

Pátá přednáška

NAIL062 Výroková a predikátová logika

Jakub Bulín (KTIML MFF UK)

Zimní semestr 2023

Program

- věta o kompaktnosti
- hilbertovský kalkulus
- rezoluční metoda
- korektnost a úplnost rezoluce
- LI-rezoluce a Horn-SAT

Materiály

Zápisky z přednášky, Sekce 4.7-4.8 z Kapitoly 4, Kapitola 5

4.7 Věta o kompaktnosti

Věta (O kompaktnosti): Teorie má model, právě když každá její konečná část má model.

Důkaz: \Rightarrow **Snadné:** Model T je zjevně modelem každé její části.

\Leftarrow **Nepřímo:** buď T sporná, najdeme spornou konečnou $T' \subseteq T$.

Z **úplnosti** víme, že $T \vdash \perp$, tedy existuje i **konečný** tablo důkaz τ výroku \perp z T . Konstrukce τ má konečně mnoho kroků, použili jsme tedy jen konečně mnoho axiomů z T . Definujme:

$$T' = \{\alpha \in T \mid T\alpha \text{ je položka v tablu } \tau\}$$

Tedy τ je tablo jen z teorie T' , máme tablo důkaz $T' \vdash \perp$, dle **korektnosti** je T' sporná. □

vlastnost nekonečného objektu \mathcal{O}



vlastnost všech konečných podobjektů \mathcal{O}'

- vlastnost popíšeme pomocí (nekonečné) teorie T
- ke každé konečné $T' \subseteq T$ sestojíme konečný podobjekt \mathcal{O}'
- \mathcal{O}' splňuje danou vlastnost
- to nám dává model T'
- dle Věty o kompaktnosti má i T model
- což ukazuje, že i nekonečný objekt \mathcal{O} splňuje vlastnost

Věta o kompaktnosti má mnoho aplikací (několik z nich uvidíme později), následující příklad chápejte jako 'šablonu'.

Aplikace kompaktnosti: příklad

Důsledek: Spočetně nekonečný graf je bipartitní, právě když je každý jeho konečný podgraf bipartitní.

Důkaz: \Rightarrow Každý podgraf bipartitního grafu je bipartitní.

\Leftarrow G je bipartitní, právě když je obarvitelný 2 barvami. Mějme jazyk $\mathbb{P} = \{p_v \mid v \in V(G)\}$ (kde p_v je barva v) a uvažme teorii

$$T = \{p_u \rightarrow \neg p_v \mid \{u, v\} \in E(G)\}$$

Zřejmě G je bipartitní, právě když T má model. Dle Věty o kompaktnosti stačí ukázat, že každá konečná $T' \subseteq T$ má model.

Bud' G' podgraf G indukovaný na vrcholech, o kterých T' mluví:

$$V(G') = \{v \in V(G) \mid p_v \in \text{Var}(T')\}$$

Protože je T' konečná, je G' také konečný, tedy je dle předpokladu 2-obarvitelný. Libovolné 2-obarvení $V(G')$ ale určuje model T' . \square

4.8 Hilbertovský kalkulus

Hilbertovský deduktivní systém

- jiný, původní dokazovací systém
- používá jen logické spojky \neg , \rightarrow
- **schémata logických axiomů** (φ, ψ, χ jsou libovolné výroky)
 - (i) $\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \varphi)$
 - (ii) $(\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \chi)) \rightarrow ((\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow (\varphi \rightarrow \chi))$
 - (iii) $(\neg\varphi \rightarrow \neg\psi) \rightarrow (\psi \rightarrow \varphi)$

- **odvozovací pravidlo**: tzv. **modus ponens**

$$\frac{\varphi, \varphi \rightarrow \psi}{\psi}$$

- **hilbertovský důkaz** výroku φ z teorie T je **konečná** posloupnost výroků $\varphi_0, \dots, \varphi_n = \varphi$, ve které pro každé $i \leq n$:
 - φ_i je **logický axiom**, nebo
 - φ_i je **axiom teorie** ($\varphi_i \in T$), nebo
 - φ_i lze odvodit z předchozích pomocí **odvozovacího pravidla**
- existuje-li hilbertovský důkaz, píšeme: $T \vdash_H \varphi$

