

Rezoluce a logické programování (pokračování)

Uspořádané klauzule (*definite clauses*)

- Klauzule = množina literálů
- Uspořádaná klauzule (*definite clause*) = posloupnost literálů
 - nelze volně měnit pořadí literálů
- Rezoluční princip pro uspořádané klauzule:

$$\frac{\{\neg A_0, \dots, \neg A_n\} \quad \{B, \neg B_0, \dots, \neg B_m\}}{\{\neg A_0, \dots, \neg A_{i-1}, \neg B_0\rho, \dots, \neg B_m\rho, \neg A_{i+1}, \dots, \neg A_n\}\sigma}$$

- **uspořádaná rezolventa:** $\{\neg A_0, \dots, \neg A_{i-1}, \neg B_0\rho, \dots, \neg B_m\rho, \neg A_{i+1}, \dots, \neg A_n\}\sigma$
- ρ je přejmenování proměnných takové, že klauzule $\{A_0, \dots, A_n\}$ a $\{B, B_0, \dots, B_m\}\rho$ nemají společné proměnné
- σ je nejobecnější unifikátor pro A_i a $B\rho$

Uspořádané klauzule (*definite clauses*)

- Klauzule = množina literálů
- **Uspořádaná klauzule (*definite clause*) = posloupnost literálů**
 - nelze volně měnit pořadí literálů
- **Rezoluční princip pro uspořádané klauzule:**

$$\frac{\{\neg A_0, \dots, \neg A_n\} \quad \{B, \neg B_0, \dots, \neg B_m\}}{\{\neg A_0, \dots, \neg A_{i-1}, \neg B_0\rho, \dots, \neg B_m\rho, \neg A_{i+1}, \dots, \neg A_n\}\sigma}$$

- **uspořádaná rezolventa:** $\{\neg A_0, \dots, \neg A_{i-1}, \neg B_0\rho, \dots, \neg B_m\rho, \neg A_{i+1}, \dots, \neg A_n\}\sigma$
- ρ je přejmenování proměnných takové, že klauzule $\{A_0, \dots, A_n\}$ a $\{B, B_0, \dots, B_m\}\rho$ nemají společné proměnné
- σ je nejobecnější unifikátor pro A_i a $B\rho$
- **rezoluce je realizována na literálech $\neg A_i\sigma$ a $B\rho\sigma$**
- je dodržováno pořadí literálů, tj.
 $\{\neg B_0\rho, \dots, \neg B_m\rho\}\sigma$ jde do uspořádané rezolventy přesně na pozici $\neg A_i\sigma$

Uspořádané klauzule II.

● Uspořádané klauzule

$$\frac{\{\neg A_0, \dots, \neg A_n\} \quad \{B, \neg B_0, \dots, \neg B_m\}}{\{\neg A_0, \dots, \neg A_{i-1}, \neg B_0\rho, \dots, \neg B_m\rho, \neg A_{i+1}, \dots, \neg A_n\}\sigma}$$

Hornovy klauzule

$$\frac{: -A_0, \dots, A_n. \quad B : -B_0, \dots, B_m.}{: -(A_0, \dots, A_{i-1}, B_0\rho, \dots, B_m\rho, A_{i+1}, \dots, A_n)\sigma.}$$

Uspořádané klauzule II.

Uspořádané klauzule

$$\frac{\{\neg A_0, \dots, \neg A_n\} \quad \{B, \neg B_0, \dots, \neg B_m\}}{\{\neg A_0, \dots, \neg A_{i-1}, \neg B_0\rho, \dots, \neg B_m\rho, \neg A_{i+1}, \dots, \neg A_n\}\sigma}$$

Hornovy klauzule

$$\frac{: -A_0, \dots, A_n. \quad B : -B_0, \dots, B_m.}{: -(A_0, \dots, A_{i-1}, B_0\rho, \dots, B_m\rho, A_{i+1}, \dots, A_n)\sigma.}$$

Příklad:

$$\frac{\{\neg s(X), \neg t(1), \neg u(X)\} \quad \{t(Z), \neg q(Z, X), \neg r(3)\}}{\{\neg s(X), \neg q(1, A), \neg r(3), \neg u(X)\}}$$

$$\frac{: -s(X), t(1), u(X). \quad t(Z) : -q(Z, X), r(3).}{: -s(X), q(1, A), r(3), u(X).}$$

$$\rho = [X/A] \quad \sigma = [Z/1]$$

LD-rezoluce

- **LD-rezoluční vyvrácení** množiny uspořádaných klauzulí $P \cup \{G\}$ je posloupnost $\langle G_0, C_0 \rangle, \dots, \langle G_n, C_n \rangle$ taková, že
 - G_i, C_i jsou uspořádané klauzule
 - $G = G_0$
 - $G_{n+1} = \square$
 - G_i je uspořádaná cílová klauzule
 - C_i je přejmenování klauzule z P
 - C_i neobsahuje proměnné, které jsou v $G_j, j \leq i$ nebo v $C_k, k \leq i$
 - $G_{i+1}, 0 \leq i \leq n$ je uspořádaná rezolventa G_i a C_i

LD-rezoluce

- **LD-rezoluční vyvrácení** množiny uspořádaných klauzulí $P \cup \{G\}$ je posloupnost $\langle G_0, C_0 \rangle, \dots, \langle G_n, C_n \rangle$ taková, že
 - G_i, C_i jsou uspořádané klauzule
 - $G = G_0$
 - $G_{n+1} = \square$
 - G_i je uspořádaná cílová klauzule
 - C_i je přejmenování klauzule z P
 - C_i neobsahuje proměnné, které jsou v $G_j, j \leq i$ nebo v $C_k, k \leq i$
 - $G_{i+1}, 0 \leq i \leq n$ je uspořádaná rezolventa G_i a C_i
- LD-rezoluce: korektní a úplná

SLD-rezoluce

- **Lineární rezoluce se selekčním pravidlem = SLD-rezoluce**
(Selected Linear resolution for Definite clauses)
 - rezoluce
 - **Selekční** pravidlo
 - **Lineární** rezoluce
 - **Definite** (uspořádané) klauzule
 - vstupní rezoluce

SLD-rezoluce

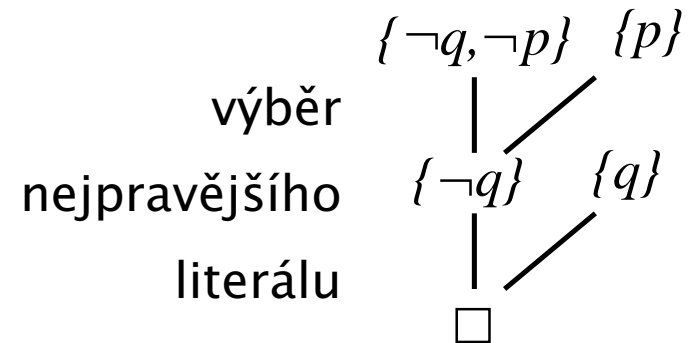
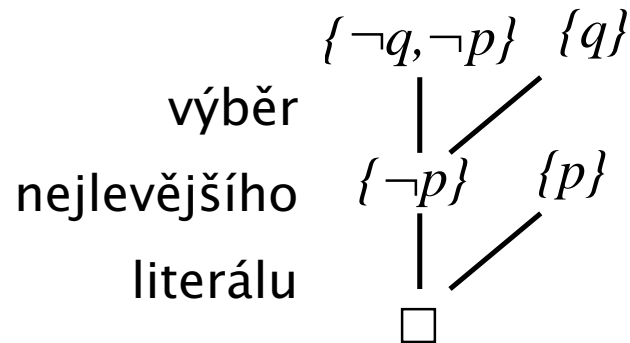
- **Lineární rezoluce se selekčním pravidlem = SLD-rezoluce**
(Selected Linear resolution for Definite clauses)
 - rezoluce
 - **Selekční** pravidlo
 - **Lineární** rezoluce
 - **Definite** (uspořádané) klauzule
 - vstupní rezoluce
- **Selekční pravidlo** R je funkce, která každé neprázdné klauzuli C přiřazuje nějaký z jejích literálů $R(C) \in C$
 - při rezoluci vybírám z klauzule literál určený selekčním pravidlem

