

<http://www.dcs.fmph.uniba.sk/~plachetk/TEACHING/DB1>

Tomáš Plachetka

Fakulta matematiky, fyziky a informatiky,
Univerzita Komenského, Bratislava

Zima 2025–2026

Definícia: **relácia** je podmnožina kartézskeho súčinu množín.

Formálne, n -árna relácia r je definovaná ako

$$\langle r \subseteq D_1 \times D_2 \times \dots \times D_n, D_1, D_2, \dots, D_n \rangle$$

Prvkami relácie sú **usporiadané n -tice** (hovorí sa im tiež n -tuples, tuples, záznamy). Jednotlivým zložkám tých n -tíc sa hovorí **atribúty** (argumenty) relácie. Množinám $D_1, D_2, \dots, D_n$ sa hovorí **domény (typy) atribútov** relácie r

Kartézsky súčin nie je komutatívny, takže **na poradí atribútov záleží**. **V relačnom kalkule sa atribúty adresujú pozíciou**

Ale ak atribúty pomenujeme, tak ich môžeme ľubovoľne premiešať. **Tak sa to robí v SQL, atribúty sa adresujú menom**. Relácie $r(\text{Mesto}, \text{Psc})$ a $r(\text{Psc}, \text{Mesto})$ sú vtedy ekvivalentné

Ako vieme popísať **konkrétnu** reláciu? Ak je konečná, tak môžeme **vymenovať** všetky n-tice, ktoré do nej patria. Napríklad boolovskú reláciu f vieme popísať takto:

$f = \{[0, 0, 0], [0, 1, 0], [1, 0, 0], [1, 1, 1]\}$.

Pre úplnosť treba dodať, že $f \subseteq \{0, 1\} \times \{0, 1\} \times \{0, 1\}$, t.j., že atribúty X , Y a Z môžu mať v relácii $f(X, Y, Z)$ len hodnoty 0 a 1

Domény atribútov obvykle nebudeme uvádzať. Niekedy sú však dôležité. Napríklad,

$\{[X, Y] \in \mathbb{N} \times \mathbb{N} : X < Y\}$

je **iná** relácia ako

$\{[X, Y] \in \mathbb{R} \times \mathbb{R} : X < Y\}$

Definícia: Nech r je n -árna relácia

$\langle r \subseteq D_1 \times D_2 \times \dots \times D_n, D_1, D_2, \dots, D_n \rangle$.

Potom **n -árny predikát prislúchajúci relácii** r je funkcia

$r_p: D_1 \times D_2 \times \dots \times D_n \rightarrow \text{boolean}$,

pričom $r_p(A_1, \dots, A_n) = \text{TRUE}$ práve vtedy keď $[A_1, \dots, A_n] \in r$

Nebudeme rozlišovať medzi menom relácie a menom predikátu, ktorý tej relácii prislúcha

Napríklad, reláciu $r(\text{Mesto}, \text{Psc})$ „stotožníme” s predikátom $r(\text{Mesto}, \text{Psc})$ tak, že relácia $r(\text{Mesto}, \text{Psc})$ bude obsahovať práve tie n -tice $[M, P]$, pre ktoré platí predikát $r(M, P)$

Konvenciou bude, že mená predikátov a relácií budú písané malými písmenami. Konštanty v argumentoch predikátov budú písané malými písmenami, premenné veľkými písmenami

Relačný kalkul: dotazy

Dotazy v relačnom kalkule sú formuly logiky 1.rádu. **Databáza (extenzionálna)** je konečná množina predikátov, ktoré sú splnené pre **konečné množiny** n-tíc

Výsledok dotazu je usporiadaná množina hodnôt voľných premenných, po ktorých dosadení tá formula platí. Ak dotaz nemá voľné premenné, tak výsledkom dotazu je TRUE resp. FALSE

Príklady dotazov a ich výsledkov nad databázou

$f(., ., .) = \{[0, 0, 0], [0, 1, 0], [1, 0, 0], [1, 1, 1]\}$:

