Výroková a predikátová logika - XIII

Petr Gregor

KTIML MFF UK

ZS 2020/21

Konečná axiomatizovatelnost

Věta *Nechť $K \subseteq M(L)$ a $\overline{K} = M(L) \setminus K$, kde L je jazyk. Pak K je konečně axiomatizovatelná, právě když K i $\overline{K}$ jsou axiomatizovatelné.*

Důkaz ($\Rightarrow$) Je-li T konečná axiomatizace K v uzavřeném tvaru, pak teorie s jediným axiomem $\bigvee_{\varphi \in T} \neg\varphi$ axiomatizuje $\overline{K}$. Nyní dokažme ($\Leftarrow$).

- Nechť T, S jsou teorie jazyka L takové, že $M(T) = K$, $M(S) = \overline{K}$.
- Pak $M(T \cup S) = M(T) \cap M(S) = \emptyset$ a dle věty o kompaktnosti existují konečné $T' \subseteq T$ a $S' \subseteq S$ takové, že $\emptyset = M(T' \cup S') = M(T') \cap M(S')$.
- Jelikož
$$M(T) \subseteq M(T') \subseteq \overline{M(S')} \subseteq \overline{M(S)} = M(T),$$
je $M(T) = M(T')$, tj. konečná T' axiomatizuje K. $\square$

Konečná axiomatizovatelnost - příklad

Nechť T je teorie těles. Řekneme, že těleso $\mathcal{A} = \langle A, +, -, \cdot, 0, 1\rangle$ je

- *charakteristiky* 0, neexistuje-li žádné $p \in \mathbb{N}^+$ takové, že $\mathcal{A} \models p1 = 0$, kde $p1$ značí term $1 + 1 + \cdots + 1$ ($+$ aplikováno $(p-1)$-krát).
- *charakteristiky* p, kde p je prvočíslo, je-li p je nejmenší t.ž. $\mathcal{A} \models p1 = 0$.
- Třída těles charakteristiky p pro p prvočíslo je konečně axiomatizována teorií $T \cup \{p1 = 0\}$.
- Třída těles charakteristiky 0 je axiomatizována (nekonečnou) teorií $T' = T \cup \{p1 \neq 0 \mid p \in \mathbb{N}^+\}$.

Tvrzení *Třída K těles charakteristiky 0 není konečně axiomatizovatelná.*

Důkaz Stačí dokázat, že $\overline{K}$ není axiomatizovatelná. Kdyby $M(S) = \overline{K}$, tak $S' = S \cup T'$ má model $\mathcal{B}$, neboť každá konečná $S^* \subseteq S'$ má model (těleso prvočíselné charakteristiky větší než jakékoliv p vyskytující se v axiomech S^*). Pak ale $\mathcal{B} \in M(S) = \overline{K}$ a zároveň $\mathcal{B} \in M(T') = K$, což není možné. $\square$

Otevřená axiomatizovatelnost

Věta *Je-li teorie T otevřeně axiomatizovatelná, pak každá podstruktura modelu T je rovněž modelem T.*

Důkaz Nechť T' je otevřená axiomatika $M(T)$, $\mathcal{A} \models T'$ a $\mathcal{B} \subseteq \mathcal{A}$. Víme, že pro každé $\varphi \in T'$ je $\mathcal{B} \models \varphi$, neboť φ je otevřená. Tedy $\mathcal{B}$ je modelem T'. $\square$

Poznámka *Platí i obrácená implikace, tj. je-li každá podstruktura modelu teorie T rovněž modelem T, pak T je otevřeně axiomatizovatelná.*

Např. teorie DeLO není otevřeně axiomatizovatelná, neboť např. konečná podstruktura modelu DeLO není modelem DeLO.

Např. nejvýše n-prvkové grupy pro pevné $n > 1$ jsou otevřeně axiomatizovány

$$T \cup \{ \bigvee_{\substack{i,j \leq n \\ i \neq j}} x_i = x_j \},$$

kde T je (otevřená) teorie grup.

