

Rezoluce v predikátové logice I. řádu

Rezoluce

- rezoluční princip: z $F \vee A, G \vee \neg A$ odvodit $F \vee G$
- dokazovací metoda používaná
 - v Prologu
 - ve většině systémů pro automatické dokazování

Rezoluce

- rezoluční princip: z $F \vee A, G \vee \neg A$ odvodit $F \vee G$
- dokazovací metoda používaná
 - v Prologu
 - ve většině systémů pro automatické dokazování
- procedura pro **vyvrácení**
 - hledáme důkaz pro negaci formule
 - snažíme se dokázat, že negace formule je nespíitelná
 \implies formule je vždy pravdivá

Formule

- **literál** l

- **pozitivní literál** = atomická formule $p(t_1, \dots, t_n)$

- **negativní literál** = negace atomické formule $\neg p(t_1, \dots, t_n)$

Formule

● literál l

● **pozitivní literál** = atomická formule $p(t_1, \dots, t_n)$

● **negativní literál** = negace atomické formule $\neg p(t_1, \dots, t_n)$

● **klauzule** C = konečná množina literálů reprezentující jejich disjunkci

● příklad: $p(X) \vee q(a, f) \vee \neg p(Y)$ notace: $\{p(X), q(a, f), \neg p(Y)\}$

● **klauzule je pravdivá** \iff je pravdivý alespoň jeden z jejích literálů

● **prázdná klauzule** se značí \square a je vždy nepravdivá (neexistuje v ní pravdivý literál)

Formule

- **literál** l
 - **pozitivní literál** = atomická formule $p(t_1, \dots, t_n)$
 - **negativní literál** = negace atomické formule $\neg p(t_1, \dots, t_n)$
- **klauzule** C = konečná množina literálů reprezentující jejich disjunkci
 - příklad: $p(X) \vee q(a, f) \vee \neg p(Y)$ notace: $\{p(X), q(a, f), \neg p(Y)\}$
 - **klauzule je pravdivá** \iff je pravdivý alespoň jeden z jejích literálů
 - **prázdná klauzule** se značí \square a je vždy nepravdivá (neexistuje v ní pravdivý literál)
- **formule** F = množina klauzulí reprezentující jejich konjunkci
 - formule je v tzv. konjunktivní normální formě (konjunkce disjunkcí)
 - příklad: $(p \vee q) \wedge (\neg p) \wedge (p \vee \neg q \vee r)$ notace: $\{\{p, q\}, \{\neg p\}, \{p, \neg q, r\}\}$

Formule

- **literál** l
 - **pozitivní literál** = atomická formule $p(t_1, \dots, t_n)$
 - **negativní literál** = negace atomické formule $\neg p(t_1, \dots, t_n)$
- **klauzule** C = konečná množina literálů reprezentující jejich disjunkci
 - příklad: $p(X) \vee q(a, f) \vee \neg p(Y)$ notace: $\{p(X), q(a, f), \neg p(Y)\}$
 - **klauzule je pravdivá** \iff je pravdivý alespoň jeden z jejích literálů
 - **prázdná klauzule** se značí \square a je vždy nepravdivá (neexistuje v ní pravdivý literál)
- **formule** F = množina klauzulí reprezentující jejich konjunkci
 - formule je v tzv. konjunktivní normální formě (konjunkce disjunkcí)
 - příklad: $(p \vee q) \wedge (\neg p) \wedge (p \vee \neg q \vee r)$ notace: $\{\{p, q\}, \{\neg p\}, \{p, \neg q, r\}\}$
 - **formule je pravdivá** \iff všechny klauzule jsou pravdivé
 - prázdná formule je vždy pravdivá (neexistuje klauzule, která by byla nepravdivá)

Formule

● literál l

● **pozitivní literál** = atomická formule $p(t_1, \dots, t_n)$

● **negativní literál** = negace atomické formule $\neg p(t_1, \dots, t_n)$

● **klauzule** C = konečná množina literálů reprezentující jejich disjunkci

● příklad: $p(X) \vee q(a, f) \vee \neg p(Y)$ notace: $\{p(X), q(a, f), \neg p(Y)\}$

● **klauzule je pravdivá** \iff je pravdivý alespoň jeden z jejích literálů

● **prázdná klauzule** se značí \square a je vždy nepravdivá (neexistuje v ní pravdivý literál)

● **formule** F = množina klauzulí reprezentující jejich konjunkci

● formule je v tzv. konjunktivní normální formě (konjunkce disjunkcí)

● příklad: $(p \vee q) \wedge (\neg p) \wedge (p \vee \neg q \vee r)$ notace: $\{\{p, q\}, \{\neg p\}, \{p, \neg q, r\}\}$

● **formule je pravdivá** \iff všechny klauzule jsou pravdivé

● prázdná formule je vždy pravdivá (neexistuje klauzule, která by byla nepravdivá)

● **množinová notace:** literál je prvek klauzule, klauzule je prvek formule, ...

Splnitelnost

- **[Opakování:]** 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 $\mathcal{I}_1: \mathcal{D} = \mathbb{Z}, a := 1, b := -1, f := "+"$

Splnitelnost

- [Opakování:] 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 $\mathcal{I}_1: \mathcal{D} = \mathbb{Z}, a := 1, b := -1, f := "+"$
- Formule je **splnitelná**, existuje-li interpretace, pro kterou je pravdivá
 - formule je konjunkce klauzulí, tj. všechny klauzule musí být v dané interpretaci pravdivé
 - příklad (pokrač.): F je splnitelná (je pravdivá v \mathcal{I}_1)

Splnitelnost

- **[Opakování:]** 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 $\mathcal{I}_1: \mathcal{D} = \mathbb{Z}, a := 1, b := -1, f := "+"$
- Formule je **splnitelná**, existuje-li interpretace, pro kterou je pravdivá
 - formule je konjunkce klauzulí, tj. všechny klauzule musí být v dané interpretaci pravdivé
 - příklad (pokrač.): F je splnitelná (je pravdivá v \mathcal{I}_1)
- Formule je **nesplnitelná**, neexistuje-li interpretace, pro kterou je pravdivá
 - tj. formule je ve všech interpretacích nepravdivá
 - tj. neexistuje interpretace, ve které by byly všechny klauzule pravdivé
 - příklad: $G = \{\{p(b)\}, \{p(a)\}, \{\neg p(a)\}\}$ je nesplnitelná
($\{p(a)\}$ a $\{\neg p(a)\}$ nemohou být zároveň pravdivé)

Rezoluční princip ve výrokové logice

- **Rezoluční princip** = pravidlo, které umožňuje odvodit z klauzulí $C_1 \cup \{l\}$ a $\{\neg l\} \cup C_2$ klauzuli $C_1 \cup C_2$

$$\frac{C_1 \cup \{l\} \quad \{\neg l\} \cup C_2}{C_1 \cup C_2}$$

- $C_1 \cup C_2$ se nazývá **rezolventou** původních klauzulí

Rezoluční princip ve výrokové logice

- **Rezoluční princip** = pravidlo, které umožňuje odvodit z klauzulí $C_1 \cup \{l\}$ a $\{\neg l\} \cup C_2$ klauzuli $C_1 \cup C_2$

$$\frac{C_1 \cup \{l\} \quad \{\neg l\} \cup C_2}{C_1 \cup C_2}$$

- $C_1 \cup C_2$ se nazývá **rezolventou** původních klauzulí

- příklad:

$$\frac{\{p, r\} \quad \{\neg r, s\}}{\{p, s\}} \quad \frac{(p \vee r) \wedge (\neg r \vee s)}{p \vee s}$$

Rezoluční princip ve výrokové logice

- **Rezoluční princip** = pravidlo, které umožňuje odvodit z klauzulí $C_1 \cup \{l\}$ a $\{\neg l\} \cup C_2$ klauzuli $C_1 \cup C_2$

$$\frac{C_1 \cup \{l\} \quad \{\neg l\} \cup C_2}{C_1 \cup C_2}$$

- $C_1 \cup C_2$ se nazývá **rezolventou** původních klauzulí

- příklad:

$$\frac{\{p, r\} \quad \{\neg r, s\}}{\{p, s\}} \quad \frac{(p \vee r) \wedge (\neg r \vee s)}{p \vee s}$$

obě klauzule $(p \vee r)$ a $(\neg r \vee s)$ musí být pravdivé protože r nestačí k pravdivosti obou klauzulí, musí být pravdivé p (pokud je pravdivé $\neg r$) nebo s (pokud je pravdivé r), tedy platí klauzule $p \vee s$

Rezoluční důkaz

- **rezoluční důkaz klauzule C z formule F** je konečná posloupnost $C_1, \dots, C_n = C$ klauzulí taková, že C_i je buď klauzule z F nebo rezolventa C_j, C_k pro $k, j < i$.

