

Výroková a predikátová logika - X

Petr Gregor

KTIML MFF UK

ZS 2015/2016

Redukce nesplnitelnosti na úroveň VL

Je-li otevřená teorie nesplnitelná, lze to “doložit na konkrétních prvcích”.

Např. teorie

$$T = \{P(x, y) \vee R(x, y), \neg P(c, y), \neg R(x, f(x))\}$$

jazyka $L = \langle P, R, f, c \rangle$ nemá model, což lze doložit nesplnitelnou konjunkcí konečně mnoha **instancí** (některých) axiomů teorie T v **konstantních termech**

$$(P(c, f(c)) \vee R(c, f(c))) \wedge \neg P(c, f(c)) \wedge \neg R(c, f(c)),$$

což je lživá formule ve tvaru výroku

$$(p \vee r) \wedge \neg p \wedge \neg r.$$

Instance $\varphi(x_1/t_1, \dots, x_n/t_n)$ otevřené formule φ ve volných proměnných x_1, \dots, x_n je **základní (ground) instance**, jsou-li všechny termy t_1, \dots, t_n konstantní. Konstantní termy nazýváme také **základní (ground) termy**.

Herbrandův model

Nechť $L = \langle \mathcal{R}, \mathcal{F} \rangle$ je jazyk s alespoň jedním konstantním symbolem.

(Je-li třeba, do L přidáme nový konstantní symbol.)

- Herbrandovo univerzum** pro L je množina všech konstantních termů z L .
Např. pro $L = \langle P, f, c \rangle$, kde P je relační, f je binární funkční, c konstantní

$$A = \{c, f(c, c), f(f(c, c), c), f(c, f(c, c)), f(f(c, c), f(c, c)), \dots\}$$
- Struktura \mathcal{A} pro L je **Herbrandova struktura**, je-li doména A Herbrandovo univerzum pro L a pro každý n -ární funkční symbol $f \in \mathcal{F}$ a $t_1, \dots, t_n \in A$,

$$f^A(t_1, \dots, t_n) = f(t_1, \dots, t_n)$$
 (včetně $n = 0$, tj. $c^A = c$ pro každý konstantní symbol c).
Poznámka Na rozdíl od **kanonické struktury** nejsou předepsané relace.
Např. $\mathcal{A} = \langle A, P^A, f^A, c^A \rangle$, kde $P^A = \emptyset$, $c^A = c$ a $f^A(c, c) = f(c, c), \dots$
- Herbrandův model** teorie T je Herbrandova struktura, jež je modelem T .

Herbrandova věta

Věta *Nechť T je otevřená teorie jazyka L bez rovnosti a s alespoň jedním konstantním symbolem. Pak*

- (a) *T má Herbrandův model, anebo*
- (b) *existuje konečně mnoho základních instancí axiomů z T , jejichž konjunkce je nespílitelná, a tedy T nemá model.*

Důkaz *Nechť T' je množina všech základních instancí axiomů z T . Uvažme dokončené (např. systematické) tablo τ z T' v jazyce L (bez přidávání nových konstant) s položkou $F \perp$ v kořeni.*

- *Obsahuje-li tablo τ bezespornou větev V , kanonický model z větve V je Herbrandovým modelem teorie T .*
- *Jinak je τ sporné, tj. $T' \vdash \perp$. Navíc je konečné, tedy \perp je dokazatelný jen z konečně mnoha formulí T' , tj. jejich konjunkce je nespílitelná. \square*

Poznámka *V případě jazyka L s rovností teorii T rozšíříme na T^* o **axiomy rovnosti pro L** a pokud T^* má Herbrandův model \mathcal{A} , **zfaktorizujeme** ho dle $=^A$.*

Důsledky Herbrandovy věty

Nechť L je jazyk obsahující alespoň jeden konstantní symbol.

Důsledek Pro každou otevřenou $\varphi(x_1, \dots, x_n)$ jazyka L je $(\exists x_1) \dots (\exists x_n)\varphi$ pravdivá, právě když existují konstantní termy t_{ij} jazyka L takové, že

$$\varphi(x_1/t_{11}, \dots, x_n/t_{1n}) \vee \dots \vee \varphi(x_1/t_{m1}, \dots, x_n/t_{mn})$$

je (výroková) tautologie.