Rekurzivní axiomatizace a rozhodnutelnost

- Intuitivní pojem *"algoritmus"* lze přesně formalizovat (např. pomocí TS).
- Teorie T je *rekurzivně axiomatizovaná*, pokud existuje algoritmus, který pro každou vstupní formuli φ skončí a oznámí, zda $\varphi \in T$.
- Teorie T je *rozhodnutelná*, pokud existuje algoritmus, který pro každou vstupní formuli φ skončí a oznámí, zda $\varphi \in Thm(T)$.
- Teorie T je *částečně rozhodnutelná*, pokud existuje algoritmus, který pro každou vstupní formuli φ skončí, právě když $\varphi \in Thm(T)$.

Tvrzení *Pro každou rekurzivně axiomatizovanou teorii T,*

(i) *T je částečně rozhodnutelná,*

(ii) *je-li navíc T kompletní, je T rozhodnutelná.*

Důkaz Konstrukce systematického tabla z T s $F\varphi$ v kořeni poskytuje algoritmus, který rozpoznává $T \vdash \varphi$. Je-li navíc T kompletní, paralelní konstrukce pro $F\varphi$ resp. $T\varphi$ v kořeni rozhoduje, zda $T \vdash \varphi$ či $T \vdash \neg\varphi$. $\square$

Rekurzivně spočetná kompletace

Co když efektivně popíšeme všechny jednoduché kompletní extenze?

Řekneme, že množina všech (až na ekvivalenci) jednoduchých kompletních extenzí teorie T je *rekurzivně spočetná*, existuje-li algoritmus $\alpha(i,j)$, který generuje i-tý axiom j-té extenze (při nějakém očíslování), případně oznámí, že (takový axiom či extenze) neexistuje.

Tvrzení *Je-li teorie T rekurzivně axiomatizovaná a množina všech (až na ekvivalenci) jejích jednoduchých kompletních extenzí je rekurzivně spočetná, je T rozhodnutelná.*

Důkaz Díky rek. axiomatizaci poskytuje konstrukce systematického tabla z T s $F\varphi$ v kořeni algoritmus pro rozpoznání $T \vdash \varphi$. Pokud ale $T \nvdash \varphi$, pak $T' \vdash \neg\varphi$ v nějaké jednoduché kompletní extenzi T' teorie T. To lze rozpoznat paralelní postupnou konstrukcí systematických tabel pro $T\varphi$ z jednotlivých extenzí. V i-tém stupni se sestrojí tabla do i kroků pro prvních i extenzí. $\square$

Příklady rozhodnutelných teorií

Následující teorie jsou rozhodnutelné, ačkoliv jsou nekompletní.

- teorie čisté rovnosti; bez axiomů v jazyce $L = \langle\rangle$ s rovností,
- teorie unárního predikátu; bez axiomů v jazyce $L = \langle U \rangle$ s rovností, kde U je unární relační symbol,
- teorie hustých lineárních uspořádání $DeLO^*$,
- teorie algebraicky uzavřených těles v jazyce $L = \langle +, -, \cdot, 0, 1 \rangle$ s rovností, s axiomy teorie těles a navíc axiomy pro každé $n \geq 1$,

  $$(\forall x_{n-1}) \dots (\forall x_0)(\exists y)(y^n + x_{n-1} \cdot y^{n-1} + \cdots + x_1 \cdot y + x_0 = 0),$$

  kde y^k je zkratka za term $y \cdot y \cdot \ \cdots \ \cdot y$ ($\cdot$ aplikováno $(k-1)$-krát).
- teorie komutativních grup,
- teorie Booleových algeber.

Rekurzivní axiomatizovatelnost

Dají se matematické struktury "efektivně" popsat?