Rezoluční důkaz

- **rezoluční důkaz klauzule C z formule F** je konečná posloupnost $C_1, \dots, C_n = C$ klauzulí taková, že C_i je buď klauzule z F nebo rezolventa C_j, C_k pro $k, j < i$.
- příklad: rezoluční důkaz $\{p\}$ z formule $F = \{\{p, r\}, \{q, \neg r\}, \{\neg q\}\}$

Rezoluční důkaz

- **rezoluční důkaz klauzule C z formule F** je konečná posloupnost $C_1, \dots, C_n = C$ klauzulí taková, že C_i je buď klauzule z F nebo rezolventa C_j, C_k pro $k, j < i$.
- příklad: rezoluční důkaz $\{p\}$ z formule $F = \{\{p, r\}, \{q, \neg r\}, \{\neg q\}\}$

$$C_1 = \{p, r\} \text{ klauzule z } F$$

Rezoluční důkaz

- **rezoluční důkaz klauzule C z formule F** je konečná posloupnost $C_1, \dots, C_n = C$ klauzulí taková, že C_i je buď klauzule z F nebo rezolventa C_j, C_k pro $k, j < i$.
- příklad: rezoluční důkaz $\{p\}$ z formule $F = \{\{p, r\}, \{q, \neg r\}, \{\neg q\}\}$

$C_1 = \{p, r\}$ klauzule z F

$C_2 = \{q, \neg r\}$ klauzule z F

Rezoluční důkaz

- **rezoluční důkaz klauzule C z formule F** je konečná posloupnost $C_1, \dots, C_n = C$ klauzulí taková, že C_i je buď klauzule z F nebo rezolventa C_j, C_k pro $k, j < i$.
- příklad: rezoluční důkaz $\{p\}$ z formule $F = \{\{p, r\}, \{q, \neg r\}, \{\neg q\}\}$

$C_1 = \{p, r\}$ klauzule z F

$C_2 = \{q, \neg r\}$ klauzule z F

$C_3 = \{p, q\}$ rezolventa C_1 a C_2

Rezoluční důkaz

- **rezoluční důkaz klauzule C z formule F** je konečná posloupnost $C_1, \dots, C_n = C$ klauzulí taková, že C_i je buď klauzule z F nebo rezolventa C_j, C_k pro $k, j < i$.
- příklad: rezoluční důkaz $\{p\}$ z formule $F = \{\{p, r\}, \{q, \neg r\}, \{\neg q\}\}$

$C_1 = \{p, r\}$ klauzule z F

$C_2 = \{q, \neg r\}$ klauzule z F

$C_3 = \{p, q\}$ rezolventa C_1 a C_2

$C_4 = \{\neg q\}$ klauzule z F

Rezoluční důkaz

- **rezoluční důkaz klauzule C z formule F** je konečná posloupnost $C_1, \dots, C_n = C$ klauzulí taková, že C_i je buď klauzule z F nebo rezolventa C_j, C_k pro $k, j < i$.
- příklad: rezoluční důkaz $\{p\}$ z formule $F = \{\{p, r\}, \{q, \neg r\}, \{\neg q\}\}$

$C_1 = \{p, r\}$ klauzule z F

$C_2 = \{q, \neg r\}$ klauzule z F

$C_3 = \{p, q\}$ rezolventa C_1 a C_2

$C_4 = \{\neg q\}$ klauzule z F

$C_5 = \{p\} = C$ rezolventa C_3 a C_4

Rezoluční vyvrácení

- důkaz pravdivosti formule F spočívá v **demonstraci nesplnitelnosti $\neg F$**
 - $\neg F$ nesplnitelná $\Rightarrow \neg F$ je nepravdivá ve všech interpretacích $\Rightarrow F$ je vždy pravdivá

Rezoluční vyvrácení

- důkaz pravdivosti formule F spočívá v **demonstraci nesplnitelnosti $\neg F$**
 - $\neg F$ nesplnitelná $\Rightarrow \neg F$ je nepravdivá ve všech interpretacích $\Rightarrow F$ je vždy pravdivá
- začneme-li z klauzulí reprezentujících $\neg F$, musíme postupným uplatňováním rezolučního principu **dospět k prázdné klauzuli \square**
- Příklad:

$$F \dots \neg a \vee a$$

Rezoluční vyvrácení

- důkaz pravdivosti formule F spočívá v **demonstraci nesplnitelnosti $\neg F$**
 - $\neg F$ nesplnitelná $\Rightarrow \neg F$ je nepravdivá ve všech interpretacích $\Rightarrow F$ je vždy pravdivá
- začneme-li z klauzulí reprezentujících $\neg F$, musíme postupným uplatňováním rezolučního principu **dospět k prázdné klauzuli \square**
- Příklad:

$$F \dots \neg a \vee a$$

$$\neg F \dots a \wedge \neg a$$

$$\neg F \dots \{\{a\}, \{\neg a\}\}$$

Rezoluční vyvrácení

- důkaz pravdivosti formule F spočívá v **demonstraci nesplnitelnosti $\neg F$**
 - $\neg F$ nesplnitelná $\Rightarrow \neg F$ je nepravdivá ve všech interpretacích $\Rightarrow F$ je vždy pravdivá
- začneme-li z klauzulí reprezentujících $\neg F$, musíme postupným uplatňováním rezolučního principu **dospět k prázdné klauzuli \square**

● Příklad:

$$F \dots \neg a \vee a$$

$$\neg F \dots a \wedge \neg a$$

$$\neg F \dots \{\{a\}, \{\neg a\}\}$$

$$C_1 = \{a\}, C_2 = \{\neg a\}$$

rezolventa C_1 a C_2 je \square , tj. F je vždy pravdivá

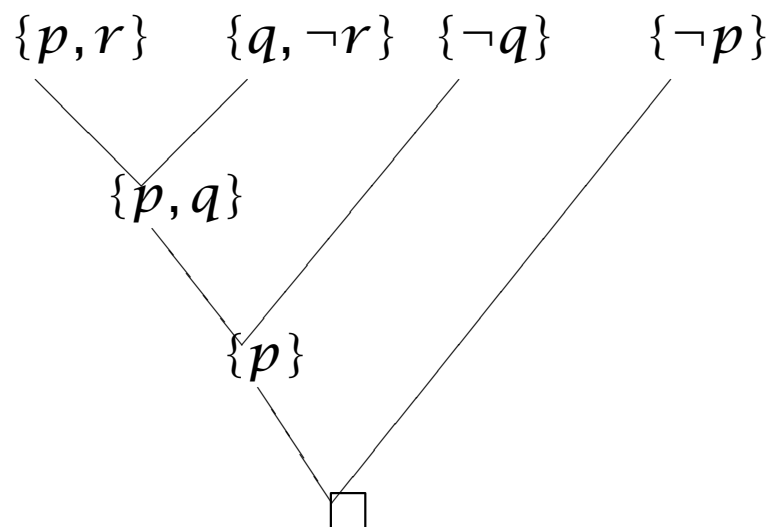
- rezoluční důkaz \square z formule G se nazývá **rezoluční vyvrácení formule G**
 - a tedy G je nepravdivá ve všech interpretacích, tj. G je nesplnitelná

Strom rezolučního důkazu

● **strom rezolučního důkazu** klauzule C z formule F je binární strom:

- kořen je označen klauzulí C ,
- listy jsou označeny klauzulemi z F a
- každý uzel, který není listem,
 - má bezprostředními potomky označené klauzulemi C_1 a C_2
 - je označen rezolventou klauzulí C_1 a C_2

● příklad: $F = \{\{p, r\}, \{q, \neg r\}, \{\neg q\}, \{\neg p\}\}$ $C = \square$



