

Prednášky z Matematiky (4) – Logiky pre informatikov

Ján Kľuka, Jozef Šiška

Letný semester 2016/2017

Obsah

I. O logike a tomto kurze	
Syntax výrokovej logiky	3
1. O logike	3
2. O kurze	9
2.1. Syllabus	9
2.2. Organizácia	10
3. Výroková logika	10
3.1. Opakovanie: Výroková logika v prirodzenom jazyku	10
3.2. Syntax	12
II. Sémantika výrokovej logiky	14
3.3. Sémantika	18
3.4. Tautológie, (ne)splniteľnosť, falzifikovateľnosť	22

III. Vyplývanie, ekvivalentné úpravy	24
3.5. Vyplývanie	25
3.6. Ekvivalencia	27
3.7. Ekvivalentné úpravy	28
3.8. Konjunktívna a disjunktívna normálna forma	30
 IV. CNF, kalkuly	 32
3.9. Kalkuly	37
 V. Hilbertovský a tablový kalkul	 40
3.10. Hilbertovský kalkul	41
3.11. Tablový kalkul	45
3.11.1. Korektnosť	50
 VI. Korektnosť a úplnosť tablového kalkulu	 51
 VII. Úplnosť tabiel, korektné pravidlá	
Výroková rezolvencia	54
3.11.2. Tablový dôkaz splniteľnosti	54
3.11.3. Hintikkova lema	56
3.11.4. Úplnosť	57
3.11.5. Nové korektné pravidlá	57
3.12. Výroková rezolvencia	60

I. prednáška

O logike a tomto kurze

Syntax výrokovkej logiky

20. februára 2017

1. O logike

I.1 Čo je logika

- Logika je vedná disciplína, ktorá študuje formy usudzovania
 - filozofická, matematická, informatická, výpočtová
- Tri dôležité predmety záujmu:
 - Jazyk** zápis pozorovaní, definície pojmov, formulovanie teórií
 - Syntax* pravidlá zápisu tvrdení
 - Sémantika* význam tvrdení
 - Usudzovanie (inferencia)** ododenie nových dôsledkov z doterajších poznatkov
 - Dôkaz** presvedčenie ostatných o správnosti záverov usudzovania

I.2 Poznatky a teórie

- V logike slúži jazyk na zápis tvrdení, ktoré vyjadrujú informácie — poznatky o svete
- Súbor poznatkov, ktoré považujeme za pravdivé, tvorí *teóriu*
- Z teórie môžeme odvodiť *logické dôsledky*, ktoré nie sú priamo jej súčasťou, ale logicky z nej vyplývajú

Príklad 1.1 (Party time!). Máme troch nových známych — Kim, Jima a Sáru. Organizujeme párty a chceme na ňu pozvať niektorých z nich. Od spoločných kamarátov sme sa ale dozvedeli o ich požiadavkách:

(P1) Sára nepôjde na párty, ak pôjde Kim.

(P2) Jim pôjde na párty, len ak pôjde Kim.

(P3) Sára nepôjde bez Jima.

I.3 Možné svety a logické dôsledky

- Tvrdenie rozdeľuje množinu **možných stavov sveta/svetov** na tie, v ktorých je pravdivé (**modely**), a tie, v ktorých je nepravdivé

- Teória môže mať viacero modelov (ale aj žiaden)

Príklad 1.2. Vymenujme možné stavy prítomnosti Kim, Jima a Sáry na párty a zistíme, v ktorých sú pravdivé jednotlivé tvrdenia našej teórie a celá teória.

- **Logickými dôsledkami** teórie sú tvrdenia, ktoré sú pravdivé vo *všetkých* modeloch teórie (svetoch, v ktorých je pravdivá)

Príklad 1.3. Logickým dôsledkom teórie (P1), (P2), (P3) je napríklad: Sára nepôjde na párty.

I.4 Logické usudzovanie

- Vymenovanie všetkých svetov je často nepraktické až nemožné
- Logické dôsledky môžeme *odvodzovať* **usudzovaním** (*inferovať*)
- Pri odvodení vychádzame z **premís** (*predpokladov*) a postupnosťou **úsudkov** dospievame k **záverom**

Príklad 1.4. Vieme, že ak na párty pôjde Kim, tak nepôjde Sára (P1), a že ak pôjde Jim, tak pôjde Kim (P2). Predpokladajme, že na párty pôjde Jim. Potom podľa (P2) pôjde aj Kim. Potom podľa (P1) nepôjde Sára. Teda: Ak na párty pôjde Jim, nepôjde Sára.

- Ak sú všetky úsudky v odvodení správne, záver je logickým dôsledkom premís a odvodenie je jeho **dôkazom** z premís

I.5 Usudzovacie pravidlá, korektnosť, dedukcia

- Už Aristoteles zistil, že správne úsudky sa dajú rozpoznať podľa ich *formy*, bez ohľadu na obsah

Ak pôjde Jim, tak pôjde Kim.

Pôjde Jim.

Pôjde Kim.

Ak je dilítium dekrýtalizované,
tak antihmota neprúdi.

Dilítium je dekrýtalizované.

Antihmota neprúdi.

- **Usudzovacie (inferenčné) pravidlo** je *vzor* úsudkov daný formou tvrdení, s ktorými pracuje

$$\left. \begin{array}{l} \text{Ak } A, \text{ tak } B. \\ A. \\ \hline B. \end{array} \right\} \begin{array}{l} \text{vzory premís} \\ \text{vzor záveru} \end{array}$$

- *Korektné* pravidlo odvodí z pravdivých premís pravdivý záver
- **Dôkaz** je teda **postupnosť použitia korektných usudzovacích pravidiel** (najlepšie *samozrejmych* pre čitateľa dôkazu)
- **Dedukcia** — usudzovanie iba pomocou korektných pravidiel

I.6 Nededuktívne pravidlá

Niektoré **nie korektné** usudzovacie pravidlá sú prakticky užitočné:

Indukcia — zovšeobecnenie:

Videl som tisíc havranov.

Žiaden nebol inej farby ako čiernej.

Všetky havrany sú čierne.

Platí aj pre červené Fabie?

Abdukcia — odvodzovanie možných príčin z následkov:

Ak je batéria vybitá, auto nenašartuje.
Ak je nádrž prázdna, auto nenašartuje.
Nádrž nie je prázdna.
Auto nenašartovalo.

Batéria je vybitá.

Čo ak nám kuna
prehrýzla káble?

Usudzovanie na základe analógie (podobnosti)

Venuša má atmosféru, podobne ako Zem.
Na Zemi sa prejavuje skleníkový efekt.
Na Venuši sa prejavuje skleníkový efekt.

A čo: Atmosféra
Zeme je dýchateľná?

I.7 Nededuktívne pravidlá

- **Záverý nededuktívnych pravidiel** treba považovať za **hypotézy** — plauzibilné, ale **neoverené** tvrdenia
- Hypotézy je **nutné preverovať!**
- Niektoré špeciálne prípady sú správne, napríklad *matematická indukcia*
- Usudzovanie s nededuktívnymi pravidlami je teda *hypotetické*
- Hypotetické usudzovanie je dôležité pre umelú inteligenciu
 - Reprezentácia znalostí a inferencia (magisterský predmet)
- Na tomto predmete sa budeme zaoberať iba dedukciou

- Prirodzený jazyk je problematický — tvrdenia môžu byť viacznačné, ťažko zrozumiteľné, používať obraty a ustálené výrazy so špeciálnym významom
 - Mišo je myš.
 - Videl som dievča v sále s ďalekohľadom.
 - Vlastníci bytov a nebytových priestorov v dome prijímajú rozhodnutia na schôdzi vlastníkov dvojtrietinovou väčšinou hlasov všetkých vlastníkov bytov a nebytových priestorov v dome, ak hlasujú o zmluve o úvere a o každom dodatku k nej, o zmluve o zabezpečení úveru a o každom dodatku k nej, o zmluve o nájme a kúpe vecí, ktorú vlastníci bytov a nebytových priestorov v dome užívajú s právom jej kúpy po uplynutí dojednaného času užívania a o každom dodatku k nej, o zmluve o vstavbe alebo nadstavbe a o každom dodatku k nim, o zmene účelu užívania spoločných častí domu a spoločných zariadení domu a o zmene formy výkonu správy; ak sa rozhoduje o nadstavbe alebo o vstavbe v podkrovi alebo povale, vyžaduje sa zároveň súhlas všetkých vlastníkov bytov a nebytových priestorov v dome na najvyššom poschodí.
— Zákon č. 182/1993 Z. z. SR v znení neskorších predpisov
 - Nikto nie je dokonalý.
- Tieto ťažkosti sa obchádzajú použitím *formálneho* jazyka
- Presne definovaná syntax (pravidlá zápisu tvrdení) a sémantika (význam) — podobne ako programovací jazyk
- Problémy z reálneho sveta opísané v prirodzenom jazyku musíme najprv *formalizovať*, a potom naň môžeme použiť logický aparát

- S formalizáciou ste sa už stretli pri riešení slovných úloh

Karol je trikrát starší ako Mária.

Súčet Karolovho a Máriinho veku je 12 rokov.

Koľko rokov majú Karol a Mária?

$$\begin{array}{l} k = 3 \cdot m \\ \rightsquigarrow \\ k + m = 12 \end{array}$$

- Stretli ste sa už aj s formálnym jazykom výrokovej logiky

Príklad 1.5. Sformalizujme náš párty príklad:

(P0) Nieкто z trojice Kim, Jim, Sára pôjde na párty.

(P1) Sára nepôjde na párty, ak pôjde Kim.

(P2) Jim pôjde na párty, len ak pôjde Kim.

(P3) Sára nepôjde bez Jima.

I.10 Výpočtová logika — automatizácia usudzovania

- Pre niektoré logiky sú známe *kalkuly* — množiny usudzovacích pravidiel, ktoré sú
korektné — odvodzujú iba logické dôsledky
úplné — umožňujú odvodiť všetky logické dôsledky
- Základná idea *výpočtovej logiky*:
 - Napíšeme program, ktorý systematicky aplikuje pravidlá logického kalkulu, kým neodvodí želaný dôsledok, alebo nevyčerpá všetky možnosti (nie vždy je ich konečne veľa!)
- Skutočnosť je komplikovanejšia, ale existuje množstvo automatických usudzovacích systémov
- *Jeden z prienikov informatiky a logiky*

I.11 Výpočtová logika — aplikácie

- Overovanie, dopĺňanie, hľadanie dôkazov matematických viet
- Špecifikácia a verifikácia hardvérových obvodov, programov, komunikačných protokolov
 - Špecifikácia a verifikácia programov (3. ročník)
 - Formálne metódy tvorby softvéru (magisterský)
- Logické programovanie
 - Programovacie paradigmy (3. ročník)
 - Výpočtová logika (magisterský)
 - Logické programovanie ASP (magisterský)
- Databázy — pohľady, integritné obmedzenia, optimalizácia dopytov
 - Deduktívne databázy (3. ročník)
- Sémantický web a integrácia dát z rôznych zdrojov

- Reprezentácia znalostí a inferencia (magisterský)
- Ontológia a znalostné inžinierstvo (magisterský)
- Analýza zákonov, regulácií, zmlúv

I.12

Spomeňte si I.1

Tvrdenie, ktoré je pravdivé vo všetkých svetoch, v ktorých je pravdivá teória, je jej

- | | |
|------------------------|-----------------|
| A: premisou, | C: záverom, |
| B: logickým dôsledkom, | D: implikáciou. |

Spomeňte si I.2

Účelom dôkazu je presvedčiť ostatných o správnosti nášho úsudku. Preto musí pozostávať z

Spomeňte si I.3

Usudzovanie, pri ktorom používame iba také pravidlá, ktoré z pravdivých premís vždy odvodí pravdivé závery, sa nazýva:

- | | | |
|-------------------|------------------|----------------|
| A: abdukcia, | C: formalizácia, | E: indukcia, |
| B: interpretácia, | D: dedukcia, | F: inferencia. |

2. O tomto kurze

2.1. Syllabus

I.13 Čím sa budeme zaoberať v tomto kurze

- Teoreticky**
- Jazykmi výrokovej a predikátovej logiky, ich syntaxou a sémantikou
 - Korektnosťou usudzovacích pravidiel
 - Korektnosťou a úplnosťou logických kalkulov

- Automatizovateľnými kalkulmi

Prakticky

- Vyjadrovaním problémov v jazyku logiky
- Automatizovaním riešenia problémov použitím SAT-solverov
- Manipuláciou symbolických stromových štruktúr (výrazov — for-
múl a termov)
- Programovaním vlastných jednoduchých automatických doka-
zovačov

Filozoficky

- Zamýšľanými a nezamýšľanými okolnosťami platnosti tvr-
dení
- Obmedzeniami vyjadrovania a usudzovania

2.2. Organizácia kurzu

I.14 Organizácia kurzu — rozvrh, kontakty, pravidlá

https://dai.fmph.uniba.sk/w/Course:Mathematics_4

3. Výroková logika

3.1. Opakovanie: Výroková logika v prirodzenom jazyku

I.15 Opakovanie: Výroková logika v prirodzenom jazyku

Výrok – veta, o pravdivosti ktorej má zmysel uvažovať (zväčša oznamova-
cia).

Príklady 3.1.

- Miro je v posluchárni F1.
- Slnecná sústava má deviatu planétu.
- Mama upiekla koláč, ale Editka dostala z matematiky štvorku.
- Nieкто zhasol.

Negatívne príklady

- Toto je čudné.
- Píšte všetci modrým perom!
- Prečo je obloha modrá?

Výrokom priraďujeme *pravdivostné hodnoty*

I.16 Opakovanie: Výroková logika v prirodzenom jazyku

Operácie s výrokami – *logické spojky*

- Vytvárajú nové výroky, zložené (súvetia).
- Majú povahu *funkcií* na pravdivostných hodnotách spájaných výrokov (*boolovských funkcií*), teda pravdivostná hodnota zloženého výroku závisí *iba* od pravdivostných hodnôt podvýrokov.

