



Databázové systémy

# Dotazování v relačním modelu a SQL

Petr Krajča



Katedra informatiky  
Univerzita Palackého v Olomouci

- **Relační schéma** je konečná množina  $R = \{\langle y_1, \tau_1 \rangle, \dots, \langle y_n, \tau_n \rangle\}$ , kde  $y_1, \dots, y_n$  jsou vzájemně různé atributy z  $Y$  a  $\tau_1, \dots, \tau_n$  jsou typy. (Pokud typ vyplývá jednoznačně z kontextu, pak relační schéma ztotožňujeme s konečnými podmnožinami  $R \subseteq Y$  a doménu (typ) atributu  $y \in Y$  značíme  $D_y$ .)
- **Kartézský součin množin**  $A_i$  ( $i \in I$ ) je množina  $\prod_{i \in I} A_i$  všech zobrazení  $f : I \rightarrow \bigcup_{i \in I} A_i$  takových, že  $f(i) \in A_i$  platí pro každý index  $i \in I$ .
- **Relace**  $\mathcal{D}$  nad relačním schématem  $R$  je libovolná konečná podmnožina  $\prod_{y \in R} D_y$ .
- Každé zobrazení  $f \in \prod_{i \in I} A_i$  se nazývá **n-tice** (angl. tuple).
- **Relační proměnná** daného typu je (perzistentní) proměnná, která může nabývat hodnot, jimiž jsou relace daného typu. (Formalizace jména tabulky v RM.)



- **Instance databáze** je konečná množina relační proměnných, jejichž aktuálních hodnot a integritních omezení. (Zatím nepotřebujeme.)
- **Dotaz** je částečně rekurzivní funkce z množiny všech instancí databáze do množiny všech relací (nad relačními schématy).

## Poznámky

- typický přístup: dotaz je popsán v určitém *jazyku* a je dána jeho *intepretace*
- dotazovací jazyk je **doménově nezávislý**, pokud výsledky dotazů nezávisí na typech (doménách), ale pouze na hodnotách relačních proměnných



## 1 relační algebra

- specifikuje množinu **operací s relacemi**
- dotaz = výraz skládající se ze složených relačních operací
- interpretace dotazu = postupné vyhodnocování operací
- elementární operace s relacemi (SŘBD může dobře optimalizovat)

## 2 relační kalkuly

- několi typů: **doménový relační kalkul**, **n-ticový relační kalkul**
- dotaz = formule predikátové logiky (s volnými proměnnými)
- interpretace dotazů = ohodnocení formulí ve struktuře (instanci databáze)
- ryze deklarativní, vychází z něj řada jazyků (QUEL, částečně SQL)

### Poznámka:

- databáze při zpracování dotazů vytváří **prováděcí plány**, které jsou blízké operacím relační algebry



- Množina relačních operací přímo ovlivňuje, jak silný (expresivní) bude dotazovací jazyk, který je na ní založen.
- dělení operací relační algebry
  - základní (minimální množina operací) vs. odvozené operace
  - podle počtu operandů (operace s jednou, dvěma, ... relacemi)
  - podle významu (množinové, protějšky kvantifikátorů, ...)
- „Rozumná množina operací“ – taková, že relační algebra je stejně silná jako (doménově nezávislý) doménový relační kalkul.



Pro dvě relace  $\mathcal{D}_1, \mathcal{D}_2$  na relačním schématu  $R \subseteq Y$  zavádíme

$$\mathcal{D}_1 \cap \mathcal{D}_2 = \{r \in \prod_{y \in R} D_y \mid r \in \mathcal{D}_1 \text{ a zároveň } r \in \mathcal{D}_2\}$$

Relace  $\mathcal{D}_1 \cap \mathcal{D}_2$  na schématu  $R$  se nazývá **průnik relací**  $\mathcal{D}_1$  a  $\mathcal{D}_2$ .

## SQL:

```
SELECT * FROM tabulka1
  INTERSECT
SELECT * FROM tabulka2;
```



Pro dvě relace  $\mathcal{D}_1, \mathcal{D}_2$  na relačním schématu  $R \subseteq Y$  zavádíme

$$\mathcal{D}_1 \cup \mathcal{D}_2 = \{r \in \prod_{y \in R} D_y \mid r \in \mathcal{D}_1 \text{ nebo } r \in \mathcal{D}_2\}$$

Relace  $\mathcal{D}_1 \cup \mathcal{D}_2$  na schématu  $R$  se nazývá **sjednocení relací**  $\mathcal{D}_1$  a  $\mathcal{D}_2$ .