Důkaz $(\exists x_1) \dots (\exists x_n)\varphi$ je pravdivá $\Leftrightarrow (\forall x_1) \dots (\forall x_n)\neg\varphi$ je nespíitelná $\Leftrightarrow \neg\varphi$ je nespíitelná. Ostatní vyplývá z Herbrandovy věty pro $\neg\varphi$. \square

Důsledek Otevřená teorie T jazyka L má model, právě když teorie T' všech základních instancí axiomů z T má model.

Důkaz Má-li T model \mathcal{A} , platí v něm každá instance každého axiomu z T , tedy \mathcal{A} je modelem T' . Nemá-li T model, dle H. věty existuje (konečně) formulí z T' , jejichž konjunkce je nespíitelná, tedy T' nemá model. \square

Rezoluční metoda v PL - úvod

- **Zamítací** procedura - cílem je ukázat, že daná formule (či teorie) je nespíitelná.
- Předpokládá **otevřené** formule v **CNF** (v množinové reprezentaci).
Literál je (tentokrát) atomická formule nebo její negace.
Klauzule je konečná množina literálů, \square značí **prázdnou klauzuli**.
Formule (v množinové reprezentaci) je množina (i nekonečná) klauzulí.
Poznámka Každou formuli (teorii) umíme převést na ekvispíitelnou otevřenou formuli (teorii) v CNF, tj. na formuli v množinové reprezentaci.
- **Rezoluční pravidlo** je obecnější - umožňuje rezolvovat přes literály, které jsou **unifikovatelné**.
- Rezoluce v PL je založená na **rezoluci ve VL** a **unifikaci**.

Lokální význam proměnných

Proměnné v rámci *klauzule* můžeme přejmenovat.

Nechť φ je (vstupní) otevřená formule v CNF.

- Formule φ je splnitelná, právě když její generální uzávěr φ' je splnitelný.
- Pro každé formule ψ , χ a proměnnou x

$$\models (\forall x)(\psi \wedge \chi) \leftrightarrow (\forall x)\psi \wedge (\forall x)\chi$$

(i když x je volná v ψ a χ zároveň).

- Každou klauzuli ve φ lze tedy nahradit jejím generálním uzávěrem.
- Uzávěry klauzulí lze *variovat* (přejmenovat proměnné).

Např. variováním druhé klauzule v (1) získáme ekvisplnitelnou formuli (2).

$$(1) \{ \{P(x), Q(x, y)\}, \{\neg P(x), \neg Q(y, x)\} \}$$

$$(2) \{ \{P(x), Q(x, y)\}, \{\neg P(v), \neg Q(u, v)\} \}$$

Přímá redukce do VL

Herbrandova věta umožňuje následující postup. Je ale značně neefektivní.

- Necht' S je (vstupní) formule v množinové reprezentaci.
- Lze předpokládat, že jazyk obsahuje alespoň jeden konstantní symbol.
- Necht' S' je množina všech **základních instancí** klauzulí z S .
- Zavedením prvovýroků pro každou **atomickou sentenci** lze S' převést na (případně nekonečnou) výrokovou formuli v množinové reprezentaci.
- Rezolucí na úrovni VL ověříme její nesplnitelnost.

Např. pro $S = \{\{P(x, y), R(x, y)\}, \{\neg P(c, y)\}, \{\neg R(x, f(x))\}\}$ je

$S' = \{\{P(c, c), R(c, c)\}, \{P(c, f(c)), R(c, f(c))\}, \{P(f(c), f(c)), R(f(c), f(c))\}, \dots, \{\neg P(c, c)\}, \{\neg P(c, f(c))\}, \dots, \{\neg R(c, f(c))\}, \{\neg R(f(c), f(f(c)))\}, \dots\}$

nesplnitelná, neboť na úrovni VL je

$S' \supseteq \{\{P(c, f(c)), R(c, f(c))\}, \{\neg P(c, f(c))\}, \{\neg R(c, f(c))\}\} \vdash_R \square.$

Substituce - příklady

Efektivnější je využívat vhodných substitucí. Např. pro

- a) $\{P(x), Q(x, a)\}, \{\neg P(y), \neg Q(b, y)\}$ substitucí $x/b, y/a$ dostaneme $\{P(b), Q(b, a)\}, \{\neg P(a), \neg Q(b, a)\}$ a z nich rezolucí $\{P(b), \neg P(a)\}$.