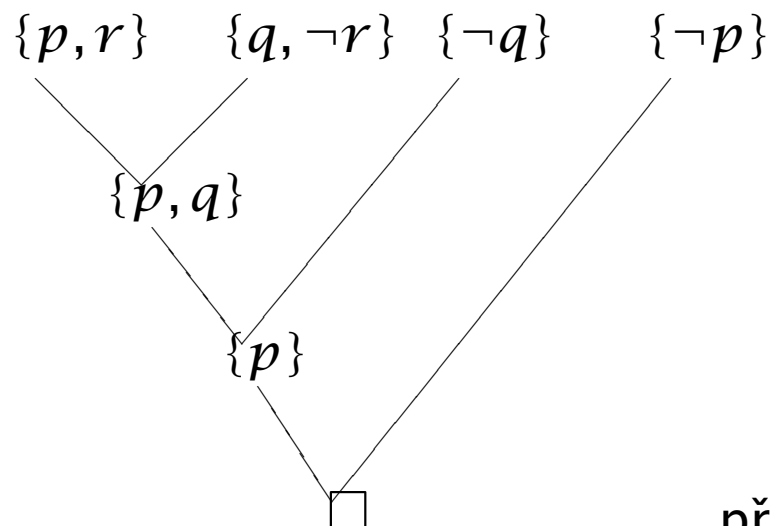
strom rezolučního vyvrácení
(rezoluční důkaz \square z F)

Strom rezolučního důkazu

● **strom rezolučního důkazu** klauzule C z formule F je binární strom:

- kořen je označen klauzulí C ,
- listy jsou označeny klauzulemi z F a
- každý uzel, který není listem,
 - má bezprostředními potomky označené klauzulemi C_1 a C_2
 - je označen rezolventou klauzulí C_1 a C_2

● příklad: $F = \{\{p, r\}, \{q, \neg r\}, \{\neg q\}, \{\neg p\}\}$ $C = \square$



strom rezolučního vyvrácení

(rezoluční důkaz \square z F)

příklad: $\{\{p, r\}, \{q, \neg r\}, \{\neg q\}, \{\neg p, t\}, \{\neg s\}, \{s, \neg t\}\}$

Substituce

● **co s proměnnými? vhodná substituce a unifikace**

● $f(X, a, g(Y)) < 1, f(h(c), a, Z) < 1, \quad X = h(c), Z = g(Y) \implies f(h(c), a, g(Y)) < 1$

Substituce

- **co s proměnnými? vhodná substituce a unifikace**
 - $f(X, a, g(Y)) < 1, f(h(c), a, Z) < 1, \quad X = h(c), Z = g(Y) \implies f(h(c), a, g(Y)) < 1$
- **substituce** je libovolná funkce θ zobrazující výrazy do výrazů tak, že platí
 - $\theta(E) = E$ pro libovolnou konstantu E
 - $\theta(f(E_1, \dots, E_n)) = f(\theta(E_1), \dots, \theta(E_n))$ pro libovolný funkční symbol f
 - $\theta(p(E_1, \dots, E_n)) = p(\theta(E_1), \dots, \theta(E_n))$ pro libovolný predik. symbol p
- **substituce** je tedy homomorfismus výrazů, který **zachová vše kromě proměnných** – ty lze nahradit čímkoliv
- substituce zapisujeme zpravidla ve tvaru seznamu $[X_1/\xi_1, \dots, X_n/\xi_n]$ kde X_i jsou proměnné a ξ_i substituované termy
 - příklad: $p(X)[X/f(a)] \equiv p(f(a))$

Substituce

- **co s proměnnými? vhodná substituce a unifikace**
 - $f(X, a, g(Y)) < 1, f(h(c), a, Z) < 1, \quad X = h(c), Z = g(Y) \implies f(h(c), a, g(Y)) < 1$
- **substituce** je libovolná funkce θ zobrazující výrazy do výrazů tak, že platí
 - $\theta(E) = E$ pro libovolnou konstantu E
 - $\theta(f(E_1, \dots, E_n)) = f(\theta(E_1), \dots, \theta(E_n))$ pro libovolný funkční symbol f
 - $\theta(p(E_1, \dots, E_n)) = p(\theta(E_1), \dots, \theta(E_n))$ pro libovolný predik. symbol p
- **substituce** je tedy homomorfismus výrazů, který **zachová vše kromě proměnných** – ty lze nahradit čímkoliv
- substituce zapisujeme zpravidla ve tvaru seznamu $[X_1/\xi_1, \dots, X_n/\xi_n]$ kde X_i jsou proměnné a ξ_i substituované termy
 - příklad: $p(X)[X/f(a)] \equiv p(f(a))$
- **přejmenování proměnných**: speciální náhrada proměnných proměnnými
 - příklad: $p(X)[X/Y] \equiv p(Y)$

Unifikace

- Ztotožnění dvou literálů p , q pomocí vhodné substituce σ takové, že $p\sigma = q\sigma$ nazýváme **unifikací** a příslušnou substituci **unifikátorem**.
- **Unifikátorem** množiny S literálů nazýváme substituce θ takovou, že množina

$$S\theta = \{t\theta \mid t \in S\}$$

má jediný prvek.

Unifikace

- Ztotožnění dvou literálů p , q pomocí vhodné substituce σ takové, že $p\sigma = q\sigma$ nazýváme **unifikací** a příslušnou substituci **unifikátorem**.
- **Unifikátorem** množiny S literálů nazýváme substituce θ takovou, že množina

$$S\theta = \{t\theta \mid t \in S\}$$

má jediný prvek.

- příklad: $S = \{ \text{datum}(D1, M1, 2003), \text{datum}(1, M2, Y2) \}$

unifikátor $\theta = [D1/1, M1/2, M2/2, Y2/2003]$

$$S\theta = \{ \text{datum}(1, 2, 2003) \}$$

Unifikace

- Ztotožnění dvou literálů p , q pomocí vhodné substituce σ takové, že $p\sigma = q\sigma$ nazýváme **unifikací** a příslušnou substituci **unifikátorem**.

- **Unifikátorem** množiny S literálů nazýváme substituce θ takovou, že množina

$$S\theta = \{t\theta \mid t \in S\}$$

má jediný prvek.

- příklad: $S = \{ \text{datum}(D1, M1, 2003), \text{datum}(1, M2, Y2) \}$

unifikátor $\theta = [D1/1, M1/2, M2/2, Y2/2003]$

$S\theta = \{ \text{datum}(1, 2, 2003) \}$

- Unifikátor σ množiny S nazýváme **nejobecnějším unifikátorem** (**mgu** – **most general unifier**), jestliže pro libovolný unifikátor θ existuje substituce λ taková, že $\theta = \sigma\lambda$.

Unifikace

- Ztotožnění dvou literálů p , q pomocí vhodné substituce σ takové, že $p\sigma = q\sigma$ nazýváme **unifikací** a příslušnou substituci **unifikátorem**.
- **Unifikátorem** množiny S literálů nazýváme substituce θ takovou, že množina

$$S\theta = \{t\theta \mid t \in S\}$$

má jediný prvek.

- příklad: $S = \{ \text{datum}(D1, M1, 2003), \text{datum}(1, M2, Y2) \}$

unifikátor $\theta = [D1/1, M1/2, M2/2, Y2/2003]$

$S\theta = \{ \text{datum}(1, 2, 2003) \}$

- Unifikátor σ množiny S nazýváme **nejobecnějším unifikátorem** (**mgu** – **most general unifier**), jestliže pro libovolný unifikátor θ existuje substituce λ taková, že $\theta = \sigma\lambda$.

- příklad (pokrač.): nejobecnější unifikátor $\sigma = [D1/1, Y2/2003, M1/M2]$,

Unifikace

- Ztotožnění dvou literálů p , q pomocí vhodné substituce σ takové, že $p\sigma = q\sigma$ nazýváme **unifikací** a příslušnou substituci **unifikátorem**.
- **Unifikátorem** množiny S literálů nazýváme substituce θ takovou, že množina

$$S\theta = \{t\theta \mid t \in S\}$$

má jediný prvek.