SLD-rezoluce

- **Lineární rezoluce se selekčním pravidlem = SLD-rezoluce**
(*Selected Linear resolution for Definite clauses*)
 - rezoluce
 - **Selekční** pravidlo
 - **Lineární** rezoluce
 - **Definite** (uspořádané) klauzule
 - vstupní rezoluce
- **Selekční pravidlo R** je funkce, která každé neprázdné klauzuli C přiřazuje nějaký z jejích literálů $R(C) \in C$
 - při rezoluci vybírám z klauzule literál určený selekčním pravidlem
- Pokud se R neuvádí, pak se předpokládá výběr **nejlevějšího literálu**
 - nejlevější literál vybírá i Prolog

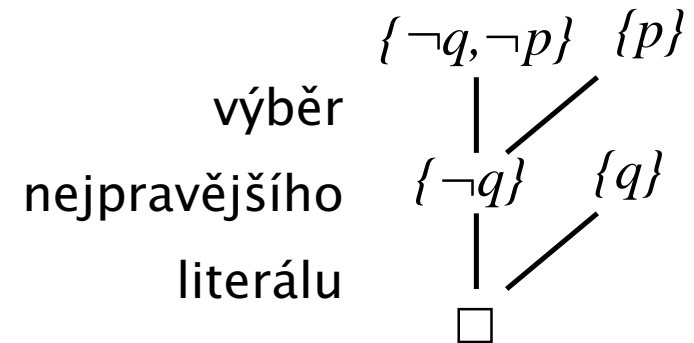
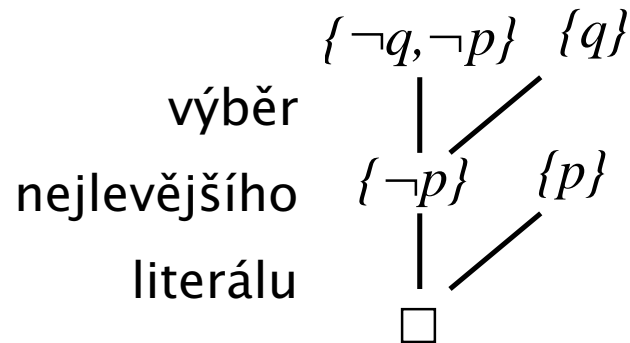
Lineární rezoluce se selekčním pravidlem

● $P = \{\{p\}, \{p, \neg q\}, \{q\}\}, \quad G = \{\neg q, \neg p\}$



Lineární rezoluce se selekčním pravidlem

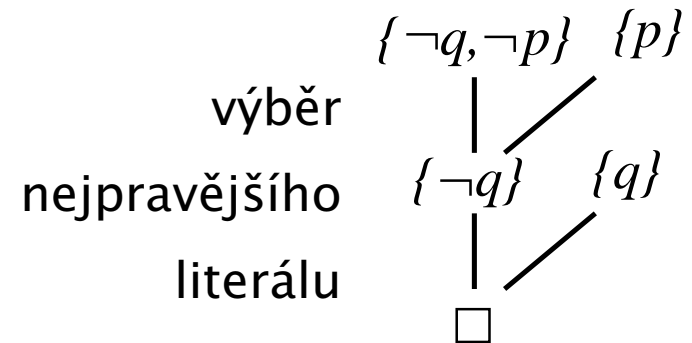
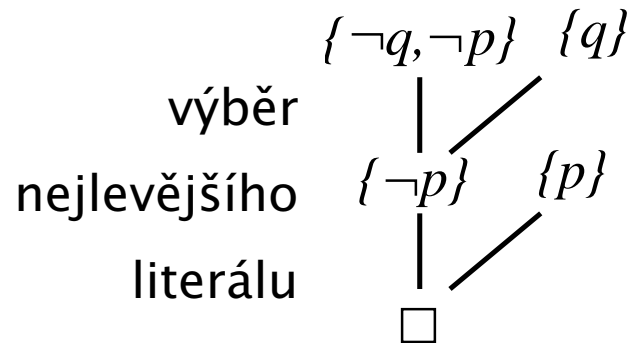
- $P = \{\{p\}, \{p, \neg q\}, \{q\}\}, \quad G = \{\neg q, \neg p\}$



- **SLD-rezoluční vyvrácení** $P \cup \{G\}$ pomocí selekčního pravidla R je LD-rezoluční vyvrácení $\langle G_0, C_0 \rangle, \dots, \langle G_n, C_n \rangle$ takové, že $G = G_0, G_{n+1} = \square$ a $R(G_i)$ je literál rezolvovaný v kroku i

Lineární rezoluce se selekčním pravidlem

- $P = \{\{p\}, \{p, \neg q\}, \{q\}\}, \quad G = \{\neg q, \neg p\}$



- **SLD-rezoluční vyvrácení** $P \cup \{G\}$ pomocí selekčního pravidla R je LD-rezoluční vyvrácení $\langle G_0, C_0 \rangle, \dots, \langle G_n, C_n \rangle$ takové, že $G = G_0, G_{n+1} = \square$ a $R(G_i)$ je literál rezolvovaný v kroku i
- SLD-rezoluce – korektní, úplná
- Efektivita SLD-rezoluce je závislá na
 - selekčním pravidle R
 - způsobu výběru příslušné programové klauzule pro tvorbu rezolventy
 - v Prologu se vybírá vždy klauzule, která je v programu první

Příklad: SLD-strom

$t :- p, r.$ (1)

$t :- s.$ (2)

$p :- q, v.$ (3)

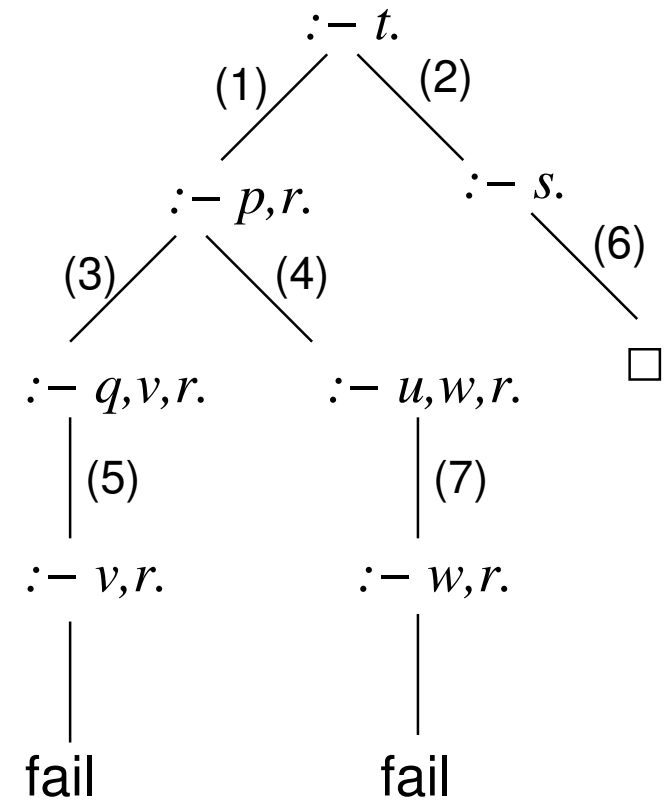
$p :- u, w.$ (4)

$q.$ (5)

$s.$ (6)

$u.$ (7)

$:- t.$



Strom výpočtu (SLD-strom)

- **SLD-strom** je strom tvořený všemi možnými výpočetními posloupnostmi logického programu P vzhledem k cíli G

Strom výpočtu (SLD-strom)