$f(0, 0, 0) = \text{TRUE}$

$f(0, 0, 1) = \text{FALSE}$

$f(0, 0, 2) = \text{FALSE}$

$\{[X, Y]: f(X, Y, 1)\} = \{[1, 1]\}$

$\{[X, Y]: f(X, Y, 2)\} = \emptyset$

$\{X: f(0, X, X)\} = \{0\}$

$\exists X f(X, X, X) = \text{TRUE}$

$\{X: \exists Y f(X, X, Y) \wedge f(Y, Y, X)\} = \{0, 1\}$

$\{X: f(X, Y, 4)\}$ je nezmysel

$\{[X, Y, Z]: \neg f(X, Y, Z)\} = ???$

$\forall X \forall Y \forall Z f(X, Y, Z) = ???$

Relačný kalkul: bezpečnosť dotazov (safety)

Obmedzenia, ktoré umožňujú výpočet dotazov:

V dotazoch dovoľíme len **doménovo nezávislé formuly**

(ich výsledok závisí nie od domény, ale **len** od obsahu databázy)

Neexistuje algoritmus, ktorý pre ľubovoľnú formulu rozhodne či je doménovo nezávislá (hoci pre niektoré konkrétne formuly to rozhodnúť vieme). Nepomáha ani to, že formuly vieme ekvivalentne transformovať do dohodnutej normálnej formy

Ale pre istú podtriedu doménovo nezávislých formúl sa to dá:

Definícia: **Premenná V_i formuly ϕ je ohraničená (range-restricted)**, ak vieme algoritmicky vypočítať konečnú množinu hodnôt R_i takú, že po dosadení ľubovoľnej hodnoty $v \notin R_i$ za V_i formula ϕ nie je splniteľná

Definícia: **Formula je bezpečná (safe)**, ak každá jej premenná je ohraničená

Platí: **Každá bezpečná formula je doménovo nezávislá**

Ak sa dohodneme na vhodnej normálnej forme bezpečných formúl, tak pre ľubovoľnú formulu vieme algoritmicky (syntaktickou analýzou) rozhodnúť, či je v danej normálnej forme

Výsledok ľubovoľnej bezpečnej formuly vieme vypočítať

Napríklad tak, že vyskúšame všetky možné dosadenia do všetkých premenných (premenných aj "rozumných dosadení" je konečne veľa)

Ku každej doménovo nezávislej formuli existuje (a dá sa skonštruovať) ekvivalentná bezpečná formula

Relačný kalkul: definície predikátov

V relačnom kalkule vieme z existujúcich predikátov **definovať** (konštruovať) **nové predikáty implikáciou**

Príklad: daná je konečná relácia $\text{krat}(\cdot, \cdot, \cdot)$, napr. malá násobilka $\{Z: \exists X \exists Y \text{ krat}(X, Y, Z) \wedge X \neq 1 \wedge Y \neq 1\}$ je množina zložených čísiel
Takto sa definuje jej charakteristický predikát $\text{zlozene_cislo}(Z)$:
 $\forall Z (\exists X \exists Y \text{ krat}(X, Y, Z) \wedge X \neq 1 \wedge Y \neq 1) \Rightarrow \text{zlozene_cislo}(Z)$

Definujme predikát $\text{prvocislo}(\cdot)$:

$\forall Z ((\exists X \exists Y \text{ krat}(X, Y, Z)) \wedge \neg \text{zlozene_cislo}(Z)) \Rightarrow \text{prvocislo}(Z)$

Toto je trochu nepresné, treba ešte pridať definíciu zlozene_cislo :

$(\forall Z (\exists X \exists Y \text{ krat}(X, Y, Z) \wedge X \neq 1 \wedge Y \neq 1) \Rightarrow \text{zlozene_cislo}(Z)) \wedge$
 $(\forall Z ((\exists X \exists Y \text{ krat}(X, Y, Z)) \wedge \neg \text{zlozene_cislo}(Z)) \Rightarrow \text{prvocislo}(Z))$

Dotaz na prvočísla (skrátенý zápis, ktorý je presný v konjunkcii s predošlou formulou):

$\{Z: \text{prvocislo}(Z)\}$

Relačný kalkul: rekurzívne definície predikátov

Príklad: daný je predikát $r(\text{Rodíc}, \text{Dieta})$

Chceme definovať predikát $p(\text{Predok}, \text{Potomok})$, ktorý je pravdivý pre také dvojice, že osoba Predok je predkom osoby Potomok.

