

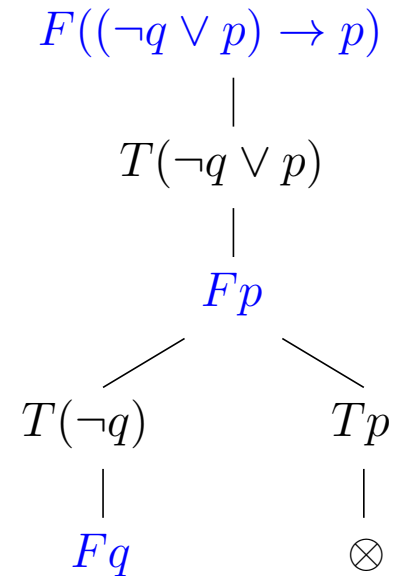
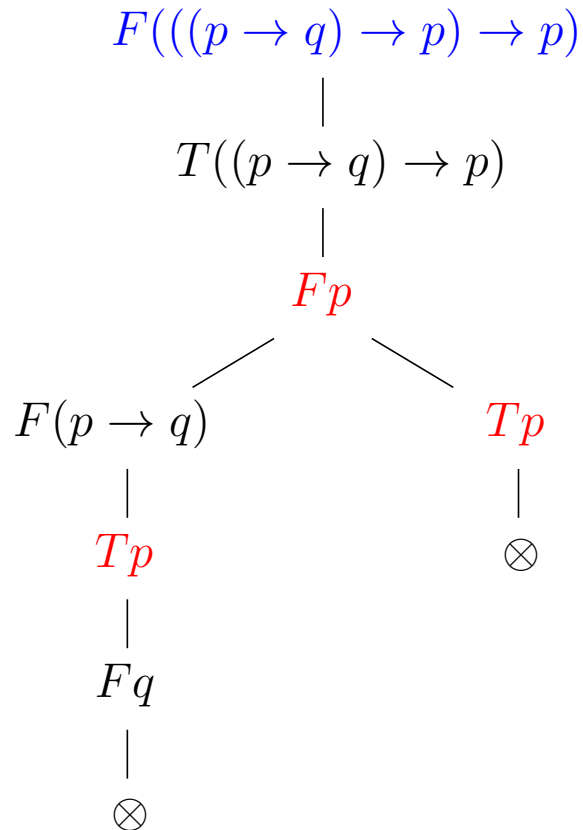
Výroková a predikátová logika - IV

Petr Gregor

KTIML MFF UK

ZS 2020/21

Tablo - příklady



Atomická tabla

Atomické tablo je jeden z následujících (položkami značkových) stromů, kde p je libovolná výroková proměnná a φ, ψ jsou libovolné výrokové formule.

Tp	Fp	$ \begin{array}{c} T(\varphi \wedge \psi) \\ \\ T\varphi \\ \\ T\psi \end{array} $	$ \begin{array}{cc} F(\varphi \wedge \psi) & \\ / \quad \backslash & \\ F\varphi & F\psi \end{array} $	$ \begin{array}{cc} T(\varphi \vee \psi) & \\ / \quad \backslash & \\ T\varphi & 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}{cc} T(\varphi \rightarrow \psi) & \\ / \quad \backslash & \\ F\varphi & T\psi \end{array} $	$ \begin{array}{c} F(\varphi \rightarrow \psi) \\ \\ T\varphi \\ \\ F\psi \end{array} $	$ \begin{array}{cc} T(\varphi \leftrightarrow \psi) & \\ / \quad \backslash & \\ T\varphi & F\varphi \\ \quad & \\ T\psi & F\psi \end{array} $	$ \begin{array}{cc} F(\varphi \leftrightarrow \psi) & \\ / \quad \backslash & \\ T\varphi & F\varphi \\ \quad & \\ F\psi & T\psi \end{array} $

Tablo z teorie

Jak do důkazu přidat axiomy dané teorie?

Konečné tablo z teorie T je binární, položkami značkový strom daný předpisem

- (i) každé atomické tablo je konečné tablo,
- (ii) je-li P položka na větvi V konečného tabla τ a τ' vznikne z τ **připojením** atomického tabla pro P na **konec větve** V , je τ' rovněž konečné tablo,
- (ii)' je-li V větev konečného tabla (z T) a $\varphi \in T$, pak připojením **$T\varphi$** na konec V vznikne rovněž konečné tablo z T .
- (iii) každé konečné tablo vznikne **konečným** užitím pravidel (i), (ii), (ii)'.