- **SLD-strom** je strom tvořený všemi možnými výpočetními posloupnostmi logického programu P vzhledem k cíli G
- kořeny stromy jsou programové klauzule a cílová klauzule G
- v uzlech jsou rezolventy
- výchozím kořenem rezoluce je cílová klauzule G

Strom výpočtu (SLD-strom)

- **SLD-strom** je strom tvořený všemi možnými výpočetními posloupnostmi logického programu P vzhledem k cíli G
- kořeny stromy jsou programové klauzule a cílová klauzule G
- v uzlech jsou rezolventy
- výchozím kořenem rezoluce je cílová klauzule G
- listy jsou dvojího druhu:
 - označené prázdnou klauzulí – jedná se o **úspěšné uzly** (*success nodes*)
 - označené neprázdnou klauzulí – jedná se o **neúspěšné uzly** (*failure nodes*)

Strom výpočtu (SLD-strom)

- **SLD-strom** je strom tvořený všemi možnými výpočetními posloupnostmi logického programu P vzhledem k cíli G
- kořeny stromy jsou programové klauzule a cílová klauzule G
- v uzlech jsou rezolventy
- výchozím kořenem rezoluce je cílová klauzule G
- listy jsou dvojího druhu:
 - označené prázdnou klauzulí – jedná se o **úspěšné uzly** (*success nodes*)
 - označené neprázdnou klauzulí – jedná se o **neúspěšné uzly** (*failure nodes*)
- úplnost SLD-rezoluce zaručuje **existenci** cesty od kořene k úspěšnému uzlu pro každý možný výsledek příslušející cíli G

Příklad: SLD-strom a výsledná substituce

$\text{:-} a(Z).$

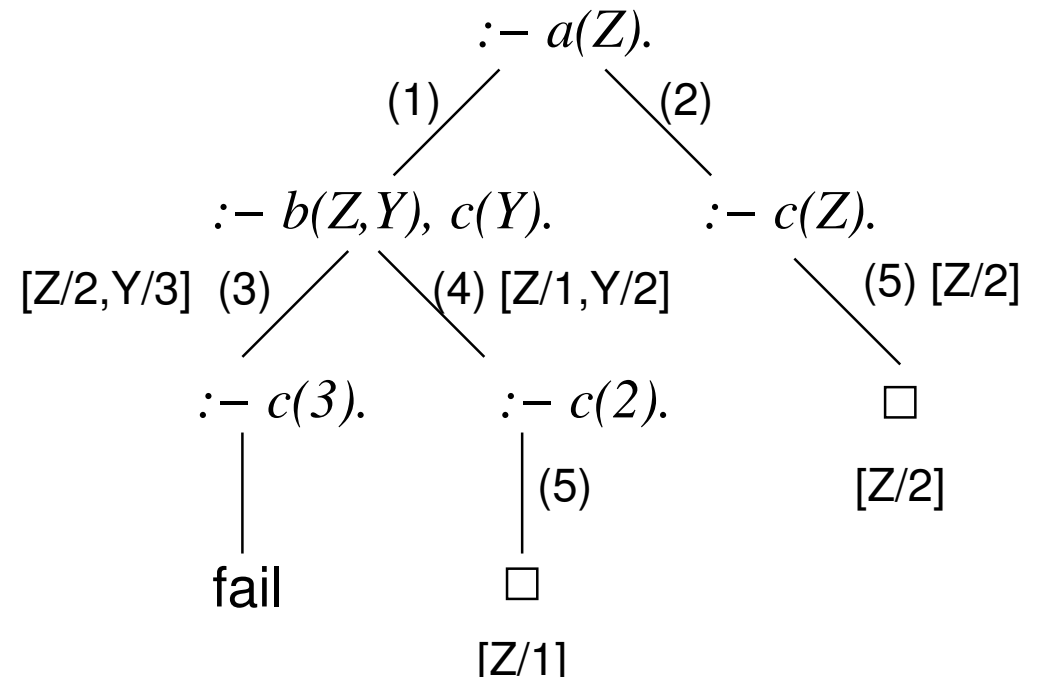
$a(X) \text{ :- } b(X, Y), c(Y).$ (1)

$a(X) \text{ :- } c(X).$ (2)

$b(2, 3).$ (3)

$b(1, 2).$ (4)

$c(2).$ (5)



Příklad: SLD-strom a výsledná substituce

$: -a(Z).$

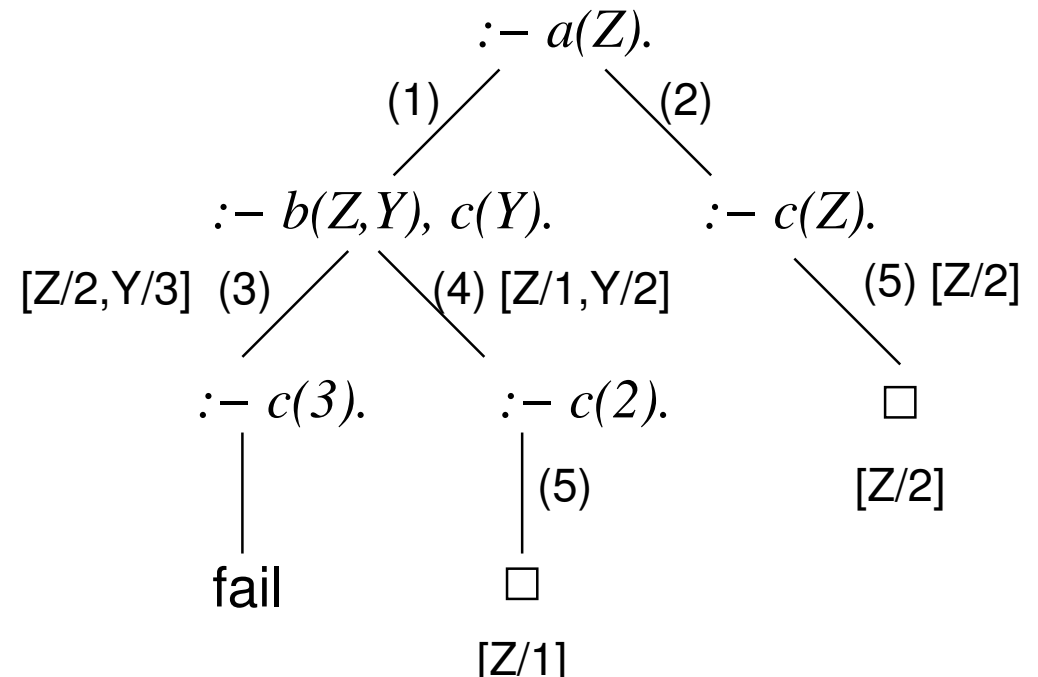
$a(X) : -b(X, Y), c(Y).$ (1)

$a(X) : -c(X).$ (2)

$b(2, 3).$ (3)

$b(1, 2).$ (4)

$c(2).$ (5)



Cvičení:

$p(B) : -q(A, B), r(B).$

$p(A) : -q(A, A).$

$q(a, a).$

$q(a, b).$

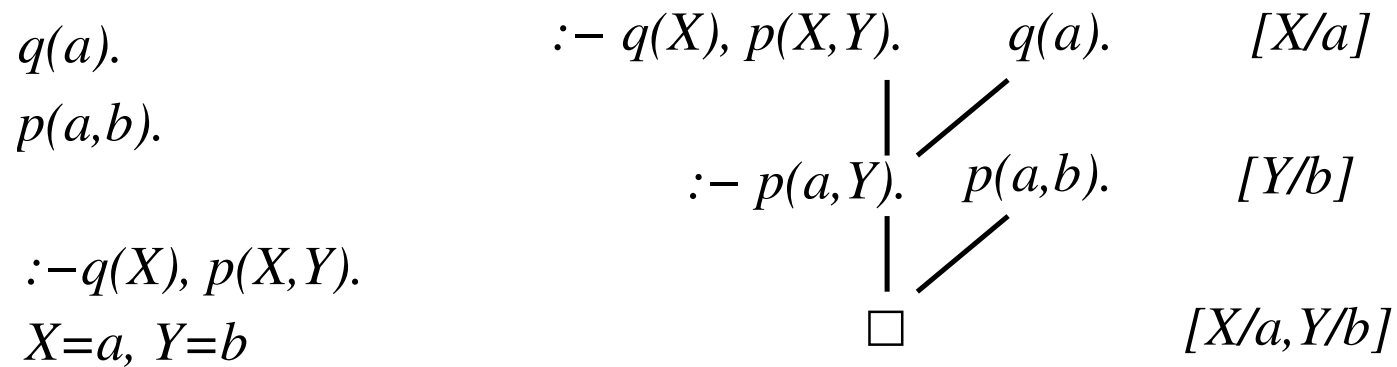
$r(b).$

ve výsledné substituci jsou pouze proměnné z dotazu, tj.