Sú 2 prípady:

1. Osoba Predok je rodičom osoby Potomok (priamy potomok)
2. Osoba Predok je predkom *nejakej* osoby Rodic, pričom Potomok je dieťaťom osoby Rodic

$$\begin{aligned} &\forall \text{Predok} \forall \text{Potomok} (\\ & (\\ & r(\text{Predok}, \text{Potomok}) /* \text{prípado 1} */ \\ & \vee (\exists \text{Rodic } p(\text{Predok}, \text{Rodic}) \wedge r(\text{Rodic}, \text{Potomok})) /* \text{prípado 2} */ \\ &) \\ & \Rightarrow p(\text{Predok}, \text{Potomok}) \end{aligned}$$

Jazyk relačného kalkulu netreba kvôli rekurzii rozširovať

Datalog je programovací jazyk syntaxou podobný jazyku Prolog (deklaratívne resp. logické programovanie)

Program je konečná množina pravidiel. Syntax pravidiel:

<atóm>.

<hlava> $\leftarrow$ <telo>.

<hlava>: <atóm>

<telo>: <atóm> | not <atóm> | <telo>, <atóm> | <telo>, not <atóm>

- Žiadne domény (typy)
- **V hlave pravidla smie byť iba jeden pozitívny atóm**
- **V tele** pravidla sú pozitívne alebo negované **atomické podciele** oddelené čiarkami (',' znamená ' $\wedge$ ', ' $\leftarrow$ ' znamená implikáciu)
- Časť riadku začínajúca znakom '%' označuje komentár

Datalog: fakty (extenzionálna databáza, EDB)

Príklad (malá násobilka):

krat(1, 1, 1). krat(1, 2, 2). krat(1, 3, 3). krat(1, 4, 4). krat(1, 5, 5).
krat(1, 6, 6). krat(1, 7, 7). krat(1, 8, 8). krat(1, 9, 9). krat(1, 10, 10).
krat(2, 1, 2). krat(2, 2, 4). krat(2, 3, 6). krat(2, 4, 8). krat(2, 5, 10).
krat(2, 6, 12). krat(2, 7, 14). krat(2, 8, 16). krat(2, 9, 18). krat(2, 10, 20).
krat(3, 1, 3). krat(3, 2, 6). krat(3, 3, 9). krat(3, 4, 12). krat(3, 5, 15).
krat(3, 6, 18). krat(3, 7, 21). krat(3, 8, 24). krat(3, 9, 27). krat(3, 10, 30).
krat(4, 1, 4). krat(4, 2, 8). krat(4, 3, 12). krat(4, 4, 16). krat(4, 5, 20).
krat(4, 6, 24). krat(4, 7, 28). krat(4, 8, 32). krat(4, 9, 36). krat(4, 10, 40).
krat(5, 1, 5). krat(5, 2, 10). krat(5, 3, 15). krat(5, 4, 20). krat(5, 5, 25).
krat(5, 6, 30). krat(5, 7, 35). krat(5, 8, 40). krat(5, 9, 45). krat(5, 10, 50).
krat(6, 1, 6). krat(6, 2, 12). krat(6, 3, 18). krat(6, 4, 24). krat(6, 5, 30).
krat(6, 6, 36). krat(6, 7, 42). krat(6, 8, 48). krat(6, 9, 54). krat(6, 10, 60).
krat(7, 1, 7). krat(7, 2, 14). krat(7, 3, 21). krat(7, 4, 28). krat(7, 5, 35).
krat(7, 6, 42). krat(7, 7, 49). krat(7, 8, 56). krat(7, 9, 63). krat(7, 10, 70).
krat(8, 1, 8). krat(8, 2, 16). krat(8, 3, 24). krat(8, 4, 32). krat(8, 5, 40).
krat(8, 6, 48). krat(8, 7, 56). krat(8, 8, 64). krat(8, 9, 72). krat(8, 10, 80).
krat(9, 1, 9). krat(9, 2, 18). krat(9, 3, 27). krat(9, 4, 36). krat(9, 5, 45).
krat(9, 6, 54). krat(9, 7, 63). krat(9, 8, 72). krat(9, 9, 81). krat(9, 10, 90).
krat(10, 1, 10). krat(10, 2, 20). krat(10, 3, 30). krat(10, 4, 40). krat(10, 5, 50).
krat(10, 6, 60). krat(10, 7, 70). krat(10, 8, 80). krat(10, 9, 90). krat(10, 10, 100).