- příklad: $S = \{ \text{datum}(D1, M1, 2003), \text{datum}(1, M2, Y2) \}$

unifikátor $\theta = [D1/1, M1/2, M2/2, Y2/2003]$

$S\theta = \{ \text{datum}(1, 2, 2003) \}$

- Unifikátor σ množiny S nazýváme **nejobecnějším unifikátorem** (**mgu** – **most general unifier**), jestliže pro libovolný unifikátor θ existuje substituce λ taková, že $\theta = \sigma\lambda$.

- příklad (pokrač.): nejobecnější unifikátor $\sigma = [D1/1, Y2/2003, M1/M2]$, $\lambda=[M2/2]$

Rezoluční princip v PL1

● základ:

- rezoluční princip ve výrokové logice

$$\frac{C_1 \cup \{l\} \quad \{\neg l\} \cup C_2}{C_1 \cup C_2}$$

- substituce, unifikátor, nejobecnější unifikátor

Rezoluční princip v PL1

● základ:

- rezoluční princip ve výrokové logice
$$\frac{C_1 \cup \{l\} \quad \{\neg l\} \cup C_2}{C_1 \cup C_2}$$
- substituce, unifikátor, nejobecnější unifikátor

● **rezoluční princip v PL1** je pravidlo, které

- připraví příležitost pro uplatnění vlastního rezolučního pravidla nalezením vhodného unifikátoru
- provede rezoluci a získá rezolventu

Rezoluční princip v PL1

● základ:

- rezoluční princip ve výrokové logice
$$\frac{C_1 \cup \{l\} \quad \{\neg l\} \cup C_2}{C_1 \cup C_2}$$
- substituce, unifikátor, nejobecnější unifikátor

● rezoluční princip v PL1 je pravidlo, které

- připraví příležitost pro uplatnění vlastního rezolučního pravidla nalezením vhodného unifikátoru
- provede rezoluci a získá rezolventu

$$\frac{C_1 \cup \{A\} \quad \{\neg B\} \cup C_2}{C_1\rho\sigma \cup C_2\sigma}$$

- kde ρ je přejmenováním proměnných takové, že klauzule $(C_1 \cup A)\rho$ a $\{B\} \cup C_2$ nemají společné proměnné
- σ je nejobecnější unifikátor klauzulí $A\rho$ a B

Příklad: rezoluce v PL1

● příklad: $C_1 = \{p(X, Y), q(Y)\}$ $C_2 = \{\neg q(a), s(X, W)\}$

Příklad: rezoluce v PL1

● příklad: $C_1 = \{p(X, Y), q(Y)\}$ $C_2 = \{\neg q(a), s(X, W)\}$

● přejmenování proměnných: $\rho = [X/Z]$

$C_1 = \{p(Z, Y), q(Y)\}$ $C_2 = \{\neg q(a), s(X, W)\}$

Příklad: rezoluce v PL1

● příklad: $C_1 = \{p(X, Y), q(Y)\}$ $C_2 = \{\neg q(a), s(X, W)\}$

● přejmenování proměnných: $\rho = [X/Z]$

$$C_1 = \{p(Z, Y), q(Y)\} \quad C_2 = \{\neg q(a), s(X, W)\}$$

● nejobecnější unifikátor: $\sigma = [Y/a]$

$$C_1 = \{p(Z, a), q(a)\} \quad C_2 = \{\neg q(a), s(X, W)\}$$

Příklad: rezoluce v PL1

● příklad: $C_1 = \{p(X, Y), q(Y)\}$ $C_2 = \{\neg q(a), s(X, W)\}$

● přejmenování proměnných: $\rho = [X/Z]$

$$C_1 = \{p(Z, Y), q(Y)\} \quad C_2 = \{\neg q(a), s(X, W)\}$$

● nejobecnější unifikátor: $\sigma = [Y/a]$

$$C_1 = \{p(Z, a), q(a)\} \quad C_2 = \{\neg q(a), s(X, W)\}$$

● rezoluční princip: $C = \{p(Z, a), s(X, W)\}$

Příklad: rezoluce v PL1

● příklad: $C_1 = \{p(X, Y), q(Y)\}$ $C_2 = \{\neg q(a), s(X, W)\}$

● přejmenování proměnných: $\rho = [X/Z]$

$$C_1 = \{p(Z, Y), q(Y)\} \quad C_2 = \{\neg q(a), s(X, W)\}$$

● nejobecnější unifikátor: $\sigma = [Y/a]$

$$C_1 = \{p(Z, a), q(a)\} \quad C_2 = \{\neg q(a), s(X, W)\}$$

● rezoluční princip: $C = \{p(Z, a), s(X, W)\}$

● vyzkoušejte si:

$$C_1 = \{q(X), \neg r(Y), p(X, Y), p(f(Z), f(Z))\}$$

$$C_2 = \{n(Y), \neg r(W), \neg p(f(W), f(W))\}$$

Rezoluce v PL1

● Obecný rezoluční princip v PL1

$$\frac{C_1 \cup \{A_1, \dots, A_m\} \quad \{\neg B_1, \dots, \neg B_n\} \cup C_2}{C_1\rho\sigma \cup C_2\sigma}$$

- kde ρ je přejmenováním proměnných takové, že množiny klauzulí $\{A_1\rho, \dots, A_m\rho, C_1\rho\}$ a $\{B_1, \dots, B_n, C_2\}$ nemají společné proměnné
- σ je nejobecnější unifikátor množiny $\{A_1\rho, \dots, A_m\rho, B_1, \dots, B_n\}$

Rezoluce v PL1

● Obecný rezoluční princip v PL1

$$\frac{C_1 \cup \{A_1, \dots, A_m\} \quad \{\neg B_1, \dots, \neg B_n\} \cup C_2}{C_1\rho\sigma \cup C_2\sigma}$$

- kde ρ je přejmenováním proměnných takové, že množiny klauzulí $\{A_1\rho, \dots, A_m\rho, C_1\rho\}$ a $\{B_1, \dots, B_n, C_2\}$ nemají společné proměnné
- σ je nejobecnější unifikátor množiny $\{A_1\rho, \dots, A_m\rho, B_1, \dots, B_n\}$
- příklad: $A_1 = a(X)$ vs. $\{\neg B_1, \neg B_2\} = \{\neg a(b), \neg a(Z)\}$
v jednom kroku potřebuji vyrezolvovat zároveň B_1 i B_2

Rezoluce v PL1

● Obecný rezoluční princip v PL1

$$\frac{C_1 \cup \{A_1, \dots, A_m\} \quad \{\neg B_1, \dots, \neg B_n\} \cup C_2}{C_1\rho\sigma \cup C_2\sigma}$$

- kde ρ je přejmenováním proměnných takové, že množiny klauzulí $\{A_1\rho, \dots, A_m\rho, C_1\rho\}$ a $\{B_1, \dots, B_n, C_2\}$ nemají společné proměnné
- σ je nejobecnější unifikátor množiny $\{A_1\rho, \dots, A_m\rho, B_1, \dots, B_n\}$
- příklad: $A_1 = a(X)$ vs. $\{\neg B_1, \neg B_2\} = \{\neg a(b), \neg a(Z)\}$
v jednom kroku potřebuji vyrezolvovat zároveň B_1 i B_2

● Rezoluce v PL1

- **korektní**: jestliže existuje rezoluční vyvrácení F , pak F je nespíitelná
- **úplná**: jestliže F je nespíitelná, pak existuje rezoluční vyvrácení F

Zefektivnění rezoluce

- rezoluce je intuitivně efektivnější než axiomatické systémy
 - axiomatické systémy: který z axiomů a pravidel použít?
 - rezoluce: pouze jedno pravidlo

Zefektivnění rezoluce

- rezoluce je intuitivně efektivnější než axiomatické systémy
 - axiomatické systémy: který z axiomů a pravidel použít?
 - rezoluce: pouze jedno pravidlo
- stále ale příliš mnoho možností, jak hledat důkaz v prohledávacím prostoru
- problém SAT = $\{S \mid S \text{ je splnitelná} \}$ NP úplný,
nicméně: menší prohledávací prostor vede k rychlejšímu nalezení řešení
- strategie pro zefektivnění prohledávání \Rightarrow varianty rezoluční metody

Zefektivnění rezoluce

- rezoluce je intuitivně efektivnější než axiomatické systémy
 - axiomatické systémy: který z axiomů a pravidel použít?
 - rezoluce: pouze jedno pravidlo
- stále ale příliš mnoho možností, jak hledat důkaz v prohledávacím prostoru
- problém SAT = $\{S \mid S \text{ je splnitelná} \}$ NP úplný,
nicméně: menší prohledávací prostor vede k rychlejšímu nalezení řešení
- strategie pro zefektivnění prohledávání \Rightarrow varianty rezoluční metody
- vylepšení prohledávání
 - zastavit prohledávání cest, které nejsou slibné
 - specifikace pořadí, jak procházíme alternativními cestami

Varianty rezoluční metody

● **Věta:** Každé omezení rezoluce je korektní.

