

Devátá přednáška

NAIL062 Výroková a predikátová logika

Jakub Bulín (KTIML MFF UK)

Zimní semestr 2025

Program

- úvod do rezoluce v predikátové logice
- skolemizace
- grounding, Herbrandova věta

Materiály

Zápisky z přednášky, Sekce 8.1-8.3 z Kapitoly 8

KAPITOLA 8: REZOLUCE V PREDIKÁTOVÉ LOGICE

8.1 Úvod

Rezoluce v predikátové logice

$T \models \varphi? \rightsquigarrow T \cup \{\neg\varphi\} \rightsquigarrow \text{CNF formule } S \rightsquigarrow \text{rezoluční zamítnutí}$

(pozor: φ musí být **sentence**!)

Rezoluce v predikátové logice

$T \models \varphi? \rightsquigarrow T \cup \{\neg\varphi\} \rightsquigarrow$ CNF formule $S \rightsquigarrow$ rezoluční zamítnutí

(pozor: φ musí být **sentence**!)

- **literál** je **atomická formule** $R(t_1, \dots, t_n)$ nebo její negace

Rezoluce v predikátové logice

$T \models \varphi? \rightsquigarrow T \cup \{\neg\varphi\} \rightsquigarrow$ CNF formule $S \rightsquigarrow$ rezoluční zamítnutí

(pozor: φ musí být **sentence**!)

- **literál** je **atomická formule** $R(t_1, \dots, t_n)$ nebo její negace
- **klauzule** je konečná množina literálů, **formule** množina klauzulí

Rezoluce v predikátové logice

$T \models \varphi? \rightsquigarrow T \cup \{\neg\varphi\} \rightsquigarrow$ CNF formule $S \rightsquigarrow$ rezoluční zamítnutí

(pozor: φ musí být **sentence**!)

- **literál** je **atomická formule** $R(t_1, \dots, t_n)$ nebo její negace
- **klauzule** je konečná množina literálů, **formule** množina klauzulí
- otevřenou formuli snadno převedeme do CNF, i univerzální kvantifikátor na začátku: $(\forall x)(P(x) \vee \neg Q(x)) \sim \{P(x), \neg Q(x)\}$

Rezoluce v predikátové logice

$T \models \varphi? \rightsquigarrow T \cup \{\neg\varphi\} \rightsquigarrow$ CNF formule $S \rightsquigarrow$ rezoluční zamítnutí

(pozor: φ musí být **sentence**!)

- **literál** je **atomická formule** $R(t_1, \dots, t_n)$ nebo její negace
- **klauzule** je konečná množina literálů, **formule** množina klauzulí
- otevřenou formuli snadno převedeme do CNF, i univerzální kvantifikátor na začátku: $(\forall x)(P(x) \vee \neg Q(x)) \rightsquigarrow \{P(x), \neg Q(x)\}$
- co s existenčními kvantifikátory? nové symboly pro ‘svědky’
 $(\exists x)(P(x) \vee \neg Q(x)) \rightsquigarrow \{P(c), \neg Q(c)\}$ “**skolemizace**”

Rezoluce v predikátové logice

$T \models \varphi? \rightsquigarrow T \cup \{\neg\varphi\} \rightsquigarrow$ CNF formule $S \rightsquigarrow$ rezoluční zamítnutí

(pozor: φ musí být **sentence**!)

- **literál** je **atomická formule** $R(t_1, \dots, t_n)$ nebo její negace
- **klauzule** je konečná množina literálů, **formule** množina klauzulí
- otevřenou formuli snadno převedeme do CNF, i univerzální kvantifikátor na začátku: $(\forall x)(P(x) \vee \neg Q(x)) \sim \{P(x), \neg Q(x)\}$
- co s existenčními kvantifikátory? nové symboly pro ‘svědky’
 $(\exists x)(P(x) \vee \neg Q(x)) \rightsquigarrow \{P(c), \neg Q(c)\}$ “**skolemizace**”
- není ekvivalentní, ale zachovává **[ne]splnitelnost**, to nám stačí

Rezoluce v predikátové logice

$T \models \varphi? \rightsquigarrow T \cup \{\neg\varphi\} \rightsquigarrow$ CNF formule $S \rightsquigarrow$ rezoluční zamítnutí

(pozor: φ musí být **sentence**!)

- **literál** je **atomická formule** $R(t_1, \dots, t_n)$ nebo její negace
- **klauzule** je konečná množina literálů, **formule** množina klauzulí
- otevřenou formuli snadno převedeme do CNF, i univerzální kvantifikátor na začátku: $(\forall x)(P(x) \vee \neg Q(x)) \rightsquigarrow \{P(x), \neg Q(x)\}$
- co s existenčními kvantifikátory? nové symboly pro ‘svědky’
 $(\exists x)(P(x) \vee \neg Q(x)) \rightsquigarrow \{P(c), \neg Q(c)\}$ “**skolemizace**”
- není ekvivalentní, ale zachovává **[ne]splnitelnost**, to nám stačí
- rezoluční krok? literály nemusí být stejné, stačí **unifikovatelné**
z klauzulí $\{P(x), \neg Q(x)\}$ a $\{Q(f(c))\}$ odvodíme $\{P(f(c))\}$

Rezoluce v predikátové logice

$T \models \varphi? \rightsquigarrow T \cup \{\neg\varphi\} \rightsquigarrow$ CNF formule $S \rightsquigarrow$ rezoluční zamítnutí

(pozor: φ musí být **sentence**!)

- **literál** je **atomická formule** $R(t_1, \dots, t_n)$ nebo její negace
- **klauzule** je konečná množina literálů, **formule** množina klauzulí
- otevřenou formuli snadno převedeme do CNF, i univerzální kvantifikátor na začátku: $(\forall x)(P(x) \vee \neg Q(x)) \rightsquigarrow \{P(x), \neg Q(x)\}$
- co s existenčními kvantifikátory? nové symboly pro ‘svědky’
 $(\exists x)(P(x) \vee \neg Q(x)) \rightsquigarrow \{P(c), \neg Q(c)\}$ “**skolemizace**”
- není ekvivalentní, ale zachovává **[ne]splnitelnost**, to nám stačí
- rezoluční krok? literály nemusí být stejné, stačí **unifikovatelné**
z klauzulí $\{P(x), \neg Q(x)\}$ a $\{Q(f(c))\}$ odvodíme $\{P(f(c))\}$
- **unifikace** je substituce $\{x/f(c)\}$

1. $T = \{(\forall x)P(x), (\forall x)(P(x) \rightarrow Q(x))\}, \varphi = (\exists x)Q(x)$

1. $T = \{(\forall x)P(x), (\forall x)(P(x) \rightarrow Q(x))\}, \varphi = (\exists x)Q(x)$

$$\neg\varphi = \neg(\exists x)Q(x) \sim (\forall x)\neg Q(x) \sim \neg Q(x)$$

1. $T = \{(\forall x)P(x), (\forall x)(P(x) \rightarrow Q(x))\}, \varphi = (\exists x)Q(x)$

$$\neg\varphi = \neg(\exists x)Q(x) \sim (\forall x)\neg Q(x) \sim \neg Q(x)$$

$T \cup \{\neg\varphi\}$ je ekvivalentní $S = \{\{P(x)\}, \{\neg P(x), Q(x)\}, \{\neg Q(x)\}\}$

Příklady

1. $T = \{(\forall x)P(x), (\forall x)(P(x) \rightarrow Q(x))\}, \varphi = (\exists x)Q(x)$

$$\neg\varphi = \neg(\exists x)Q(x) \sim (\forall x)\neg Q(x) \sim \neg Q(x)$$

$T \cup \{\neg\varphi\}$ je **ekvivalentní** $S = \{\{P(x)\}, \{\neg P(x), Q(x)\}, \{\neg Q(x)\}\}$
rezoluční zamítnutí: představte si p místo $P(x)$, q místo $Q(x)$

Příklady

1. $T = \{(\forall x)P(x), (\forall x)(P(x) \rightarrow Q(x))\}, \varphi = (\exists x)Q(x)$

$$\neg\varphi = \neg(\exists x)Q(x) \sim (\forall x)\neg Q(x) \sim \neg Q(x)$$

$T \cup \{\neg\varphi\}$ je **ekvivalentní** $S = \{\{P(x)\}, \{\neg P(x), Q(x)\}, \{\neg Q(x)\}\}$
rezoluční zamítnutí: představte si p místo $P(x)$, q místo $Q(x)$

2. $T = \{(\forall x)(\exists y)R(x, y), R(x, y) \rightarrow Q(x)\}, \varphi = (\exists x)Q(x)$

1. $T = \{(\forall x)P(x), (\forall x)(P(x) \rightarrow Q(x))\}, \varphi = (\exists x)Q(x)$

$$\neg\varphi = \neg(\exists x)Q(x) \sim (\forall x)\neg Q(x) \sim \neg Q(x)$$

$T \cup \{\neg\varphi\}$ je **ekvivalentní** $S = \{\{P(x)\}, \{\neg P(x), Q(x)\}, \{\neg Q(x)\}\}$
rezoluční zamítnutí: představte si p místo $P(x)$, q místo $Q(x)$

2. $T = \{(\forall x)(\exists y)R(x, y), R(x, y) \rightarrow Q(x)\}, \varphi = (\exists x)Q(x)$

$$T \cup \{\neg\varphi\} \sim \{(\forall x)(\exists y)R(x, y), \neg R(x, y) \vee Q(x), \neg Q(x)\}$$

