$;

FZ:

$\{\text{dept_id}\} \rightarrow \{\text{dept_name}\}$

$\{\text{emp_id}\} \rightarrow \{\text{emp_name}, \text{dept_id}\}$

Funkčné závislosti

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

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

$$F \rightarrow O$$

$$O \rightarrow Z$$

$$OP \rightarrow M$$

$$P \rightarrow C$$

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

$$F \rightarrow O$$

$$O \rightarrow Z$$

$$OP \rightarrow M$$

$$P \rightarrow C$$

Možno $O \rightarrow F$, ale čo s opravnými faktúrami?

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

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

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

Potom aj

$$AB \rightarrow D$$

$$A \rightarrow A$$

$$AB \rightarrow E$$

...

Čo znamenajú nasledujúce FZ?

$$A \rightarrow \emptyset$$

$$\emptyset \rightarrow A$$

Čo znamenajú nasledujúce FZ?

$$A \rightarrow \emptyset$$

$$\emptyset \rightarrow A$$

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

Ich platnosť vyplýva priamo z definície FZ.

Odvodiť sa dajú ďalšie pravidlá, napr.

$$A_1 A_2 \dots A_n \rightarrow B_1 B_2 \dots B_n \leftrightarrow \forall i A_1 A_2 \dots A_n \rightarrow B_i.$$

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.)

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

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

$r(\text{Zamestnanec}, \text{Pracovisko}, \text{AdresaPracoviska})$

dekomponujeme na

$r_1(\text{Zamestnanec}, \text{Pracovisko}),$

$r_2(\text{Pracovisko}, \text{AdresaPracoviska}).$

Je táto dekompozícia bezstratová?

Dekompozícia relácií — bezstratovosť

$r(\text{Zamestnanec}, \text{Pracovisko}, \text{AdresaPracoviska})$

dekomponujeme na

$r_1(\text{Zamestnanec}, \text{Pracovisko})$,

$r_2(\text{Pracovisko}, \text{AdresaPracoviska})$.

Je táto dekompozícia bezstratová?

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

V r platí $Z \rightarrow P$, $P \rightarrow A$. 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 .

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

Predpokladajme, že neplatí $X \rightarrow Y$ ani $X \rightarrow Z$. 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 $A \rightarrow B$, 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 trochu 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 zväčša irelevantné.

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

Problémy:

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

Ak relácia R nie je v BCNF kvôli FZ $X \rightarrow Y$, 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.)

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: $A \rightarrow C$, ak $A \rightarrow B$ a $B \rightarrow C$ 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 $B \rightarrow C$ 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 :

<i>Zamestnanec Z</i>	<i>Pracovisko P</i>	<i>Adresa pracoviska A</i>
Adam	KAGDM	Mlynská dolina
Cyril	KAGDM	Mlynská dolina

Normalizácia

Normalizujme reláciu R :

<i>Zamestnanec</i> Z	<i>Pracovisko</i> P	<i>Adresa pracoviska</i> A
Adam	KAGDM	Mlynská dolina
Cyril	KAGDM	Mlynská dolina

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

FZ $P \rightarrow A$ 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.

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

$$F \rightarrow O$$

$$O \rightarrow Z$$

$$OP \rightarrow M$$

$$P \rightarrow C$$

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

„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.

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).

Bežné chyby:

- ▶ Miesto uzáveru množiny všetkých FZ pracujeme len s FZ v konkrétnej reprezentácii tohto uzáveru (napr. niektoré minimálne pokrytie). Napr. máme zapísané $A \rightarrow X$, $X \rightarrow B$, a pre reláciu obsahujúcu A aj B si nevšimneme, že v nej platí $A \rightarrow B$.
- ▶ 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).

Príklad: binárne relácie

(Id, Meno), (Id, Priezvisko), (Id, RodneCislo)

miesto

(Id, Meno, Priezvisko, RodneCislo).

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 prideluje 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:

- ▶ chceme sa vyhnúť kompozitným kľúčom (ťažšia práca s externými nástrojmi, napr. ORM)
- ▶ prídlhé hodnoty kľúčových atribútov (index nad celými číslami zaberá menej miesta a je rýchlejší než nad dlhými reťazcami)
- ▶ prirodzený kľúč nechceme zverejniť (napr. rodné číslo, číslo bankovej karty)

Surrogate keys

Pridanie umelého id / nemení spĺňanie normálnej formy:

- ▶ Ak nejaká FZ pred pridaním / porušovala NF, porušuje ju naďalej.
- ▶ Ak nejaká FZ pred pridaním / neporušovala NF, nebude ju porušovať (pre 3NF a BCNF to vidno z toho, že každý pôvodný kľúč ostáva kľúčom, keďže z neho „vyplýva“ /).
- ▶ NF nemôže porušovať závislosť, ktorá má / na ľavej strane (lebo samotné / je nadkľúč).
- ▶ NF nemôže porušovať závislosť, ktorá má / na pravej strane, lebo každá množina atribútov, z ktorej „vyplýva“ /, je nadkľúčom (keďže z / „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: $I \rightarrow ANEP$
- ▶ UNIQUE: $E \rightarrow I$, $P \rightarrow I$, $AN \rightarrow I$
- ▶ 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 agregáčné funkcie, povedzme súčet. Jeho hodnotu H možno vypočítať dopredu, napr. tak, že záznamy dostávajú timestamp, podľa ktorého je spravený B TREE 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)

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)  
);
```

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

Možnosti pre **ON UPDATE**

- ▶ **CASCADE** – zmení odkazujúcu hodnotu na novú hodnotu odkazovanej (zachová väzbu medzi riadkami)
- ▶ **RESTRICT** – zabráni zmene v odkazovanej tabuľke, UPDATE zlyhá
- ▶ **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, väzba sa pokazí

Kedy sa vyhodnocuje platnosť odkazu?

- ▶ **DEFERRED** – až pri committe transakcie
- ▶ **IMMEDIATE** – okamžite po vykonaní operácie

Foreign keys

Kedy sa vyhodnocuje platnosť odkazu?

- ▶ **DEFERRED** – až pri committe 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

- ▶ 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/>

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