

Výroková a predikátová logika - VII

Petr Gregor

KTIML MFF UK

ZS 2020/21

Nesplnitelnost a pravdivost

Problém pravdivosti v teorii lze převést na problém existence modelu.

Tvrzení Pro každou teorii T a *sentenci* φ (stejného jazyka)

$$T, \neg\varphi \text{ nemá model} \Leftrightarrow T \models \varphi.$$

Důkaz Z definic plynou ekvivalence následujících tvrzení.

- (1) $T, \neg\varphi$ nemá model,
- (2) $\neg\varphi$ neplatí v žádném modelu teorie T ,
- (3) φ platí v každém modelu teorie T ,
- (4) $T \models \varphi$. \square

Poznámka Předpoklad, že φ je sentence, je nutný pro $(2) \Rightarrow (3)$.

Např. teorie $\{P(c), \neg P(x)\}$ nemá model, ale $P(c) \not\models P(x)$, kde P je unární relační symbol a c je konstantní symbol.

Základní algebraické teorie - příklady

- **Teorie grup** nad jazykem $L = \langle +, -, 0 \rangle$ s rovností má axiomy

$$x + (y + z) = (x + y) + z \quad (\text{asociativita } +)$$

$$0 + x = x = x + 0 \quad (\text{neutralita } 0 \text{ k } +)$$

$$x + (-x) = 0 = (-x) + x \quad (-x \text{ je inverzní prvek k } x)$$

- **Teorie komutativních grup** má navíc ax. $x + y = y + x$ (komutativita $+$)

- **Teorie okruhů** je jazyka $L = \langle +, -, \cdot, 0, 1 \rangle$ s rovností, má navíc axiomy

$$1 \cdot x = x = x \cdot 1 \quad (\text{neutralita } 1 \text{ k } \cdot)$$

$$x \cdot (y \cdot z) = (x \cdot y) \cdot z \quad (\text{asociativita } \cdot)$$

$$x \cdot (y + z) = x \cdot y + x \cdot z, (x + y) \cdot z = x \cdot z + y \cdot z \quad (\text{distributivita } \cdot \text{ k } +)$$

- **Teorie komutativních okruhů** má navíc ax. $x \cdot y = y \cdot x$ (komutativita \cdot)

- **Teorie těles** stejného jazyka má navíc axiomy

$$x \neq 0 \rightarrow (\exists y)(x \cdot y = 1) \quad (\text{existence inverzního prvku k } \cdot)$$

$$0 \neq 1 \quad (\text{netrivialita})$$

Vlastnosti teorií

Teorie T jazyka L je (*sémanticky*)

- *sporná*, jestliže v ní platí \perp (spor), jinak je *bezesporná* (*splnitelná*),
- *kompletní*, jestliže není sporná a každá *sentence* je v ní pravdivá či lživá,
- *extenze* teorie T' jazyka L' , jestliže $L' \subseteq L$ a $\theta^{L'}(T') \subseteq \theta^L(T)$,
o extenzi T teorie T' řekneme, že je *jednoduchá*, pokud $L = L'$, a *konzervativní*, pokud $\theta^{L'}(T') = \theta^L(T) \cap \text{Fm}_{L'}$,
- *ekvivalentní* s teorií T' , jestliže T je extenzí T' a T' je extenzí T ,

Struktury \mathcal{A} , \mathcal{B} pro jazyk L jsou *elementárně ekvivalentní*, značeno $\mathcal{A} \equiv \mathcal{B}$, platí-li v nich stejné formule.

Pozorování Necht' T a T' jsou teorie jazyka L . Teorie T je (*sémanticky*)

- (1) *bezesporná*, právě když má model,
- (2) *kompletní*, právě když má až na *elementární ekvivalenci* jediný model,
- (3) *extenze* T' , právě když $M(T) \subseteq M(T')$,
- (4) *ekvivalentní* s T' , právě když $M(T) = M(T')$.