1. $T = \{(\forall x)P(x), (\forall x)(P(x) \rightarrow Q(x))\}, \varphi = (\exists x)Q(x)$

$$\neg\varphi = \neg(\exists x)Q(x) \sim (\forall x)\neg Q(x) \sim \neg Q(x)$$

$T \cup \{\neg\varphi\}$ je **ekvivalentní** $S = \{\{P(x)\}, \{\neg P(x), Q(x)\}, \{\neg Q(x)\}\}$
rezoluční zamítnutí: představte si p místo $P(x)$, q místo $Q(x)$

2. $T = \{(\forall x)(\exists y)R(x, y), R(x, y) \rightarrow Q(x)\}, \varphi = (\exists x)Q(x)$

$$T \cup \{\neg\varphi\} \sim \{(\forall x)(\exists y)R(x, y), \neg R(x, y) \vee Q(x), \neg Q(x)\}$$

formuli $(\forall x)(\exists y)R(x, y)$ nahradíme $R(x, f(x))$, kde f je nový unární funkční symbol (reprezentuje **výběr svědka**):

1. $T = \{(\forall x)P(x), (\forall x)(P(x) \rightarrow Q(x))\}, \varphi = (\exists x)Q(x)$

$$\neg\varphi = \neg(\exists x)Q(x) \sim (\forall x)\neg Q(x) \sim \neg Q(x)$$

$T \cup \{\neg\varphi\}$ je **ekvivalentní** $S = \{\{P(x)\}, \{\neg P(x), Q(x)\}, \{\neg Q(x)\}\}$
rezoluční zamítnutí: představte si p místo $P(x)$, q místo $Q(x)$

2. $T = \{(\forall x)(\exists y)R(x, y), R(x, y) \rightarrow Q(x)\}, \varphi = (\exists x)Q(x)$

$$T \cup \{\neg\varphi\} \sim \{(\forall x)(\exists y)R(x, y), \neg R(x, y) \vee Q(x), \neg Q(x)\}$$

formuli $(\forall x)(\exists y)R(x, y)$ nahradíme $R(x, f(x))$, kde f je nový unární funkční symbol (reprezentuje **výběr svědka**):

$$S = \{\{R(x, f(x))\}, \{\neg R(x, y), Q(x)\}, \{\neg Q(x)\}\}$$

1. $T = \{(\forall x)P(x), (\forall x)(P(x) \rightarrow Q(x))\}, \varphi = (\exists x)Q(x)$

$$\neg\varphi = \neg(\exists x)Q(x) \sim (\forall x)\neg Q(x) \sim \neg Q(x)$$

$T \cup \{\neg\varphi\}$ je **ekvivalentní** $S = \{\{P(x)\}, \{\neg P(x), Q(x)\}, \{\neg Q(x)\}\}$
rezoluční zamítnutí: představte si p místo $P(x)$, q místo $Q(x)$

2. $T = \{(\forall x)(\exists y)R(x, y), R(x, y) \rightarrow Q(x)\}, \varphi = (\exists x)Q(x)$

$$T \cup \{\neg\varphi\} \sim \{(\forall x)(\exists y)R(x, y), \neg R(x, y) \vee Q(x), \neg Q(x)\}$$

formuli $(\forall x)(\exists y)R(x, y)$ nahradíme $R(x, f(x))$, kde f je nový unární funkční symbol (reprezentuje **výběr svědka**):

$$S = \{\{R(x, f(x))\}, \{\neg R(x, y), Q(x)\}, \{\neg Q(x)\}\}$$

není ekvivalentní, ale **ekvisplnitelná** (zde obě nesplnitelné), vidíme po **substituci** $y/f(x)$, která **unifikuje** $R(x, f(x))$ a $R(x, y)$

$$S = \{\{R(x, f(x))\}, \{\neg R(x, y), Q(x)\}, \{\neg Q(x)\}\}$$

$$S = \{\{R(x, f(x))\}, \{\neg R(x, y), Q(x)\}, \{\neg Q(x)\}\}$$

- na úrovni výrokové logiky (ground level):

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

není nesplnitelné! musíme využít, že $R(x, f(x))$ a $R(x, y)$ mají 'podobnou strukturu' (jsou **unifikovatelné**)

$$S = \{\{R(x, f(x))\}, \{\neg R(x, y), Q(x)\}, \{\neg Q(x)\}\}$$

- na úrovni výrokové logiky (ground level):

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

není nesplnitelné! musíme využít, že $R(x, f(x))$ a $R(x, y)$ mají 'podobnou strukturu' (jsou **unifikovatelné**)

- klauzule $\{\neg R(x, y), Q(x)\}$ platí i po provedení libovolné substituce: $\{\neg R(x/t), Q(x/t)\}$ je důsledek S pro lib. term t

$$S = \{\{R(x, f(x))\}, \{\neg R(x, y), Q(x)\}, \{\neg Q(x)\}\}$$

- na úrovni výrokové logiky (ground level):

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

není nesplnitelné! musíme využít, že $R(x, f(x))$ a $R(x, y)$ mají 'podobnou strukturu' (jsou **unifikovatelné**)

- klauzule $\{\neg R(x, y), Q(x)\}$ platí i po provedení libovolné substituce: $\{\neg R(x/t), Q(x/t)\}$ je důsledek S pro lib. term t
- představme si 'přidání' všech takto získaných klauzulí do S :
potom už je na ground level nesplnitelné (ale nekonečné)

$$S = \{\{R(x, f(x))\}, \{\neg R(x, y), Q(x)\}, \{\neg Q(x)\}\}$$

- na úrovni výrokové logiky (ground level):

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

není nesplnitelné! musíme využít, že $R(x, f(x))$ a $R(x, y)$ mají 'podobnou strukturu' (jsou **unifikovatelné**)

- klauzule $\{\neg R(x, y), Q(x)\}$ platí i po provedení libovolné substituce: $\{\neg R(x/t), Q(x/t)\}$ je důsledek S pro lib. term t
- představme si 'přidání' všech takto získaných klauzulí do S : potom už je na ground level nesplnitelné (ale nekonečné)
- **unifikační algoritmus** nám dá správnou substituci $y/f(x)$

$$S = \{\{R(x, f(x))\}, \{\neg R(x, y), Q(x)\}, \{\neg Q(x)\}\}$$

- na úrovni výrokové logiky (ground level):

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

není nesplnitelné! musíme využít, že $R(x, f(x))$ a $R(x, y)$ mají 'podobnou strukturu' (jsou **unifikovatelné**)

- klauzule $\{\neg R(x, y), Q(x)\}$ platí i po provedení libovolné substituce: $\{\neg R(x/t), Q(x/t)\}$ je důsledek S pro lib. term t
- představme si 'přidání' všech takto získaných klauzulí do S : potom už je na ground level nesplnitelné (ale nekonečné)
- **unifikační algoritmus** nám dá správnou substituci $y/f(x)$
- zahrneme už do **rezolučního pravidla**, tedy **rezolventou** klauzulí $\{P(c)\}$ a $\{\neg P(x), Q(x)\}$ bude klauzule $\{Q(c)\}$.

- zahrnuje aplikaci unifikace

- zahrnuje aplikaci unifikace
- lze vybrat **více literálů najednou**, ale musí být unifikovatelné:

např. z $\{R(x, f(x)), R(g(y), z)\}, \{\neg R(g(c), u), P(u)\}$
odvodíme rezolventu $\{P(f(g(c)))\}$ za použití **unifikace**

$$\{x/g(c), y/c, z/f(g(c)), u/f(g(c))\}$$

- zahrnuje aplikaci unifikace
- lze vybrat **více literálů najednou**, ale musí být unifikovatelné:

např. z $\{R(x, f(x)), R(g(y), z)\}, \{\neg R(g(c), u), P(u)\}$
odvodíme rezolventu $\{P(f(g(c)))\}$ za použití **unifikace**

$$\{x/g(c), y/c, z/f(g(c)), u/f(g(c))\}$$

- budeme vyžadovat disjunktní množiny proměnných v klauzulích; lze přejmenovat, proměnné mají **lokální význam**:

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

8.2 Skolemizace

- teorie T v jazyce L a T' v (ne nutně stejném) jazyce L' jsou ekvisplnitelné, pokud platí: T má model $\Leftrightarrow T'$ má model

Ekvisplnitelná otevřená teorie

- teorie T v jazyce L a T' v (ne nutně stejném) jazyce L' jsou ekvisplnitelné, pokud platí: T má model $\Leftrightarrow T'$ má model
- zajímá nás jen [ne]splnitelnost (dokazujeme sporem)

Ekvisplnitelná otevřená teorie

- teorie T v jazyce L a T' v (ne nutně stejném) jazyce L' jsou ekvisplnitelné, pokud platí: T má model $\Leftrightarrow T'$ má model
- zajímá nás jen [ne]splnitelnost (dokazujeme sporem)
- pro převod do CNF a rezoluci potřebujeme otevřené formule

Ekvisplnitelná otevřená teorie

- teorie T v jazyce L a T' v (ne nutně stejném) jazyce L' jsou ekvisplnitelné, pokud platí: T má model $\Leftrightarrow T'$ má model
- zajímá nás jen [ne]splnitelnost (dokazujeme sporem)
- pro převod do CNF a rezoluci potřebujeme otevřené formule

Cíl: Ke každé teorii T sestrojíme ekvisplnitelnou, otevřenou T' .

Ekvisplnitelná otevřená teorie

- teorie T v jazyce L a T' v (ne nutně stejném) jazyce L' jsou **ekvisplnitelné**, pokud platí: T má model $\Leftrightarrow T'$ má model
- zajímá nás jen [ne]splnitelnost (dokazujeme sporem)
- pro převod do CNF a rezoluci potřebujeme otevřené formule

Cíl: Ke každé teorii T sestrojíme **ekvisplnitelnou, otevřenou** T' .