Príklad 3.2. Negácia, konjunkcia, disjunkcia, implikácia, ekvivalencia, ...

Negatívny príklad

Spojku „pretože“ nepovažujeme za *logickú* spojku.

Pravdivostná hodnota výroku „Emka ochorela, pretože zjedla babôčku“ sa nedá určiť funkciou na pravdivostných hodnotách spájaných výrokov.

I.17 (Meta) matematika výrokovej logiky

- Stredoškolský prístup príliš neoddeľuje samotný jazyk výrokovej logiky od jeho významu a vlastne ani jednu stránku jasne nedefinuje
- V tomto kurze sa budeme snažiť byť presní
- Pojmy z výrokovej logiky budeme *definovať matematicky* — ako množiny, postupnosti, funkcie, atď.
- Na praktických cvičeniach veľa pojmov zadefinujete programátorsky: ako reťazce, slovníky, triedy a ich metódy
- Budeme sa pokúšať *dokazovať* ich vlastnosti

- Budeme teda hovoriť o *formálnej logike* pomocou matematiky, ktorá je ale sama postavená na *logike v prirodzenom jazyku*
- Matematickej logike sa preto hovorí aj *meta* matematika, matematika o logike (a v konečnom dôsledku aj o matematike)

3.2. Syntax výrokovkej logiky

I.18 Syntax výrokovkej logiky

- Syntax sú pravidlá budovania viet v jazyku
- Pri formálnych jazykoch sú popísané matematicky
- Nedajte sa tým odradiť, nie je to oveľa iné ako programovanie

I.19 Symboly jazyka výrokovkej logiky

Definícia 3.3 (podľa [Smullyan, 1979, I.1.1], rovnako ďalšie). *Symbolmi jazyka výrokovkej logiky sú:*

- *výrokové premenné* z nejakej nekonečnej spočítateľnej množiny $\mathcal{V} = \{p_1, p_2, \dots, p_n, \dots\}$, ktorej prvkami nie sú symboly $\neg, \wedge, \vee, \rightarrow, (,)$, ani jej prvky tieto symboly neobsahujú;
- *logické symboly (logické spojky)*: $\neg, \wedge, \vee, \rightarrow$ (nazývané, v uvedenom poradí, „nie“, „a“, „alebo“, „ak ..., tak ...“);
- *pomocné symboly*: $(,)$ (ľavá zátvorka a pravá zátvorka).

Spojka \neg je *unárna* (má jeden argument).

Spojky $\wedge, \vee, \rightarrow$ sú *binárne* (majú dva argumenty).

Symbol je základný pojem, ktorý matematicky nedefinujeme.

Je o čosi všeobecnejší ako pojem znak.

Príklad 3.4. Ako množinu výrokových premenných \mathcal{V} môžeme zobrať všetky slová (teda konečné postupnosti) nad slovenskou abecedou a číslicami. Výrokovými premennými potom sú aj Jim, Kim, Sára.

Dohoda

Výrokové premenné budeme *označovať* písmenami p, q, \dots , podľa potreby aj s dolnými indexmi.

Výrokové premenné formalizujú jednoduché výroky.

Definícia 3.5. *Formulou výrokovej logiky (skrátene formulou) nad množinou výrokových premenných \mathcal{V} je postupnosť symbolov vytvorená nasledovnými pravidlami:*

- Každá výroková premenná je formulou (voláme ju *atomická f.*).
- Ak A je formulou, tak aj $\neg A$ je formulou (*negácia* formuly A).
- Ak A a B sú formulami, tak aj $(A \wedge B)$, $(A \vee B)$ a $(A \rightarrow B)$ sú formulami (*konjunkcia, disjunkcia, implikácia* formúl A a B).

Nič iné nie je formulou.

Dohoda

Formuly označujeme veľkými písmenami A, B, C, X, Y, Z , podľa potreby aj s dolnými indexmi. Množinu všetkých formúl označíme \mathcal{E} .

Formula je matematickou formalizáciou zloženého výroku.

II. prednáška

Sémantika výrokovkej logiky

27. februára 2017

II.1 Alternatívna definícia formuly

Definícia 3.6. Vytvárajúcou postupnosťou je ľubovoľná konečná postupnosť, ktorej každý člen je výroková premenná, alebo má tvar $\neg A$, pričom A je nejaký predchádzajúci člen postupnosti, alebo má jeden z tvarov $(A \wedge B)$, $(A \vee B)$, $(A \rightarrow B)$, kde A a B sú nejaké predchádzajúce členy postupnosti.

Definícia 3.7. Postupnosť symbolov A je *formula*, ak existuje vytvárajúca postupnosť, ktorej posledným prvkom je A . Túto postupnosť voláme tiež vytvárajúca postupnosť pre A .

Príklad 3.8. Nájdime vytvárajúcu postupnosť pre formulu $(\neg p \rightarrow (p \vee q))$.

II.2

Spomeňte si II.1

Ktoré z nasledujúcich postupností symbolov sú formulami nad množinou výrokových premenných $\mathcal{V} = \{p, q, r, \dots\}$?

A: $(p \vee \neg q \vee \neg r)$, B: $(p \wedge \neg(q \rightarrow r))$, C: $\neg(\neg(\neg p))$.

II.3 Jednoznačnosť rozkladu formúl výrokovkej logiky

Tvrdenie 3.9 (o jednoznačnosti rozkladu). *Pre každú formulu X platí práve jedna z nasledujúcich možností:*

- X je výroková premenná.
- Existuje práve jedna formula A taká, že $X = \neg A$.

- Existujú práve jedna dvojica formúl A, B a jedna spojka $b \in \{\wedge, \vee, \rightarrow\}$ také, že $X = (A \ b \ B)$.

Príklad 3.10. Jednoznačnosť rozkladu by pri neopatrnnej definícii formuly nemusela platiť. Nájdime takú definíciu „formuly“ a „formulu“, ktorá sa nedá jednoznačne rozložiť:

„Formulou“ výrokovkej logiky nad mn. výrok. prem. \mathcal{V} je postupnosť symbolov vytvorená podľa nasledovných pravidiel: ...

II.4 Vytvárajúci strom formuly

Definícia 3.11. Vytvárajúci strom pre formulu X je binárny strom T obsahujúci v každom vrchole formulu, pričom platí:

- v koreni T je formula X ,
- ak vrchol obsahuje formulu $\neg A$, tak má práve jedno dieťa, ktoré obsahuje formulu A ,
- ak vrchol obsahuje formulu $(A \ b \ B)$, kde b je jedna z binárnych spojok, tak má dve deti, pričom ľavé dieťa obsahuje formulu A a pravé formulu B ,
- vrcholy obsahujúce výrokové premenné sú listami.

Príklad 3.12. Nájdime vytvárajúci strom pre formulu $((p \wedge q) \rightarrow ((\neg p \vee \neg \neg q) \vee (q \rightarrow \neg p)))$.

II.5 Podformuly

Definícia 3.13 (Priama podformula).

- Priamou podformulou $\neg A$ je formula A .
- Priamymi podformulami $(A \wedge B)$, $(A \vee B)$ a $(A \rightarrow B)$ sú formuly A (ľavá priama podformula) a B (pravá priama podformula).

Definícia 3.14 (Podformula). Vzťah *byť podformulou* je najmenšia relácia na formulách splňajúca:

- Ak X je priamou podformulou Y , tak X je podformulou Y .
- Ak X je podformulou Y a Y je podformulou Z , tak X je podformulou Z .

Príklad 3.15. Vymenujme priame podformuly a podformuly $((p \vee \neg q) \wedge \neg(q \rightarrow p))$.

Spomeňte si II.2

Sú nasledujúce tvrdenia pravdivé? Odpovedzte áno/nie.

- Vďaka jednoznačnosti rozkladu má každá formula práve jednu priamu podformulu.*
- Postorderový výpis vytvárajúceho stromu formuly X je vytvárajúcou postupnosťou tejto formuly.*

II.7 Stupeň formuly

Definícia 3.16 (Stupeň formuly $[\deg(X)]$).

- Výroková premenná je stupňa 0.
- Ak A je formula stupňa n , tak $\neg A$ je stupňa $n + 1$.
- Ak A je formula stupňa n_1 a B je formula stupňa n_2 , tak $(A \wedge B)$, $(A \vee B)$ a $(A \rightarrow B)$ sú stupňa $n_1 + n_2 + 1$.

Definícia 3.16 (Stupeň formuly $[\deg(X)]$ stručne, symbolicky).

- $\deg(p) = 0$ pre každú $p \in \mathcal{V}$,
- $\deg(\neg A) = \deg(A) + 1$ pre každú $A \in \mathcal{E}$,
- $\deg((A \wedge B)) = \deg((A \vee B)) = \deg((A \rightarrow B)) = \deg(A) + \deg(B) + 1$ pre všetky $A, B \in \mathcal{E}$.

Príklad 3.17. Aký je stupeň formuly $((p \vee \neg q) \wedge \neg(q \rightarrow p))$?

Veta 3.18 (Princíp indukcie na stupeň formuly). *Nech P je ľubovoľná vlastnosť formúl ($P \subseteq \mathcal{E}$). Ak platí súčasne*

báza indukcie: každá formula stupňa 0 má vlastnosť P ,

indukčný krok: pre každú formulu X z predpokladu, že všetky formuly menšieho stupňa ako $\deg(X)$ majú vlastnosť P , vyplýva, že aj X má vlastnosť P ,

tak všetky formuly majú vlastnosť P ($P = \mathcal{E}$).

Príklad 3.19. Dokážme:

Množina všetkých formúl vo vytvárajúcom strome formuly X je rovná zjednoteniu množiny všetkých podformúl X s $\{X\}$.

Vyskúšajte si II.3

Stupeň formuly $((\neg p \rightarrow q) \wedge q)$ je

Definícia 3.20 (Množina výrok. prem. formuly $[\text{vars}(X)]$).

- Ak p je výroková premenná, množinou výrokových premenných atomickej formuly p je $\{p\}$.
- Ak V je množina výrokových premenných formuly A , tak V je tiež množinou výrok. prem. formuly $\neg A$.
- Ak V_1 je množina výrok. prem. formuly A a V_2 je množina výrok. prem. formuly B , tak $V_1 \cup V_2$ je množinou výrok. prem. formúl $(A \wedge B)$, $(A \vee B)$ a $(A \rightarrow B)$.

Definícia 3.20 ($\text{vars}(X)$ stručnejšie).

- Ak p je výroková premenná, tak $\text{vars}(p) = \{p\}$.
- Ak A a B sú formuly, tak $\text{vars}(\neg A) = \text{vars}(A)$ a $\text{vars}((A \wedge B)) = \text{vars}((A \vee B)) = \text{vars}((A \rightarrow B)) = \text{vars}(A) \cup \text{vars}(B)$.

3.3. Sémantika výrokovej logiky

II.11 Sémantika výrokovej logiky

- Syntax jazyka výrokovej logiky hovorí iba tom, ako sa zapisujú formuly ako postupnosti symbolov.
- Samé o sebe tieto postupnosti nemajú žiaden ďalší význam.
- Ten im dáva *sémantika* jazyka výrokovej logiky.
- Za význam výrokov považujeme ich pravdivostnú hodnotu.

II.12 Ohodnotenie výrokových premenných

- Výrokové premenné predstavujú jednoduché výroky.
- Ich význam (pravdivosť) nie je pevne daný.
- Môže závisieť od situácie, stavu sveta (Sára ide na párty, svieti slnko, zobral som si dáždík, ...).
- Ako vieme *programátorsky* popísať pravdivosť výrokových premenných v nejakom stave sveta? A *matematicky*?

Definícia 3.21. Nech (t, f) je usporiadaná dvojica pravdivostných hodnôt, $t \neq f$, pričom hodnota t predstavuje pravdu a f nepravdu.

Ohodnotením množiny výrokových premenných \mathcal{V} nazveme každé zobrazenie v množiny \mathcal{V} do množiny $\{t, f\}$ (teda každú funkciu $v: \mathcal{V} \rightarrow \{t, f\}$).

Výroková premenná p je *pravdivá* pri ohodnotení v , ak $v(p) = t$. Výroková premenná p je *nepravdivá* pri ohodnotení v , ak $v(p) = f$.

II.13 Ohodnotenie výrokových premenných

Príklad 3.22. Zoberme $t \neq f$ (napr. $t = 1, f = 0$), $\mathcal{V} = \{a, á, ä, \dots, ž, 0, \dots, 9, _ \}^+$
Dnešné ráno by popísalo ohodnotenie v_1 množiny \mathcal{V} , kde (okrem iného):

$$v_1(\text{sieti_slnko}) = t \quad v_1(\text{zobral_som_si_dáždnik}) = f$$

Minulotýždňové ráno opisuje ohodnotenie v_2 , kde okrem iného

$$v_2(\text{sieti_slnko}) = f \quad v_2(\text{zobral_som_si_dáždnik}) = f$$

Jednu zo situácií v probléme pozývania kamarátov na párty by popísalo ohodnotenie, v ktorom (okrem iného):

$$v_3(\text{sara}) = t \quad v_3(\text{kim}) = f \quad v_3(\text{jim}) = t$$

Prečo „okrem iného“?

II.14 Splňanie výrokových formúl

- Na formulu sa dá pozeráť ako na podmienku, ktorú stav sveta buď *spĺňa* (je v tomto stave pravdivá) alebo *nespĺňa* (je v ňom nepravdivá).
- Z pravdivostného ohodnotenia výrokových premenných v nejakom stave sveta, vieme *jednoznačne* povedať, ktoré formuly sú v tomto stave splnené.