Příklad hilbertovského důkazu

Ukažme, že pro teorii $T = \{\neg\varphi\}$ a pro libovolný výrok ψ platí:

$$T \vdash_H \varphi \rightarrow \psi$$

Hilbertovským důkazem je následující posloupnost výroků:

1. $\neg\varphi$ *axiom teorie*
2. $\neg\varphi \rightarrow (\neg\psi \rightarrow \neg\varphi)$ *logický axiom (i)*
3. $\neg\psi \rightarrow \neg\varphi$ *modus ponens na 1. a 2.*
4. $(\neg\psi \rightarrow \neg\varphi) \rightarrow (\varphi \rightarrow \psi)$ *logický axiom (iii)*
5. $\varphi \rightarrow \psi$ *modus ponens na 3. a 4.*

Věta (o korektnosti hilbertovského kalkulu): $T \vdash_H \varphi \Rightarrow T \models \varphi$

Důkaz: Indukcí dle délky důkazu ukážeme, že každý výrok φ_i z důkazu (tedy i $\varphi_n = \varphi$) platí v T .

- Je-li φ_i logický axiom, $T \models \varphi_i$ platí protože logické axiomy jsou tautologie.
- Je-li $\varphi_i \in T$, jistě platí $T \models \varphi_i$.
- Získáme-li φ_i pomocí modus ponens z φ_j a $\varphi_k = \varphi_j \rightarrow \varphi_i$ (pro nějaká $j, k < i$), víme z indukčního předpokladu, že platí $T \models \varphi_j$ a $T \models \varphi_j \rightarrow \varphi_i$. Potom ale platí i $T \models \varphi_i$. (Modus ponens je **korektní** odvozovací pravidlo) \square

Věta (o úplnosti hilbertovského kalkulu): $T \models \varphi \Rightarrow T \vdash_H \varphi$

Důkaz vynecháme.

KAPITOLA 5: REZOLUČNÍ METODA

Rezoluční metoda

- jiný důkazový systém než tablo metoda
- mnohem efektivnější implementace
- logické programování, automatické dokazování, SAT solvery (důkaz jako **certifikát** nesplnitelnosti)
- pracuje s CNF (každý výrok/teorii lze převést do CNF)
- jediné inferenční pravidlo: **rezoluční pravidlo**

$$\frac{\{p\} \cup C_1, \{\neg p\} \cup C_2}{C_1 \cup C_2}$$

- platí obecnější **pravidlo řezu**:

$$\frac{\varphi \vee \psi, \neg \varphi \vee \chi}{\psi \vee \chi}$$

5.1 Množinová reprezentace

Množinová reprezentace

- **literál** ℓ je p nebo $\neg p$ (pro $p \in \mathbb{P}$), $\bar{\ell}$ je **opačný literál** k ℓ
- **klauzule** C je konečná množina literálů
- **prázdná klauzule** \square je nespílitelná
- **CNF formule** S je množina klauzulí (může být i **nekonečná!**)
- **prázdná formule** \emptyset je vždy splněna

Modely reprezentujeme jako množiny literálů:

- **(částečné) ohodnocení** je libovolná **konzistentní** množina literálů (tj. nesmí obsahovat dvojici opačných literálů)
- **úplné ohodnocení** obsahuje p nebo $\neg p$ pro každý prvovýrok
- ohodnocení \mathcal{V} **splňuje** formuli S , píšeme $\mathcal{V} \models S$, pokud \mathcal{V} obsahuje nějaký literál z každé klauzule v S :

$$\mathcal{V} \cap C \neq \emptyset \text{ pro každou } C \in S$$

Množinová reprezentace: příklad

$$\varphi = (\neg p_1 \vee p_2) \wedge (\neg p_1 \vee \neg p_2 \vee p_3) \wedge (\neg p_3 \vee \neg p_4) \wedge (\neg p_4 \vee \neg p_5) \wedge p_4$$