1. převod do **prenexní normální formy** (vytkneme kvantifikátory)

Ekvisplnitelná otevřená teorie

- teorie T v jazyce L a T' v (ne nutně stejném) jazyce L' jsou **ekvisplnitelné**, pokud platí: T má model $\Leftrightarrow T'$ má model
- zajímá nás jen [ne]splnitelnost (dokazujeme sporem)
- pro převod do CNF a rezoluci potřebujeme otevřené formule

Cíl: Ke každé teorii T sestrojíme **ekvisplnitelnou, otevřenou T'** .

1. převod do **prenexní normální formy** (vytkneme kvantifikátory)
2. nahradíme generálními uzávěry (**potřebujeme sentence!**)

Ekvisplnitelná otevřená teorie

- teorie T v jazyce L a T' v (ne nutně stejném) jazyce L' jsou **ekvisplnitelné**, pokud platí: T má model $\Leftrightarrow T'$ má model
- zajímá nás jen [ne]splnitelnost (dokazujeme sporem)
- pro převod do CNF a rezoluci potřebujeme otevřené formule

Cíl: Ke každé teorii T sestrojíme **ekvisplnitelnou, otevřenou** T' .

1. převod do **prenexní normální formy** (vytkneme kvantifikátory)
2. nahradíme generálními uzávěry (**potřebujeme sentence!**)
3. nahradíme sentence **Skolemovými variantami** (odstranění \exists)

Ekvisplnitelná otevřená teorie

- teorie T v jazyce L a T' v (ne nutně stejném) jazyce L' jsou **ekvisplnitelné**, pokud platí: T má model $\Leftrightarrow T'$ má model
- zajímá nás jen [ne]splnitelnost (dokazujeme sporem)
- pro převod do CNF a rezoluci potřebujeme otevřené formule

Cíl: Ke každé teorii T sestrojíme **ekvisplnitelnou, otevřenou** T' .

1. převod do **prenexní normální formy** (vytkneme kvantifikátory)
2. nahradíme generálními uzávěry (**potřebujeme sentence!**)
3. nahradíme sentence **Skolemovými variantami** (odstranění \exists)
4. odstraníme zbývající \forall , máme otevřené formule

Prenexní normální forma

Formule φ je v **prenexní normální formě (PNF)**, je-li následujícího tvaru, kde $Q_i \in \{\forall, \exists\}$ a formule φ' je otevřená:

$$(Q_1 x_1) \dots (Q_n x_n) \varphi'$$

Prenexní normální forma

Formule φ je v **prenexní normální formě (PNF)**, je-li následujícího tvaru, kde $Q_i \in \{\forall, \exists\}$ a formule φ' je otevřená:

$$(Q_1x_1) \dots (Q_nx_n)\varphi'$$

- $(Q_1x_1) \dots (Q_nx_n)$ je **kvantifikátorový prefix**, φ' **otevřené jádro**

Prenexní normální forma

Formule φ je v **prenexní normální formě (PNF)**, je-li následujícího tvaru, kde $Q_i \in \{\forall, \exists\}$ a formule φ' je otevřená:

$$(Q_1x_1) \dots (Q_nx_n)\varphi'$$

- $(Q_1x_1) \dots (Q_nx_n)$ je **kvantifikátorový prefix**, φ' **otevřené jádro**
- **univerzální** formule: v PNF a všechny kvantifikátory jsou \forall

Prenexní normální forma

Formule φ je v **prenexní normální formě (PNF)**, je-li následujícího tvaru, kde $Q_i \in \{\forall, \exists\}$ a formule φ' je otevřená:

$$(Q_1x_1) \dots (Q_nx_n)\varphi'$$

- $(Q_1x_1) \dots (Q_nx_n)$ je **kvantifikátorový prefix**, φ' **otevřené jádro**
- **univerzální** formule: v PNF a všechny kvantifikátory jsou \forall

Tvrzení: Ke každé formuli φ existuje **ekvivalentní** formule v PNF.

Prenexní normální forma

Formule φ je v **prenexní normální formě (PNF)**, je-li následujícího tvaru, kde $Q_i \in \{\forall, \exists\}$ a formule φ' je otevřená:

$$(Q_1x_1) \dots (Q_nx_n)\varphi'$$

- $(Q_1x_1) \dots (Q_nx_n)$ je **kvantifikátorový prefix**, φ' **otevřené jádro**
- **univerzální** formule: v PNF a všechny kvantifikátory jsou \forall

Tvrzení: Ke každé formuli φ existuje **ekvivalentní** formule v PNF.

Důkaz: nahrazujeme podformule ekvivalentními s cílem posunout kvantifikátory blíž kořeni $\text{Tree}(\varphi)$, dle pravidel z násl. Lemmatu. \square

Prenexní normální forma

Formule φ je v **prenexní normální formě (PNF)**, je-li následujícího tvaru, kde $Q_i \in \{\forall, \exists\}$ a formule φ' je otevřená:

$$(Q_1x_1) \dots (Q_nx_n)\varphi'$$

- $(Q_1x_1) \dots (Q_nx_n)$ je **kvantifikátorový prefix**, φ' **otevřené jádro**
- **univerzální** formule: v PNF a všechny kvantifikátory jsou \forall

Tvrzení: Ke každé formuli φ existuje **ekvivalentní** formule v PNF.

Důkaz: nahrazujeme podformule ekvivalentními s cílem posunout kvantifikátory blíž kořeni $\text{Tree}(\varphi)$, dle pravidel z násl. Lemmatu. \square

Důsledek: Existuje i ekvivalentní PNF **sentence** (generální uzávěr).

Pravidla vytýkání kvantifikátorů

Lemma: Označme \overline{Q} opačný kvantifikátor ke Q . Jsou-li φ a ψ formule, kde x není volná v ψ , potom:

$$\neg(Qx)\varphi \sim (\overline{Q}x)\neg\varphi$$

$$(Qx)\varphi \wedge \psi \sim (Qx)(\varphi \wedge \psi)$$

$$(Qx)\varphi \vee \psi \sim (Qx)(\varphi \vee \psi)$$

$$(Qx)\varphi \rightarrow \psi \sim (\overline{Q}x)(\varphi \rightarrow \psi)$$

$$\psi \rightarrow (Qx)\varphi \sim (Qx)(\psi \rightarrow \varphi)$$

Pravidla vytýkání kvantifikátorů

Lemma: Označme \overline{Q} opačný kvantifikátor ke Q . Jsou-li φ a ψ formule, kde x není volná v ψ , potom:

$$\begin{aligned}\neg(Qx)\varphi &\sim (\overline{Q}x)\neg\varphi \\ (Qx)\varphi \wedge \psi &\sim (Qx)(\varphi \wedge \psi) \\ (Qx)\varphi \vee \psi &\sim (Qx)(\varphi \vee \psi) \\ (Qx)\varphi \rightarrow \psi &\sim (\overline{Q}x)(\varphi \rightarrow \psi) \\ \psi \rightarrow (Qx)\varphi &\sim (Qx)(\psi \rightarrow \varphi)\end{aligned}$$

Důkaz: snadno ověříme sémanticky, nebo tablo metodou (potom ale nejsou-li sentence, musíme nahradit generálními uzávěry) \square

Pravidla vytýkání kvantifikátorů

Lemma: Označme \overline{Q} opačný kvantifikátor ke Q . Jsou-li φ a ψ formule, kde x není volná v ψ , potom:

$$\begin{aligned}\neg(Qx)\varphi &\sim (\overline{Q}x)\neg\varphi \\ (Qx)\varphi \wedge \psi &\sim (Qx)(\varphi \wedge \psi) \\ (Qx)\varphi \vee \psi &\sim (Qx)(\varphi \vee \psi) \\ (Qx)\varphi \rightarrow \psi &\sim (\overline{Q}x)(\varphi \rightarrow \psi) \\ \psi \rightarrow (Qx)\varphi &\sim (Qx)(\psi \rightarrow \varphi)\end{aligned}$$

Důkaz: snadno ověříme sémanticky, nebo tablo metodou (potom ale nejsou-li sentence, musíme nahradit generálními uzávěry) \square

Pozorování: Nahradíme-li ve φ podformuli ψ ekvivalentní ψ' , je i výsledná formule φ' ekvivalentní φ . (Připomeňme: $\varphi \sim \varphi'$ právě když mají stejné modely, tj. $\models \varphi \leftrightarrow \varphi'$)