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 pravidla (ii) či (ii)', formálně $\tau = \bigcup \tau_n$.

Tablo důkaz z teorie

Nechť P je položka na větvi V tabla τ z teorie T . Řekneme, že

- položka P je *redukována* na V , pokud se na V *vyskytuje* jako kořen atomického tabla, tj. při konstrukci τ již došlo k jejímu rozvoji na V ,
- větev V je *sporná*, obsahuje-li položky $T\varphi$ a $F\varphi$ pro nějakou formuli φ ,
- větev V je *dokončená*, je-li sporná, nebo je každá její položka redukována na V a *navíc* obsahuje $T\varphi$ pro každé $\varphi \in T$,
- tablo τ je *dokončené*, pokud je každá jeho větev dokončená, a je *sporné*, pokud je každá jeho větev sporná.

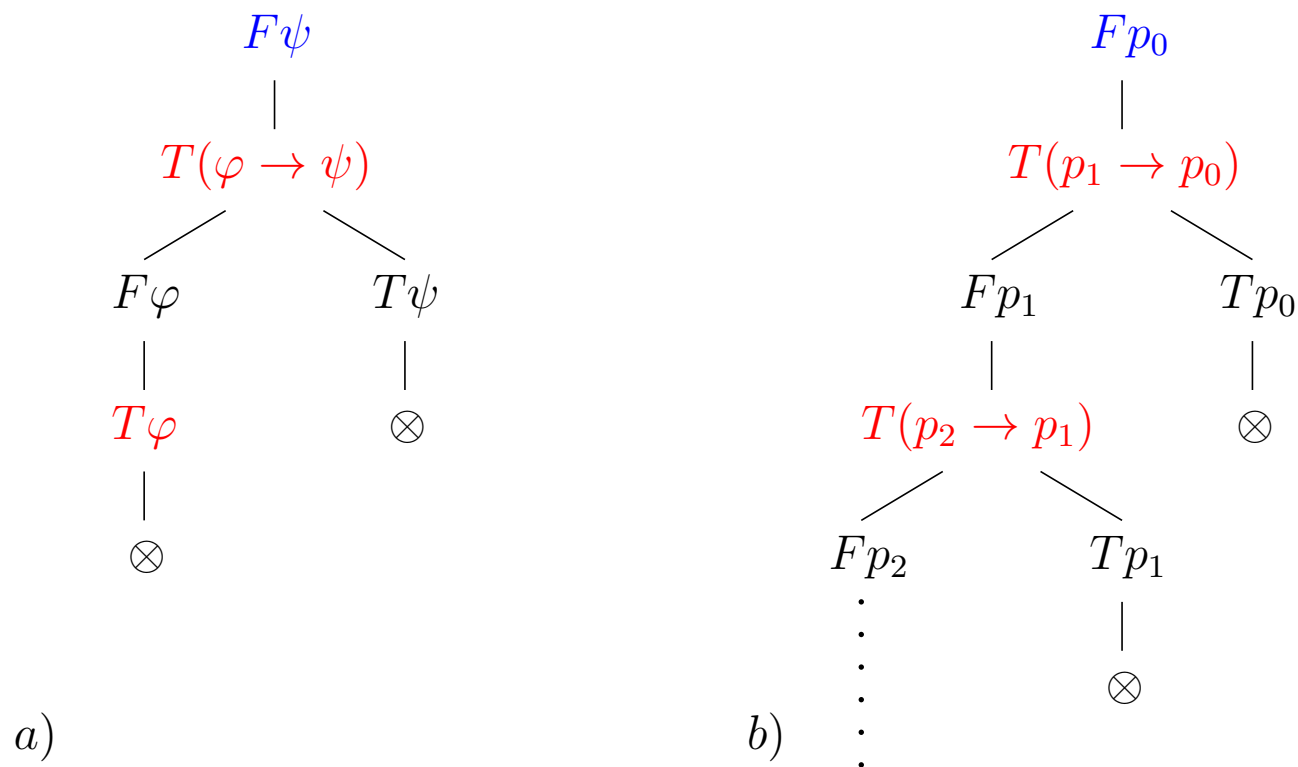
Tablo důkaz formule φ *z teorie* T je sporné tablo z T s $F\varphi$ v kořeni,

Má-li φ tablo důkaz z T , je *(tablo) dokazatelná z T* , píšeme $T \vdash \varphi$.