Podstruktura

Nechť $\mathcal{A} = \langle A, \mathcal{R}^A, \mathcal{F}^A \rangle$ a $\mathcal{B} = \langle B, \mathcal{R}^B, \mathcal{F}^B \rangle$ jsou struktury pro jazyk $L = \langle \mathcal{R}, \mathcal{F} \rangle$.

Řekneme, že \mathcal{B} je (indukovaná) **podstruktura** \mathcal{A} , značeno $\mathcal{B} \subseteq \mathcal{A}$, pokud

- (i) $B \subseteq A$,
- (ii) $R^B = R^A \cap B^{\text{ar}(R)}$ pro každé $R \in \mathcal{R}$,
- (iii) $f^B = f^A \cap (B^{\text{ar}(f)} \times B)$, tj. $f^B = f^A \upharpoonright B^{\text{ar}(f)}$, pro každé $f \in \mathcal{F}$.

Pozorování Množina $C \subseteq A$ je doménou nějaké podstruktury struktury \mathcal{A} , právě když C je **uzavřená** na všechny funkce struktury \mathcal{A} (včetně konstant).

- Pak příslušnou podstrukturu značíme $\mathcal{A} \upharpoonright C$ a říkáme, že je to **restrikce** (**parcializace**) struktury \mathcal{A} na C .
- Množina $C \subseteq A$ je **uzavřená** na funkci $f: A^n \rightarrow A$, pokud $f(x_0, \dots, x_{n-1}) \in C$ pro každé $x_0, \dots, x_{n-1} \in C$.

Např. $\underline{\mathbb{Z}} = \langle \mathbb{Z}, +, \cdot, \mathbf{0} \rangle$ je podstrukturou $\underline{\mathbb{Q}} = \langle \mathbb{Q}, +, \cdot, \mathbf{0} \rangle$ a lze psát $\underline{\mathbb{Z}} = \underline{\mathbb{Q}} \upharpoonright \mathbb{Z}$.

Dále $\underline{\mathbb{N}} = \langle \mathbb{N}, +, \cdot, \mathbf{0} \rangle$ je jejich podstrukturou a $\underline{\mathbb{N}} = \underline{\mathbb{Q}} \upharpoonright \mathbb{N} = \underline{\mathbb{Z}} \upharpoonright \mathbb{N}$.

Platnost v podstruktuře

Nechť \mathcal{B} je podstruktura struktury \mathcal{A} pro (pevný) jazyk L .

Tvrzení Pro každou *otevřenou* formuli φ a ohodnocení $e: \text{Var} \rightarrow B$ platí

$$\mathcal{B} \models \varphi[e] \quad \text{právě když} \quad \mathcal{A} \models \varphi[e].$$

Důkaz Je-li φ atomická, plyne tvrzení z definice platnosti při ohodnocení. Dále snadno indukcí dle struktury formule. \square

Důsledek *Otevřená* formule platí ve struktuře \mathcal{A} , právě když platí v každé podstruktuře $\mathcal{B} \subseteq \mathcal{A}$.

- Teorie T je *otevřená*, jsou-li všechny její axiomy otevřené formule.

Důsledek Každá podstruktura modelu *otevřené* teorie T je modelem T .

Např. každá podstruktura grafu, tj. modelu teorie grafů, je rovněž grafem, zveme ho *podgraf*. Obdobně např. podgrupa nebo Booleova podalgebra.

Generovaná podstruktura, expanze, redukt

Nechť $\mathcal{A} = \langle A, \mathcal{R}^A, \mathcal{F}^A \rangle$ je struktura a $X \subseteq A$. Označme B **nejmenší** podmnožinu množiny A obsahující X , která je **uzavřená** na všechny funkce struktury \mathcal{A} (včetně konstant). Pak strukturu $\mathcal{A} \upharpoonright B$ značíme rovněž $\mathcal{A}\langle X \rangle$ a podstruktura říkáme, že je to \mathcal{A} **generovaná** množinou X .