● stále víme, že to, co jsme dokázali, platí

Varianty rezoluční metody

● **Věta:** Každé omezení rezoluce je korektní.

● stále víme, že to, co jsme dokázali, platí

● **T-rezoluce:** klauzule účastnící se rezoluce nejsou tautologie

úplná

● tautologie nepomůže ukázat, že formule je nespíitelná

Varianty rezoluční metody

● **Věta:** Každé omezení rezoluce je korektní.

● stále víme, že to, co jsme dokázali, platí

● **T-rezoluce:** klauzule účastníků se rezoluce nejsou tautologie

úplná

● tautologie nepomůže ukázat, že formule je nespelnitelná

● **sémantická rezoluce:**

úplná

zvolíme libovolnou interpretaci a pro rezoluci používáme jen takové klauzule, z nichž alespoň jedna je v této interpretaci nepravdivá

● pokud jsou obě klauzule pravdivé, těžko odvodíme nespelnitelnost formule

Varianty rezoluční metody

- **Věta:** Každé omezení rezoluce je korektní.
 - stále víme, že to, co jsme dokázali, platí
- **T-rezoluce:** klauzule účastníků se rezoluce nejsou tautologie úplná
 - tautologie nepomůže ukázat, že formule je nespíitelná
- **sémantická rezoluce:** úplná

zvolíme libovolnou interpretaci a pro rezoluci používáme jen takové klauzule, z nichž alespoň jedna je v této interpretaci nepravdivá

 - pokud jsou obě klauzule pravdivé, těžko odvodíme nespíitelnost formule
- **vstupní (*input*) rezoluce:** neúplná

alespoň jedna z klauzulí, použitá při rezoluci, je z výchozí **vstupní množiny** S

Varianty rezoluční metody

● **Věta:** Každé omezení rezoluce je korektní.

● stále víme, že to, co jsme dokázali, platí

● ***T*-rezoluce:** klauzule účastnící se rezoluce nejsou tautologie

úplná

● tautologie nepomůže ukázat, že formule je nespelnitelná

● **sémantická rezoluce:**

úplná

zvolíme libovolnou interpretaci a pro rezoluci používáme jen takové klauzule, z nichž alespoň jedna je v této interpretaci nepravdivá

● pokud jsou obě klauzule pravdivé, těžko odvodíme nespelnitelnost formule

● **vstupní (*input*) rezoluce:**

neúplná

alespoň jedna z klauzulí, použitá při rezoluci, je z výchozí **vstupní množiny** S

● $\{\{p, q\}, \{\neg p, q\}, \{p, \neg q\}, \{\neg p, \neg q\}\}$

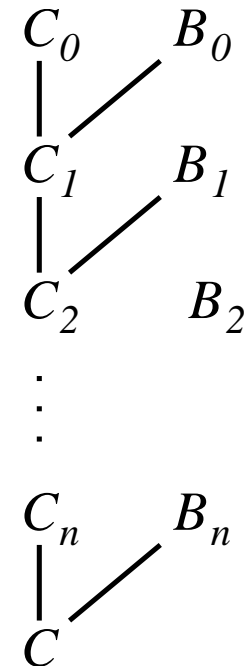
existuje rezoluční vyvrácení

neexistuje rezoluční vyvrácení pomocí vstupní rezoluce

Rezoluce a logické programování

Lineární rezoluce

- varianta rezoluční metody
 - snaha o generování lineární posloupnosti místo stromu
 - v každém kroku kromě prvního můžeme použít bezprostředně předcházející rezolventu a k tomu buď některou z klauzulí vstupní množiny S nebo některou z předcházejících rezolvent

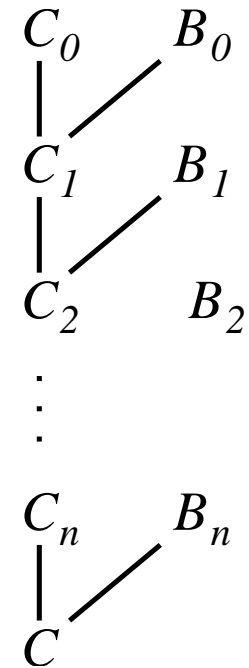


Lineární rezoluce

- varianta rezoluční metody
 - snaha o generování lineární posloupnosti místo stromu
 - v každém kroku kromě prvního můžeme použít bezprostředně předcházející rezolventu a k tomu buď některou z klauzulí vstupní množiny S nebo některou z předcházejících rezolvent

• **lineární rezoluční důkaz C z S** je posloupnost dvojic $\langle C_0, B_0 \rangle, \dots, \langle C_n, B_n \rangle$ taková, že $C = C_{n+1}$ a

- C_0 a každá B_i jsou prvky S nebo některé $C_j, j < i$
- každá $C_{i+1}, i \leq n$ je rezolventa C_i a B_i



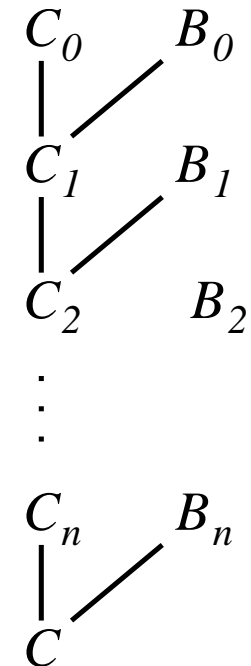
Lineární rezoluce

- varianta rezoluční metody
 - snaha o generování lineární posloupnosti místo stromu
 - v každém kroku kromě prvního můžeme použít bezprostředně předcházející rezolventu a k tomu buď některou z klauzulí vstupní množiny S nebo některou z předcházejících rezolvent

- **lineární rezoluční důkaz C z S** je posloupnost dvojic $\langle C_0, B_0 \rangle, \dots, \langle C_n, B_n \rangle$ taková, že $C = C_{n+1}$ a

- C_0 a každá B_i jsou prvky S nebo některé $C_j, j < i$
- každá $C_{i+1}, i \leq n$ je rezolventa C_i a B_i

- **lineární vyvrácení S** = lineární rezoluční důkaz \square z S



Lineární rezoluce II.

● příklad: $S = \{A_1, A_2, A_3, A_4\}$

$$A_1 = \{p, q\}$$

$$A_2 = \{p, \neg q\}$$

$$A_3 = \{\neg p, q\}$$

$$A_4 = \{\neg p, \neg q\}$$

Lineární rezoluce II.

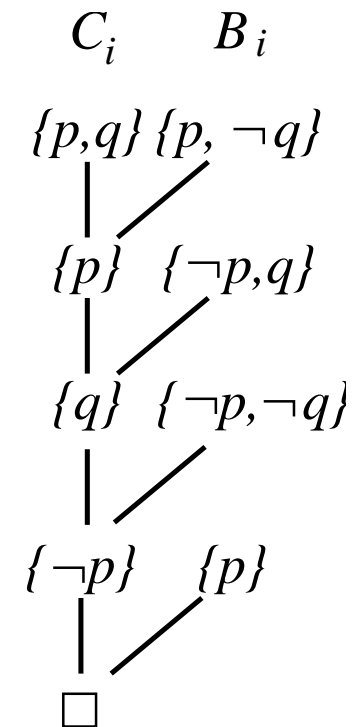
● příklad: $S = \{A_1, A_2, A_3, A_4\}$

$$A_1 = \{p, q\}$$

$$A_2 = \{p, \neg q\}$$

$$A_3 = \{\neg p, q\}$$

$$A_4 = \{\neg p, \neg q\}$$



Lineární rezoluce II.