Zamítnutí formule φ *tablem z teorie* T je sporné tablo z T s $T\varphi$ v kořeni.

Formule φ je *(tablo) zamítnutelná z T* , má-li zamítnutí tablem z T , tj. $T \vdash \neg\varphi$.

Příklady tabla z teorie



- a) Tablo **důkaz** formule ψ z teorie $T = \{\varphi, \varphi \rightarrow \psi\}$, tedy $T \vdash \psi$.
- b) **Dokončené** tablo pro formuli p_0 z teorie $T = \{p_{n+1} \rightarrow p_n \mid n \in \mathbb{N}\}$.
Všechny větve jsou dokončené, nejlevější větev je **bezesporná** a nekonečná. Poskytuje (jediný) model teorie T , ve kterém p_0 neplatí.

Systematické tablo

Popíšeme systematickou konstrukci, jež povede vždy k **dokončenému** tablu.

Nechť R je položka a $T = \{\varphi_0, \varphi_1, \dots\}$ je (konečná či nekonečná) teorie.

- (1) Za τ_0 vezmi atomické tablo pro R . Dokud to lze, aplikuj následující kroky.
- (2) Nechť P je **nejlevější** položka v co **nejmenší** úrovni již daného tabla τ_n , která není redukována na nějaké bezesporné větvi procházející **skrze** P .
- (3) Za τ'_n vezmi tablo vzniklé z τ_n přidáním atomického tabla pro P na každou bezespornou větev skrze P . (Neexistuje-li P , vezmi $\tau'_n = \tau_n$.)
- (4) Za τ_{n+1} vezmi tablo vzniklé z τ'_n přidáním $T\varphi_n$ na každou bezespornou větev neobsahující $T\varphi_n$. (Neexistuje-li φ_n , vezmi $\tau_{n+1} = \tau'_n$.)

Systematické tablo z teorie T pro položku R je výsledkem uvedené konstrukce, tj. $\tau = \bigcup \tau_n$.

Systematické tablo - dokončenost

Tvrzení Pro každou teorii T a položku R je systematické tablo τ **dokončené**.

Důkaz Nechť $\tau = \cup \tau_n$ je systematické tablo z $T = \{\varphi_0, \varphi_1, \dots\}$ s R v kořeni.

- Je-li větev v τ bezesporná, je i každý její prefix v τ_n bezesporný.
- Je-li položka P neredukovaná na větvi v τ , je neredukovaná na každém jejím prefixu v τ_n (na němž leží).
- Do úrovně každé položky P (včetně její) je v τ jen konečně položek.
- Kdyby P byla neredukovaná na nějaké bezesporné větvi τ , přišla by na ní řada v nějakém kroku (2) a byla by zredukována krokem (3).
- Každá $\varphi_n \in T$ bude dle (4) nejpozději v τ_{n+1} na každé bezesporné větvi.
- Tedy systematické tablo τ obsahuje pouze dokončené větve. $\square$

Konečnost důkazů

Lemma (König) *Každý nekonečný, konečně větvící se strom obsahuje nekonečnou větev.*

Tvrzení *Je-li $\tau = \bigcup \tau_n$ sporné tablo, je τ_n sporné **konečné** tablo pro nějaké n .*

Důkaz

- Nechť S je množina vrcholů stromu τ , jenž nad sebou neobsahují spor, tj. mezi předky nemají dvojici $T\varphi, F\varphi$ pro žádné φ .
- Kdyby S byla nekonečná, dle **Königova lemmatu** by podstrom τ na vrcholech S obsahoval nekonečnou větev, tedy by τ nebylo sporné tablo.
- Jelikož je S konečné, všechny vrcholy z S leží do úrovně m pro nějaké m .
- Tedy každý vrchol v úrovni $m + 1$ má nad sebou spor. Zvolme n tak, že τ_n se shoduje s τ do úrovně $m + 1$. Pak každá větev v τ_n je sporná. $\square$

Důsledek *Je-li systematické tablo τ důkazem (z teorie T), je τ konečné.*

Důkaz Při jeho konstrukci se prodlužují jen bezesporné větve. $\square$

Korektnost

Řekneme, že položka P se **shoduje** s ohodnocením v , pokud P je $T\varphi$ a $\bar{v}(\varphi) = 1$ nebo pokud P je $F\varphi$ a $\bar{v}(\varphi) = 0$. Větev V tabla se shoduje s v , shoduje-li se s v každá položka na V .