Príklad 3.23. Nech v_3 je ohodnotenie množiny $\mathcal{V} = \{a, \dots, z\}^+$, také že

$$v_3(\text{kim}) = t \quad v_3(\text{jim}) = f \quad v_3(\text{sara}) = t.$$

Spĺňa svet s týmto ohodnotením formulu $(\neg \text{jim} \rightarrow \neg \text{sara})$?

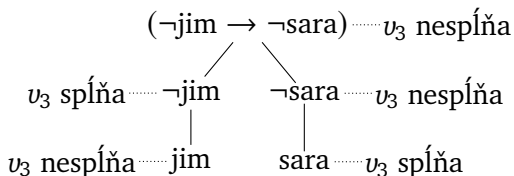
Zoberieme vytvárajúcu postupnosť, prejdeme ju zľava doprava:

Formulu	jim	sara	$\neg \text{jim}$	$\neg \text{sara}$	$(\neg \text{jim} \rightarrow \neg \text{sara})$
ohodn. v_3	nespĺňa	spĺňa	spĺňa	nespĺňa	nespĺňa

Príklad 3.23 (pokračovanie).

$$v_3(\text{kim}) = t \quad v_3(\text{jim}) = f \quad v_3(\text{sara}) = t.$$

Iná možnosť je použiť vytvárajúci strom:



- Proces zisťovania, či ohodnotenie spĺňa formulu, vieme naprogramovať:

def satisfies(v , A): . . .

- Veľmi podobne vieme zdefinovať splnenie matematicky.

Definícia 3.24. Nech \mathcal{V} je množina výrokových premenných. Nech v je ohodnotenie množiny \mathcal{V} . Pre všetky výrokové premenné p z \mathcal{V} a všetky formuly A, B nad \mathcal{V} definujeme:

- v spĺňa atomickú formulu p vtt $v(p) = t$;
- v spĺňa formulu $\neg A$ vtt v nespĺňa A ;
- v spĺňa formulu $(A \wedge B)$ vtt v spĺňa A a v spĺňa B ;
- v spĺňa formulu $(A \vee B)$ vtt v spĺňa A alebo v spĺňa B ;
- v spĺňa formulu $(A \rightarrow B)$ vtt v nespĺňa A alebo v spĺňa B .

Dohoda

- Skratka *vtt* znamená *vtedy a len vtedy, keď*.
- Vzťah *ohodnotenie v spĺňa formulu X* skratene zapisujeme $v \models X$, *ohodnotenie v nespĺňa formulu X* zapisujeme $v \not\models X$.
- Namiesto v (*ne*)*spĺňa X* hovoríme aj X *je* (*ne*)*pravdivá pri v*.

II.18 Spĺňanie výrokových formúl – príklad

Príklad 3.25. Nech v_3 je ohodnotenie množiny $\mathcal{V} = \{a, \dots, z\}^+$, také že

$$v_3(\text{kim}) = t \quad v_3(\text{jim}) = f \quad v_3(\text{sara}) = t.$$

Zistíme, ktoré z formúl

$$\begin{aligned} & ((\text{kim} \vee \text{jim}) \vee \text{sara}) \\ & (\text{kim} \rightarrow \neg \text{sara}) \quad (\text{jim} \rightarrow \text{kim}) \quad (\neg \text{jim} \rightarrow \neg \text{sara}) \end{aligned}$$

ohodnotenie v_3 spĺňa a ktoré nespĺňa.

$\text{deg}(X)$	v_3 spĺňa X	v_3 nespĺňa X
0	kim, sara	jim
1	$\neg \text{jim}$, $(\text{kim} \vee \text{jim})$, $(\text{jim} \rightarrow \text{kim})$	$\neg \text{sara}$
2	$((\text{kim} \vee \text{jim}) \vee \text{sara})$	$(\text{kim} \rightarrow \neg \text{sara})$
3		$(\neg \text{jim} \rightarrow \neg \text{sara})$

II.19 Spĺňanie výrokových formúl

Dohoda

V ďalších definíciách a tvrdeniach predpokladáme, že sme si *pevne zvolili* nejakú množinu výrokových premenných \mathcal{V} a hodnoty t, f .

„Formulou“ rozumieme formulu nad množinou výrok. prem. \mathcal{V} .

„Ohodnotením“ rozumieme ohodnotenie množiny výrok. prem. \mathcal{V} .

Tvrdenie 3.26. *Splnenie výrokovej formuly pri ohodnotení výrokových premenných závisí iba od ohodnotenia (konečného počtu) výrokových premenných, ktoré sa v nej vyskytujú.*

Presnejšie: Pre každú formulu X a všetky ohodnotenia v_1 a v_2 , ktoré zhodujú na množine výrokových premenných vyskytujúcich sa v X , platí $v_1 \models X$ vtt $v_2 \models X$.

II.20 Splňanie výrokových formúl

Dôkaz. Indukciou na stupeň formuly X .

Báza: Nech X je stupňa 0. Podľa vety o jednoznačnosti rozkladu a definície stupňa musí byť $X = p$ pre nejakú výrokovú premennú. Zoberme ľubovoľné ohodnotenia v_1 a v_2 , ktoré sa zhodujú na premenných v X , teda na p . Podľa definície splňania $v_1 \models p$ vtt $v_1(p) = t$ vtt $v_2(p) = t$ vtt $v_2 \models p$.

Krok: Nech X je stupňa $n > 0$ a tvrdenie platí pre všetky formuly stupňa nižšieho ako n (indukčný predpoklad). Zoberme ľubovoľné ohodnotenia v_1 a v_2 , ktoré sa zhodujú na premenných v X . Podľa definície stupňa a jednoznačnosti rozkladu nastáva práve jeden z prípadov:

- $X = \neg A$ pre práve jednu formulu A . Pretože $\deg(X) = \deg(A) + 1 > \deg(A)$, podľa ind. predpokladu tvrdenie platí pre A . Ohodnotenia v_1 a v_2 sa zhodujú na premenných v A (rovnaké ako v X). Preto $v_1 \models A$ vtt $v_2 \models A$, a teda $v_1 \models \neg A$ vtt $v_1 \not\models A$ vtt $v_2 \not\models A$ vtt $v_2 \models \neg A$.
- $X = (A \wedge B)$ pre práve jednu dvojicu formúl A, B . Pretože $\deg(X) = \deg(A) + \deg(B) + 1 > \deg(A)$ aj $\deg(B)$, podľa ind. predpokladu pre A aj B tvrdenie platí. Podobne pre ďalšie binárne spojky.

□

3.4. Tautológie, (ne)splniteľnosť, falzifikovateľnosť

II.21 Tautológia, (ne)splniteľnosť, falzifikovateľnosť

Definícia 3.27. Formulu X nazveme *tautológiou* (skrátene $\models X$) vtt je splnená pri každom ohodnotení výrokových premenných.

Príklad 3.28. $(p \vee \neg p), \neg(p \wedge \neg p), (\neg \neg p \rightarrow p), (p \rightarrow \neg \neg p), (p \rightarrow (q \rightarrow p)), ((p \rightarrow (q \rightarrow r)) \rightarrow ((p \rightarrow q) \rightarrow (p \rightarrow r))), ((\neg q \rightarrow \neg p) \rightarrow (p \rightarrow q))$

Definícia 3.29. Formulu X nazveme *splniteľnou* vtt je splnená pri aspoň jednom ohodnotení výrokových premenných.

Formulu X nazveme *nesplniteľnou* vtt nie je splniteľná.

Formulu X nazveme *falzifikovateľnou* vtt je nesplnená pri aspoň jednom ohodnotení výrokových premenných.

II.22 „Geografia“ výrokových formúl podľa spĺňania



- Tautológie sú výrokovologické pravdy. Sú zaujímavé najmä pre klasický pohľad na logiku ako skúmanie správneho usudzovania.
- Vo výpočtovej logike je zaujímavá splniteľnosť a konkrétne spĺňajúce ohodnotenia.

_____ Obrázok podľa [Papadimitriou, 1994]

Zamyslite sa II.4

Ak formula *nie* je falzifikovateľná, je:

A: splniteľná,

B: nesplniteľná,

C: tautológia.

III. prednáška

Vyplývanie, ekvivalentné úpravy

6. marca 2017

III.1 Tautológie a (ne)splniteľnosť

Tvrdenie 3.30. *Formula X je tautológia vtt keď $\neg X$ je nespĺniteľná.*

Dôkaz. (\Rightarrow) Nech X je tautológia, teda je splnená pri každom ohodnotení výrokových premenných. To znamená, že $\neg X$ je nespĺnená pri každom boolovskom ohodnotení (podľa definície spĺňania pri ohodnotení), a teda neexistuje žiadne ohodnotenie, pri ktorom by $\neg X$ bola splnená, teda $\neg X$ nie je splniteľná.

(\Leftarrow) Opačne, nech $\neg X$ je nespĺniteľná. To znamená, že pri každom ohodnotení výrokových premenných je $\neg X$ nespĺnená. Podľa definície spĺňania je teda X pri každom ohodnotení splnená, a teda je tautológia. \square

III.2 Teórie

Neformálne slovom *teória* označujeme nejaký súbor presvedčení o fungovaní sveta alebo jeho časti.

Definícia 3.31. (*Výrokovologickou*) *teóriou* nazývame každú množinu forml.

Dohoda

Teórie budeme označovať písmenami T, S , podľa potreby s indexmi.

Príklad 3.32. Formalizácia problému pozývania známych na párty je teóriou:

$$T_{\text{party}} = \{ ((\text{kim} \vee \text{jim}) \vee \text{sara}), \quad (\text{kim} \rightarrow \neg \text{sara}), \\ (\text{jim} \rightarrow \text{kim}), \quad (\neg \text{jim} \rightarrow \neg \text{sara}) \}$$

III.3 Splnenie teórie, model

Pojem splňania sa jednoducho rozšíri na teórie.

Definícia 3.33. Nech T je teória. Ohodnotenie v *spĺňa* teóriu T (skrátene $v \models T$) vtt v spĺňa každú formulu X z množiny T .

Spĺňajúce ohodnotenie nazývame *modelom* teórie T .

Príklad 3.34. Aké ohodnotenie spĺňa (teda je modelom) T_{party} ?

Tvrdenie 3.35. *Splnenie teórie T pri ohodnotení výrokových premenných závisí iba od ohodnotenia výrokových premenných, ktoré sa vyskytujú vo formúlach v T .*

Presná formulácia je podobná ako pri splňaní formúl. Dôkaz sporom, lebo množina formúl môže byť nekonečná.

3.5. Výrokovologické vyplývanie

III.4 Splniteľnosť teórie

- Kedy je teória „zlá“?
- Keď nepopisuje žiaden svet (stav sveta).
- „Dobrá“ je teda taká teória, ktorá má aspoň jeden model.

Definícia 3.36. Teória T je *súčasne (výrokovologicky) splniteľná* vtt existuje aspoň jeden model T , (t.j. ohodnotenie výrokových premenných, ktoré spĺňa všetky formuly z T).

Teória je *nesplniteľná* vtt nie je splniteľná.

Príklad 3.37. T_{party} je súčasne splniteľná množina formúl.

$T_{\text{party}} \cup \{\text{sara}\}$ je súčasne nesplniteľná množina formúl.

III.5 Výrokovologické vyplývanie

- Aký je účel teórií? Kedy je teória užitočná?
- Keď pomocou z nej dokážeme odvodiť doteraz neznáme skutočnosti, zistiť *uvažovaním* (alebo počítaním), čo vo svete platí, aj keď to priamo v teórii nie je zapísané.

- Takéto skutočnosti nazývame dôsledkami teórie a hovoríme, že z nej vyplývajú.

Príklad 3.38. Všimnime si, že v každom ohodnotení, ktoré spĺňa T_{party} , je premenná kim pravdivá.

Definícia 3.39 (Výrokovologické vyplývanie). Z teórie T výrokovologicky vyplýva formula X (X je výrokovologickým dôsledkom T , skrátene $T \models X$) vtt každé ohodnotenie výrokových premenných, ktoré spĺňa T , spĺňa aj X .

III.6 Vyplývanie a (ne)splniteľnosť

Tvrdenie 3.40. Formula X výrokovologicky vyplýva z teórie T vtt množina $T_1 = T \cup \{\neg X\}$ je nesplniteľná.

Dôkaz. Nech $T = \{X_1, X_2, \dots, X_n, \dots\}$.

(\Rightarrow) Predpokladajme, že X vyplýva z množiny T . Nech v je nejaké ohodnotenie \mathcal{V} . Potrebujeme ukázať, že v nespĺňa T_1 . Máme dve možnosti:

- Ak v nespĺňa T , tak nespĺňa ani T_1 .
- Ak v spĺňa T , tak v musí spĺňať aj X (definícia vyplývania). To znamená, že $\neg X$ je nesplnená pri v , a teda v nespĺňa T_1 .

(\Leftarrow) Opačne, nech T_1 je nesplniteľná a nech v je nejaké ohodnotenie \mathcal{V} . v teda nespĺňa T_1 . Potrebujeme ukázať, že ak v spĺňa T , tak potom v spĺňa aj X . Ak v spĺňa T , potom spĺňa každé X_i . Keďže ale v nespĺňa T_1 , v musí nespĺňať $\neg X$ (jediná zostávajúca formula z T_1), čo znamená, že v spĺňa X . \square

III.7 Nezávislosť

Definícia 3.41. Formula X je nezávislá od teórie T , ak existuje dvojica ohodnotení v_1, v_2 spĺňajúcich T , pričom v_1 spĺňa X , ale v_2 nespĺňa X .

Príklad 3.42. Atomická formula jim je nezávislá od T_{party} .