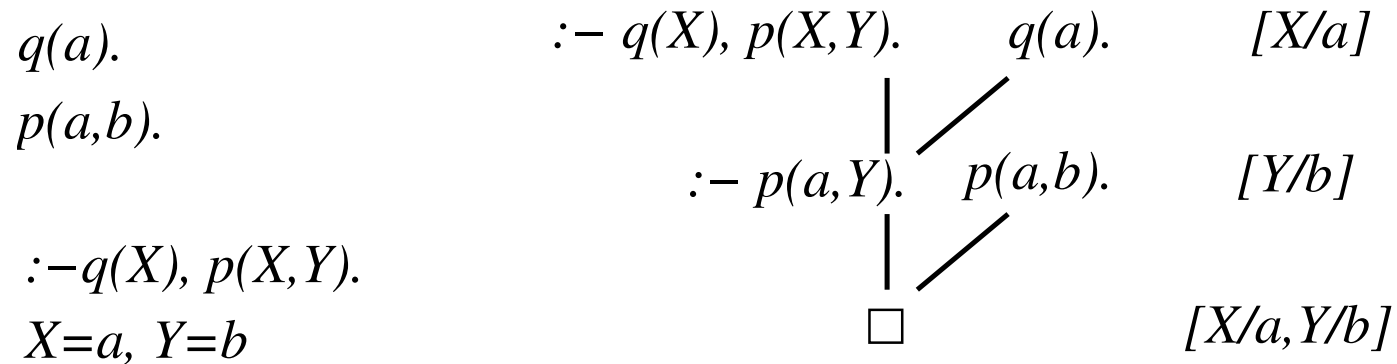
výsledné substituce jsou $[Z/1]$ a $[Z/2]$

nezajímá mě substituce $[Y/2]$

Výsledná substituce (*answer substitution*)



Výsledná substituce (*answer substitution*)



- Každý krok SLD-rezoluce vytváří novou unifikační substituci θ_i
 \Rightarrow potenciální instanciaci proměnné ve vstupní cílové klauzuli
- **Výsledná substituce** (*answer substitution*)

$$\theta = \theta_0 \theta_1 \cdots \theta_n \qquad \text{složení unifikací}$$

Význam SLD-rezolučního vyvrácení $P \cup \{G\}$

- Množina P programových klauzulí, cílová klauzule G

- **Dokazujeme nesplnitelnost**

$$(1) P \wedge (\forall \vec{X}) (\neg G_1(\vec{X}) \vee \neg G_2(\vec{X}) \vee \dots \vee \neg G_n(\vec{X}))$$

kde $G = \{\neg G_1, \neg G_2, \dots, \neg G_n\}$ a \vec{X} je vektor proměnných v G

Význam SLD-rezolučního vyvrácení $P \cup \{G\}$

● Množina P programových klauzulí, cílová klauzule G

● **Dokazujeme nesplnitelnost**

$$(1) P \wedge (\forall \vec{X})(\neg G_1(\vec{X}) \vee \neg G_2(\vec{X}) \vee \dots \vee \neg G_n(\vec{X}))$$

kde $G = \{\neg G_1, \neg G_2, \dots, \neg G_n\}$ a \vec{X} je vektor proměnných v G

nesplnitelnost (1) je ekvivalentní tvrzení (2) a (3)

$$(2) P \vdash \neg G$$

$$(3) P \vdash (\exists \vec{X})(G_1(\vec{X}) \wedge \dots \wedge G_n(\vec{X}))$$

Význam SLD-rezolučního vyvrácení $P \cup \{G\}$

● Množina P programových klauzulí, cílová klauzule G

● **Dokazujeme nesplnitelnost**

$$(1) P \wedge (\forall \vec{X})(\neg G_1(\vec{X}) \vee \neg G_2(\vec{X}) \vee \dots \vee \neg G_n(\vec{X}))$$

kde $G = \{\neg G_1, \neg G_2, \dots, \neg G_n\}$ a \vec{X} je vektor proměnných v G

nesplnitelnost (1) je ekvivalentní tvrzení (2) a (3)

$$(2) P \vdash \neg G$$

$$(3) P \vdash (\exists \vec{X})(G_1(\vec{X}) \wedge \dots \wedge G_n(\vec{X}))$$

a jedná se tak o **důkaz existence vhodných objektů**, které na základě vlastností množiny P splňují konjunkci literálů v cílové klauzuli

Význam SLD-rezolučního vyvrácení $P \cup \{G\}$

- Množina P programových klauzulí, cílová klauzule G

- **Dokazujeme nesplnitelnost**

$$(1) P \wedge (\forall \vec{X})(\neg G_1(\vec{X}) \vee \neg G_2(\vec{X}) \vee \dots \vee \neg G_n(\vec{X}))$$

kde $G = \{\neg G_1, \neg G_2, \dots, \neg G_n\}$ a \vec{X} je vektor proměnných v G
nesplnitelnost (1) je ekvivalentní tvrzení (2) a (3)

$$(2) P \vdash \neg G$$

$$(3) P \vdash (\exists \vec{X})(G_1(\vec{X}) \wedge \dots \wedge G_n(\vec{X}))$$

a jedná se tak o **důkaz existence vhodných objektů**, které na základě vlastností množiny P splňují konjunkci literálů v cílové klauzuli

- Důkaz nesplnitelnosti $P \cup \{G\}$ znamená **nalezení protipříkladu**

ten pomocí SLD-stromu **konstruuje termy (odpověď)** splňující konjunkci v (3)

Výpočetní strategie

- **Korektní výpočetní strategie** prohledávání stromu výpočtu musí zaručit, že se každý (konečný) výsledek nalézt v konečném čase

Výpočetní strategie

- **Korektní výpočetní strategie** prohledávání stromu výpočtu musí zaručit, že se každý (konečný) výsledek nalézt v konečném čase
- Korektní výpočetní strategie = **prohledávání stromu do šířky**
 - exponenciální paměťová náročnost
 - složité řídicí struktury

Výpočetní strategie

- **Korektní výpočetní strategie** prohledávání stromu výpočtu musí zaručit, že se každý (konečný) výsledek nalézt v konečném čase
- Korektní výpočetní strategie = **prohledávání stromu do šířky**
 - exponenciální paměťová náročnost
 - složité řídicí struktury
- Použitelná výpočetní strategie = **prohledávání stromu do hloubky**
 - jednoduché řídicí struktury (zásobník)
 - lineární paměťová náročnost
 - **není ale úplná**: nenalezne vyvrácení i když existuje
 - procházení nekonečné větve stromu výpočtu
 - ⇒ na nekonečných stromech dojde k zacyklení
 - nedostaneme se tak na jiné existující úspěšné uzly

SLD-rezoluce v Prologu: úplnost

- **Prolog**: prohledávání stromu do hloubky
⇒ **neúplnost** použité výpočetní strategie

- Implementace SLD-rezoluce v Prologu

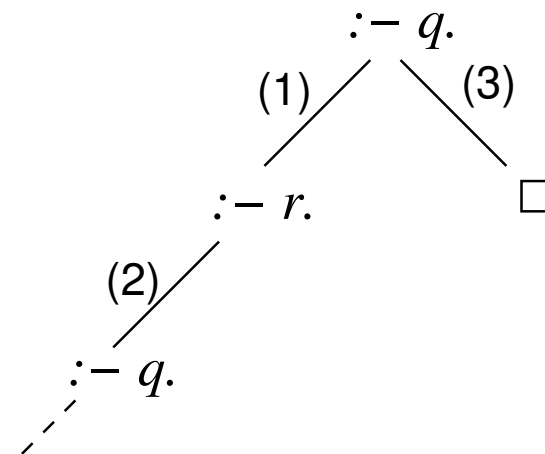
- **není úplná**

logický program: $q :- r.$ (1)

$r :- q.$ (2)

$q.$ (3)

dotaz: $:- q.$



Test výskytu

● Kontrola, zda se proměnná vyskytuje v termu, kterým ji substituujeme

● dotaz : $-a(B, B)$.