Převod do PNF: příklad

Převod do PNF: příklad

$$(\forall z)P(x, z) \wedge P(y, z) \rightarrow \neg(\exists x)P(x, y)$$

$$\sim (\forall u)P(x, u) \wedge P(y, z) \rightarrow (\forall x)\neg P(x, y)$$

$$\sim (\forall u)(P(x, u) \wedge P(y, z)) \rightarrow (\forall v)\neg P(v, y)$$

$$\sim (\exists u)(P(x, u) \wedge P(y, z) \rightarrow (\forall v)\neg P(v, y))$$

$$\sim (\exists u)(\forall v)(P(x, u) \wedge P(y, z) \rightarrow \neg P(v, y))$$

Převod do PNF: příklad

$$(\forall z)P(x, z) \wedge P(y, z) \rightarrow \neg(\exists x)P(x, y)$$

$$\sim (\forall u)P(x, u) \wedge P(y, z) \rightarrow (\forall x)\neg P(x, y)$$

$$\sim (\forall u)(P(x, u) \wedge P(y, z)) \rightarrow (\forall v)\neg P(v, y)$$

$$\sim (\exists u)(P(x, u) \wedge P(y, z) \rightarrow (\forall v)\neg P(v, y))$$

$$\sim (\exists u)(\forall v)(P(x, u) \wedge P(y, z) \rightarrow \neg P(v, y))$$

- v prvním kroku přejmenujeme z na u , nesmí být volná v $P(y, z)$

Převod do PNF: příklad

$$(\forall z)P(x, z) \wedge P(y, z) \rightarrow \neg(\exists x)P(x, y)$$

$$\sim (\forall u)P(x, u) \wedge P(y, z) \rightarrow (\forall x)\neg P(x, y)$$

$$\sim (\forall u)(P(x, u) \wedge P(y, z)) \rightarrow (\forall v)\neg P(v, y)$$

$$\sim (\exists u)(P(x, u) \wedge P(y, z) \rightarrow (\forall v)\neg P(v, y))$$

$$\sim (\exists u)(\forall v)(P(x, u) \wedge P(y, z) \rightarrow \neg P(v, y))$$

- v prvním kroku přejmenujeme z na u , nesmí být volná v $P(y, z)$
- podobně ve druhém kroku x na v

Převod do PNF: příklad

$$(\forall z)P(x, z) \wedge P(y, z) \rightarrow \neg(\exists x)P(x, y)$$

$$\sim (\forall u)P(x, u) \wedge P(y, z) \rightarrow (\forall x)\neg P(x, y)$$

$$\sim (\forall u)(P(x, u) \wedge P(y, z)) \rightarrow (\forall v)\neg P(v, y)$$

$$\sim (\exists u)(P(x, u) \wedge P(y, z) \rightarrow (\forall v)\neg P(v, y))$$

$$\sim (\exists u)(\forall v)(P(x, u) \wedge P(y, z) \rightarrow \neg P(v, y))$$

- v prvním kroku přejmenujeme z na u , nesmí být volná v $P(y, z)$
- podobně ve druhém kroku x na v
- která pravidla používáme? sledujte postup na stromu formule

Převod do PNF: příklad

$$(\forall z)P(x, z) \wedge P(y, z) \rightarrow \neg(\exists x)P(x, y)$$

$$\sim (\forall u)P(x, u) \wedge P(y, z) \rightarrow (\forall x)\neg P(x, y)$$

$$\sim (\forall u)(P(x, u) \wedge P(y, z)) \rightarrow (\forall v)\neg P(v, y)$$

$$\sim (\exists u)(P(x, u) \wedge P(y, z) \rightarrow (\forall v)\neg P(v, y))$$

$$\sim (\exists u)(\forall v)(P(x, u) \wedge P(y, z) \rightarrow \neg P(v, y))$$

- v prvním kroku přejmenujeme z na u , nesmí být volná v $P(y, z)$
- podobně ve druhém kroku x na v
- která pravidla používáme? sledujte postup na stromu formule
- chceme-li sentenci:

$$(\forall x)(\forall y)(\forall z)(\exists u)(\forall v)(P(x, u) \wedge P(y, z) \rightarrow \neg P(v, y))$$

1. proč se při vytýkání z **antecedentu** mění kvantifikátor?

$$\begin{aligned}(Qx)\varphi \rightarrow \psi &\sim \neg(Qx)\varphi \vee \psi \\ &\sim (\overline{Q}x)(\neg\varphi) \vee \psi \\ &\sim (\overline{Q}x)(\neg\varphi \vee \psi) \sim (\overline{Q}x)(\varphi \rightarrow \psi)\end{aligned}$$

1. proč se při vytýkání z **antecedentu** mění kvantifikátor?

$$\begin{aligned}(Qx)\varphi \rightarrow \psi &\sim \neg(Qx)\varphi \vee \psi \\ &\sim (\overline{Q}x)(\neg\varphi) \vee \psi \\ &\sim (\overline{Q}x)(\neg\varphi \vee \psi) \sim (\overline{Q}x)(\varphi \rightarrow \psi)\end{aligned}$$

2. proč nesmí být x volná v ψ ? neplatilo by, např:

$$(\exists x)P(x) \wedge Q(x) \not\sim (\exists x)(P(x) \wedge Q(x))$$

1. proč se při vytýkání z **antecedentu** mění kvantifikátor?

$$\begin{aligned}(Qx)\varphi \rightarrow \psi &\sim \neg(Qx)\varphi \vee \psi \\ &\sim (\overline{Q}x)(\neg\varphi) \vee \psi \\ &\sim (\overline{Q}x)(\neg\varphi \vee \psi) \sim (\overline{Q}x)(\varphi \rightarrow \psi)\end{aligned}$$

2. proč nesmí být x volná v ψ ? neplatilo by, např:

$$(\exists x)P(x) \wedge Q(x) \not\sim (\exists x)(P(x) \wedge Q(x))$$

musíme přejmenovat vázanou proměnnou x na novou:

$$(\exists x)P(x) \wedge Q(x) \sim (\exists y)P(y) \wedge Q(x) \sim (\exists y)(P(y) \wedge Q(x))$$

1. proč se při vytýkání z **antecedentu** mění kvantifikátor?

$$\begin{aligned}(Qx)\varphi \rightarrow \psi &\sim \neg(Qx)\varphi \vee \psi \\ &\sim (\overline{Q}x)(\neg\varphi) \vee \psi \\ &\sim (\overline{Q}x)(\neg\varphi \vee \psi) \sim (\overline{Q}x)(\varphi \rightarrow \psi)\end{aligned}$$

2. proč nesmí být x volná v ψ ? neplatilo by, např:

$$(\exists x)P(x) \wedge Q(x) \not\sim (\exists x)(P(x) \wedge Q(x))$$

musíme přejmenovat vázanou proměnnou x na novou:

$$(\exists x)P(x) \wedge Q(x) \sim (\exists y)P(y) \wedge Q(x) \sim (\exists y)(P(y) \wedge Q(x))$$

3. PNF není jednoznačná, lze vytýkat v různém pořadí; lepší je nejprve vytknout ty, **ze kterých se nakonec stanou existenční**:

$$(\exists y)(\forall x)\varphi(x, y) \text{ je lepší než } (\forall x)(\exists y)\varphi(x, y)$$

(protože “ y nezávisí na x ”)

Je-li PNF sentence **univerzální**, tvaru $(\forall x_1) \dots (\forall x_n) \psi(x_1, \dots, x_n)$, nahradíme otevřeným jádrem ψ . Jinak musíme provést **skolemizaci**:

Je-li PNF sentence **univerzální**, tvaru $(\forall x_1) \dots (\forall x_n) \psi(x_1, \dots, x_n)$, nahradíme otevřeným jádrem ψ . Jinak musíme provést **skolemizaci**:

Bud' φ **L-sentence** v PNF, všechny vázané proměnné různé. Nechť

- existenční kvantifikátory jsou $(\exists y_1), \dots, (\exists y_n)$ (v tom pořadí)
- pro každé i jsou $(\forall x_1), \dots, (\forall x_{n_i})$ právě všechny univerzální kvantifikátory předcházející $(\exists y_i)$ v prefixu φ

Skolemova varianta

Je-li PNF sentence **univerzální**, tvaru $(\forall x_1) \dots (\forall x_n) \psi(x_1, \dots, x_n)$, nahradíme otevřeným jádrem ψ . Jinak musíme provést **skolemizaci**:

Bud' φ **L-sentence** v PNF, všechny vázané proměnné různé. Nechť

- existenční kvantifikátory jsou $(\exists y_1), \dots, (\exists y_n)$ (v tom pořadí)
- pro každé i jsou $(\forall x_1), \dots, (\forall x_{n_i})$ právě všechny univerzální kvantifikátory předcházející $(\exists y_i)$ v prefixu φ

Bud' L' rozšíření L o **nové** funkční symboly f_1, \dots, f_n , kde f_i je n_i -ární.

Skolemova varianta φ je L' -sentence φ_S vzniklá **odstraněním** $(\exists y_i)$ a substitucí termu $f_i(x_1, \dots, x_{n_i})$ za y_i , postupně pro $i = 1, \dots, n$.

Skolemova varianta

Je-li PNF sentence **univerzální**, tvaru $(\forall x_1) \dots (\forall x_n) \psi(x_1, \dots, x_n)$, nahradíme otevřeným jádrem ψ . Jinak musíme provést **skolemizaci**:

Bud' φ **L-sentence** v PNF, všechny vázané proměnné různé. Nechť

- existenční kvantifikátory jsou $(\exists y_1), \dots, (\exists y_n)$ (v tom pořadí)
- pro každé i jsou $(\forall x_1), \dots, (\forall x_{n_i})$ právě všechny univerzální kvantifikátory předcházející $(\exists y_i)$ v prefixu φ

Bud' L' rozšíření L o **nové** funkční symboly f_1, \dots, f_n , kde f_i je n_i -ární.

Skolemova varianta φ je L' -sentence φ_S vzniklá **odstraněním** $(\exists y_i)$ a substitucí termu $f_i(x_1, \dots, x_{n_i})$ za y_i , postupně pro $i = 1, \dots, n$.

$$\varphi = (\exists y_1)(\forall x_1)(\forall x_2)(\exists y_2)(\forall x_3) R(y_1, x_1, x_2, y_2, x_3)$$

$$\varphi_S = (\forall x_1)(\forall x_2)(\forall x_3) R(f_1, x_1, x_2, f_2(x_1, x_2), x_3)$$

Skolemova varianta

Je-li PNF sentence **univerzální**, tvaru $(\forall x_1) \dots (\forall x_n) \psi(x_1, \dots, x_n)$, nahradíme otevřeným jádrem ψ . Jinak musíme provést **skolemizaci**:

Bud' φ **L-sentence** v PNF, všechny vázané proměnné různé. Nechť

- existenční kvantifikátory jsou $(\exists y_1), \dots, (\exists y_n)$ (v tom pořadí)
- pro každé i jsou $(\forall x_1), \dots, (\forall x_{n_i})$ právě všechny univerzální kvantifikátory předcházející $(\exists y_i)$ v prefixu φ

Bud' L' rozšíření L o **nové** funkční symboly f_1, \dots, f_n , kde f_i je n_i -ární.