- Třída $K \subseteq M(L)$ je *rekurzivně axiomatizovatelná*, pokud existuje rekurzivně axiomatizovaná teorie T jazyka L s $M(T) = K$.
- Teorie T je rekurzivně axiomatizovatelná, pokud $M(T)$ je rekurzivně axiomatizovatelná.

Tvrzení *Pro každou konečnou strukturu $\mathcal{A}$ v konečném jazyce s rovností je $\mathrm{Th}(\mathcal{A})$ rekurzivně axiomatizovatelná. Tedy, $\mathrm{Th}(\mathcal{A})$ je rozhodnutelná.*

Důkaz Nechť $A = \{a_1, \ldots, a_n\}$. Teorii $\mathrm{Th}(\mathcal{A})$ axiomatizujeme jednou sentencí (tedy rekurzivně) kompletně popisující $\mathcal{A}$. Bude tvaru *"existuje právě n prvků $a_1, \ldots, a_n$ splňujících právě ty základní vztahy o funkčních hodnotách a relacích, které platí ve struktuře $\mathcal{A}$."* $\square$

Příklady rekurzivní axiomatizovatelnosti

Následující struktury $\mathcal{A}$ mají rekurzivně axiomatizovatelnou teorii $\mathrm{Th}(\mathcal{A})$.

- $\langle \mathbb{Z}, \leq \rangle$, teorií diskrétních lineárních uspořádání,
- $\langle \mathbb{Q}, \leq \rangle$, teorií hustých lineárních uspořádání bez konců ($DeLO$),
- $\langle \mathbb{N}, S, 0 \rangle$, teorií následníka s nulou,
- $\langle \mathbb{N}, S, +, 0 \rangle$, tzv. Presburgerovou aritmetikou,
- $\langle \mathbb{R}, +, -, \cdot, 0, 1 \rangle$, teorií reálně uzavřených těles,
- $\langle \mathbb{C}, +, -, \cdot, 0, 1 \rangle$, teorií algebraicky uzavřených těles charakteristiky 0.

Důsledek *Pro uvedené struktury je* $\mathrm{Th}(\mathcal{A})$ *rozhodnutelná.*

Poznámka Uvidíme, že ale $\underline{\mathbb{N}} = \langle \mathbb{N}, S, +, \cdot, 0, \leq \rangle$ *rekurzivně axiomatizovat nelze. (Vyplývá to z první Gödelovy věty o neúplnosti).*

Robinsonova aritmetika

Jak efektivně a přitom co nejúplněji axiomatizovat $\underline{\mathbb{N}} = \langle \mathbb{N}, S, +, \cdot, 0, \leq \rangle$?

Jazyk aritmetiky je $L = \langle S, +, \cdot, 0, \leq \rangle$ s rovností.

Robinsonova aritmetika Q má axiomy (konečně mnoho)

$$\begin{aligned} & S(x) \neq 0 && x \cdot 0 = 0 \\ & S(x) = S(y) \rightarrow x = y && x \cdot S(y) = x \cdot y + x \\ & x + 0 = x && x \neq 0 \rightarrow (\exists y)(x = S(y)) \\ & x + S(y) = S(x + y) && x \leq y \leftrightarrow (\exists z)(z + x = y) \end{aligned}$$

Poznámka Q *je velmi slabá, např. nedokazuje komutativitu či asociativitu operací* $+, \cdot$ *ani tranzitivitu* $\leq$. *Nicméně postačuje například k důkazu existenčních tvrzení o numerálech, která jsou pravdivá v* $\underline{\mathbb{N}}$.