Tvrdenia

- $T \cup \{A\} \models B$ vtt $T \models A \rightarrow B$
- $\{\} \models A$ vtt $\models A$ (A je tautológia)
- Nasledujúce tvrdenia sú ekvivalentné:
 - $\{A_1, A_2, \dots, A_n\} \models B$
 - $\{((\dots(A_1 \wedge A_2) \wedge \dots) \wedge A_n)\} \models B$
 - $\{\} \models ((\dots(A_1 \wedge A_2) \wedge \dots) \wedge A_n) \rightarrow B$
 - $\models (((\dots(A_1 \wedge A_2) \wedge \dots) \wedge A_n) \rightarrow B)$

Spomeňte si III.1

Formula X vyplýva z teórie T vtt každý model T spĺňa X .

Pravda alebo nepravda?

3.6. Ekvivalencia formúl

Ako vieme pomocou doterajších sémantických pojmov vyjadriť, že dve formuly sú ekvivalentné?

Definícia 3.43. Dve formuly X a Y sú (výrokovologicky) ekvivalentné vtt pre každé ohodnotenie v výrokových premenných platí, že v spĺňa X vtt v spĺňa Y .

Ako súvisí ekvivalencia formúl so „spojkou“ práve vtedy, keď (\leftrightarrow)?

Dohoda

Formulu $((X \rightarrow Y) \wedge (Y \rightarrow X))$ skráteno zapíšeme $(X \leftrightarrow Y)$.

Tvrdenie 3.44. Formuly X a Y sú výrokovologicky ekvivalentné vtt formula $(X \leftrightarrow Y)$ je tautológia.

Tvrdenie 3.45 (Asociativita a komutativita \wedge a \vee). *Nech A_1, A_2, A_3 sú formuly. Nasledujúce dvojice formúl sú ekvivalentné:*

- $((A_1 \wedge A_2) \wedge A_3) \text{ a } (A_1 \wedge (A_2 \wedge A_3))$,
- $((A_1 \vee A_2) \vee A_3) \text{ a } (A_1 \vee (A_2 \vee A_3))$.
- $(A_1 \wedge A_2) \text{ a } (A_2 \wedge A_1)$,
- $(A_1 \vee A_2) \text{ a } (A_2 \vee A_1)$,

3.7. Ekvivalentné úpravy

Na Matematike (1) ste ekvivalente upravovali formuly.

Cieľom je zvyčajne formulu zjednodušiť alebo upraviť do požadovaného tvaru (napr. vstup pre SAT solver), prípadne ukázať, že je tautológia upravením na známu tautológiu.

Čo to vlastne je ekvivalentná úprava?

Definícia 3.46. Zobrazenie $u: \mathcal{E} \rightarrow \mathcal{E}$ nazveme *ekvivalentnou úpravou* vtt pre každú formulu A platí, že formuly A a $u(A)$ sú ekvivalentné.

Príklad *syntaktickej manipulácie* formúl s predvídateľným sémantickým výsledkom.

Oba druhy ekvivalentných úprav sú založené na *substitúcii*.

Definícia 3.47 (Substitúcia). Nech X, A, B sú formuly. *Substitúciou B za A v X (skrátene $X[A|B]$) nazývame formulu, ktorá vznikne nahradením každého výskytu A v X formulou B .*

Veta 3.48 (Ekvivalentné úpravy). *Nech X je formula, A a B sú ekvivalentné formuly. Potom X a $X[A|B]$ sú tiež ekvivalentné.*

Tvrdenie 3.49. *Nech X je tautológia, a výroková premenná a Y ľubovoľná formula. Potom $X[a|Y]$ je tiež tautológia.*

III.14 Ekvivalentné úpravy

Ekvivalentné úpravy zvyčajne pozostávajú z kombinácie:

- nahradenia podformuly A vo formule X formulou B , ktorá je ekvivalentná s A ;

Príklad 3.50. $A = \neg\neg p \quad B = p \quad (q \rightarrow \neg\neg p) \rightsquigarrow (q \rightarrow \neg p)$

- nahradenia formuly, ktorá vznikne dosadením formuly A za nejakú výrokovú premennú p vo formule X , formulou, ktorá vznikne dosadením A za rovnakú premennú vo formule Y ekvivalentnej s X .

Príklad 3.51. $(\neg(r \rightarrow s) \wedge \neg q) \rightsquigarrow \neg((r \rightarrow s) \vee q)$
 $X = (\neg p \wedge \neg q) \quad Y = \neg(p \vee q)$
 $A = (r \rightarrow s)$

III.15 Ekvivalencie pre ekvivalentné úpravy

Veta 3.52. *Nech A , B a C sú ľubovoľné formuly, \top je ľubovoľná tautológia a \perp je ľubovoľná nespĺniteľná formula. Nasledujúce dvojice formúl sú ekvivalentné:*

$$(A \wedge (B \wedge C)) \text{ a } ((A \wedge B) \wedge C) \quad \text{asociatívnosť}$$

$$(A \vee (B \vee C)) \text{ a } ((A \vee B) \vee C)$$

$$(A \wedge (B \vee C)) \text{ a } ((A \wedge B) \vee (A \wedge C)) \quad \text{distributívnosť}$$

$$(A \vee (B \wedge C)) \text{ a } ((A \vee B) \wedge (A \vee C))$$

$$(A \wedge B) \text{ a } (B \wedge A) \quad \text{komutatívnosť}$$

$$(A \vee B) \text{ a } (B \vee A)$$

$$\neg(A \wedge B) \text{ a } (\neg A \vee \neg B) \quad \text{de Morganove pravidlá}$$

$$\neg(A \vee B) \text{ a } (\neg A \wedge \neg B)$$

$$\neg\neg A \text{ a } A \quad \text{dvojitá negácia}$$

Veta 3.52 (Pokračovanie).

$(A \wedge A) a A$	<i>idempotencia</i>
$(A \vee A) a A$	
$(A \wedge \top) a A$	<i>identita</i>
$(A \vee \perp) a A$	
$(A \vee (A \wedge B)) a A$	<i>absorpcia</i>
$(A \wedge (A \vee B)) a A$	
$(A \vee \neg A) a \top$	<i>vylúčenie tretieho</i>
$(A \wedge \neg A) a \perp$	<i>spor</i>
$(A \rightarrow B) a (\neg A \vee B)$	<i>nahradenie \rightarrow</i>

3.8. Konjunktívna a disjunktívna normálna forma

Dohoda

Nech A_1, A_2, \dots, A_n je konečná postupnosť formúl.

- Formulu $((A_1 \wedge A_2) \wedge A_3) \wedge \dots \wedge A_n$ budeme skrátene zapisovať $(A_1 \wedge A_2 \wedge A_3 \wedge \dots \wedge A_n)$, prípadne $\bigwedge_{i=1}^n A_i$ a nazývať *konjunkcia postupnosti formúl* A_1, \dots, A_n .
- Formulu $((A_1 \vee A_2) \vee A_3) \vee \dots \vee A_n$ budeme skrátene zapisovať $(A_1 \vee A_2 \vee A_3 \vee \dots \vee A_n)$, prípadne $\bigvee_{i=1}^n A_i$ a nazývať *disjunktia postupnosti formúl* A_1, \dots, A_n .
- Pre $n = 1$ chápeme samotnú formulu A_1 ako konjunktciu aj ako disjunktciu jednoprvkovej postupnosti formúl A_1 .
- Konjunktciu prázdnej postupnosti formúl ($n = 0$) chápeme ako ľubovoľnú tautológiu (napríklad $(p_1 \vee \neg p_1)$) a označujeme ju \top .
- Disjunktciu prázdnej postupnosti formúl chápeme ako ľubovoľnú nespĺniteľnú formulu (napríklad $(p_1 \wedge \neg p_1)$) a označujeme ju \perp alebo \square .

Definícia 3.53. • Výrokovú premennú alebo negáciou premennej nazývame *literál*. Disjunkciu literálov nazývame *klauzula* (tiež „klauza“).

- Hovoríme, že formula X je v *disjunktívnom normálnom tvare* (DNF), ak X je disjunkciou formúl, z ktorých každá je konjunkciou literálov.
- Hovoríme, že formula X je v *konjunktívnom normálnom tvare* (CNF), ak X je konjunkciou klauz (formúl, z ktorých každá je disjunkciou literálov).

Príklad 3.54. • Literály: $p, \neg q, \dots$

- Klauzuly: $(p \vee \neg q)$, ale aj p, \perp
- DNF: $((p \wedge \neg q) \vee (\neg p \wedge r) \vee (\neg p \wedge q \wedge \neg r))$, ale aj $(p \wedge \neg q), (p \vee \neg q), q, \neg p$
- CNF: $((\neg p \vee \neg q) \wedge (p \vee r) \wedge (p \vee q \vee \neg r))$, ale aj $(p \vee \neg q), (p \wedge \neg q), q, \neg p$

IV. prednáška

CNF, kalkuly

13. marca 2017

IV.1 Zápis ekvivalentnosti formúl

Definícia 3.55. Formuly A a B sú v relácii \Leftrightarrow vtt pre každé ohodnotenie v platí $v \models A$ vtt $v \models B$, teda keď formuly A a B sú ekvivalentné.

Veta 3.56. Relácia \Leftrightarrow na formulách je reláciou ekvivalencie, teda je reflexívna, symetrická a tranzitívna.

IV.2 Zápis ekvivalentnosti formúl

Dohoda

- Ak formuly A a B sú ekvivalentné a B vznikne substitúciou podľa viet 3.48 a 3.52, názov/skratku substituovaného páru ekvivalentných podformúl zapíšeme nad symbol \Leftrightarrow , napríklad:

$$(A \wedge \neg \neg B) \overset{\text{dvoj.neg.}}{\Leftrightarrow} (A \wedge B)$$

- Zápisom $A_1 \Leftrightarrow A_2 \Leftrightarrow \cdots \Leftrightarrow A_n$ vyjadrujeme, že $A_i \Leftrightarrow A_{i+1}$ pre každé $1 \leq i < n$.

IV.3 Existencia DNF, CNF

Veta 3.57. 1. Ku každej formule X existuje ekvivalentná formula A v disjunktívnom normálnom tvare.

2. Ku každej formule X existuje ekvivalentná formula B v konjunktívnom normálnom tvare.

Dôkaz. 1. Zoberme všetky ohodnotenia v_i také, že $v_i \models X$ a $v_i(q) = f$ pre všetky premenné q nevyskytujúce sa v X . Pre každé v_i zostrojme formulu C_i ako konjunkciu obsahujúcu p , ak $v_i(p) = t$, alebo $\neg p$, ak $v_i(p) = f$, pre každú premennú p z X . Očividne formula $A = \bigvee_i C_i$ je v DNF a je ekvivalentná s X (vymenúva všetky možnosti, kedy je X splnená).

2. K $\neg X$ teda existuje ekvivalentná formula A_1 v DNF. Znegovaním A_1 a aplikáciou de Morganových pravidiel dostaneme formulu B v CNF, ktorá je ekvivalentná s X . \square

IV.4 CNF – trochu lepší prístup

- Skúmanie všetkých ohodnotení nie je ideálny spôsob ako upraviť formulu do CNF — najmä keď má veľa premenných a jej splniteľnosť chceme rozhodnúť SAT solverom.
- Je nejaký lepší *systematický* postup?

- Všimnime si:

CNF je konjunkcia disjunkcií literálov — výrokových premenných alebo ich negácií

Teda:

- CNF neobsahuje implikácie — ako sa ich zbavíme?
- Negácia sa vyskytuje iba pri výrokových premenných — ako ju tam dostaneme, ak to tak nie je (napr. $\neg(A \vee B)$)?
- Disjunkcie sa nachádzajú iba vnútri konjunkcií — ako presunieme „vonkajšie“ disjunkcie „dovnútra“ konjunkcií (napr. $(A \vee (B \wedge C))$)?

IV.5 CNF – trochu lepší prístup

Algoritmus CNF₁

1. Prepíšeme implikácie:

- $(A \rightarrow B) \Leftrightarrow (\neg A \vee B).$

2. Presunieme \neg dovnútra pomocou de Morganových pravidiel a dvojitej negácie.

3. „Roznásobíme“ \wedge s \vee podľa distributívnosti a komutatívnosti:

- $(A \vee (B \wedge C)) \Leftrightarrow ((A \vee B) \wedge (A \vee C))$
- $((B \wedge C) \vee A) \Leftrightarrow (A \vee (B \wedge C)) \Leftrightarrow ((A \vee B) \wedge (A \vee C)) \Leftrightarrow ((B \vee A) \wedge (A \vee C)) \Leftrightarrow ((B \vee A) \wedge (C \vee A))$

4. Prezátvorkujeme na požadovaný tvar pomocou asociatívnych pravidiel.

Tvrdenie 3.58. Výsledná formula alg. CNF_1 je ekvivalentná s pôvodnou a je v CNF.