Datalog: pravidlá (intenzionálna databáza)

Príklad (malá násobilka):

zlozene_cislo(Z) ←

krat(X, Y, Z),

not X = 1,

not Y = 1.

prvocislo(Z) ←

krat(X, Y, Z),

not zlozene_cislo(Z).

Prepis do ASCII ('←' sa píše ako ':-', 'not' ako '\+', singleton premenné ako '_'):

zlozene_cislo(Z) :-

krat(X, Y, Z),

\+ X = 1,

\+ Y = 1.

prvocislo(Z) :-

krat(_, _, Z),

\+ zlozene_cislo(Z).

Datalog: pravidlá (intenzionálna databáza)

Program v Datalogu sa skladá z **pozitívnych** faktov a z pravidiel s **pozitívnou hlavou** (negatívne veci sa nedajú definovať a nedá sa na ne pýtať)

Program sa spúšťa tým, že mu kladieme dotazy

?- zlozene_cislo(Z).

[4], [6], [8], [9], [10], [12], [14], [15], [16], [18], [20], [21], [24], [25], [27], [28], [30], [32], [35], [36], [40], [42], [45], [48], [49], [50], [54], [56], [60], [63], [64], [70], [72], [80], [81], [90], [100]

37 tuples.

?- zlozene_cislo(33).

No

?- prvocislo(33).

No

```
zlozene_cislo(Z) ←  
    krat(X, Y, Z),  
    not X = 1,  
    not Y = 1.
```

```
prvocislo(Z) ←  
    krat(X, Y, Z),  
    not zlozene_cislo(Z).
```

1. Prečo 33 nie je ani zložené číslo, ani prvočíslo?

2. Zmeňme to druhé pravidlo na **prvocislo(Z) ← not zlozene_cislo(Z)**.

Bude potom platiť prvocislo(33)?

Bezpečnosť pravidiel a programov v Datalogu (safety)

Definícia: **Program je bezpečný**, ak každé jeho pravidlo je bezpečné

Definícia: **Pravidlo je bezpečné**, ak každá premenná použitá kdekoľvek v tom pravidle je použitá aj v nejakom **pozitívnom relačnom** podcieli (relačný podcieľ je predikát definovaný niektorým pravidlom programu)

Bezpečnosť Datalogového pravidla, resp. programu sa dá strojovo overiť

Výsledky dotazov na bezpečné programy vieme strojovo počítať

Príklad (Ullman/Widom):

$p(X, Y) \leftarrow q(X, Z), \neg r(W, X, Z), W < Y.$

Toto pravidlo nie je bezpečné (safe) z niekoľkých dôvodov:

- Premenná Y je použitá v hlave pravidla, ale v žiadnom relačnom podcieli. Toto vo všeobecnosti znemožňuje vymenovať konečnú množinu hodnôt pre Y, ktoré sú „kandidátmi“ pre odvodenie $p(X, Y)$
- Premenná Y je použitá v aritmetickom podcieli ($<$), ale v žiadnom relačnom podcieli
- Premenná W je použitá len v negovanom relačnom podcieli a v aritmetickom podcieli

Datalog: sémantika (o čom to je)

Datalogový program je konjunkciou implikácií (pravidlo v Datalogu je implikácia), pričom všetky premenné pravidla sú kvantifikované všeobecným kvantifikátorom

Inak povedané, každé pravidlo v Datalogu je implikácia:

- v predpoklade (na pravej strane pravidla) je konjunkcia pozitívnych a negovaných atómov (predikátov s argumentami)
- v dôsledku (na ľavej strane pravidla) je jeden pozitívny atomický predikát

Pravidlá bez pravej strany sú len skratkami za implikácie:

$\text{krat}(1, 1, 1).$

sa dá ekvivalentne zapísať ako

$\text{krat}(1, 1, 1) \leftarrow \text{true}.$

alebo

$\text{krat}(X, Y, Z) \leftarrow X = 1, Y = 1, Z = 1.$

V relačnom kalkule:

$\forall X \forall Y \forall Z ((X = 1 \wedge Y = 1 \wedge Z = 1) \Rightarrow \text{krat}(X, Y, Z)).$

Prečo stačí na definíciu implikácia?

Príklad: Uvažujme pre jednoduchosť program s jediným pravidlom (*true* je predikát bez argumentov, vždy pravdivý):

krat(1, 1, 1) $\leftarrow$ true.

Intuitívne chceme vyjadriť, že *krat*(., ., .) platí **len** pre [1, 1, 1]

Formula $\text{true} \Rightarrow \text{krat}(1, 1, 1)$ nevylučuje, že platí napr. *krat*(jumbo, $\mathfrak{R}$, π)

Na druhej strane, nevylučuje ani to, že *krat*(jumbo, $\mathfrak{R}$, π) neplatí

Čo vlastne platí? Čo je výsledkom dotazu „?- *krat*(X, Y, Z)“ pre tento program?

Datalog: sémantika (o čom to je)

Žiadne obavy. Pre program $\text{true} \Rightarrow \text{krat}(1, 1, 1)$ je výsledkom dotazu $?- \text{krat}(X, Y, Z)$ trojica $[1, 1, 1]$ a nič iné

V Datalogu platí len to, čo „platiť musí“ (dá sa odvodiť, t.j. dokázať z programu)

$\text{krat}(\text{jumbo}, \mathfrak{R}, \pi)$ sa z tohto programu **odvodiť nedá** (rovnako dobre môže a nemusí platiť). Tým pádom to **neplatí**

To zodpovedá intuícii. „Nezmysly“ sa nedostanú do výsledku dotazov na bezpečné programy

Definície $s \Rightarrow$ sa v „bežných prípadoch“ správajú presne tak ako definície $s \Leftrightarrow$

V okrajových (aj prakticky relevantných) prípadoch $s \Rightarrow$ správa dokonca v istom zmysle lepšie

Datalog: sémantika (o čom to je), Russelov “paradox”

“Holič holí všetkých mužov v meste, ktorí neholia sami seba”

man(barber). % Konštanty pomenované rôznymi menami sú rôzne

man(mayor). % T.j. barber $\neq$ mayor

shaves(barber, X) $\leftarrow$ man(X), $\neg$ shaves(X, X).

Tento (rekurzívny) program je bezpečný, lebo X sa v poslednom pravidle vyskytuje v pozitívnom relačnom podcieli man(X)

Holí holič starostu?

?- shaves(barber, mayor).

Po dosadení do pravidla:

shaves(barber, mayor) $\leftarrow$ man(mayor), $\neg$ shaves(mayor, mayor).

Výsledkom tohto dotazu je **true**, lebo shaves(mayor, mayor) sa zo žiadneho pravidla nedá odvodiť

Kto holí starostu?

?- shaves(X, mayor). % {X: shaves(X, mayor)}

Výsledkom je {barber}

Datalog: sémantika (o čom to je), Russelov "paradox"

man(barber).

man(mayor).

shaves(barber, X) $\leftarrow$ man(X), $\neg$ shaves(X, X).

?- shaves(barber, barber).

Po dosadení do posledného pravidla:

shaves(barber, barber) $\leftarrow$ man(barber), $\neg$ shaves(barber, barber).