Skolemova varianta φ je L' -sentence φ_S vzniklá **odstraněním** $(\exists y_i)$ a substitucí termu $f_i(x_1, \dots, x_{n_i})$ za y_i , postupně pro $i = 1, \dots, n$.

$$\varphi = (\exists y_1)(\forall x_1)(\forall x_2)(\exists y_2)(\forall x_3) R(y_1, x_1, x_2, y_2, x_3)$$

$$\varphi_S = (\forall x_1)(\forall x_2)(\forall x_3) R(f_1, x_1, x_2, f_2(x_1, x_2), x_3)$$

- **musí být sentence!** pro $(\exists y)E(x, y)$ ne ~~$E(x, c)$~~ ale $E(x, f(x))$

Skolemova varianta

Je-li PNF sentence **univerzální**, tvaru $(\forall x_1) \dots (\forall x_n) \psi(x_1, \dots, x_n)$, nahradíme otevřeným jádrem ψ . Jinak musíme provést **skolemizaci**:

Bud' φ **L-sentence** v PNF, všechny vázané proměnné různé. Nechť

- existenční kvantifikátory jsou $(\exists y_1), \dots, (\exists y_n)$ (v tom pořadí)
- pro každé i jsou $(\forall x_1), \dots, (\forall x_{n_i})$ právě všechny univerzální kvantifikátory předcházející $(\exists y_i)$ v prefixu φ

Bud' L' rozšíření L o **nové** funkční symboly f_1, \dots, f_n , kde f_i je n_i -ární.

Skolemova varianta φ je L' -sentence φ_S vzniklá **odstraněním** $(\exists y_i)$ a substitucí termu $f_i(x_1, \dots, x_{n_i})$ za y_i , postupně pro $i = 1, \dots, n$.

$$\varphi = (\exists y_1)(\forall x_1)(\forall x_2)(\exists y_2)(\forall x_3) R(y_1, x_1, x_2, y_2, x_3)$$

$$\varphi_S = (\forall x_1)(\forall x_2)(\forall x_3) R(f_1, x_1, x_2, f_2(x_1, x_2), x_3)$$

- **musí být sentence!** pro $(\exists y)E(x, y)$ ne ~~$E(x, c)$~~ ale $E(x, f(x))$
- **nové symboly!** (jedinou rolí je reprezentovat 'svědky' ve φ)

Je to konzervativní extenze

Je to konzervativní extenze

Lemma: Bud' φ L -sentence $(\forall x_1) \dots (\forall x_n)(\exists y)\psi$, f nový funkční symbol, a φ' sentence $(\forall x_1) \dots (\forall x_n)\psi(y/f(x_1, \dots, x_n))$. Potom:

- (i) L -redukt každého modelu φ' je modelem φ , a
- (ii) každý model φ lze expandovat na model φ' .

Je to konzervativní extenze

Lemma: Bud' φ L -sentence $(\forall x_1) \dots (\forall x_n)(\exists y)\psi$, f nový funkční symbol, a φ' sentence $(\forall x_1) \dots (\forall x_n)\psi(y/f(x_1, \dots, x_n))$. Potom:

- (i) L -redukt každého modelu φ' je modelem φ , a
- (ii) každý model φ lze expandovat na model φ' .

Důkaz:

Je to konzervativní extenze

Lemma: Bud' φ L -sentence $(\forall x_1) \dots (\forall x_n)(\exists y)\psi$, f nový funkční symbol, a φ' sentence $(\forall x_1) \dots (\forall x_n)\psi(y/f(x_1, \dots, x_n))$. Potom:

- (i) L -redukt každého modelu φ' je modelem φ , a
- (ii) každý model φ lze expandovat na model φ' .

Důkaz: (i) Bud' \mathcal{A}' model φ' , \mathcal{A} jeho L -redukt, $e : \text{Var} \rightarrow \mathcal{A}$.

$\mathcal{A} \models \varphi[e]$ platí neboť $\mathcal{A} \models \psi[e(y/a)]$ pro $a = (f(x_1, \dots, x_n))^{\mathcal{A}'}[e]$.

Je to konzervativní extenze

Lemma: Bud' φ L -sentence $(\forall x_1) \dots (\forall x_n)(\exists y)\psi$, f nový funkční symbol, a φ' sentence $(\forall x_1) \dots (\forall x_n)\psi(y/f(x_1, \dots, x_n))$. Potom:

- (i) L -redukt každého modelu φ' je modelem φ , a
- (ii) každý model φ lze expandovat na model φ' .

Důkaz: (i) Bud' \mathcal{A}' model φ' , \mathcal{A} jeho L -redukt, $e : \text{Var} \rightarrow \mathcal{A}$.

$\mathcal{A} \models \varphi[e]$ platí neboť $\mathcal{A} \models \psi[e(y/a)]$ pro $a = (f(x_1, \dots, x_n))^{\mathcal{A}'}[e]$.

(ii) Protože $\mathcal{A} \models \varphi$, existuje funkce $f^A : A^n \rightarrow A$, že pro každé ohodnocení e platí $\mathcal{A} \models \psi[e(y/a)]$ pro $a = f^A(e(x_1), \dots, e(x_n))$.

To znamená, že expanze o funkci f^A splňuje φ' . □

Je to konzervativní extenze

Lemma: Bud' φ L -sentence $(\forall x_1) \dots (\forall x_n)(\exists y)\psi$, f nový funkční symbol, a φ' sentence $(\forall x_1) \dots (\forall x_n)\psi(y/f(x_1, \dots, x_n))$. Potom:

- (i) L -redukt každého modelu φ' je modelem φ , a
- (ii) každý model φ lze expandovat na model φ' .

Důkaz: (i) Bud' \mathcal{A}' model φ' , \mathcal{A} jeho L -redukt, $e : \text{Var} \rightarrow \mathcal{A}$.

$\mathcal{A} \models \varphi[e]$ platí neboť $\mathcal{A} \models \psi[e(y/a)]$ pro $a = (f(x_1, \dots, x_n))^{\mathcal{A}'}[e]$.

(ii) Protože $\mathcal{A} \models \varphi$, existuje funkce $f^{\mathcal{A}} : A^n \rightarrow A$, že pro každé ohodnocení e platí $\mathcal{A} \models \psi[e(y/a)]$ pro $a = f^{\mathcal{A}}(e(x_1), \dots, e(x_n))$.

To znamená, že expanze o funkci $f^{\mathcal{A}}$ splňuje φ' . □

- říká, že $\{\varphi'\}$ je konzervativní extenze $\{\varphi\}$, opakovaná aplikace dává **Skolemovu větu** (výsledek skolemizace je otevřená konzervativní extenze, speciálně je ekvivalentní)

Je to konzervativní extenze

Lemma: Bud' φ L -sentence $(\forall x_1) \dots (\forall x_n)(\exists y)\psi$, f nový funkční symbol, a φ' sentence $(\forall x_1) \dots (\forall x_n)\psi(y/f(x_1, \dots, x_n))$. Potom:

- (i) L -redukt každého modelu φ' je modelem φ , a
- (ii) každý model φ lze expandovat na model φ' .

Důkaz: (i) Bud' \mathcal{A}' model φ' , \mathcal{A} jeho L -redukt, $e : \text{Var} \rightarrow \mathcal{A}$. $\mathcal{A} \models \varphi[e]$ platí neboť $\mathcal{A} \models \psi[e(y/a)]$ pro $a = (f(x_1, \dots, x_n))^{\mathcal{A}'}[e]$.

(ii) Protože $\mathcal{A} \models \varphi$, existuje funkce $f^A : A^n \rightarrow A$, že pro každé ohodnocení e platí $\mathcal{A} \models \psi[e(y/a)]$ pro $a = f^A(e(x_1), \dots, e(x_n))$. To znamená, že expanze o funkci f^A splňuje φ' . \square

- říká, že $\{\varphi'\}$ je konzervativní extenze $\{\varphi\}$, opakovaná aplikace dává **Skolemovu větu** (výsledek skolemizace je otevřená konzervativní extenze, speciálně je ekvivalentní)
- expanze v (ii) není jednoznačná (na rozdíl od extenze o definici nového funkčního symbolu)

Skolemova věta (shrnutí postupu)

Skolemova věta (shrnutí postupu)

Věta: Každá teorie má otevřenou konzervativní extenzi.

Skolemova věta (shrnutí postupu)

Věta: Každá teorie má otevřenou konzervativní extenzi.

Důkaz Mějme L -teorii T . Axiomy nahradíme generálními uzávěry a převedeme do PNF, máme ekvivalentní L -teorii T' . V ní každý axiom nahradíme jeho Skolemovou variantou.

Skolemova věta (shrnutí postupu)

Věta: Každá teorie má otevřenou konzervativní extenzi.

Důkaz Mějme L -teorii T . Axiomy nahradíme generálními uzávěry a převedeme do PNF, máme ekvivalentní L -teorii T' . V ní každý axiom nahradíme jeho Skolemovou variantou.