IV.6 CNF – trochu lepší přístup

Príklad 3.59. $((a \vee \neg b) \rightarrow \neg(c \vee (d \wedge \neg e)))$

$$\begin{aligned}
 &\stackrel{1}{\Leftrightarrow} (\neg(a \vee \neg b) \vee \neg(c \vee (d \wedge \neg e))) \\
 &\stackrel{2}{\Leftrightarrow} ((\neg a \wedge \neg\neg b) \vee \neg(c \vee (d \wedge \neg e))) \\
 &\stackrel{2}{\Leftrightarrow} ((\neg a \wedge b) \vee \neg(c \vee (d \wedge \neg e))) \\
 &\stackrel{2}{\Leftrightarrow} ((\neg a \wedge b) \vee (\neg c \wedge \neg(d \wedge \neg e))) \\
 &\stackrel{2}{\Leftrightarrow} ((\neg a \wedge b) \vee (\neg c \wedge (\neg d \vee \neg\neg e))) \\
 &\stackrel{2}{\Leftrightarrow} ((\neg a \wedge b) \vee (\neg c \wedge (\neg d \vee e))) \\
 &\stackrel{3}{\Leftrightarrow} (((\neg a \wedge b) \vee \neg c) \wedge ((\neg a \wedge b) \vee (\neg d \vee e))) \\
 &\stackrel{2 \times 3}{\Leftrightarrow} (((\neg a \vee \neg c) \wedge (b \vee \neg c)) \wedge ((\neg a \vee (\neg d \vee e)) \wedge (b \vee (\neg d \vee e)))) \\
 &\stackrel{4}{\Leftrightarrow} ((\neg a \vee \neg c) \wedge (b \vee \neg c) \wedge (\neg a \vee (\neg d \vee e)) \wedge (b \vee (\neg d \vee e))) \\
 &\stackrel{2 \times 4}{\Leftrightarrow} ((\neg a \vee \neg c) \wedge (b \vee \neg c) \wedge (\neg a \vee \neg d \vee e) \wedge (b \vee \neg d \vee e))
 \end{aligned}$$

- Algoritmus CNF₁ je jednoduchý, ale nie vždy výhodný
- Všimnite si:
 - Z formuly $((p_1 \wedge q_1) \vee (p_2 \wedge q_2))$ s 2 konjunkciami dostaneme $((p_1 \vee p_2) \wedge (p_1 \vee q_2) \wedge (q_1 \vee p_1) \wedge (q_1 \vee q_2))$ so 4 klauzulami
 - Z formuly $((p_1 \wedge q_1) \vee (p_2 \wedge q_2) \vee (p_3 \wedge q_3))$ s 3 konjunkciami dostaneme $((p_1 \vee p_2 \vee p_3) \wedge (p_1 \vee p_2 \vee q_3) \wedge (p_1 \vee q_2 \vee p_3) \wedge (p_1 \vee q_2 \vee q_3) \wedge (q_1 \vee p_2 \vee p_3) \wedge (q_1 \vee p_2 \vee q_3) \wedge (q_1 \vee q_2 \vee p_3) \wedge (q_1 \vee q_2 \vee q_3))$ s 8 klauzulami
 - Z $((p_1 \wedge q_1) \vee (p_2 \wedge q_2) \vee \dots \vee (p_n \wedge q_n))$ s n konjunkciami dostaneme $\bigwedge_{x_1 \in \{p_1, q_1\}} \dots \bigwedge_{x_n \in \{p_n, q_n\}} \bigvee_{i=1}^n x_i$ s 2^n klauzulami
- Distribuuovanie disjunkcií dovnútra konjunkcií teda môže formulu zväčšiť exponenciálne

- Pri úprave formuly do CNF pre SAT solver *nepotrebujeme*, aby bola výsledná formula s pôvodnou ekvivalentná
- Stačí nám oveľa slabšia vlastnosť:

Definícia 3.60. Formuly X a Y sú *rovnako splniteľné* (ekvisplniteľné, equisatisfiable) práve vtedy, keď X je splniteľná vtt Y je splniteľná.

Tvrdenie 3.61. Ak X a Y sú ekvivalentné, sú aj rovnako splniteľné.

Príklad 3.62 (Ekvivalentnosť vs. ekvisplniteľnosť). Sú $(p \rightarrow q)$ a $(p \wedge r)$ rovnako splniteľné? Sú ekvivalentné?

- Ako by sa dá vyhnúť exponenciálnemu nárastu $X = ((p_1 \wedge q_1) \vee (p_2 \wedge q_2) \vee \dots \vee (p_n \wedge q_n))$, keď nám stačí nájsť rovnako splniteľnú formulu?

- Označme $X_i = (p_i \wedge q_i)$.
 - Aký je vzťah medzi X a X_i ?
 X je splnená vtt jedna z X_i je splnená.
 - Akými klauzulami to vieme vyjadriť?
 $(X_i \rightarrow X)$ pre každé $i \in \{1, \dots, n\}$ $(\neg X_i \vee X)$
 $(X \rightarrow (X_1 \vee \dots \vee X_n))$ $(\neg X \vee X_1 \vee \dots \vee X_n)$
 - Aký je vzťah medzi X_i , p_i a q_i ?
 X_i je splnená vtt p_i je splnená a q_i je splnená.
 - Akými klauzulami to vieme vyjadriť?
 Pre každé $i \in \{1, \dots, n\}$: $(X_i \rightarrow p_i)$ $(\neg X_i \vee p_i)$
 $(X_i \rightarrow q_i)$ $(\neg X_i \vee q_i)$
 $((p \wedge q) \rightarrow X_i)$ $(\neg p \vee \neg q \vee X_i)$
 - Koľko klauzúl potrebujeme? $4n + 1$, celkový stupeň CNF $11n + 1$

IV.10 CNF – iný prístup

Algoritmus CNF₂

1. Zostrojíme vytvárajúci strom pre formulu X a označíme formuly v ňom X_0, X_1, X_2, \dots tak, aby $X_0 = X$.
2. Pre každú formulu X_i , ak $X_i = p$ pre nejakú $p \in \mathcal{V}$, označíme $x_i = p$, inak označíme ako x_i novú výrokovú premennú, ktorá bude „reprezentovať“ formulu X_i .
3. Vytvoríme formuly, ktoré popisujú vzťah medzi X_i a jej priamymi podformulami prostredníctvom „reprezentačných“ premenných:
 - ak X_i je tvaru $\neg X_j$ pre nejaké X_j , pridáme $(x_i \leftrightarrow \neg x_j)$,
 - ak X_i je tvaru $(X_j \wedge X_k)$, pridáme $(x_i \leftrightarrow (x_j \wedge x_k))$,
 - ak X_i je tvaru $(X_j \vee X_k)$, pridáme $(x_i \leftrightarrow (x_j \vee x_k))$,
 - ak X_i je tvaru $(X_j \rightarrow X_k)$ pridáme $(x_i \leftrightarrow (x_j \rightarrow x_k))$,

4. Pridáme formulu x_0 (chceme aby formula X bola pravdivá).
5. Všetky nové formuly z krokov 3 a 4 prevedieme do CNF (je to jednoduché) a spojíme konjunkciou.

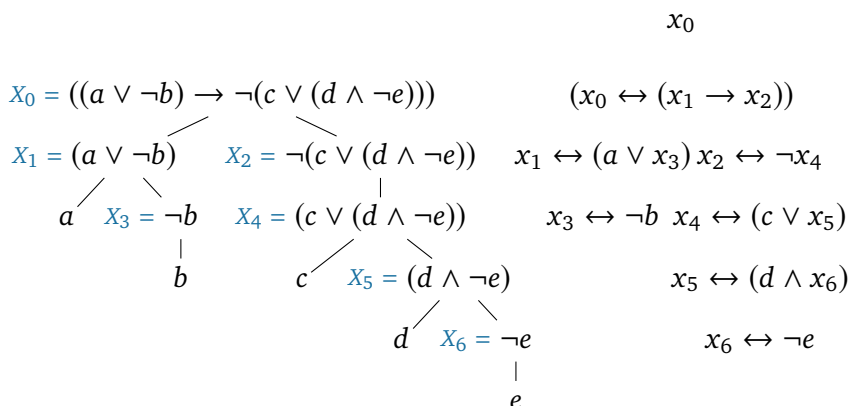
IV.11 CNF – iný prístup

Tvrdenie 3.63. Výsledná formula Y algoritmu CNF_2 je v CNF, jej dĺžka je lineárna voči veľkosti X a Y je ekvisplniteľná s X .

Lema 3.64. Ak $X = (A \text{ c } B)$ je formula a $p, q, r \in \mathcal{V}$ sa nevyskytujú v X , tak X a $Y = (p \wedge (p \leftrightarrow (q \text{ c } r)) \wedge (q \leftrightarrow A) \wedge (r \leftrightarrow B))$ sú ekvisplniteľné.

IV.12 CNF – iný prístup

Príklad 3.65.



3.9. Kalkuly

IV.13 Dokazovanie ekvivalencie syntakticky vs. sémanticky

- Pomocou substitúcie ekvivalentných formúl vieme dokázať, že dve formuly sú ekvivalentné bez toho, aby sme vyšetrovali všetky ohodnotenia ich výrokových premenných.

- Výhodné pri formulách s veľkým počtom premenných.
- Formulu $X = ((a \vee \neg b) \rightarrow \neg(c \vee (d \wedge \neg e)))$ sme upravili do CNF $Y = ((\neg a \vee \neg c) \wedge (b \vee \neg c) \wedge (\neg a \vee \neg d \vee e) \wedge (b \vee \neg d \vee e))$ pomocou 12 substitúcií ekvivalentných podformúl.
- Zároveň sme dokázali, že X a Y sú ekvivalentné.
- Na dôkaz ich ekvivalencie tabuľkovou metódou by sme potrebovali vyšetriť 32 prípadov.

IV.14 Ekvivalencia syntakticky vs. sémanticky

- Tabuľková metóda je **sémantická**
 - využíva ohodnotenia výrokových premenných a spĺňanie for-
múl ohodnoteniami
- Substitúcie ekvivalentných forémúl sú **syntaktickou** metódou
 - pracujú iba s postupnosťami symbolov, nie s ohodnoteniami
- Navyše sú **deduktívnou** metódou
 - odvodíme *iba* ekvivalentné formuly
- Má dve pomerne samozrejmé pravidlá: Eulerovské *pravidlo* nahradenia
ekvivalentnej formuly ekvivalentnou
a tranzitivita ekvivalencie
- Veľa (nevýhoda) *schém axióm* — distributívnosť, de Morgan, ...
 - vytvoríme z nich nekonečne veľa axióm, základných ekvival.
- Postupnosť substitúcií slúži ako **dôkaz**: Každý (aj program), kto po-
zná pravidlo a axiómy ľahko mechanicky overí, že postupnosť je správna

IV.15 Dokazovanie vyplývania a tautológií syntakticky vs. sémanticky — kalkuly

- Ak začneme nejakou formulou a budeme substituovať ekvivalentné podformuly, dostávame postupne rôzne formuly, ktoré sú ale stále ekvivalentné s pôvodnou formulou.
- Čo keby sme začali s tautológiou?

Dostávame stále tautológie.

- Tautológie a vyplývanie formúl z množín sme doteraz dokazovali sémanticky — vyšetrovaním všetkých ohodnotení.
- Na tento účel ale existujú aj syntaktické metódy — *kalkuly*.
- Ukážeme si tri kalkuly:

hilbertovský — klasický, lineárny, pomerne ťažkopádny

tablový — modernejší, stromový, prirodzenejší

rezolvenciu — strojový

V. prednáška

Hilbertovský a tablový kalkul

20. marca 2017

V.1 Organizačné poznámky

Konzultačné hodiny streda 13:10–14:30 na I-16 (Kľuka) a I-7 (Šiška k praktickým cvičeniam)

Midterm • piatok 7. apríla o 12:30 v A
• (pondelok 10. apríla o 18:10 v A)

Vysvetľovanie riešení Vysvetľujte svoj postup, odvolávajte sa na definície, dajte najavo, že chápete súvislosť medzi definovanými pojmami, ktoré sa nachádzajú v zadaní a technikou, ktorú používate na vyriešenie úlohy

Domáce úlohy Ohodnotené a okomentované riešenia na cvičeniach
Konzultácie po cvičeniach alebo počas konzult. hodín

V.2 Usudzovacie pravidlá

- Na úvodnej prednáške sme *usudzovacie pravidlo* neformálne zadefinovali ako *vzor (šablóna) úsudkov*, napríklad:

$$\left. \begin{array}{l} \text{Ak } A, \text{ tak } B. \\ \hline A. \\ \hline B. \end{array} \right\} \begin{array}{l} \text{vzory premís} \\ \text{vzor záveru} \end{array}$$

- Úsudok získame dosadením výrokov (alebo výrokových foriem) na príslušné miesta v pravidle
- Teraz sa pokúsime:

- formálne zdefinovať pravidlá,
- ukázať, ako pravidlami budujeme *dôkazy* vyplývania,
- diskutovať, či sú správne a či môžeme dokázať všetky vyplývania

V.3 Kalkul

Neformálne definície:

- *Odvodzovacie pravidlo* je množina $(n + 1)$ -tíc formúl, zapisovaných

$$(R) \frac{A_1 \quad \cdots \quad A_n}{A},$$

vytvorená substitúciou do jednej vzorovej $(n + 1)$ -tice.

Formuly A_1, \dots, A_n nazývame *premisami* pravidla (R).

Formulu A nazývame *záver* pravidla (R).

- Pravidlo bez premís ($n = 0$) nazývame *schéma axióm* a namiesto

$$\frac{}{A}$$

ho zapisujeme iba A .

- *Kalkul* je systém odvodzovacích pravidiel.

3.10. Hilbertovský kalkul

V.4 Hilbertovský kalkul – axiómy a pravidlo

Definícia 3.66. *Hilbertovský kalkul* sa skladá z axióm vytvorených podľa nasledujúcich schém axióm pre všetky formuly A, B, C :

$$(A1) \quad (A \rightarrow (B \rightarrow A))$$

$$(A2) \quad ((A \rightarrow (B \rightarrow C)) \rightarrow ((A \rightarrow B) \rightarrow (A \rightarrow C)))$$

$$(A3) \quad ((\neg A \rightarrow \neg B) \rightarrow (B \rightarrow A))$$

(A4) $((A \wedge B) \rightarrow A), ((A \wedge B) \rightarrow B)$

(A5) $(A \rightarrow (B \rightarrow (A \wedge B)))$

(A6) $((A \rightarrow (A \vee B)), (B \rightarrow (A \vee B)))$

(A7) $((A \rightarrow C) \rightarrow ((B \rightarrow C) \rightarrow ((A \vee B) \rightarrow C)))$

a pravidla *modus ponens*:

(MP)
$$\frac{A \quad (A \rightarrow B)}{B}$$

pre všetky formuly A a B .