Sú len 2 možnosti:

- shaves(barber, barber) = false

Lenže potom $\neg$ shaves(barber, barber) = true, čo porušuje implikáciu v poslednom pravidle

- **shaves(barber, barber) = true**

Potom $\neg$ shaves(barber, barber) = false, čo neodporuje žiadnemu pravidlu

Lenže **shaves(barber, barber) nie je možné dokázať** (hoci je true)

Preto prirodzená odpoveď na tento dotaz je "neviem" ("neviem" nie je true)

Čo znamená "dokázať"? Čo je "dôkaz"?

Datalog a relačný kalkul

	Relačný kalkul	Datalog
Konštanta	a, b, jozo, ..., 1, 2, 3, ...	a, b, jozo, ..., 1, 2, 3, ...
Premenná	X, Y, Z, ...	X, Y, Z, ..., _, ...
Zložený term	$f(t_1, t_2, \dots, t_n)$	$f(t_1, t_2, \dots, t_n)$
Atomická formula	$p(t_1, t_2, \dots, t_n)$	$p(t_1, t_2, \dots, t_n)$
Konjunkcia	$p \wedge q$	p, q
Disjunkcia	$p \vee q$	dve pravidlá
Implikácia	$p \Rightarrow q$	$q \leftarrow p$ (resp. $q :- p$)
Negácia	$\neg p$	not p (resp. $\neg p$)
Existenčný kvantifikátor	$\exists X p(X)$	
Všeobecný kvantifikátor	$\forall X p(X)$	
Zátvorky	(...)	

Zdá sa, že v Datalogu niečo chýba. V skutočnosti **nič nechýba**

Datalog a relačný kalkul: $\forall$, $\exists$, $\vee$

Príklad: $\text{lubi}(\text{Pijan}, \text{Alkohol})$, $\text{navstivil}(\text{Pijan}, \text{Krcma})$
"Nájdite (všetkých) **pijanov**."

Dohodnime sa, že pijan je ten, kto ľúbi aspoň jeden alkohol **alebo** navštívil aspoň jednu krčmu

Chceme definovať predikát $\text{pijan}(\cdot)$, ktorý je true (len) pre pijanov. To „alebo“ sa vyjadrí dvomi pravidlami

```
pijan(P) ← lubi(P, _). % Pijan je ten, kto ľúbi nejaký alkohol  
pijan(P) ← navstivil(P, _). % Pijan je ten, kto navštívil nejakú krčmu
```

V relačnom kalkule:

$$\begin{aligned} & [\forall P \forall A (\text{lubi}(P, A) \Rightarrow \text{pijan}(P))] \wedge [\forall P \forall K (\text{navstivil}(P, K) \Rightarrow \text{pijan}(P))] \\ & \equiv \\ & \forall P [(\exists A \text{lubi}(P, A) \vee \exists K \text{navstivil}(P, K)) \Rightarrow \text{pijan}(P)] \end{aligned}$$

"Strojové chápanie" kvantifikátorov v Datalogu je také, ako v tej prvej formuli:
Každá premenná pravidla je kvantifikovaná univerzálné ($\forall$)
Formuly pre jednotlivé pravidlá sú spojené konjunkciou ($\wedge$)

Datalog a relačný kalkul: $\forall$, $\exists$, $\vee$

Príklad: $\text{lubi}(\text{Pijan}, \text{Alkohol})$, $\text{navstivil}(\text{Pijan}, \text{Krcma})$

"Nájdite (všetkých) pijanov."

Pijan je ten, kto ľúbi aspoň jeden alkohol alebo navštívil aspoň jednu krčmu

$\text{pijan}(P) \leftarrow \text{lubi}(P, A).$

$\text{pijan}(P) \leftarrow \text{navstivil}(P, K).$

Napriek "strojovému chápaniu", pri tvorbe Datalogových pravidiel je metodicky (ľudsky) lepšie uvažovať o existencii či neexistencii niečoho. Takto:

$\text{pijan}(P)$ platí, ak existuje alkohol A taký, že platí $\text{lubi}(P, A)$

a tiež

$\text{pijan}(P)$ platí, ak existuje krčma K taká, že platí $\text{navstivil}(P, K)$

Tento spôsob uvažovania snád' vystihuje najlepšie táto formula (ktorá je tým predošlým ekvivalentná)

$\forall P [((\exists A \text{lubi}(P, A)) \Rightarrow \text{pijan}(P)) \wedge ((\exists K \text{navstivil}(P, K)) \Rightarrow \text{pijan}(P))]$

Datalog a relačný kalkul: $\forall$, $\exists$, $\vee$

Príklad: $\text{lubi}(\text{Pijan}, \text{Alkohol})$, $\text{navstivil}(\text{Pijan}, \text{Krcma})$

"Nájdite (všetkých) pijanov."