Tím získáme teorii T'' v rozšířeném jazyce L' . Lemma říká:

- L -redukt každého modelu T'' je model T'
- každý model T' lze expandovat do L' na model T''

Skolemova věta (shrnutí postupu)

Věta: Každá teorie má otevřenou konzervativní extenzi.

Důkaz Mějme L -teorii T . Axiomy nahradíme generálními uzávěry a převedeme do PNF, máme ekvivalentní L -teorii T' . V ní každý axiom nahradíme jeho Skolemovou variantou.

Tím získáme teorii T'' v rozšířeném jazyce L' . Lemma říká:

- L -redukt každého modelu T'' je model T'
- každý model T' lze expandovat do L' na model T''

Neboli T'' je konzervativní extenzí T' , tedy i T . Je axiomatizovaná univerzálními sentencemi, odstraníme kvantifikátorové prefixy (vezmeme jádra) a máme ekvivalentní otevřenou teorii T''' . \square

Skolemova věta (shrnutí postupu)

Věta: Každá teorie má otevřenou konzervativní extenzi.

Důkaz Mějme L -teorii T . Axiomy nahradíme generálními uzávěry a převedeme do PNF, máme ekvivalentní L -teorii T' . V ní každý axiom nahradíme jeho Skolemovou variantou.

Tím získáme teorii T'' v rozšířeném jazyce L' . Lemma říká:

- L -redukt každého modelu T'' je model T'
- každý model T' lze expandovat do L' na model T''

Neboli T'' je konzervativní extenzí T' , tedy i T . Je axiomatizovaná univerzálními sentencemi, odstraníme kvantifikátorové prefixy (vezmeme jádra) a máme ekvivalentní otevřenou teorii T''' . \square

Důsledek: Ke každé teorii můžeme pomocí skolemizace najít ekvivalentní otevřenou teorii. (A tu už snadno převedeme do CNF.)

8.3 Grounding

- **základní (ground) instance** otevřené φ ve volných proměnných x_1, \dots, x_n je $\varphi(x_1/t_1, \dots, x_n/t_n)$, kde vš. t_i jsou konstantní

- **základní (ground) instance** otevřené φ ve volných proměnných x_1, \dots, x_n je $\varphi(x_1/t_1, \dots, x_n/t_n)$, kde vš. t_i jsou konstantní

Herbrandova věta říká, že je-li **otevřená** teorie **nesplnitelná**, lze to doložit “na konkrétních prvcích”: existuje konečně mnoho **základních instancí** axiomů, jejichž konjunkce je nesplnitelná

- **základní (ground) instance** otevřené φ ve volných proměnných x_1, \dots, x_n je $\varphi(x_1/t_1, \dots, x_n/t_n)$, kde vš. t_i jsou konstantní

Herbrandova věta říká, že je-li **otevřená** teorie **nesplnitelná**, lze to doložit “na konkrétních prvcích”: existuje konečně mnoho **základních instancí** axiomů, jejichž konjunkce je nesplnitelná

- např. pro $T = \{P(x, y) \vee R(x, y), \neg P(c, y), \neg R(x, f(x))\}$ substituujeme **konstantní** termy $\{x/c, y/f(c)\}$:

- **základní (ground) instance** otevřené φ ve volných proměnných x_1, \dots, x_n je $\varphi(x_1/t_1, \dots, x_n/t_n)$, kde vš. t_i jsou konstantní

Herbrandova věta říká, že je-li **otevřená** teorie **nesplnitelná**, lze to doložit “na konkrétních prvcích”: existuje konečně mnoho **základních instancí** axiomů, jejichž konjunkce je nesplnitelná

- např. pro $T = \{P(x, y) \vee R(x, y), \neg P(c, y), \neg R(x, f(x))\}$ substituujeme **konstantní** termy $\{x/c, y/f(c)\}$:

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

- **základní (ground) instance** otevřené φ ve volných proměnných x_1, \dots, x_n je $\varphi(x_1/t_1, \dots, x_n/t_n)$, kde vš. t_i jsou konstantní

Herbrandova věta říká, že je-li **otevřená** teorie **nesplnitelná**, lze to doložit “na konkrétních prvcích”: existuje konečně mnoho **základních instancí** axiomů, jejichž konjunkce je nesplnitelná

- např. pro $T = \{P(x, y) \vee R(x, y), \neg P(c, y), \neg R(x, f(x))\}$ substituujeme **konstantní** termy $\{x/c, y/f(c)\}$:

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

- základní atomické sentence chápeme jako prvovýroky:

$$(p_1 \vee p_2) \wedge \neg p_1 \wedge \neg p_2$$

- **základní (ground) instance** otevřené φ ve volných proměnných x_1, \dots, x_n je $\varphi(x_1/t_1, \dots, x_n/t_n)$, kde vš. t_i jsou konstantní

Herbrandova věta říká, že je-li **otevřená** teorie **nesplnitelná**, lze to doložit “na konkrétních prvcích”: existuje konečně mnoho **základních instancí** axiomů, jejichž konjunkce je nesplnitelná

- např. pro $T = \{P(x, y) \vee R(x, y), \neg P(c, y), \neg R(x, f(x))\}$ substituujeme **konstantní** termy $\{x/c, y/f(c)\}$:

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

- základní atomické sentence chápeme jako prvovýroky:

$$(p_1 \vee p_2) \wedge \neg p_1 \wedge \neg p_2$$

- to už snadno zamítneme výrokovou rezolucí

- **základní (ground) instance** otevřené φ ve volných proměnných x_1, \dots, x_n je $\varphi(x_1/t_1, \dots, x_n/t_n)$, kde vš. t_i jsou konstantní

Herbrandova věta říká, že je-li **otevřená** teorie **nesplnitelná**, lze to doložit “na konkrétních prvcích”: existuje konečně mnoho **základních instancí** axiomů, jejichž konjunkce je nesplnitelná

- např. pro $T = \{P(x, y) \vee R(x, y), \neg P(c, y), \neg R(x, f(x))\}$ substituujeme **konstantní** termy $\{x/c, y/f(c)\}$:

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

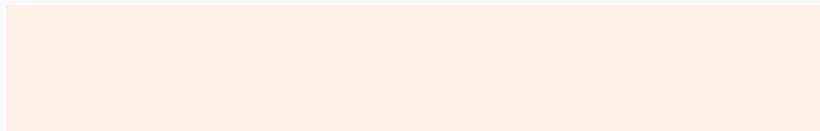
- základní atomické sentence chápeme jako prvovýroky:

$$(p_1 \vee p_2) \wedge \neg p_1 \wedge \neg p_2$$

- to už snadno zamítneme výrokovou rezolucí
- p_1 znamená “platí $P(c, f(c))$ ”, p_2 znamená “platí $R(c, f(c))$ ”

Přímá redukce do výrokové logiky

Herbrandova věta + korektnost a úplnost výrokové rezoluce dává následující, neefektivní postup (S' je moc velká, i nekonečná):



Přímá redukce do výrokové logiky

Herbrandova věta + korektnost a úplnost výrokové rezoluce dává následující, neefektivní postup (S' je moc velká, i nekonečná):

1. $S \rightsquigarrow S' =$ množina všech základních instancí klauzulí z S

Přímá redukce do výrokové logiky

Herbrandova věta + korektnost a úplnost výrokové rezoluce dává následující, neefektivní postup (S' je moc velká, i nekonečná):

1. $S \rightsquigarrow S' =$ množina všech základních instancí klauzulí z S
2. atomické sentence v S' chápeme jako prvovýroky

Přímá redukce do výrokové logiky

Herbrandova věta + korektnost a úplnost výrokové rezoluce dává následující, neefektivní postup (S' je moc velká, i nekonečná):

1. $S \rightsquigarrow S' =$ množina všech základních instancí klauzulí z S
2. atomické sentence v S' chápeme jako prvovýroky
3. S nesplnitelná $\Leftrightarrow S'$ zamítnutelná 'na úrovni výrokové logiky'

Přímá redukce do výrokové logiky

Herbrandova věta + korektnost a úplnost výrokové rezoluce dává následující, neefektivní postup (S' je moc velká, i nekonečná):

1. $S \rightsquigarrow S' =$ množina všech základních instancí klauzulí z S
2. atomické sentence v S' chápeme jako prvovýroky
3. S nesplnitelná $\Leftrightarrow S'$ zamítnutelná 'na úrovni výrokové logiky'

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

Přímá redukce do výrokové logiky

Herbrandova věta + korektnost a úplnost výrokové rezoluce dává následující, neefektivní postup (S' je moc velká, i nekonečná):

1. $S \rightsquigarrow S' =$ množina všech základních instancí klauzulí z S
2. atomické sentence v S' chápeme jako prvovýroky
3. S nesplnitelná $\Leftrightarrow S'$ zamítnutelná 'na úrovni výrokové logiky'

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

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

Přímá redukce do výrokové logiky

Herbrandova věta + korektnost a úplnost výrokové rezoluce dává následující, neefektivní postup (S' je moc velká, i nekonečná):

1. $S \rightsquigarrow S' =$ množina všech základních instancí klauzulí z S
2. atomické sentence v S' chápeme jako prvovýroky
3. S nesplnitelná $\Leftrightarrow S'$ zamítnutelná 'na úrovni výrokové logiky'

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

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

S' je nesplnitelná obsahuje konečnou nesplnitelnou podmnožinu:

$$\{\{P(c, f(c)), R(c, f(c))\}, \{\neg P(c, f(c))\}, \{\neg R(c, f(c))\}\} \vdash_R \square$$