Např. pro $\varphi(x, y)$ *tvaru* $(\exists z)(x + z = y)$ *je*

$$Q \vdash \varphi(\underline{1}, \underline{2}), \quad \text{kde } \underline{1} = S(0) \text{ a } \underline{2} = S(S(0)).$$

Peanova aritmetika

Peanova aritmetika PA má axiomy

(a) Robinsonovy aritmetiky Q,

(b) schéma indukce, tj. pro každou formuli $\varphi(x, \overline{y})$ jazyka L axiom

$$(\varphi(\mathbf{0}, \overline{y}) \wedge (\forall x)(\varphi(x, \overline{y}) \rightarrow \varphi(S(x), \overline{y}))) \rightarrow (\forall x)\varphi(x, \overline{y}).$$

Poznámka *PA je poměrně dobrou aproximací $\mathrm{Th}(\underline{\mathbb{N}})$, dokazuje všechny základní vlastnosti platné v $\underline{\mathbb{N}}$ (např. komutativitu $+$). Na druhou stranu existují sentence pravdivé v $\underline{\mathbb{N}}$ ale nezávislé v PA.*

Poznámka *V jazyce 2. řádu lze axiomatizovat $\underline{\mathbb{N}}$ (až na izomorfismus), vezmeme-li místo schéma indukce přímo axiom indukce (2. řádu)*

$$(\forall X)\ ((X(\mathbf{0}) \wedge (\forall x)(X(x) \rightarrow X(S(x)))) \rightarrow (\forall x)\ X(x)).$$

Hilbertův 10. problém

- Nechť $p(x_1, \dots, x_n)$ je polynom s celočíselnými koeficienty.
  Má *Diofantická rovnice* $p(x_1, \dots, x_n) = 0$ celočíselné řešení?
- Hilbert (1900) *"Nalezněte algoritmus, který po konečně mnoha krocích určí, zda daná Diofantická rovnice s libovolným počtem proměnných a celočíselnými koeficienty má celočíselné řešení."*

Poznámka *Ekvivalentně lze požadovat algoritmus rozhodující, zda existuje řešení v přirozených číslech.*

Věta (DPRM, 1970) *Problém existence celočíselného řešení dané Diofantické rovnice s celočíselnými koeficienty je alg. nerozhodnutelný.*

Důsledek *Neexistuje algoritmus rozhodující pro dané polynomy* $p(x_1, \dots, x_n)$, $q(x_1, \dots, x_n)$ *s přirozenými koeficienty, zda*

$$\underline{\mathbb{N}} \models (\exists x_1) \dots (\exists x_n)(p(x_1, \dots, x_n) = q(x_1, \dots, x_n)).$$

Nerozhodutelnost predikátové logiky

Existuje algoritmus, rozhodující o dané sentenci, zda je logicky pravdivá?

- Víme, že Robinsonova aritmetika Q má konečně axiomů, má za model $\underline{\mathbb{N}}$ a stačí k důkazu existenčních tvrzení o numerálech, která platí v $\underline{\mathbb{N}}$.
- Přesněji, pro každou existenční formuli $\varphi(x_1, \ldots, x_n)$ jazyka aritmetiky
$$Q \vdash \varphi(x_1/\underline{a_1}, \ldots, x_n/\underline{a_n}) \quad \Leftrightarrow \quad \underline{\mathbb{N}} \models \varphi[e(x_1/a_1, \ldots, x_n/a_n)]$$
pro každé $a_1, \ldots, a_n \in \mathbb{N}$, kde $\underline{a_i}$ značí a_i-tý numerál.
- Speciálně, pro φ tvaru $(\exists x_1) \ldots (\exists x_n)(p(x_1, \ldots, x_n) = q(x_1, \ldots, x_n))$, kde p, q jsou polynomy s přirozenými koeficienty (numerály), platí
$$\underline{\mathbb{N}} \models \varphi \quad \Leftrightarrow \quad Q \vdash \varphi \quad \Leftrightarrow \quad \vdash \psi \rightarrow \varphi \quad \Leftrightarrow \quad \models \psi \rightarrow \varphi,$$
kde ψ je konjunkce (uzávěrů) všech axiomů Q.
- Tedy, pokud by existoval algoritmus rozhodující logickou pravdivost, existoval by i algoritmus rozhodující, zda $\underline{\mathbb{N}} \models \varphi$, což není možné.