● logický program: $a(X, f(X))$.

● vede k: $[B/X], [X/f(X)]$

● Unifikátor pro $g(X_1, \dots, X_n)$ a $g(f(X_0, X_0), f(X_1, X_1), \dots, f(X_{n-1}, X_{n-1}))$

$$X_1 = f(X_0, X_0), \quad X_2 = f(X_1, X_1), \dots, \quad X_n = f(X_{n-1}, X_{n-1})$$

$$X_2 = f(f(X_0, X_0), f(X_0, X_0)), \dots$$

délka termu pro X_k exponenciálně narůstá

Test výskytu

- Kontrola, zda se proměnná vyskytuje v termu, kterým ji substituujeme

- dotaz : $-a(B, B)$.

- logický program: $a(X, f(X))$.

- vede k: $[B/X], [X/f(X)]$

- Unifikátor pro $g(X_1, \dots, X_n)$ a $g(f(X_0, X_0), f(X_1, X_1), \dots, f(X_{n-1}, X_{n-1}))$

$$X_1 = f(X_0, X_0), \quad X_2 = f(X_1, X_1), \dots, \quad X_n = f(X_{n-1}, X_{n-1})$$

$$X_2 = f(f(X_0, X_0), f(X_0, X_0)), \dots$$

délka termu pro X_k exponenciálně narůstá

⇒ **exponenciální složitost** na ověření kontroly výskytu

- Test výskytu se **při unifikaci v Prologu neprovádí**

- Důsledek: ? – $X = f(X)$ uspěje s $X = f(f(f(f(f(f(f(f(f(...))))))))))$

SLD-rezoluce v Prologu: korektnost

- Implementace SLD-rezoluce v Prologu nepoužívá při unifikaci test výskytu

⇒ **není korektní**

(1) $t(X) : -p(X, X). \quad : -t(X).$

$p(X, f(X)). \quad X = f(f(f(f(...)))))))))$ problém se projeví

SLD-rezoluce v Prologu: korektnost

● Implementace SLD-rezoluce v Prologu nepoužívá při unifikaci test výskytu

⇒ **není korektní**

(1) $t(X) : -p(X, X). \quad : -t(X).$

$p(X, f(X)). \quad X = f(f(f(f(\dots)))))))))$ problém se projeví

(2) $t : -p(X, X). \quad : -t.$

$p(X, f(X)). \quad \text{yes}$ dokazovací systém nehledá unifikátor pro X a $f(X)$

SLD-rezoluce v Prologu: korektnost

- Implementace SLD-rezoluce v Prologu nepoužívá při unifikaci test výskytu

⇒ **není korektní**

(1) $t(X) : -p(X, X). \quad : -t(X).$

$p(X, f(X)). \quad X = f(f(f(f(...)))))))))$ problém se projeví

(2) $t : -p(X, X). \quad : -t.$

$p(X, f(X)). \quad \text{yes}$ dokazovací systém nehledá unifikátor pro X a $f(X)$

- Řešení: problém typu (2) převést na problém typu (1) ?

SLD-rezoluce v Prologu: korektnost

- Implementace SLD-rezoluce v Prologu nepoužívá při unifikaci test výskytu

⇒ **není korektní**

(1) $t(X) : -p(X, X).$ $: -t(X).$

$p(X, f(X)).$ $X = f(f(f(f(...)))))))))$ problém se projeví

(2) $t : -p(X, X).$ $: -t.$

$p(X, f(X)).$ yes dokazovací systém nehledá unifikátor pro X a $f(X)$

- Řešení: problém typu (2) převést na problém typu (1) ?

- každá proměnná v hlavě klauzule se objeví i v těle, aby se vynutilo hledání unifikátoru (přidáme $X = X$ pro každou X , která se vyskytuje pouze v hlavě)

$t : -p(X, X).$

$p(X, f(X)) : -X = X.$

SLD-rezoluce v Prologu: korektnost

- Implementace SLD-rezoluce v Prologu nepoužívá při unifikaci test výskytu

⇒ **není korektní**

(1) $t(X) : -p(X, X). \quad : -t(X).$

$p(X, f(X)). \quad X = f(f(f(f(\dots)))))))))$ problém se projeví

(2) $t : -p(X, X). \quad : -t.$

$p(X, f(X)). \quad \text{yes}$ dokazovací systém nehledá unifikátor pro X a $f(X)$

- Řešení: problém typu (2) převést na problém typu (1) ?

- každá proměnná v hlavě klauzule se objeví i v těle, aby se vynutilo hledání unifikátoru (přidáme $X = X$ pro každou X , která se vyskytuje pouze v hlavě)

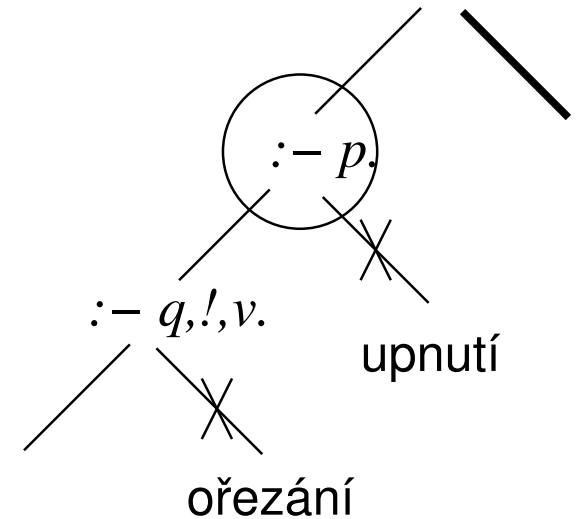
$t : -p(X, X).$

$p(X, f(X)) : -X = X.$

- optimalizace v kompilátoru mohou způsobit opět odpověď „yes”

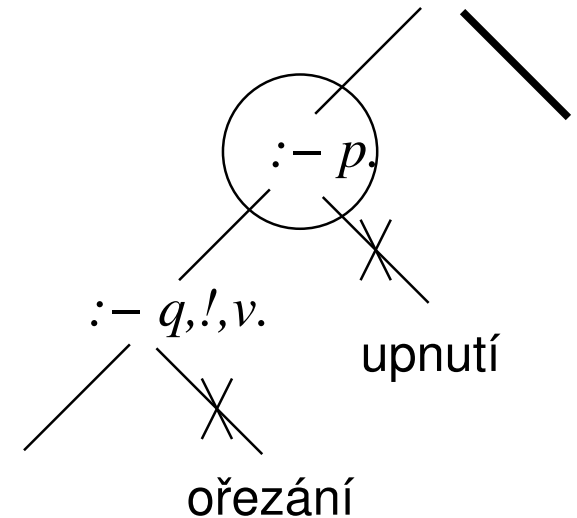
Řízení implementace: řez

- řez se syntakticky chová jako kterýkoliv jiný literál
- nemá ale žádnou deklarativní sémantiku
- místo toho **mění implementaci programu**
- $p : -q, !, \nu$.