## SQL:

```
SELECT * FROM tabulka1
      UNION
SELECT * FROM tabulka2;
```



```
CREATE TABLE foo (x INTEGER PRIMARY KEY);
```

```
CREATE TABLE bar (x INTEGER PRIMARY KEY);
```

```
INSERT INTO foo (x) VALUES (10), (20), (30);
```

```
INSERT INTO bar (x) VALUES (30), (40);
```

```
/* implicitni modifikator DISTINCT */
```

```
SELECT * FROM foo UNION SELECT * FROM bar;
```

```
SELECT * FROM foo UNION DISTINCT SELECT * FROM bar;
```

```
/* hodnota 30 se ve vysledku objevi 2x -- nerelacni vysledek */
```

```
SELECT * FROM foo UNION ALL SELECT * FROM bar;
```





Pro dvě relace  $\mathcal{D}_1, \mathcal{D}_2$  na relačním schématu  $R \subseteq Y$  zavádíme

$$\mathcal{D}_1 \setminus \mathcal{D}_2 = \{r \in \prod_{y \in R} D_y \mid r \in \mathcal{D}_1 \text{ a zároveň } r \notin \mathcal{D}_2\}$$

Relace  $\mathcal{D}_1 \setminus \mathcal{D}_2$  na schématu  $R$  se nazývá **rozdíl relací**  $\mathcal{D}_1$  a  $\mathcal{D}_2$ .

## SQL:

```
SELECT * FROM tabulka1
EXCEPT
SELECT * FROM tabulka2;
```



Operace  $\cup$ ,  $\cap$ ,  $\setminus$  s relacemi na schématu  $R$  mají následující vlastnosti:

- 1  $\cup$  a  $\cap$  jsou asociativní, komutativní, idempotentní.
- 2  $\emptyset_R$  (prázdná relace na  $R$ ) je neutrální prvek operace  $\cup$  a anihilátor  $\cap$
- 3  $\cup$  a  $\cap$  jsou vzájemně distributivní, tj.  
$$\mathcal{D}_1 \cup (\mathcal{D}_2 \cap \mathcal{D}_3) = (\mathcal{D}_1 \cup \mathcal{D}_2) \cap (\mathcal{D}_1 \cup \mathcal{D}_3)$$
$$\mathcal{D}_1 \cap (\mathcal{D}_2 \cup \mathcal{D}_3) = (\mathcal{D}_1 \cap \mathcal{D}_2) \cup (\mathcal{D}_1 \cap \mathcal{D}_3)$$
- 4  $\cup$  a  $\cap$  se vzájemně absorbují, tj.  
$$\mathcal{D}_1 = \mathcal{D}_1 \cap (\mathcal{D}_1 \cup \mathcal{D}_2)$$
$$\mathcal{D}_1 = \mathcal{D}_1 \cup (\mathcal{D}_1 \cap \mathcal{D}_2)$$
- 5  $\mathcal{D}_1 \subseteq \mathcal{D}_2$  právě tehdy, když  $\mathcal{D}_1 \setminus \mathcal{D}_2 = \emptyset_R$
- 6  $\mathcal{D}_1 \cup \mathcal{D}_2 = \mathcal{D}_1 \cup (\mathcal{D}_2 \setminus \mathcal{D}_1)$
- 7  $\mathcal{D}_1 \cap \mathcal{D}_2 = \mathcal{D}_2 \setminus (\mathcal{D}_2 \setminus \mathcal{D}_1)$
- 8 ...



- Které operace vzít jako základní?
- Jak zavést obecný koncept (booleovské) operace s relacemi?