● příklad: $S = \{A_1, A_2, A_3, A_4\}$

$$A_1 = \{p, q\}$$

$$A_2 = \{p, \neg q\}$$

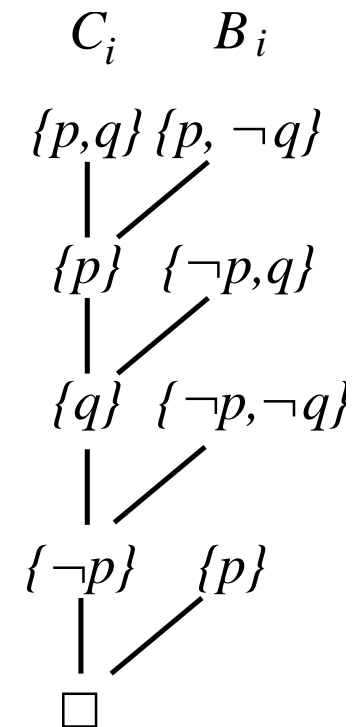
$$A_3 = \{\neg p, q\}$$

$$A_4 = \{\neg p, \neg q\}$$

● S : vstupní množina klauzulí

● C_i : střední klauzule

● B_i : boční klauzule



Prologovská notace

● Klauzule v matematické logice

● $\{H_1, \dots, H_m, \neg T_1, \dots, \neg T_n\}$ $H_1 \vee \dots \vee H_m \vee \neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n$

Prologovská notace

● Klauzule v matematické logice

● $\{H_1, \dots, H_m, \neg T_1, \dots, \neg T_n\} \quad H_1 \vee \dots \vee H_m \vee \neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n$

● **Hornova klauzule**: nejvýše jeden pozitivní literál

● $\{H, \neg T_1, \dots, \neg T_n\} \quad \{H\} \quad \{\neg T_1, \dots, \neg T_n\}$

● $H \vee \neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n \quad H \quad \neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n$

Prologovská notace

● Klauzule v matematické logice

● $\{H_1, \dots, H_m, \neg T_1, \dots, \neg T_n\}$ $H_1 \vee \dots \vee H_m \vee \neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n$

● **Hornova klauzule**: nejvýše jeden pozitivní literál

● $\{H, \neg T_1, \dots, \neg T_n\}$ $\{H\}$ $\{\neg T_1, \dots, \neg T_n\}$

● $H \vee \neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n$ H $\neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n$

● **Pravidlo**: jeden pozitivní a alespoň jeden negativní literál

● Prolog: $H : - T_1, \dots, T_n.$

Prologovská notace

● Klauzule v matematické logice

● $\{H_1, \dots, H_m, \neg T_1, \dots, \neg T_n\}$ $H_1 \vee \dots \vee H_m \vee \neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n$

● **Hornova klauzule**: nejvýše jeden pozitivní literál

● $\{H, \neg T_1, \dots, \neg T_n\}$ $\{H\}$ $\{\neg T_1, \dots, \neg T_n\}$

● $H \vee \neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n$ H $\neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n$

● **Pravidlo**: jeden pozitivní a alespoň jeden negativní literál

● Prolog: $H : - T_1, \dots, T_n.$ Matematická logika: $H \Leftarrow T_1 \wedge \dots \wedge T_n$

Prologovská notace

● Klauzule v matematické logice

● $\{H_1, \dots, H_m, \neg T_1, \dots, \neg T_n\}$ $H_1 \vee \dots \vee H_m \vee \neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n$

● **Hornova klauzule**: nejvýše jeden pozitivní literál

● $\{H, \neg T_1, \dots, \neg T_n\}$ $\{H\}$ $\{\neg T_1, \dots, \neg T_n\}$

● $H \vee \neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n$ H $\neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n$

● **Pravidlo**: jeden pozitivní a alespoň jeden negativní literál

● Prolog: $H : - T_1, \dots, T_n.$ Matematická logika: $H \Leftarrow T_1 \wedge \dots \wedge T_n$

● $H \Leftarrow T$

Prologovská notace

● Klauzule v matematické logice

● $\{H_1, \dots, H_m, \neg T_1, \dots, \neg T_n\}$ $H_1 \vee \dots \vee H_m \vee \neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n$

● **Hornova klauzule**: nejvýše jeden pozitivní literál

● $\{H, \neg T_1, \dots, \neg T_n\}$ $\{H\}$ $\{\neg T_1, \dots, \neg T_n\}$

● $H \vee \neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n$ H $\neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n$

● **Pravidlo**: jeden pozitivní a alespoň jeden negativní literál

● Prolog: $H : - T_1, \dots, T_n.$ Matematická logika: $H \Leftarrow T_1 \wedge \dots \wedge T_n$

● $H \Leftarrow T$ $H \vee \neg T$

Prologovská notace

● Klauzule v matematické logice

$$\bullet \{H_1, \dots, H_m, \neg T_1, \dots, \neg T_n\} \quad H_1 \vee \dots \vee H_m \vee \neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n$$

● **Hornova klauzule**: nejvýše jeden pozitivní literál

$$\bullet \{H, \neg T_1, \dots, \neg T_n\} \quad \{H\} \quad \{\neg T_1, \dots, \neg T_n\}$$

$$\bullet H \vee \neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n \quad H \quad \neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n$$

● **Pravidlo**: jeden pozitivní a alespoň jeden negativní literál

$$\bullet \text{Prolog: } H : - T_1, \dots, T_n. \quad \text{Matematická logika: } H \Leftarrow T_1 \wedge \dots \wedge T_n$$

$$\bullet H \Leftarrow T \quad H \vee \neg T \quad H \vee \neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n$$

Prologovská notace

● Klauzule v matematické logice

● $\{H_1, \dots, H_m, \neg T_1, \dots, \neg T_n\}$ $H_1 \vee \dots \vee H_m \vee \neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n$

● **Hornova klauzule:** nejvýše jeden pozitivní literál

● $\{H, \neg T_1, \dots, \neg T_n\}$ $\{H\}$ $\{\neg T_1, \dots, \neg T_n\}$

● $H \vee \neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n$ H $\neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n$

● **Pravidlo:** jeden pozitivní a alespoň jeden negativní literál

● Prolog: $H : - T_1, \dots, T_n.$ Matematická logika: $H \Leftarrow T_1 \wedge \dots \wedge T_n$

● $H \Leftarrow T$ $H \vee \neg T$ $H \vee \neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n$ Klauzule: $\{H, \neg T_1, \dots, \neg T_n\}$

Prologovská notace

● Klauzule v matematické logice

● $\{H_1, \dots, H_m, \neg T_1, \dots, \neg T_n\}$ $H_1 \vee \dots \vee H_m \vee \neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n$

● **Hornova klauzule**: nejvýše jeden pozitivní literál

● $\{H, \neg T_1, \dots, \neg T_n\}$ $\{H\}$ $\{\neg T_1, \dots, \neg T_n\}$

● $H \vee \neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n$ H $\neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n$

● **Pravidlo**: jeden pozitivní a alespoň jeden negativní literál

● Prolog: $H : - T_1, \dots, T_n.$ Matematická logika: $H \Leftarrow T_1 \wedge \dots \wedge T_n$

● $H \Leftarrow T$ $H \vee \neg T$ $H \vee \neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n$ Klauzule: $\{H, \neg T_1, \dots, \neg T_n\}$

● **Fakt**: pouze jeden pozitivní literál

● Prolog: $H.$ Matematická logika: H Klauzule: $\{H\}$

Prologovská notace

● Klauzule v matematické logice

● $\{H_1, \dots, H_m, \neg T_1, \dots, \neg T_n\}$ $H_1 \vee \dots \vee H_m \vee \neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n$

● **Hornova klauzule**: nejvýše jeden pozitivní literál

● $\{H, \neg T_1, \dots, \neg T_n\}$ $\{H\}$ $\{\neg T_1, \dots, \neg T_n\}$

● $H \vee \neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n$ H $\neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n$

● **Pravidlo**: jeden pozitivní a alespoň jeden negativní literál

● Prolog: $H : - T_1, \dots, T_n$. Matematická logika: $H \Leftarrow T_1 \wedge \dots \wedge T_n$