Např. pro $\underline{\mathbb{Q}} = \langle \mathbb{Q}, +, \cdot, \mathbf{0} \rangle$, $\underline{\mathbb{Z}} = \langle \mathbb{Z}, +, \cdot, \mathbf{0} \rangle$ a $\underline{\mathbb{N}} = \langle \mathbb{N}, +, \cdot, \mathbf{0} \rangle$ je $\underline{\mathbb{Q}}\langle \{1\} \rangle = \underline{\mathbb{N}}$, $\underline{\mathbb{Q}}\langle \{-1\} \rangle = \underline{\mathbb{Z}}$ a $\underline{\mathbb{Q}}\langle \{2\} \rangle$ je podstruktura na všech sudých přirozených číslech.

Nechť \mathcal{A}' je struktura pro jazyk L' a $L \subseteq L'$ je jazyk. Odebráním realizací symbolů, jež nejsou v L , získáme z \mathcal{A}' strukturu \mathcal{A} , kterou nazýváme **redukt** struktury \mathcal{A}' na jazyk L . Obráceně, \mathcal{A}' je **expanze** struktury \mathcal{A} do jazyka L' .

*Např. $\langle \mathbb{N}, + \rangle$ je redukt $\langle \mathbb{N}, +, \cdot, \mathbf{0} \rangle$. Naopak, struktura $\langle \mathbb{N}, +, c_i \rangle_{i \in \mathbb{N}}$ taková, že $c_i = i$ pro všechna $i \in \mathbb{N}$, je expanze $\langle \mathbb{N}, + \rangle$ o **jména prvků** z \mathbb{N} .*

Věta o konstantách

Věta *Nechť φ je formule jazyka L s volnými proměnnými x_1, \dots, x_n a T je teorie jazyka L . Označme L' rozšíření L o nové konstantní symboly c_1, \dots, c_n a T' teorii T nad jazykem L' . Pak*

$$T \models \varphi \quad \text{právě když} \quad T' \models \varphi(x_1/c_1, \dots, x_n/c_n).$$

Důkaz (\Rightarrow) Je-li \mathcal{A}' model teorie T' , nechť \mathcal{A} je **redukt** \mathcal{A}' na L . Jelikož $\mathcal{A} \models \varphi[e]$ pro každé ohodnocení e , platí i

$$\mathcal{A} \models \varphi[e(x_1/c_1^{A'}, \dots, x_n/c_n^{A'})], \quad \text{tj. } \mathcal{A}' \models \varphi(x_1/c_1, \dots, x_n/c_n).$$

(\Leftarrow) Je-li \mathcal{A} model teorie T a e ohodnocení, nechť \mathcal{A}' je **expanze** \mathcal{A} na L' o konstanty $c_i^{A'} = e(x_i)$ pro všechna i . Jelikož $\mathcal{A}' \models \varphi(x_1/c_1, \dots, x_n/c_n)[e']$ pro libovolné ohodnocení e' , platí i

$$\mathcal{A}' \models \varphi[e(x_1/c_1^{A'}, \dots, x_n/c_n^{A'})], \quad \text{tj. } \mathcal{A} \models \varphi[e]. \quad \square$$

Definovatelné množiny

Zajímá nás, které množiny lze v dané struktuře zdefinovat.

- **Množina definovaná formulí** $\varphi(x_1, \dots, x_n)$ **ve struktuře** \mathcal{A} je množina

$$\varphi^{\mathcal{A}}(x_1, \dots, x_n) = \{(a_1, \dots, a_n) \in A^n \mid \mathcal{A} \models \varphi[e(x_1/a_1, \dots, x_n/a_n)]\}.$$

Zkráceným zápisem, $\varphi^{\mathcal{A}}(\bar{x}) = \{\bar{a} \in A^{|\bar{x}|} \mid \mathcal{A} \models \varphi[e(\bar{x}/\bar{a})]\}$, kde $|\bar{x}| = n$.