## Obecná (booleovská) operace

Mějme relace  $\mathcal{D}_1, \dots, \mathcal{D}_n$  a  $\mathcal{D}$  nad relačním schématem  $R$  takové, že platí  $\mathcal{D}_i \subseteq \mathcal{D}$  pro každé  $i = 1, \dots, n$ . Dál uvažujme výrokovou formuli  $\varphi$ , která obsahuje nejvýše výrokové symboly  $p_1, \dots, p_n$ . Pak

$$\text{Bool}(\mathcal{D}_1, \dots, \mathcal{D}_n, \mathcal{D}, \varphi) = \{r \in \mathcal{D} \mid e_r(\varphi) = 1\},$$

Kde  $e_r$  je ohodnocení výrokových symbolů (jednoznačně rozšířené na všechny výrokové formule), splňující:

$$e_r(p_i) = \begin{cases} 1, & \text{pokud } r \in \mathcal{D}_i \\ 0, & \text{jinak.} \end{cases}$$

## Příklad

$$\begin{aligned}\mathcal{D}_1 \cap \mathcal{D}_2 &= \text{Bool}(\mathcal{D}_1, \mathcal{D}_2, \mathcal{D}_1 \cup \mathcal{D}_2, p_1 \wedge p_2) \\ \mathcal{D}_1 \cup \mathcal{D}_2 &= \text{Bool}(\mathcal{D}_1, \mathcal{D}_2, \mathcal{D}_1 \cup \mathcal{D}_2, p_1 \vee p_2) \\ \mathcal{D}_1 \setminus \mathcal{D}_2 &= \text{Bool}(\mathcal{D}_1, \mathcal{D}_2, \mathcal{D}_1 \cup \mathcal{D}_2, p_1 \wedge \neg p_2) \\ &= \text{Bool}(\mathcal{D}_1, \mathcal{D}_2, \mathcal{D}_1 \cup \mathcal{D}_2, \neg(p_1 \Rightarrow p_2))\end{aligned}$$

## další operace

$$\begin{aligned}\mathcal{D}_1 \Delta \mathcal{D}_2 &= \text{Bool}(\mathcal{D}_1, \mathcal{D}_2, \mathcal{D}_1 \cup \mathcal{D}_2, (p_1 \wedge \neg p_2) \vee (\neg p_1 \wedge p_2)) \\ &= \text{Bool}(\mathcal{D}_1, \mathcal{D}_2, \mathcal{D}_1 \cup \mathcal{D}_2, \neg(p_1 \Leftrightarrow p_2)) \\ \mathcal{D}_1 \rightarrow_{\mathcal{D}} \mathcal{D}_2 &= \text{Bool}(\mathcal{D}_1, \mathcal{D}_2, \mathcal{D}, p_1 \Rightarrow p_2)\end{aligned}$$

## Sjednocení (zřetězení)

Mějme  $n$ -tice  $r \in \prod_{y \in R} D_y$  a  $s \in \prod_{y \in S} D_y$  takové, že  $r(y) = s(y)$  pro každý atribut  $y \in R \cap S$ . Zobrazení  $r \cup s$  (zkráceně)  $rs$  nazveme sjednocení (zřetězení)  $n$ -tic  $r$  a  $s$ .

## Projekce (zúžení)

Mějme  $n$ -tici  $r \in \prod_{y \in R} D_y$ , pak pro  $S \subseteq R$  definujeme  $r(S) \in \prod_{y \in S} D_y$  tak, že  $(r(S))(y) = r(y)$  pro každý  $y \in S$ . Zobrazení  $r(S)$  se nazývá projekce  $r$  na  $S$ .

## Poznámky:

- sjednocení je komutativní ( $sr = rs$ ), asociativní ( $r(st) = (rs)t$ ), idempotentní ( $rr = r$ ), neutrální vzhledem k  $\emptyset$  ( $r\emptyset = r$ )
- sjednocení  $n$ -tic  $r \cup s$  je množinově teoretické sjednocení zobrazení, odtud:

$$(rs)(y) = \begin{cases} r(y), & \text{pokud } y \in R \\ s(y), & \text{jinak.} \end{cases}$$



Mějme relaci  $\mathcal{D}$  na schématu  $R$ . Pro libovolné  $S \subseteq R$  položíme:

$$\pi_S(\mathcal{D}) = \{s \in \prod_{y \in S} D_y \mid \text{existuje } t \in \prod_{R \setminus S} D_y \text{ tak, že } st \in \mathcal{D}\}.$$

Relace  $\pi_S(\mathcal{D})$  se nazývá **projekce  $\mathcal{D}$  na schéma  $S$** .