- v množinové reprezentaci:

$$S = \{\{\neg p_1, p_2\}, \{\neg p_1, \neg p_2, p_3\}, \{\neg p_3, \neg p_4\}, \{\neg p_4, \neg p_5\}, \{p_4\}\}$$

- ohodnocení $\mathcal{V} = \{\neg p_1, \neg p_3, p_4, \neg p_5\}$ splňuje S , $\mathcal{V} \models S$
- není úplné, můžeme rozšířit libovolným literálem pro p_2 , platí
 - $\mathcal{V} \cup \{p_2\} \models S$
 - $\mathcal{V} \cup \{\neg p_2\} \models S$
- tato dvě úplná ohodnocení odpovídají modelům
 - $(0, 1, 0, 1, 0)$
 - $(0, 0, 0, 1, 0)$

5.2 Rezoluční důkaz

Rezoluční pravidlo

Mějme klauzule C_1 a C_2 a literál ℓ takový, že $\ell \in C_1$ a $\bar{\ell} \in C_2$.
Potom **rezolventa** klauzulí C_1 a C_2 **přes literál ℓ** je klauzule:

$$C = (C_1 \setminus \{\ell\}) \cup (C_2 \setminus \{\bar{\ell}\})$$

tedy z první klauzule odstraníme ℓ a z druhé $\bar{\ell}$ (musely tam být!) a zbylé literály sjednotíme, mohli bychom také psát:

$$C'_1 \cup C'_2 \text{ je rezolventou klauzulí } C'_1 \dot{\cup} \{\ell\} \text{ a } C'_2 \dot{\cup} \{\bar{\ell}\}$$

- z klauzulí $C_1 = \{\neg q, r\}$ a $C_2 = \{\neg p, \neg q, \neg r\}$ odvodíme klauzuli $\{\neg p, \neg q\}$ přes literál r
- z $\{p, q\}$ a $\{\neg p, \neg q\}$ odvodíme $\{p, \neg p\}$ přes literál q , nebo $\{q, \neg q\}$ přes literál p (obojí jsou ale tautologie)
- nelze z nich ale odvodit \square “*rezolucí přes p a q najednou*”!
($S = \{\{p, q\}, \{\neg p, \neg q\}\}$ je splnitelná, např. $(1, 0)$ je model)

Rezoluční důkaz

Rezoluční pravidlo je **korektní**, tj. pro libovolné ohodnocení \mathcal{V} platí:

Pokud $\mathcal{V} \models C_1$ a $\mathcal{V} \models C_2$, potom $\mathcal{V} \models C$.

V rezolučním důkazu můžeme vždy napsat buď axiom, nebo rezolventu již napsaných klauzulí; tím zaručíme korektnost důkazů:

Rezoluční důkaz (odvození) klauzule C z formule S je konečná posloupnost klauzulí $C_0, C_1, \dots, C_n = C$ taková, že pro každé i :

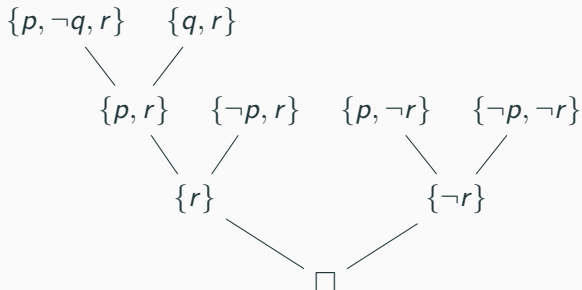
- $C_i \in S$, nebo
 - C_i je rezolventou nějakých C_j, C_k kde $j, k < i$
-
- existuje-li rez. důkaz, je C **rezolucí dokazatelná** z S , $S \vdash_R C$
 - **rezoluční zamítnutí** formule S je rezoluční důkaz \square z S
 - v tom případě je S **rezolucí zamítnutelná**

Příklad

Formule $S = \{\{p, \neg q, r\}, \{p, \neg r\}, \{\neg p, r\}, \{\neg p, \neg r\}, \{q, r\}\}$ je rezolucí zamítnutelná, jedno z možných zamítnutí je:

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

Rezoluční důkaz má přirozeně stromovou strukturu, tzv. **rezoluční strom**: na listech jsou axiomy, vnitřní vrcholy jsou rezoluční kroky.