- **Množina definovaná formulí** $\varphi(\bar{x}, \bar{y})$ **s parametry** $\bar{b} \in A^{|\bar{y}|}$ **ve struktuře** \mathcal{A} je

$$\varphi^{\mathcal{A}, \bar{b}}(\bar{x}, \bar{y}) = \{\bar{a} \in A^{|\bar{x}|} \mid \mathcal{A} \models \varphi[e(\bar{x}/\bar{a}, \bar{y}/\bar{b})]\}.$$

Např. pro $\varphi = E(x, y)$ je $\varphi^{\mathcal{G}, b}(x, y)$ množina sousedů vrcholu b v grafu \mathcal{G} .

- Pro strukturu \mathcal{A} , množinu $B \subseteq A$ a $n \in \mathbb{N}$ označme $\mathbf{Df}^n(\mathcal{A}, B)$ třídu všech množin $D \subseteq A^n$ definovatelných ve struktuře \mathcal{A} s parametry z B .

Pozorování $\mathbf{Df}^n(\mathcal{A}, B)$ je uzavřená na doplněk, sjednocení, průnik a obsahuje \emptyset, A^n . Tedy tvoří podalgebru potenční algebry $\underline{\mathcal{P}}(A^n)$.

Příklad - databázové dotazy

<i>Filmy</i>	<i>název</i>	<i>režisér</i>	<i>herec</i>	<i>Program</i>	<i>kino</i>	<i>název</i>	<i>čas</i>
	Lidé z Maringotek	M. Frič	J. Tříška		Světozor	Po strništi bos	13:15
	Po strništi bos	J. Svěrák	Z. Svěrák		Mat	Po strništi bos	16:15
	Po strništi bos	J. Svěrák	J. Tříška		Mat	Lidé z Maringotek	18:30

Kde a kdy mohu dnes vidět film s Janem Tříškou?

select *Program.kino, Program.čas* **from** *Filmy, Program*
where *Filmy.název = Program.název and herec = 'J. Tříška'*;

Totéž dostaneme jako množinu $\varphi^{\mathcal{D}}(x, y)$ definovanou formulí $\varphi(x, y)$

$$(\exists n)(\exists r)(P(x, n, y) \wedge F(n, r, \text{'J. Tříška'}))$$

ve struktuře $\mathcal{D} = \langle D, \text{Filmy}, \text{Program}, c^{\mathcal{D}} \rangle_{c \in D}$ jazyka $L = \langle F, P, c \rangle_{c \in D}$, kde $D = \{\text{'Po strništi bos'}, \text{'J. Tříška'}, \text{'Mat'}, \text{'13:15'}, \dots\}$ a $c^{\mathcal{D}} = c$ pro každé $c \in D$.

Booleovy algebry

Teorie *Booleových algeber* jazyka $L = \langle -, \wedge, \vee, 0, 1 \rangle$ s rovností má axiomy

$$x \wedge (y \wedge z) = (x \wedge y) \wedge z \quad (\text{asociativita } \wedge)$$

$$x \vee (y \vee z) = (x \vee y) \vee z \quad (\text{asociativita } \vee)$$

$$x \wedge y = y \wedge x \quad (\text{komutativita } \wedge)$$

$$x \vee y = y \vee x \quad (\text{komutativita } \vee)$$

$$x \wedge (y \vee z) = (x \wedge y) \vee (x \wedge z) \quad (\text{distributivita } \wedge \text{ k } \vee)$$

$$x \vee (y \wedge z) = (x \vee y) \wedge (x \vee z) \quad (\text{distributivita } \vee \text{ k } \wedge)$$

$$x \wedge (x \vee y) = x, \quad x \vee (x \wedge y) = x \quad (\text{absorbce})$$

$$x \vee (-x) = 1, \quad x \wedge (-x) = 0 \quad (\text{komplementace})$$

$$0 \neq 1 \quad (\text{netrivialita})$$

Nejmenší model je $\underline{2} = \langle 2, -_1, \wedge_1, \vee_1, 0, 1 \rangle$. Konečné Booleovy algebry jsou (až na izomorfismus) právě $\underline{n}2 = \langle {}^n2, -_n, \wedge_n, \vee_n, 0_n, 1_n \rangle$ pro $n \in \mathbb{N}^+$, kde jednotlivé operace (na binárních n -ticích) jsou operace z $\underline{2}$ “po složkách”.