**SQL:**

```
SELECT DISTINCT atribut1, atribut2 FROM tabulka1;
```



```
CREATE TABLE foo
(x INTEGER,
 y INTEGER,
 z INTEGER NOT NULL,
 PRIMARY KEY(x, y));
```

```
INSERT INTO foo (x, y, z) VALUES (10, 20, 30);
INSERT INTO foo (x, y, z) VALUES (10, 30, 30);
INSERT INTO foo (x, y, z) VALUES (20, 40, 60);
```

```
/* explicitni kvalifikator DISTINCT */
SELECT DISTINCT x, z FROM foo;
```

```
/* implicitni kvalifikator ALL, nerelacni vysledek */
SELECT x, z FROM foo;
SELECT ALL x, z FROM foo;
```



```
CREATE TABLE zamestnanci
(jmeno VARCHAR(30) PRIMARY KEY,
 vek INTEGER NOT NULL,
 plat NUMERIC(8, 2) NOT NULL CHECK (plat > 8000),
 uvazek NUMERIC(3,2) DEFAULT 1 NOT NULL CHECK ((uvazek > 0) AND (uvazek <= 2)),
 funkce VARCHAR(20) NOT NULL);
```

```
INSERT INTO zamestnanci (jmeno, vek, plat, uvazek, funkce) VALUES
('Alice', 40, 16789.20, 0.80, 'Manager'),
('Bob', 37, 23100.00, 0.50, 'Udrzbar'),
('Chuck', 20, 15000.00, 1.00, 'Kreativec'),
('David', 30, 100000.00, 1.00, 'CEO'),
('Eva', 17, 10000.00, 1.20, 'Manager'),
('Frank', 35, 24000.00, 1.00, 'IT'),
('Gerald', 60, 17000.00, 1.00, 'Udrzbar'),
('Hugh', 45, 42000.00, 0.70, 'IT'),
('Ida', 32, 23000, 1.0, 'Manager');
```



## Příklad: pracovní data (2/2)



```
SELECT * FROM zamestnanci;
```

jmeno	vek	plat	uvazek	funkce
Alice	40	16789.20	0.80	Manager
Bob	37	23100.00	0.50	Udrzbar
Chuck	20	15000.00	1.00	Kreativec
David	30	100000.00	1.00	CEO
Eva	17	10000.00	1.20	Manager
Frank	35	24000.00	1.00	IT
Gerald	60	17000.00	1.00	Udrzbar
Hugh	45	42000.00	0.70	IT
Ida	32	23000.00	1.00	Manager



```
SELECT funkce FROM zamestnanci;
```

```
SELECT DISTINCT funkce FROM zamestnanci;
```

funkce

---

Manager

Udrzbar

Kreativec

CEO

Manager

IT

Udrzbar

IT

Manager

funkce

---

IT

Manager

Udrzbar

Kreativec

CEO



Pro relaci  $\mathcal{D}$  na schématu  $R$  platí:

1  $\pi_R(\mathcal{D}) = \mathcal{D}$

2  $\pi_{\emptyset}(\mathcal{D}) \begin{cases} \emptyset, & \text{pokud } \mathcal{D} = \emptyset_R, \\ \{\emptyset\}, & \text{jinak.} \end{cases}$

3  $\pi_{S_1}(\pi_{S_2}(\mathcal{D})) = \pi_{S_1}(\mathcal{D})$  pro každé  $S_1 \subseteq S_2 \subseteq R$

4  $\pi_S(\mathcal{D}_1 \cup \mathcal{D}_2) = \pi_S(\mathcal{D}_1) \cup \pi_S(\mathcal{D}_2)$

Mějme relaci  $\mathcal{D}$  na schématu  $R$  a necht'  $\theta$  je výraz typu „pravdivostní hodnota“, který může obsahovat jména atributů z  $R$ . Řekneme, že  $r \in \mathcal{D}$  **splňuje** (podmínku danou výrazem)  $\theta$ , pokud má  $\theta$  hodnotu "pravda" za předpokladu, že jsme nahradili jména atributů v  $\theta$  jejich hodnotami z  $r$ .

$$\sigma_{\theta}(\mathcal{D}) = \{r \in \mathcal{D} | r \text{ splňuje } \theta\}$$

Relace  $\sigma_{\theta}(\mathcal{D})$  se nazývá **restrikce**  $\mathcal{D}$  splňující  $\theta$ .