Rezoluční strom

Rezoluční strom klauzule C z formule S je konečný binární strom s vrcholy označenými klauzulemi, kde

- v kořeni je C ,
- v listech jsou klauzule z S ,
- v každém vnitřním vrcholu je rezolventa klauzulí ze synů tohoto vrcholu.

Pozorování: C má rezoluční strom z S , právě když $S \vdash_R C$.
(Důkaz snadno indukcí dle hloubky stromu a délky důkazu.)

- rezolučnímu důkazu odpovídá **jednoznačný** rezoluční strom
- z rezolučního stromu můžeme získat více důkazů (jsou dané libovolnou procházkou po vrcholech, která navštíví vnitřní vrchol až poté, co navštívila oba jeho syny)

Rezoluční uzávěr

jaké všechny klauzule se můžeme rezolucí 'naučit' z dané formule?
(není praktické je všechny najít, jde o užitečný teoretický pohled)

Rezoluční uzávěr $\mathcal{R}(S)$ formule S je definován induktivně jako nejmenší množina klauzulí splňující:

- $C \in \mathcal{R}(S)$ pro všechna $C \in S$,
- jsou-li $C_1, C_2 \in \mathcal{R}(S)$ a C jejich rezolventa, potom i $C \in \mathcal{R}(S)$

Pro $S = \{\{p, \neg q, r\}, \{p, \neg r\}, \{\neg p, r\}, \{\neg p, \neg r\}, \{q, r\}\}$ máme:

$$\begin{aligned}\mathcal{R}(S) = \{ & \{p, \neg q, r\}, \{p, \neg r\}, \{\neg p, r\}, \{p, s\}, \{q, r\}, \\ & \{p, \neg q\}, \{\neg q, r\}, \{r, \neg r\}, \{p, \neg p\}, \{r, s\}, \\ & \{p, r\}, \{p, q\}, \{r\}, \{p\}\}\end{aligned}$$

5.3 Korektnost a úplnost rezoluční metody

Korektnost rezoluce

Korektnost dokážeme snadno indukcí podle délky důkazu (nebo alternativně indukcí dle hloubky rezolučního stromu).

Věta (O korektnosti rezoluce): Je-li CNF formule S rezolucí zamítnutelná, potom je S nesplnitelná.

Důkaz: Nechť $S \vdash_R \square$, a vezměme nějaký rezoluční důkaz $C_0, C_1, \dots, C_n = \square$. **Sporem:** nechť existuje ohodnocení $\mathcal{V} \models S$. Indukcí podle i dokážeme, že $\mathcal{V} \models C_i$. Potom i $\mathcal{V} \models \square$, což je spor.

Pro $i = 0$ to platí, neboť $C_0 \in S$. Pro $i > 0$ máme dva případy:

- $C_i \in S$: v tom případě $\mathcal{V} \models C_i$ plyne z předpokladu, že $\mathcal{V} \models S$,
- C_i je rezolventou C_j, C_k , kde $j, k < i$: z indukčního předpokladu víme $\mathcal{V} \models C_j$ a $\mathcal{V} \models C_k$, $\mathcal{V} \models C_i$ plyne z korektnosti rezolučního pravidla □

Je-li S CNF formule a ℓ literál, potom **dosazení** ℓ do S je formule

$$S^\ell = \{C \setminus \{\bar{\ell}\} \mid \ell \notin C \in S\}$$

- S^ℓ je výsledkem **jednotkové propagace** aplikované na $S \cup \{\{\ell\}\}$.
- S^ℓ neobsahuje v žádné klauzuli literál ℓ ani $\bar{\ell}$ (vůbec tedy neobsahuje prvovýrok z ℓ)
- Pokud S neobsahovala literál ℓ ani $\bar{\ell}$, potom $S^\ell = S$.
- Pokud S obsahovala jednotkovou klauzuli $\{\bar{\ell}\}$, potom $\square \in S^\ell$, tedy S^ℓ je sporná.