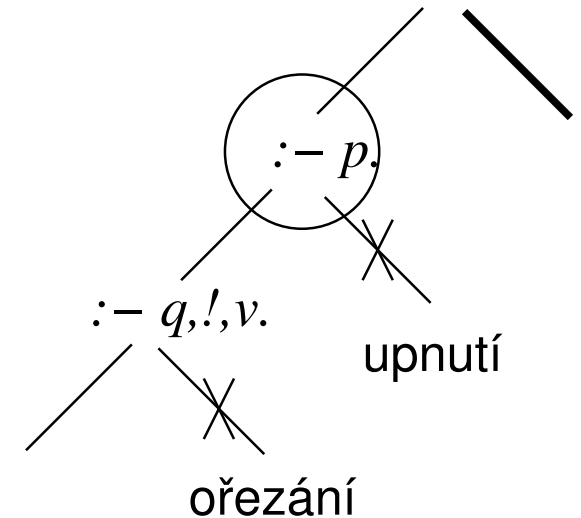
Řízení implementace: řez

- řez se syntakticky chová jako kterýkoliv jiný literál
- nemá ale žádnou deklarativní sémantiku
- místo toho **mění implementaci programu**
- $p : -q, !, v.$
- snažíme se splnit q
- pokud uspějí
 - ⇒ přeskočím řez a pokračuji jako by tam řez nebyl
- pokud ale **neuspějí (a tedy i při backtrackingu) a vracím se přes řez**
 - ⇒ **vracím se až na rodiče** $: -p.$ a zkouším další větev



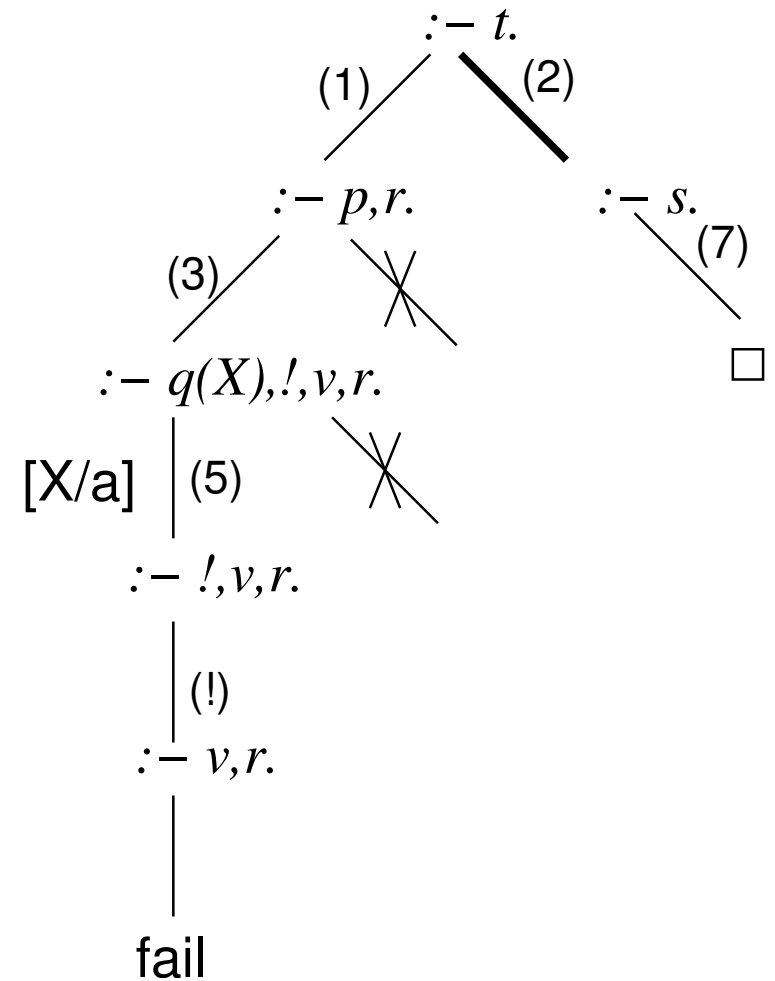
Řízení implementace: řez

- řez se syntakticky chová jako kterýkoliv jiný literál
- nemá ale žádnou deklarativní sémantiku
- místo toho **mění implementaci programu**
- $p : -q, !, \nu$.
- snažíme se splnit q
- pokud uspějí
 - ⇒ přeskočím řez a pokračuji jako by tam řez nebyl
- pokud ale **neuspějí (a tedy i při backtrackingu) a vracím se přes řez**
 - ⇒ **vracím se až na rodiče** $:-p$. a zkouším další větve
 - ⇒ nezkouším tedy další možnosti, jak splnit p
 - ⇒ a nezkouším ani další možnosti, jak splnit q v SLD-stromu



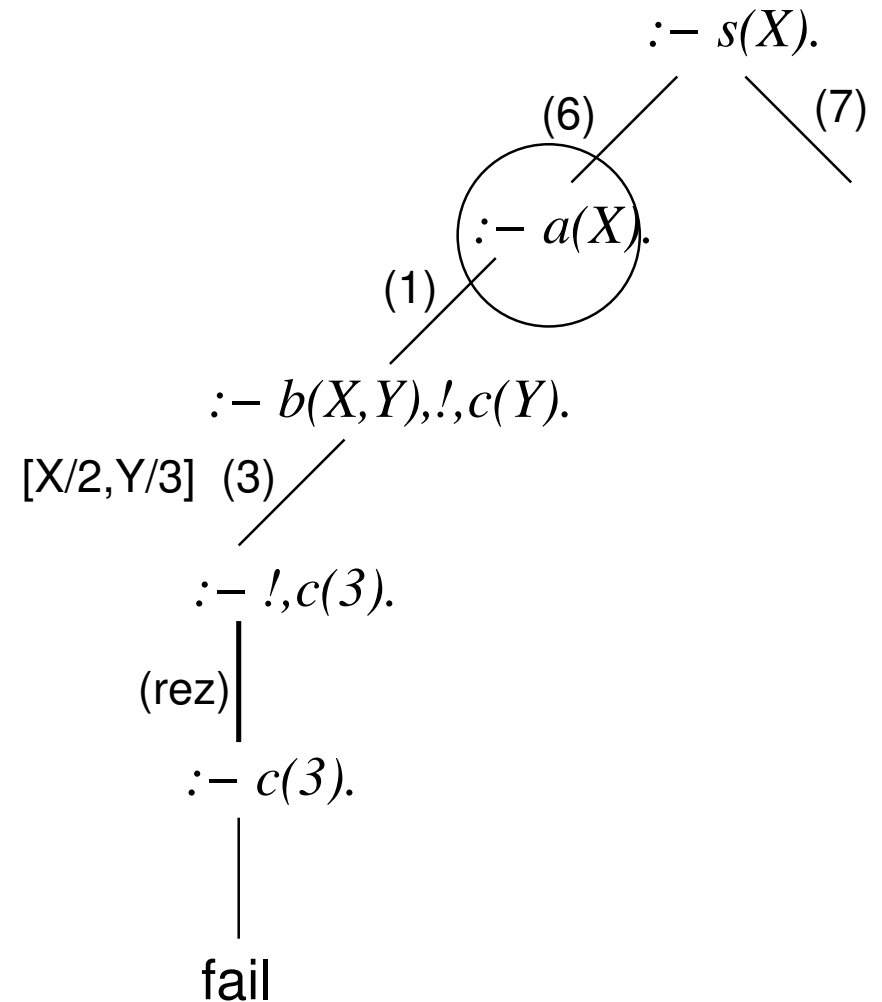
Příklad: řez

- $t :- p, r.$ (1)
- $t :- s.$ (2)
- $p :- q(X), !, v, r.$ (3)
- $p :- u, w.$ (4)
- $q(a).$ (5)
- $q(b).$ (6)
- $s.$ (7)
- $u.$ (8)