## SQL:

**SELECT** \* **FROM** tabulka **WHERE** podmínka;

## Poznámky:

- **restrikce na rovnost** – restrikce tvaru  $\sigma_{y=d}(\mathcal{D})$
- terminologie: restrikce = selekce (nezaměňovat se **SELECT** z SQL)
- restrikce (zmenšení velikosti relace)  $\times$  projekce (zmenšení stupně relace)

```
SELECT * FROM zamestnanci WHERE funkce = 'Manager';
```

jmeno	vek	plat	uvazek	funkce
Alice	40	16789.20	0.80	Manager
Eva	17	10000.00	1.20	Manager
Ida	32	23000.00	1.00	Manager

```
SELECT jmeno, vek FROM zamestnanci WHERE funkce = 'Manager';
```

jmeno	vek
Alice	40
Eva	17
Ida	32



Pro relaci  $\mathcal{D}$  na schématu  $R$  platí

- $\sigma_{\theta_1}(\sigma_{\theta_2}(\mathcal{D})) = \sigma_{\theta_2}(\sigma_{\theta_1}(\mathcal{D}))$
- $\sigma_{\theta}(\sigma_{\theta}(\mathcal{D})) = \sigma_{\theta}(\mathcal{D})$

## Restrikce a projekce

- Mějme relaci  $\mathcal{D}$  na schématu  $R$ . Pokud jsou všechna jména atributů z výrazu  $\theta$  obsažena v  $S \subseteq R$ , pak  $\pi_S(\sigma_{\theta}(\mathcal{D})) = \sigma_{\theta}(\pi_S(\mathcal{D}))$ .
- Pozor: Pokud je v  $\theta$  obsaženo jméno některého atributu, který není v  $S \subseteq R$ , pak výraz  $\sigma_{\theta}(\pi_S(\mathcal{D}))$  nedává smysl.
- V případě SQL chápeme, že projekce následuje za restrikcí.

## Poznámka

- Podmínku  $\theta$  lze chápat jako zobrazení  $\theta : \prod_{y \in R} D_y \rightarrow \{0, 1\}$ , kde  $\theta(r) = 1$  znamená, že  $r$  splňuje  $\theta$ .
- Pokud je  $\prod_{y \in R} D_y$  konečná, lze  $\sigma_{\theta}(\mathcal{D})$  chápat jako průnik relací.

## Přejmenování n-tice

Mějme  $n$ -tici  $r \in \prod_{y \in R} D_y$  a injektivní zobrazení  $h : R \rightarrow Y$ . Pak složené zobrazení  $\rho_h(r) = h^{-1} \circ r$  nazveme přejmenování  $n$ -tice  $r$  podle  $h$ .

$\rho_h(r)$  je  $n$ -tice nad schématem  $h(R)$ , kde  $(\rho_h(r))(h(y)) = r(y)$ , pro každé  $y \in R$ .

## Přejmenování relace

Mějme relaci  $\mathcal{D}$  na schématu  $R$  a injektivní zobrazení  $h : R \rightarrow Y$ . Položíme:

$$\rho_h(\mathcal{D}) = \{\rho_h(r) \mid r \in \mathcal{D}\}.$$

Relace  $\rho_h(\mathcal{D})$  se nazývá **přejmenování  $\mathcal{D}$  podle  $h$** . Pro jednoduchost se někdy značí  $\rho_{y'_1 \leftarrow y_1, \dots, y'_n \leftarrow y_n}(\mathcal{D})$  pokud  $h(y_i) = y'_i$  ( $i = 1, \dots, n$ ) a  $h(y) = y$  jinak.

## SQL:

```
SELECT stare_jmeno AS nove_jmeno FROM tabulka;  
SELECT stare_jmeno nove_jmeno FROM tabulka;
```

```
SELECT jmeno AS krestni_jmeno, vek, plat, uvazek, funkce FROM zamestnanci;
```

krestni_jmeno	vek	plat	uvazek	funkce
Alice	40	16789.20	0.80	Manager
Bob	37	23100.00	0.50	Udrzbar
Chuck	20	15000.00	1.00	Kreativec
David	30	100000.00	1.00	CEO
Eva	17	10000.00	1.20	Manager
Frank	35	24000.00	1.00	IT
Gerald	60	17000.00	1.00	Udrzbar
Hugh	45	42000.00	0.70	IT
Ida	32	23000.00	1.00	Manager