Lemma *Nechť v je model teorie T , který se shoduje s položkou v kořeni tabla $\tau = \cup \tau_n$ z T . Pak v tablu τ existuje větev shodující se s v .*

Důkaz Indukcí nalezneme posloupnost $V_0, V_1, \dots$ takovou, že pro každé n je V_n větev v τ_n shodující se s v a V_n je obsažena ve V_{n+1} .

- Ověřením atomických tabel snadno zjistíme, že základ indukce platí.
- Pokud τ_{n+1} vznikne z τ_n bez prodloužení V_n , položme $V_{n+1} = V_n$.
- Vznikne-li τ_{n+1} z τ_n připojením $T\varphi$ k V_n pro nějaké $\varphi \in T$, nechť V_{n+1} je tato větev. Jelikož v je model φ , shoduje se V_{n+1} s v .
- Jinak τ_{n+1} vznikne z τ_n prodloužením V_n o atomické tablo nějaké položky P na V_n . Jelikož se P shoduje s v a tvrzení platí pro atomická tabla, lze požadovanou větev V_{n+1} v τ_{n+1} nalézt. $\square$

Věta o korektnosti

*Ukážeme, že tablo metoda ve výrokové logice je **korektní**.*

Věta Pro každou teorii T a formuli φ , je-li φ tablo dokazatelná z T , je φ pravdivá v T , tj. $T \vdash \varphi \Rightarrow T \models \varphi$.

Důkaz

- Nechť φ je tablo dokazatelná z teorie T , tj. existuje sporné tablo τ s položkou $F\varphi$ v kořeni.
- Pro spor předpokládejme, že φ není pravdivá v T , tj. existuje model ν teorie T , ve kterém φ neplatí (**protipříklad**).
- Jelikož se položka $F\varphi$ shoduje s ν , dle předchozího lemmatu v tablu τ existuje větev shodující se s ν .
- To ale není možné, neboť každá větev tabla τ je sporná, tj. obsahuje dvojici $T\psi, F\psi$ pro nějaké ψ . $\square$

Úplnost

Ukážeme, že bezesporná větev v dokončeném tablu poskytuje *protipříklad*.

Lemma Necht' V je *bezesporná* větev *dokončeného* tabla τ . Pro následující ohodnocení v výrokových proměnných platí, že V se *shoduje* s v .

$$v(p) = \begin{cases} 1 & \text{pokud se } Tp \text{ vyskytuje na } V \\ 0 & \text{jinak} \end{cases}$$

Důkaz Indukcí dle struktury formule v položce vyskytující se na V .

- Je-li položka Tp na V , kde p je prvovýrok, je $\bar{v}(p) = 1$ dle definice v .
- Je-li položka Fp na V , není Tp na V , jinak by V byla sporná, tedy $\bar{v}(p) = 0$ dle definice v .
- Je-li $T(\varphi \wedge \psi)$ na V , je $T\varphi$ a $T\psi$ na V , neboť τ je dokončené. Dle indukčního předpokladu je $\bar{v}(\varphi) = \bar{v}(\psi) = 1$, tedy $\bar{v}(\varphi \wedge \psi) = 1$.
- Je-li $F(\varphi \wedge \psi)$ na V , je $F\varphi$ nebo $F\psi$ na V , neboť τ je dokončené. Dle indukčního předpokladu je $\bar{v}(\varphi) = 0$ nebo $\bar{v}(\psi) = 0$, tedy $\bar{v}(\varphi \wedge \psi) = 0$.
- Pro ostatní spojky obdobně jako v předchozích dvou případech. □

Věta o úplnosti

*Ukážeme, že tablo metoda ve výrokové logice je i **úplná**.*

Věta Pro každou teorii T a formuli φ , je-li φ pravdivá v T , je φ tablo dokazatelná z T , tj. $T \models \varphi \Rightarrow T \vdash \varphi$.

Důkaz Nechť φ je pravdivá v T . Ukážeme, že libovolné **dokončené** tablo (např. **systematické**) τ z teorie T s položkou $F\varphi$ v kořeni je **sporné**.