Gödelova 1. věta o neúplnosti

Věta (Gödel) *Pro každou bezespornou rekurzivně axiomatizovanou extenzi T Robinsonovy aritmetiky existuje sentence pravdivá v $\underline{\mathbb{N}}$ a nedokazatelná v T.*

Poznámky

- *"Rekurzivně axiomatizovaná" znamená, že je "efektivně zadaná".*
- *"Extenze R. aritmetiky" znamená, že je "základní aritmetické síly".*
- *Je-li navíc $\underline{\mathbb{N}} \models T$, je teorie T nekompletní.*
- *V důkazu sestrojená sentence vyjadřuje "nejsem dokazatelná v T".*
- *Důkaz je založen na dvou principech:*

  (a) *aritmetizaci syntaxe,*

  (b) *self-referenci.*

Aritmetizace - predikát dokazatelnosti

- Konečné objekty syntaxe (symboly jazyka, termy, formule, konečná tabla, tablo důkazy) lze vhodně zakódovat přirozenými čísly.
- Nechť $\ulcorner\varphi\urcorner$ značí kód formule φ a nechť $\underline{\varphi}$ značí numerál (term jazyka aritmetiky) reprezentující $\ulcorner\varphi\urcorner$.
- Je-li T rekurzivně axiomatizovaná, je relace $\mathrm{Prf}_T \subseteq \mathbb{N}^2$ rekurzivní.

$$\mathrm{Prf}_T(x,y) \quad \Leftrightarrow \quad \textit{(tablo) } y \textit{ je důkazem (sentence) } x \textit{ v } T.$$

- Je-li T navíc extenze Robinsonovy aritmetiky Q, dá se dokázat, že Prf_T je reprezentovatelná nějakou formulí $Prf_T(x,y)$ tak, že pro každé $x, y \in \mathbb{N}$

$$\begin{aligned} Q &\vdash Prf_T(\underline{x},\underline{y}), \quad \textit{je-li} \quad \mathrm{Prf}_T(x,y), \\ Q &\vdash \neg Prf_T(\underline{x},\underline{y}), \quad \textit{jinak.} \end{aligned}$$

- $Prf_T(x,y)$ vyjadřuje *"y je důkaz x v T"*.
- $(\exists y)Prf_T(x,y)$ vyjadřuje *"x je dokazatelná v T"*.
- Je-li $T \vdash \varphi$, pak $\underline{\mathbb{N}} \models (\exists y)Prf_T(\underline{\varphi},y)$ a navíc $T \vdash (\exists y)Prf_T(\underline{\varphi},y)$.

Princip self-reference

- *Tato věta má 16 písmen.*

  Self-reference ve formálních systémech většinou není přímo k dispozici.

- *Následující věta má 24 písmen "Následující věta má 24 písmen".*

  Přímá reference obvykle je k dispozici, stačí, když umíme "mluvit" o posloupnostech symbolů. Uvedená věta ale není self-referenční.

- *Následující věta zapsaná jednou a ještě jednou v uvozovkách má 116 písmen "Následující věta zapsaná jednou a ještě jednou v uvozovkách má 116 písmen".*