[Švejdar, 2002, §1.3]

V.5 Hilbertovský kalkúl – dôkaz

Definícia 3.67. (*Formálnym*) *dôkazom* z množiny predpokladov S je postupnosť formúl Y_1, Y_2, \dots, Y_n , v ktorej každá formula Y_i je

- predpoklad z množiny S , alebo
- záver odvodzovacieho pravidla, ktorého premisy sa nachádzajú v postupnosti pred Y_i , teda špeciálne
 - Y_i je axióma, inštancia jednej zo schém (A1)–(A7), alebo
 - existujú $j < i$ a $k < i$ také, že Y_i je záver pravidla (MP) pre formuly Y_j a $Y_k = (Y_j \rightarrow Y_i)$.

Dôkazom formuly X z S je taký dôkaz z S , ktorého posledným členom je X .

Formula X je *dokázateľná* z množiny predpokladov S (skrátene $S \vdash X$) vtt, keď existuje dôkaz X z S .

[Švejdar, 2002, §1.3]

Príklad 3.68. Nájdime dôkaz formuly $Z = (X \rightarrow X)$ z množiny predpokladov $\{\}$ (pre ľubovoľnú formulu X):

$Y_1 = (X \rightarrow (X \rightarrow X))$ inštancia (A1) pre $A = B = X$

$Y_2 = (X \rightarrow ((X \rightarrow X) \rightarrow X))$ inšt. (A1) pre $A = X, B = (X \rightarrow X)$

$Y_3 = ((X \rightarrow ((X \rightarrow X) \rightarrow X)) \rightarrow ((X \rightarrow (X \rightarrow X)) \rightarrow (X \rightarrow X)))$
inšt. (A2) pre $A = C = X, B = (X \rightarrow X)$

$Y_4 = ((X \rightarrow (X \rightarrow X)) \rightarrow (X \rightarrow X))$ záver (MP) pre Y_2 a Y_3

$Y_5 = (X \rightarrow X)$ záver (MP) pre Y_1 a Y_4

Veta 3.69 (o dedukcii). $S \cup \{X\} \vdash Y$ vtt $S \vdash (X \rightarrow Y)$

Dôkaz. (\Leftarrow) Nech Y_1, \dots, Y_n je dôkaz $(X \rightarrow Y)$ z S . Potom Y_1, \dots, Y_n, X, Y je dôkaz Y z $S \cup \{X\}$.

(\Rightarrow) Nech Y_1, \dots, Y_n je dôkaz Y z $S \cup \{X\}$. Úplnou indukciou na k dokážeme, že $S \vdash (X \rightarrow Y_k)$.

Báza: Nech $k = 1$. Y_1 nemohla byť odvodená pravidlom (MP), takže je buď axióma, alebo patrí do S , alebo je X . V treťom prípade použijeme dôkaz $(X \rightarrow X)$ z predchádzajúceho príkladu 3.68. V prvých dvoch prípadoch je postupnosť $Y_1, (Y_1 \rightarrow (X \rightarrow Y_1)), (X \rightarrow Y_1)$ dôkazom $(X \rightarrow Y_1)$.

Ind. krok: Nech $k > 1$ a platí IP: pre všetky $j < k$ máme $S \vdash (X \rightarrow Y_j)$.

Ak Y_k je axióma, patrí do S , alebo je X , postupujeme ako pre $k = 1$.

Ak je Y_k záverom pravidla (MP) pre Y_i a $Y_j = (Y_i \rightarrow Y_k)$, tak $i, j < k$ a platí pre ne IP. Teda existuje dôkaz A_1, \dots, A_a formuly $A_a = (X \rightarrow Y_i)$ z S a dôkaz B_1, \dots, B_b formuly $B_b = (X \rightarrow (Y_i \rightarrow Y_k))$ z S . Dôkazom formuly $(X \rightarrow Y_k)$ potom je: $A_1, \dots, A_a, B_1, \dots, B_b, ((X \rightarrow (Y_i \rightarrow Y_k)) \rightarrow ((X \rightarrow Y_i) \rightarrow (X \rightarrow Y_k))), ((X \rightarrow Y_i) \rightarrow (X \rightarrow Y_k)), (X \rightarrow Y_k)$. \square

Príklad 3.70. Ukážme $\{\} \vdash ((A \rightarrow B) \rightarrow ((B \rightarrow C) \rightarrow (A \rightarrow C)))$ (pre ľubovoľné formuly A, B a C).

Podľa vety o dedukcii máme $\{\} \vdash ((A \rightarrow B) \rightarrow ((B \rightarrow C) \rightarrow (A \rightarrow C)))$
vtt $\{(A \rightarrow B)\} \vdash ((B \rightarrow C) \rightarrow (A \rightarrow C))$ vtt $\{(A \rightarrow B), (B \rightarrow C)\} \vdash (A \rightarrow C)$
vtt $\{(A \rightarrow B), (B \rightarrow C), A\} \vdash C$.

Posledný dôkaz nájdeme veľmi ľahko:

$$Y_1 = A \quad \text{predpoklad}$$

$$Y_2 = (A \rightarrow B) \quad \text{predpoklad}$$

$$Y_3 = B \quad \text{(MP) pre } Y_1 \text{ a } Y_2$$

$$Y_4 = (B \rightarrow C) \quad \text{predpoklad}$$

$$Y_5 = C \quad \text{(MP) pre } Y_3, Y_4$$

Podľa úvodnej úvahy teda $\{\} \vdash ((A \rightarrow B) \rightarrow ((B \rightarrow C) \rightarrow (A \rightarrow C)))$ (ale nevieme, ako tento dôkaz presne vyzerá).

Príklad 3.71. Ukážme $\{\} \vdash (\neg X \rightarrow (X \rightarrow Y))$ (pre ľubovoľné formuly X a Y).

$$Y_1 = (\neg X \rightarrow (\neg Y \rightarrow \neg X)) \quad \text{(A1) pre } A = \neg X, B = \neg Y$$

$$Y_2 = ((\neg Y \rightarrow \neg X) \rightarrow (X \rightarrow Y)) \quad \text{(A3) pre } A = Y, B = X$$

$$\vdots \quad \text{dôkaz z príkladu 3.70}$$

$$Y_n = (((\neg X \rightarrow (\neg Y \rightarrow \neg X)) \rightarrow ((\neg Y \rightarrow \neg X) \rightarrow (X \rightarrow Y))) \rightarrow (\neg X \rightarrow (X \rightarrow Y)))$$

$$Y_{n+1} = (((\neg Y \rightarrow \neg X) \rightarrow (X \rightarrow Y)) \rightarrow (\neg X \rightarrow (X \rightarrow Y))) \quad \text{(MP) pre } Y_1 \text{ a } Y_n$$

$$Y_{n+2} = (\neg X \rightarrow (X \rightarrow Y)) \quad \text{(MP) pre } Y_2 \text{ a } Y_{n+1}$$

Veta 3.72. *Pre každú množinu formúl S a každú formulu X platí:*

(korektnosť) *ak je X dokázateľná z S ($S \vdash X$), tak X výrokovologicky vyplýva z S ($S \models X$);*

(úplnosť) *ak X výrokovologicky vyplýva z S ($S \models X$), tak X je dokázateľná z S ($S \vdash X$).*

Korektnosť (angl. soundness) hilbertovského kalkulu vyplýva matematickou indukciou na dĺžku dôkazu z korektnosti pravidiel:

Ak S je množina výrokových formúl a

$$\frac{A_1 \quad \dots \quad A_n}{A}$$

je pravidlo (axióma alebo (MP)), potom ak A_1, \dots, A_n súčasne vyplývajú z S , tak aj A vyplýva z S .

Úplnosť (angl. completeness) je komplikovanejšia.

Vyskúšajte si V.1

Ukážte $\{\} \vdash (\neg\neg X \rightarrow X)$.

3.11. Tablový kalkul

Príklad 3.73. Je formula $X = (p \rightarrow (q \rightarrow (p \wedge q)))$ tautológia?

Dokážme tvrdenie sporom: Zoberme ľubovoľné ohodnotenie v a predpokladajme (1) $v \not\models (p \rightarrow (q \rightarrow (p \wedge q)))$.

Potom podľa definície spĺňania (2) $v \models p$ a (3) $v \not\models (q \rightarrow (p \wedge q))$, teda opäť podľa definície spĺňania (4) $v \models q$ a (5) $v \not\models (p \wedge q)$.

Z faktu (5) dostávame, že (6) $v \not\models p$ alebo (7) $v \not\models q$. Nevieme, ktorá z týchto možností platí pre v , ale môžeme ich predpokladať *nezávisle od seba*:

- Nech platí (6), teda $v \models p$. To je však v spore s faktom (2).
- Nech platí (7). To je v spore s faktom (4).

V oboch prípadoch sme dospeli k sporu a ďalšie možnosti nie sú.
Preto $v \models X$.

V.13 Dôkaz tautológie sporom

Príklad 3.74. Predchádzajúcu úvahu môžeme stručne zapísať, ak sa dohodneme, že:

- **FX** označuje, že v nespĺňa X ;
- **TX** označuje, že v spĺňa X ;
- ak z niektorého z predchádzajúcich faktov vyplýva priamo z definície spĺňania nový fakt, zapíšeme ho do ďalšieho riadka;
- ak z niektorého faktu vyplýva, že platí fakt F_1 alebo fakt F_2 , rozdělíme úvahu na dve nezávislé vetvy, pričom prvá začne faktom F_1 a druhá faktom F_2 ;
- ak nastane spor, pridáme riadok so symbolom $*$.

V.14 Dôkaz tautológie sporom

Príklad 3.75.

(1)			$F(p \rightarrow (q \rightarrow (p \wedge q)))$	
(2)			Tp	z (1)
(3)			$F(q \rightarrow (p \wedge q))$	z (1)
(4)			Tq	z (3)
(5)			$F(p \wedge q)$	z (3)
(6)	Fp	z (5)	(7) Fq	z (5)
	*	medzi (2) a (6)		* medzi (4) a (7)

Pozorovanie 3.76. *Nech v je ľubovoľné ohodnotenie výrokových premenných. Nech X a Y sú ľubovoľné formuly.*

1. T) *Ak v splňa $\neg X$, tak v nespĺňa X .*
F) *Ak v nespĺňa $\neg X$, tak v splňa X .*
2. T) *Ak v splňa $(X \wedge Y)$, tak v splňa X a v splňa Y .*
F) *Ak v nespĺňa $(X \wedge Y)$, tak v nespĺňa X alebo v nespĺňa Y .*
3. T) *Ak v splňa $(X \vee Y)$, tak v splňa X alebo v splňa Y .*
F) *Ak v nespĺňa $(X \vee Y)$, tak v nespĺňa X a v nespĺňa Y .*
4. T) *Ak v splňa $(X \rightarrow Y)$, tak v nespĺňa X alebo v splňa Y .*
F) *Ak v nespĺňa $(X \rightarrow Y)$, tak v splňa X a v nespĺňa Y .*

Definícia 3.77. *Nech X je formula výrokovej logiky. Postupnosti symbolov TX a FX nazývame označenými formulami.*

Definícia 3.78. *Nech v je ohodnotenie výrokových premenných a X je formula. Potom*

- *v splňa TX vtt v splňa X ;*
- *v splňa FX vtt v nespĺňa X .*

Dohoda

Pre označené formuly budeme používať veľké písmená zo začiatku a konca abecedy s horným indexom + a prípadne s dolnými indexmi, napr. A^+ , X_7^+ .

Pre množiny označených formúl budeme používať písmená S , T s horným indexom + a prípadne s dolnými indexmi, napr. S^+ , T_3^+ .

V.17 Tablové pravidlá

Podľa pozorovania 3.76 a definície 3.78 môžeme sformulovať pravidlá pre označené formuly:

α		β	
α_1		β_1	β_2
α_2			
$\frac{\mathbf{T}(X \wedge Y)}{\mathbf{TX}}$		$\frac{\mathbf{F}(X \wedge Y)}{\mathbf{FX} \mid \mathbf{FY}}$	$\frac{\mathbf{T}\neg X}{\mathbf{FX}}$
\mathbf{TY}			
$\frac{\mathbf{F}(X \vee Y)}{\mathbf{FX}}$		$\frac{\mathbf{T}(X \vee Y)}{\mathbf{TX} \mid \mathbf{TY}}$	$\frac{\mathbf{F}\neg X}{\mathbf{TX}}$
\mathbf{FY}			
$\frac{\mathbf{F}(X \rightarrow Y)}{\mathbf{TX}}$		$\frac{\mathbf{T}(X \rightarrow Y)}{\mathbf{FX} \mid \mathbf{TY}}$	
\mathbf{FY}			

V.18 Jednotný zápis označených formúl – α

Definícia 3.79 (Jednotný zápis označených formúl typu α).

Označená formula A^+ je typu α , ak má jeden z tvarov v ľavom stĺpci tabuľky pre nejaké formuly X a Y . Takéto formuly budeme označovať písmenom α ; α_1 bude označovať príslušnú označenú formulu zo stredného stĺpca a α_2 príslušnú formulu z pravého stĺpca.

α	α_1	α_2
$\mathbf{T}(X \wedge Y)$	\mathbf{TX}	\mathbf{TY}
$\mathbf{F}(X \vee Y)$	\mathbf{FX}	\mathbf{FY}
$\mathbf{F}(X \rightarrow Y)$	\mathbf{TX}	\mathbf{FY}
$\mathbf{T}\neg X$	\mathbf{FX}	\mathbf{FX}
$\mathbf{F}\neg X$	\mathbf{TX}	\mathbf{TX}

Pozorovanie 3.80 (Stručne vďaka jednotnému zápisu). *Nech v je ľubovoľné ohodnotenie výrokových premenných. Ak v spĺňa α , tak v spĺňa α_1 a v spĺňa α_2 .*

V.19 Jednotný zápis označených formúl – β

Definícia 3.81 (Jednotný zápis označených formúl typu β).