● $H \Leftarrow T$ $H \vee \neg T$ $H \vee \neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n$ Klauzule: $\{H, \neg T_1, \dots, \neg T_n\}$

● **Fakt**: pouze jeden pozitivní literál

● Prolog: H . Matematická logika: H Klauzule: $\{H\}$

● **Cílová klauzule**: žádný pozitivní literál

● Prolog: $:- T_1, \dots, T_n$. Matematická logika: $\neg T_1 \vee \dots \vee \neg T_n$ Klauzule: $\{\neg T_1, \dots, \neg T_n\}$

Logický program

- **Programová klauzule**: právě jeden pozitivní literál (fakt nebo pravidlo)
- **Logický program**: konečná množina programových klauzulí
- Příklad:
 - logický program jako množina klauzulí:

$$P = \{P_1, P_2, P_3\}$$

$$P_1 = \{p\}, \quad P_2 = \{p, \neg q\}, \quad P_3 = \{q\}$$

Logický program

● **Programová klauzule**: právě jeden pozitivní literál (fakt nebo pravidlo)

● **Logický program**: konečná množina programových klauzulí

● Příklad:

● logický program jako množina klauzulí:

$$P = \{P_1, P_2, P_3\}$$

$$P_1 = \{p\}, \quad P_2 = \{p, \neg q\}, \quad P_3 = \{q\}$$

● logický program v prologovské notaci:

$p.$

$p : -q.$

$q.$

● cílová klauzule: $G = \{\neg q, \neg p\} \quad : -q, p.$

Lineární rezoluce pro Hornovy klauzule

● Začneme s cílovou klauzulí: $C_0 = G$

● Boční klauzule vybíráme z programových klauzulí P

● $G = \{\neg q, \neg p\}$ $P = \{P_1, P_2, P_3\} : P_1 = \{p\}, P_2 = \{p, \neg q\}, P_3 = \{q\}$

● : $\neg q, p.$ $p.$ $p : \neg q,$ $q.$

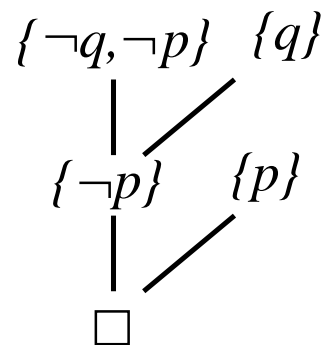
Lineární rezoluce pro Hornovy klauzule

● Začneme s cílovou klauzulí: $C_0 = G$

● Boční klauzule vybíráme z programových klauzulí P

● $G = \{\neg q, \neg p\}$ $P = \{P_1, P_2, P_3\} : P_1 = \{p\}, P_2 = \{p, \neg q\}, P_3 = \{q\}$

● : $\neg q, p.$ $p.$ $p : \neg q,$ $q.$



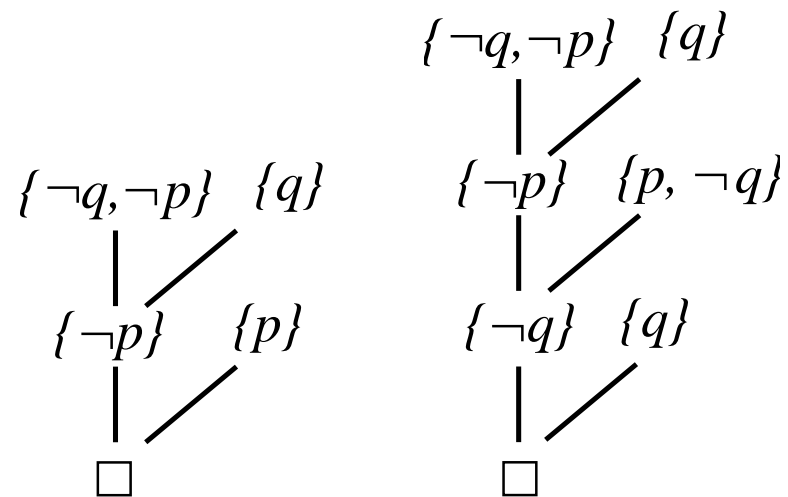
Lineární rezoluce pro Hornovy klauzule

- Začneme s cílovou klauzulí: $C_0 = G$

- Boční klauzule vybíráme z programových klauzulí P

- $G = \{\neg q, \neg p\}$ $P = \{P_1, P_2, P_3\}$: $P_1 = \{p\}$, $P_2 = \{p, \neg q\}$, $P_3 = \{q\}$

- : $\neg q, p$. p . p : $\neg q$, q .



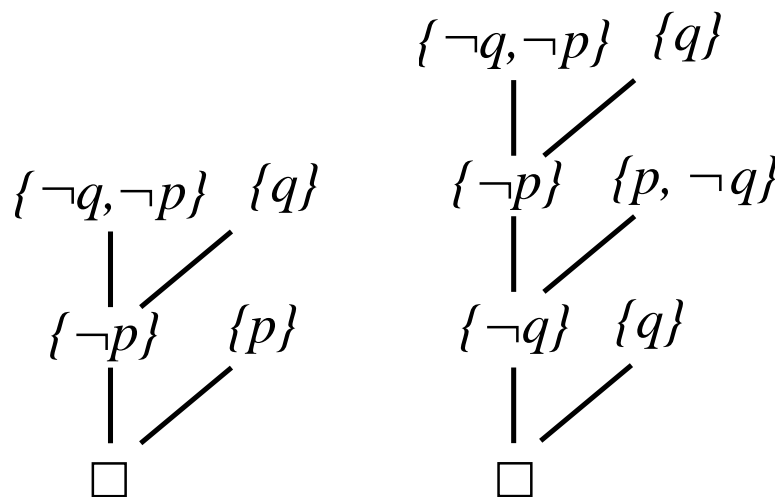
Lineární rezoluce pro Hornovy klauzule

● Začneme s cílovou klauzulí: $C_0 = G$

● Boční klauzule vybíráme z programových klauzulí P

● $G = \{\neg q, \neg p\}$ $P = \{P_1, P_2, P_3\}$: $P_1 = \{p\}$, $P_2 = \{p, \neg q\}$, $P_3 = \{q\}$

● : $\neg q, p$. p . $p : \neg q$, q .



● **Střední klauzule jsou cílové klauzule**

Lineární vstupní rezoluce

● Vstupní rezoluce na $P \cup \{G\}$

- (opakování:) alespoň jedna z klauzulí použitá při rezoluci je z výchozí vstupní množiny
- začneme s cílovou klauzulí: $C_0 = G$
- boční klauzule jsou vždy z P (tj. jsou to programové klauzule)

Lineární vstupní rezoluce

● Vstupní rezoluce na $P \cup \{G\}$

- (opakování:) alespoň jedna z klauzulí použitá při rezoluci je z výchozí vstupní množiny
- začneme s cílovou klauzulí: $C_0 = G$
- boční klauzule jsou vždy z P (tj. jsou to programové klauzule)

● (Opakování:) **Lineární rezoluční důkaz C z S** je posloupnost dvojic

$\langle C_0, B_0 \rangle, \dots, \langle C_n, B_n \rangle$ taková, že $C = C_{n+1}$ a

- C_0 a každá B_i jsou prvky S **nebo některé $C_j, j < i$**
- každá $C_{i+1}, i \leq n$ je rezolventa C_i a B_i

Lineární vstupní rezoluce

● Vstupní rezoluce na $P \cup \{G\}$

- (opakování:) alespoň jedna z klauzulí použitá při rezoluci je z výchozí vstupní množiny
- začneme s cílovou klauzulí: $C_0 = G$
- boční klauzule jsou vždy z P (tj. jsou to programové klauzule)

● (Opakování:) **Lineární rezoluční důkaz C z S** je posloupnost dvojic

$\langle C_0, B_0 \rangle, \dots, \langle C_n, B_n \rangle$ taková, že $C = C_{n+1}$ a

- C_0 a každá B_i jsou prvky S **nebo některé $C_j, j < i$**
- každá $C_{i+1}, i \leq n$ je rezolventa C_i a B_i