  Pomocí přímé reference lze dosáhnout self-reference. Namísto *"má x písmen"* může být jiná vlastnost.

- ```
  main(){char *c="main(){char *c=%c%s%c; printf(c,34,c,34);}"; printf(c,34,c,34);}
  ```
  ```

Věta o pevném bodě

Věta *Nechť T je bezesporné rozšíření Robinsonovy aritmetiky. Pro každou formuli $\varphi(x)$ jazyka teorie T existuje sentence ψ taková, že $T \vdash \psi \leftrightarrow \varphi(\underline{\psi})$.*

Poznámka *Sentence ψ je self-referenční, říká "splňuji podmínku φ".*

Důkaz (idea) Uvažme *zdvojující* funkci d takovou, že pro každou formuli $\chi(x)$

$$d(\ulcorner\chi(x)\urcorner) = \ulcorner\chi(\underline{\chi(x)})\urcorner$$

- Platí, že d je reprezentovatelná v T. Předpokládejme *(pro jednoduchost)*, že nějakým termem, který si označme d, stejně jako funkci d.
- Pak pro každou formuli $\chi(x)$ jazyka teorie T platí
$$T \vdash d(\underline{\chi(x)}) = \underline{\chi(\underline{\chi(x)})} \qquad (1)$$
- Za ψ vezměme sentenci $\varphi(d(\underline{\varphi(d(x))}))$. Stačí ověřit $T \vdash d(\underline{\varphi(d(x))}) = \underline{\psi}$.
- To plyne z (1) pro $\chi(x)$ tvaru $\varphi(d(x))$, neboť v tom případě
$$T \vdash d(\underline{\varphi(d(x))}) = \underline{\varphi(d(\underline{\varphi(d(x))}))} \qquad \square$$

Nedefinovatelnost pravdy

Řekneme, že formule $\tau(x)$ *definuje pravdu* v aritmetické teorii T, pokud pro každou sentenci φ platí $T \vdash \varphi \leftrightarrow \tau(\underline{\varphi})$.

Věta *V žádném bezesporném rozšíření Robinsonovy aritmetiky neexistuje definice pravdy.*

Důkaz Dle věty o pevném bodě pro $\neg\tau(x)$ existuje sentence φ taková, že

$$T \vdash \varphi \leftrightarrow \neg\tau(\underline{\varphi}).$$

Kdyby formule $\tau(x)$ definovala pravdu v T, bylo by

$$T \vdash \varphi \leftrightarrow \neg\varphi,$$

což v bezesporné teorii není možné. $\square$

Poznámka *Důkaz je založen na paradoxu lháře, sentence φ by vyjadřovala "nejsem pravdivá v T".*

Důkaz 1. věty o neúplnosti

Věta (Gödel) *Pro každou bezespornou rekurzivně axiomatizovanou extenzi T Robinsonovy aritmetiky existuje sentence pravdivá v $\mathbb{N}$ a nedokazatelná v T.*

Důkaz Nechť $\varphi(x)$ je $\neg(\exists y)Prf_T(x,y)$, vyjadřuje "*$x$ není dokazatelná v T*".

- Dle věty o pevném bodě pro $\varphi(x)$ existuje sentence ψ_T taková, že
$$T \vdash \psi_T \leftrightarrow \neg(\exists y)Prf_T(\underline{\psi_T}, y). \tag{2}$$
ψ_T říká "*nejsem dokazatelná v T*". Přesněji, ψ_T je ekvivalentní sentenci vyjadřující, že ψ_T není dokazatelná v T. (Ekvivalence platí v $\underline{\mathbb{N}}$ i v T).
- Nejprve ukážeme, že ψ_T *není dokazatelná v T*. Kdyby $T \vdash \psi_T$, tj. ψ_T je lživá v $\underline{\mathbb{N}}$, pak $\underline{\mathbb{N}} \models (\exists y)Prf_T(\underline{\psi_T}, y)$ a navíc $T \vdash (\exists y)Prf_T(\underline{\psi_T}, y)$. Tedy z (2) plyne $T \vdash \neg\psi_T$, což ale není možné, neboť T je bezesporná.