Příklad: řez II

- $a(X) : \neg b(X, Y), !, c(Y).$ (1)
 $a(X) : \neg c(X).$ (2)
 $b(2, 3).$ (3)
 $b(1, 2).$ (4)
 $c(2).$ (5)
- $s(X) : \neg a(X).$ (6)
 $s(X) : \neg p(X).$ (7)
- $p(B) : \neg q(A, B), r(B).$ (8)
 $p(A) : \neg q(A, A).$ (9)
 $q(a, a).$ (10)
 $q(a, b).$ (11)
 $r(b).$ (12)

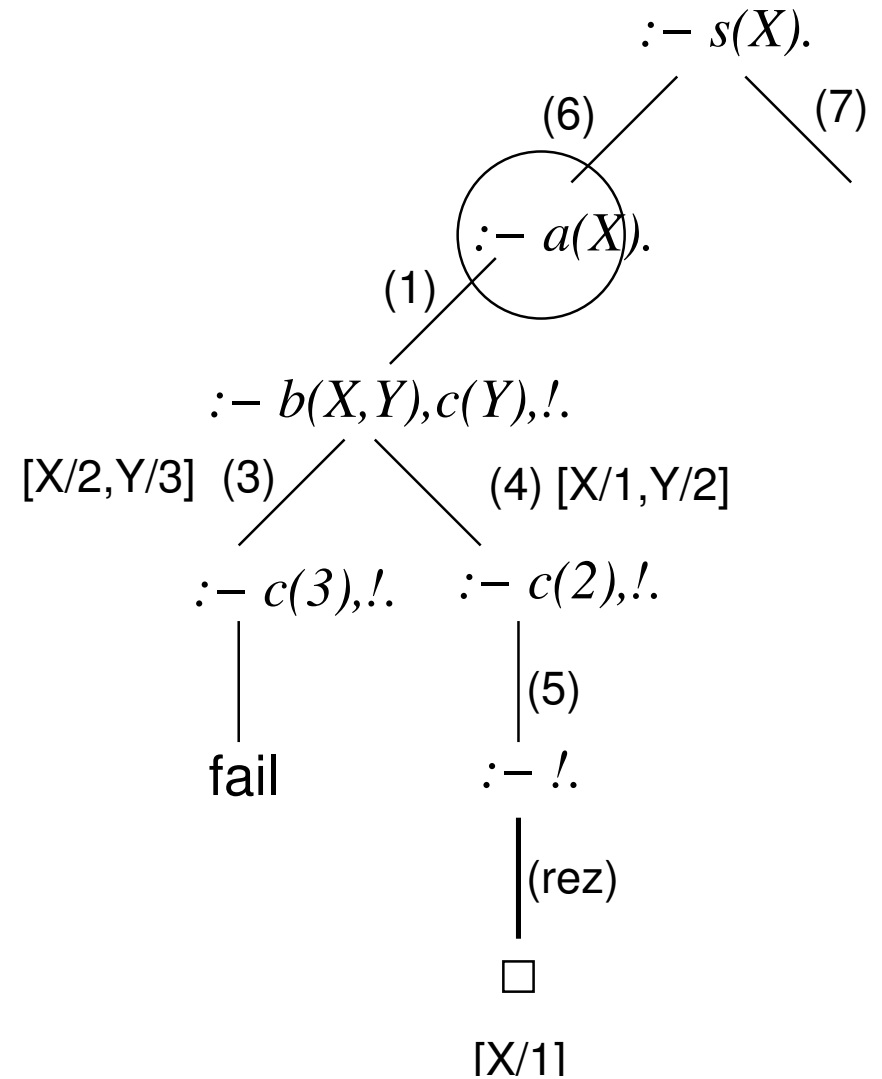


Příklad: řez III

- $a(X) : -b(X, Y), c(Y), !.$ (1)
- $a(X) : -c(X).$ (2)
- $b(2, 3).$ (3)
- $b(1, 2).$ (4)
- $c(2).$ (5)

- $s(X) : -a(X).$ (6)
- $s(X) : -p(X).$ (7)

- $p(B) : -q(A, B), r(B).$ (8)
- $p(A) : -q(A, A).$ (9)
- $q(a, a).$ (10)
- $q(a, b).$ (11)
- $r(b).$ (12)



Operační a deklarativní semantika

Operační sémantika

- **Operační sémantikou** logického programu P rozumíme množinu $O(P)$ všech atomických formulí bez proměnných, které lze pro nějaký cíl G^1 odvodit nějakým rezolučním důkazem ze vstupní množiny $P \cup \{G\}$.

¹tímto výrazem jsou míněny všechny cíle, pro něž zmíněný rezoluční důkaz existuje.

Operační sémantika

- **Operační sémantikou** logického programu P rozumíme množinu $O(P)$ všech atomických formulí bez proměnných, které lze pro nějaký cíl G^1 odvodit nějakým rezolučním důkazem ze vstupní množiny $P \cup \{G\}$.

¹tímto výrazem jsou míněny všechny cíle, pro něž zmíněný rezoluční důkaz existuje.

- **Deklarativní sémantika** logického programu P ???

Opakování: interpretace

- **Interpretace** \mathcal{I} jazyka \mathcal{L} je dána univerzem \mathcal{D} a zobrazením, které přiřadí konstantě c prvek \mathcal{D} , funkčnímu symbolu f/n n -ární operaci v \mathcal{D} a predikátovému symbolu p/n n -ární relaci.
- příklad: $F = \{\{f(a, b) = f(b, a)\}, \{f(f(a, a), b) = a\}\}$
interpretace $\mathcal{I}_1: \mathcal{D} = \mathbb{Z}, a := 1, b := -1, f := "+"$

Opakování: interpretace

- **Interpretace** \mathcal{I} jazyka \mathcal{L} je dána univerzem \mathcal{D} a zobrazením, které přiřadí konstantě c prvek \mathcal{D} , funkčnímu symbolu f/n n -ární operaci v \mathcal{D} a predikátovému symbolu p/n n -ární relaci.
 - příklad: $F = \{ \{f(a, b) = f(b, a)\}, \{f(f(a, a), b) = a\} \}$
interpretace $\mathcal{I}_1: \mathcal{D} = \mathbb{Z}, a := 1, b := -1, f := "+"$
- Interpretace se nazývá **modelem** formule, je-li v ní tato formule pravdivá
 - interpretace množiny \mathbb{N} s obvyklými operacemi je modelem formule $(0 + s(0) = s(0))$

Herbrandovy interpretace

- Omezení na obor skládající se ze **symbolických výrazů tvořených z predikátových a funkčních symbolů daného jazyka**
- při zkoumání pravdivosti není nutné uvažovat modely nad všemi interpretacemi

Herbrandovy interpretace

- Omezení na obor skládající se ze **symbolických výrazů tvořených z predikátových a funkčních symbolů daného jazyka**
 - při zkoumání pravdivosti není nutné uvažovat modely nad všemi interpretacemi
- **Herbrandovo univerzum**: množina všech termů bez proměnných, které mohou být tvořeny funkčními symboly a konstantami daného jazyka
- **Herbrandova interpretace**: libovolná interpretace, která přiřazuje
 - proměnným prvky Herbrandova univerza
 - konstantám sebe samé
 - funkčním symbolům funkce, které symbolu f pro argumenty t_1, \dots, t_n přiřadí term $f(t_1, \dots, t_n)$
 - predikátovým symbolům libovolnou funkci z Herbrand. univerza do pravdivostních hodnot

Herbrandovy interpretace

- Omezení na obor skládající se ze **symbolických výrazů tvořených z predikátových a funkčních symbolů daného jazyka**
 - při zkoumání pravdivosti není nutné uvažovat modely nad všemi interpretacemi
- **Herbrandovo univerzum**: množina všech termů bez proměnných, které mohou být tvořeny funkčními symboly a konstantami daného jazyka
- **Herbrandova interpretace**: libovolná interpretace, která přiřazuje
 - proměnným prvky Herbrandova univerza
 - konstantám sebe samé
 - funkčním symbolům funkce, které symbolu f pro argumenty t_1, \dots, t_n přiřadí term $f(t_1, \dots, t_n)$
 - predikátovým symbolům libovolnou funkci z Herbrand. univerza do pravdivostních hodnot
- **Herbrandův model** množiny uzavřených formulí \mathcal{P} :
Herbrandova interpretace taková, že každá formule z \mathcal{P} je v ní pravdivá.