Přímá redukce do výrokové logiky

Herbrandova věta + korektnost a úplnost výrokové rezoluce dává následující, neefektivní postup (S' je moc velká, i nekonečná):

1. $S \rightsquigarrow S' =$ množina všech základních instancí klauzulí z S
2. atomické sentence v S' chápeme jako prvovýroky
3. S nespílitelná $\Leftrightarrow S'$ zamítnutelná 'na úrovni výrokové logiky'

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

S' je nespílitelná obsahuje konečnou nespílitelnou podmnožinu:

$$\{\{P(c, f(c)), R(c, f(c))\}, \{\neg P(c, f(c))\}, \{\neg R(c, f(c))\}\} \vdash_R \square$$

Efektivnější je hledat vhodné základní instance **unifikací** [za chvíli]

Herbrandův model

Mějme jazyk $L = \langle \mathcal{R}, \mathcal{F} \rangle$ s alespoň jedním konstantním symbolem.
 L -struktura $\mathcal{A} = \langle A, \mathcal{R}^{\mathcal{A}}, \mathcal{F}^{\mathcal{A}} \rangle$ je **Herbrandův model**, jestliže:

Herbrandův model

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

L -struktura $\mathcal{A} = \langle A, \mathcal{R}^{\mathcal{A}}, \mathcal{F}^{\mathcal{A}} \rangle$ je **Herbrandův model**, jestliže:

- A je množina všech konst. L -termů (**Herbrandovo univerzum**)

Herbrandův model

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

L -struktura $\mathcal{A} = \langle A, \mathcal{R}^{\mathcal{A}}, \mathcal{F}^{\mathcal{A}} \rangle$ je **Herbrandův model**, jestliže:

- A je množina všech konst. L -termů (**Herbrandovo univerzum**)
- pro každý n -ární $f \in \mathcal{F}$ a (konstantní) $"t_1", \dots, "t_n" \in A$:

$$f^{\mathcal{A}}("t_1", \dots, "t_n") = "f(t_1, \dots, t_n)"$$

Herbrandův model

Mějme jazyk $L = \langle \mathcal{R}, \mathcal{F} \rangle$ s alespoň jedním konstantním symbolem. L -struktura $\mathcal{A} = \langle A, \mathcal{R}^{\mathcal{A}}, \mathcal{F}^{\mathcal{A}} \rangle$ je **Herbrandův model**, jestliže:

- A je množina všech konst. L -termů (**Herbrandovo univerzum**)
- pro každý n -ární $f \in \mathcal{F}$ a (konstantní) $"t_1", \dots, "t_n" \in A$:

$$f^{\mathcal{A}}("t_1", \dots, "t_n") = "f(t_1, \dots, t_n)"$$

- speciálně, pro konstantní symbol $c \in \mathcal{F}$ je $c^{\mathcal{A}} = "c"$

Herbrandův model

Mějme jazyk $L = \langle \mathcal{R}, \mathcal{F} \rangle$ s alespoň jedním konstantním symbolem. L -struktura $\mathcal{A} = \langle A, \mathcal{R}^{\mathcal{A}}, \mathcal{F}^{\mathcal{A}} \rangle$ je **Herbrandův model**, jestliže:

- A je množina všech konst. L -termů (**Herbrandovo univerzum**)
- pro každý n -ární $f \in \mathcal{F}$ a (konstantní) $"t_1", \dots, "t_n" \in A$:

$$f^{\mathcal{A}}("t_1", \dots, "t_n") = "f(t_1, \dots, t_n)"$$

- speciálně, pro konstantní symbol $c \in \mathcal{F}$ je $c^{\mathcal{A}} = "c"$
- na relační symboly neklademe podmínky

Herbrandův model

Mějme jazyk $L = \langle \mathcal{R}, \mathcal{F} \rangle$ s alespoň jedním konstantním symbolem. L -struktura $\mathcal{A} = \langle A, \mathcal{R}^{\mathcal{A}}, \mathcal{F}^{\mathcal{A}} \rangle$ je **Herbrandův model**, jestliže:

- A je množina všech konst. L -termů (**Herbrandovo univerzum**)
- pro každý n -ární $f \in \mathcal{F}$ a (konstantní) $"t_1", \dots, "t_n" \in A$:
$$f^{\mathcal{A}}("t_1", \dots, "t_n") = "f(t_1, \dots, t_n)"$$
- speciálně, pro konstantní symbol $c \in \mathcal{F}$ je $c^{\mathcal{A}} = "c"$
- na relační symboly neklademe podmínky

Např. $L = \langle P, f, c \rangle$ (P unární rel., f binární funkční, c konstantní) **Herbrandův model** je každá struktura $\mathcal{A} = \langle A, P^{\mathcal{A}}, f^{\mathcal{A}}, c^{\mathcal{A}} \rangle$, kde

Herbrandův model

Mějme jazyk $L = \langle \mathcal{R}, \mathcal{F} \rangle$ s alespoň jedním konstantním symbolem. L -struktura $\mathcal{A} = \langle A, \mathcal{R}^{\mathcal{A}}, \mathcal{F}^{\mathcal{A}} \rangle$ je **Herbrandův model**, jestliže:

- A je množina všech konst. L -termů (**Herbrandovo univerzum**)
- pro každý n -ární $f \in \mathcal{F}$ a (konstantní) $"t_1", \dots, "t_n" \in A$:
$$f^{\mathcal{A}}("t_1", \dots, "t_n") = "f(t_1, \dots, t_n)"$$
- speciálně, pro konstantní symbol $c \in \mathcal{F}$ je $c^{\mathcal{A}} = "c"$
- na relační symboly neklademe podmínky

Např. $L = \langle P, f, c \rangle$ (P unární rel., f binární funkční, c konstantní) **Herbrandův model** je každá struktura $\mathcal{A} = \langle A, P^{\mathcal{A}}, f^{\mathcal{A}}, c^{\mathcal{A}} \rangle$, kde

- $A = \{ "c", "f(c, c)", "f(c, f(c, c))", "f(f(c, c), c)" \dots \}$

Herbrandův model

Mějme jazyk $L = \langle \mathcal{R}, \mathcal{F} \rangle$ s alespoň jedním konstantním symbolem. L -struktura $\mathcal{A} = \langle A, \mathcal{R}^{\mathcal{A}}, \mathcal{F}^{\mathcal{A}} \rangle$ je **Herbrandův model**, jestliže:

- A je množina všech konst. L -termů (**Herbrandovo univerzum**)
- pro každý n -ární $f \in \mathcal{F}$ a (konstantní) $"t_1", \dots, "t_n" \in A$:
$$f^{\mathcal{A}}("t_1", \dots, "t_n") = "f(t_1, \dots, t_n)"$$
- speciálně, pro konstantní symbol $c \in \mathcal{F}$ je $c^{\mathcal{A}} = "c"$
- na relační symboly neklademe podmínky

Např. $L = \langle P, f, c \rangle$ (P unární rel., f binární funkční, c konstantní) **Herbrandův model** je každá struktura $\mathcal{A} = \langle A, P^{\mathcal{A}}, f^{\mathcal{A}}, c^{\mathcal{A}} \rangle$, kde

- $A = \{ "c", "f(c, c)", "f(c, f(c, c))", "f(f(c, c), c)" \dots \}$
- $c^{\mathcal{A}} = "c"$

Herbrandův model

Mějme jazyk $L = \langle \mathcal{R}, \mathcal{F} \rangle$ s alespoň jedním konstantním symbolem. L -struktura $\mathcal{A} = \langle A, \mathcal{R}^{\mathcal{A}}, \mathcal{F}^{\mathcal{A}} \rangle$ je **Herbrandův model**, jestliže:

- A je množina všech konst. L -termů (**Herbrandovo univerzum**)
- pro každý n -ární $f \in \mathcal{F}$ a (konstantní) $"t_1", \dots, "t_n" \in A$:
$$f^{\mathcal{A}}("t_1", \dots, "t_n") = "f(t_1, \dots, t_n)"$$
- speciálně, pro konstantní symbol $c \in \mathcal{F}$ je $c^{\mathcal{A}} = "c"$
- na relační symboly neklademe podmínky

Např. $L = \langle P, f, c \rangle$ (P unární rel., f binární funkční, c konstantní) **Herbrandův model** je každá struktura $\mathcal{A} = \langle A, P^{\mathcal{A}}, f^{\mathcal{A}}, c^{\mathcal{A}} \rangle$, kde

- $A = \{ "c", "f(c, c)", "f(c, f(c, c))", "f(f(c, c), c)" \dots \}$
- $c^{\mathcal{A}} = "c"$
- $f^{\mathcal{A}}("c", "c") = "f(c, c)", f^{\mathcal{A}}("c", "f(c, c)") = "f(c, f(c, c))",$
 $f^{\mathcal{A}}("f(c, c)", "c") = "f(f(c, c), c)",$ atd.