Nebo substitucí x/y a rezolucí dle $P(y)$ dostaneme $\{Q(y, a), \neg Q(b, y)\}$.

- b) $\{P(x), Q(x, a), Q(b, y)\}, \{\neg P(v), \neg Q(u, v)\}$ substituce $x/b, y/a, u/b, v/a$ dává $\{P(b), Q(b, a)\}, \{\neg P(a), \neg Q(b, a)\}$ a z nich rezolucí $\{P(b), \neg P(a)\}$.

- c) $\{P(x), Q(x, z)\}, \{\neg P(y), \neg Q(f(y), y)\}$ substitucí $x/f(z), y/z$ dostaneme $\{P(f(z)), Q(f(z), z)\}, \{\neg P(z), \neg Q(f(z), z)\}$ a z nich $\{P(f(z)), \neg P(z)\}$.

Při substituci $x/f(a), y/a, z/a$ dostaneme $\{P(f(a)), Q(f(a), a)\}, \{\neg P(a), \neg Q(f(a), a)\}$ a z nich rezolucí $\{P(f(a)), \neg P(a)\}$. Předchozí substituce je ale **obecnější**.

Substituce

- **Substituce** je (konečná) množina $\sigma = \{x_1/t_1, \dots, x_n/t_n\}$, kde x_i jsou navzájem různé proměnné a t_i jsou termy, přičemž t_i není x_i .
- Jsou-li všechny termy t_i konstantní, je σ **základní substituce**.
- Jsou-li t_i navzájem různé proměnné, je σ **přejmenování proměnných**.
- **Výraz** je literál nebo term. (*Substituci lze aplikovat na výrazy.*)
- **Instance** výrazu E **při substituci** $\sigma = \{x_1/t_1, \dots, x_n/t_n\}$ je výraz $E\sigma$ vzniklý z E **současným** nahrazením **všech** výskytů proměnných x_i za t_i .
- Pro množinu výrazů S označme $S\sigma$ množinu instancí $E\sigma$ výrazů E z S .

Poznámka Jelikož substituce je současná pro všechny proměnné zároveň, případný výskyt proměnné x_i v termu t_j nevede k zřetězení substitucí.

Např. pro $S = \{P(x), R(y, z)\}$ **a substituci** $\sigma = \{x/f(y, z), y/x, z/c\}$ **je**
 $S\sigma = \{P(f(y, z)), R(x, c)\}$.

Skládání substitucí

Zdefinujeme $\sigma\tau$ tak, aby $E(\sigma\tau) = (E\sigma)\tau$ pro každý výraz E .

Např. pro $E = P(x, w, u)$, $\sigma = \{x/f(y), w/v\}$, $\tau = \{x/a, y/g(x), v/w, u/c\}$ je

$$E\sigma = P(f(y), v, u), \quad (E\sigma)\tau = P(f(g(x)), w, c).$$

Pak by mělo být $\sigma\tau = \{x/f(g(x)), v/w, u/c\}$.

Pro substituce $\sigma = \{x_1/t_1, \dots, x_n/t_n\}$ a $\tau = \{y_1/s_1, \dots, y_m/s_m\}$ definujeme

$$\sigma\tau = \{x_i/t_{i\tau} \mid x_i \in X, x_i \text{ není } t_{i\tau}\} \cup \{y_j/s_j \mid y_j \in Y \setminus X\}$$

složenou substitucí σ a τ , kde $X = \{x_1, \dots, x_n\}$ a $Y = \{y_1, \dots, y_m\}$.