Označená formula B^+ je typu β , ak má jeden z tvarov v ľavom stĺpci tabuľky pre nejaké formuly X a Y . Takéto formuly budeme označovať písmenom β ; β_1 bude označovať príslušnú označenú formulu zo stredného stĺpca a β_2 príslušnú formulu z pravého stĺpca.

β	β_1	β_2
$F(X \wedge Y)$	FX	FY
$T(X \vee Y)$	TX	TY
$T(X \rightarrow Y)$	FX	TY

Pozorovanie 3.82 (Stručne vďaka jednotnému zápisu). *Nech v je ľubovoľné ohodnotenie výrokových premenných. Ak v spĺňa β , tak v spĺňa β_1 alebo v spĺňa β_2 .*

V.20 Tablo pre množinu označených formúl

Definícia 3.83. *Analytické tablo pre množinu označených formúl S^+ (skrátene tablo pre S^+) je binárny strom, ktorého vrcholy obsahujú označené formuly a ktorý je skonštruovaný podľa nasledovných rekurzívnych pravidiel:*

- Strom s jediným vrcholom (koreňom) obsahujúcim niektorú označenú formulu A^+ z S^+ je tablom pre S^+ .
- Nech \mathcal{T} je tablo pre S^+ a y je nejaký jeho list. Potom tablom pre S^+ je aj každé *priame rozšírenie* \mathcal{T} ktoroukoľvek z operácií:
 - A: Ak sa na vetve π_y (ceste z koreňa do y) vyskytuje nejaká označená formula α , tak ako jediné dieťa y pripojíme nový vrchol obsahujúci α_1 alebo α_2 .
 - B: Ak sa na vetve π_y vyskytuje nejaká označená formula β , tak ako deti y pripojíme dva nové vrcholy, pričom ľavé dieťa bude obsahovať β_1 a pravé β_2 .
 - Ax: Ako jediné dieťa y pripojíme nový vrchol obsahujúci ľubovoľnú označenú formulu $A^+ \in S^+$.

Nižšie iné nie je tablom pre S^+ .

Definícia 3.84. *Vetvou* tabla \mathcal{T} je každá cesta od koreňa \mathcal{T} k niektorému listu \mathcal{T} .

Označená formula X^+ sa vyskytuje na vetve π v \mathcal{T} vtt sa nachádza v niektorom vrchole na π .

Definícia 3.85. Vetva π tabla \mathcal{T} je *uzavretá* vtt obsahuje označené formuly \mathbf{FX} a \mathbf{TX} pre nejakú formulu X . Inak je π *otvorená*.

Tablo \mathcal{T} je *uzavreté* vtt každá jeho vetva je uzavretá. Naopak, \mathcal{T} je *otvorené* vtt aspoň jedna jeho vetva je otvorená.

3.11.1. Korektnosť

Veta 3.86 (Korektnosť tablového kalkulu). *Nech S^+ je množina označených formúl a \mathcal{T} je uzavreté tablo pre S^+ . Potom je množina S^+ nesplniteľná.*

Dôsledok 3.87. *Nech S je množina formúl a X je formula. Ak existuje uzavreté tablo pre $\{\mathbf{TA} \mid A \in S\} \cup \{\mathbf{FX}\}$ (skr. $S \vdash X$), tak X vyplýva z S ($S \models X$).*

Pozorovanie 3.88. *Formula X je tautológia vtt \mathbf{FX} je nesplniteľná.*

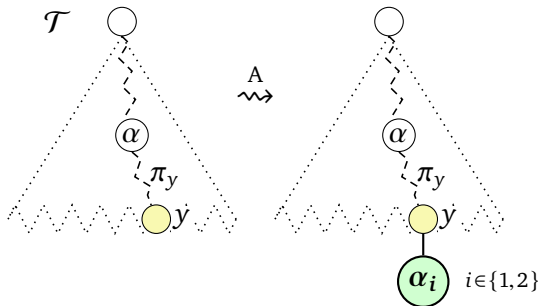
Dôsledok 3.89. *Nech X je formula a existuje uzavreté tablo pre $\{\mathbf{FX}\}$ (skr. $\vdash X$). Potom X je tautológia ($\models X$).*

VI. prednáška

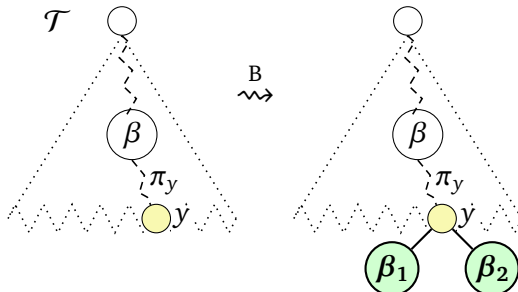
Korektnosť a úplnosť tablového kalkulu

27. marca 2017

VI.1 Tablá, tablové pravidlá, operácie rozšírenia



α	α	α_1	α_2
α_1	$\mathbf{T}(X \wedge Y)$	\mathbf{TX}	\mathbf{TY}
α_2	$\mathbf{F}(X \vee Y)$	\mathbf{FX}	\mathbf{FY}
	$\mathbf{F}(X \rightarrow Y)$	\mathbf{TX}	\mathbf{FY}
	$\mathbf{T}\neg X$	\mathbf{FX}	\mathbf{FX}
	$\mathbf{F}\neg X$	\mathbf{TX}	\mathbf{TX}



β	β	β_1	β_2
$\beta_1 \mid \beta_2$	$\mathbf{F}(X \wedge Y)$	\mathbf{FX}	\mathbf{FY}
	$\mathbf{T}(X \vee Y)$	\mathbf{TX}	\mathbf{TY}
	$\mathbf{T}(X \rightarrow Y)$	\mathbf{FX}	\mathbf{TY}

y je list v table \mathcal{T} , π_y je cesta od koreňa k y

VI.2 Korektnosť – dôkaz

Definícia 3.90. Nech S^+ je množina označených formúl, nech \mathcal{T} je tablo pre S^+ a v je ohodnotenie množiny výrokových premenných.

Hovoríme, že v *spĺňa vetvu* π v table \mathcal{T} vtt v spĺňa všetky označené formuly obsiahnuté vo vrcholoch na vetve π .

Hovoríme, že v *spĺňa tablo* \mathcal{T} , ak spĺňa niektorú jeho vetvu.

Lema 3.91 (K1). *Nech S^+ je množina označených formúl, nech \mathcal{T} je tablo pre S^+ a v je ohodnotenie množiny výrokových premenných. Ak v spĺňa S^+ a v spĺňa \mathcal{T} , tak v spĺňa aj každé priame rozšírenie \mathcal{T} .*

Dôkaz lemy K1. Nech S^+ je množina označených formúl, nech \mathcal{T} je tablo pre S^+ a v je ohodnotenie množiny výrokových premenných. Nech $v \models S^+$. Nech v spĺňa \mathcal{T} a v ňom vetvu π . Nech \mathcal{T}_1 je rozšírenie \mathcal{T} . Nastáva jeden z prípadov:

- \mathcal{T}_1 vzniklo z \mathcal{T} operáciou A, pridaním nového dieťaťa z nejakému listu y v \mathcal{T} , pričom z obsahuje α_1 alebo α_2 pre nejakú formulu α na vetve π_y . Ak $\pi \neq \pi_y$, tak \mathcal{T}_1 obsahuje π a teda je splnené. Ak $\pi = \pi_y$, tak v spĺňa aj α , pretože spĺňa π . Potom v musí spĺňať aj α_1 a α_2 . Spĺňa teda vetvu π_z v table \mathcal{T}_1 , ktorá rozširuje splnenú vetvu π o vrchol z obsahujúci splnenú ozn. formulu α_1 alebo α_2 . Preto v spĺňa tablo \mathcal{T}_1 .
- \mathcal{T}_1 vzniklo z \mathcal{T} operáciou B, pridaním detí z_1 a z_2 nejakému listu y v \mathcal{T} , pričom z_1 obsahuje β_1 a z_2 obsahuje β_2 pre nejakú formulu β na vetve π_y . Ak $\pi \neq \pi_y$, tak \mathcal{T}_1 obsahuje π a teda je splnené. Ak $\pi = \pi_y$, tak v spĺňa aj β , pretože spĺňa π . Potom ale v musí spĺňať aj β_1 alebo β_2 . Ak v spĺňa β_1 , tak spĺňa aj vetvu π_{z_1} v table \mathcal{T}_1 , a preto v spĺňa tablo \mathcal{T}_1 . Ak v spĺňa β_2 , spĺňa aj π_{z_2} , a teda aj \mathcal{T}_1 .
- \mathcal{T}_1 vzniklo z \mathcal{T} operáciou Ax, pridaním nového dieťaťa z nejakému listu y v \mathcal{T} , pričom z obsahuje formulu $X^+ \in S^+$. Ak $\pi \neq \pi_y$, tak \mathcal{T}_1 obsahuje π a teda je splnené. Ak $\pi = \pi_y$, tak v spĺňa vetvu π_z v table \mathcal{T}_1 , pretože je rozšírením splnenej vetvy π o vrchol z obsahujúci splnenú formulu X (pretože $v \models S^+$). Preto v spĺňa tablo \mathcal{T}_1 . \square

VI.4 Korektnosť – dôkaz

Lema 3.92 (K2). *Nech S^+ je množina označených formúl, nech \mathcal{T} je tablo pre S^+ a v je ohodnotenie. Ak v spĺňa S^+ , tak v spĺňa \mathcal{T} .*

Dôkaz lemy K2. Nech S^+ je množina označených formúl, nech v je ohodnotenie a nech $v \models S^+$. Úplnou indukciou na počet vrcholov tabla \mathcal{T} dokážeme, že v spĺňa každé tablo \mathcal{T} pre S^+ .

Ak má \mathcal{T} jediný vrchol, tento vrchol obsahuje formulu $X^+ \in S^+$, ktorá je splnená pri v . Preto je splnená jediná vetva v \mathcal{T} , teda aj \mathcal{T} .

Ak \mathcal{T} má viac ako jeden vrchol, je priamym rozšírením nejakého tabla \mathcal{T}_0 , ktoré má o 1 alebo o 2 vrcholy menej ako \mathcal{T} . Podľa indukčného predpokladu teda v splňa \mathcal{T}_0 . Podľa predchádzajúcej lemy potom v splňa aj \mathcal{T} . \square

VII. prednáška

Úplnosť tabiel, korektné pravidlá Výroková rezolvencia

3. apríla 2017

VII.1 Korektnosť – dôkaz

Dôkaz vety o korektnosti. Sporom: Nech S^+ je množina označených formúl a \mathcal{T} je uzavreté tablo pre S^+ . Nech v je ohodnotenie, ktoré spĺňa S^+ . Potom podľa lemy K2 v spĺňa tablo \mathcal{T} , teda v spĺňa niektorú vetvu π v \mathcal{T} . Pretože \mathcal{T} je uzavreté, aj vetva π je uzavretá, teda π obsahuje označené formuly **TX** a **FX** pre nejakú formulu X . Ale $v \models \mathbf{TX}$ vtt $v \models X$ a $v \models \mathbf{FX}$ vtt $v \not\models X$, čo je spor. \square

3.11.2. Tablový dôkaz splniteľnosti

VII.2 Otvorené tablo a splniteľnosť

Čo ak nevieme nájsť uzavreté tablo pre nejakú množinu ozn. formúl?

Definícia 3.93 (Úplná vetva a úplné tablo). Nech S^+ je množina označených formúl a \mathcal{T} je tablo pre S^+ .

Vetva π v table \mathcal{T} je *úplná* vtt má všetky nasledujúce vlastnosti:

- pre každú ozn. formulu α , ktorá sa vyskytuje na π , sa aj obidve α_1 a α_2 vyskytujú na π ,
- pre každú ozn. formulu β , ktorá sa vyskytuje na π , sa aspoň jedna z ozn. formúl β_1 alebo β_2 vyskytuje na π .
- každá $X^+ \in S^+$ sa vyskytuje na π .

Tablo \mathcal{T} je *úplné* vtt každá vetva je buď úplná alebo uzavretá.

Príklad 3.94. Vybudujme úplné tablo pre \mathbf{FX} , kde $X = (((p \vee q) \wedge (r \vee p)) \rightarrow (p \wedge (q \vee r)))$.

Nech tablové pravidlá použijeme v akomkoľvek poradí, nepodarí sa nám nájsť uzavreté tablo.

Navyše z tabla, v ktorom sme v každej vetve aplikovali všetky aplikovateľné pravidlá, vieme vytvoriť ohodnotenie v tak, že zoberieme niektorú otvorenú vetvu π a pre každú výrokovú premennú p

- ak sa v π nachádza \mathbf{Tp} , definujeme $v(p) = t$;
- ak sa v π nachádza \mathbf{Fp} , definujeme $v(p) = f$;
- inak definujeme $v(p)$ ľubovoľne.

Lema 3.95 (o existencii úplného tabla). *Nech S^+ je konečná množina označených formúl. Potom existuje úplné tablo pre S^+ .*

Dôkaz. Vybudujme tablo \mathcal{T}_0 pre S^+ tak, že do koreňa vložíme niektorú formulu z S^+ a opakovaním operácie \mathbf{Ax} postupne doplníme ostatné. Potom tablo postupne rozširujeme tak, že vyberieme ľubovoľný list y tabla \mathcal{T}_i , ktorého vetva π_y je otvorená a nie je úplná. Potom nastane aspoň jedna z možností:

- Na π_y sa nachádza nejaká formula α , ale nenachádza sa niektorá z formúl α_1 a α_2 .
- Na π_y sa nachádza nejaká formula β , ale nenachádza sa ani jedna z formúl β_1 a β_2 .

Ak platí prvá alebo obe možnosti, aplikujeme operáciu \mathbf{A} . Ak platí druhá možnosť, aplikujeme operáciu \mathbf{B} . Získame tablo \mathcal{T}_{i+1} , s ktorým proces opakujeme.