Mějme relaci  $\mathcal{D}$  na schématu  $R$  a uvažujme po dvou různé atributy  $y_1, \dots, y_n$ , které nejsou v  $R$ . Dále uvažujme výrazy  $\theta_1, \dots, \theta_n$ , které mohou obsahovat jména atributů z  $R$ . Pro každou  $n$ -tici  $r \in \mathcal{D}$  označíme  $r^{\theta_i}$  hodnotu výrazu  $\theta_i$  za předpokladu, že byly výskyty atributů  $y \in R$  v  $\theta_i$  nahrazeny hodnotami  $r(y)$ . Dále položíme:

$$\epsilon_{y_1 \leftarrow \theta_1, \dots, y_n \leftarrow \theta_n}(\mathcal{D}) = \{r \cup \{\langle y_1, r^{\theta_1} \rangle, \dots, \langle y_n, r^{\theta_n} \rangle\} \mid r \in \mathcal{D}\}.$$

Relace  $\epsilon_{y_1 \leftarrow \theta_1, \dots, y_n \leftarrow \theta_n}(\mathcal{D})$  se nazývá **rozšíření**  $\mathcal{D}$  o atributy  $y_1, \dots, y_n$ .

## SQL:

```
SELECT *, 20 AS y FROM tabulka;
```

```
SELECT *, x + 20 AS y FROM tabulka;
```

```
SELECT *, x + 20 AS y, x * 20 AS z FROM tabulka;
```

```
SELECT *, plat * 0.19 AS dan FROM zamestnanci;
```

jmeno	vek	plat	uvazek	funkce	dan
Alice	40	16789.20	0.80	Manager	3189.9480
Bob	37	23100.00	0.50	Udrzbar	4389.0000
Chuck	20	15000.00	1.00	Kreativec	2850.0000
David	30	100000.00	1.00	CEO	19000.0000
Eva	17	10000.00	1.20	Manager	1900.0000
Frank	35	24000.00	1.00	IT	4560.0000
Gerald	60	17000.00	1.00	Udrzbar	3230.0000
Hugh	45	42000.00	0.70	IT	7980.0000
Ida	32	23000.00	1.00	Manager	4370.0000



- **agregace** – jediná hodnota stanovená ze všech hodnot atributů dané relace
- **sumarizace** – výsledkem je relace obsahující hodnoty vypočtené z (částí) hodnot (některých) atributů v dané relaci

## Agregační funkce

- **AVG()** – aritmetický průměr
- **SUM()** – součet
- **COUNT()** – počet hodnot
- **COUNT(DISTINCT )** – počet unikátních hodnot
- **MIN()** – minimum
- **MAX()** – maximum



```
SELECT COUNT(*) AS cnt FROM tabulka;
SELECT COUNT(name) AS cnt FROM tabulka;
SELECT COUNT(DISTINCT name) AS cnt FROM tabulka;
SELECT MAX(x) AS y FROM tabulka;
SELECT AVG(x) AS y, SUM(x) AS z FROM tabulka;
```

### Sumarizace

- klauzule GROUP BY umožňuje určit, podle kterých atributů proběhne sumarizace
- na výsledky sumarizace je možné použít restrikcí klauzulí HAVING

```
SELECT funkce, MAX(plat) AS nejvyssi_plat FROM zamestnanci
GROUP BY funkce;
```

```
SELECT funkce, MAX(plat) FROM zamestnanci
GROUP BY funkce
HAVING MAX(plat) > 20000;
```

```
SELECT COUNT(*) AS zamestnancu, COUNT(DISTINCT funkce) AS profesi,  
       AVG(plat) prumerny_plat FROM zamestnanci;
```

zamestnancu	profesi	prumerny_plat
9	5	30098.800000000000

```
SELECT funkce, COUNT(*) AS zamestnancu, AVG(plat) prumerny_plat  
       FROM zamestnanci GROUP BY funkce;
```

funkce	zamestnancu	prumerny_plat
IT	2	33000.000000000000
Manager	3	16596.400000000000
Udrzbar	2	20050.000000000000
Kreativec	1	15000.000000000000
CEO	1	100000.000000000000