Lemma: S je splnitelná, právě když je splnitelná S^ℓ nebo $S^{\bar{\ell}}$.

Důkaz: \Rightarrow Ohodnocení $\mathcal{V} \models S$ nemůže obsahovat ℓ i $\bar{\ell}$; BÚNO $\bar{\ell} \notin \mathcal{V}$. Ukážeme, že potom $\mathcal{V} \models S^\ell$.

Vezměme libovolnou klauzuli v S^ℓ . Ta je tvaru $C \setminus \{\bar{\ell}\}$ pro klauzuli $C \in S$ (neobsahující literál ℓ). Víme, že $\mathcal{V} \models C$, protože ale \mathcal{V} neobsahuje $\bar{\ell}$, muselo ohodnocení \mathcal{V} splnit nějaký jiný literál v C , takže platí i $\mathcal{V} \models C \setminus \{\bar{\ell}\}$.

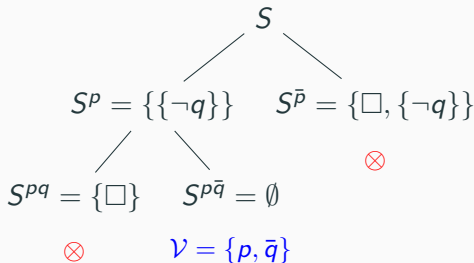
\Leftarrow BÚNO mějme ohodnocení $\mathcal{V} \models S^\ell$. Protože se $\bar{\ell}$ (ani ℓ) nevyskytuje v S^ℓ , platí také $\mathcal{V} \setminus \{\bar{\ell}\} \models S^\ell$. Ohodnocení $\mathcal{V}' = (\mathcal{V} \setminus \{\bar{\ell}\}) \cup \{\ell\}$ potom splňuje všechny $C \in S$, tedy $\mathcal{V}' \models S$:

- pokud $\ell \in C$, potom $\ell \in C \cap \mathcal{V}'$ a $C \cap \mathcal{V}' \neq \emptyset$
- jinak $C \cap \mathcal{V}' = C \cap (\mathcal{V} \setminus \{\bar{\ell}\}) = (C \setminus \{\bar{\ell}\}) \cap (\mathcal{V} \setminus \{\bar{\ell}\}) \neq \emptyset$
neboť $\mathcal{V} \setminus \{\bar{\ell}\} \models C \setminus \{\bar{\ell}\} \in S^\ell$

Strom dosazení

Zda je *konečná* formule S splnitelná můžeme zjišťovat rekurzivně, dosazením obou literálů pro některý prvovýrok p , a rozvětvením na $S^p, S^{\bar{p}}$ (jako v DPLL). Výslednému stromu říkáme **strom dosazení**.

Např. pro $S = \{\{p\}, \{\neg q\}, \{\neg p, \neg q\}\}$:



- jakmile větev obsahuje \square , je nesplnitelná a nepokračujeme v ní
- listy jsou buď nesplnitelné, nebo prázdné teorie: v tom případě z posloupnosti dosazení získáme splňující ohodnocení.

Strom dosazení a nesplnitelnost

Důsledek: CNF formule S (ve spočetném jazyce, může být i nekonečná) je nesplnitelná, právě když každá větev stromu dosazení obsahuje \square .

Důkaz: Pro konečnou S snadno dokážeme indukcí dle $|\text{Var}(S)|$:

- Je-li $|\text{Var}(S)| = 0$, máme $S = \emptyset$ nebo $S = \{\square\}$, v obou případech je strom dosazení jednoprvkový a tvrzení platí.
- V indukčním kroku vybereme libovolný literál $\ell \in \text{Var}(S)$ a aplikujeme Lemma.

Je-li S nekonečná a splnitelná, má splňující ohodnocení, to se 'shoduje' s odpovídající (nekonečnou) větví ve stromu dosazení.

Je-li nekonečná a nesplnitelná, dle Věty o kompaktnosti existuje konečná $S' \subseteq S$, která je také nesplnitelná. Po dosazení pro všechny proměnné z $\text{Var}(S')$ bude v každé větvi \square , to nastane po konečně mnoha krocích.