● **Lineární vstupní (Linear Input) rezoluce (LI-rezoluce) C z $P \cup \{G\}$**

posloupnost dvojic $\langle C_0, B_0 \rangle, \dots, \langle C_n, B_n \rangle$ taková, že $C = C_{n+1}$ a

- **$C_0 = G$ a každá B_i jsou prvky P** lineární rezoluce + vstupní rezoluce
- každá $C_{i+1}, i \leq n$ je rezolventa C_i a B_i

Cíle a fakta při lineární rezoluci

- **Věta:** Je-li S nesplnitelná množina Hornových klauzulí, pak S obsahuje alespoň **jeden cíl a jeden fakt**.
- pokud nepoužiji cíl, mám pouze fakta (1 pozit.literál) a pravidla (1 pozit.literál a alespoň jeden negat. literál), při rezoluci mi stále zůstává alespoň jeden pozit. literál

Cíle a fakta při lineární rezoluci

- **Věta:** Je-li S nesplnitelná množina Hornových klauzulí, pak S obsahuje alespoň **jeden cíl a jeden fakt**.
 - pokud nepoužiji cíl, mám pouze fakta (1 pozit.literál) a pravidla (1 pozit.literál a alespoň jeden negat. literál), při rezoluci mi stále zůstává alespoň jeden pozit. literál
 - pokud nepoužiji fakt, mám pouze cíle (negat.literály) a pravidla (1 pozit.literál a alespoň jeden negat. literál), v rezolventě mi stále zůstávají negativní literály

Cíle a fakta při lineární rezoluci

- **Věta:** Je-li S nespílitelná množina Hornových klauzulí, pak S obsahuje alespoň **jeden cíl a jeden fakt**.
 - pokud nepoužiji cíl, mám pouze fakta (1 pozit.literál) a pravidla (1 pozit.literál a alespoň jeden negat. literál), při rezoluci mi stále zůstává alespoň jeden pozit. literál
 - pokud nepoužiji fakt, mám pouze cíle (negat.literály) a pravidla (1 pozit.literál a alespoň jeden negat. literál), v rezolventě mi stále zůstávají negativní literály
- **Věta:** Existuje-li rezoluční důkaz prázdné množiny z množiny S Hornových klauzulí, pak tento rezoluční strom má v listech **jedinou cílovou klauzuli**.
 - pokud začnu důkaz pravidlem a faktem, pak dostanu zase pravidlo
 - pokud začnu důkaz dvěma pravidly, pak dostanu zase pravidlo
 - na dvou faktech rezolvovat nelze

Cíle a fakta při lineární rezoluci

- **Věta:** Je-li S nesplnitelná množina Hornových klauzulí, pak S obsahuje alespoň **jeden cíl a jeden fakt**.
 - pokud nepoužiji cíl, mám pouze fakta (1 pozit.literál) a pravidla (1 pozit.literál a alespoň jeden negat. literál), při rezoluci mi stále zůstává alespoň jeden pozit. literál
 - pokud nepoužiji fakt, mám pouze cíle (negat.literály) a pravidla (1 pozit.literál a alespoň jeden negat. literál), v rezolventě mi stále zůstávají negativní literály
- **Věta:** Existuje-li rezoluční důkaz prázdné množiny z množiny S Hornových klauzulí, pak tento rezoluční strom má v listech **jedinou cílovou klauzuli**.
 - pokud začnu důkaz pravidlem a faktem, pak dostanu zase pravidlo
 - pokud začnu důkaz dvěma pravidly, pak dostanu zase pravidlo
 - na dvou faktech rezolvovat nelze

⇒ dokud nepoužiji cíl pracuji stále s množinou faktů a pravidel

Cíle a fakta při lineární rezoluci

- **Věta:** Je-li S nespílitelná množina Hornových klauzulí, pak S obsahuje alespoň **jeden cíl a jeden fakt**.
 - pokud nepoužiji cíl, mám pouze fakta (1 pozit.literál) a pravidla (1 pozit.literál a alespoň jeden negat. literál), při rezoluci mi stále zůstává alespoň jeden pozit. literál
 - pokud nepoužiji fakt, mám pouze cíle (negat.literály) a pravidla (1 pozit.literál a alespoň jeden negat. literál), v rezolventě mi stále zůstávají negativní literály
- **Věta:** Existuje-li rezoluční důkaz prázdné množiny z množiny S Hornových klauzulí, pak tento rezoluční strom má v listech **jedinou cílovou klauzuli**.
 - pokud začnu důkaz pravidlem a faktem, pak dostanu zase pravidlo
 - pokud začnu důkaz dvěma pravidly, pak dostanu zase pravidlo
 - na dvou faktech rezolvovat nelze
 - ⇒ dokud nepoužiji cíl pracuji stále s množinou faktů a pravidel
 - pokud použiji v důkazu cílovou klauzuli, fakta mi ubírají negat.literály, pravidla mi je přidávají, v rezolventě mám stále samé negativní literály, tj. nelze rezolvovat s dalším cílem

Korektnost a úplnost

- **Věta:** Množina S Hornových klauzulí je nespíitelná, právě když existuje rezoluční vyvrácení S pomocí **vstupní rezoluce**.
- **Korektnost** platí stejně jako pro ostatní omezení rezoluce
- **Úplnost LI-rezoluce pro Hornovy klauzule:**
Necht' P je množina programových klauzulí a G cílová klauzule.
Je-li množina $P \cup \{G\}$ Hornových klauzulí nespíitelná,
pak existuje rezoluční vyvrácení $P \cup \{G\}$ pomocí LI-rezoluce.
 - vstupní rezoluce pro (obecnou) formuli sama o sobě není úplná
 \Rightarrow LI-rezoluce aplikovaná na (obecnou) formuli nezaručuje,
že nalezeneme důkaz, i když formule platí!

Korektnost a úplnost

- **Věta:** Množina S Hornových klauzulí je nespíitelná, právě když existuje rezoluční vyvrácení S pomocí **vstupní rezoluce**.

- **Korektnost** platí stejně jako pro ostatní omezení rezoluce

- **Úplnost LI-rezoluce pro Hornovy klauzule:**

Necht' P je množina programových klauzulí a G cílová klauzule.

Je-li množina $P \cup \{G\}$ Hornových klauzulí nespíitelná, pak existuje rezoluční vyvrácení $P \cup \{G\}$ pomocí LI-rezoluce.

- vstupní rezoluce pro (obecnou) formuli sama o sobě není úplná

\Rightarrow LI-rezoluce aplikovaná na (obecnou) formuli nezaručuje, že nalezeneme důkaz, i když formule platí!

- **Význam LI-rezoluce pro Hornovy klauzule:**

- $P = \{P_1, \dots, P_n\}$, $G = \{G_1, \dots, G_m\}$

- LI-rezolucí ukážeme nespíitelnost $P_1 \wedge \dots \wedge P_n \wedge (\neg G_1 \vee \dots \vee \neg G_m)$

Korektnost a úplnost

- **Věta:** Množina S Hornových klauzulí je nespíitelná, právě když existuje rezoluční vyvrácení S pomocí **vstupní rezoluce**.

- **Korektnost** platí stejně jako pro ostatní omezení rezoluce

- **Úplnost LI-rezoluce pro Hornovy klauzule:**

Necht' P je množina programových klauzulí a G cílová klauzule.

Je-li množina $P \cup \{G\}$ Hornových klauzulí nespíitelná,

pak existuje rezoluční vyvrácení $P \cup \{G\}$ pomocí LI-rezoluce.

- vstupní rezoluce pro (obecnou) formuli sama o sobě není úplná

⇒ LI-rezoluce aplikovaná na (obecnou) formuli nezaručuje,

že nalezeneme důkaz, i když formule platí!

- **Význam LI-rezoluce pro Hornovy klauzule:**

- $P = \{P_1, \dots, P_n\}$, $G = \{G_1, \dots, G_m\}$

- LI-rezolucí ukážeme nespíitelnost $P_1 \wedge \dots \wedge P_n \wedge (\neg G_1 \vee \dots \vee \neg G_m)$

- pokud tedy předpokládáme, že program $\{P_1, \dots, P_n\}$ platí,

tak musí být nepravdivá $(\neg G_1 \vee \dots \vee \neg G_m)$, tj. musí platit $G_1 \wedge \dots \wedge G_m$