- Zbývá dokázat, že ψ_T je pravdivá v $\underline{\mathbb{N}}$. Kdyby ne, tj. $\underline{\mathbb{N}} \models \neg\psi_T$, pak $\underline{\mathbb{N}} \models (\exists y)Prf_T(\underline{\psi_T}, y)$. Tedy $T \vdash \psi_T$, což jsme již dokázali, že neplatí. $\square$

Důsledky a zesílení 1. věty

Důsledek *Je-li navíc* $\underline{\mathbb{N}} \models T$*, je teorie* T *nekompletní.*

Důkaz Kdyby byla T kompletní, pak $T \vdash \neg\psi_T$ a tedy $\underline{\mathbb{N}} \models \neg\psi_T$, což je ve sporu s $\underline{\mathbb{N}} \models \psi_T$. □

Důsledek $\mathrm{Th}(\underline{\mathbb{N}})$ *není rekurzivně axiomatizovatelná.*

Důkaz $\mathrm{Th}(\underline{\mathbb{N}})$ je bezesporná extenze Robinsonovy aritmetiky a má model $\underline{\mathbb{N}}$. Kdyby byla rekurzivně axiomatizovatelná, dle předchozího důsledku by byla nekompletní, ale $\mathrm{Th}(\underline{\mathbb{N}})$ je kompletní. □

Gödelovu 1. větu o neúplnosti lze následovně zesílit.

Věta (Rosser) *Pro každou bezespornou rekurzivně axiomatizovanou extenzi* T *Robinsonovy aritmetiky existuje* *nezávislá* *sentence. Tedy* T *je nekompletní.*

Poznámka *Tedy předpoklad, že* $\underline{\mathbb{N}} \models T$*, je v prvním důsledku nadbytečný.*

Gödelova 2. věta o neúplnosti

Označme Con_T sentenci $\neg(\exists y)Prf_T(\underline{0=1}, y)$. Platí $\underline{\mathbb{N}} \models Con_T \Leftrightarrow T \nvdash 0 = \underline{1}$.
Tedy Con_T vyjadřuje, že *"T je bezesporná"*.

Věta (Gödel) *Pro každou bezespornou rekurzivně axiomatizovanou extenzi T Peanovy aritmetiky platí, že Con_T není dokazatelná v T.*

Důkaz (náznak) Nechť ψ_T je Gödelova sentence *"nejsem dokazatelná v T"*.

- V první části důkazu 1. věty o neúplnosti jsme ukázali, že

  "Je-li T bezesporná, pak ψ_T není dokazatelná v T." (3)

  Jinak vyjádřeno, platí $Con_T \rightarrow \psi_T$.
- Je-li T extenze Peanovy aritmetiky, důkaz tvrzení (3) lze formalizovat v rámci T. Tedy $T \vdash Con_T \rightarrow \psi_T$.
- Jelikož T je bezesporná dle předpokladu věty, podle (3) je $T \nvdash \psi_T$.
- Z předchozích dvou bodů vyplývá, že $T \nvdash Con_T$. $\square$

Poznámka *Taková teorie T tedy neumí dokázat vlastní bezespornost.*

Důsledky 2. věty

Důsledek *Existuje model* $\mathcal{A}$ *Peanovy aritmetiky t.ž.* $\mathcal{A} \models (\exists y)Prf_{PA}(\underline{0 = 1}, y)$.

Poznámka $\mathcal{A}$ *musí být nestandardní model* PA*, svědkem musí být nestandardní prvek (jiný než hodnoty numerálů).*

Důsledek *Existuje bezesporná rekurzivně axiomatizovaná extenze* T *Peanovy aritmetiky taková, že* $T \vdash \neg Con_T$*.*

Důkaz Nechť $T = PA \cup \{\neg Con_{PA}\}$. Pak T je bezesporná, neboť $PA \nvdash Con_{PA}$. Navíc $T \vdash \neg Con_{PA}$, tj. T dokazuje spornost $PA \subseteq T$, tedy i $T \vdash \neg Con_T$. $\square$

Poznámka $\underline{\mathbb{N}}$ *nemůže být modelem teorie* T*.*

Důsledek *Je-li teorie množin* ZFC *bezesporná, není* Con_{ZFC} *dokazatelná v* ZFC*.*