Specifikace Herbrandova modelu

- Herbrandovy interpretace mají předdefinovaný význam funktorů a konstant
- Pro specifikaci Herbrandovy interpretace tedy stačí zadat relace pro každý predikátový symbol

Specifikace Herbrandova modelu

- Herbrandovy interpretace mají předdefinovaný význam funktorů a konstant
- Pro specifikaci Herbrandovy interpretace tedy stačí zadat relace pro každý predikátový symbol
- Příklad: Herbrandova interpretace a Herbrandův model množiny formulí

`Tichy(s(0)). % (1)`

`Tichy(s(s(X))) :- Tichy(X). % (2)`

Specifikace Herbrandova modelu

- Herbrandovy interpretace mají předdefinovaný význam funktorů a konstant
- Pro specifikaci Herbrandovy interpretace tedy stačí zadat relace pro každý predikátový symbol
- Příklad: Herbrandova interpretace a Herbrandův model množiny formulí

`Tichy(s(0)). % (1)`

`Tichy(s(s(X))) :- Tichy(X). % (2)`

● $\mathcal{I}_1 = \emptyset$

není model (1)

Specifikace Herbrandova modelu

- Herbrandovy interpretace mají předdefinovaný význam funktorů a konstant
- Pro specifikaci Herbrandovy interpretace tedy stačí zadat relace pro každý predikátový symbol
- Příklad: Herbrandova interpretace a Herbrandův model množiny formulí

`Tichy(s(0)). % (1)`

`Tichy(s(s(X))) :- Tichy(X). % (2)`

● $\mathcal{I}_1 = \emptyset$ není model (1)

● $\mathcal{I}_2 = \{lichy(s(0))\}$ není model (2)

Specifikace Herbrandova modelu

- Herbrandovy interpretace mají předdefinovaný význam funktorů a konstant
- Pro specifikaci Herbrandovy interpretace tedy stačí zadat relace pro každý predikátový symbol
- Příklad: Herbrandova interpretace a Herbrandův model množiny formulí

`Tichy(s(0)). % (1)`

`Tichy(s(s(X))) :- Tichy(X). % (2)`

- $\mathcal{I}_1 = \emptyset$ není model (1)
- $\mathcal{I}_2 = \{lichy(s(0))\}$ není model (2)
- $\mathcal{I}_3 = \{lichy(s(0)), lichy(s(s(s(0))))\}$ není model (2)

Specifikace Herbrandova modelu

- Herbrandovy interpretace mají předdefinovaný význam funktorů a konstant
- Pro specifikaci Herbrandovy interpretace tedy stačí zadat relace pro každý predikátový symbol
- Příklad: Herbrandova interpretace a Herbrandův model množiny formulí

`litchy(s(0)).` % (1)

`litchy(s(s(X))) :- litchy(X).` % (2)

- $\mathcal{I}_1 = \emptyset$ není model (1)
- $\mathcal{I}_2 = \{\textit{litchy}(s(0))\}$ není model (2)
- $\mathcal{I}_3 = \{\textit{litchy}(s(0)), \textit{litchy}(s(s(s(0))))\}$ není model (2)
- $\mathcal{I}_4 = \{\textit{litchy}(s^n(0)) \mid n \in \{1, 3, 5, 7, \dots\}\}$ Herbrandův model (1) i (2)

Specifikace Herbrandova modelu

- Herbrandovy interpretace mají předdefinovaný význam funktorů a konstant
- Pro specifikaci Herbrandovy interpretace tedy stačí zadat relace pro každý predikátový symbol
- Příklad: Herbrandova interpretace a Herbrandův model množiny formulí

$\text{Tichy}(s(0)).$ % (1)

$\text{Tichy}(s(s(X))) \text{ :- } \text{Tichy}(X).$ % (2)

- $\mathcal{I}_1 = \emptyset$ není model (1)
- $\mathcal{I}_2 = \{\text{lichy}(s(0))\}$ není model (2)
- $\mathcal{I}_3 = \{\text{lichy}(s(0)), \text{lichy}(s(s(s(0))))\}$ není model (2)
- $\mathcal{I}_4 = \{\text{lichy}(s^n(0)) \mid n \in \{1, 3, 5, 7, \dots\}\}$ Herbrandův model (1) i (2)
- $\mathcal{I}_5 = \{\text{lichy}(s^n(0)) \mid n \in \mathbb{N}\}$ Herbrandův model (1) i (2)

Příklad: Herbrandovy interpretace

rodic(a,b).

rodic(b,c).

predek(X,Y) :- rodic(X,Y).

predek(X,Z) :- rodic(X,Y), predek(Y,Z).

Příklad: Herbrandovy interpretace

`rodic(a,b).`

`rodic(b,c).`

`predek(X,Y) :- rodic(X,Y).`

`predek(X,Z) :- rodic(X,Y), predek(Y,Z).`

$\mathcal{I}_1 = \{rodic(a,b), rodic(b,c), predek(a,b), predek(b,c), predek(a,c)\}$

$\mathcal{I}_2 = \{rodic(a,b), rodic(b,c),$
 $predek(a,b), predek(b,c), predek(a,c), predek(a,a)\}$

\mathcal{I}_1 i \mathcal{I}_2 jsou Herbrandovy modely klauzulí

Deklarativní a operační sémantika

- Je-li S množina programových klauzulí a M libovolná množina Herbrandových modelů S , pak **průnik těchto modelů** je opět Herbrandův model množiny S .
- **Důsledek:**
Existuje **nejmenší Herbrandův model** množiny S , který značíme $M(S)$.

Deklarativní a operační sémantika

- Je-li S množina programových klauzulí a M libovolná množina Herbrandových modelů S , pak **průnik těchto modelů** je opět Herbrandův model množiny S .
- **Důsledek:**
Existuje **nejmenší Herbrandův model** množiny S , který značíme $M(S)$.
- **Deklarativní sémantikou** logického programu P rozumíme jeho minimální Herbrandův model $M(P)$.

Deklarativní a operační sémantika

- Je-li S množina programových klauzulí a M libovolná množina Herbrandových modelů S , pak **průnik těchto modelů** je opět Herbrandův model množiny S .
- **Důsledek:**
Existuje **nejmenší Herbrandův model** množiny S , který značíme $M(S)$.
- **Deklarativní sémantikou** logického programu P rozumíme jeho minimální Herbrandův model $M(P)$.
- **Operační sémantikou** logického programu P rozumíme množinu $O(P)$ všech atomických formulí bez proměnných, které lze pro nějaký cíl G^1 odvodit nějakým rezolučním důkazem ze vstupní množiny $P \cup \{G\}$.
¹tímto výrazem jsou míněny všechny cíle, pro něž zmíněný rezoluční důkaz existuje.

Deklarativní a operační sémantika

- Je-li S množina programových klauzulí a M libovolná množina Herbrandových modelů S , pak **průnik těchto modelů** je opět Herbrandův model množiny S .
- **Důsledek:**
Existuje **nejmenší Herbrandův model** množiny S , který značíme $M(S)$.
- **Deklarativní sémantikou** logického programu P rozumíme jeho minimální Herbrandův model $M(P)$.
- **Operační sémantikou** logického programu P rozumíme množinu $O(P)$ všech atomických formulí bez proměnných, které lze pro nějaký cíl G^1 odvodit nějakým rezolučním důkazem ze vstupní množiny $P \cup \{G\}$.
¹tímto výrazem jsou míněny všechny cíle, pro něž zmíněný rezoluční důkaz existuje.
- Pro libovolný logický program P platí $M(P) = O(P)$