Pijan je ten, kto ľúbi aspoň jeden alkohol alebo navštívil aspoň jednu krčmu

Ak v relačnom kalkule nechceme vytvárať predikát $\text{pijan}(\cdot)$, ale priamo vyjadriť množinu pijanov, tak sa tá formula zjednoduší:

$\{P: \exists A \text{ lubi}(P, A) \vee \exists K \text{ navstivil}(P, K)\}$

S definíciou predikátu $\text{pijan}(\cdot)$ bude ten dotaz vyzeráť takto:

$\{P: \text{pijan}(P) \wedge \forall P2 [(\exists A \text{ lubi}(P2, A) \vee \exists K \text{ navstivil}(P2, K)) \Rightarrow \text{pijan}(P2)]\}$

V Datalogu pre zlepšenie čitateľnosti môžeme premenné, ktoré sa v pravidle vyskytujú práve raz, nahradiť anonymnými '_' (na menách týchto premenných nezáleží, hovorí sa im "anonymné premenné" alebo "singleton premenné"):

```
pijan(P) ←  
    lubi(P, _).  
pijan(P) ←  
    navstivil(P, _).
```

?- $\text{pijan}(P)$.

Datalog a relačný kalkul: $\neg$, (,)

Príklad: $\text{lubi}(\text{Pijan}, \text{Alkohol})$, $\text{navstivil}(\text{Pijan}, \text{Krcma})$
"Nájdite množinu pijanov, ktorí navštívili **každú** krčmu."

Metodicky (ľudsky) vhodné preformulovať dotaz, ktorý obsahuje slová ako napr. "každý", "všetci", "žiadne", ... Keď uvažujeme o existencii či neexistencii niečoho, tak tieto slová **skrývajú v sebe negáciu**

"Nájdite množinu pijanov P takú, že **neplatí**, že pijan P **nenavštívil niektorú** krčmu."

Ešte lepšie je:

"Nájdite množinu pijanov P takú, že **neplatí**, že **existuje** krčma K taká, že pijan P **nenavštívil** K." (Musíme sa ešte dohodnúť na definícii krčmy. Povedzme, že krčma je to, čo navštívil aspoň jeden pijan. Hociktorý pijan, nie nutne pijan P.)

V relačnom kalkule:

```
{P: ( $\exists A \text{lubi}(P, A) \vee \exists K \text{navstivil}(P, K)$ )  $\wedge$  /* safety: P je pijan */  
 $\neg$   
( $\exists K \exists P2 \text{navstivil}(P2, K) \wedge$  /* safety: K je krčma */  
   $\neg \text{navstivil}(P, K)$   
)  
}
```


Datalog a relačný kalkul: $\neg$, (,)

Príklad: `lubi(Pijan, Alkohol)`, `navstivil(Pijan, Krcma)`

"Nájdite množinu pijanov, ktorí navštívili **každú** krčmu."

"Nájdite množinu pijanov P takú, že **neplatí** (pre pijana P), že existuje krčma K taká, že pijan P **nenavštívil** K."

V Datalogu nie sú zátvorky. Musíme definovať **pomocné predikáty** pre "neplatí, že ...":

`pijan(P) ← lubi(P, _).`

`pijan(P) ← navstivil(P, _).`

`navstivil_kazdu(P) ←
 pijan(P), /* safety */
 not nenavstivil_niektoru(P).`

`nenavstivil_niektoru(P) ←
 pijan(P), /* safety */
 navstivil(_, K), /* safety */
 not navstivil(P, K).`

`?- navstivil_kazdu(P).`