Vztah výrokové a predikátové logiky

- Výrokové formule s (*univerzálními*) spojkami \neg , \wedge , \vee (případně s \top , \perp) lze považovat za **Booleovské termny**. Hodnota výroku φ při daném ohodnocení je pak hodnotou termu v Booleově algebře 2.
- **Algebra výroků** nad \mathbb{P} je Booleova algebra (i pro \mathbb{P} nekonečné).
- Rezentujeme-li atomické formule v **otevřené** formuli φ (bez rovnosti) pomocí prvovýroků, získáme výrokovou formuli, která je pravdivá, právě když φ je pravdivá.
- Výrokovou logiku lze zavést jako **fragment** predikátové logiky pomocí **nulárních** relačních symbolů (*syntax*) a nulárních relací (*sémantika*), přičemž $A^0 = \{\emptyset\} = 1$ a tedy $R^A \subseteq A^0$ je $R^A = \emptyset = 0$ anebo $R^A = \{\emptyset\} = 1$.

Tablo metoda ve VL - opakování

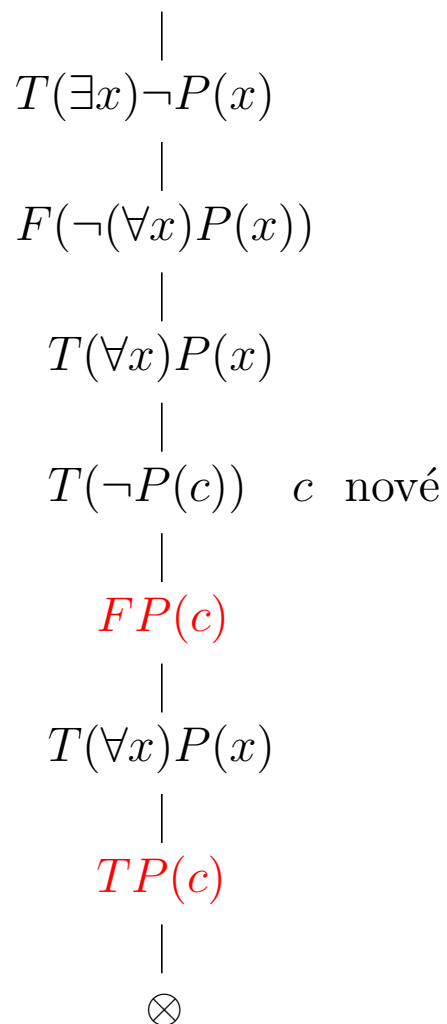
- **Tablo** je binární strom reprezentující vyhledávání *protipříkladu*.
- Vrcholy jsou označeny **položkami**, tj. formulami s **příznakem** T / F , který reprezentuje předpoklad, že formule v nějakém modelu platí / neplatí.
- Je-li tento předpoklad správný, je správný i v nějaké větvi pod ní.
- Větev je **sporná** (selže), pokud obsahuje $T\psi$, $F\psi$ pro nějaké ψ .
- **Důkaz** formule φ je **sporné** tablo s kořenem $F\varphi$, tj. tablo v němž každá větev je sporná (nebyl nalezen protipříklad), pak φ je pravdivá.
- Pokud protipříklad existuje, v **dokončeném** tablu bude větev, která ho **poskytuje**, tato větev může být nekonečná.
- Lze zkonstruovat **systematické tablo**, jež je vždy dokončené.
- Pokud je φ pravdivá, systematické tablo pro φ je sporné, tj. důkazem φ , v tom případě je i **konečné**.