Herbrandův model

Mějme jazyk $L = \langle \mathcal{R}, \mathcal{F} \rangle$ s alespoň jedním konstantním symbolem. L -struktura $\mathcal{A} = \langle A, \mathcal{R}^{\mathcal{A}}, \mathcal{F}^{\mathcal{A}} \rangle$ je **Herbrandův model**, jestliže:

- A je množina všech konst. L -termů (**Herbrandovo univerzum**)
- pro každý n -ární $f \in \mathcal{F}$ a (konstantní) $"t_1", \dots, "t_n" \in A$:
$$f^{\mathcal{A}}("t_1", \dots, "t_n") = "f(t_1, \dots, t_n)"$$
- speciálně, pro konstantní symbol $c \in \mathcal{F}$ je $c^{\mathcal{A}} = "c"$
- na relační symboly neklademe podmínky

Např. $L = \langle P, f, c \rangle$ (P unární rel., f binární funkční, c konstantní) **Herbrandův model** je každá struktura $\mathcal{A} = \langle A, P^{\mathcal{A}}, f^{\mathcal{A}}, c^{\mathcal{A}} \rangle$, kde

- $A = \{ "c", "f(c, c)", "f(c, f(c, c))", "f(f(c, c), c)" \dots \}$
- $c^{\mathcal{A}} = "c"$
- $f^{\mathcal{A}}("c", "c") = "f(c, c)", f^{\mathcal{A}}("c", "f(c, c)") = "f(c, f(c, c))",$
 $f^{\mathcal{A}}("f(c, c)", "c") = "f(f(c, c), c)",$ atd.
- $P^{\mathcal{A}} \subseteq A$ může být libovolná

Herbrandova věta

Věta (Herbrandova): Je-li T otevřená, v jazyce bez rovnosti a s alespoň jedním konstantním symbolem, potom:

Herbrandova věta

Věta (Herbrandova): Je-li T otevřená, v jazyce bez rovnosti a s alespoň jedním konstantním symbolem, potom:

- buď má T Herbrandův model, nebo

Herbrandova věta

Věta (Herbrandova): Je-li T otevřená, v jazyce bez rovnosti a s alespoň jedním konstantním symbolem, potom:

- buď má T Herbrandův model, nebo
- existuje konečně mnoho základních instancí axiomů T , jejichž konjunkce je nesplnitelná.

Herbrandova věta

Věta (Herbrandova): Je-li T otevřená, v jazyce bez rovnosti a s alespoň jedním konstantním symbolem, potom:

- buď má T Herbrandův model, nebo
- existuje konečně mnoho základních instancí axiomů T , jejichž konjunkce je nesplnitelná.

Důkaz: T_{ground} = množina všech základních instancí axiomů T

Herbrandova věta

Věta (Herbrandova): Je-li T otevřená, v jazyce bez rovnosti a s alespoň jedním konstantním symbolem, potom:

- buď má T Herbrandův model, nebo
- existuje konečně mnoho základních instancí axiomů T , jejichž konjunkce je nesplnitelná.

Důkaz: T_{ground} = množina všech základních instancí axiomů T

Zkonstruujeme “systematické tablo” τ z T_{ground} s $F \perp$ v kořeni, ale z jazyka L , bez rozšíření o pomocné konstantní symboly na L_C .

Herbrandova věta

Věta (Herbrandova): Je-li T otevřená, v jazyce bez rovnosti a s alespoň jedním konstantním symbolem, potom:

- buď má T Herbrandův model, nebo
- existuje konečně mnoho základních instancí axiomů T , jejichž konjunkce je nesplnitelná.

Důkaz: T_{ground} = množina všech základních instancí axiomů T

Zkonstruujeme “systematické tablo” τ z T_{ground} s $F \perp$ v kořeni, ale z jazyka L , bez rozšíření o pomocné konstantní symboly na L_C .
(Nepotřebujeme je, protože v T_{ground} nejsou kvantifikátory.)

Herbrandova věta

Věta (Herbrandova): Je-li T otevřená, v jazyce bez rovnosti a s alespoň jedním konstantním symbolem, potom:

- buď má T Herbrandův model, nebo
- existuje konečně mnoho základních instancí axiomů T , jejichž konjunkce je nesplnitelná.

Důkaz: T_{ground} = množina všech základních instancí axiomů T

Zkonstruujeme “systematické tablo” τ z T_{ground} s $F \perp$ v kořeni, ale z jazyka L , bez rozšíření o pomocné konstantní symboly na L_C . (Nepotřebujeme je, protože v T_{ground} nejsou kvantifikátory.)

Pokud má τ bezespornou větev, je “kanonický model” (opět bez pomocných symbolů) Herbrandovým modelem T .

Herbrandova věta

Věta (Herbrandova): Je-li T otevřená, v jazyce bez rovnosti a s alespoň jedním konstantním symbolem, potom:

- buď má T Herbrandův model, nebo
- existuje konečně mnoho základních instancí axiomů T , jejichž konjunkce je nesplnitelná.

Důkaz: T_{ground} = množina všech základních instancí axiomů T

Zkonstruujeme “systematické tablo” τ z T_{ground} s $F \perp$ v kořeni, ale z jazyka L , bez rozšíření o pomocné konstantní symboly na L_C . (Nepotřebujeme je, protože v T_{ground} nejsou kvantifikátory.)

Pokud má τ bezespornou větev, je “kanonický model” (opět bez pomocných symbolů) Herbrandovým modelem T .

Jinak je τ důkaz sporu, T_{ground} (a tedy i T) je nesplnitelná. Tablo τ je konečné, používá jen konečně mnoho $\alpha_{\text{ground}} \in T_{\text{ground}}$, jejich konjunkce už je nesplnitelná. □

- konstatní symbol potřebujeme, aby existovaly vůbec nějaké konstantní termy (ale není-li v L žádný, můžeme ho přidat)

- konstatní symbol potřebujeme, aby existovaly vůbec nějaké konstantní termy (ale není-li v L žádný, můžeme ho přidat)
- Herbrandův model je podobný kanonickému, ale nepřidáváme pomocné symboly, a neříkáme nic o relacích

- konstatní symbol potřebujeme, aby existovaly vůbec nějaké konstantní termy (ale není-li v L žádný, můžeme ho přidat)
- Herbrandův model je podobný kanonickému, ale nepřidáváme pomocné symboly, a neříkáme nic o relacích
- je-li jazyk s rovností, najdeme Herbrandův model pro T^* (přidané axiomy rovnosti) a faktorizujeme podle $=^A$

Důsledky Herbrandovy věty

Důsledek: Je-li T otevřená v jazyce s konstantním symbolem, potom T má model, právě když má model teorie T_{ground} .

Důsledky Herbrandovy věty

Důsledek: Je-li T otevřená v jazyce s konstantním symbolem, potom T má model, právě když má model teorie T_{ground} .

Důkaz:

Důsledky Herbrandovy věty

Důsledek: Je-li T otevřená v jazyce s konstantním symbolem, potom T má model, právě když má model teorie T_{ground} .

Důkaz: \Rightarrow V modelu T platí i všechny základní instance axiomů. Je tedy i modelem T_{ground} .

Důsledky Herbrandovy věty

Důsledek: Je-li T otevřená v jazyce s konstantním symbolem, potom T má model, právě když má model teorie T_{ground} .

Důkaz: \Rightarrow V modelu T platí i všechny základní instance axiomů. Je tedy i modelem T_{ground} .

\Leftarrow Pokud T nemá model, podle Herbrandovy věty je nějaká konečná podmnožina teorie T_{ground} nesplnitelná. □

Důsledky Herbrandovy věty

Důsledek: Je-li T otevřená v jazyce s konstantním symbolem, potom T má model, právě když má model teorie T_{ground} .

Důkaz: \Rightarrow V modelu T platí i všechny základní instance axiomů. Je tedy i modelem T_{ground} .

\Leftarrow Pokud T nemá model, podle Herbrandovy věty je nějaká konečná podmnožina teorie T_{ground} nesplnitelná. \square

Důsledek: Mějme otevřenou $\varphi(x_1, \dots, x_n)$ v L s konst. symbolem. Potom existuje $m \in \mathbb{N}$ a konstantní L -termy t_{ij} ($i \in [m], j \in [n]$), že sentence $(\exists x_1) \dots (\exists x_n) \varphi(x_1, \dots, x_n)$ je pravdivá, právě když je následující formule (výroková) tautologie:

Důsledky Herbrandovy věty

Důsledek: Je-li T otevřená v jazyce s konstantním symbolem, potom T má model, právě když má model teorie T_{ground} .

Důkaz: \Rightarrow V modelu T platí i všechny základní instance axiomů. Je tedy i modelem T_{ground} .

\Leftarrow Pokud T nemá model, podle Herbrandovy věty je nějaká konečná podmnožina teorie T_{ground} nesplnitelná. \square

Důsledek: Mějme otevřenou $\varphi(x_1, \dots, x_n)$ v L s konst. symbolem. Potom existuje $m \in \mathbb{N}$ a konstantní L -termy t_{ij} ($i \in [m], j \in [n]$), že sentence $(\exists x_1) \dots (\exists x_n) \varphi(x_1, \dots, x_n)$ je pravdivá, právě když je následující formule (výroková) tautologie:

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

Důsledky Herbrandovy věty

Důsledek: Je-li T otevřená v jazyce s konstantním symbolem, potom T má model, právě když má model teorie T_{ground} .

Důkaz: \Rightarrow V modelu T platí i všechny základní instance axiomů. Je tedy i modelem T_{ground} .

\Leftarrow Pokud T nemá model, podle Herbrandovy věty je nějaká konečná podmnožina teorie T_{ground} nesplnitelná. \square

Důsledek: Mějme otevřenou $\varphi(x_1, \dots, x_n)$ v L s konst. symbolem. Potom existuje $m \in \mathbb{N}$ a konstantní L -termy t_{ij} ($i \in [m], j \in [n]$), že sentence $(\exists x_1) \dots (\exists x_n) \varphi(x_1, \dots, x_n)$ je pravdivá, právě když je následující formule (výroková) tautologie:

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

Důkaz: Je **pravdivá**, právě když $(\forall x_1) \dots (\forall x_n) \neg \varphi$ neboli $\neg \varphi$ je **nesplnitelná**. Stačí aplikovat Herbrandovu větu na $T = \{\neg \varphi\}$. \square