Úplnost rezoluce

Věta (O úplnosti rezoluce): Je-li CNF formule S nesplnitelná, je rezolucí zamítnutelná (tj. $S \vdash_R \square$).

Důkaz: Je-li S nekonečná, má z kompaktnosti konečnou nesplnitelnou část, její rezoluční zamítnutí je také zamítnutí S .

Je-li S konečná, ukážeme indukcí dle počtu proměnných: Je-li $|\text{Var}(S)| = 0$, jediná možná nesplnitelná formule bez proměnných je $S = \{\square\}$, a máme jednokrokový důkaz $S \vdash_R \square$.

Jinak vyberme $p \in \text{Var}(S)$. Podle Lemmatu jsou S^p i $S^{\bar{p}}$ nesplnitelné. Mají o proměnnou méně, tedy dle ind. předpokladu existují rezoluční stromy T pro $S^p \vdash_R \square$ a T' pro $S^{\bar{p}} \vdash_R \square$.

Ukážeme, jak z T vyrobit rezoluční strom \hat{T} pro $S \vdash_R \neg p$. Analogicky \hat{T}' pro $S \vdash_R p$ a potom už snadno vyrobíme rezoluční strom pro $S \vdash_R \square$: ke kořeni \square připojíme kořeny stromů \hat{T} a \hat{T}' jako levého a pravého syna (tj. získáme \square rezolucí z $\{\neg p\}$ a $\{p\}$).

Rezoluční strom T pro $S^p \vdash_R \Box \rightsquigarrow \hat{T}$ pro $S \vdash_R \neg p$:

Vrcholy i uspořádání jsou stejné, jen do některých klauzulí ve vrcholech přidáme literál $\neg p$.

Na každém listu stromu T je nějaká klauzule $C \in S^p$, a

- buď $C \in S$,
- nebo $C \notin S$, ale $C \cup \{\neg p\} \in S$

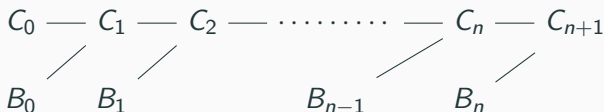
V prvním případě necháme label stejný. Ve druhém případě přidáme do C a do všech klauzulí nad tímto listem literál $\neg p$.

Listy jsou nyní klauzule z S , a každý vnitřní vrchol je nadále rezolventou svých synů. V kořeni jsme \Box změnili na $\neg p$ (ledaže každý list T už byl klauzule z S , to ale už T dává $S \vdash_R \Box$). \square

5.4 LI-rezoluční a Horn-SAT

Lineární důkaz: neformálně

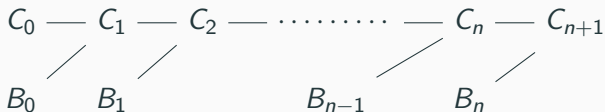
Rezoluční důkaz můžeme kromě rezolučního stromu zorganizovat i jinak, jako tzv. **lineární důkaz**:



- v každém kroku máme jednu **centrální** klauzuli
- tu resolvujeme s **boční** ('side') klauzulí
- boční klauzule je buď axiom z S , nebo některá z předchozích centrálních (jako bychom odvozené klauzule přidávali k axiomům)
- výsledná **rezolventa** je novou **centrální klauzulí**

(Tento pohled lépe odpovídá procedurálnímu výpočtu, jde jen o to, jak vybírat vhodné boční klauzule.)

Lineární důkaz: formálně



Lineární důkaz klauzule C z formule S je konečná posloupnost

$$\left[\begin{array}{c} C_0 \\ B_0 \end{array} \right], \left[\begin{array}{c} C_1 \\ B_1 \end{array} \right], \dots, \left[\begin{array}{c} C_n \\ B_n \end{array} \right], C_{n+1}$$

kde C_i říkáme **centrální** klauzule, C_0 je **počáteční**, $C_{n+1} = C$ je **koncová**, B_i jsou **boční** klauzule, a platí:

- $C_0 \in S$, pro $i \leq n$ je C_{i+1} rezolventou C_i a B_i ,
- $B_0 \in S$, pro $i \leq n$ je $B_i \in S$ nebo $B_i = C_j$ pro nějaké $j < i$.