Poznámka Skládání substitucí není komutativní, např. pro uvedené σ a τ je

$$\tau\sigma = \{x/a, y/g(f(y)), u/c, w/v\} \neq \sigma\tau.$$

Skládání substitucí - vlastnosti

Ukážeme, že definice vyhovuje našemu požadavku a skládání je asociativní.

Tvrzení Pro každý výraz E a substituce σ, τ, ρ platí

$$(i) (E\sigma)\tau = E(\sigma\tau),$$

$$(ii) (\sigma\tau)\rho = \sigma(\tau\rho).$$

Důkaz Nechť $\sigma = \{x_1/t_1, \dots, x_n/t_n\}$ a $\tau = \{y_1/s_1, \dots, y_m/s_m\}$. Stačí uvážit případ, kdy E je proměnná, řekněme v .

(i) Je-li v proměnná x_i pro nějaké i , je $v\sigma = t_i$ a $(v\sigma)\tau = t_i\tau$, což je $v(\sigma\tau)$ dle definice $\sigma\tau$. Jinak $v\sigma = v$ a $(v\sigma)\tau = v\tau$.

Je-li v proměnná y_j pro nějaké j , je dále $(v\sigma)\tau = v\tau = s_j$, což je $v(\sigma\tau)$ dle definice $\sigma\tau$. Jinak $(v\sigma)\tau = v\tau = v$ a zároveň $v(\sigma\tau) = v$.

(ii) Opakovaným užitím (i) dostaneme pro každý výraz E ,

$$E((\sigma\tau)\rho) = (E(\sigma\tau))\rho = ((E\sigma)\tau)\rho = (E\sigma)(\tau\rho) = E(\sigma(\tau\rho)). \quad \square$$

Unifikace

Nechť $S = \{E_1, \dots, E_n\}$ je (konečná) množina výrazů.

- **Unifikace** pro S je substituce σ taková, že $E_1\sigma = E_2\sigma = \dots = E_n\sigma$, tj. $S\sigma$ je singleton.
- S je **unifikovatelná**, pokud má unifikaci.
- Unifikace σ pro S je **nejobecnější unifikace (mgu)**, pokud pro každou unifikaci τ pro S existuje substituce λ taková, že $\tau = \sigma\lambda$.

Např. $S = \{P(f(x), y), P(f(a), w)\}$ je unifikovatelná pomocí nejobecnější unifikace $\sigma = \{x/a, y/w\}$. Unifikaci $\tau = \{x/a, y/b, w/b\}$ dostaneme jako $\sigma\lambda$ pro $\lambda = \{w/b\}$. τ není mgu, nelze z ní získat unifikaci $\varrho = \{x/a, y/c, w/c\}$.

Pozorování Jsou-li σ, τ různé nejobecnější unifikace pro S , liší se pouze přejmenováním proměnných.

Unifikační algoritmus

Nechť S je (konečná) neprázdná množina výrazů a p je **nejlevější** pozice, na které se nějaké dva výrazy z S liší. Pak **neshoda** v S je množina $D(S)$ podvýrazů začínajících na pozici p ze **všech** výrazů v S .

Např. pro $S = \{P(x, y), P(f(x), z), P(z, f(x))\}$ je $D(S) = \{x, f(x), z\}$.

Vstup Neprázdná (konečná) množina výrazů S .

Výstup Nejjobecnější unifikace σ pro S nebo “ S není unifikovatelná”.

- (0) Nechť $S_0 := S$, $\sigma_0 := \emptyset$, $k := 0$. (inicializace)
- (1) Je-li S_k singleton, vydej substituci $\sigma = \sigma_0\sigma_1 \cdots \sigma_k$. (mgu pro S)
- (2) Zjisti, zda v $D(S_k)$ existuje proměnná x a term t **neobsahující** x .
- (3) Pokud ne, vydej “ S není unifikovatelná”.
- (4) Jinak $\sigma_{k+1} := \{x/t\}$, $S_{k+1} := S_k\sigma_{k+1}$, $k := k + 1$ a jdi na (1).

Poznámka Test výskytu proměnné x v termu t v kroku (2) může být “drahý”.