## Řazení výsledků

- klauzule ORDER BY atribut1, atribut2, ...
- za každým atributem je možné uvést ASC nebo DESC podle toho, zda se mají hodnoty řadit vzestupně, či sestupně
- operace nemá oporu v RM

## Omezení velikosti výsledků

- řada SŘDB umožňuje omezit množství vrácených řádků
- implementace/řešení se často liší podle konkrétní SŘBD
- nutné používat společně s ORDER BY (jinak nemá smysl, jelikož pořadí řádků není nikde definováno!!!)
- typicky klauzule LIMIT n vracející prvních n řádků
- typicky klauzule OFFSET n ignorujících prvních n řádků



```
SELECT * FROM tabulka ORDER BY x, y;  
SELECT * FROM tabulka ORDER BY x ASC, b;  
SELECT * FROM tabulka ORDER BY x ASC, b DESC;  
  
SELECT * FROM tabulka ORDER BY x LIMIT 10;  
SELECT * FROM tabulka ORDER BY x OFFSET 5 LIMIT 10;  
  
SELECT * FROM zamestnanci ORDER BY plat LIMIT 5;
```

jmeno	vek	plat	uvazek	funkce
Eva	17	10000.00	1.20	Manager
Chuck	20	15000.00	1.00	Kreativec
Alice	40	16789.20	0.80	Manager
Gerald	60	17000.00	1.00	Udrzbar
Ida	32	23000.00	1.00	Manager



```
SELECT atribut1, atribut2, ... FROM tabulka
WHERE podminka
GROUP BY atributy
HAVING podminka
ORDER BY sloupce
OFFSET radek
LIMIT pocet
```

- 1 pro každý řádek jsou vyhodnoceny výrazy (část hned za SELECT)
- 2 jsou vybrány řádky splňující podmínku WHERE
- 3 dojde k sumarizaci hodnot pomocí GROUP BY
- 4 jsou vybrány řádky splňující podmínku HAVING
- 5 řádky jsou setříděny podle ORDER BY
- 6 jsou odfiltrovány řádky podle OFFSET
- 7 je vybrán počet řádků daný zapomocí LIMIT



**vnořný dotaz** (dotaz musí vrátet sloupec)

```
SELECT * FROM tabulka WHERE atribut IN (dotaz);
```

**vnořný dotaz** (dotaz musí vrátet singleton)

```
SELECT * FROM tabulka WHERE atribut = (dotaz);
```

```
SELECT * FROM tabulka WHERE atribut > (dotaz);
```

**vnořný dotaz** (existenční a kvantifikační podmínky)

```
SELECT * FROM tabulka WHERE atribut <= SOME (dotaz);
```

```
SELECT * FROM tabulka WHERE atribut <= ALL (dotaz);
```

**vnořný dotaz na úrovni atributu**

```
SELECT *, (dotaz) AS novy_atribut FROM tabulka;
```



```
SELECT * FROM zamestnanci
  WHERE jmeno IN (SELECT jmeno FROM zamestnanci WHERE funkce = 'IT');
```

```
SELECT * FROM zamestnanci
  WHERE plat > (SELECT AVG(plat) FROM zamestnanci);
```

```
SELECT * FROM zamestnanci
  WHERE plat >= SOME (SELECT plat FROM zamestnanci
                    WHERE funkce = 'Udrzbar');
```

```
SELECT * FROM zamestnanci
  WHERE plat >= ALL (SELECT plat FROM zamestnanci
                    WHERE funkce = 'Udrzbar');
```

## Vnořené dotazy: příklady (2/2)



```
SELECT *, (SELECT COUNT(*) FROM zamestnanci AS z1
           WHERE z1.plat > z2.plat)
         AS rank
FROM zamestnanci AS z2
ORDER BY rank;
```

jmeno	vek	plat	uvazek	funkce	rank
David	30	100000.00	1.00	CEO	0
Hugh	45	42000.00	0.70	IT	1
Frank	35	24000.00	1.00	IT	2
Bob	37	23100.00	0.50	Udrzbar	3
Ida	32	23000.00	1.00	Manager	4
Gerald	60	17000.00	1.00	Udrzbar	5
Alice	40	16789.20	0.80	Manager	6
Chuck	20	15000.00	1.00	Kreativec	7
Eva	17	10000.00	1.20	Manager	8