- Kdyby ne, nechť V je nějaká bezesporná větev tabla τ .
- Dle předchozího lemmatu existuje ohodnocení v prvovýroků takové, že V se shoduje s v , speciálně s $F\varphi$, tj. $\bar{v}(\varphi) = 0$.
- Jelikož větev V je dokončená, obsahuje $T\psi$ pro každé $\psi \in T$.
- Tedy v je modelem teorie T (neboť větev V se shoduje s v).
- To je ale ve sporu s tím, že φ platí v každém modelu teorie T .

Tedy tablo τ je důkazem φ z T . $\square$

Vlastnosti teorií

Zavedeme syntaktické varianty již definovaných sémantických pojmů.

Nechť T je teorie nad $\mathbb{P}$. Je-li φ dokazatelná z T , řekneme, že φ je **věta** (**teorém**) teorie T . Množinu vět teorie T označme

$$\text{Thm}^{\mathbb{P}}(T) = \{\varphi \in \text{VF}_{\mathbb{P}} \mid T \vdash \varphi\}.$$

Řekneme, že teorie T je

- **sporná**, jestliže je v T dokazatelný $\perp$ (spor), jinak je **bezesporná**,
- **kompletní**, jestliže není sporná a každá formule je v ní dokazatelná či zamítnutelná, tj. $T \vdash \varphi$ či $T \vdash \neg\varphi$ pro každé $\varphi \in \text{VF}_{\mathbb{P}}$,
- **extenze** teorie T' nad $\mathbb{P}'$, jestliže $\mathbb{P}' \subseteq \mathbb{P}$ a $\text{Thm}^{\mathbb{P}'}(T') \subseteq \text{Thm}^{\mathbb{P}}(T)$,
o extenzi T teorie T' řekneme, že je **jednoduchá**, pokud $\mathbb{P} = \mathbb{P}'$, a **konzervativní**, pokud $\text{Thm}^{\mathbb{P}'}(T') = \text{Thm}^{\mathbb{P}}(T) \cap \text{VF}_{\mathbb{P}'}$,
- **ekvivalentní** s teorií T' , jestliže T je extenzí T' a T' je extenzí T .

Důsledky

Z korektnosti a úplnosti tablo metody vyplývá, že předchozí pojmy se shodují se svými sémantickými variantami.

Důsledek Pro každou teorii T a formule φ, ψ nad $\mathbb{P}$,

- $T \vdash \varphi$ právě když $T \models \varphi$,
- $\text{Thm}^{\mathbb{P}}(T) = \theta^{\mathbb{P}}(T)$,
- T je sporná, právě když není splnitelná, tj. nemá model,
- T je kompletní, právě když je sémanticky kompletní, tj. má právě jeden model,
- $T, \varphi \vdash \psi$ právě když $T \vdash \varphi \rightarrow \psi$ (Věta o dedukci).

Poznámka Větu o dedukci lze dokázat přímo, transformací příslušných tabel.

Věta o kompaktnosti

Věta *Teorie má model, právě když každá její **konečná** část má model.*

Důkaz 1 Implikace zleva doprava je zřejmá. Pokud teorie T nemá model, je sporná, tj. je z ní dokazatelný $\perp$ systematickým tablem τ . Jelikož je τ konečné, je $\perp$ dokazatelný z nějaké konečné $T' \subseteq T$, tj. T' nemá model. $\square$

Poznámka *Tento důkaz je založen na konečnosti důkazu, korektnosti a úplnosti. Uved'me ještě druhý, přímý důkaz (pomocí **Königova lemmatu**).*

Důkaz 2 Necht' $T = \{\varphi_i \mid i \in \mathbb{N}\}$. Uvažme strom S na konečných binárních posloupnostech σ uspořádaných prodloužením. Přičemž $\sigma \in S$, právě když existuje ohodnocení v **prodlužující** σ takové, že $v \models \varphi_i$ pro každé $i \leq \text{length}(\sigma)$.

Pozorování *S má nekonečnou větev, právě když T má model.*

Jelikož $\{\varphi_i \mid i \in n\} \subseteq T$ má model pro každé $n \in \mathbb{N}$, bude každá úroveň v S neprázdná. Tedy S je nekonečný, navíc binární, a dle Königova lemmatu obsahuje nekonečnou větev. $\square$