Tablo metoda v PL - rozdíly

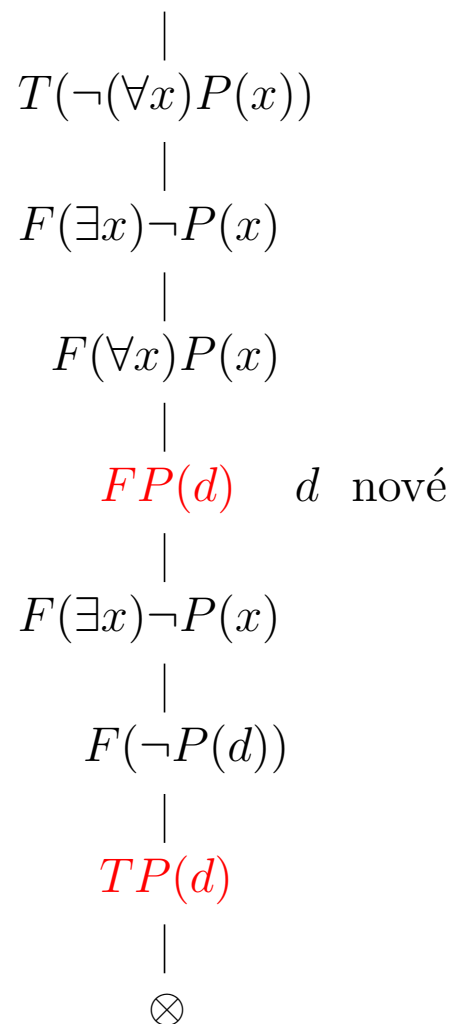
- Formule v položkách budou **sentence** (uzavřené formule), tj. formule bez volných proměnných.
- Přidáme **nová atomická tabla** pro kvantifikátory.
- Za kvantifikované proměnné se budou substituovat **konstantní termy** dle jistých pravidel.
- Jazyk rozšíříme o **nové (pomocné) konstantní symboly** (spočetně mnoho) pro reprezentaci “svědků” položek $T(\exists x)\varphi(x)$ a $F(\forall x)\varphi(x)$.
- V **dokončené** bezesporné větvi s položkou $T(\forall x)\varphi(x)$ či $F(\exists x)\varphi(x)$ budou **instance** $T\varphi(x/t)$ resp. $F\varphi(x/t)$ pro každý konstantní term t (rozšířeného jazyka).

Tablo v PL - příklady

$$F((\exists x)\neg P(x) \rightarrow \neg(\forall x)P(x))$$



$$F(\neg(\forall x)P(x) \rightarrow (\exists x)\neg P(x))$$



Předpoklady

- 1) *Dokazovaná formule φ je **sentence**.* Není-li φ sentence, můžeme ji nahradit za její **generální uzávěr** φ' , neboť pro každou teorii T ,

$$T \models \varphi \quad \text{právě když} \quad T \models \varphi'.$$

- 2) *Dokazujeme z teorie v **uzavřeném tvaru**, tj. každý axiom je sentence.* Nahrazením každého axiomu ψ za jeho generální uzávěr ψ' získáme **ekvivalentní** teorii, neboť pro každou strukturu \mathcal{A} (daného jazyka L),

$$\mathcal{A} \models \psi \quad \text{právě když} \quad \mathcal{A} \models \psi'.$$

- 3) *Jazyk L je **spočetný**.* Pak každá teorie nad L je spočetná. Označme L_C rozšíření jazyka L o nové konstantní symboly c_0, c_1, \dots (spočetně nekonečně mnoho). Platí, že konstantních termů jazyka L_C je spočetně. Necht' t_i označuje i -tý konstantní term (v pevně zvoleném **očíslování**).