Unifikační algoritmus - příklad

$$S = \{P(f(y, g(z)), h(b)), P(f(h(w), g(a)), t), P(f(h(b), g(z)), y)\}$$

- 1) $S_0 = S$ není singleton a $D(S_0) = \{y, h(w), h(b)\}$ obsahuje term $h(w)$ a proměnnou y nevyskytující se v $h(w)$. Pak $\sigma_1 = \{y/h(w)\}$, $S_1 = S_0\sigma_1$, tj.

$$S_1 = \{P(f(h(w), g(z)), h(b)), P(f(h(w), g(a)), t), P(f(h(b), g(z)), h(w))\}.$$
- 2) $D(S_1) = \{w, b\}$, $\sigma_2 = \{w/b\}$, $S_2 = S_1\sigma_2$, tj.

$$S_2 = \{P(f(h(b), g(z)), h(b)), P(f(h(b), g(a)), t)\}.$$
- 3) $D(S_2) = \{z, a\}$, $\sigma_3 = \{z/a\}$, $S_3 = S_2\sigma_3$, tj.

$$S_3 = \{P(f(h(b), g(a)), h(b)), P(f(h(b), g(a)), t)\}.$$
- 4) $D(S_3) = \{h(b), t\}$, $\sigma_4 = \{t/h(b)\}$, $S_4 = S_3\sigma_4$, tj.

$$S_4 = \{P(f(h(b), g(a)), h(b))\}.$$
- 5) S_4 je singleton a nejobecnější unifikace pro S je

$$\sigma = \{y/h(w)\}\{w/b\}\{z/a\}\{t/h(b)\} = \{y/h(b), w/b, z/a, t/h(b)\}.$$

Unifikační algoritmus - korektnost

Tvrzení Pro každé S unifikační algoritmus vydá po konečně mnoha krocích korektní výsledek, tj. nejobecnější unifikaci σ pro S nebo pozná, že S není unifikovatelná. (*) Navíc, pro každou unifikaci τ pro S platí, že $\tau = \sigma\tau$.

Důkaz V každém kroku eliminuje jednu proměnnou, někdy tedy skončí.

- Skončí-li neúspěchem po k krocích, nelze unifikovat $D(S_k)$, tedy ani S .
- Vydá-li $\sigma = \sigma_0\sigma_1 \cdots \sigma_k$, je σ evidentně unifikace pro S .
- Dokážeme-li, že σ má vlastnost (*), je σ nejobecnější unifikace pro S .

- (1) Necht' τ je unifikace pro S . Ukážeme, že $\tau = \sigma_0\sigma_1 \cdots \sigma_i\tau$ pro každé $i \leq k$.
- (2) Pro $i = 0$ platí (1). Necht' $\sigma_{i+1} = \{x/t\}$, předpokládejme $\tau = \sigma_0\sigma_1 \cdots \sigma_i\tau$.
- (3) Stačí dokázat, že $v\sigma_{i+1}\tau = v\tau$ pro každou proměnnou v .
- (4) Pro $v \neq x$ je $v\sigma_{i+1} = v$, tedy platí (3). Jinak $v = x$ a $v\sigma_{i+1} = x\sigma_{i+1} = t$.
- (5) Jelikož τ unifikuje $S_i = S\sigma_0\sigma_1 \cdots \sigma_i$ a proměnná x i term t jsou v $D(S_i)$, musí τ unifikovat x a t , tj. $t\tau = x\tau$, jak bylo požadováno pro (3). □

Obecné rezoluční pravidlo

Nechť klauzule C_1, C_2 neobsahují stejnou proměnnou a jsou ve tvaru

$$C_1 = C'_1 \sqcup \{A_1, \dots, A_n\}, \quad C_2 = C'_2 \sqcup \{\neg B_1, \dots, \neg B_m\},$$

kde $S = \{A_1, \dots, A_n, B_1, \dots, B_m\}$ lze unifikovat a $n, m \geq 1$. Pak klauzule

$$C = C'_1\sigma \cup C'_2\sigma,$$

kde σ je **nejobecnější unifikace** pro S , je **rezolventa** klauzulí C_1 a C_2 .