Tento proces po konečnom počte krokov (prečo?) vytvorí nejaké tablo \mathcal{T}_n , v ktorom už neexistuje vetva, ktorá by bola otvorená a nebola úplná. Teda každá vetva v \mathcal{T}_n je buď uzavretá alebo úplná, čiže \mathcal{T}_n je úplné. \square

3.11.3. Hintikkova lema

VII.4 Nadol nasýtené množiny a Hintikkova lemma

Definícia 3.96. Množina označených formúl S^+ sa nazýva *nadol nasýtená* vtt platí:

(H₀) $\forall S^+$ sa nevyskytujú naraz \mathbf{Tp} a \mathbf{Fp} pre žiadnu výrokovú premennú p ;

(H₁) ak $\alpha \in S^+$, tak $\alpha_1 \in S^+$ a $\alpha_2 \in S^+$;

(H₂) ak $\beta \in S^+$, tak $\beta_1 \in S^+$ alebo $\beta_2 \in S^+$.

Pozorovanie 3.97. *Nech π je úplná otvorená vetva nejakého tabla \mathcal{T} . Potom množina všetkých formúl na π je nadol nasýtená.*

Lema 3.98 (Hintikkova). *Každá nadol nasýtená množina S^+ je splniteľná.*

Dôkaz Hintikkovej lemy. Chceme vytvoriť ohodnotenie v , ktoré splní všetky formuly z S^+ . Definujme v pre každú výrokovú premennú p takto:

- ak $\mathbf{Tp} \in S^+$: $v(p) = t$,
- ak $\mathbf{Fp} \in S^+$: $v(p) = f$,
- ak ani \mathbf{Tp} ani \mathbf{Fp} nie sú v S^+ , tak $v(p) = t$.

v je korektne definované vďaka H₀.

Indukciou na stupeň formuly dokážeme, že v spĺňa všetky formuly z S^+ :

- v očividne spĺňa všetky označené výrokové premenné z S^+ .
- $X^+ \in S^+$ je buď α alebo β :
 - Ak X^+ je α , potom obidve $\alpha_1, \alpha_2 \in S^+$ (H₁), sú nižšieho stupňa X^+ , a teda podľa indukčného predpokladu sú splnené pri v , preto v spĺňa aj α (podľa pozorovania 3.80).
 - Ak X^+ je β , potom aspoň jedna z β_1, β_2 je v S^+ (H₂). Nech je to ktorákolvek, je nižšieho stupňa ako X^+ , teda podľa IP ju v spĺňa, a preto v spĺňa β (podľa pozorovania 3.82). \square

3.11.4. Úplnosť

VII.6 Úplnosť

Úplnosť kalkulu neformálne znamená, že je dostatočne silný, aby sa v ňom dali dokázať všetky dôsledky teórií.

Veta 3.99 (o úplnosti). *Nech S^+ je konečná nespĺniteľná množina označených formúl. Potom existuje uzavreté tablo pre S^+ .*

Dôsledok 3.100. *Nech S je konečná teória a X je formula. Ak $S \models X$, tak $S \vdash X$.*

Dôsledok 3.101. *Nech X je formula. Ak $\models X$, tak $\vdash X$.*

Úplnosť platí aj pre nekonečné množiny, ale dôkaz je ťažší.

VII.7 Úplnosť – dôkaz

Dôkaz vety o úplnosti. Zoberme ľubovoľnú konečnú nespĺniteľnú množinu označených formúl S^+ .

Podľa lemy o existencii úplného tabla vieme pre S^+ nájsť úplné tablo \mathcal{T} , teda také, že každá vetva je buď uzavretá alebo úplná.

Ak by niektorá vetva bola otvorená, potom musí byť úplná, a teda naďol uzavretá. Podľa Hintikkovej lemy by bola splniteľná. Pretože obsahuje všetky formuly z S^+ , bola by aj S^+ splniteľná, čo je spor s nespĺniteľnosťou S^+ .

Preto musia byť všetky vetvy tabla \mathcal{T} uzavreté. □

3.11.5. Nové korektné pravidlá

VII.8 Ingrediencie korektnosti a úplnosti tabiel

Všimnite si:

- Na dokázanie korektnosti tablového kalkulu stačilo, aby mali pravidlá vlastnosť:

Nech v je ohodnotenie. Ak v spĺňa premisu (a množinu S^+), tak spĺňa oba (α) závery/aspoň jeden (β) záver.

- Vďaka tejto vlastnosti zo splniteľnej množiny S^+ skonštruujeme iba splniteľné tablá.
- Netreba opačnú implikáciu (ak v spĺňa oba/jeden záver, tak spĺňa premisu).
- Na dôkaz úplnosti stačili pravidlá (Ax) , α , β , pretože stačia na vybudovanie úplného tabla.

VII.9 Nové pravidlo

Čo sa stane, ak pridáme nové pravidlo, napr.

$$\frac{\mathbf{T}(A \vee B) \quad \mathbf{FA}}{\mathbf{TB}} \quad (\vee_1) \quad ?$$

Upravíme definíciu priameho rozšírenia:

Úprava definície 3.83

(...) Nech \mathcal{T} je tablo pre S^+ a y je nejaký jeho list. Potom tablom pre S^+ je aj každé *priame rozšírenie* \mathcal{T} ktoroukoľvek z operácií:

A: ...

\vdots

\vee_1 : Ak sa na vetve π_y nachádzajú *obe* formuly $\mathbf{T}(A \vee B)$ a \mathbf{FA} , tak ako jediné dieťa y pripojíme nový vrchol obsahujúci \mathbf{TB} .

VII.10 Nové pravidlo vs. korektnosť a úplnosť

- Pravidlo (\vee_1) je *korektné*:

Nech v je ľubovoľné ohodnotenie. Ak v spĺňa $\mathbf{T}(A \vee B)$ a \mathbf{FA} , tak v spĺňa \mathbf{TB} .

Keďže v spĺňa $\mathbf{T}(A \vee B)$, v spĺňa A alebo v spĺňa B . Pretože ale v spĺňa \mathbf{FA} , nespĺňa A . Takže v musí spĺňať B .

- Preto stále dokážeme lemu K1 (3.91):

Nech S^+ je množina označených formúl, nech \mathcal{T} je tablo pre S^+ a v je ohodnotenie množiny výrokových premenných. Ak v spĺňa S^+ a v spĺňa \mathcal{T} , tak v spĺňa aj každé priame rozšírenie \mathcal{T} .

Z nej dokážeme K2 a vetu o korektnosti

- Pridanie pravidla neohrozuje úplnosť (doterajšími pravidlami stále vybudujeme úplné tablo).

VII.11 Nové pravidlá vo všeobecnosti

Definícia 3.102 (Tablové pravidlo a jeho korektnosť). *Tablové pravidlo* je množina dvojíc zapisovaných:

$$\frac{P_1^+ \quad \dots \quad P_n^+}{C_1^+ \mid \dots \mid C_k^+} \quad (R)$$

tvorených n -ticou (označených) formúl, ktoré nazývame *premisy*, a k -ticou (označených) formúl, ktoré nazývame *závery*, pričom $n \geq 0$ a $k > 0$.

Tablové pravidlo je *korektné* (tiež *zdravé* z angl. *sound*) vtt pre každé ohodnotenie výrokových premenných v platí, že ak v spĺňa *všetky* premisy P_1^+, \dots, P_n^+ , tak v spĺňa *niektorý* záver C_1^+, \dots, C_k^+ .

VII.12 Nové pravidlá vo všeobecnosti

Úprava definície 3.83

(...)

- ...
- Nech \mathcal{T} je tablo pre S^+ a y je nejaký jeho list. Potom tablom pre S^+ je aj každé *priame rozšírenie* \mathcal{T} ktoroukoľvek z operácií:
 \vdots
- R: Ak sa na vetve π_y nachádzajú *všetky* premisy P_1^+, \dots, P_n^+ , tak k uzlu y pripojíme k nových vrcholov obsahujúcich postupne závery C_1^+, \dots, C_k^+ .

3.12. Rezolvenca vo výrokovkej logike

VII.13 Tranzitivita implikácie

Vráťme sa k neoznačeným formulám.

Je nasledujúce pravidlo korektné?

$$\frac{(A \rightarrow B) \quad (B \rightarrow C)}{(A \rightarrow C)}$$

Nahradíme implikácie disjunkciami:

$$\frac{(\neg A \vee B) \quad (\neg B \vee C)}{(\neg A \vee C)}$$

VII.14 Rezolvenca

Predchádzajúce pravidlo sa dá zovšeobecniť na ľubovoľné dvojice klauzúl:

Definícia 3.103. *Rezolvenčný princíp (rezolvenca, angl. resolution principle) je pravidlo*

$$\frac{(k_1 \vee \dots \vee p \vee \dots \vee k_m) \quad (\ell_1 \vee \dots \vee \neg p \vee \dots \vee \ell_n)}{(k_1 \vee \dots \vee k_m \vee \ell_1 \vee \dots \vee \ell_n)}$$

pre ľubovoľnú výrokovú premennú p a ľubovoľné literály $k_1, \dots, k_m, \ell_1, \dots, \ell_n$.

Klauzulu $(k_1 \vee \dots \vee k_m \vee \ell_1 \vee \dots \vee \ell_n)$ nazývame *rezolventou* klauzúl $(k_1 \vee \dots \vee p \vee \dots \vee k_m)$ a $(\ell_1 \vee \dots \vee \neg p \vee \dots \vee \ell_n)$.

VII.15 Špeciálne prípady rezolvencie

Viacero pravidiel sa dá chápať ako špeciálne prípady rezolvencie:

$$\begin{array}{lll} \frac{(\neg p \vee q) \quad (\neg q \vee r)}{(\neg p \vee r)} & \frac{(p \rightarrow q) \quad (q \rightarrow r)}{(p \rightarrow r)} & (\text{tranzitivita } \rightarrow) \\ \frac{(\neg p \vee \ell) \quad p}{\ell} & \frac{(p \rightarrow \ell) \quad p}{\ell} & (\text{modus ponens}) \\ \frac{(\neg p \vee q) \quad \neg q}{\neg p} & \frac{(p \rightarrow q) \quad \neg q}{\neg p} & (\text{modus tolens}) \end{array}$$

Rezolventa je logickým dôsledkom množiny obsahujúcej obe premisy.

- Rezolvenca s jednotkovou klauzulou skráti druhú klauzulu:

$$\frac{(p \vee q \vee \neg r) \quad \neg q}{(p \vee \neg r)}$$

- Ak rezolvenca odvodí **prázdnu klauzulu**

$$\frac{\neg p \quad p}{\square},$$

premisy **nie sú súčasne splniteľné**

- Nie každý logický dôsledok sa dá odvodiť rezolvenciou: $\{p, q\} \models (p \vee q)$
- Niektoré dvojice klauzúl možno rezolvovať na viacerých literáloch, ale je **nekorektné urobiť to naraz**:

$$\frac{(\neg p \vee q) \quad (p \vee \neg q)}{(q \vee \neg q)} \quad \frac{(\neg p \vee q) \quad (p \vee \neg q)}{(\neg p \vee p)} \quad \frac{(\neg p \vee q) \quad (p \vee \neg q)}{\square}$$

- Opakovaným aplikovaním rezolvencie môžeme odvodzovať ďalšie dôsledky

Príklad 3.104. Z množiny $S = \{(\neg p \vee r), (\neg q \vee r), (p \vee q)\}$ odvodíme $(r \vee r)$:

- (1) $(\neg p \vee r)$ predpoklad z S
- (2) $(\neg q \vee r)$ predpoklad z S
- (3) $(p \vee q)$ predpoklad z S
- (4) $(r \vee q)$ rezolventa (1) a (2)
- (5) $(r \vee r)$ rezolventa (2) a (4)

- Klausula $(r \vee r)$ je evidentne ekvivalentná s r ; r sa ale z množiny S iba rezolvenčnou odvodíť nedá
- Preto potrebujeme ešte *pravidlo idempotencie*:

$$\frac{(k_1 \vee \dots \vee \ell \vee \dots \vee \ell \vee \dots \vee k_n)}{(k_1 \vee \ell \vee \dots \vee k_n)}$$

VII.18 Rezolvenčné odvodenie a zamietnutie

Definícia 3.105. *Rezolvenčné odvodenie* z množiny klauzúl S je každá (aj nekonečná) postupnosť klauzúl $C_1, C_2, \dots, C_n, \dots$, ktorej každý člen C_i je:

- prvkom S ,
- rezolventou dvoch predchádzajúcich klauzúl C_j a C_k , t.j., $j < i$ a $k < i$,
- záverom pravidla idempotencie pre nejakú predchádzajúcu klauzulu C_j , $j < i$.

Zamietnutím (angl. *refutation*) množiny klauzúl S je konečné rezolvenčné odvodenie, ktorého posledným prvkom je prázdna klauzula \square .

VII.19 Korektnosť a úplnosť rezolvenčie

Veta 3.106 (Korektnosť rezolvenčie). *Nech S je množina klauzúl. Ak existuje zamietnutie S , tak S je nesplniteľná.*

Veta 3.107 (Úplnosť rezolvenčie). *Nech S je množina klauzúl. Ak S je nesplniteľná, tak existuje zamietnutie S .*

Literatúra

Christos H. Papadimitriou. *Computational complexity*. Addison-Wesley, 1994. ISBN 978-0-201-53082-7.

Raymond M. Smullyan. *Logika prvého rádu*. Alfa, 1979. Z angl. orig. *First-Order Logic*, Berlin-Heidelberg: Springer-Verlag, 1968 preložil Svätoslav Mathé.

Vítězslav Švejdar. *Logika: neúplnosť, složitost, nutnosť*. Academia, 2002. Prístupné aj na <http://www1.cuni.cz/~svejdar/book/LogikaSve2002.pdf>.