- 4) *Zatím budeme předpokládat, že jazyk je **bez rovnosti**.*

Atomická tabla - původní

Atomická tabla jsou všechny následující (položkami značkované) stromy, kde α je libovolná atomická sentence a φ, ψ jsou libovolné sentence, vše v L_C .

$T\alpha$	$F\alpha$	$ \begin{array}{c} T(\varphi \wedge \psi) \\ \\ T\varphi \\ \\ T\psi \end{array} $	$ \begin{array}{c} F(\varphi \wedge \psi) \\ / \quad \backslash \\ F\varphi \quad F\psi \end{array} $	$ \begin{array}{c} T(\varphi \vee \psi) \\ / \quad \backslash \\ T\varphi \quad T\psi \end{array} $	$ \begin{array}{c} F(\varphi \vee \psi) \\ \\ F\varphi \\ \\ F\psi \end{array} $
$ \begin{array}{c} T(\neg\varphi) \\ \\ F\varphi \end{array} $	$ \begin{array}{c} F(\neg\varphi) \\ \\ T\varphi \end{array} $	$ \begin{array}{c} T(\varphi \rightarrow \psi) \\ / \quad \backslash \\ F\varphi \quad T\psi \end{array} $	$ \begin{array}{c} F(\varphi \rightarrow \psi) \\ \\ T\varphi \\ \\ F\psi \end{array} $	$ \begin{array}{c} T(\varphi \leftrightarrow \psi) \\ / \quad \backslash \\ T\varphi \quad F\varphi \\ \quad \quad \\ T\psi \quad F\psi \end{array} $	$ \begin{array}{c} F(\varphi \leftrightarrow \psi) \\ / \quad \backslash \\ T\varphi \quad F\varphi \\ \quad \quad \\ F\psi \quad T\psi \end{array} $

Atomická tabla - nová

Atomická tabla jsou i následující (položkami značkové) stromy, kde φ je libovolná formule jazyka L_C ve volné proměnné x , t je libovolný konstantní term jazyka L_C a c je **nový** konstantní symbol z $L_C \setminus L$.

#	*	*	#
$T(\forall x)\varphi(x)$	$F(\forall x)\varphi(x)$	$T(\exists x)\varphi(x)$	$F(\exists x)\varphi(x)$
$T\varphi(x/t)$	$F\varphi(x/c)$	$T\varphi(x/c)$	$F\varphi(x/t)$
pro libovolný konst. term t	pro <i>novou</i> konstantu c	pro <i>novou</i> konstantu c	pro libovolný konst. term t

Poznámka Konstantní symbol c reprezentuje “svědka” položky $T(\exists x)\varphi(x)$ či $F(\forall x)\varphi(x)$. Jelikož nechceme, aby na c byly kladeny další požadavky, je v definici tabla omezeno, jaký konstantní symbol c lze použít.

Tablo

Konečné tablo z teorie T je binární, položkami značkovaný strom s předpisem

- (i) každé atomické tablo je konečné tablo z T , přičemž v případě (*) lze použít libovolný konstantní symbol $c \in L_C \setminus L$,
- (ii) je-li P položka na větvi V konečného tabla z T , pak připojením atomického tabla pro P na **konec větve** V vznikne konečné tablo z T , přičemž v případě (*) lze použít pouze konstantní symbol $c \in L_C \setminus L$, který se dosud **nevyskytuje** na V ,
- (iii) je-li V větev konečného tabla z T a $\varphi \in T$, pak připojením $T\varphi$ na konec větve V vznikne rovněž konečné tablo z T .
- (iv) každé konečné tablo z T vznikne **konečným** užitím pravidel (i), (ii), (iii).

Tablo z teorie T je posloupnost $\tau_0, \tau_1, \dots, \tau_n, \dots$ konečných tabel z T takových, že τ_{n+1} vznikne z τ_n pomocí (ii) či (iii), formálně $\tau = \cup \tau_n$.