Lineární zamítnutí S je lineární důkaz \square z S .

- **lineární důkaz**: boční klauzule je **axiom nebo dřívější centrální**
- co když požadujeme, aby boční klauzule byly **pouze axiomy**?
⇒ **LI-rezolute (linear-input)**

LI-důkaz (rezolucí) klauzule C z formule S je lineární důkaz

$$\left[\begin{array}{c} C_0 \\ B_0 \end{array} \right], \left[\begin{array}{c} C_1 \\ B_1 \end{array} \right], \dots, \left[\begin{array}{c} C_n \\ B_n \end{array} \right], C$$

ve kterém je každá boční klauzule B_i axiom z S . Pokud LI-důkaz existuje, říkáme, že je C **LI-dokazatelná** z S , a píšeme $S \vdash_{LI} C$. Pokud $S \vdash_{LI} \square$, je S **LI-zamítnutelná**.

- LI-důkaz odpovídá rezolučnímu stromu tvaru “*chlupaté cesty*”
- z toho plyne korektnost
- ztrácíme úplnost, ale hledání důkazů je snazší
- ukážeme **úplnost pro Hornovy formule**, je základem Prologu

Hornovy formule

- **Hornova klauzule** má nejvýše jeden pozitivní literál
- **Hornova formule** je množina Hornových klauzulí (i nekonečná)
- **Fakt** je pozitivní jednotková klauzule, např. $\{p\}$
- **Pravidlo** je klauzule s právě jedním pozitivním a alespoň jedním negativním literálem
- Pravidlům a faktům říkáme **programové klauzule**
- **Cíl** je neprázdná klauzule bez pozitivního literálu
- dokazujeme sporem: **cíl** je negací toho, co chceme dokázat (konjunkce faktů)

Pozorování: Je-li Hornova formule S nesplnitelná a $\square \notin S$, potom obsahuje fakt i cíl.

Důkaz: Neobsahuje-li fakt, ohodnotíme všechny proměnné 0; neobsahuje-li cíl, ohodnotíme 1. □

Příklad konstrukce LI-zamítnutí

Ukážeme: $T = \{\{p, \neg r, \neg s\}, \{\neg q, r\}, \{q, \neg s\}, \{s\}\} \models p \wedge q$

Sestrojíme LI-zamítnutí $T \cup \{G\} \vdash_{LI} \square$ pro cíl $G = \{\neg p, \neg q\}$.

V T najdeme fakt, a provedeme jednotkovou propagaci v $T \cup \{G\}$.

Opakujeme, dokud není formule prázdná:

- $T = \{\{p, \neg r, \neg s\}, \{\neg q, r\}, \{q, \neg s\}, \{s\}\}, G = \{\neg p, \neg q\}$
- $T^s = \{\{p, \neg r\}, \{\neg q, r\}, \{q\}\}, G^s = \{\neg p, \neg q\}$
- $T^{sq} = \{\{p, \neg r\}, \{r\}\}, G^{sq} = \{\neg p\}$
- $T^{sqr} = \{\{p\}\}, G^{sqr} = \{\neg p\}$
- $T^{sqrp} = \emptyset, G^{sqrp} = \square$

To, že vždy najdeme fakt, plyne z Pozorování pro $T \cup \{G\}$.

Nyní zpětným postupem sestrojíme LI-zamítnutí, podobně jako v důkazu úplnosti rezoluce.