Např. v klauzulích $\{P(x), Q(x, z)\}$ a $\{\neg P(y), \neg Q(f(y), y)\}$ lze unifikovat $S = \{Q(x, z), Q(f(y), y)\}$ pomocí nejobecnější unifikace $\sigma = \{x/f(y), z/y\}$ a získat z nich rezolventu $\{P(f(y)), \neg P(y)\}$.

***Poznámka** Podmínce o různých proměnných lze vyhovět přejmenováním proměnných v rámci klauzule. Je to nutné, např. z $\{\{P(x)\}, \{\neg P(f(x))\}\}$ lze po přejmenování získat \square , ale $\{P(x), P(f(x))\}$ nelze unifikovat.*

Rezoluční důkaz

Pojmy zavedeme jako ve VL, jen navíc dovolíme přejmenování proměnných.

- **Rezoluční důkaz (odvození)** klauzule C z formule S je **konečná** posloupnost $C_0, \dots, C_n = C$ taková, že pro každé $i \leq n$ je $C_i = C'_i \sigma$, kde $C'_i \in S$ a σ je přejmenování proměnných, nebo je C_i rezolventou nějakých dvou předchozích klauzulí (i stejných).
- Klauzule C je (rezolucí) **dokazatelná** z S , psáno $S \vdash_R C$, pokud má rezoluční důkaz z S .
- **Zamítnutí** formule S je rezoluční důkaz \square z S .
- S je (rezolucí) **zamítnutelná**, pokud $S \vdash_R \square$.

Poznámka Eliminace více literálů najednou je někdy nezbytná, např.

$S = \{\{P(x), P(y)\}, \{\neg P(x), \neg P(y)\}\}$ je rezolucí zamítnutelná, ale nemá zamítnutí, při kterém by se v každém kroku eliminoval pouze jeden literál.

Příklad rezoluce

Mějme teorii $T = \{\neg P(x, x), P(x, y) \rightarrow P(y, x), P(x, y) \wedge P(y, z) \rightarrow P(x, z)\}$.

Je $T \models (\exists x)\neg P(x, f(x))$? Tedy, je následující formule T' nesplnitelná?

$T' = \{\{\neg P(x, x)\}, \{\neg P(x, y), P(y, x)\}, \{\neg P(x, y), \neg P(y, z), P(x, z)\}, \{P(x, f(x))\}\}$

$T' \vdash_R \square$



x'/x

$\{P(x, x)\}$

$\{\neg P(x', x')\}$

$z/x, x'/x$

$\{\neg P(f(x), z), P(x, z)\}$

$\{P(f(x'), x')\}$

$y/f(x), x'/x$

$x/x', y/f(x')$

$\{\neg P(x, y), \neg P(y, z), P(x, z)\}$

$\{P(x', f(x'))\}$

$\{\neg P(x, y), P(y, x)\}$

$\{P(x', f(x'))\}$

Korektnost rezoluce

Nejprve ukážeme, že obecné rezoluční pravidlo je korektní.

Tvrzení Necht' C je rezolventa klauzulí C_1, C_2 . Pro každou L -strukturu \mathcal{A} ,

$$\mathcal{A} \models C_1 \text{ a } \mathcal{A} \models C_2 \Rightarrow \mathcal{A} \models C.$$

Důkaz Necht' $C_1 = C'_1 \sqcup \{A_1, \dots, A_n\}$, $C_2 = C'_2 \sqcup \{\neg B_1, \dots, \neg B_m\}$, σ je nejobecnější unifikace pro $S = \{A_1, \dots, A_n, B_1, \dots, B_m\}$ a $C = C'_1\sigma \cup C'_2\sigma$.