Konstrukce zamítnutí zpětným postupem

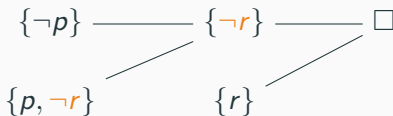
- $T^{sqrp}, G^{sqrp} \vdash_{LI} \Box:$

\Box

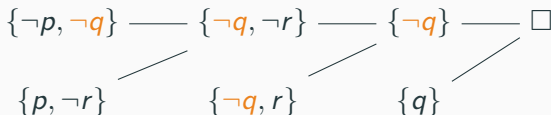
- $T^{sqr}, G^{sqr} \vdash_{LI} \Box:$



- $T^{sq}, G^{sq} \vdash_{LI} \Box:$



- $T^s, G^s \vdash_{LI} \square$:



- $T, G \vdash_{LI} \square$



Úplnost pro Hornovy formule

Věta (O úplnosti LI-rezoluce pro Hornovy formule): Je-li Hornova formule T splnitelná, a $T \cup \{G\}$ je nespjitelná pro cíl G , potom $T \cup \{G\} \vdash_{LI} \square$, a to LI-zamítnutím, které začíná cílem G .

Důkaz: Opět lze díky Větě o kompaktnosti předpokládat, že T je konečná. LI-zamítnutí sestojíme indukcí podle počtu proměnných.

Z Pozorování víme, že T obsahuje fakt $\{p\}$. Protože $T \cup \{G\}$ je nespjitelná, je dle Lemmatu o dosazení **nespjitelná i** $(T \cup \{G\})^p = T^p \cup \{G^p\}$, kde $G^p = G \setminus \{\neg p\}$.

Všimněte si, že **T^p je splnitelná**. (Stejným ohodnocením jako T , neboť to musí obsahovat p kvůli faktu $\{p\}$, tedy neobsahuje $\neg p$.)

Zároveň má T^p méně proměnných než T . **Je-li G^p cíl**, využijeme indukčního předpokladu (následující slide). Co když ale G^p není cíl?

Není-li G^P cíl, nutně $G^P = \square$ a $G = \{\neg p\}$. Potom je \square rezolventou G a faktu $\{p\} \in T$, a máme jednokrokové LI-zamítnutí T . (To dává i bázi indukce.)

Je-li G^P cíl, dle indukčního předpokladu existuje LI-odvození \square z $T^P \cup \{G^P\}$ začínající $G^P = G \setminus \{\neg p\}$.

Hledané LI-zamítnutí $T \cup \{G\}$ začínající G zkonstruujeme (podobně jako v důkazu Věty o úplnosti rezoluce):

- Přidáme literál $\neg p$ do všech listů, které už nejsou v $T \cup \{G\}$ (vznikly odebráním $\neg p$), a do všech vrcholů nad nimi.
- Tím získáme $T \cup \{G\} \vdash_{LI} \neg p$.
- Na závěr přidáme boční klauzuli $\{p\}$ a odvodíme \square . \square

Program v Prologu

síla Prologu vychází z **unifikace** a rezoluce v predikátové logice, nyní si ale ukážeme příklad **výrokového** programu:

- **program** v Prologu je Hornova formule obsahující pouze **programové klauzule**, tj. **fakta** nebo **pravidla**
- **dotaz** je konjunkce faktů, negace dotazu je **cíl**

Např. program $\{\{p, \neg r, \neg s\}, \{\neg q, r\}, \{q, \neg s\}, \{s\}\}$, dotaz $p \wedge q$

- klauzule $\{p, \neg r, \neg s\}$ je ekvivalentní $r \wedge s \rightarrow p$, píšeme $p:-r,s$.
- výsledný program a dotaz:

$p:-r,s.$

$r:-q.$

$q:-s.$

$s.$

$?-p,q.$

Důsledek: Mějme program P a dotaz $Q = p_1 \wedge \dots \wedge p_n$, a označme $G = \{\neg p_1, \dots, \neg p_n\}$ (tj. $G \sim \neg Q$). Následující podmínky jsou ekvivalentní:

- (i) $P \models Q$,
- (ii) $P \cup \{G\}$ je nespílitelná,
- (iii) $P \cup \{G\} \vdash_{LI} \square$, a existuje LI-zamítnutí začínající cílem G .

Důkaz:

- (i) \Leftrightarrow (ii) Věta o důkazu sporem
- (ii) \Leftrightarrow (iii) Věta o úplnosti LI-rezoluce pro Hornovy formule \square