- Jelikož C_1, C_2 jsou otevřené, platí i $\mathcal{A} \models C_1\sigma$ a $\mathcal{A} \models C_2\sigma$.
- Máme $C_1\sigma = C'_1\sigma \cup \{S\sigma\}$ a $C_2\sigma = C'_2\sigma \cup \{\neg(S\sigma)\}$.
- Ukážeme, že $\mathcal{A} \models C[e]$ pro každé e . Je-li $\mathcal{A} \models S\sigma[e]$, pak $\mathcal{A} \models C'_2\sigma[e]$ a tedy $\mathcal{A} \models C[e]$. Jinak $\mathcal{A} \not\models S\sigma[e]$, pak $\mathcal{A} \models C'_1\sigma[e]$ a tedy $\mathcal{A} \models C[e]$. \square

Věta (korektnost) Je-li formule S rezolucí zamítnutelná, je S nespílitelná.

Důkaz Necht' $S \vdash_R \square$. Kdyby $\mathcal{A} \models S$ pro nějakou strukturu \mathcal{A} , z korektnosti rezolučního pravidla by platilo i $\mathcal{A} \models \square$, což není možné. \blacksquare

Lifting lemma

Rezoluční důkaz na úrovni VL lze “zdvihnout” na úroveň PL.

Lemma Necht' $C_1^* = C_1\tau_1$, $C_2^* = C_2\tau_2$ jsou *základní instance* klauzulí C_1 , C_2 *neobsahující stejnou proměnnou* a C^* je rezolventa C_1^* a C_2^* . Pak existuje rezolventa C klauzulí C_1 a C_2 taková, že $C^* = C\tau_1\tau_2$ je základní instance C .

Důkaz Předpokládejme, že C^* je rezolventa C_1^* , C_2^* přes *literál* $P(t_1, \dots, t_k)$.

- Pak lze psát $C_1 = C'_1 \sqcup \{A_1, \dots, A_n\}$ a $C_2 = C'_2 \sqcup \{\neg B_1, \dots, \neg B_m\}$, kde $\{A_1, \dots, A_n\}\tau_1 = \{P(t_1, \dots, t_k)\}$ a $\{\neg B_1, \dots, \neg B_m\}\tau_2 = \{\neg P(t_1, \dots, t_k)\}$.
- Tedy $(\tau_1\tau_2)$ unifikuje $S = \{A_1, \dots, A_n, B_1, \dots, B_m\}$ a je-li σ mgu pro S z unifikačního algoritmu, pak $C = C'_1\sigma \cup C'_2\sigma$ je rezolventa C_1 a C_2 .
- Navíc $(\tau_1\tau_2) = \sigma(\tau_1\tau_2)$ z vlastnosti (*) pro σ a tedy

$$\begin{aligned} C\tau_1\tau_2 &= (C'_1\sigma \cup C'_2\sigma)\tau_1\tau_2 = C'_1\sigma\tau_1\tau_2 \cup C'_2\sigma\tau_1\tau_2 = C'_1\tau_1 \cup C'_2\tau_2 \\ &= (C_1 \setminus \{A_1, \dots, A_n\})\tau_1 \cup (C_2 \setminus \{\neg B_1, \dots, \neg B_m\})\tau_2 \\ &= (C_1^* \setminus \{P(t_1, \dots, t_k)\}) \cup (C_2^* \setminus \{\neg P(t_1, \dots, t_k)\}) = C^*. \quad \square \end{aligned}$$

Úplnost

Důsledek *Nechť S' je množina všech základních instancí klauzulí formule S . Je-li $S' \vdash_R C'$ (na úrovni VL), kde C' je základní klauzule, pak existuje klauzule*

C a základní substituce σ taková, že $C' = C\sigma$ a $S \vdash_R C$ (na úrovni PL).

Důkaz Indukcí dle délky rezolučního odvození pomocí lifting lemmatu. \square

Věta (úplnost) *Je-li formule S nesplnitelná, je $S \vdash_R \square$.*

Důkaz Je-li S nesplnitelná, dle (důsledku) Herbrandovy věty je nesplnitelná i množina S' všech základních instancí klauzulí z S .

- Dle úplnosti rezoluční metody ve VL je $S' \vdash_R \square$ (na úrovni VL).
- Dle předchozího důsledku existuje klauzule C a substituce σ taková, že $\square = C\sigma$ a $S \vdash_R C$ (na úrovni PL).
- Jediná klauzule, jejíž instance je \square , je klauzule $C = \square$. \blacksquare